

Kooperatives Forwarding in drahtlosen Maschennetzen

DISSERTATION

zur Erlangung des akademischen Grades
doctor rerum naturalium
(Dr. rer. nat.)
im Fach Informatik

eingereicht an der
Mathematisch-Naturwissenschaftlichen Fakultät II
Humboldt-Universität zu Berlin

von
Herr Dipl.-Inf. Anatolij Zubow
geboren am 22.04.1978 in Simferopol (Krim)

Präsident der Humboldt-Universität zu Berlin:
Prof. Dr. Christoph Marksches

Dekan der Mathematisch-Naturwissenschaftlichen Fakultät II:
Prof. Dr. Peter Frensch

Gutachter:

1. Prof. Dr. Jens-Peter Redlich
2. Prof. Dr. Adam Wolisz
3. Prof. Dr. Mesut Güneş

eingereicht am: 4. Mai 2009
Tag der mündlichen Prüfung: 18. Juni 2009

Abstract

Wireless multi-hop mesh networks gain an increasingly important function at the construction of sensor and community networks. However, the results of the known protocols concerning their throughput and latency are only unsatisfying.

In this work practical protocols are introduced for spontaneous wireless multi-hop mesh networks which contemplate the wireless system integrally and therefore take into account particular features of the wireless medium, like fading, interference as well as strong signal attenuation due to distance or obstacles. Interference is one of the main causes for packet loss. Throughput and latency can be improved by the simultaneous use of several non-interfering channels.

In sensor or community networks inexpensive and energy-saving hardware is used. Additional antennas or radios are impossible therefore; on the other hand future wireless networks will show a 100 times higher node density in comparison with today's networks, however. By the usage of the resource user (multi-user diversity), that is inherently present in the system virtual multi-antennas and multi-radio systems can be built up by cooperation. Firstly, a high spatial diversity can be achieved due to the large distance between the nodes and secondly, negative effects like interference can be minimized between neighboring channels.

Algorithms are introduced both for medium access and routing layer. Since a special physical layer is not required IEEE 802.11 can be used. These days already available IEEE 802.11 hardware, which allows a channel switching time in milliseconds, is finally usable.

The two protocols introduced here are suitable for environments with a high or low interference caused by foreign WiFi networks. Regarding their performance modern protocols like DSR based on IEEE 802.11 and ETX metric are surpassed by far. Moreover, the latency is small and the TCP/IP protocol can be used in its unchanged form.

Keywords:

wireless multi-hop mesh networks, cooperative packet forwarding, opportunistic routing, multi-channel protocol

Zusammenfassung

Für den Aufbau von Sensor- bzw. Community-Netzen sind drahtlose Multi-Hop Maschennetze von großer Bedeutung, allerdings liefern die konventionellen Protokolle hinsichtlich Durchsatz und Latenz nur unbefriedigende Ergebnisse.

In der vorliegenden Arbeit werden praktische Protokolle für spontane drahtlose Multi-Hop Maschennetze vorgestellt, diese betrachten das drahtlose System ganzheitlich und berücksichtigen damit die Besonderheiten des drahtlosen Mediums, wie Fading, Interferenz sowie starke Signaldämpfung aufgrund von Entfernung bzw. Hindernissen. Interferenz ist eine Hauptursache für Paketverlust, Durchsatz und Latenz können durch die gleichzeitige Verwendung mehrerer interferenzfreier Kanäle verbessert werden.

In Sensor- bzw. Community-Netzen kommt preiswerte und energiesparende Hardware zum Einsatz, die Verwendung zusätzlicher Antennen bzw. Radios ist deshalb nicht möglich. Andererseits werden aber zukünftige drahtlose Netze eine 100-mal höhere Knotendichte, verglichen mit heutigen Netzen, zeigen. Durch die Ausnutzung der im System inhärent vorliegenden Ressource Nutzer (Multi-User Diversität) werden durch Kooperation virtuelle Multi-Antennen und Multi-Radiosysteme aufgebaut. Aufgrund des großen Abstands zwischen den Knoten erreicht man erstens eine hohe räumliche Diversität und zweitens lassen sich damit auch negative Effekte, wie Interferenz zwischen benachbarten Kanälen, minimieren.

Es werden Algorithmen sowohl für die Mediumzugriff- als auch die Routing-Schicht vorgestellt. Da keine spezielle physikalische Schicht notwendig ist, kann IEEE 802.11 verwendet werden. Schließlich kann auch auf die bereits heute verfügbare IEEE 802.11 Hardware, die nur eine Kanalumschaltzeit im Millisekundenbereich erlaubt, zurückgegriffen werden.

Die zwei vorgestellten Protokolle eignen sich für Umgebungen mit hoher bzw. geringer Interferenz durch fremde WiFi-Netze. Bezüglich Durchsatz werden moderne Protokolle, wie DSR auf Basis von IEEE 802.11 und ETX-Metrik, um ein Vielfaches übertroffen, außerdem ist die Latenz klein und das TCP/IP-Protokoll kann unverändert verwendet werden.

Schlagwörter:

drahtlose Multi-Hop Maschennetze, kooperatives Weiterleiten von Paketen, opportunistisches Routing, Mehrkanalprotokoll

Vorwort

Die vorliegende Arbeit ist das Ergebnis meiner wissenschaftlichen Tätigkeit am Institut für Informatik an der Humboldt-Universität zu Berlin. Im Herbst 2004 startete ich meine berufliche Laufbahn an einem Lehrstuhl, der sich aufgrund der Berufung eines neuen Professors gerade erst im Aufbau befand. So ergab es sich, dass ich schon früh, zusammen mit Studenten, mit dem Aufbau einer Testumgebung, dem Berlin Roof Net Maschennetz in Berlin Adlershof, beginnen und meine ersten Erkenntnisse sammeln konnte. Mein Augenmerk richtete sich auf Besonderheiten von drahtlosen Maschennetzen, die in der Kooperation zwischen den teilnehmenden Geräten zu suchen waren; später wurde dieses Thema zum Schwerpunkt in meiner Dissertationsarbeit. Neben meiner Lehrtätigkeit am Institut war ich an Arbeiten mit der Industrie beteiligt, z. B. an einem Verbundprojekt zwischen NEC Network Laboratories und den Deutsche Telekom Laboratories. Diese Zusammenarbeit war für mich sehr wertvoll, auch konnte ich interessante Menschen kennenlernen.

Zum Schluss möchte ich einigen Menschen, die nicht unwesentlich zum Gelingen meiner Arbeit beigetragen haben, danken. Da wäre an erster Stelle meine Lebensgefährtin Silke, sie hat mich während der ganzen Zeit unterstützt, gefolgt von unserem gemeinsamen Sohn Albert. In der Elternzeit, ich war 6 Monate mit ihm zu Hause, gab er mir von Zeit zu Zeit die Chance, mich der Dissertation zu widmen; auch möchte ich sein bezauberndes Lächeln nicht unerwähnt lassen, das mir immer wieder Kraft zum Weiterarbeiten gab. Ferner bedanke ich mich bei meinen Eltern für Ihre Mühe beim Korrekturlesen der Arbeit. Mein besonderer Dank geht an meinen Betreuer Prof. Jens-Peter Redlich, der mir die für die Forschung notwendigen Freiräume gewährte und mich bei meinen Untersuchungen unterstützte. Mit Mathias Kurth habe ich viele wissenschaftliche Diskussionen geführt und gemeinsame Arbeiten veröffentlicht, danke. Ein Dankeschön auch an die Kollegen, mit denen ich Konferenzbeiträge geschrieben habe, ebenso an meine Studenten, insbesondere Jens Müller, Mathias Jeschke und Robert Sombrutzki, für die große Unterstützung beim Aufbau des Berlin RoofNet. Schließlich bedanke ich mich bei den Professoren Dr. Adam Wolisz und Dr. Mesut Günes für die konstruktiven Anregungen und die wohlwollende Betreuung.

Inhaltsverzeichnis

1	Einleitung	1
1.1	Beitrag der Arbeit	2
1.2	Aufbau der Arbeit	4
1.3	Terminologie	5
I	Drahtlose Maschennetze	7
2	Ein-Hop Kommunikation	9
2.1	Der drahtlose Kanal	10
2.1.1	Einflussfaktoren	10
2.1.2	Pfadverluste im großen Umfang	12
2.1.3	Pfadverluste im mittleren Umfang	15
2.1.4	Pfadverluste im kleinen Umfang	16
2.1.5	Schlussfolgerungen	17
2.2	Punkt-zu-Punkt-Kommunikation	19
2.2.1	Signalkodierung	19
2.2.2	Diversität	20
2.3	Mehrnutzer-Kommunikation	23
2.3.1	Radiospektrum	25
2.3.2	Mehrnutzerzugriff und Interferenz	26
2.3.3	Multi-User Diversität	26
2.3.4	Interferenz-Bereich	30
2.3.5	Verwendung mehrerer Kanäle	31
3	Multi-Hop Kommunikation	35
3.1	Theorie	35
3.1.1	Klassifikation	36
3.1.2	Konventionelles Relaying	36
3.1.3	Kooperatives Relaying	37
3.1.4	Praktische Einschränkungen	37
3.1.5	Räumliche Diversität durch Kooperation	38
3.1.6	Kanal-Diversität (<i>channel diversity</i>)	39
3.1.7	Literatur	40
3.1.8	Zusammenfassung	40
3.2	Praktische Anwendung	41
3.2.1	Mediumzugriffsverfahren	41
3.2.2	Routing	47
3.3	Anwendungsgebiete	50

3.3.1	Community-Netze	51
3.3.2	Sensor-Netze	54
II	Multi-Channel Opportunistic Routing	57
4	Einleitung	59
4.1	Einsatzgebiete	59
4.2	Angewandte Konzepte	60
4.2.1	Virtuelles Multi-Antennensystem	60
4.2.2	Virtuelles Multi-Radiosystem	62
4.3	Literatur	62
4.3.1	Anwendung der Multi-User Diversität	62
4.3.2	Verwendung mehrerer Kanäle	73
4.3.3	Verwendung mehrerer Bitraten	78
4.4	Multi-Channel Extreme Opportunistic Routing	79
4.4.1	Opportunistische Komponente	79
4.4.2	Multi-Kanal Komponente	80
4.5	Multi-Channel Hybrid Opportunistic Routing	81
4.5.1	Routing	82
4.5.2	Mediumzugriff	82
4.5.3	Vergleich von MCHOR mit MCEXOR	83
5	Vertiefende Betrachtungen	85
5.1	Verwendung mehrerer Kanäle	85
5.1.1	Beispiel	86
5.1.2	Auswahl des Heimatkanals	86
5.2	Routing	92
5.2.1	Auffinden von Nachbarknoten	93
5.2.2	Routensuche	94
5.2.3	Paketweiterleitung (Forwarding)	97
5.2.4	Besonderheiten	116
5.3	Mediumzugriff	122
5.3.1	Slotted-Ack	123
5.3.2	Komprimiertes Slotted-Ack	124
5.3.3	Mediumzugriff in MCHOR und MCEXOR	126
5.3.4	Multi-Kanal	126
5.3.5	Multi-Bitraten	127
III	Ergebnisse	129
6	Messungen in Testumgebung	131
6.1	Opportunistische Kommunikation	131
6.1.1	Link-Level Messungen	131
6.1.2	Räumliche Diversität	139
6.2	Verwendung mehrerer Kanäle	143
6.2.1	Ergebnisse	145
7	Analytische Betrachtungen	149

7.1	Opportunistische Kommunikation	149
7.1.1	Ausfallwahrscheinlichkeit	149
7.1.2	Isolierter Durchsatz	157
7.1.3	Konkurrierender Durchsatz	159
7.2	Multi-Kanal-Taubheit	163
8	Evaluation mit Hilfe von Simulationen	171
8.1	Experimentelle Methodik	172
8.1.1	Integration im Simulator	172
8.1.2	Modelle und Parameter	172
8.2	Ergebnisse	176
8.2.1	Interferenz durch benachbarte Kanäle	177
8.2.2	Korrelierte Paketverlustraten	178
8.2.3	Reaktive Routensuche	181
8.2.4	Multi-Kanal-Taubheit	182
8.2.5	Durchsatz	186
8.2.6	Latenz	193
8.2.7	Hop-Anzahl	195
8.2.8	Kanal Diversität	195
8.2.9	Multi-Path Routing	197
8.2.10	Einfluss der Kanalumschaltzeit	198
8.2.11	Energieverbrauch	198
8.2.12	Magische Anzahl Nachbarn	200
8.2.13	Weitere Beobachtungen	201
8.2.14	Komprimierter Slotted-Ack	208
8.2.15	Vergleich mit Antennen-Diversität	208
8.2.16	Multi-Raten Umgebung	211
8.2.17	Gesamtkapazität	217
	Zusammenfassung und Ausblick	227
	Verzeichnisse	229
	Abkürzungsverzeichnis	231
	Literaturverzeichnis	233
	Abbildungsverzeichnis	244
	Tabellenverzeichnis	254

Kapitel 1

Einleitung

In der drahtlosen Kommunikation vollziehen sich seit mehreren Jahren entscheidende Entwicklungen, wobei sich das Verständnis über die zur Verfügung stehenden Ressourcen wesentlich geändert hat. Meilensteine, die die verfügbaren Freiheitsgrade und damit die Möglichkeiten wesentlich vergrößerten, waren:

- Signalstärke (vor 1948)
- Bandbreite (Shannon-Hartley-Gesetz, 1948)
- Raum (*Space-Time Code*, 1998)
- Nutzer (Multi-User bzw. kooperative Diversität, 1995)

Bis zum Jahre 1948 war man der Auffassung, dass lediglich die **Signalstärke** einen Einfluss darauf hat, wieviel Informationen über einen Kanal übertragen werden können. Erst mit der Entwicklung der Informationstheorie durch Claude Shannon wurde verständlich, wieviel Informationen sich zuverlässig über einen verrauschten Kanal übertragen lassen. Das Shannon-Hartley-Gesetz [100, 99] beschreibt die Kanalkapazität eines Übertragungskanals in Abhängigkeit von der Bandbreite und des Signal-zu-Rausch-Verhältnisses. Somit erwies sich die **Bandbreite** des Kanals als ein zusätzlicher Freiheitsgrad. Einen weiteren wichtigen Meilenstein in der Entwicklung stellten die *Space-Time-Code* (STC [108, 6]) dar. Es handelt sich hier um eine Methode zur Verbesserung der Zuverlässigkeit von drahtlosen Datenübertragungen durch die Verwendung mehrerer **räumlich** voneinander getrennter Sendeantennen. Es ist die Idee von STCs eine Vielzahl von redundanten Kopien des Datenstroms an den Empfänger zu übertragen, in der Hoffnung, dass zumindest einige von ihnen in einem ausreichend guten Zustand am Empfänger ankommen. Der Raum des Kanals erwies sich somit als weiterer Freiheitsgrad. Einen interessanten weiteren Freiheitsgrad bilden die **Nutzer** [63]. Hier wird im Gegensatz zum traditionellen Ansatz, welcher ausschließlich die physikalische Schicht einer isolierten Punkt-zu-Punkt-Verbindung betrachtet, das System ganzheitlich aus der Perspektive des Netzes betrachtet. Durch die periodische Auswahl des Nutzers mit den „besten“ Kanaleigenschaften kann die Gesamtkapazität des Systems wesentlich durch die Multi-User bzw. kooperative Diversität verbessert werden. Obwohl die Multi-User-Diversität bereits 1995 vorgestellt wurde, fand

sie im Gegensatz zu den anderen Verfahren wenig Beachtung. Dieses wird sich jedoch ändern nicht zuletzt deswegen, weil zukünftige drahtlose Netze (*sensor/pervasive computing*) eine 100-mal höhere Knotendichte verglichen mit heutigen Netzen, aufweisen werden [110]. Die Ausnutzung dieser inhärent im System vorliegenden Ressource sollte von einem Kommunikationsprotokoll berücksichtigt werden. Die im Kontext dieser Arbeit entwickelten Protokolle werden sich der praktischen Anwendung der Multi-User Diversität in spontanen drahtlosen Multi-Hop-Maschennetzen widmen.

1.1 Beitrag der Arbeit

Ziel dieser Arbeit war die Entwicklung von Protokollen für drahtlose Multi-Hop Maschennetze, die unter Berücksichtigung der Besonderheiten des drahtlosen Kanals sowie durch Verwendung mehrerer Kanäle den Durchsatz gegenüber herkömmlichen Verfahren steigern sollen.

Virtuelle Multi-Antennensysteme Im Gegensatz zur kabelgebundenen Kommunikation spielt in drahtlosen Netzen das Fading im Kanal, welches zu Schwankungen in der Kanalqualität sowie Topologieänderungen führt, eine große Rolle. Darüber hinaus handelt es sich beim drahtlosen Kanal um ein Broadcast-Medium, welches zu unerwünschten Interferenzen an verschiedenen Empfängern führt. Die Kapazität des drahtlosen Links hängt somit stark von der Interferenzsituation ab, die sich häufig und schnell aufgrund von Schwankungen im Kanal infolge von Fading (z.B. Mobilität) sowie durch zufälligen Datenverkehr im Netzwerk ändert. Ein vielversprechendes Konzept der drahtlosen Kommunikation, welche inhärent die Charakteristik des drahtlosen Kanals berücksichtigt, ist die Multi-User bzw. kooperative Diversität. Die Idee besteht darin, mit guten Nutzern zu kommunizieren, d.h. die Kanalschwankungen auszunutzen, indem der beste Nutzer ausgewählt wird. Mit wachsender Anzahl der Nutzer steigt auch die Wahrscheinlichkeit, dass ein Nutzer im Netzwerk existiert, dessen Kanal eine hohe Qualität aufweist. In dieser Arbeit werden Protokolle vorgestellt, die sich der Kooperation zwischen den Nutzern bedienen, um virtuelle Multi-Antennensysteme aufzubauen. Die dabei erreichte räumliche Diversität ist vergleichbar mit jener in herkömmlichen Multi-Antennensystemen, wobei keine zusätzliche Antennen-Hardware benötigt wird.

Virtuelle Multi-Radiosysteme Der Durchsatz und die Latenz in drahtlosen Multi-Hop-Maschennetzen verschlechtert sich signifikant mit der Anzahl der Hops, die entlang des Kommunikationspfades zurückgelegt werden müssen [50]. Dieses ist eine Besonderheit der Multi-Hop-Kommunikation im Vergleich zu zellulären Netzen (*cellular networks*), wo lediglich ein Hop erfolgt. Um Netzwerkpartitionierung zu verhindern, werden die Knoten in drahtlosen Maschennetzen üblicherweise auf dem selben Frequenz-Kanal betrieben, was jedoch zur Folge hat, dass sich die Knoten eine gemeinsame Kollisionsdomäne teilen müssen. Das bedeutet, dass, wenn ein Knoten ein Paket zu einem anderen Knoten in seiner Funkreichweite überträgt, alle anderen Knoten in dem viel größeren Interferenzbereich schweigen müssen. Dieses beeinflusst signi-

signifikant den Durchsatz in Multi-Hop-Netzen, da die Mehrzahl der Pakete von einem Relay-Knoten zum anderen weitergeleitet werden. Es ist jedoch möglich die Situation durch die gleichzeitige Verwendung mehrerer interferenzfreier Kanäle zu verbessern. Hierfür wird die gemeinsame Kollisionsdomäne aufgeteilt, um die schädlichen Effekte, hervorgerufen durch Interferenz, zu mindern. Benachbarte Knoten können parallel übertragen, solange sie interferenzfreie Kanäle verwenden. Aus praktischer Sicht können auch Knoten, ausgestattet mit mehreren Radios (Multi-Radiosysteme), eingesetzt werden, wodurch ein gleichzeitiges Senden und Empfangen von Paketen möglich wird. Für den Einsatz in Sensor- bzw. Community-Netzen werden dagegen Knoten aus Kostengründen, aufgrund des Energieverbrauchs sowie aus Gründen des beschränkten Platzangebots mit nur einem Radio verwendet. Durch Kooperation zwischen den Knoten wird es jedoch möglich sein, virtuelle Multi-Radiosysteme aufzubauen, deren Leistungsfähigkeit mit der von herkömmlichen Multi-Radiosystemen vergleichbar ist.

Der durch die vorliegende Arbeit geleistete Beitrag ist wie folgt:

Die Kooperation zwischen den Knoten kann zum Aufbau von virtuellen Empfangsantennen verwendet werden. Die dadurch gewonnene räumliche Diversität ist praktisch nutzbar, da der zusätzliche Aufwand für die Kooperation zwischen den Knoten klein ist [128, 129]. Ferner können über kooperative Verfahren virtuelle Multi-Radiosysteme aufgebaut werden, wobei die Nachteile, resultierend aus der Verwendung von Knoten mit nur einem Radio, beseitigt und deren Vorteile¹ beibehalten werden können. Durch die Verwendung mehrerer Kanäle wird ein Kanal-Diversitätsgewinn (*channel diversity gain*) erreicht. Einerseits wird die gemeinsame Kollisionsdomäne aufgeteilt, wodurch benachbarte Knoten parallel übertragen können, andererseits können Paketkollisionen, hervorgerufen durch Interferenz (Inter- sowie Intra-Flow), reduziert werden.

Da die Anforderungen an Protokolle für drahtlose Maschennetze von der eingesetzten Umgebung abhängen, hier kann zwischen Umgebungen mit geringer bzw. hoher Interferenz durch fremde WiFi-Netze unterschieden werden, wurden zwei Protokolle entwickelt. Ferner eignen sich beide Protokolle besonders gut zum Einsatz in spontanen Maschennetzen, da diese keinerlei zentralisierte Infrastruktur benötigen.

Beide Protokolle folgen dem Cross-Layer Ansatz, es werden Algorithmen sowohl für die Mediumzugriff als auch die Routing-Schicht vorgestellt [130]. Der Mediumzugriff basiert auf CSMA/CA, es wird kein globales Scheduling benötigt. Ferner wird eine hohe räumlichen Wiederverwendung des Mediums (*spatial reuse*) erreicht. Es wird eine robuste opportunistische Mediumzugriff-Schicht vorgestellt, die mit bestehenden IEEE 802.11 Netzen koexistieren kann. Auf der Routing-Schicht werden Algorithmen zur Kanalauswahl und zur Berechnung von Kandidaten vorgestellt. Es werden Algorithmen für eine proaktive und reaktive Routensuche beschrieben. Zweiter kann in Netzen mit häufigen Topologieänderungen eingesetzt werden. Für die Berechnung aussichtsreicher Kandidaten ist eine globale Topologieinformation nicht unbedingt erforderlich, denn das Wissen über die Verlustraten zu den Knoten in der lokalen Nachbarschaft ist ausreichend. Redundante Übertragungen spielen bei opportunistischen Protokollen eine große Rolle, da diese wertvolle Mediumzeit ver-

¹z.B. niedriger Energieverbrauch bzw. kleiner Platzbedarf

schwenden. Algorithmen zur Duplikatvermeidung und -erkennung werden vorgestellt. Es wird keine spezielle physikalische Schicht benötigt. Beide Protokolle können z.B. die physikalische Schicht aus IEEE 802.11b/g/a verwenden. Schließlich wurde ein Algorithmus zur Auswahl von Bitraten für opportunistische Übertragungen entwickelt [132].

Die Leistungsfähigkeit der hier vorgestellten Protokolle wird sowohl analytisch als auch mit Hilfe von Simulationen evaluiert. Mit Hilfe von Messungen in einer 802.11 Testumgebung wird gezeigt, dass sich Gelegenheiten für opportunistische Protokolle ergeben. Ferner wird analysiert, unter welchen Bedingungen die Verlusten an unterschiedlichen Empfängern als unabhängig betrachtet werden können. Aus den dabei gewonnenen Beobachtungen wurden Modelle für den Simulator entwickelt [131]. Mit Hilfe von Messungen wird gezeigt, inwieweit mit heute verfügbarer 802.11 Hardware Multi-Radiosysteme gebaut werden können. Hier kann es zur Interferenz zwischen den verwendeten Kanälen kommen. Der Simulator wurde um ein Kanal-Interferenzmodell erweitert. In analytischen Betrachtungen wurden unter anderem der Saturatedurchsatz, die optimale Anzahl der Kandidaten sowie Probleme im Zusammenhang mit Multi-Kanal-Taubheit eingeschätzt. In Simulationen erfolgte ein Vergleich des Durchsatzes, der Latenz, etc. mit anderen Protokollen. So kann bei Verwendung der hier vorgestellten Protokolle der Durchsatz gegenüber herkömmlichen Verfahren um ein Vielfaches gesteigert werden. Ferner wird durch das kooperative Forwarding auch der Energieverbrauch gesenkt.

1.2 Aufbau der Arbeit

Die Arbeit ist in drei Teile unterteilt.

Der erste Teil behandelt die Grundlagen der drahtlosen Kommunikation. Neben der Beschreibung der Besonderheiten des drahtlosen Kanals, wie Fading und Interferenz, wird auch auf die Mehrnutzerkommunikation eingegangen. Hier kann eine neue Form der Diversität, die so genannte Multi-User-Diversität, identifiziert werden. Danach wird die Multi-Hop Kommunikation erläutert, sowohl das konventionelle als auch das kooperative Relaying. Nach der Vorstellung der Mediumzugriffverfahren sowie des Routings in drahtlosen Maschennetzen, schließt das Kapitel mit Anwendungsgebieten für drahtlose Maschennetze und deren Besonderheiten.

Der zweite Teil ist der praktischen Anwendung der Multi-User-Diversität, der Verwendung mehrerer Kanäle sowie verschiedener Bitraten in drahtlosen Maschennetzen gewidmet, wobei aus der Literatur bekannte Verfahren vorgestellt und diskutiert werden. Danach werden die neu entwickelten Protokolle Multi-Channel Extreme Opportunistic Routing (MCE_xOR) und Multi-Channel Hybrid Opportunistic Routing (MCHOR) kurz vorgestellt. In Kapitel 5 werden beide Protokolle detailliert beschrieben, z.B. Aspekte wie Kanalzuweisung, Routing und Mediumzugriff.

Im letzten Teil werden die Ergebnisse aus experimentellen Messungen in der Testumgebung, analytischen sowie simulativen Betrachtungen zusammengefasst, es werden die vom Autor vorgestellten Protokolle mit anderen bekannten Verfahren verglichen und evaluiert. Die Arbeit schließt in Kapitel 8.2.17 mit einem Ausblick auf weitere Forschungsvorhaben.

1.3 Terminologie

In der Arbeit wurden, soweit es sinnvoll erschien, englische Fachbegriffe ins Deutsche übersetzt, jedoch konnte nicht für jeden Begriff das deutsche Pendant gefunden werden. In einigen Fällen wurden englische Fachbegriffe direkt übernommen, insbesondere deshalb, um die Verständlichkeit der Arbeit nicht durch die Verwendung unüblicher Übersetzungen zu beeinträchtigen. In Zweifelsfällen wurde der englische Begriff zusätzlich in Klammern in Kursivschrift angegeben.

KAPITEL 1: EINLEITUNG

Teil I

Drahtlose Maschennetze

Kapitel 2

Ein-Hop Kommunikation

Die drahtlose Kommunikation unterscheidet sich grundlegend von der kabelgebundenen. Die folgenden zwei Aspekte zeigen, warum die drahtlose Kommunikation so einzigartig ist. Der erste Aspekt ist das Phänomen des Fading, welches die zeitliche Veränderlichkeit der Signalstärke des Kanals darstellt. Fading ist das Ergebnis von zwei Erscheinungen - im kleinen Umfang vom Multi-Path Fading, hervorgerufen durch Mehrwegausbreitung, sowie im großen Umfang vom Pfadverlust durch Dämpfung aufgrund der Distanz zwischen Sender und Empfänger und Abschattung (*shadowing*) durch Hindernisse. Der zweite Aspekt ist, dass im Gegensatz zur kabelgebundenen Kommunikation, in der jedes Sender-Empfänger Paar als eine isolierte Punkt-zu-Punkt-Verbindung betrachtet werden kann, die drahtlosen Nutzer über ein gemeinsames Medium miteinander kommunizieren, wodurch es zwangsläufig zu Interferenz zwischen ihnen kommt. Die Konsequenz daraus ist, dass die Qualität eines drahtlosen Links¹ sehr stark von der Fading- und Interferenzsituation, welche sich häufig, schnell und unvorhersehbar aufgrund der Mobilität der Nutzer und/oder der sie umgebenden Hindernisse bzw. der durch zufällige Flüsse von Paketen im Netzwerk hervorgerufenen Interferenz, verändern. Der Umgang mit Fading und Interferenz spielt daher bei der Konzeption und Realisation drahtloser Protokolle eine entscheidende Rolle.

Seit einiger Zeit hat sich die Entwicklung drahtloser Systemen verändert. Traditionell war die Erhöhung der Zuverlässigkeit der Luftschnittstelle das primäre Ziel, deshalb wurden Fading und Interferenz als ein Nachteil angesehen, welchen es zu beseitigen galt. Neuerdings aber richtet sich der Fokus der Entwicklung auf die Verbesserung der spektralen Effizienz, wodurch Fading nicht mehr als Ärgernis sondern als Möglichkeit (*opportunity*) angesehen wird, die es zu nutzen gilt. Ferner werden im Gegensatz zur traditionellen Vorstellung die beteiligten Sender-Empfänger-Paare nicht mehr länger isoliert betrachtet. Eine ganzheitliche Betrachtung des drahtlosen Systems ermöglicht es, die Effizienz solcher Systeme wesentlich durch Kooperation zwischen den beteiligten Nutzern zu verbessern. Die Ausnutzung des Fading auf der einen Seite sowie die ganzheitliche Betrachtung des drahtlosen Systems auf der anderen Seite entsprechen einem wesentlichen Paradigmenwechsel.

¹Unter dem Begriff Link wird hier die logische Verbindung zwischen Sender und Empfänger verstanden. Aus physikalischer Sicht existiert ein solcher nicht, da das drahtlose Medium inhärent ein Broadcast-Medium ist.

Dieser Abschnitt stellt Besonderheiten des drahtlosen Kanals sowie ineinander greifende Konzepte zu dessen Verwendung vor. Zunächst wird auf die Charakteristik des drahtlosen Kanals, wie Ausbreitungseigenschaft von Radiosignalen, sowie auf mögliche mathematische Modellierungen eingegangen. Danach folgen Konzepte und Techniken zur Kommunikation über einen drahtlosen Kanal. Des Weiteren werden Verfahren für die gemeinsame Nutzung des Radiospektrums durch eine Vielzahl von Stationen beschrieben. Da die drahtlose Kommunikation inhärent unzuverlässig ist, werden Verfahren zur Fehlerkorrektur und -erkennung behandelt. Zum Schluss geht es um Verfahren für den gemeinsamen Mediumzugriff. Dem ungeduldigen Leser mag diese Einleitung etwas zu umfangreich erscheinen, trotzdem sollte er diese aufmerksam verfolgen, denn nur das vollständige Verstehen des drahtlosen Kanals ermöglicht es, seine Vor- und Nachteile bei der Konzeption realer Systeme zu berücksichtigen und, das ist im Kontext dieser Arbeit wesentlich, diese auszunutzen.

2.1 Der drahtlose Kanal

Das tiefe Verständnis des drahtlosen Kanals mit seinen physikalischen Parametern ermöglicht es, auf seine Eigenschaften zu schließen und diese mit adäquaten Modellen in Simulationen zu repräsentieren. Die wichtigste Charakterisierung des mobilen drahtlosen Kanals ist seine Veränderung in der Signalstärke über die Zeit und die Frequenz [111]. Es können Veränderungen, die sich in drei unterschiedlichen zeitlichen Maßstäben ereignen, identifiziert werden (Abb. 2.1). Durch die relative Bewegung des Senders und Empfängers zueinander verändert sich deren Distanz zueinander. Diese Veränderung vollzieht sich langsam (A). Ferner führt Mobilität dazu, dass sich die Umgebung zwischen Sender und Empfänger verändert. Es können Hindernisse, z.B. Bäume, auftauchen und das Signal für eine bestimmte Zeit dämpfen (Shadowing). Diese Veränderung vollzieht sich mittel-schnell (B). Schließlich verursacht die sich sehr schnell verändernde Charakteristik der Mehrwegausbreitung, die zu konstruktiver bzw. destruktiver Interferenz mehrerer Signalpfade zwischen Sender und Empfänger führt, Veränderungen im schnellen Maßstab (C). Im Verlauf dieser Arbeit werde ich mich allen drei zeitlichen Veränderungen des Kanals widmen, jedoch mit unterschiedlichem Fokus. So spielen lang- bzw. mittelfristige Veränderungen des Kanals eine wichtige Rolle in der Konzeption von Routing-Algorithmen zum Auffinden von (kürzesten) Pfaden in Multi-Hop Maschennetzen. Für die effiziente und zuverlässige Kommunikation zwischen den einzelnen Knoten (MAC-Schicht) sind hingegen die kurzfristigen Veränderungen entscheidend.

2.1.1 Einflussfaktoren

Im Gegensatz zu kabelgebundenen Netzen werden in drahtlosen Systemen die elektromagnetischen Signale im freien Raum (*free space*) übertragen. Die Ausbreitungseigenschaft von Radiosignalen in ungeplanten bzw. spontanen drahtlosen Netzen ist komplexer, verglichen mit denen, in denen die Antennen fix, zuvor sorgfältig geplant und positioniert wurden. Einerseits liegt es daran, dass häufig keine direkte Sichtverbindung (*line of sight*, LOS) existiert, andererseits werden solche Geräte auch innerhalb von Gebäuden (*indoor*) eingesetzt.

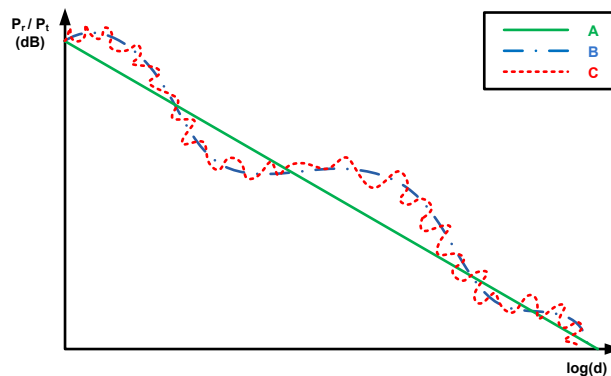


Abbildung 2.1: Das Verhältnis der Empfangs- und Sendestärke des Kanals variiert über mehrere Zeitskalen hinweg (Illustration, modifiziert aus [48]).

Somit ist zu erwarten, dass Hindernisse (z.B. Wände) und reflektierende Oberflächen in der Nähe der Antennen einen bedeutenden Einfluss auf die Ausbreitung des Radiosignals haben werden. Bei Mobilität führt zudem die Bewegung der Antennen zu einer permanenten Änderung der Ausbreitungscharakteristik des Radiosignals. Im Falle von Mobilität müssen sich nicht zwangsläufig Sender bzw. Empfänger in Bewegung befinden. Stattdessen führt auch die Bewegung umliegender Objekte (z.B. vorbeilaufende Menschen) zu einer Veränderung des Kanals. Somit kann der Übertragungskanal zwischen Sender und Empfänger zwischen einer direkten Sichtverbindung und einer Verbindung, die durch viele Hindernisse (z.B. Gebäude, Terrain, Bäume) gekennzeichnet wird, variieren [75].

Die Faktoren, die einen Einfluss auf die Ausbreitung von Radiowellen haben, sind vielfältig und komplex. Es lassen sich jedoch drei wichtige Einflussfaktoren identifizieren: Reflektion, Beugung und Streuung [7]. Reflektionen treten auf, wenn eine Radiowelle auf eine Oberfläche tritt, deren Ausmaße sehr groß in Vergleich zur Radiowellenlänge ist. Beugung entsteht nach dem Huygensschen Prinzip dadurch, dass ein zwischen Sender und Empfänger gelegenes Hindernis dazu führt, dass sekundäre Wellen hinter diesem erzeugt werden. Zu Streuung kommt es, wenn eine Radiowelle auf ein Hindernis trifft, dessen Ausmaße in der Größenordnung der Radiowellenlänge oder kleiner liegt. Die dabei ankommende Energie wird in viele Richtungen umgelenkt. Somit ist das vom Empfänger entgegengenommene Signal eine Mischung aus einer Vielzahl von reflektierten, gebeugten und gestreuten Signalen, und es wird als Mehrwegausbreitung (*multi-path propagation*) bezeichnet.

Prinzipiell können mit Hilfe der Maxwell'schen Gleichungen alle beobachteten Phänomene erklärt und berechnet werden, jedoch ist dieses nicht praktikabel (komplexe Berechnungen bei Mobilität) bzw. nicht immer möglich (unbekannte Geometrie- bzw. Material-Konstanten). In generischen Systemen wird daher der drahtlose Kanal häufig mit Hilfe eines statistischen bzw. stochastischen Ausbreitungsmodells modelliert. Hierbei wird keine Information über die spezifische Umgebung (Terrain, Gebäude, Vegetation) benötigt, da die Parameter des Kanals mit Hilfe einer stochastischen Variablen modelliert wer-

den ².

Nach Balanis können drei paarweise unabhängige, multiplikative Effekte, die einen Einfluss auf die Ausbreitung eines Radiosignals haben, unterschieden werden: Multi-Path-Fading, Abschattung (*shadowing*) und Pfadverlust im großem Umfang (*'large-scale' path loss*) [9]:

- Mehrwegsausbreitung (*multi path propagation*) führt zu Schwankungen sowohl in Phase als auch Amplitude des Signals, wenn sich die mobile Station über eine Distanz in der Größenordnung einer Wellenlänge oder mehr hinweg bewegt. Der Signalschwund, resultierend aus Mehrwegsempfang, ist klein (*small-scale*).
- Mittelgroße Schwankungen in der Signalstärke treten auf, wenn große Objekte wie Gebäude und Hügel sich zwischen Sender und Empfänger befinden. Abschattung (*shadowing*) hat einen mittelgroßen Einfluss (*medium-scale*).
- Pfadverlust im großen Umfang (*large-scale*) bewirkt, dass die empfangene Signalstärke sich aufgrund der Dämpfung des Signals, bedingt durch die Geometrie des Pfadprofils (Distanz), verändert.

Der Pfadverlust im großem Umfang bestimmt demnach die Signalstärke (*power level*), gemittelt über eine Fläche von mehreren Zehn bis Hundert Metern, und wird deswegen auch als *'area-mean' power* ($\overline{P_R}$) bezeichnet. Durch das Mitteln werden etwaige *Shadowing*- sowie Multi-Path-Effekte beseitigt. Zusätzlich bezieht das *Shadowing* noch weitere Schwankungen mit ein, so dass die empfangene *'local-mean' power* um die *'area-mean' power* schwankt. Hierbei deutet der Begriff *'local-mean' ($\overline{P_R}$)* darauf hin, dass die Signalstärke über einige Wellenlängen (typischerweise 40) gemittelt wurde. Dies garantiert, dass schnelle Veränderungen der momentan empfangenen Signalstärke aufgrund von Mehrwegsausbreitung größtenteils heraus gemittelt werden. In Abb. 2.1 ist dieser Zusammenhang dargestellt.

Jakes et al. [58] nehmen eine ähnliche Klassifikation wie Balanis vor, verwenden jedoch andere Begriffe: Pfadverlust aufgrund der Distanz, *slow log-normal shadowing* und *fast multipath fading*. Paulraj et al. bezeichnen diese Effekte als mittleren Ausbreitungspfadverlust (*mean propagation path loss*), makroskopisches und mikroskopisches Fading [88].

2.1.2 Pfadverluste im großen Umfang

Der Unterschied in der Höhe der Signalstärke zwischen dem gesendeten Signal und dem in der Umgebung des Empfängers empfangenen Signals ($\overline{P_R}$) wird als Pfadverlust im großem Umfang (*large-scale effects*) bezeichnet. Ferner ist bekannt, dass $\overline{P_R}$ sowohl von der Frequenz des Radiosignals, der Höhe der Sende- wie Empfangsantenne, der Länge des Ausbreitungspfad und den durch die Umgebung verursachten Störungen abhängig ist [58]. Die Position

²Modelle mögen an einigen Stellen nicht genau sein, an anderen Stellen wiederum Vereinfachungen darstellen. Andererseits können ohne Modelle keine Aussagen über ein System gemacht werden ohne es physisch zu konstruieren. Modelle ermöglichen es überhaupt, verschiedene Ansätze miteinander zu vergleichen.

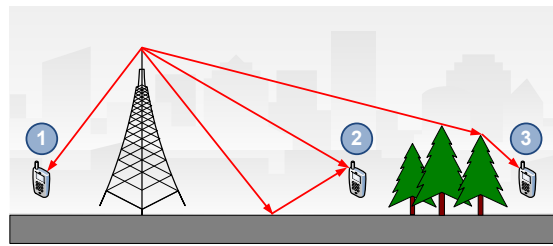


Abbildung 2.2: Abbildung zeigt einen Sendeturm und drei mögliche Positionen für den Empfänger. Die Position des Empfängers hat dabei einen wesentlichen Einfluss auf den beobachteten Pfadverlust des Signals.

der Empfangsantenne bestimmt maßgeblich das zum Einsatz kommende Modell für den Pfadverlust. Die bekanntesten und häufig eingesetzten Modelle sind:

- Free-Space-Ausbreitung
- Two-Ray-Ground-Ausbreitung
- Hybrides Ausbreitungsmodell

Am folgenden Beispiel soll der Unterschied zwischen den Modellen erklärt werden. Abb. 2.2 zeigt mögliche Positionen, an denen sich der Empfänger eines Radiosignals befinden kann. An Position 1 kann aufgrund der direkten Sichtverbindung (*line-of-sight* (LOS)) und der fehlenden Reflektionen das Free-Space Ausbreitungsmodell verwendet werden. Die Ausbreitungscharakteristik des Radiosignals an Position 2 ähnelt der an Position 1, allerdings mit dem Unterschied, dass neben einem dominierenden LOS-Signal zusätzlich noch Reflektionen am Erdboden erfolgen. Hier sollte das *Two-Ray-Ground* Modell verwendet werden. Für einen Empfänger an Position 3 muss das *Two-Ray-Ground* Modell zusätzlich wegen der Verluste, hervorgerufen durch Beugung des Signals an Hindernissen (hier Bäume) korrigiert werden.

Free-Space-Ausbreitung

Das *Free-Space*-Ausbreitungsmodell geht von einer idealen Ausbreitung aus, d.h. es existiert lediglich eine direkte Sichtverbindung (LOS) ohne Reflektionen. Mit anderen Worten, es existieren keine Objekte in der Umgebung, die die gesendete Energie reflektieren bzw. absorbieren können. Somit wird die Reichweite einer elektromagnetischen Welle nach diesem Modell maßgeblich von der Sendestärke beeinflusst – die Signalstärke verhält sich umgekehrt proportional zum Quadrat der Entfernung zwischen Sender und Empfänger. Im freien Raum wird die Sendestärke P_0 einer omni-direktionalen Antenne (*isotropic radiator*³) gleichmäßig und ohne Verlust über die Oberfläche einer die Antenne umgebenden Kugel verteilt [9]. Der *Free-Space* Pfadverlust L wird demnach wie folgt berechnet:

$$L = \left(\frac{4\pi d}{\lambda} \right)^2 = \left(\frac{4\pi d f}{c} \right)^2 \quad (2.1)$$

³ Anmerkung: Ein solcher perfekter Rundstrahler ist ein rein theoretisches Konstrukt. In der Realität weist jede omni-direktionale Antenne eine gewisse Richtwirkung auf [9].

wobei d die Distanz zwischen Sender und Empfänger, λ die Wellenlänge, f die Frequenz des Radiosignals und c die Lichtgeschwindigkeit sind. Diese Formel ist gültig für $d \gg \lambda$ und berücksichtigt keine Antennengewinne. Üblicherweise wird der Pfadverlust mit Hilfe der logarithmischen Größe Dezibel (dB) angegeben:

$$\begin{aligned} L(\text{dB}) &= 10 \log_{10} \left(\left(\frac{4\pi d f}{c} \right)^2 \right) \\ &= 20 \log_{10}(d) + 20 \log_{10}(f) + 20 \log_{10} \left(\frac{4\pi}{c} \right) \end{aligned} \quad (2.2)$$

Mit Hilfe von Gl. 2.1 lässt sich die Signalstärke \bar{P}_R am Empfänger wie folgt berechnen [42]:

$$\bar{P}_R = P_T G_T G_R \left(\frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 \quad (2.3)$$

wobei P_T die Sendestärke und G_T sowie G_R Antennengewinne des Senders bzw. des Empfängers sind.

Two-Ray-Ground Ausbreitung

Das Free-Space-Modell sollte nicht für die Berechnung der Signalstärke außerhalb von Gebäuden verwendet werden, da hier der Ausbreitungspfadverlust zusätzlich noch von der Höhe der Sende- bzw. Empfangsantenne und von in der Umgebung befindlichen Hindernissen (z.B. Gebäude) abhängt. So berücksichtigt das *Two-Ray-Ground* Modell zusätzlich die Reflektion der Radiowelle an der Erdoberfläche [87]. Hierbei kann die an der Erdoberfläche reflektierte Radiowelle unter Umständen die direkte LOS-Komponente auslöschen [73]:

$$\bar{P}_R = P_T G_T G_R \left(\frac{h_1 h_2}{d^2} \right)^2 \quad (2.4)$$

wobei h_1 die Höhe der Sendeantenne und h_2 die Höhe der Empfangsantenne darstellt. Ferner muss $d \gg h_1$ gelten. Im Gegensatz zum Free-Space-Modell nimmt die empfangene Signalstärke hier stärker mit der Entfernung ab (proportional zu d^{-4}). Besonders bei großen Entfernungen zwischen Sender und Empfänger liefert dieses Modell genauere Werte als das einfache Free-Space Modell [92]. Leider ist auch dieses Modell noch weit von der Realität entfernt, da es Aspekte wie unebene Oberflächen, die zusätzlich zu Reflektion und Streuung der Radiowelle führen, unberücksichtigt lässt.

Hybrides Ausbreitungsmodell

In makro-zellulären Netzen ($1 \text{ km} < d < 50 \text{ km}$) kann die empfangene \bar{P} wie folgt beschrieben werden:

$$\bar{P}_R = d^{-\beta} \quad (2.5)$$

wobei d die normalisierte Distanz und β der Pfadverlustexponent sind. Für die Modelle *Free-Space* und *Two-Ray-Ground* nimmt β den Wert 2 bzw. 4 an. Im Falle eines unregelmäßigen Terrains liegen β Werte zwischen 3.0 und 3.4. Ein bewaldetes Gebiet kann näherungsweise durch Free Space unter Berücksichtigung schwacher Beugungsverluste beschrieben werden ($\beta \approx 2,6$).

Umgebung		Pfadverlustexponent β
Außerhalb von	Free Space	2
Gebäuden	urbane Umgebung	2,7-5
Innerhalb von	LOS	1,6-1,8
Gebäuden	viele Hindernisse	4-6

Tabelle 2.1: Typische Werte für den Pfadverlustexponenten β in bestimmten Umgebungen [39].

Umgebung	Shadowing Standardabweichungen σ (dB)
Außerhalb von Gebäuden	4-12
Büro (starke Trennwände)	7
Büro (dünne Trennwände)	9,6
Fabrik (LOS)	3-6
Fabrik (viele Hindernisse)	6,8

Tabelle 2.2: Typische Werte für die Shadowing Standardabweichung σ in bestimmten Umgebungen [39].

2.1.3 Pfadverluste im mittleren Umfang

Die in Abschnitt 2.1.2 vorgestellten Modelle berücksichtigen nicht den Umstand, dass die Signalstärke für zwei im gleichen Abstand vom Sender aufgestellte Empfänger sehr unterschiedlich sein kann. Dies wird durch zwischen Sender und Empfänger liegende Hindernisse (Gebäude, Hügel, Bäume) verursacht. Empirische Messungen haben jedoch gezeigt, dass für jede Entfernung d der Pfadverlust $L(d)$ (in dBm) an einer bestimmten Position zufällig und normal-verteilt ist [35]. Schwankungen in der empfangenen Signalstärke hervorgerufen durch große Hindernisse in der Umgebung, führen dazu, dass das lokale Mittel der Signalstärke ($\overline{P_R}$) um eine konstante $\overline{\overline{P_R}}$ schwankt. Empirische Messungen haben gezeigt, dass für Entfernungen von einigen Hundert Metern diese Schwankungen mit Hilfe einer Log-Normalverteilung⁴ approximiert werden können [35]. Die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion ist:

$$f(\overline{P_R} [\text{dB}]; \overline{\overline{P_R}} [\text{dB}], \sigma [\text{dB}]) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma [\text{dB}]} e^{-\frac{(\overline{P_R} [\text{dB}] - \overline{\overline{P_R}} [\text{dB}])^2}{2\sigma [\text{dB}]^2}} \quad (2.6)$$

wobei $\overline{\overline{P_R}}$ und σ der Mittelwert bzw. die Standardabweichung, gemessen in logarithmischen Einheiten (dB) der Normalverteilung, sind. Ein approximativer Wert für $\overline{\overline{P_R}}$ kann aus empirischen Daten mit Hilfe eines der in Abschn. 2.1.2 beschriebenen Verfahren berechnet werden. Die Shadowing Standardabweichung kann mit Hilfe des Verfahrens zur Bestimmung der minimalen Fehlerquadrate leicht ermittelt werden [48]. Typische Werte für den Pfadverlustexponenten sowie der dazu gehörigen Shadowing Standardabweichung sind in den Tabellen 2.1 und 2.2 gegeben.

⁴ „Log-Normal“ bedeutet in diesem Zusammenhang, dass die „local-mean“ power $\overline{P_{\log}}$ mit Hilfe von logarithmischen Werten (dB) dargestellt wird.

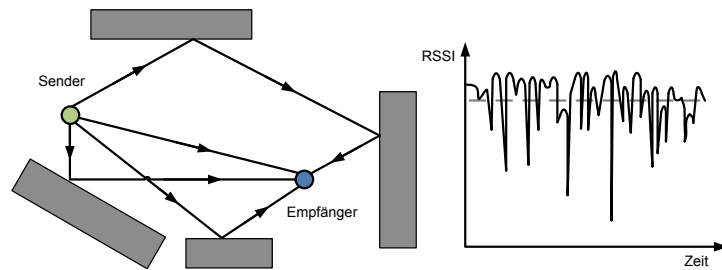


Abbildung 2.3: Mehrwegausbreitung sowie Stärke des empfangenen Signals (RSSI) bei relativer Bewegung des Senders zum Empfänger unter dem Einfluss von Multi-Path-Fading (modifiziert aus [116]).

2.1.4 Pfadverluste im kleinen Umfang

Der drahtlose Kanal ist durch Mehrwegempfang charakterisiert: Das am Empfänger eintreffende Signal enthält nicht nur die direkte LOS-Radiowelle, sondern zusätzlich noch eine Vielzahl von reflektierten Radiowellen (Abb. 2.3). Mehrwegausbreitung aufgrund von Reflektionen und Streuung führt dazu, dass das gesendete Signal phasenverschoben über mehrere Signalpfade unterschiedlicher Länge am Empfänger überlagert eintrifft. Diese Interferenz kann das empfangene Signal verstärken, verfälschen oder auslöschen [116]. Durch die Mehrwegausbreitung wird das Signal in mehrere Dimensionen aufgespreizt [88]. Diese sind die zeitliche Spreizung (*delay spread*), Frequenzspreizung (*Doppler/frequency spread*) und Winkelspreizung (*angle spread*). Alle diese Effekte haben einen Einfluss auf die Demodulation des Signals am Empfänger. Ferner führt bei Mobilität die Mehrwegausbreitung zu einer schnellen zeitlichen Veränderung der Signalstärke des Kanals (Abb. 2.3). Dies wird als Multi-Path-Fading bezeichnet. Mehrwegausbreitung ist eine bekannte Ursache für Paketverluste in drahtlosen Netzen. Auch in stationärer Umgebung, in welcher sich sowohl Sender und Empfänger als auch die sie umgebenden Objekte nicht bewegen, kann Mehrwegausbreitung der Grund für hohe Paketverluste sein. Bei einer zu großen zeitlichen Spreizung des Signals ist der Empfänger nicht in der Lage, das Signal erfolgreich zu dekodieren. Es kommt zur Intersymbol-Interferenz. So haben Studien in städtischen Umgebungen gezeigt, dass die zeitliche Spreizung oft eine Mikrosekunde übersteigen kann [119].

Neben den bereits vorgestellten Modellen für den Pfadverlust in großem und mittlerem Umfang werden abschließend Modelle zur Beschreibung von Mehrwegausbreitung betrachtet. Mehrwegausbreitung führt zu Schwankungen in der Signalstärke (*fading*), wenn sich das mobile Gerät über eine Distanz in der Größenordnung einiger Wellenlängen hinweg bewegt. In diesem Zusammenhang spricht man auch von Modellen für den Pfadverlust im kleineren Umfang (*small-scale fading*).

Rayleigh Fading

Ein weit verbreitetes probabilistisches Modell ist das Rayleigh Fading Modell, das von einer großen Anzahl statistisch unabhängiger reflektierter und gestreuter Wellen mit zufälliger Amplitude ausgeht. Ferner wird angenommen,

dass jede dieser Wellen aus einer zufälligen Richtung eintrifft. Außerdem sind die Phasen der eintreffenden Wellen gleichförmig zwischen 0 und 2π verteilt. Dadurch, dass die Multi-Path-Wellen mit unterschiedlichen Zeitverzögerungen beim Empfänger eintreffen, kann es aufgrund der Phasenverschiebung sowohl zur konstruktiven als auch destruktiven Überlagerung kommen [28]. Das Rayleigh Fading Modell ist ein adäquates Modell zur Beschreibung der Umgebungen mit einer Vielzahl von kleinen Reflektoren, die eine starken Signalstreuung verursachen. Für kurze Distanzen zwischen Sender und Empfänger lässt sich das Signal recht gut mit Hilfe des Rayleigh Fading beschreiben. Für längere Distanzen entspricht die beobachtete Verteilung einer Kombination von Shadowing mit Rayleigh Fading - Rayleigh Verteilung, dessen Mittelwert lognormal-verteilt ist [106]. Die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion der Signalstärke P_R ist beim Rayleigh Modell definiert als:

$$f(P_R; \overline{P_R}) = \frac{1}{\overline{P_R}} \cdot \exp\left(-\frac{P_R}{\overline{P_R}}\right) \quad (2.7)$$

Rician Fading

In Umgebungen mit einer dominanten Sichtverbindung (z.B. in Gebäuden) wird das Multi-Path-Fading im Ausbreitungskanal mit Hilfe des Rician Fading Modells angewandt. Dieses ist durch die Existenz einer dominanten direkten Komponente (LOS) zusätzlich zu der Menge von zuvor reflektierten Wellen, welche sich mit dieser dominanten Welle überlagern, gekennzeichnet. Somit ähnelt das Rician-Fading dem Rayleigh-Fading mit dem Unterschied, dass beim zweiten keine dominante LOS-Komponente vorliegt. Das Rician Modell lässt sich parametrisieren. Der Einfluss der LOS-Komponenten ist mit Hilfe des Rician k-Faktors frei wählbar. Je größer der k-Faktor desto mehr dominiert die LOS-Komponente über die Reflektionen und desto deterministischer verhält sich der Kanal. Die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion der Signalstärke P_R ist beim Rician Modell definiert als:

$$\begin{aligned} f(P_R; \overline{P_R}) &= \frac{(1 + K) \cdot \exp(-K)}{\overline{P_R}} \\ &\cdot \exp\left(-\left(1 + K\right) \cdot \frac{P_R}{\overline{P_R}}\right) \\ &\cdot I_0\left(0, \sqrt{4K(1 + K) \cdot \frac{P_R}{\overline{P_R}}}\right) \end{aligned} \quad (2.8)$$

wobei I_0 die modifizierte Bessel-Funktion erster Gattung und nullter Ordnung und K der k-Faktor des Rician Fading darstellen.

2.1.5 Schlussfolgerungen

Hier fassen wir die Ergebnisse der Betrachtung des drahtlosen Kanals zusammen und leiten Schlussfolgerungen für das Design drahtloser Systeme ab.

Pfadverlust im großen und mittleren Umfang

Zusammenfassend lässt sich sagen, dass mit zunehmender Distanz zwischen Sender und Empfänger und vielen dazwischen liegenden Hindernissen die

Signalstärke am Empfänger exponentiell abnimmt. Da für eine erfolgreiche Kommunikation eine minimale Signalstärke am Empfänger notwendig ist, geben diese beiden Modelle zusammen eine ungefähre Aussage darüber, ob eine Kommunikation prinzipiell möglich ist oder nicht. Sie informieren über die mittlere Qualität des Kanals. Andererseits ist die starke Dämpfung des Signals auch wünschenswert, sie reduziert die Interferenz zwischen räumlich getrennten Links. Um die Interferenz zwischen Links zu reduzieren, sollten benachbarte Links unterschiedliche Teile des Frequenzspektrums verwenden. Dieselbe Frequenz kann jedoch für weit voneinander entfernte Links verwendet werden. Die starke Dämpfung des Signals mit zunehmender Distanz hilft hier, Frequenzen früher wieder verwenden zu können (*spatial reuse*).

Pfadverlust im kleinen Umfang

Die Effekte, resultierend aus dem Multi-Path-Fading, bestimmen aufgrund ihrer sehr schnellen zeitlichen Veränderlichkeit die momentane Signalstärke des Kanals. Diese momentane Signalstärke entscheidet darüber, ob eine Übertragung erfolgreich ist oder nicht. Häufig findet man in der Literatur eine Klassifizierung drahtloser Kanäle in *Fast-Fading* und *Slow-Fading*. Das Problem ist jedoch, dass kein Konsens über deren Semantik besteht. Ich bediene mich der pragmatischen Definition von Tse et al. [111], welche einen Kanal als *Fast-Fading* bezeichnen, wenn die Kohärenzzeit T_c viel kleiner als die von der Applikation maximal erlaubte Latenz ist. Im umgekehrten Fall, wenn T_c viel größer als die Latenz der Applikation ist, spricht man von *Slow-Fading*. Die zeitliche Kohärenz T_c des Kanals ist definiert als die Zeitdauer, über welche der Kanal (exklusive Rauschen) vorhergesagt (kohärent) werden kann. T_c berechnet sich aus der maximalen Doppler-Spreizung, die in einer stark gestreuten Umgebung gleich:

$$D_s = 2f_c \frac{v}{c} \quad (2.9)$$

ist, wobei f_c die Trägerfrequenz, v die Geschwindigkeit des Nutzers und c die Lichtgeschwindigkeit sind. Die Kohärenzzeit berechnet sich aus der Doppler-Spreizung:

$$T_c = \frac{1}{4D_s} \quad (2.10)$$

Die operationale Signifikanz ist nun, dass in einem *Fast-Fading* Kanal die kodierten Symbole über eine Vielzahl von Kanal-Fades versendet werden können. Im Falle eines *Slow-Fading* Kanals ist dies nicht möglich. Ob es sich bei einem Kanal um einen *Fast-* oder *Slow-Fading* Kanal handelt, hängt damit nicht nur von der Umgebung, sondern auch von der eingesetzten Anwendung⁵ ab.

Die Kohärenzzeit des Kanals hat einen wesentlichen Einfluss auf das Design von Protokollen. In Umgebungen mit niedriger Mobilität ist die Kohärenzzeit groß und der Kanal daher für eine längere Zeit konstant. Hier kann mit Hilfe einer Messung (*probing*) die Kanalqualität (SNIR) vor der eigentlichen Datenübertragung bestimmt werden. Die Information über die Kanalqualität kann anschließend für die Bestimmung der optimalen Bitrate für das nachfolgende Datenpaket verwendet werden. Dies ist in Umgebungen mit hoher

⁵Eine Sprachanwendung erlaubt eine maximale Latenz von 100 ms. Im Fall von Datenanwendungen (FTP) sind auch Latenzen von mehreren Sekunden erlaubt.

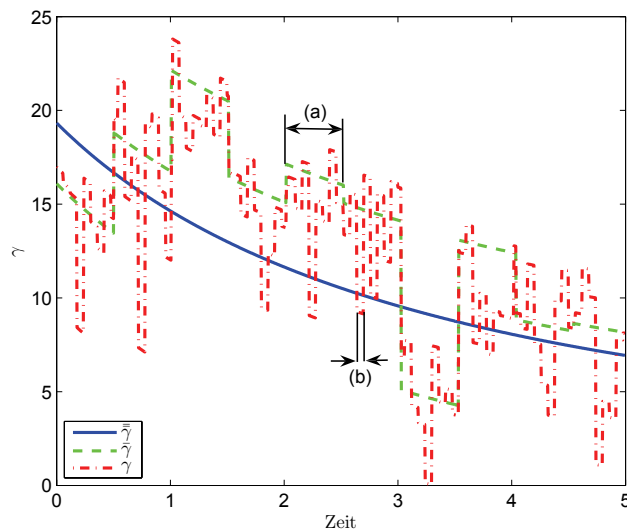


Abbildung 2.4: Der mobile drahtlose Kanal mit Pfadverlust im großem Umfang (γ) überlagert von Shadowing ($\tilde{\gamma}$) und Multi-Path-Fading $\tilde{\tilde{\gamma}}$. (a) Kohärenzzeit des Shadowing, (b) Kohärenzzeit des Multi-Path-Fading.

Mobilität unmöglich, da selbst eine kürzlich vorgenommene Messung des Kanals zum Zeitpunkt der Übertragung nicht mehr länger gültig (veraltet) ist. Des Weiteren führt Interferenz, hervorgerufen durch konkurrierende Übertragungen, dazu, dass sich die Kanalqualität schnell und unvorhersehbar verändert. Auf diesen Einfluss wird in Abschn. 2.3 näher eingegangen. Schließlich sei darauf hingewiesen, dass das Shadow-Fading sich grundlegend vom Multi-Path-Fading in seiner zeitlichen Veränderung unterscheidet. Die Dauer eines Shadow-Fade beträgt einige Sekunden bis Minuten, die eines Multi-Path-Fade liegt hingegen in der Größenordnung von einigen Mikro- bis Millisekunden. Die zeitliche Schwankung der Signalstärke eines mobilen drahtlosen Kanals unter Einfluss von Mehrwegempfang, Abschattung und Pfadverlust im großem Umfang ist in Abb. 2.4 dargestellt.

2.2 Punkt-zu-Punkt-Kommunikation

In diesem Abschnitt werden die Besonderheiten der isolierten drahtlosen Punkt-zu-Punkt Kommunikation betrachtet, bevor im darauffolgenden Abschnitt das drahtlose Netzwerk als ganzheitliches System erörtert wird und dabei auf Aspekte wie Mehrnutzerzugriff (*multiple access*) eingegangen wird.

2.2.1 Signalkodierung

Für die Übertragung in digitalen Radiosystemen wird das Trägersignal (*carrier signal*) in ein oder mehreren Domänen wie Frequenz, Phase und Amplitude moduliert. Je nach Modulation kann ein Symbol mehr oder weniger Bits über-

tragen. So kann ein BPSK⁶-moduliertes Symbol 1 Bit aufnehmen, ein 64QAM⁷-moduliertes Symbol dagegen 6 Bit. Die erstere Modulation ist jedoch robuster gegenüber der zweiten. Je höher die Anzahl Bits pro Symbol, desto höher muss die Signalstärke des empfangenen Signals sein. Das drahtlose Medium ist inhärent unzuverlässig. Effekte wie Shadowing oder Mehrwegausbreitung machen Maßnahmen zur Korrektur von Übertragungsfehlern notwendig. Die am häufigsten eingesetzten Verfahren sind die Forward Error Correction (FEC) sowie das Automatic Repeat-reQuest (ARQ). Beim ersten fügt der Sender dem Paket die notwendige Redundanz hinzu, so dass der Empfänger etwaige Fehler ohne zusätzliche Kommunikation mit dem Sender korrigieren kann. Beim ARQ erfolgt hingegen am Empfänger lediglich die Fehlererkennung.

Die Paketfehlerrate eines Kanals hängt nicht nur von der Signalqualität, dargestellt als Signal-Rausch-Verhältnis (SNR, Abschn. 2.3), ab, sondern auch von der verwendeten Modulation und Kodierungsrate. Dieser Zusammenhang wurde mit Hilfe des OFDM-Simulator von Heiskala et al. evaluiert [52]. Zunächst betrachten wir den Fall, dass der Kanal keinem Multi-Path-Fading unterliegt. Man spricht hier von einem Kanal mit additiven weißen Gaußschen Rauschen (AWGN). Der Zusammenhang zwischen der Paketfehlerrate (PER) und der Signalqualität (SNR) in einem AWGN-Kanal ist in Abb. 2.5 (oben) dargestellt. Zunächst ist zu erkennen, dass bei höherer Datenrate ein höherer SNR-Wert benötigt wird, damit ein Paket erfolgreich empfangen werden kann. Es kann aber keine scharfe Abgrenzung zwischen dem Bereich, wo ein Paket empfangen wird und wo nicht, gemacht werden. Stattdessen existiert ein Bereich, wo ein Paket mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit empfangen wird. Im Falle eines Kanals mit Fading vergrößert sich dieser Bereich signifikant (Abb. 2.5, unten). Schließlich spielt auch die Paketgröße eine entscheidende Rolle, bei kleinen Paketen benötigt man weniger SNR für den erfolgreichen Empfang als bei großen (bis zu 4 dB).

Im Gegensatz zum FEC erfolgt beim ARQ-Protokoll am Empfänger lediglich die Fehlererkennung mit Hilfe von Cyclic Redundancy Check (CRC) bzw. Frame Check Sequence (FCS). Sollte das Paket fehlerhaft sein, so fordert der Empfänger beim Sender eine Wiederholung der Übertragung an. Eine Reihe verschiedener ARQ-Protokolle ist zur Zeit bekannt. Das einfachste ist das Send-and-Wait. Hier wartet der Sender mit der Übertragung eines neuen Pakets so lange bis das alte vom Empfänger erfolgreich bestätigt wurde. Dieses Verfahren wird von IEEE 802.11 eingesetzt. Andere Verfahren verwenden einen *Sliding-Window*-Ansatz (Go-back-N bzw. Selective-Reject).

2.2.2 Diversität

Wie wir in Abschn. 2.1.1 sehen konnten, unterliegt der Kommunikationskanal einem Fading-Prozess. Verglichen mit einem AWGN-Kanal, ist hier die Fehlerrate wesentlich höher. Der Grund hierfür ist, dass die Kommunikation von der Signalstärke eines einzigen Signalpfades zwischen Sender und Empfänger abhängt. Es ist jedoch sehr wahrscheinlich, dass die Signalstärke eines solchen Kanals infolge des Fading unter den Schwellwert für den erfolgreichen Empfang (*fade*) fällt. In einem solchen Fade wird somit jedes Kommunikationssys-

⁶ binary phase-shift keying

⁷ quadrature amplitude modulation

KAPITEL 2: EIN-HOP KOMMUNIKATION

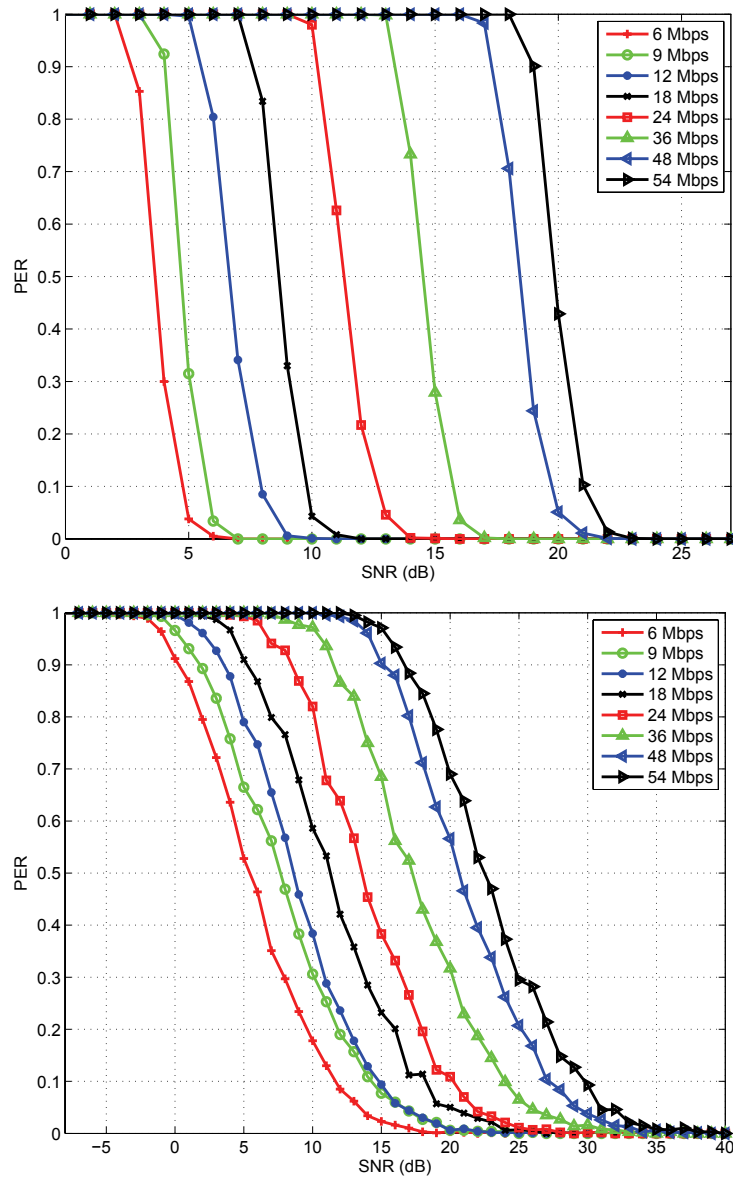


Abbildung 2.5: Paketfehlerrate (PER) vs. Signalqualität (SNR) in einem AWGN (oben) sowie einem Fading-Kanal (unten). Es wurden die in IEEE 802.11a spezifizierten Bitraten verwendet. Ferner hatten die Pakete eine Größe von 1500 Bytes.

tem eine hohe Fehlerrate aufweisen. Dieses Problem lässt sich lösen, indem Signale gleicher Information über eine Vielzahl von Signalpfaden mit unabhängigen Fading versendet werden. Der Empfänger erhält nun eine Vielzahl unabhängiger Datensymbolkopien; mindestens so lange, wie einer dieser Signalpfade stark ist, ist eine zuverlässigere Detektion möglich. Diese Technik führt zu einer signifikanten Steigerung der Leistung in einem Fading-Kanal und wird als *Diversität* bezeichnet [111]. Es existiert eine Reihe unterschiedlicher Verfahren, um Diversität zu erreichen. Hier wird unterschieden, ob sie in der Zeit-, Frequenz- oder räumlichen Domäne arbeiten:

- Zeitdiversität (z.B. Wiederholungskodierung (*repetition coding*))
- Frequenzdiversität (z.B. OFDM⁸)
- Räumliche Diversität (Multi-Antennensysteme)

Zeitdiversität Bei der Zeitdiversität werden die kodierten Symbole in der Zeit verstreut, wodurch die einzelnen Symbole unabhängige Fades erfahren, d.h. das Fading wird über die Zeit gemittelt. Dadurch wird die Wahrscheinlichkeit reduziert, dass sich alle Teile eines Codeworts in einem Fade befinden und somit die Fehlerkorrektur über FEC ermöglichen.

Frequenzdiversität In Breitbandssystemen (*wideband*) sind die Teile des Frequenzbandes zusätzlich unterschiedlich stark vom Fading betroffen, man spricht in diesem Zusammenhang auch von frequenzselektiven Fading. So wird Diversität im Falle von OFDM dadurch erreicht, dass Symbole auf unterschiedliche Unterträger (*subcarrier*) aufgeteilt werden. Diese Form der Diversität wird Frequenzdiversität genannt.

Räumliche Diversität Ist die Kohärenzzeit des Kanals zu groß (z.B. langsame Mobilität der Nutzer), führt die Verwendung von Zeitdiversität dazu, dass große Latenzen entstehen, welche ab einer bestimmten Größe nicht mehr von der Anwendung toleriert werden können. Kann ferner keine Frequenzdiversität verwendet werden, so ist die dritte Form der Diversität anwendbar. Ist der Sender und/oder Empfänger mit mehreren Antennen ausgestattet und sind diese weit genug räumlich voneinander separiert⁹, so ist das Fading in den Signalpfaden zwischen unterschiedlichen Antennenpaaren unabhängig. Dies wird als räumliche (*spatial*) bzw. Antennen-Diversität bezeichnet.

Antennen-Diversität lässt sich weiterhin in Empfangsdiversität (*receive diversity*) und Sendediversität (*transmit diversity*) unterteilen (Abb. 2.6). Bei der ersten werden mehrere Empfangsantennen verwendet, bei der zweiten mehrere Sendeantennen. Die Entwicklung auf dem Gebiet der Space-Time-Codes führte zu Systemen mit mehreren Sende- und Empfangsantennen, die neben dem Diversitätsgewinn noch die parallele Übertragung von Datenströmen (*spatial multiplexing*) erlauben [88].

⁸Orthogonal Frequency Division Multiplexing

⁹Eine Separation der Antennen in der Größenordnung einer halben Trägerwellenlänge ist ausreichend.

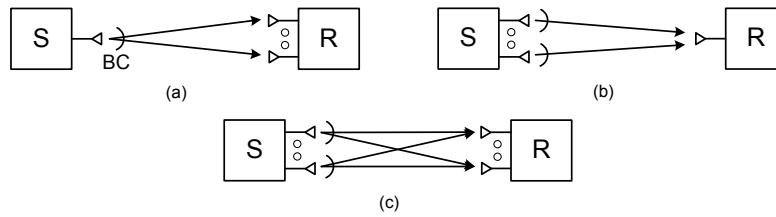


Abbildung 2.6: Antennen-Diversität: (a) Empfangsdiversität, (b) Sendediversität, (c) Empfangs- und Sendediversität.

2.3 Mehrnutzer-Kommunikation

In diesem Abschnitt erfolgt eine ganzheitliche Betrachtung der drahtlosen Kommunikation mit allen daran beteiligten Teilnehmern. Die Mehrnutzerkommunikation kann nicht nur als eine Ansammlung von isolierten P2P¹⁰-Verbindungen angesehen werden. Ein wichtiger Aspekt, der eine solche Betrachtung, im Gegensatz zur drahtgebundenen Kommunikation, notwendig macht, ist die Interferenz. Ob der Empfänger eines Radiosignals dieses auch dekodieren kann, hängt von einigen Faktoren ab. Einer davon ist die Signalstärke P_R des empfangenen Signals. Damit das Signal dekodiert werden kann, muss P_R zunächst die minimal notwendige Signalstärke P_R^{\min} (Schwellwert) übersteigen. P_R^{\min} ist jedoch nicht das einzige Kriterium, folgende Faktoren haben ebenfalls einen Einfluss auf den erfolgreichen Empfang (Abb. 2.7):

- Rauschen, das inhärent bei einem Radiosystem (z.B. thermales Rauschen) bzw. in der Umgebung (z.B. Atmosphäre) des Empfängers vorkommt,
- Interferenz infolge paralleler Übertragungen auf dem geteilten Medium

Ein am Empfänger wahrgenommenes Rauschen kann eine Vielzahl von Ursachen haben. Die häufigste ist das thermische Rauschen, auch Johnson-Rauschen genannt, welches durch die Bewegung von Elektronen in Leitern verursacht wird und nicht beseitigt werden kann [60]. Es handelt sich hierbei um ein weißes Rauschen, daher ein Rauschen mit konstanter Amplitude im Leistungsdichtespektrum. Das an einem Empfänger wahrgenommene Rauschen kann wie folgt berechnet werden [81]:

$$P_{\text{thermal}} = k_B T \Delta f \quad (2.11)$$

wobei k_B die Boltzmann-Konstante, T die absolute Temperatur und Δf der betrachtete Frequenzbereich sind.

Definition 1. Signal-Rausch-Verhältnis

Das Verhältnis zwischen gewünschtem Signal und dem beim Empfänger wahrgenommenen Rauschen wird als Signal-Rausch-Verhältnis (signal-to-noise ratio) bezeichnet und mit SNR abgekürzt.

In einem drahtlosen Netz mit nur einem isolierten Sender-Empfänger-Paar bestimmt der SNR-Wert allein, ob eine Signal dekodiert werden kann oder

¹⁰Punkt-zu-Punkt

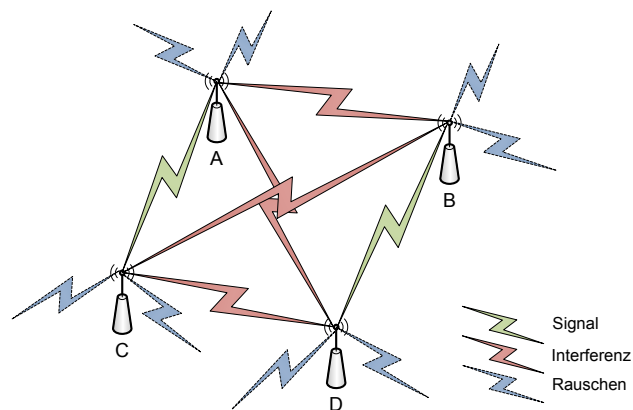


Abbildung 2.7: Ein Radioempfänger empfängt ein Signalgemisch, bestehend aus dem gewünschten Signal, Interferenz von anderen Nutzern sowie Rauschen. In dem hier illustrierten Beispiel kommuniziert Nutzer A mit C und Nutzer B mit D.

nicht. Liegt ein hoher SNR-Wert vor, so ist die Fehlerrate klein. Betrachten wir nun den drahtlosen Kanal als ganzes. Zu Interferenz kommt es, da es sich bei dem Radiomedium um ein geteiltes Medium handelt, welches jederzeit von anderen Sendern gleichzeitig verwendet werden kann. Konkurrierende Übertragungen werden jedoch als Störungen (Interferenzen) beim Empfänger wahrgenommen. In einem solchen Fall muss für einen erfolgreichen Empfang die Signalstärke des erwünschten Signals um ein Vielfaches größer als alle anderen zu diesem Zeitpunkt beim Empfänger eintreffenden interferierenden Signale (inkl. Rauschen) sein.

Definition 2. Signal-Rausch-Interferenz-Verhältnis

Das Verhältnis zwischen gewünschtem Signal und dem beim Empfänger wahrgenommenen Rauschen plus Interferenz wird als Signal-Rausch-Interferenz-Verhältnis (signal-to-noise-plus-interference ratio) bezeichnet und mit SNIR abgekürzt:

$$\text{SNIR} = \frac{\text{Signal}}{\text{Rauschen} + \text{Interferenz}} \quad (2.12)$$

Der SNIR-Wert bestimmt maßgeblich, ob eine Übertragung erfolgreich ist oder nicht. Am folgenden Beispiel sollen die Begriffe Signal, Rauschen, Interferenz und SNIR veranschaulicht werden. Hierzu betrachten wir das in Abb. 2.8 (links) dargestellte Netzwerk. Hier soll ein Paket von B an X übertragen werden. Gleichzeitig wird aber das Medium von den Nutzern A und C genutzt, was von X als Interferenz wahrgenommen wird. Neben Interferenz tritt an Knoten X noch Rauschen auf. Der für einen erfolgreichen Empfang notwendige SNIR-Schwellenwert wird zu Beginn und am Ende der Übertragung nicht überschritten, wodurch die Übertragung fehlschlägt.

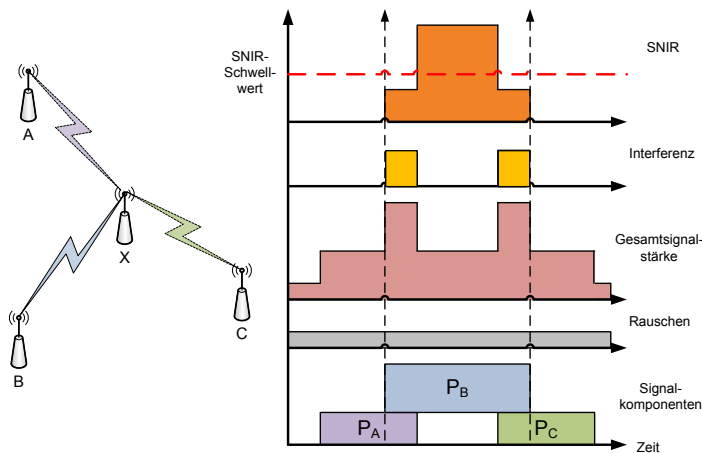


Abbildung 2.8: Im Netzwerk (links) wird das gemeinsame Radiomedium von den Knoten A, B und C gleichzeitig verwendet. Die zugehörige Abbildung (rechts) illustriert schematisch das Zustandekommen des am Empfänger X wahrgenommenen SNIR Wertes.

2.3.1 Radiospektrum

Die Verwendung des Radiospektrums ist reguliert. Der Regulierer legt fest, wie und von wem bestimmte (Frequenz-)Bänder des Spektrums verwendet werden dürfen. Prinzipiell wird unterschieden, ob ein Band von lizenzierten bzw. nicht-lizenzierten Nutzern verwendet werden kann. Ferner werden technische Aspekte wie Zugriffsverfahren, Sendestärken, etc. vorgeschrieben. Bei der Verwendung des lizenzierten, exklusiv für einen Betreiber reservierten, Spektrums können wir davon ausgehen, dass keine Interferenz von außerhalb des Systems zu erwarten ist. Die einzige Quelle für Interferenz sind die am System teilnehmenden eigenen Nutzer. Zelluläre Netze verwenden in der Regel ein lizenziertes Band. Wird hingegen ein nicht-lizenziertes Spektrum wie im Falle von WiFi (IEEE 802.11) verwendet, so muss auch mit Interferenz von außerhalb des Systems gerechnet werden. Hier können Nutzer beliebiger Systeme, die sich an bestimmte technische Beschränkungen halten, das Spektrum verwenden. Da ein lizenzfreies Spektrum von vielen unterschiedlichen Radiotechnologien gleichzeitig verwendet werden kann, ist der exklusive Zugriff auf das Medium nicht gegeben. Stattdessen verursachen andere konkurrierende Nutzer Interferenz, wodurch die Einhaltung gewisser Dienstgüte (QoS) erschwert wird. Die gegenseitige Beeinflussung muss daher berücksichtigt werden. Ferner wird im Gegensatz zum lizenzierten Spektrum die maximale Sendestärke stärker eingeschränkt, wodurch sich die überbrückbare Distanz zwischen Nutzern deutlich verringert und nur wenige Links hohe Signalqualitäten aufweisen. Beispiele für nicht-lizenzierte Spektren sind die ISM (*Industrial, Scientific and Medical*)-Bänder, die z.B. im 2,4 GHz-Bereich von IEEE 802.11 verwendet werden:

- 900 MHz band (902 ... 928 MHz)
- 2,4 GHz band (2,4 ... 2,4835 GHz)

- 5,8 GHz band (5,725 ... 5,850 GHz)

Für den Einsatz in Community- bzw. Sensor-Maschennetzen kann das lizenzierte Spektrum, obwohl es einige wichtige Vorteile besitzt, aufgrund der hohen Kosten für die Bandbreite nicht verwendet werden. Wir werden uns daher auf das lizenzfreie Spektrum konzentrieren.

2.3.2 Mehrnutzerzugriff und Interferenz

Um einer Vielzahl von Nutzern den Zugang zum drahtlosen Medium zu erlauben, müssen zwei zentrale Fragen beantwortet werden:

- Wie erfolgt der Mehrnutzerzugriff (*multiple access*)?
- Wie wird Interferenz verwaltet?

Der Mehrnutzerzugriff beschäftigt sich damit, wie die zur Verfügung stehenden Ressourcen (Zeit, Frequenz und Raum) zwischen den Nutzern aufgeteilt werden. Im Falle von zellulären Netzen werden alle Nutzer innerhalb einer Zelle betrachtet. Andererseits kümmert sich die Interferenzverwaltung um die Verwaltung von Interferenzen infolge simultaner Übertragungen in mehreren Zellen [116]. Wie wir später sehen werden, fällt diese strikte Trennung in Maschennetzen aufgrund der flachen Hierarchie schwer - es existieren keine Zellen. Stattdessen werden häufig beide Probleme durch ein einzelnes verteiltes Protokoll für den Mediumzugriff gelöst. Damit ein gemeinsam genutztes Radiospektrum von einer Vielzahl von Stationen genutzt werden kann, müssen die parallelen Zugriffe auf das gemeinsame Medium gebündelt (*multiple-xing*) werden. Das Radiomedium kann dabei in verschiedene Dimensionen wie Frequenz, Zeit, Code und Raum unterteilt werden.

2.3.3 Multi-User Diversität

Die Auseinandersetzung mit der Frage nach dem optimalen Mediumzugriffsverfahren brachte einige neue Techniken und Konzepte, wie sukzessive Interferenzauslöschung (*successive interference cancellation*), Superpositionskodierung und Multi-User-Diversität hervor [111]. Im Gegensatz zur klassischen Herangehensweise betrachten alle drei Verfahren das drahtlose System, bestehend aus einer Vielzahl von teilnehmenden Nutzern, als Ganzes und nicht als eine Ansammlung isolierter P2P-Verbindungen. Der daraus resultierende Mehrnutzerkanal kann dabei als eine Verallgemeinerung des P2P-Szenarios angesehen werden. Die meisten der hier behandelten Konzepte wurden informationstheoretisch im Kontext zellulärer Netze entwickelt. Wie wir jedoch im Laufe der Arbeit sehen werden, lassen sich diese auch auf Maschennetze übertragen.

Opportunistische P2P-Kommunikation Die Multi-User-Diversität ist die Erweiterung der opportunistischen P2P-Kommunikation auf den Mehrnutzerkanal. Widmen wir uns deshalb zunächst der opportunistischen P2P-Kommunikation. Wie eingangs bereits erwähnt, wird das Fading in der traditionellen Herangehensweise als Missstand angesehen und mit verschiedenen Verfahren wie Zeit-, Frequenz- und Antennen-Diversität bekämpft,

die opportunistische Kommunikation hingegen versucht, diese zeitlichen Schwankungen im Signal auszunutzen. Liegt ein Fading-Kanal vor, so kann dessen Kapazität die eines Kanals ohne Fading (AWGN-Kanal mit demselben mittleren SNR) weit übersteigen. Bildlich ausgedrückt kommt der Gewinn dadurch zustande, dass die Schwankungen in einem Fading-Kanal „Berge“ und „Täler“ erzeugen. Wenn außerdem die verfügbare Energie niedrig ist (niedriger SNR), kann die Kapazität dadurch erhöht werden, dass der Sender nur dann sendet, wenn der Kanal einen Höhepunkt (Berg) erreicht hat. Dieses Verhalten bezeichnet man als opportunistisch. In einem AWGN-Kanal ohne Fading, befindet sich der Kanal konstant um den Mittelwert herum, wodurch es keine Berge gibt, von denen man profitieren könnte. Erweitert man nun die Idee der opportunistischen Kommunikation auf den Mehrnutzerkanal, so ergeben sich zusätzliche Chancen, wonach zu einem Zeitpunkt der Nutzer mit dem besten Kanal diesen vor allen anderen verwendet (Multi-User-Diversität). Im Gegensatz zur opportunistischen P2P-Kommunikation hat die Multi-User-Diversität auch in Bereichen mit hohen SNR einen signifikanten Einfluss auf die Gesamtkapazität [111].

Opportunistische Mehrnutzer-Kommunikation Die Idee der opportunistischen P2P-Kommunikation besteht darin, immer dann mit einer hohen Datenrate zu senden, wenn der Kanal gut ist, und mit einer niedrigen bzw. gar nicht, wenn der Kanal schlecht ist. Diese Idee kann nun auf den Mehrnutzerkanal erweitert werden, wonach neben dem Sendezeitpunkt zusätzlich entschieden werden muss, welche Nutzer senden und welche empfangen und wie die Energie auf die einzelnen sendenden Nutzer zu verteilen ist. Diese zusätzliche Möglichkeit bezeichnet man auch als Multi-User-Diversitätseffekt. In einem großen Netzwerk existiert zu jedem Zeitpunkt mit großer Wahrscheinlichkeit ein Nutzer, dessen Kanal sich nahe dem Höchststand (*peak*) befindet. Wenn nun dieser Nutzer zu diesem Zeitpunkt über die gesamte zur Verfügung stehende Bandbreite sendet, kann die Gesamtmehrnutzerkapazität erreicht werden. Die sicherlich interessanteste Schlussfolgerung, welche sich aus dieser theoretischen Aussage ziehen lässt, ist, dass orthogonale Zugriffsverfahren optimal sind. Mit anderen Worten, die Gesamtmehrnutzerkapazität kann mit einem orthogonalen Zugriffsverfahren, wie z.B. dem von 802.11 verwendeten Time-Division Multiple Access (TDMA), erreicht werden.

Das Prinzip, welches hinter dem Multi-User-Diversitätseffekt steckt, lässt sich aus der folgenden Beobachtung gewinnen. In einem zellulären Netz werden die Signale von unterschiedlichen Nutzern (Uplink¹¹) über Kanäle mit unterschiedlichen Kanaleigenschaften zur Basisstation übertragen. Zu einem gegebenen Zeitpunkt sollte der Nutzer mit der höchsten momentanen Signalstärke am Empfänger (hier Basisstation) das Medium verwenden. In Abb. 2.9 wird dieser Zusammenhang illustriert. Betrachten wir zunächst den oberen Teil der Abbildung. Hier ist ein Netzwerk, bestehend aus lediglich einem Nutzer inkl. Basisstation, dargestellt ebenso die zugehörige Qualität (z.B. SNR) des Uplink-Kanals. Aufgrund des Fading schwankt die Kanalqualität über die Zeit, was

¹¹Unter Uplink wird der Informationsfluss von Nutzern zu der Basisstation verstanden. Es stellt damit ein N:1 Kommunikationsproblem dar. Beim Downlink handelt es sich um den gegensätzlichen Fluss - von der Basisstation zu den Nutzern. Dies stellt einen Broadcast-Kanal bzw. ein 1:N Kommunikationsproblem dar. Nähere Informationen hierzu finden sich in [30].

KAPITEL 2: EIN-HOP KOMMUNIKATION

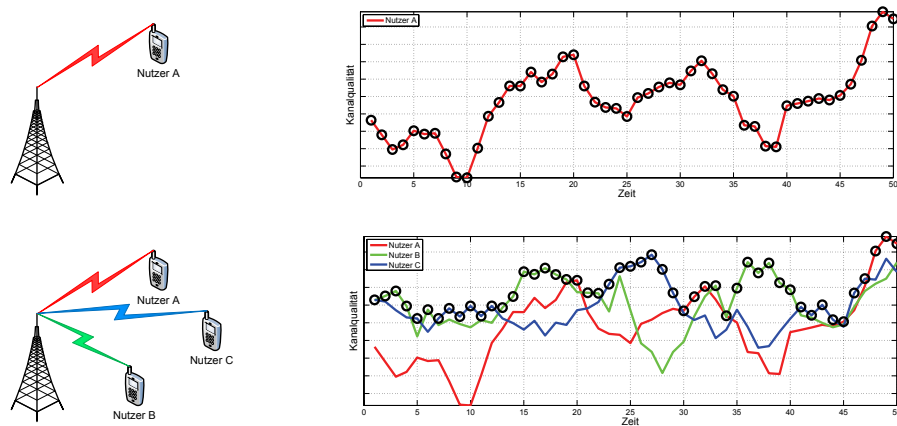


Abbildung 2.9: In einem Netzwerk mit nur einem Nutzer (oben) und drei Nutzern (unten) und einem typischen Fading-Kanal (Rayleigh-Fading). Um Multi-User-Diversität auszunutzen, wird zu jedem Zeitpunkt der Nutzer mit den „besten“ Kanaleigenschaften ausgewählt (dargestellt als runde Markierung).

dazu führt, dass zu Zeiten schlechter Kanalqualität (*fade*) die Kanalkapazität gering ist. Wenden wir uns nun dem unteren Teil der Abbildung zu. Das System besteht hier aus drei Nutzern und einer Basisstation. Zusätzlich sind die Kanalqualitäten des Uplink der drei Nutzer über die Zeit dargestellt, wobei auch diese zeitlichen Schwankungen ausgesetzt sind. Der wesentliche Punkt jedoch ist, dass die einzelnen Kanalqualitäten der Nutzer unabhängig oder zumindest stark untereinander unkorreliert sind. Die Idee ist nun, dieses Phänomen dahingehend auszunutzen, dass zu einem Zeitpunkt der Nutzer mit dem besten Kanal ausgewählt wird. Die daraus resultierende effektive Kanalqualität ist damit höher als die Qualitäten der einzelnen Kanäle. Mit wachsender Anzahl der Nutzer im Netzwerk erhöht sich somit die Kapazität, da sich die Wahrscheinlichkeit, dass zu einem Zeitpunkt mindestens ein Nutzer einen guten Kanal besitzt, erhöht. Ferner hängt der Gewinn von der Verteilung des Fading ab, je stärker die Schwankungen im Fading, umso wahrscheinlicher ist es, dass ein Nutzer mit einem starken Kanal existiert. Dies vergrößert den Multi-User-Diversitätsgewinn. Betrachten wir hierzu unsere Fading-Modelle Rayleigh und Rician (Abschn. 2.1.4 und 2.1.4). Die Schwankungen, hervorgerufen durch das Rician-Fading sind in Vergleich zum Rayleigh-Fading aufgrund der dominanten (deterministischen) LOS-Komponenten geringer, d.h. der Multi-User-Diversitätseffekt ist in einem Rayleigh-Kanal höher.

Ein herausragendes Merkmal der Multi-User-Diversität ist, dass sie inhärent in drahtlosen Netzen mit Fading und einer Vielzahl von Nutzern vorliegt und damit keine zusätzliche Hardware wie z.B. Antennen benötigt. Durch dynamisches Scheduling von Ressourcen an die Nutzer in Abhängigkeit von deren Kanalzustand lässt sich der Multi-User-Diversitätseffekt anwenden, wofür jedoch der Sender die Kanalqualitäten aller beteiligter Nutzer kennen muss.

Formen der Multi-User-Diversität Multi-User Diversität kann in zwei Ebenen verwendet werden:

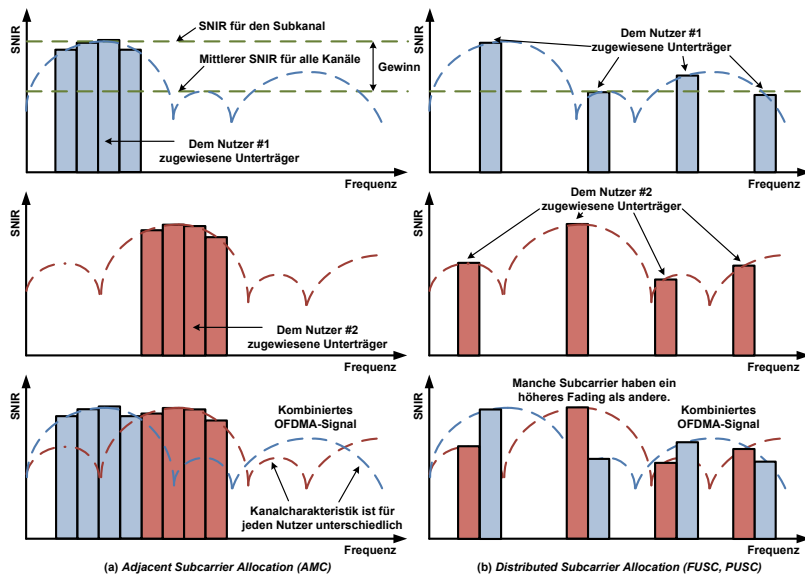


Abbildung 2.10: Multi-User Diversität in IEEE 802.16 - Adaptive Modulation Coding (links) und Distributed Subcarrier Allocation (rechts).

- In der Zeitdomäne
- In der Frequenzdomäne

Bei der Multi-User-Diversität in der Zeitdomäne wird das Medium zu einem Zeitpunkt von dem Nutzer mit dem besten Kanal verwendet (letzter Abschnitt). Multi-User-Diversität in der Frequenzdomäne kann hingegen bei frequenzselektivem Fading eingesetzt werden. Hierbei wird ein Kanal in Subkanäle zerlegt. Zu einem Zeitpunkt wird ein Subkanal von dem Nutzer mit der höchsten Qualität genutzt. Dieses soll im Folgenden am Beispiel von IEEE 802.16 OFDMA erläutert werden [121]. Adaptive Modulation Coding (AMC) ist ein effektives Verfahren in IEEE 802.16, um den Durchsatz in zeitlich-variablen Kanälen zu erhöhen. AMC ist eine Permutationstechnik zur Konstruktion von logischen Subkanälen. Subkanäle werden dabei durch Gruppierung benachbarter Unterträger gebildet (siehe Orthogonal Frequency-Division Multiple Access (OFDMA)). Mit Hilfe eines Schedulers werden für jeden Nutzer die optimalen Subkanäle bestimmt und zugewiesen. In Abb. 2.10 wird AMC mit einer anderen Permutationstechnik, der Distributed Subcarrier Allocation (DSCA), verglichen. AMC weist sowohl dem Nutzer 1 als auch 2 einen Subkanal zu, dessen SNIR-Wert über dem Mittelwert der anderen Unterträger liegt. Bei DSCA werden hingegen die Unterträger zufällig einem Unterkanal zugewiesen. Wie zu erkennen ist, kann mit Hilfe von AMC ein Multi-User-Diversitätsgewinn gegenüber DSCA erreicht werden.

Multi-User vs. klassischer Diversität Die Multi-User-Diversität unterscheidet sich grundlegend von klassischen Diversitätsverfahren (Abschn. 2.2.2). So versuchen die klassischen Verfahren die Zuverlässigkeit der Luftschnittstelle

zu erhöhen. Fading wird dabei als Missstand angesehen und bekämpft. Ferner werden isolierte P2P-Verbindungen betrachtet. Demgegenüber versucht die Multi-User-Diversität den Durchsatz in Fading-Kanälen zu erhöhen. Erreicht wird dies dadurch, dass Schwankungen im Kanal ausgenutzt werden. Gerade diese Schwankungen garantieren mit einer hohen Wahrscheinlichkeit, dass ein Nutzer existiert, dessen momentane Kanalsignalstärke höher als der Mittelwert ist. Vom Vorteil dieses starken Kanals kann man dadurch profitieren, indem man alle Ressourcen genau diesem einen besten Nutzer zuweist. Es wird also ein systemweiter Gewinn erreicht.

Literatur Der Multi-User-Diversitätseffekt wurde erstmals von Knopp et al. im Zusammenhang mit der Anpassung der Sendestärke (*power control*) für zelluläre Netze erwähnt [63]. Der Multi-User-Diversitätseffekt hängt stark von der Schwankungsbreite im Fading-Kanal ab. In einem Kanal mit wenigen Schwankungen ist der Effekt gering, daher haben Viswanath et al. das opportunistische *Beamforming* vorgestellt [115]. Hier werden mit Hilfe von Antennenfeldern künstliche Schwankungen im Kanal erzeugt, um den Multi-User-Diversitätseffekt zu vergrößern. Auf dem Gebiet der zellulären Netze wurde eine Reihe von Arbeiten durchgeführt, die sich auf die praktische Anwendbarkeit von Multi-User-Diversität konzentrierten. Hier wurden Verfahren wie kanalabhängiges Scheduling (opportunistic scheduling) sowie Protokolle für die schnelle Anpassung von Bitraten (*fast rate adaptation*) entwickelt, die dann in Standards wie WCDMA-HSDPA [86] und CDMA2000-HDR [11] einfließen. In jüngerer Zeit wurde der Gedanke in Richtung Kooperation weiter gedacht. Entstanden sind Verfahren wie Multi-User-Transmit-Diversity [20] und Multiuser-MIMO [94].

2.3.4 Interferenz-Bereich

Wie wir bereits gesehen haben, ist der erfolgreiche Signalempfang sowohl von der Signalstärke als auch vom Rauschen und der Interferenz am Empfänger abhängig. Geht man ferner davon aus, dass das Rauschen an einem Empfänger einen konstanten Leistungspegel hat (weißes Rauschen), so bestimmt die am Empfänger wahrgenommene Interferenz maßgeblich den erfolgreichen Signalempfang. Die von einem Empfänger wahrgenommene Interferenz ist jedoch sehr schwer vorherzusagen. Selbst wenn ein Nutzer die Information über alle konkurrierenden Übertragungen kennt, ist es ihm nicht möglich, deren Einfluss zu ermitteln, da auch die als Interferenz wahrgenommenen Übertragungen durch Effekte wie Pfadverlust, Shadowing und Fading beeinflusst werden. Die Annahme, der Interferenzbereich um einen Sender herum sei kreisförmig, rautenförmig, etc. ist demnach falsch. Folgende Verfahren zur Minderung von Interferenz sind bekannt:

- Anpassung der Sendestärke (*topology control*)
- Anpassung des Carrier-Sense-Schwellwertes
- Scheduling des Mediumzugriffs
- Verwendung interferenzfreier Kanäle (*channel diversity*)

Anstatt mit maximaler Sendestärke zu senden, passt jeder Nutzer seine Sendestärke an (*network topology control*), um Interferenz zu anderen Nutzern zu minimieren. Über die Anpassung des Carrier-Sense-Schwellwertes kann ein Kompromiss zwischen der Höhe der Interferenz und räumlicher Wiederverwendung (*spatial reuse*) gefunden werden. Über ein Scheduling für den Mediumzugriff kann sichergestellt werden, dass immer nur interferenzfreie Übertragungen erfolgen. Die in dieser Arbeit beschriebenen Protokolle werden das vierte Verfahren verwenden. Durch die Verwendung interferenzfreier Kanäle können räumlich nahe gelegene Übertragungen parallel und ohne gegenseitige Störung erfolgen.

2.3.5 Verwendung mehrerer Kanäle

Die Wiederverwendung von Frequenzen (*frequency reuse*) ist eine der Basiskonzepte in zellulären Netzen. Die Idee dahinter ist, dass Nutzer an verschiedenen geographischen Orten (Zellen¹²) gleichzeitig dieselbe Frequenz verwenden. Die Wiederverwendung von Frequenzen erhöht die Kapazität des Netzes und verbessert die spektrale Effizienz. Andererseits kommt es jedoch zur gegenseitigen Interferenz, somit muss ein Kompromiss zwischen Kanalqualität (SNIR) und -kapazität gefunden werden. Man versucht deshalb in zellulären Netzen die Frequenzen gleichmäßig auf alle Zellen aufzuteilen, indem das zur Verfügung stehende Frequenzband in Kanäle unterteilt wird. Eine wichtige Größe stellt die Kanalwiederverwendungsdistanz (*frequency reuse distance*) dar. Sie bestimmt die kürzeste Distanz zwischen zwei Zellen, die den gleichen Kanal verwenden. Je größer die zur Verfügung stehende Anzahl an Kanälen ist, umso weiter können zwei Zellen mit demselben Kanal voneinander entfernt aufgestellt werden, wodurch die gegenseitige Interferenz (*co-channel interference*) sinkt.

Interferenz durch benachbarte Kanäle

Die Unterteilung des Frequenzbandes in Kanäle ist jedoch nicht unproblematisch. Ist der Abstand zwischen benachbarten Kanälen im Frequenzband klein, so kann es zu Interferenz zwischen benachbarten Kanälen kommen.

Definition 3. Adjacent Channel Interference

Bei *Adjacent Channel Interference (ACI)* handelt es sich um Interferenz, welche durch nahegelegene Sender auf unterschiedlichen Frequenzkanälen hervorgerufen wird. Dabei geht ein Teil der Leistung des Signals eines Kanals auf einen benachbarten Kanal über [92, p. 74]. Das daraus resultierende Problem wird häufig auch als *Near-Far* bzw. *Near-Field Effekt* bezeichnet [51, p. 279].

Im Falle von 802.11 kann ACI den Carrier-Sensing-Mechanismus (Abschn. 3.2.1) dazu bringen, den Kanal fälschlicherweise als belegt zu melden (*spurious carrier detection*). Ferner kann ACI die Ursache für Paketverlust sein.

¹² Eine Zelle stellt dabei eine Fläche dar, die von einer Basisstation abgedeckt wird.

Kanäle in IEEE 802.11

In IEEE 802.11 wird das zur Verfügung stehende Radiospektrum in Kanäle unterteilt. Es steht eine Vielzahl von Kanälen sowohl im 2,4 als auch im 5 GHz-Band zur Verfügung.

802.11b/g (2.4 GHz) Von 802.11b wird das Direct-Sequence Spread Spectrum (DSSS) Verfahren eingesetzt. Hier gibt es im 2,4 GHz Band 13 Kanäle, welche untereinander einen Abstand von 5 MHz haben. Innerhalb eines Kanals wird die meiste Signalenergie über ein 22 MHz breites Band verteilt. Um Interferenz zwischen benachbarten Kanälen zu vermeiden, wird die erste Nebenkeule (*side lobe*) auf 30 dB unter der Signalstärke der Kanalmittefrequenz (*channel center frequency*) gefiltert. Zusätzliche Nebenkeulen werden auf 50 dB unter der Signalstärke der Kanalmittefrequenz gefiltert [45]. ACI bestimmt die Anzahl der Kanäle, die simultan verwendet werden können. 802.11b spezifiziert, dass ein Abstand von 25 MHz zwischen den Mittenfrequenzen zweier Kanäle ausreichend ist. Abb. 2.11 (links oben) zeigt die Spektralmasken von Übertragungen auf den sogenannten nicht-überlappenden Kanälen 1, 6, und 11.

Neben DSSS steht mit 802.11g auch eine physikalische Schicht auf Basis von OFDM im 2,4 GHz Band zur Verfügung. Ähnlich wie bei DSSS beschränkt auch hier die spektrale Übertragungsmaske die Energie in den Seitenbändern. In Abb. 2.11 (rechts) wird die nach 802.11g/a erlaubte Übertragungsmaske sowie die mit Hilfe eines Spektrum-Analysators aufgezeichnete Maske einer realen 802.11a-Übertragung dargestellt. Abb. 2.11 (links unten) zeigt wieder die Spektralmasken von Übertragungen auf den sogenannten nicht-überlappenden Kanälen im Falle von OFDM.

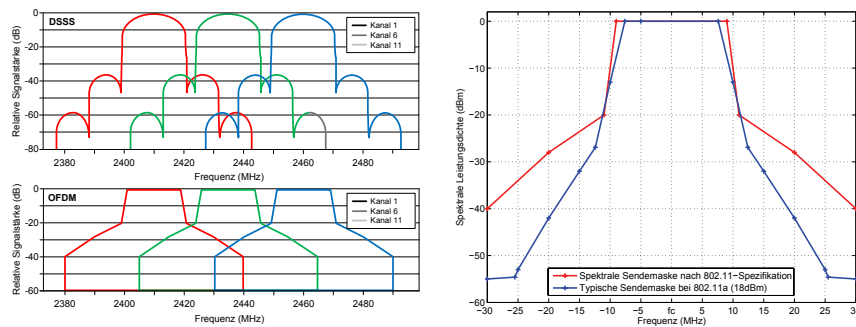


Abbildung 2.11: Kanalaufteilung in 802.11b (links oben) und 802.11g OFDM (unten) (angepasst aus [45]). Die nach 802.11g/a erlaubte Übertragungsmaske für OFDM sowie die mit Hilfe eines Spektrum-Analysators aufgezeichnete Maske einer realen 802.11a-Übertragung [24].

802.11a (5 GHz) Im Falle von 802.11a wird das 5 GHz Band verwendet. Hier wird im Gegensatz zum 2,4 GHz Band ausschließlich das OFDM-Modulationsverfahren eingesetzt. Ferner stehen 8 Kanäle für die Nutzung innerhalb sowie 11 Kanäle für die Nutzung außerhalb von Gebäuden zur Verfügung (ETSI¹³).

¹³www.etsi.org

Verglichen mit dem 2,4 GHz Band, sind hier die Kanäle weiter voneinander separiert – 20 anstelle von 5 MHz [45].

Schlussfolgerungen

Abschließend sei noch erwähnt, dass die Bekämpfung von Interferenz durch Verwendung möglichst vieler Frequenzen auf Kosten der spektralen Effizienz erfolgt. In zellulären Netzen kann die Zuweisung von Frequenzen zu Zellen nach einer aufwändigen globalen Planung, die Topologie und Umgebung berücksichtigt, erfolgen. Ferner kommen ausschließlich zentralisierte Algorithmen zum Einsatz. Wie wir später sehen werden, ist eine Planung der Frequenzvergabe in spontanen Maschennetzen aufgrund des Fehlens einer zentralen Komponente unmöglich. Hier müssen dezentrale Algorithmen zur Selbstorganisation gefunden werden.

KAPITEL 2: EIN-HOP KOMMUNIKATION

Kapitel 3

Multi-Hop Kommunikation

Ein interessantes und populäres Forschungsgebiet in der drahtlosen Kommunikation stellen drahtlose Multi-Hop Maschennetze (*multihop packet radio networks* (MPRNs)) dar. Ein MPRN beschreibt eine Netzwerktopologie, in der mehrere Teilnehmer (Knoten) direkt miteinander verbunden sind. Ein Knoten baut zu allen anderen in Funkreichweite befindlichen Knoten eine Verbindung auf. Im Gegensatz zu kabelgebundenen Netzen kann sich aufgrund von Mobilität der Knoten bzw. der zeitlichen Veränderung der Eigenschaften des Kanals die Topologie schnell und unvorhersehbar ändern. Zwei Knoten die sich nicht in unmittelbarer Funkreichweite befinden, sind auf die Hilfe anderer Knoten, die als Relay-Knoten bezeichnet werden, angewiesen. Das Weiterleiten eines Pakets durch einen Relay-Knoten wird als Multi-Hop-Übertragung bezeichnet. Ferner ermöglicht diese Topologie dadurch, dass mehrere Pfade vom Sender zum Empfänger existieren zum einen eine bessere Ausfallsicherheit. Andererseits lassen sich mehrere unabhängige Pfade zur besseren Ausnutzung der Netzkapazität einsetzen.

Ein wesentlicher Vorteil eines MPRNs ist, dass die Unterteilung eines langen Kommunikationspfades in eine Vielzahl von kurzen Hops zu einer signifikanten Verbesserung des SNIR führt. Statt eines langen Links mit niedrigen SNIR werden mehrere kurze Links mit hohem SNIR-Werten verwendet. Bei einem höheren SNIR-Wert kann eine höhere Datenrate verwendet werden. In den meisten Fällen übersteigt der Gewinn, resultierend aus der erhöhten Datenrate, den Aufwand durch die zusätzlichen Hops (Multi-Hop-Diversität). Zusätzlich erhöht die Verwendung von Multi-Hop-Übertragungen die räumliche Wiederverwendung des Mediums (*spatial reuse*). Schließlich kann mit MPRNs eine wesentlich größere Netzabdeckung (*coverage*) gewährleistet werden.

3.1 Theorie

Im Gegensatz zu drahtgebundenen Systemen müssen sich drahtlose Systeme eine endliche Ressource, das Radiofrequenzspektrum, miteinander teilen. Diese kann auch nicht durch das einfache Hinzufügen von zusätzlicher Hardware erweitert werden. Traditionelle Verfahren berücksichtigen diesen Umstand nur ungenügend. Ein interessanter Ansatz, der diesen Umstand berücksich-

tigt, stellen Relay-Netze dar. Die Idee hierbei ist, dass die zwischen Sender und Empfänger liegenden Stationen für den Datentransport zu Hilfe genommen werden können. Dadurch wird der lange Kommunikationspfad in viele kurze Kommunikationspfade (*multi hop*) unterteilt. Diese kurzen Kommunikationspfade wiederum weisen eine SNIR-Steigerung auf, wodurch sich höhere Datenraten verwenden lassen. Schließlich können mit Hilfe von Multi-Hop-Relaying auch weit entfernte Stationen erreicht werden, wodurch eine verbesserte Abdeckung möglich wird. Solche einfachen Relay-Systeme, auch konventionelles Relaying genannt, werden in Abschnitt 3.1.2 vorgestellt.

In letzter Zeit wurden auch auf dem Gebiet der Relay-Systeme wesentliche Fortschritte unter dem Begriff des „kooperativen Relaying“ gemacht. Durch Kooperation zwischen den Relays untereinander sowie durch eine intelligente Verknüpfung der Übertragungen aller Relays am Empfänger, kann die inhärent vorhandene räumliche Diversität in Relay-Systemen ausgenutzt werden. Wir haben bereits Diversitätsverfahren für drahtlose Systeme kennengelernt. Eine davon war die räumliche Diversität, welche mit Hilfe von Multi-Antennensystemen erreicht wurde. Mit Hilfe von Kooperation kann räumliche Diversität durch den Aufbau von virtuellen Antennenfeldern erreicht werden. Der dabei erreichte Diversitätsgewinn ist vergleichbar mit dem in herkömmlichen Multi-Antennensystemen (Abschn. 3.1.5).

3.1.1 Klassifikation

Prinzipiell lassen sich Relay-Systeme in zwei Klassen unterteilen. Bei dem nicht-regenerativen Relaying wird das vom Relay empfangene Signal lediglich verstärkt weitergesendet. Beim regenerativen Relaying hingegen wird das empfangene Signal dekodiert und anschließend weitergesendet. Eine detailliertere Klassifikation wird von Herhold et al. vorgenommen, wonach unterschieden wird zwischen [54]:

- Amplify-and-Forward,
- Decode-and-Forward,
- Decode-and-Reencode

Bei einem Amplify-and-Forward fungieren die Relay-Knoten als analoge Repeater, indem sie eine verstärkte Version des empfangenen Signals weiter-senden. Der Nachteil hier ist, dass das Rauschen verstärkt wird. Im Falle von Decode-and-Forward versuchen die Relays das Signal zu dekodieren, um anschließend eine exakte Kopie des originalen Signals weiter zu senden. Hierbei können Dekodierfehler propagiert werden. Schließlich wird beim Decode-and-Reencode das empfangene Signal dekodiert und ein neues Codewort, unterschiedlich zum empfangenen, konstruiert und versendet. Der Empfänger empfängt somit neben dem originalen noch das neu-kodierte Signal, welches inkrementelle Redundanz liefert.

3.1.2 Konventionelles Relaying

Wie wir bereits in Abschnitt 2 sehen konnten, wird die Leistungsfähigkeit eines drahtlosen Systems maßgeblich durch Kanal-Fading beeinträchtigt, das durch

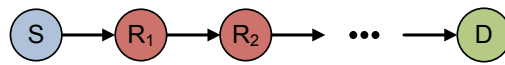


Abbildung 3.1: Relay-Netzwerk: Knoten A und D liegen außerhalb ihrer gegenseitigen Funkreichweite. Für eine Kommunikation sind diese auf die Hilfe der Relay-Knoten (R_1, R_2, \dots) angewiesen.

Pfadverlust, Shadowing sowie Multipath-Fading hervorgerufen wird. Daher muss ein Kompromiss zwischen Übertragungreichweite und Datenrate gefunden werden. Diesem Problem versucht man mit Relay-Netzen zu begegnen. Mit Hilfe von Relays kann der Pfadverlust zwischen Sender und Empfänger signifikant verringert werden. Ein Relay in einer solchen Relay-Kette ist dabei auf die gesendeten Daten seines unmittelbaren Vorgängers angewiesen. Der eigentliche Empfänger der Daten bekommt diese von letzten Relay der Kette zugesandt (Abb. 3.1). Eine solche Kommunikation wird auch als konventionelles Relaying bezeichnet. Im Unterschied zum kooperativen Relaying ist der Empfänger vollständig auf das Signal von letzten Relay angewiesen.

3.1.3 Kooperatives Relaying

Die Idee des kooperativen Relaying besteht darin, dass der Empfänger sowohl das vom Sender als auch vom Relay empfangene Signal miteinander kombinieren kann. Einen interessanten Ansatz für den Spezialfall mit 2 Hops haben Herhold et al. mit ihrem „Simple adaptive decode-and forward“-Protokoll gegeben [53].

Das 2-Hop-Szenario lässt sich nicht einfach auf den Multi-Hop-Fall verallgemeinern, der Grund hierfür ist Interferenz. Im Falle des 2-Hop-Szenarios liegt aufgrund der Orthogonalitätseinschränkung ein interferenzfreies Protokoll vor. Dem Relay werden orthogonale Ressourcen (Zeit oder Frequenz) für das Empfangen bzw. Senden zugewiesen. Für das Multi-Hop-Szenario lassen sich zwei Ansätze identifizieren [54]:

- keine Ressourcenwiederverwendung (*no resource reuse* (NRRU))
- Ressourcenwiederverwendung (*resource reuse* (RRU))

Nach dem NRRU lassen sich die zur Verfügung stehenden Ressourcen in k -viele Ressourcen unterteilen, wobei für jeden Hop eine andere Ressource zugewiesen wird. Der Vorteil hier ist, dass es zu keiner Interferenz zwischen den einzelnen Übertragungen entlang der Kette kommt. Nachteilig ist jedoch, dass jeder Link mit einer höheren Rate von $k \cdot R$ betrieben werden muss, um eine E2E-Rate von R zu erreichen. Beim RRU wird hingegen die Ressource in ($k' < k$)-viele Ressourcen unterteilt und diese dann den k -Hops zugewiesen. Der Vorteil daran ist, dass jeder Link nur noch mit einer Rate von $k' \cdot R$ arbeiten muss, der Nachteil, dass es aufgrund der Wiederverwendung von Ressourcen zu Interferenz kommt (Abb. 3.2).

3.1.4 Praktische Einschränkungen

Aus praktischer Sicht weisen existierende Relay-Systeme einen entscheidenden Nachteil auf. Die zur Zeit verfügbare RF-Hardware ist nicht in der Lage,

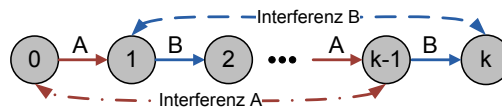


Abbildung 3.2: Beispiel für ein Multi-Hop-Netzwerk, welches RRU mit $k' = 2$ verwendet. Die Übertragung von Knoten 0 zu 1 interferiert mit dem Empfang an Knoten $k - 1$, da beide die Ressource A verwenden. Interferenz tritt auch auf, wenn sowohl Knoten 1 als auch Knoten $k - 1$ simultan senden.

gleichzeitig auf derselben Frequenz zu senden und zu empfangen, daher müssen orthogonale Kanäle für den Empfangs- und Sendepfad zugewiesen werden. Diese Orthogonalitätseinschränkung führt dazu, dass die zur Verfügung stehenden Ressourcen entweder in der Zeit und/oder Frequenz unterteilt werden müssen. Aus der Orthogonalitätseinschränkung folgt jedoch, dass die Datenrate auf den einzelnen Hops wesentlich höher sein muss. Betrachten wir hierzu ein System, in welchem von der Quelle zur Senke mit einer Rate von R übertragen wird. Erfolgt anstelle der direkten Übertragung eine Übertragung über k Hops, so muss auf jedem Hop mit einer Rate von $k \cdot R$ übertragen werden, um die gleiche E2E-Datenrate zu erreichen.

Die in Community- bzw. Sensornetzen eingesetzte RF-Hardware, die z.B. auf IEEE 802.11 basiert, bringt noch weitere Einschränkungen mit sich. Sie arbeiten häufig halb-duplex, was heißt, dass ein Knoten auch nicht in der Lage ist, gleichzeitig auf verschiedenen Frequenzen (Kanälen) zu senden und zu empfangen. Nur Stationen ausgestattet mit mehreren Radios (Multi-Radiosysteme), sind dazu in der Lage. Diese weitere Einschränkung macht die praktische Realisierbarkeit der Kooperation zwischen den Knoten wesentlich schwieriger.

3.1.5 Räumliche Diversität durch Kooperation

In der Literatur ist das kooperative Relaying auch als kooperative Diversität bzw. virtuelle Antennenfelder bekannt. Hinter all diesen Begriffen steht das gleiche Konzept, die Verwendung des Nutzers als Ressource (Abschn. 2.3.3). Im Nachfolgenden wird gezeigt, wie aus der Sicht der Antennenfelder das kooperative Relaying gesehen wird. Mit Hilfe von Kooperation können virtuelle Antennenfelder aufgebaut werden, und die dadurch erreichte räumlichen Diversität ist mit der Diversität herkömmlicher Multi-Antennensysteme vergleichbar. Im Folgenden werden drei mögliche Antennenfelder aufgezeigt.

Herkömmliche Antennenfelder Bei einem herkömmlichen Antennenfeld (*conventional antenna array*) sind die Antennen nahe zueinander aufgestellt (Abstand von $\lambda/2$) und miteinander verdrahtet. Über diese Antennen können dann mehrere Kopien desselben Signals empfangen und miteinander kombiniert werden. Aufgrund der zur Verfügung stehenden hohen Bandbreite kann die Zusammenfassung der Signale auf Symbolebene erfolgen (Abb. 3.3 (a)).

Verteilte Antennenfelder Bei verteilten Antennenfeldern (*distributed antenna array*) sind die Antennen räumlich weit voneinander getrennt aufgestellt. Im

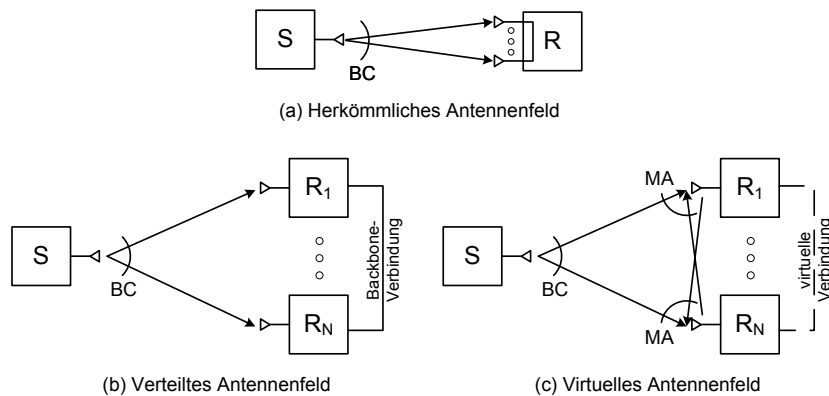


Abbildung 3.3: Übersicht über verschiedene Verfahren zur Erzeugung von Antennenfeldern auf Empfängerseite. Hierbei steht BC für Broadcast und MA für den Mehrnutzerzugriff.

Fälle von zellulären Netzen können dies unterschiedliche Basisstationen sein. Die Antennen sind dann in der Regel über einen kabelgebundenen Backbone mittlerer Bandbreite miteinander verbunden. Aufgrund der kleineren Bandbreite sowie der höheren Latenz werden die empfangenen Signale auf Paket- bzw. Fragmentebene zusammengefasst (Abb. 3.3 (b)).

Virtuelle Antennenfelder Bei einem virtuellen Antennenfeld (*virtual antenna array*) sind die Antennen räumlich weit voneinander getrennt aufgestellt. Im Gegensatz zu verteilten Antennenfeldern sind diese nicht über einen Backbone miteinander verbunden, sondern über virtuelle Verbindungen auf der MAC-Schicht (Abb. 3.3 (c)). Die praktische Umsetzung von virtuellen Antennenfeldern gestaltet sich am schwierigsten.

3.1.6 Kanal-Diversität (*channel diversity*)

Die Anzahl der Hops, welche entlang des Kommunikationspfades zurückgelegt werden müssen, hat einen großen Einfluss auf Durchsatz und Latenz in MPRNs [50]. Dies ist eine wesentliche Besonderheit von MPRNs, verglichen mit zellulären Netzen, wo lediglich ein Hop notwendig ist. Um Netzwerkpartitionierung zu verhindern, werden Knoten in MPRNs üblicherweise auf demselben Frequenzkanal betrieben. Dies hat jedoch zur Folge, dass sich die Knoten eine gemeinsame Kollisionsdomäne teilen müssen. Dies bedeutet, dass, wenn ein Knoten ein Paket zu einem anderen Knoten in seiner Funkreichweite überträgt, alle anderen Knoten in dem viel größeren Interferenzbereich ihren eigenen Mediumzugriff verzögern müssen. Dies hat einen signifikanten Einfluss auf den Durchsatz in Multi-Hop-Netzen, da die Mehrzahl der Pakete von einem Relay zum anderen weitergeleitet werden muss. Diese Situation kann durch die gleichzeitige Verwendung mehrerer interferenzfreier Kanäle verbessert werden. Hierbei wird die gemeinsame Kollisionsdomäne aufgeteilt, um die schädlichen, durch Interferenz hervorgerufenen Effekte zu mindern. Benachbarte Knoten können, solange sie interferenzfreie Kanäle verwenden, par-

alle übertragen. Aus praktischer Sicht können auch Knoten mit mehreren Radios (Multi-Radio) eingesetzt werden, was das gleichzeitige Senden und Empfangen auf unterschiedlichen Kanälen ermöglicht.

3.1.7 Literatur

Das Relaying-Prinzip wurde erstmals von van der Meulen [77] vorgestellt. Das Relay-System mit einem Sender und Empfänger, jedoch mit mehreren Relay-Knoten wurde erstmals von Gastpar et al. diskutiert [46]. Schließlich haben Gupta et al. die theoretischen Grenzen von AdHoc-Netzen mit konventionellen Relaying aufgezeigt [50]. Bedeutende informationstheoretische Arbeiten auf dem Gebiet des kooperativen Relaying wurden erst in den Jahren 2003-05 getätigt. So haben Sendonaris et al. zeigen können, dass Kooperation zwischen den Relays zu einer wesentlichen Verbesserung der Kapazität gegenüber der direkten Übertragung führt [97, 98]. Ferner haben Lanemann et al. eine Reihe von kooperativen Protokollen für den Fall mit nur einem Relay vorgestellt [70]. Dohler et al. haben die Idee der Kooperation zwischen den Relays im Zusammenhang mit Antennenfeldern aufgegriffen und konnten einen signifikanten Diversitätsgewinn nachweisen. Demnach werden Gruppen von Relays zu virtuelle Antennenfeldern zusammengefasst [33, 32]. Auch auf dem Gebiet des nicht regenerativen Relaying wurden Fortschritte getätigt. Wittneben et al. konnten dieses für die Konzeption von verteilten MIMO-Systemen verwenden [120]. Multi-Hop-Szenarien wurden erstmals von Boyer et al. betrachtet [19]. Schließlich haben Esseling et al. zeigen können, dass bei geographischen Besonderheiten der Umgebung (z.B. Manhattan-Szenario) bereits das konventionelle Relaying signifikante Vorteile besitzt [37].

3.1.8 Zusammenfassung

Zusammenfassend gehen wir auf die Vor- und Nachteile von Relaying-Systemen ein.

Vorteile Durch die reduzierte Distanz zwischen dem Relay und dem Empfänger, verglichen mit der Distanz zwischen Sender und Empfänger, kann dieser entweder mit einer höheren Datenrate oder mit einer geringeren Sendeleistung senden. Ferner werden Pakete auf verschiedenen unabhängigen Pfaden zum Empfänger gesendet. Dadurch können ungünstige Effekte, resultierend aus Fading bzw. Shadowing, bis auf ein bestimmtes Maß reduziert werden. Dies kann als eine weitere Form der Diversität angesehen werden. Zusammengefasst ergeben sich aus der Verwendung von Relay-Systemen zwei wesentliche Vorteile: Diversitätsgewinn infolge der Kommunikation über mehrere Pfade vom Sender zum Empfänger sowie die Möglichkeit, weit entfernt liegende Stationen über Multi-Hop-Relaying zu erreichen. Letzteres führt zu einer wesentlichen Vergrößerung der Abdeckung (*coverage*). Schließlich kann über Kooperation zwischen den Knoten eine räumliche Diversität erreicht werden.

Probleme Auf Grund der Orthogonalitätseinschränkung verursacht das Relaying zusätzliche Latenz. Beim Einsatz von halbduplex RF-Hardware kann diese auch nicht durch eine geschickte Ressourcenallokation beseitigt werden.

Ferner, muss bei einigen Relay-Systemen (z.B. Decode-and-Forward) das Paket zunächst empfangen, u.U. verstärkt bzw. dekodiert und anschließend weitergesendet werden. Besonders bei Multi-Hop-Systemen führt dies zu einer signifikanten Latenz. Ferner kann beim Einsatz von halbduplex RF-Hardware nicht der vollständige Grad der Kooperation erreicht werden. Außerdem kommt es zu dem Problem der Multi-Kanal-Taubheit, da ein Knoten nur Pakete auf dem von seiner RF-Hardware verwendeten Kanal empfangen kann. Auf dieses Problem wird im Laufe der Arbeit noch genauer eingegangen.

3.2 Praktische Anwendung

Für die Realisation von Relay-Netzen sind aus praktischer Sicht zwei Probleme zu lösen:

- Wie wird auf das Medium zugegriffen?
- Wie und von wem werden Pakete weitergeleitet (*forwarding*)?

3.2.1 Mediumzugriffsverfahren

Medium-Zugriffsprotokolle (*Medium Access Control* (MAC)) werden benötigt, um den gemeinsamen Zugriff einer Vielzahl von Nutzern auf einen gemeinsamen Kanal zu koordinieren. Die Funktionsweise eines MAC-Protokolls hängt dabei von der verwendeten Multiplexing-Strategie (Abschn. 2.3.2) ab. Es wird zwischen deterministischen und randomisierten Zugriff unterschieden. Beim deterministischen Zugriff erfolgt der Zugriff koordiniert, um mögliche (Paket-)Kollisionen im Vorfeld zu vermeiden. Diese Koordination kann entweder zentral oder auch dezentral erfolgen. Im Gegensatz zum koordinierten Zugriff versuchen beim randomisierten Zugriff die Stationen auf das Medium in unkoordinierter Weise zuzugreifen. Hier unterscheidet man, ob eine Station vor den Zugriff das Medium auf Belegung (*carrier-sensing*) prüft, oder nicht. Bei beiden Verfahren kann es zu Kollisionen auf dem Medium kommen. Auch hier gibt es zwei Verfahren: Kollisionserkennung und -vermeidung. Im ersten Verfahren werden etwaige Kollisionen am Sender detektiert, im zweiten kann hingegen eine Kollision am Empfänger nicht entdeckt werden. Hier erfolgt die Erkennung am Empfänger, welcher für jedes korrekt empfangene Paket eine Bestätigung (*ack*) zurück an den Sender verschickt. Empfängt der Sender innerhalb einer fest definierten Zeitspanne nicht das Ack, so geht er von einer Kollision aus und wiederholt die Übertragung.

Viele der in drahtlosen Systemen zum Einsatz gekommenen MAC-Protokolle haben ihren Ursprung in der kabelgebundenen Welt, deshalb ergeben sich folgende Probleme bei ihrer Anwendung in der drahtlosen Kommunikation. Zum einen führt Fading im Kanal dazu, dass das Carrier-Sensing nur unzuverlässig arbeitet, was dazu führen kann, dass der MAC irrtümlich davon ausgeht, dass das Medium frei ist und sendet. Dies kann Interferenz und damit verbunden zu Kollisionen bei den anderen Empfängern verursachen. Die Erkennung von Kollisionen in drahtlosen Umgebungen mit heutigen Verfahren hat sich als schwierig erwiesen. Man versucht deshalb, Kollisionen zu vermeiden. Aufgrund des Fading gestaltet sich die Einhaltung gewisser Dienstgüte (QoS) als schwierig, insbesondere wenn das lizenzfreie Spektrum verwendet

KAPITEL 3: MULTI-HOP KOMMUNIKATION

wird. Hier kommt es zu Konkurrenz mit anderen Teilnehmern. Handelt es sich zudem um ein drahtloses Maschennetz, so entstehen zusätzliche Probleme wie Inter/Intra-Flow-Interferenz, Hidden-Node und Exposed-Hidden-Node.

Flow-Interferenz In einem Maschennetz mit mehreren simultanen Paketflüssen kommt es zu Inter-Flow-Interferenz, verursacht dadurch, dass Pakete unterschiedlicher Flüsse miteinander interferieren. Auch die Pakete eines einzigen Flusses können miteinander interferieren, was als Intra-Flow-Interferenz bezeichnet wird. Sowohl Inter- als auch Intra-Flow-Interferenz führen zu Kollisionen, die den Durchsatz in drahtlosen Maschennetzen reduzieren.

Carrier Sense Multiple Access (CSMA)

Die Gruppe der *Carrier Sense Multiple Access* (CSMA) Protokolle ist das am häufigsten verwendete randomisierte MAC-Protokoll. Bevor eine Station ihre Übertragung beginnt, belauscht (*carrier sensing*) sie zuvor das Medium, um zu überprüfen, ob es belegt ist oder nicht. Wird der Kanal als frei (*idle*) detektiert, kann die Station ihre Übertragung beginnen (*listen before talk*). Wenn jedoch zur selben Zeit eine Vielzahl von Stationen auf das Medium zugreifen will, kann es trotzdem zu Kollisionen kommen. Das Medium wird von allen beteiligten Stationen als frei detektiert und jede Station würde mit der Übertragung beginnen. Dieses verursacht Kollisionen. Als Lösung für dieses Problem wurde unter anderem eine randomisierte *Backoff*-Prozedur, welche vor dem Start einer jeden Übertragung durchgeführt werden muss, vorgeschlagen. Dabei verzögert eine Station den Mediumzugriff für eine zufällige Dauer. Die Wahrscheinlichkeit, dass mehr als eine Station zum selben Zeitpunkt überträgt, wird damit verringert.

In CSMA-Protokollen hat die Laufzeit des Signals einen Einfluss auf die Kollisionswahrscheinlichkeit. Im Falle von WLAN ist diese aufgrund der kurzen Signalpfade von wenigen Hundert Metern sehr klein ($\approx 1\mu s$). In der Praxis sind jedoch die Kollisionswahrscheinlichkeit wesentlich größer, was daran liegt, dass es noch zu zusätzlichen Verzögerungen, bedingt durch die eingesetzte Hardware, kommt. Erstens, wird für das Umschalten des Radios von Senden auf Empfangen Zeit benötigt (T_{RXTX}) und zweitens, ebenso für die Überprüfung des Kanals (Channel Sensing, T_{CCA}).

Clear Channel Assessment Das Clear Channel Assessment (CCA) ist ein Verfahren, das feststellen soll, ob der Kanal belegt ist oder nicht. Aus der Literatur ist eine Reihe von Verfahren bekannt. Ein Verfahren überprüft, ob die Energie über einem bestimmten Schwellwert liegt (*energy detection*), häufiger werden jedoch Verfahren mit Präambel-Detektion eingesetzt. Der Kanal ist demnach frei, wenn innerhalb der CCA-Zeit (T_{CCA}) keine Paket-Präambeln detektiert werden konnten. Problematisch ist jedoch bei diesem Ansatz, dass Nutzer mit Radiotechnologien, die andere Präambeln verwenden, mit diesem Verfahren nicht erkannt werden können¹. Darüber hinaus werden auch Störungen durch Geräte wie Mikrowellen nicht berücksichtigt.

¹Z.B. bei gleichzeitiger Verwendung von 802.11 und 802.15.1 Geräten

Carrier Sensing Bei Radiosystemen wie IEEE 802.11 wird das CSMA/CA (*CSMA collision avoidance*) Verfahren eingesetzt, welches versucht, Kollisionen schon im Vorfeld einer Übertragung zu vermeiden. Hierfür reserviert eine Station vor der Übertragung den Kanal mit Hilfe von Reservierungspaketen. Stationen, die diese Reservierungspakete empfangen, stellen ihre eigenen Übertragungen für die dort aufgeführte Zeitdauer zurück. Nach Ablauf dieser Zeitdauer können sie wieder konkurrierend auf das Medium zugreifen. Es werden zwei Verfahren zur Kanalreservierung unterschieden:

- Physikalisches Carrier Sensing
- Virtuelles Carrier Sensing

Beim physikalischen Carrier Sensing informiert die physikalische Schicht (Radio) die MAC-Schicht, wenn ein neuer Datenrahmen (*frame*) detektiert wurde (siehe CCA). Zugriffsprioritäten auf das Medium werden mit Hilfe des *Inter-frame-Spacing* (IFS) erreicht. Im Falle von IEEE 802.11 sind die wichtigsten SIFS und DIFS. Wenn zwei Stationen zur selben Zeit auf das Medium zugreifen wollen, gewinnt diejenige Station, welche lediglich für die Dauer SIFS warten muss. D.h. SIFS hat eine höhere Priorität gegenüber DIFS.

Im virtuellen Carrier Sensing wird das physikalische Carrier Sensing um die Möglichkeit der virtuellen Reservierung des Kanals erweitert. Hier kommt ein Zeitgeber (Network Allocation Vector (NAV)) zum Einsatz, der, solange er nicht auf Null gesetzt wird, den Zugriff auf das Medium, egal ob es frei oder belegt ist, verhindert. Der NAV kann von anderen Stationen mit Hilfe eines speziellen Feldes im Header eines Pakets (*duration field*) gesetzt werden. Virtual Carrier Sensing bedeutet, dass der NAV-Wert in allen Stationen gesetzt wird, die das gesendete Paket empfangen und den NAV-Wert aus dem Header lesen konnten. Solange der NAV-Wert größer Null ist bzw. das CCA den Kanal als belegt detektiert, darf eine Station nicht mit ihrer Übertragung beginnen.

802.11

Die IEEE 802.11-Gruppe hat einen Standard für *Wireless Local Area Networks* (WLAN) verabschiedet [3]. Grundsätzlich unterscheidet der Standard zwischen zwei Verfahren für den Mediumzugriff. Zum einen den randomisierten (*contention-based*) und zum zweiten den deterministischen Zugriff. Da es sich im Rahmen dieser Arbeit um Protokolle für spontane bzw. ungeplante Maschennetze handelt, befasst sich der Autor ausschließlich mit dem randomisierten Mediumzugriff. Der randomisierte Zugriff aus IEEE 802.11 kann auf zwei unterschiedlichen Weisen verwendet werden:

- Basiszugriff über einen 2-Wege-Handshake
- Zugriff mit vorheriger Reservierung über einen 4-Wege-Handshake

Im nachfolgenden Abschnitt wird zunächst der Basiszugriff beschrieben, anschließend wird auf die Besonderheiten von RTS/CTS eingegangen.

Basiszugriff Der Basiszugriff in 802.11 (Distributed Coordination Function (DCF)) stellt eine Variante des CSMA/CA-Verfahrens dar. Das Verfahren soll anhand des Beispiels aus Abb. 3.4 beschrieben werden. Bevor Station A ein

KAPITEL 3: MULTI-HOP KOMMUNIKATION

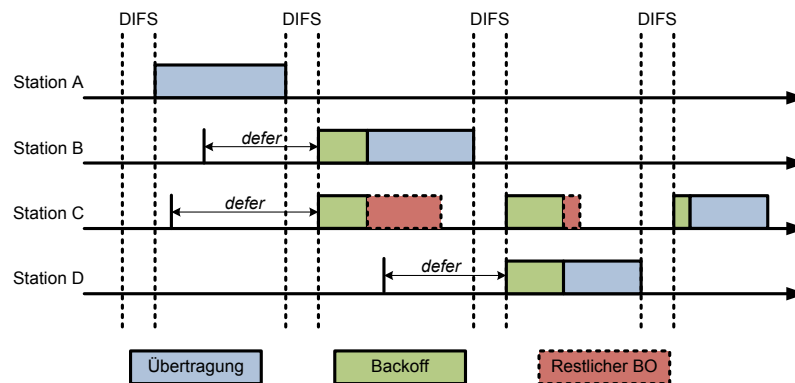


Abbildung 3.4: Mediumzugriff in IEEE 802.11 mit Hilfe von DCF. In der Abbildung wurden ACK-Pakete sowie SIFS weggelassen.

Paket versendet, belauscht sie das Medium für die Dauer T_{DIFS} . Ist das Medium während dieser Zeit frei, beginnt die Station mit der Übertragung. Ist das Medium hingegen belegt, wartet die Station (hier B) so lange, bis das Medium für die Dauer T_{DIFS} wieder frei ist und führt einen *Backoff* in einem zufälligen Zeitintervall durch. Für jedes neue Paket initialisiert die Station die Größe des *Contention-Fensters* CW (*contention window size*) mit der minimalen *Contention-Fenstergröße* (*minimum window size*). Danach initialisiert die Station einen Zähler BO mit einer zufälligen Zahl aus dem Bereich $0 \dots CW-1$ (gleichverteilt). Dieser BO -Zähler wird nun, so lange das Medium frei bleibt, heruntergezählt. Dabei wird je T_{slot} der Zähler um eins dekrementiert. Wird währenddessen das Medium von einer anderen Station (hier C) belegt, so wird das Herunterzählen des Zählers für die Dauer der Mediumbelegung vorübergehend angehalten. Erst, wenn der Zähler abgelaufen ist, darf die Station mit der Übertragung beginnen (C). Für die Unterstützung der *Backoff*-Zähler wird die Zeit in Slots der Größe T_{slot} diskretisiert [109].

In 802.11 können Kollisionen nicht erkannt werden (siehe CSMA/CA). Der Empfänger eines Pakets prüft daher zunächst mit Hilfe der CRC-Checksumme, ob das Paket fehlerfrei ist. Ist dieses der Fall, so wird eine Bestätigung in Form eines Ack-Pakets nach der Zeit T_{SIFS} an den Sender zurückgesandt. Wird nun dieses Ack-Paket nicht innerhalb einer gewissen Zeit (*Ack-timeout*) vom Sender empfangen, so geht dieser von einer Kollision aus und startet einen *retransmit-backoff*: Die aktuelle Fenstergröße CW wird verdoppelt (die maximale Größe wird durch *maximum window size* begrenzt). Danach bleibt die Fenstergröße so lange unverändert, bis es für ein neues Paket auf die minimale Größe zurückgesetzt wird. Der BO -Zähler wird wieder mit einer zufälligen Zahl, diesmal jedoch aus dem neuen (vergrößerten) Bereich, initialisiert. Ferner werden zwei aufeinanderfolgende Übertragungen einer Station durch einen Backoff voneinander getrennt, auch wenn der Kanal unmittelbar nach dem Ende der ersten Übertragung frei blieb.

RTS/CTS Wird 802.11 DCF in Multi-Hop Maschennetzen eingesetzt, ergeben sich neue Probleme. In Netzen mit nur einem Hop sind alle Stationen entweder in gegenseitiger Empfangsreichweite oder sie kommunizieren über ei-

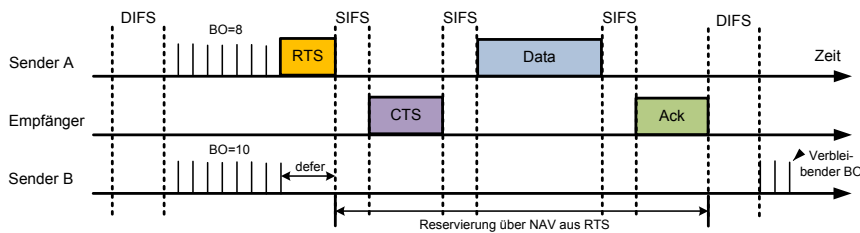


Abbildung 3.5: Mediumzugriff mit vorheriger Kanal-Reservierung mit Hilfe von 802.11 RTS/CTS.

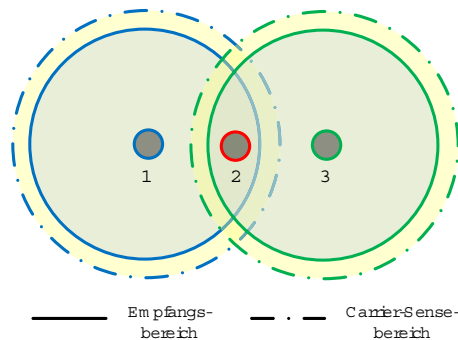


Abbildung 3.6: Hidden-Node Problem. Knoten 2 befindet sich im Empfangsbereich der Knoten 1 und 3. Die Knoten 1 und 3 liegen jedoch nicht im Carrier-Sense-Bereich des jeweils anderen Knoten. Bei einer zeitlich überlappenden Übertragung von 1 und 3 kann es zu Interferenz an Knoten 2 und damit zu Paketverlust kommen.

ne zentrale Infrastruktur miteinander, welche in Empfangsreichweite aller Geräte ist. In einem Maschennetz erfolgt dagegen der Paketaustausch zwischen Knoten, die nicht in gegenseitiger Empfangsreichweite liegen. Ein Paket muss über mehrere Stationen weitergeleitet werden, der Mediumzugriff muss somit über eine sehr große Fläche koordiniert werden und Probleme wie Hidden und Exposed-Node treten auf.

Hidden-Node Problem Interferenz ist eine der Hauptursachen für Paketverlust in Maschennetzen [47], da der Empfangsbereich einer drahtlosen Übertragung wesentlich kleiner ist als der zugehörige Interferenzbereich, was zur Folge hat, dass ein Knoten lediglich mit einer kleinen Anzahl Knoten kommunizieren, jedoch mit einer viel größeren Anzahl von Knoten interferieren kann. Zum Hidden-Node-Problem kommt es, wenn die Übertragungen zweier Knoten miteinander interferieren, dieses jedoch nicht mit Hilfe von Carrier-Sensing detektiert werden kann (Abb. 3.6).

Das Hidden-Node-Problem ist nicht nur ein theoretisches Problem, das in der Praxis selten vorkommt. Zwar kann die Anzahl der Hidden-Nodes dadurch verringert werden, dass ein Carrier-Sensing-Verfahren zum Einsatz kommt, dass ein Sensing in einem Bereich ermöglicht, das weit über den Empfangsbereich hinausgeht, z.B. mit dem Signal-Detektions-Verfahren (Ab-

sch. 3.2.1). Zu erwähnen ist jedoch, dass viele Hersteller von 802.11-Geräten (z.B. Atheros²) aus Kostengründen lediglich die einfachste Form des Carrier-Sensing, die Präambel-Detektion, implementiert haben. Dadurch schrumpft der Sensing-Bereich auf den Empfangsbereich zusammen, was die Anzahl von Hidden-Nodes stark erhöht.

Die Anzahl der Hidden-Nodes kann verringert werden, wenn vor einer Übertragung der Kanal reserviert wird (NAV). Hierzu werden zwischen dem Sender und Empfänger Signalisierungspakete kurzer Länge ausgetauscht. Im Falle von 802.11 sind es die Request-To-Send (RTS) und die Clear-To-Send (CTS) Pakete (Abb. 3.5). Über das RTS wird der Kanal für die Dauer des nachfolgenden CTS, Daten sowie ACK-Pakets reserviert. Der Empfänger antwortet auf das RTS-Paket mit einem CTS Paket, womit er in seiner Umgebung den Kanal für die Dauer des nachfolgende Daten und Ack-Pakets reserviert. Jeder Knoten, welcher das RTS und/oder CTS-Paket empfängt, erfährt so über eine nachfolgende Übertragung, er muss geplante eigene Übertragungen für die dort aufgeführte Dauer zurückstellen.

Allerdings ist aus praktischer Sicht die Verwendung von RTS/CTS nicht unproblematisch. Zunächst einmal sollten das RTS und CTS Paket auf einer niedrigen Datenrate versendet werden, damit sie auch von weit entfernten Knoten empfangen werden können. Aufgrund des Größenunterschieds zwischen Empfangs- und Interferenzbereich können nicht alle Quellen von Interferenz beseitigt werden. RTS/CTS-Pakete können auch Kollisionen verursachen. Darüberhinaus stellt das RTS/CTS einen zusätzlichen Aufwand pro Datenpaket dar. Schließlich haben Messungen in Maschennetzen auf der Basis von 802.11 die Wirkungslosigkeit von RTS/CTS gezeigt [16].

Räumliche Wiederverwendung (*spatial reuse*) Ein Paket, das nicht direkt an den Empfänger gesendet werden kann, muss mit Hilfe anderer Knoten weitergeleitet werden, wofür der Relay-Knoten das Paket zunächst empfangen und anschließend weiterleiten muss. Nehmen wir beispielhaft an, dass ein Paket entlang eines Pfades mit n Hops geleitet werden muss. Die Knoten sind dabei regulär entlang einer Kette aufgestellt. Zunächst betrachten wir den Fall, dass lediglich ein Kanal zur Verfügung steht. Ohne räumliche Wiederverwendung von Frequenzen, könnte zur selben Zeit immer nur eine Übertragung entlang dieses Pfades erfolgen, was unweigerlich zu hohen Latenzen und geringen Durchsatz führen würde. Ob eine Frequenz wiederverwendet werden kann oder nicht, wird maßgeblich durch die Interferenzsituation bestimmt. Vereinfacht nehmen wir an, dass die Interferenzreichweite doppelt so groß ist wie die Übertragungreichweite. Bei Verwendung eines CSMA/CA-Protokolls ergibt sich eine minimale räumliche Frequenzwiederverwendungsdistanz von 3 Hops, was bedeutet, dass, wenn der Knoten i sendet, die Knoten $i+1$ und $i+2$ ihre Übertragungen verzögern müssen. Erst Knoten $i+3$ kann parallel zum Knoten i übertragen. Der Durchsatz entlang dieses Pfades beträgt $1/3$ der Bandbreite des Kanals. Die Situation kann durch die Verwendung interferenzfreier Kanäle verbessert werden. Stehen drei interferenzfreie Kanäle zur Verfügung und ist jeder Knoten mit zwei Radios ausgestattet, so dass er gleichzeitig auf einem Kanal empfangen und auf einem anderen Kanal senden kann (*full duplex*),

²www.atheros.com

können alle Knoten entlang des Pfades parallel übertragen. Der Durchsatz entlang dieses Pfades entspricht jetzt der Bandbreite des Kanals.

In realen Umgebungen sind die Knoten selten so regulär angeordnet, ebenso können weit entfernt liegende Knoten die Ursache für hohe Interferenzen sein. Andererseits können auch nahe gelegene Knoten wenig Interferenz verursachen, wenn deren Signal durch Hindernisse (Häuser, Bäume) stark gedämpft wird. Bei der Verwendung des lizenzfreien Spektrums ist zusätzlich mit Interferenz von außerhalb des Netzes zu rechnen. In realen Systemen werden daher häufig mehr als nur drei interferenzfreie Kanäle benötigt.

Exposed Nodes Ein Knoten ist eine Exposed-Node, wenn er aufgrund des eingesetzten Protokolls seinen Zugriff auf das Medium verzögert, obwohl seine Übertragung mit einer laufenden Übertragung eines anderen Knoten nicht signifikant interferieren würde. Exposed Node sind zwar nicht problematisch, sie vergeuden aber Netzkapazität. Insbesondere in Umgebungen mit hoher Abschattung aufgrund vieler Hindernisse (Bäume, Gebäude) sind interferenzfreie und simultane Übertragungen möglich und sollten auch genutzt werden.

Capture-Effekt Nicht jede Kollision führt unweigerlich zum Verlust aller beteiligter Pakete. Häufig tritt der Fall auf, dass das Signal eines Pakets bedeutend stärker ist als das der anderen, was dazu führt, dass das starke Paket empfangen wird und die schwachen verloren gehen. Betrachten wir dazu das Beispiel aus Abb. 3.6. Zur Kollision am Knoten 2 kommt es, wenn sich die Übertragungen von Knoten 1 und 3 an dem Knoten 2 zeitlich überlappen. Nehmen wir o.B.d.A. an, dass der Knoten 1 vor dem Knoten 3 mit der Übertragung beginnt und dass dessen Paket mit einer niedrigeren Signalstärke (z.B. infolge einer größeren Entfernung) am mittleren Knoten empfangen wird als das Paket von Knoten 3. In diesem Fall kann es passieren, dass das Radio den Empfang des ersten Pakets abbricht und stattdessen mit dem Empfang des stärkeren Pakets fortfährt. Bei ausreichend hoher Signalstärke kann das zweite Paket anschließend erfolgreich dekodiert werden, obwohl das erste Paket während des Empfangs Interferenz verursacht hat. Dies wird als Capture-Effekt bezeichnet.

3.2.2 Routing

Die Besonderheit eines Multi-Hop Maschennetzes besteht in seiner Fähigkeit, Pakete von einem Knoten zu einem anderen, entfernt liegenden Knoten über eine Vielzahl von Relay-Knoten weiterzuleiten. Um aber ein Paket bis zu seinem endgültigen Empfänger weiterzuleiten, braucht man Adressierungsinformationen. Im Gegensatz zu Netzen mit nur einem Hop, wo der Großteil des Datenverkehrs über zentrale Stationen abläuft, besitzen Maschennetze in der Regel keine Hierarchie. Damit höher liegende Protokolle (z.B. IP) transparent über ein drahtloses Maschennetz miteinander kommunizieren können, muss das Routing innerhalb des Maschennetz realisiert werden. Diese Aufgabe wird häufig von der MAC-Schicht übernommen, man spricht deshalb auch von Pfadauswahl (*path selection*) [116]. Die Aufgabe bleibt jedoch dieselbe: ein Knoten muss seine Nachbarn ermitteln und diese Information im Maschennetz verbreiten. Das Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing (AODV), Dynamic Source Routing (DSR) und Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)

sind weit verbreitete Routing-Verfahren.

Pfadauswahl

In einem drahtlosen Multi-Hop Maschennetz kann ein Paket prinzipiell über mehrere verschiedene Pfade vom Sender zum Empfänger geleitet werden. In der Regel wird versucht, den kürzesten Pfad für alle Pakete zu verwenden, was als Single-Path-Routing bezeichnet wird [107]. Zu den Protokollen die Single-Path-Routing verwenden, gehören die meisten herkömmlichen Protokolle wie DSR und AODV. Andererseits existieren Protokolle, die Pakete entlang mehrerer Pfade im Maschennetz leiten, was als Multi-Path-Routing bezeichnet wird. Der Vorteil dieser Verfahren ist, dass sie robuster gegenüber Topologieänderungen und damit Ausfall von Links sind (*Multi-Path-Diversität*). Ganesan et al. haben ein Routingverfahren vorgestellt, welches Pakete über eine Vielzahl von Pfaden versendet, um mit Hilfe von redundanten Paketen die Zuverlässigkeit der Übertragungen zu erhöhen [43]. Zwecks Steigerung von Durchsatz und Zuverlässigkeit der Übertragungen werden in opportunistischen Protokollen mehrere Pfade parallel verwendet [18, 21, 129].

Graphentheoretisch ist die Auswahl des kürzesten Pfades ein Problem, das einen Pfad zwischen zwei Knoten sucht, so dass die Summe der Gewichte der einzelnen Kanten minimiert wird. Für die Anwendung in drahtlosen Multi-Hop Maschennetz ist jedoch zu klären, wodurch die Kantengewichte bestimmt werden. Geht man davon aus, dass ein solches Netzwerk einem drahtgebundenen Netzwerk ähnelt, so repräsentieren die Kantengewichte die Anzahl der Hops oder die Kapazität bzw. die Latenz eines Links. Für drahtgebundene Netze ist dies eine sinnvolle Annahme, wobei bei drahtlosen Netzen dies problematisch ist, denn die Qualität (Paketfehlerrate) einer Radioverbindung unterliegt zeitlichen Schwankungen aufgrund von Fading und Interferenz. Messungen in realen Testumgebungen haben gezeigt, dass die Vielzahl der Links eine intermediäre Paketfehlerrate besitzt (Abschn. 3.3.1), die ihrerseits von der verwendeten Bitrate abhängt. Schließlich ändert sich die Topologie schnell, wenn neue Knoten hinzukommen bzw. diese das Maschennetz wieder verlassen. Mobilität führt zu Veränderungen in den Linkqualitäten sowie in der Netzwerktopologie. Bei der Verwendung des lizenzfreien Spektrums ist mit Interferenz aus fremden Netzen zu rechnen, die zusätzlich durch den eigenen Datenverkehr (Inter/Intra-Flow-Interferenz) beeinflusst wird. Diese Besonderheiten sind deshalb bei der Pfadauswahl zu berücksichtigen.

Pfadmetriken Die meisten Verfahren berechnen die Pfadmetrik einer Route p aus den zugehörigen Link-Metriken. Die einfachste Metrik ist die bereits erwähnte Hop-Count-Metrik, in der jeder Link der Route die Metrik 1 besitzt:

$$HC(e) = 1 \quad (3.1)$$

Die Metrik des Pfades berechnet sich hier aus der Summe der Link-Metriken, was der Anzahl der Hops entspricht.

$$HC(p) = \sum_{e \in p} 1 \quad (3.2)$$

Eine Verbesserung zur Hop-Count-Metrik stellt die Expected Transmission Count (ETX) Metrik dar [31], die versucht, Pfade im Netz zu finden, welche die

erwartete Anzahl von E2E-Paketübertragungen (inkl. Neuübertragungen) für die erfolgreiche Zustellung eines Pakets minimiert. Aus Sicht von ETX wird daher ein Link als probabilistisch angesehen. ETX geht davon aus, dass als MAC-Schicht 802.11 DCF verwendet wird. Eine Übertragung auf einem Link ist demnach dann erfolgreich, wenn sowohl das Daten- als auch das zugehörige Ack-Paket erfolgreich übertragen werden (Abschn. 3.2.1). Der ETX-Wert eines Links e berechnet sich aus:

$$\text{ETX}(e) = \frac{1}{d_f(e) \cdot d_r(e)} \quad (3.3)$$

wobei $d_f(e)$ die Übertragungswahrscheinlichkeit in die Hin-Richtung für das Datenpaket und $d_r(e)$ die Übertragungswahrscheinlichkeit in die Rückrichtung für das zugehörige Ack-Paket ist. Die Wahrscheinlichkeit, dass eine Übertragung erfolgreich empfangen und bestätigt wird ist: $d_f(e) \cdot d_r(e)$. Schließlich berechnet sich der ETX-Wert eines Pfades aus der Summe der ETX-Werte der zugehörigen Links:

$$\text{ETX}(p) = \sum_{\forall e \in p} \text{ETX}(e) \quad (3.4)$$

In Umgebungen mit Multi-Raten, wo Links unterschiedliche Bitraten verwenden, ist ETX jedoch ungeeignet. Für solche Umgebungen wurde die Expected Transmission Time (ETT) Metrik entwickelt [34]. Die ETT-Metrik versucht, die erwartete Gesamtzeit, die für eine Übertragung eines Pakets entlang einer Route zum Ziel notwendig wird, vorherzusagen. Die ETT-Metrik eines Links berechnet sich demnach aus der erwarteten Zeit für die erfolgreiche Übertragung des Pakets auf der Bitrate mit dem höchsten Durchsatz inkl. der Zeit für Neuübertragungen:

$$\text{ETT}(e_b) = \min\left(\text{ETX}(e) \times \frac{S}{b} \mid b \in B\right) \quad (3.5)$$

wobei S die Paketgröße und B die Menge der verfügbaren Bitraten sind. Analog wird auch bei der ETT-Metrik die Pfadmetrik aus der Summe der ETT-Werte der zugehörigen Links berechnet:

$$\text{ETT}(p) = \sum_{\forall e \in p} \text{ETT}(e) \quad (3.6)$$

Eine weitere Pfadmetrik ist die Weighted Cumulative Expected Transmission Time (WCETT) Metrik [34], die die ETT-Metrik um die Berücksichtigung von Intra-Flow-Interferenz erweitert. Es wird beobachtet, dass beim Einsatz von Multi-Kanal-Protokollen die Intra-Flow-Interferenz signifikant reduziert werden kann, wenn die Hops entlang einer Route unterschiedliche Kanäle verwenden. WCETT begünstigt solche Pfade. Schließlich wurden auch Metriken wie z.B. iAWARE [105] entwickelt, um Inter-Flow-Interferenzen zu berücksichtigen. Des Weiteren stellten Yang et al. eine Metrik, speziell für Multi-Kanal-Protokolle, vor, die die Kosten des Kanalschaltens in der Berechnung berücksichtigt [123]. WCETT-LB erweiterte die WCETT-Metrik, um jeden Knoten im Pfad vor Überlastung (*congestion*) zu schützen [68]. Mit PARMA von Zhao et al. wird eine Metrik für das Auffinden von Pfaden mit geringen Latenzen vorgestellt [125].

Routensuche

Routing-Protokolle lassen sich hinsichtlich des verwendeten Algorithmus für das Auffinden von Routen in zwei Kategorien unterteilen: proaktive und reaktive Protokolle. Proaktive Verfahren verwenden periodisches netzweites Fluten (*flooding*), um Informationen über Routen und Nachbarn im Netzwerk zu verbreiten. Dadurch, dass jeder Knoten die vollständige Topologie des Netzes kennt, können Routen innerhalb sehr kurzer Zeit aufgebaut werden. Nachteilig ist der hohe Aufwand infolge periodischen Flutens des Netzes, wodurch es in großen Maschennetzen zu Überlastungen kommen kann (Broadcast-Storm-Problem [83]). Bekannte proaktive Verfahren sind OLSR und Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV). Bei reaktiven Protokollen wird die Route erst bei einer Anfrage aufgebaut. Ein Knoten muss nicht die ganze Netzwerktopologie kennen, was den Aufwand reduziert, jedoch den Nachteil hat, dass Pakete einer zuvor unbekannt Route erst mit großer Verzögerung versendet werden. Ferner werden ungenutzte Routen nicht aktualisiert. Protokolle wie AODV und DSR sind reaktiv.

Es wurden auch Verfahren entwickelt, die die Vorteile der proaktiven (geringe Latenz) und reaktiven (geringer Aufwand) Routensuche miteinander kombinieren. Als Beispiel sei hier das Zone Routing Protocol (ZRP) zu nennen [122]. Es wurden in letzter Zeit auch ganz neue Verfahren vorgestellt, z.B. von Eriksson et al., das auf verteilten Hash-Tabellen basiert [36]. Die Idee ist, dass Routen nicht mehr länger über ein aufwändiges Fluten im Netzwerk gesucht werden müssen, sondern über eine effiziente Anfrage an eine verteilte Hash-Tabelle, bei der die Position des Zielknotens erfragt werden kann.

3.3 Anwendungsgebiete

Es existiert eine Reihe unterschiedlicher Architekturen für drahtlose Systeme, die sich hinsichtlich Aufbau, Technologie, etc. unterscheiden. Die wohl bekanntesten sind die zellulären Netze aus der Welt der Telefonie, die aus einer Vielzahl von drahtlosen Teilnehmern und einer Infrastruktur in Form von Basisstationen bestehen. Andererseits werden drahtlose Multi-Hop-Maschennetze, die sich von zellulären Netzen in einer Reihe von Faktoren unterscheiden, entwickelt. Folgende Besonderheiten lassen sich identifizieren:

- AdHoc (Selbstorganisation),
- Multi-Hop,
- Maschentopologie,
- flache Hierarchie,
- eingesetzte Applikationen (z.B. Datenanwendungen),
- günstige Standard-Hardware (z.B. omni-direktionale Antennen)

Häufig werden Maschennetze spontan und ohne vorherige Planung aufgebaut. Im Gegensatz zu zellulären Netzen fehlt hier eine (zentrale) Infrastruktur, über welche der gesamte Netzwerkverkehr abläuft. Hier sind alle Knoten

gleichberechtigt (flache Hierarchie), das Netzwerk organisiert sich selbst, indem es Links zwischen Knoten in gegenseitiger Funkreichweite aufbaut. Diese werden dann in Routingtabellen verwaltet. Im Gegensatz zu zellulären Netzen, ist hier die Netzwerkschicht zusätzlich mit dem Routing und der Verbreitung von Kontrollinformationen beschäftigt. Aufgrund der fehlenden zentralisierten und geplanten Architektur spielen Aspekte wie die verteilte Kooperation zwischen den Knoten (z.B. Relaying) eine große Rolle. Ferner ändern sich die Anforderungen an Maschennetze, wenn diese als Community- bzw. Sensornetze eingesetzt werden sollen, was daran liegt, dass die dort eingesetzten Datenapplikationen sich von den normalerweise in zellulären Netzen eingesetzten Sprachkommunikation unterscheidet. Viele Datenapplikationen sind „bursty“. Viele Nutzer verbleiben für eine lange Zeit inaktiv, um dann innerhalb sehr kurzer Zeit hohe Datenmengen anzufordern (z.B. Web). Im Gegensatz dazu sind Sprachapplikationen durch eine fixe Datenrate über eine lange Zeitdauer gekennzeichnet, allerdings stellen sie eine hohe Anforderung an die Latenz (< 100 ms). Bei Datenapplikationen hingegen hängt die Anforderung an die Latenz von der jeweiligen Applikation ab, bei Echtzeitanwendungen (z.B. interaktive Spiele) ist diese hoch und bei Dateiübertragungen (FTP) niedrig.

Drahtlose Maschennetze werden sowohl für den Aufbau von Community-Netzen als auch für Sensornetze eingesetzt, auf deren Besonderheiten im Folgenden eingegangen wird.

3.3.1 Community-Netze

Community Maschennetze, basierend auf dem IEEE 802.11 Standard [3], haben in den letzten Jahren stark an Bedeutung zugenommen, es wurde eine Vielzahl von Community-Netzen in Städten und ländlichen Regionen installiert. Zum jetzigen Zeitpunkt existieren weltweit mehr als 100 große Installationen [2].

Klassifikation

Maschennetze für Community-Netze lassen sich in: (1) geplante und (2) ungeplante Netze unterteilen. Im Unterschied zu ungeplanten Netzen wird bei geplanten Netzen die Positionierung der Geräte, d.h. die Netztopologie, sorgfältig bestimmt. Die Antennen der Geräte werden meist erhöht (z.B. auf dem Dach) angebracht, um LOS-Links zu einer Vielzahl von Nachbarknoten zu ermöglichen. Ferner können aufgrund der Planung auch gerichtete Antennen verwendet werden. Dagegen folgen ungeplante Netze dem Community-Gedanken, das Maschennetz steht jedem frei und jeder Nutzer mit der richtigen Hard- und Software kann daran partizipieren, d.h. Teil des Netzes werden. In diesem Falle ist es schwierig oder manchmal auch unmöglich, die Position der einzelnen Knoten zu planen. Zwar kann man die interessierten Teilnehmer mit Hinweisen ermuntern, ihre Antenne an einer bestimmten Stelle aufzustellen, erzwingen lässt sich dieses jedoch nicht. Dies führt dazu, dass die meisten Geräte an Stellen (z.B. innerhalb von Wohnungen) installiert werden, die häufig lediglich über NLOS-Links oder gar fehlende Konnektivität zu ihren Nachbarknoten verfügen. Daher kommen hier meist omni-direktionale Antennen zum Einsatz, die aber nur einen geringen Kommunikationsradius ermöglichen. Bei entsprechend hoher Gerätedichte kann jedoch jeder Knoten, wenn

auch über eine hohe Anzahl von Hops, mit jedem anderen kommunizieren. Von Bicket et al. ist gezeigt worden, dass die Ergebnisse in ungeplanten Maschennetzen vergleichbar sind mit denen in geplanten Umgebungen im Sinne von Konnektivität und Durchsatz [16].

Umgebungen

Im Anschluss werden zwei Umgebungen für den Aufbau von Community-Maschennetzen vorgestellt, wobei das Augenmerk auf die Besonderheiten in ländlicher bzw. städtischer Region gerichtet ist. Im Wesentlichen unterscheiden sich beide Szenarien in der Existenz von Interferenz durch fremde WiFi-Netze. Diese Verunreinigung des Mediums macht den Aufbau von Maschennetzen in städtischen Umgebungen äußerst schwierig.

Ländliche Region Das Szenario für die ländliche Region (*rural scenario*) ist wie folgt charakterisiert:

1. Knoten werden hauptsächlich im Freien aufgestellt,
2. Knoten sind stationär,
3. Mobilität wird durch Umgebung erzeugt (vorbeilaufende Menschen),
4. Die Vielzahl der Links ist LOS,
5. Geringe Verunreinigung des Mediums durch fremde WiFi-Netze (*RF pollution*) und damit geringe Interferenz außerhalb des Maschennetzes,
6. Die Link-Abstraktion ist zulässig [47],
7. Die Link-Qualität ist vorhersagbar, wenn Selbstinterferenz (Inter-/Intra-Flow-Interferenz) ausgeschlossen werden kann.

Kommunikation ist eine wichtige Infrastruktur, welche in Entwicklungsländern nur schwach vertreten ist, jedoch wurde auch hier in letzter Zeit mit dem Aufbau von Community-Maschennetzen begonnen [91, 101]. Eine umfangreiche experimentelle Studie über die Leistungsfähigkeit solcher Netzwerke stammt aus den Messungen des FRACTEL-Projektes [47], wonach sich drahtlose Maschennetze in ländlichen und städtischen Umgebungen maßgeblich durch die Existenz von Interferenz voneinander unterscheiden. Diese Interferenz, auch RF-Verunreinigung (*rf pollution*) genannt, wird durch den Betrieb anderer 802.11 Netzwerke sowie anderer drahtloser Technologien wie z.B. Bluetooth (802.15.1) verursacht. Unkontrollierte Interferenz kann Probleme wie Hidden-Node verursachen. Beim Aufbau von Maschennetzen in ländlichen Regionen kann mit geringer bzw. nicht existenter Interferenz gerechnet werden, ähnliches wird auch im Zusammenhang mit WiFi-basierten Langstrecken-Links beobachtet [22, 101]. Dieses hat zur Konsequenz, dass die Leistungsfähigkeit einer drahtlosen Verbindung stabil und vorhersagbar ist [47]. Die Paketfehlerrate eines drahtlosen Links korreliert stark mit dem beobachteten SNR-Wert, ferner ist für die meisten Links die empfangene Signalstärke

stabil (Schwankungen von 3-4 dB). Es kann somit für Links, deren Signalstärke (RSSI) über einem bestimmten Schwellwert liegt, die Kapazität vorhergesagt werden, und nur Links, welche am bzw. in der Nähe des Schwellwerts operieren, weisen intermediäre Paketfehlerraten auf.

Die einzige Quelle für Interferenz ist demnach die aus dem Netz selbst stammende Interferenz (*self-interference*), die z.B. durch räumlich verteilte parallele Übertragungen verursacht wird. Allerdings kann ein CSMA/CA Protokoll wie 802.11 das Problem der Selbstinterferenz zwischen Links nicht ausschließen. Dies ließe sich zwar mit einem TDMA-basierten MAC lösen, jedoch ist es schwierig, ein verteiltes Scheduling für TDMA-Verfahren zu entwickeln. Ferner leiden Verfahren wie TDMA, die auf Reservierungen basieren, daran, dass sie besonders in ungeplanten Umgebungen aufgrund der geringen räumlichen Wiederverwendung (*spatial reuse*) und der Nicht-Berücksichtigung des Capture-Effekts (Abschn. 3.2.1), ineffizient sind.

Städtische Region Das Szenario für die städtische Region sieht wie folgt aus:

- Knoten werden sowohl im Freien als auch innerhalb von Gebäuden aufgestellt,
- Knoten sind stationär,
- Mobilität in der Umgebung ist groß (Menschen, Autos)
- Hohe Verunreinigung des Mediums durch fremde WiFi-Netze (*RF pollution*) und damit signifikante Interferenz,
- Die Vielzahl der Links ist NLOS,
- Die Link-Abstraktion ist unzulässig [4, 16],
- Die Link-Qualität ist unvorhersehbar,
- Die Vielzahl der Links weist eine intermediäre Paketfehlerrate auf,
- Die meisten Links sind nicht „bursty“, d.h. der Paketverlust ist unabhängig,
- Mit Hilfe des SNIR-Werts eines Links ist es schwierig dessen Paketfehlerrate vorherzusagen.

Community-Maschennetze sind nicht nur für Entwicklungsländer, sondern auch für Industrieländer wichtig, insbesondere in Großstädten wie Berlin werden Community-Maschennetze aufgebaut, um die Nutzer mit einem stadtweiten WiFi-Netz zu versorgen. Primär werden diese Netze für den Internetzugang verwendet [41]. Die wichtigste und umfangreichste Studie über die Leistungsfähigkeit solcher Netzwerke stammt aus den Messungen des MIT Roofnet [4, 16]. Die Hauptaussage dieser Arbeit war, dass die Leistungsfähigkeit eines drahtlosen Links inhärent unvorhersehbar ist, begründet damit, dass die physikalische Schicht mit dem hohen Multipath-Verzögerungs-Spread aufgrund der hohen Signallaufzeiten der reflektierten Radiowellen in Installationen außerhalb von Gebäuden Probleme hat. Ferner fand die Studie heraus,

dass nur eine kleine Korrelation zwischen empfangenem SNIR und beobachteter Paketfehlerrate besteht. Weiterhin weisen die meisten Links intermediäre Paketverlustraten auf und sind zudem asymmetrisch bzgl. der Verlustrate [84, 76]. Auch weisen Links eine hohe zeitliche Veränderlichkeit auf. Die aus der drahtgebundenen Welt bekannte Link-Abstraktion musste daher verworfen werden.

Nach neusten Arbeiten auf dem Gebiet soll jedoch, die Interferenz und nicht Multipath die Ursache für unvorhersehbare Linkqualitäten sein [47]. Bei Abwesenheit von Interferenz ist der drahtlose Link zeitlich stabil und vorhersehbar. Anders als in ländlichen Regionen ist das lizenzfreie Spektrum in städtischen Umgebungen sehr stark durch Interferenz durch andere Netze und Radiotechnologien geprägt, deshalb müssen Protokolle auch weiterhin mit diesen Unzulänglichkeiten umgehen können. Die von Gokhale et al. analysierten Messungen aus dem Roofnet zeigten, dass für die meisten Links die empfangene Signalstärke (RSSI) in einem Band von 5 dB schwankt, allerdings existieren auch Links mit noch höheren Schwankungen (6-11 dB).

3.3.2 Sensor-Netze

Sensornetze unterscheiden sich in einer Reihe von Faktoren von Community-Netzen. In Community-Netzen wird das Netzwerk von Menschen für z.B. den Zugriff auf das Internet verwendet. Bei Sensornetzen liegt hingegen der Fokus auf der Interaktion mit der Umwelt. Hier sind die Knoten mit Sensoren ausgestattet, mit dessen Hilfe sie die Umwelt messen (z.B. Temperatur). Diese gemessenen Daten werden dann an Aktoren gesendet, die darauf entsprechend reagieren (z.B. Feueralarm auslösen). Für den Einsatz von Sensornetzen lassen sich folgende Applikation identifizieren:

- Katastrophenmanagement,
- Gebäudemanagement,
- Gesundheitsvorsorge,
- Landwirtschaft,
- Logistik,
- Telematik

Sensornetze können im Katastrophenmanagement eingesetzt werden. Als Beispiel sei hierfür ein Erdbebenfrühwarnsystem genannt [13, 14]. Mit Hilfe der Sensoren kann ein Erdbeben mit einer Vorwarnzeit von ca. 10s vorhergesagt werden. Diese Zeit kann genutzt werden, um z.B. Gasventile zu schließen und so die Anzahl der bei Erdbeben häufig vorkommenden Brände zu reduzieren. Beim Einsatz von Sensornetzen für das Gebäudemanagement kann je nach Belegung der Räume die optimale Temperatur, Lüftung, etc. eingestellt werden. In Zukunft werden Sensornetze auch für die Gesundheitsvorsorge eine große Rolle spielen. Mit Hilfe dieser kann die Temperatur in Großstädten gemessen werden, um damit Bereiche mit hohen Temperaturen (*hot spots*), die für Risikogruppen (z.B. alte Menschen mit hohem Blutdruck) eine Gesundheitsgefahr darstellen, zu identifizieren [12]. In der Landwirtschaft kann der

KAPITEL 3: MULTI-HOP KOMMUNIKATION

Einsatz von Dünger, Pestiziden sowie die Bewässerung effizienter geplant werden, und in der Logistik lässt sich der Verbleib von Waren und Gütern kontrollieren. Schließlich können Sensornetze aufgrund der genauen Kenntnis der aktuellen Verkehrssituation helfen, den Straßenverkehr zu regeln und damit Staus zu verringern (Telematik).

Im Gegensatz zu Community-Netzen liegt bei Sensornetzen der Fokus auf einer effizienten Verarbeitung der durch die Sensoren anfallenden Daten, daher werden die Daten bereits im Netzwerk vorverarbeitet (*in-network processing*). Ferner bestehen Sensornetze aus einer größeren Anzahl von Knoten. Beim Aufbau von Sensornetzen unterscheidet man zwischen einem Aufbau, wo Knoten zufällig platziert werden (z.B. Abwurf von Sensoren aus einem Flugzeug) und jenem, wo die Knotenposition zuvor geplant wurde (z.B. Bestückung einer Lagerhalle).

Die in Sensornetzen zum Einsatz kommende Hardware muss sehr günstig sowie sparsam im Energieverbrauch sein, häufig werden deshalb eingebettete Systeme mit einer niedrigen Leistungsaufnahme und langer Akkulaufzeit verwendet. Zusätzlich dürfen die Knoten bestimmte physische Ausmaße nicht übersteigen, was zur Konsequenz hat, dass Knoten mit lediglich einem Radio und einer Antenne zum Einsatz kommen.

KAPITEL 3: MULTI-HOP KOMMUNIKATION

Teil II

**Multi-Channel Opportunistic
Routing**

Kapitel 4

Einleitung

Dieses Kapitel gibt eine Einleitung zu den in dieser Arbeit vorgestellten Multi Channel Extreme Opportunistic Routing (MCExOR) und Multi Channel Hybrid Opportunistic Routing (MCHOR) Protokollen. Zunächst werden die verwendeten Konzepte wie Multi-User und Kanal-Diversität theoretisch diskutiert. Anschließend werden die aus der Literatur bekannten Verfahren zur praktischen Umsetzung beider Verfahren in drahtlosen Multi-Hop Maschennetzen vorgestellt. Zum Schluss wird über die Funktionsweise von MCExOR und MCHOR berichtet, wobei Details dazu im nachfolgenden Kapitel gegeben werden.

4.1 Einsatzgebiete

Die in dieser Arbeit vorgestellten Protokolle sind besonders für den Einsatz in folgenden Umgebungen geeignet:

- drahtlose Sensor- bzw. preiswerte Community-Maschennetze,
- städtische wie ländliche Regionen,
- große Maschennetze mit hoher Knotendichte,
- Einsatz preiswerter Hardware (ein Radio und eine Antenne pro Gerät),
- Umgebungen mit hohem Kanal-Fading und einer Vielzahl von NLOS-Links,
- Umgebungen mit geringer Mobilität (z.B. Bewegungen in der Umgebung),
- kleine bis mittlere Anzahl der zur Verfügung stehenden Kanäle (1-5)

Beide Protokolle eignen sich für den Einsatz in drahtlosen Sensor- bzw. preiswerten Community-Maschennetzen, in denen häufig preiswerte und energiesparende Hardware eingesetzt wird. Die Hardware ist in der Regel mit lediglich einem Radio und einer Antenne ausgestattet. Einerseits wäre ein Multi-Radiosystem zu teuer, andererseits nehmen Multi-Antennensysteme zu viel

Platz ein, da ein Antennenabstand von einer halben Wellenlänge erforderlich ist. Ferner eignen sich Maschennetze mit einer hohen Knotendichte. Zukünftige drahtlose Netze werden eine 100-mal höhere Knotendichte als die heutigen Netze aufweisen [110]. Jedoch ist man nach traditionellem Verständnis an Netzen mit hoher Dichte nicht interessiert, da diese höhere Anforderungen an Protokolle für den Mediumzugriff und das Routing stellen¹. Um diesem Missstand zu begegnen, wurden Verfahren zur Topologie-Kontrolle (*topology control*) entwickelt. Hierbei wird die Menge der Nachbarn eines Knotens beschränkt. Dies erfolgt mit Hilfe der Anpassung der Sendeleitung, Bildung von Netzhierarchien (Backbone bzw. Clustering) sowie dem gezielten Ausschalten bestimmter Knoten [62]. Die hohe Dichte in Maschennetzen wird vom Autor der Arbeit nicht als Nachteil empfunden, sondern als Möglichkeit, die es zu nutzen gilt. Mit Hilfe von Kooperation zwischen den Knoten im Maschennetz ist es möglich, einerseits virtuelle Multi-Antennensysteme und andererseits virtuelle Multi-Radiosysteme aufzubauen. Es kann damit räumliche sowie Kanal-Diversität erreicht werden. Schließlich wird je nach Höhe der Interferenz durch fremde Netze entschieden, ob das MCEXOR oder das MCHOR zum Einsatz kommt. Erstes eignet sich für Umgebungen mit großen RF-Verunreinigungen (Interferenz) wie z.B. Großstädten, wobei letztes eher für Umgebungen mit wenig Interferenz geeignet ist (z.B. ländliche Umgebung).

4.2 Angewandte Konzepte

MCEXOR und MCHOR sind zwei Routing/MAC-Protokolle für drahtlose Multi-Hop Maschennetze, die sich zwecks Steigerung des Netzwerkdurchsatzes und Senkung der Latenz der Kooperation zwischen den Knoten im Netzwerk bedienen. So werden virtuelle Empfangsantennen, die räumliche Diversität liefern, und virtuelle Multi-Radiosysteme, die Kanal-Diversität bieten, aufgebaut (Abb. 4.1).

4.2.1 Virtuelles Multi-Antennensystem

Opportunistische Protokolle wie MCEXOR und MCHOR gehören zur Klasse der Protokolle, die die Multi-User-Diversität ausnutzen. Hierbei wird der Empfang an mehreren Knoten ausgenutzt, um den Durchsatz im Netzwerk zu steigern. Der Multi-User-Diversitätseffekt kann auf drei Wegen ausgenutzt werden. Erstens, kann die Auswahl des Forwarder aus der Menge der Knoten, welche die Paketübertragung erfolgreich empfangen, optimiert werden, z.B. wird im Falle eines Maschennetzes der Knoten ausgewählt, welcher bzgl. einer Pfadmetrik am dichtesten zum Zielknoten gelegen ist [18]. Zweitens, ist es möglich, durch den Empfang an mehreren Knoten Bit-Fehler in der drahtlosen Übertragung zu korrigieren [79]. Drittens, kann man alle Knoten, welche das Paket empfangen haben, dazu bringen, dieses simultan weiterzuleiten und damit wie ein Multi-Antennensystem zu agieren [70, 65]. Die zwei hier vorgestellten Protokolle folgen dem ersten Ansatz. Mit Hilfe von Kooperation werden

¹Die Topologie in drahtlosen Maschennetzen mit hoher Dichte ändert sich sehr oft. Dies führt dazu, dass Routinginformation häufig ausgetauscht und aktualisiert werden müssen, wodurch die Kapazität des Netzes sinkt.

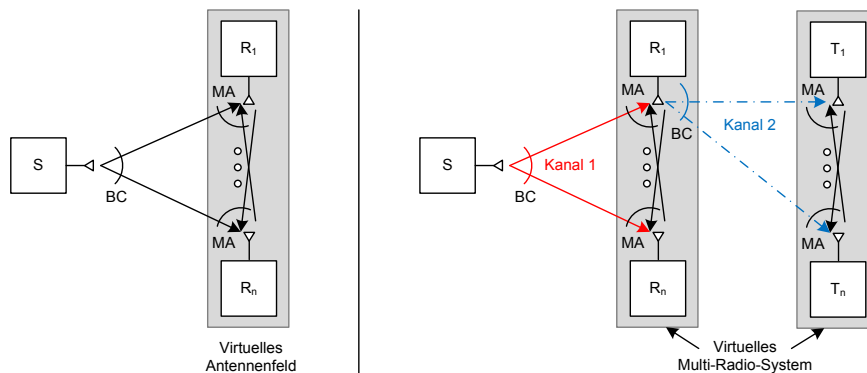


Abbildung 4.1: Mit Hilfe von Kooperation kann ein virtuelles Antennenfeld (links) und ein virtuelles Multi-Radiosystem (rechts) erzeugt werden. Hierbei steht BC für Broadcast und MA für den Mehrnutzerzugriff.

die potentiellen Forwarder-Knoten gemeinsam eine virtuelle Empfangsantenne bilden (Abb. 4.1 links). Durch ihre große räumliche Trennung von einigen Metern sind ihre Signalpfade wenig korreliert, wodurch eine hohe räumliche Diversität erreicht werden kann. Man spricht in diesem Zusammenhang auch von Makro-Diversität [118]. Dadurch, dass die (virtuellen) Antennen einen signifikanten Abstand zueinander haben, kann damit neben dem Pfadverlust im kleinen (Fading) auch das Shadowing, welches einen mittelgroßen Einfluss hat, bekämpft werden. Ein traditionelles Multi-Antennensystem kann hingegen aufgrund des geringen Abstandes zwischen den Antennen (halbe Wellenlänge) nur den Pfadverlust im kleinen bekämpfen. Ferner können im Falle von Makro-Diversität lokale Interferenzen wirksam bekämpft werden.

Praktische Einschränkungen Das Konzept der virtuellen Antennen² verwendet man auch in zellulären Netzen, in denen ein Nutzer mit mehreren Basisstationen gleichzeitig verbunden sein kann. Dies wird auch als Soft-Handoff bezeichnet. Dadurch, dass die Basisstationen i.d.R. über ein sehr schnelles drahtgebundenes Backbone miteinander verbunden sind, können Verfahren zur Bit-Fehlerkorrektur verwendet werden. Aus zwei oder mehreren fehlerhaft empfangenen Paketen lässt sich u.U. ein korrektes Paket erzeugen. Schwieriger ist dies aber in Maschennetzen. Hier stellt der drahtlose Kanal die einzige mögliche Form der Kommunikation zwischen den Knoten dar, d.h. dass auch die Kooperation zwischen den Knoten über dasselbe drahtlose Medium erfolgt, welches auch für den Datenversand verwendet wird. Somit ergibt sich ein Kompromiss zwischen Diversitätsgewinn und Kommunikationsaufwand, der aus der notwendigen Kooperation zwischen den Nutzern resultiert. Wie wir jedoch später sehen werden, kann die Kooperation zwischen den Nutzern effizient gestaltet werden und damit der Diversitätsgewinn erhalten bleiben.

²Hier handelt es sich gemäß der Definition in Abschn. 3.1.5 um verteilte Antennenfelder.

4.2.2 Virtuelles Multi-Radiosystem

Durch die Verwendung mehrerer interferenzfreier Kanäle kann die Kollisionsdomäne in einem drahtlosen Maschennetz verkleinert werden. Zum einen können dadurch schädliche Effekte, resultierend aus Interferenz, reduziert werden. Andererseits können mehrere parallele Übertragungen in räumlicher Nähe stattfinden. Es wird davon ausgegangen, dass jeder Knoten mit lediglich einem Radio ausgestattet ist, nur halbduplex arbeitet, d.h., dass ein Knoten nicht in der Lage ist, gleichzeitig (auf verschiedenen Frequenzen) zu senden und zu empfangen. Nur ein Knoten, der mehrere Radios (Multi-Radiosystem) hat, wäre dazu in der Lage. Wie eingangs bereits erwähnt, werden jedoch Geräte mit nur einem Radio typischerweise in Maschennetzen für Community- und Sensornetze eingesetzt. Mit Hilfe von Kooperation können die potentiellen Forwarder-Knoten gemeinsam ein virtuelles Multi-Radiosystem bilden (Abb. 4.1 rechts). Durch ihre große räumliche Trennung von einigen Metern haben schädliche Effekte wie Interferenz zwischen benachbarten Kanälen (*adjacent channel interference*) im Gegensatz zu Multi-Radiosystemen (Abschn. 6.2) nur einen geringeren Einfluss.

Praktische Einschränkungen Es wird davon ausgegangen, dass alle Knoten mit genau einem Radio ausgestattet sind. Darüber hinaus steht eine kleine bis mittelgroße Anzahl (1-5) interferenzfreier Kanäle zur Verfügung. Dies entspricht IEEE 802.11a/g. Beim Umschalten von einem Kanal auf einen anderen kommt es zu einer Verzögerung. Aus theoretischer Sicht sind Verzögerungen von $80 \mu\text{s}$ möglich [34]. Schon heute lässt sich mit Standard 802.11-Hardware eine Latenz von ca. 1-2 ms erreichen³.

4.3 Literatur

In diesem Abschnitt werden die wichtigsten praktischen Arbeiten diskutiert, welche auf dem Gebiet der Anwendung der Multi-User-Diversität in drahtlosen Maschennetzen entstanden sind. Außerdem werden auch Protokolle für die Verwendung mehrerer Kanäle betrachtet.

4.3.1 Anwendung der Multi-User Diversität

Zur Anwendung der Multi-User-Diversität in drahtlosen Maschennetzen gibt es eine Reihe von Veröffentlichungen. Ein erstes Protokoll, welches die inhärent in drahtlosen Maschennetzen vorhandene Multi-User Diversität ausnutzt, stellte Larsson mit dem Selection Diversity Forwarding (SDF) Protokoll [71] vor. Die Idee von SDF ist, dass anstelle eines einzigen, zuvor bestimmten Forwarder eine Menge von Knoten, die sogenannten Kandidatenknoten, als potenzielle Forwarder für den nächsten Hop dienen. Nachdem der Sender das Paket via MAC-Broadcast verschickt hat, wird der erfolgreiche Empfang von den Kandidaten dem Sender bestätigt, der sich anschließend für den besten Kandidaten entscheidet, welcher dann das Paket weiterleitet. Problematisch an SDF ist sein aufwändiger 4-Wege-Handshake (MAC) zwischen dem Sender

³Es wurde hierzu prototypisch eine Umsetzung im Madwifi-Treiber auf der Basis von Atheros-Chips vorgenommen.

und den Kandidaten, daher haben Valenti [114] und Biswas et al. [17] Verbesserungen vorgeschlagen, die mit nur einem 2-Wege-Handshake auskommen. Wie bei SDF wird auch beim Extreme Opportunistic Routing (ExOR) eine Menge von Kandidaten für den nächsten Hop ausgewählt [17]. Die Auswahl des nächsten Forwarder sowie die Verhinderung von redundanten Übertragungen basiert auf einer verteilten Absprache zwischen dem Sender und den Kandidaten und wird mit Hilfe eines Slotted Acknowledgment auf der MAC-Schicht realisiert, jedoch ohne Garantie, dass sich alle Kandidaten auf denselben Forwarder einigen. So kann der Verlust von Kontrollpaketen (Ack) dazu führen, dass der Sender ein Paket redundant erneut überträgt bzw. das Paket von mehr als einem Kandidaten weitergeleitet wird. Letzteres führt zu einem Duplikat, welches zu zukünftigen redundanten Übertragungen führt und unter Umständen nur schwer bzw. erst spät eliminiert werden kann. Zur Lösung dieses Problems wurde eine Reihe neuer Verfahren vorgestellt. Hierzu haben Biswas et al. eine zweite Version von ExOR, basierend auf Batches, entwickelt [18]. Im Gegensatz zur ersten Lösung kann mit Hilfe der Batches der Protokollaufwand und die Wahrscheinlichkeit für redundante Übertragungen und Duplikate reduziert werden. Ferner kommt diese Version ohne MAC-Modifikationen aus und kann auf Routing-Schicht mit herkömmlicher IEEE 802.11 Hardware realisiert werden. Von Nachteil ist aber, dass aufgrund des globalen Scheduling keine räumliche Wiederverwendung möglich wird. Dieses Problem versucht das MAC-independent Opportunistic Routing + Encoding (MORE) Protokoll zu lösen [21]. MORE erweitert ExOR (Batches) durch die Verwendung von Network-Coding [5], wodurch Duplikate und andere redundante Übertragungen reduziert werden können. Somit kann MORE auf einen globalen Scheduler verzichten und stattdessen den 802.11 MAC verwenden. Des Weiteren schlugen zur Reduktion von Kontrollpaketen Zhong et al. passive Paketbestätigungen (*passive acknowledgment*) vor [126].

Nach Jain et al. sollen die Daten- und Kontrollphase miteinander vertauscht werden [57]. Demnach wird zunächst die Verfügbarkeit von potentiellen Relay-Knoten mit Hilfe einer Multicast Probe-Nachricht geprüft. Der Empfang einer solchen Poll-Nachricht wird von den Kandidaten in der Reihenfolge der Poll-Nachricht bestätigt. Danach wird das Datenpaket an den besten Kandidaten versendet. Eine weitere Verbesserung kommt von Choudhury et al. [27], wonach historische Informationen über vorangegangene Übertragungen zur Auswahl der Kandidaten verwendet werden können, ohne diese vorher prüfen zu müssen. Später ist von Larsson et al. SDF mit Multiuser Diversity Forwarding (MDF) verbessert worden [72]). Auch hier wurden die Daten- und Kontrollphase miteinander vertauscht. MDF geht davon aus, dass die Protokolldauer kleiner als die Kohärenzzeit des Kanals ist. Im Unterschied zu anderen Verfahren wird hier jedoch ein globaler Scheduler benötigt, der den Mediumzugriff synchronisiert (Unterteilung in Zeitschlitze (*time slots*)). Am Beginn eines solchen Zeitschlitzes werden die potentiellen Relay-Knoten mit Probe-Nachrichten geprüft und anschließend wird der beste für die Übertragung verwendet.

Diese Übersicht zeigt, dass es viele Vorschläge für opportunistische Protokolle gibt. Im Folgenden werden die Wichtigsten im Detail diskutiert. Im Anschluss daran werden die Protokolle untereinander verglichen, und ihre jeweiligen Stärken und Schwächen aufgezeigt.

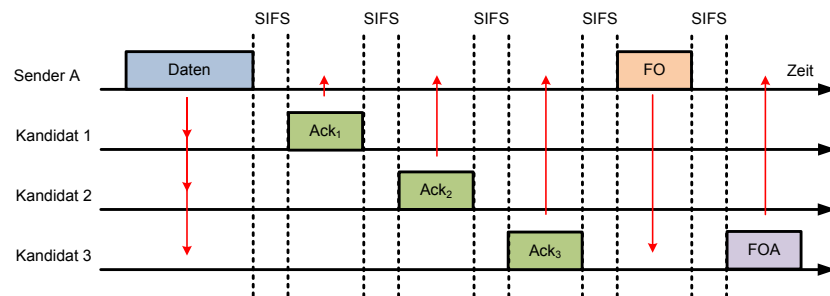


Abbildung 4.2: Basis-Mediumzugriff in SDF (modifiziert aus [71]).

Selection Diversity Forwarding (SDF)

Mit dem SDF-Protokoll hat Larsson als erster ein MAC/Routingprotokoll, welches die Multi-User-Diversität⁴ in drahtlosen Multi-Hop Maschennetzen ausnutzt, vorgestellt [71]. Hier wird die inhärente Eigenschaft des Radiomediums, Fading und Broadcast, nicht als Nachteil, sondern als Möglichkeit (*opportunity*) angesehen, welche es zu nutzen gilt. Die Idee von SDF ist, dass der nächste Relay-Knoten a priori nicht feststehen muss. Stattdessen versendet ein Knoten das Datenpaket an mehrere Relay-Knoten (Kandidaten), welche den korrekten Empfang bestätigen. Aus der Menge der Antworten, entscheidet nun der Sender darüber, wer von den Kandidaten das Paket weiterleitet und wer nicht. Die Entscheidung darüber, wer der nächste Forwarder ist, ist demnach a priori nicht bekannt und wird lokal in Abhängigkeit vom Zustand des Mediums getroffen. Dies ist ein wesentlicher Unterschied zu traditionellen Verfahren.

Der Basismediumzugriff von SDF ist schematisch in Abb. 4.2 dargestellt. Das Protokoll besteht im Wesentlichen aus vier Schritten. Zunächst wird eine Menge von geeigneten Relay-Knoten, die sogenannten Kandidaten, bestimmt, an die der Knoten anschließend das Datenpaket (Multicast) sendet. Die Knoten, welche das Datenpaket erfolgreich empfangen haben und zudem ihre Adressen dort aufgelistet vorfinden, senden ein Ack-Paket in aufeinanderfolgender Reihenfolge, d.h. in der Reihenfolge, in welcher ihre Adresse im Datenpaket-Header notiert war. Ausgehend von den empfangenen Ack-Paketen wählt der Sender den Relay-Knoten aus, der bzgl. einer Metrik am dichtesten zum Zielknoten ist. Daraufhin sendet er ein FO-Paket (*forwarding order*), welches die Verantwortung für die weitere Weiterleitung an den ausgewählten Knoten überträgt. Schließlich bestätigt der ausgewählte Kandidat seine Auswahl mit einem FOA-Paket (*forwarding order acknowledgement*).

SDF war eines der ersten Protokolle, daher ist es verständlich, dass viele Aspekte unberücksichtigt blieben. So sind die Kriterien, nach denen die Kandidaten ausgewählt werden, unklar. Zudem wurde kein ARQ-Mechanismus verwendet. Als MAC-Protokoll wurde das ALOHA-Protokoll verwendet [95]. Dieses ließe sich zwar durch ein CSMA/CA Protokoll wie 802.11 ersetzen, die dabei notwendigen Modifikationen an der MAC-Schicht sind jedoch komplexer als z.B. bei ExOR (s.u.). Das Problem der Entstehung von Duplikaten wird nur beiläufig erwähnt und es wird keine Lösung gegeben.

⁴Der Autor bezeichnet dies als Selection Diversity.

Extreme Opportunistic Routing (ExOR)

Von Biswas et al. gibt es zwei Varianten des Extreme Opportunistic Routing. Die erste Variante verwendet einen MAC-Sicherungsmechanismus, der als Slotted-Acknowledgment (kurz: Slotted-Ack, [17]) bezeichnet wird, die zweite Version von ExOR arbeitet zwischen der Routing und der MAC-Schicht, wodurch ein 802.11 MAC unverändert verwendet werden kann. Mit Hilfe eines globalen Scheduler werden hier die Pakete in Batches versendet [18].

ExOR mit Slotted-Ack Aus Sicht der Effizienz des Protokolls ist der 4-Wege-Handshake in SDF unbefriedigend. Für jedes Datenpaket wird eine Vielzahl von Kontrollpaketen (Ack, FO, FOA) versendet. Dieser Aufwand reduziert den opportunistischen Gewinn. Biswas et al. haben mit dem ExOR-Protokoll eine Verbesserung vorgeschlagen [17]. Hierbei wird der 4-Wege durch einen 2-Wege-Handshake, bestehend aus dem Datenpaket und den Ack-Paketen der Kandidaten, ersetzt. Die Auswahl des nächsten Forwarder sowie die Verhinderung von redundanten Übertragungen basiert auf einer verteilten Absprache mit dem Sender und den Kandidaten, was als Slotted Acknowledgment bezeichnet wird. Das ExOR-Protokoll besteht aus 3 Stufen: Auswahl der Kandidatenmenge und Priorisierung der Kandidaten sowie Übertragung des Datenpakets, Versenden der Ack-Pakete durch die Kandidaten und die (verteilte) Entscheidung, ob ein Kandidat das Paket weiterleitet oder nicht.

Zunächst bestimmt der Sender die Kandidatenmenge, wofür folgende Heuristik verwendet wird. Als erstes wird der kürzeste Pfad vom Sender zum Empfänger an Hand der ETX-Metrik bestimmt, wobei der Kandidat mit der höchsten Priorität dem ersten Knoten in diesem Pfad entspricht. Danach wird dieser Kandidat aus der Routingtabelle entfernt und erneut der kürzeste Pfad bestimmt, wovon wieder der erste Knoten gewählt wird. Dieser stellt den Kandidaten mit der zweit-höchsten Priorität dar. Dieser Prozess wird so lange wiederholt, bis keine Kandidaten mehr gefunden wurden bzw. die maximale Größe in der Kandidatenmenge erreicht wurde. Diese Kandidaten werden nun im Header des Datenpakets aufgeführt. Nach Übertragung des Datenpakets prüft jeder Knoten, der dieses Paket erfolgreich empfangen konnte, ob seine Adresse im Paket-Header aufgelistet ist. An Hand der Priorität wird der zeitliche Versand des Ack-Pakets koordiniert. Dadurch ergibt sich eine zeitliche Ordnung, in welcher die Ack-Pakete versendet werden: zunächst der höchste Kandidat, dann der zweit-höchste, usw. (Abb. 4.3). Aus der Menge der empfangenen Ack-Pakete entscheidet ein Kandidat, ob er das Paket weiterleiten soll, d.h. er prüft, ob von allen Kandidaten, die das Paket erfolgreich empfangen haben, er der höchst priorisierteste Kandidat ist oder nicht. Hierfür enthält jedes Ack-Paket die ID des höchsten bisher bekannten Kandidaten, der das Paket erfolgreich empfangen hat. Alle Kandidaten belauschen daher alle Ack-Pakete, um nach Abschluss der Übertragung anhand der aufgeführten ID entscheiden zu können, ob sie das Paket weiterleiten oder verwerfen. Dies ist eine notwendige Maßnahme um Duplikaten zu verhindern. Dadurch, dass die Ack-Pakete der einzelnen Kandidaten zu bestimmten Zeitpunkten versendet werden, kann der Sender das Medium für die Zeit des Slotted-Ack mit Hilfe der virtuellen Kanalreservierung (NAV) über das Datenpaket reservieren (Abb. 4.3).

Für die Bestimmung der Linkverlustraten wurden empirische Messungen von Ganesan et al. [44] verwendet. Dieser hat den Zusammenhang zwischen

KAPITEL 4: EINLEITUNG

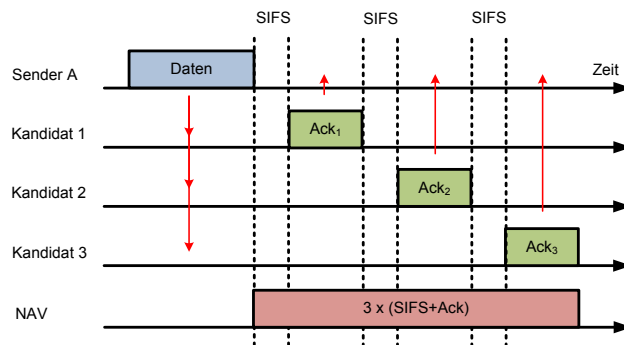


Abbildung 4.3: Basis-Mediumzugriff in ExOR (modifiziert aus [17]).

der Distanz und der Verlustrate für Berkeley Motes⁵ untersucht. Als problematisch ist der extrem große Bereich mit intermediären Paketfehlerraten zu sehen, wo selbst kurze Links eine hohe Paketfehlerrate zeigen. Solch ein Verhältnis konnte bei 802.11 jedoch nicht beobachtet werden (Abschn. 6.1.1). Hier ist der Bereich mit intermediären Paketfehlerraten deutlich kleiner, was daran liegen kann, dass die Motes anstelle von IEEE 802.11 den 802.15.4 MAC/PHY verwenden. Im Falle von 802.11 würde daher der opportunistische Gewinn deutlich geringer ausfallen, als hier beschrieben. Die Autoren konnten ferner zeigen, dass die durchschnittliche Anzahl Hops sich gegenüber herkömmlichen Verfahren verringert, d.h. dass das opportunistische Routing die Fähigkeit hat, Hops zu überspringen. Wie wir später sehen werden, kann diese Aussage nicht auf alle opportunistischen Verfahren verallgemeinert werden. Im Protokoll des Autors der vorliegenden Arbeit blieb die durchschnittliche Anzahl der Hops konstant, jedoch wurden die Übertragungen robuster. Die Anzahl der Neuübertragungen sank. Der von Biswas et al. vorgestellte Algorithmus zur Auswahl der Kandidaten ist lediglich eine einfache Heuristik, die zudem nicht begründet wurde. Ferner wurde in der Simulation davon ausgegangen, dass die Verlustraten an unterschiedlichen Kandidaten unabhängig sind. Ich werde in Abschn. 6.2 zeigen, dass dies nicht immer der Fall sein muss.

Das größte Problem von ExOR ist jedoch im Zusammenhang mit der MAC-Operation zu sehen. Die Autoren gehen davon aus, dass mit Hilfe der virtuellen Reservierung (NAV) im Datenpaket die nachfolgenden Ack-Pakete ausreichend geschützt werden können. Dies ist jedoch nicht immer der Fall, da zum einen das virtuelle Carrier-Sensing nur von nahe-gelegenen Knoten vorgenommen werden kann. Viele Knoten, die außerhalb des Empfangsradius des Senders liegen, können diesen NAV-Wert nicht dekodieren und sind damit auf das physikalische Carrier-Sensing angewiesen. Hier kommt es zum Problem, wenn in der Slotted-Ack-Phase einige Ack-Pakete ausbleiben, z.B. weil nicht alle Kandidaten das Datenpaket erfolgreich empfangen. Das hat zur Folge, dass das Medium für die Dauer eines oder mehrerer Ack-Pakete frei bleibt. Konkurrierende Knoten würden den Kanal als frei ansehen und mit der eigenen Übertragung beginnen, die jedoch mit den nachfolgenden Ack-Paketten kollidieren würde. Auf dieses Problem und meine Lösung gehe ich in Abschn. 5.3.2

⁵webs.cs.berkeley.edu

genauer ein.

ExOR mit Batches Etwas später haben Biswas et al. eine zweite Version von ExOR speziell für die Unicast-Übertragung von großen Datenmengen entwickelt [18], die im Folgenden mit ExOR2 bezeichnet wird. Im Gegensatz zur ersten Version benötigt ExOR2 keine Änderungen an der MAC-Schicht, stattdessen wird der Mediumzugriff von einem globalen Scheduler auf einer höheren Schicht (Layer 2.5) gesteuert. Um den Koordinationsaufwand zwischen den Kandidaten klein zu halten, werden die Pakete in Batches versendet. Der Sender fügt jedem Paket, welches er via MAC-Broadcast versendet, eine Liste potenzieller Kandidaten, priorisiert bzgl. ihrer Distanz (angepasste ETX-Metrik) zum Zielknoten, hinzu. Kandidaten, welche Pakete empfangen, puffern diese bis zum Ende des Batches. Der höchst priorisierteste Kandidat beginnt dann mit dem Versenden der Pakete aus seinem Puffer, wobei er jedem Paket eine sogenannte Batch-Map mitgibt. In der Batch-Map werden die Pakete verzeichnet, welche bereits von einem höheren Kandidaten erfolgreich empfangen werden konnten. Die verbleibenden Kandidaten senden dann der Reihenfolge nach, jedoch lediglich Pakete, welche noch nicht durch die Batch-Map eines höheren Kandidaten bestätigt worden sind. Auf diese Weise werden unnötige Übertragungen vermieden. Der Vorgang setzt sich so lange fort, bis 90% der Pakete am Empfänger angekommen sind. Die restlichen Pakete werden mit Hilfe eines traditionellen Routings (z.B. DSR) übertragen. Die Batch-Map stellt einen robusten *Gossip*-Mechanismus dar, welcher Informationen über die von höheren Kandidaten empfangenen Pakete zu den niedrig priorisierten Kandidaten transportiert. Somit funktioniert ExOR2 sehr gut in Umgebungen mit asymmetrischen Links, Verfahren wie 802.11 benötigen hingegen aufgrund ihrer MAC-Sicherung (Ack) bidirektionale Links.

Im Gegensatz zur ersten Version von ExOR wurden Messungen in einem realen 802.11b Maschennetz vorgenommen. Die dabei verwendeten Geräte entsprechen der häufig in Community-Netzen eingesetzten Hardware. Ein großer Vorteil von ExOR2 ist sein robustes Batch-basiertes Acknowledgment, wodurch Duplikate und redundante Übertragungen minimiert werden können. Jedoch ergibt sich aus dem globalen MAC-Scheduler eine Reihe von Problemen. Der Scheduler in ExOR2 versucht sicherzustellen, dass zu jedem Zeitpunkt nur ein Knoten sendet. Dies ist bei kleinen Netzen unproblematisch, bei großen jedoch wird die Möglichkeit der räumlichen Wiederverwendung des Mediums nicht zugelassen (Abschn. 3.2.1), d.h. es werden auch Übertragungen serialisiert, die z.B. bei Verwendung von 802.11 auch parallel und ohne gegenseitige Interferenz hätten erfolgen können. Ferner skaliert der globale Scheduler nicht mit der Größe des Netzes. Die Autoren erkannten, dass die Leistungsfähigkeit von opportunistischen Protokollen davon abhängt, wie stark die Verlustraten an unterschiedlichen Empfängern korreliert sind. Dieser Umstand wurde aber nicht bei der Auswahl der Kandidaten berücksichtigt. Aufgrund des Batch-Konzepts kann TCP/IP nicht ohne weiteres zusammen mit ExOR2 verwendet werden. Dieses Problem versuchte man mit Hilfe von Split-TCP zu lösen, es gibt allerdings hierzu keine Messergebnisse. ExOR2 wurde für die Übertragung großer Datenmengen konzipiert, d.h. im Falle von Applikationen, die kleine Datenpakete erzeugen bzw. eine hohe Anforderung an die Latenz haben, kann ExOR2 nicht verwendet werden. Es wurden kei-

ne multiplen Flüsse evaluiert, wodurch der Effekt von Inter-Flow-Interferenz unberücksichtigt blieb. In Multi-Raten Umgebungen ist die Leistungsfähigkeit von ExOR2 unbefriedigend. Es existiert kein Ansatz, wie Bitraten unterstützt werden können.

MAC-independent Opportunistic Routing + Encoding (MORE)

MORE setzt auf ExOR mit Batches auf, wobei es Network Coding verwendet, um dem Problem der Duplikate und redundanten Übertragungen zu begegnen [21]. Eine Kommunikation zwischen den Kandidaten sowie ein globaler Scheduler für den Mediumzugriff werden somit überflüssig. Im Gegensatz zu ExOR2 werden hier die Pakete eines Batches mit Hilfe zufälliger linearer Codes miteinander kombiniert bevor diese versendet werden. Jeder Kandidat kann wiederum neue Linearkombinationen aus den gepufferten Paketen erzeugen. Es existieren keine Duplikate, sondern lediglich nicht innovative Pakete. Damit nicht unnötig viele Pakete versendet werden, führt MORE das probabilistische Forwarding ein, worüber sich kontrollieren lässt, wie viele Pakete ein Kandidat im Mittel erzeugen und versenden kann. Wenn der Zielknoten genügend Linearkombinationen erhalten hat, die er für die Dekodierung des gesamten Batches benötigt, kann er die Quelle mit Hilfe eines Stopp-Pakets (Multi-Hop) darüber informieren. Neben dem Unicast- wird auch der Multicast-Verkehr effizient von MORE unterstützt.

Für die Berechnung der Forwarding-Wahrscheinlichkeiten benötigt MORE genaue globale Topologieinformation (Linkverlustraten zwischen allen Knoten), andernfalls werden zu wenig bzw. zu viele Pakete weitergeleitet. Die Autoren haben MORE in einem kleinen bis mittelgroßen Netz evaluiert. Interessant wäre die Leistungsfähigkeit von MORE in größeren Netzen gewesen. Fraglich ist hierbei, ob das Stopp-Paket aufgrund der langen Laufzeit (Multi-Hop) nicht zu einem Problem werden könnte. Problematisch ist, dass durch die verzögerte Ankunft des Stopp-Pakets am Empfänger dieser bereits unnötig viel Redundanz heraus gesendet hat. Dieser Ansatz skaliert nicht mit der Länge der Routen. Das Stopp-Paket muss zudem contention-based gesendet werden, wodurch es zu zusätzlichen Verzögerungen kommt. Ferner ist der Berechnungsaufwand aufgrund des Network Coding in MORE trotz verwendeter Heuristiken sehr hoch. Es wurden 800 MHz PCs eingesetzt, was jedoch nicht der Hardware in Sensor- bzw. Community-Netzen entspricht, die häufig aus eingebetteten Systemen besteht und nur wenig Energie verbrauchen darf. Wie schon bei ExOR2 existiert auch bei MORE kein Ansatz zur Unterstützung von Bitraten⁶.

MORE ist wie ExOR2 für die Übertragungen von großen Daten konzipiert. Ferner wurde auch hier kein TCP/IP evaluiert. Alle Übertragungen auf der MAC-Schicht sind Broadcasts. Dies hat zur Folge, dass der MAC keinen exponentiellen Backoff vornimmt, wenn das Netz saturiert ist, was jedoch dazu führt, dass sich bei einem saturierten Medium die Leistung von MORE erheblich verschlechtert⁷. Die dem 802.11 DCF Protokoll inhärente Eigenschaft

⁶Die von den Knoten verwendeten Bitraten wurden fix gesetzt. Im Gegensatz zu 802.11b stehen in 802.11g nicht lediglich 4 sondern 12 Bitraten zur Verfügung. Hier kann auf eine Unterstützung von Bitraten (*auto-rate control*) nicht mehr länger verzichtet werden.

⁷Im Falle von UDP existiert keine Flusskontrolle, d.h. ist hier die Flusskontrolle der MAC-Schicht besonders wichtig.

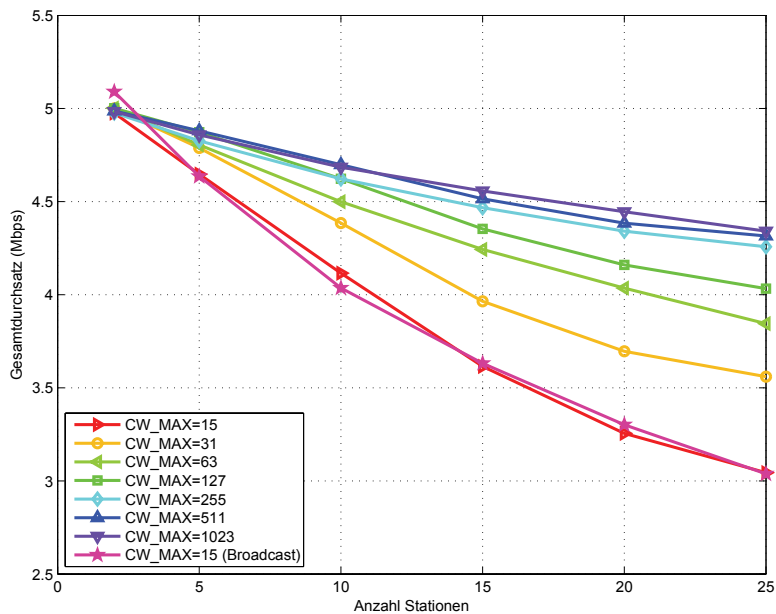


Abbildung 4.4: Saturationsdurchsatz in 802.11 DCF in Abhängigkeit von der Fenstergröße CW_MAX (CW_MIN=15). Als physikalische Schicht wurde 802.11a verwendet.

der Kollisionsvermeidung (exponentieller Backoff) kommt nicht zum Einsatz, da bei einem Broadcast keine Kollisionen erkannt werden können. Der Saturationsdurchsatz von 802.11 DCF in Abhängigkeit von der maximalen CW-Fenstergröße (CW_MAX) ist in Abb. 4.4 dargestellt. Wie zu sehen ist, hat eine steigende Anzahl konkurrierender Stationen einen größeren Einfluss auf den Gesamtdurchsatz bei kleineren CW_MAX. Nehmen wir als Beispiel den Fall mit 25 Stationen. Der Gesamtdurchsatz, wenn alle Übertragungen Broadcast verwenden, liegt bei ca. 3 Mbps, wobei dieser bei der Standardeinstellung für Unicast-Pakete in 802.11a bei 4,33 Mbps liegt, d.h. im Falle von MAC-Broadcast entspricht der Gesamtdurchsatz lediglich 70% des Durchsatzes, der erreicht werden könnte, wenn stattdessen Unicast-Pakete mit einem großen CW_MAX versendet worden wären. Selbst, wenn nur noch 10 Stationen in einer Kollisionsdomäne sind, beträgt der Durchsatz nur 86%. Ich vermute daher, dass dieses einer der Gründe ist, warum die Performanz von MORE mit steigender Anzahl Flüsse gegenüber herkömmlichen Verfahren, die MAC-Unicast verwenden, sinkt. Fazit: der opportunistische Gewinn von MORE verringert sich bei saturierten Netzen, nicht weil der opportunistische Gewinn kleiner wird, sondern weil der verwendete Mediumzugriff eine große Anzahl von Kollisionen verursacht.

Multiuser Diversity Forwarding in Multihop Packet Radio Networks (MDF)

Einige Zeit später stellten Larsson et al. mit MDF eine Weiterentwicklung des SDF-Protokolls vor [72]. MDF basiert dabei auf einem Cross-Layer-Ansatz, welcher dem sendenden Knoten erlaubt, aus einer Menge von verfügbaren

KAPITEL 4: EINLEITUNG

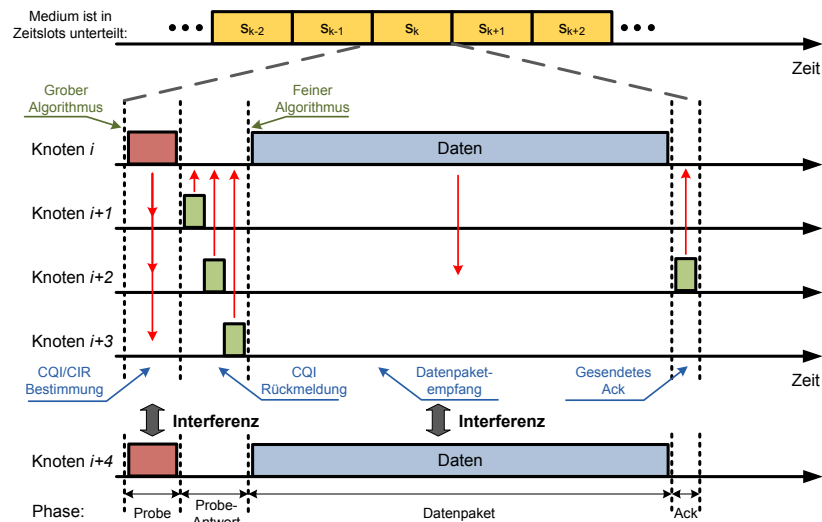


Abbildung 4.5: Basis-Mediumzugriff in MDF (modifiziert aus [72]).

Relay-Knoten (kein kürzester Pfad) und Datenflüssen (kein FIFO-Zugriff) auszuwählen und eine zeitnahe Anpassung der verwendeten Sendebitrate vorzunehmen. Dadurch kommt der Vorteil der Multi-User-Diversität voll zur Geltung. Damit MDF mit den anderen Verfahren vergleichbar wird, gehe ich im Folgenden davon aus, dass Pakete in FIFO versendet werden müssen. Die Grundannahme von MDF ist, dass die SINR-Bestimmung des Kanals unmittelbar vor einer Datenübertragung sehr akkurat ist, da sich potentielle Kandidaten über den Probing-Prozess zu erkennen geben. Daher wurden bei MDF die Kontroll- und die Datenphase miteinander vertauscht. Die Kontrollphase, hier als opportunistisches Probing bezeichnet, ist über alle Knoten im Netzwerk synchronisiert und zeitlich ausgerichtet. Das Medium ist in globale Zeitschlitze unterteilt, wobei jeder Slot aus 4 Phasen besteht: Probe, Probe Response, Daten, Ack (Abb. 4.5). In der Probe-Phase verschickt der Sender ein Probe-Paket an eine Menge von Kandidaten, welche anhand des Probe-Pakets die momentane Kanalqualität (z.B. SNIR) bestimmen und diese Information in der Probe-Response-Phase an den Sender zurücksenden. Dieser wählt anhand der gemeldeten Kanalqualitäten der einzelnen Kandidaten den Besten aus. Zusätzlich ist er in der Lage eine passende Bitrate auszuwählen.

Eine wichtige Annahme, die MDF über den Kanal trifft, ist seine zeitliche Stabilität. Demnach muss die Kohärenzzeit des Kanals größer als die Protokolldauer (Probe, Probe Response, Daten, Ack) sein. Ist dies nicht gegeben (z.B. aufgrund von hoher Mobilität bzw. Interferenz durch fremde Netze), so ist es unmöglich, den Kanal vorherzusagen. In solchen Umgebungen ist aber die Multi-User-Diversität besonders hoch und kann von MDF nicht ausgenutzt werden. Ein großes Problem in MDF ist die Notwendigkeit für den globalen MAC-Scheduler, welcher im Falle von großen Maschennetzen schwierig zu realisieren ist, da hierfür eine globale Zeit notwendig ist. Dieser Scheduler ist in MDF notwendig, damit alle Knoten im Netz zum selben Zeitpunkt ihre Probe-Nachricht versenden können. Ferner wird viel Medium-Zeit ungenutzt

gelassen, wenn sowohl kleine als auch große Pakete versendet werden, da die Zeitschlitzte mindestens so groß sein müssen, dass ein großes Paket darin übertragen werden kann.

Zusammenfassung

In diesem Abschnitt vergleiche ich die opportunistischen Protokolle hinsichtlich einiger Faktoren. Folgende Kriterien werden für den Vergleich herangezogen:

- Höhe des erreichten opportunistischen Gewinns,
- Leistungsfähigkeit des Protokolls in saturierten Netzen,
- Koordination des Mediumzugriffs (global bzw. lokal),
- explizite Unterstützung von variablen Bitraten,
- Berücksichtigung der räumlichen Wiederverwendung des Mediums (*spatial reuse*),
- Auftreten von redundanten Übertragungen (Duplikate),
- Umgang mit asymmetrischen Links,
- Anforderungen an die Stabilität des Kanals (Kanalkohärenzzeit),
- weitere Kriterien (Protokollaufwand, Unterstützung von TCP/IP, Paketlatenz),
- technische Aspekte (notwendige Verarbeitungsgeschwindigkeit der CPU sowie Speicheranforderungen)

Die Ergebnisse des Vergleichs sind in Tabelle 4.1 dargestellt.

Vergleichen wir zunächst die einzelnen Verfahren hinsichtlich des erreichten opportunistischen Gewinns miteinander. Dieser ist bei allen Verfahren außer MDF hoch, was daran liegt, dass MDF für die Datenübertragung nur einen Kandidaten, nämlich den besten, ausgewählt. Von Tse et al. wissen wir jedoch, dass auch in einem AWGN-Kanal ein spürbarer Empfangs-Diversitätseffekt vorliegt [111]. Dieser wird leider von MDF nicht ausgenutzt. Die Leistungsfähigkeit in saturierten Netzen ist bei ExOR2 sowie MORE aufgrund des verwendeten MAC-Broadcast, der zu vielen Kollisionen führt, unbefriedigend. Im Falle von ExOR2 können durch den globalen MAC-Scheduler lediglich simultane Übertragungen innerhalb eines Paketflusses verhindert werden. Bei SDF und ExOR wird hingegen die Kollisionswahrscheinlichkeit durch das eingesetzte Slotted-Ack vergrößert. Beim Mediumzugriff vergleichen wir die Verfahren, ob der Zugriff auf das Medium global bzw. lokal koordiniert werden muss. Aus der Sicht eines spontanen Maschennetzes ist ein lokal-koordinierter Mediumzugriff zu bevorzugen. Bei SDF und ExOR erfolgt der MAC-Zugriff verteilt (CSMA/CA), wobei ExOR2 und MDF einen globalen MAC-Scheduler benötigen. Bei MORE erfolgt der MAC-Zugriff zwar verteilt, ist jedoch aufgrund der fehlenden Möglichkeit, Kollisionen zu erkennen, ineffizient. Bis auf MDF werden Bitraten von keinem der anderen Protokolle explizit unterstützt. Die räumliche Wiederverwendung ist bei SDF, ExOR und MORE aufgrund des

	SDF	ExOR (SL-Ack)	ExOR (Batches)	MORE	MDF
Opportunistic Gewinn	+	+	+	+	o
Performanz in saturierten Netzen	o	o	-	-	+
Mediumzugriff	+	+	-	o	-
Bitraten-Unterstützung	-	-	-	-	+
Räumliche Wiederverwendung	+	+	-	+	+
Redundante Übertragungen	+	-	+	-	+
Asymmetrische Links	-	o	+	+	-
Kanalkohärenzzeit	o	+	+	+	-
Protokollaufwand	-	o	+	+	-
TCP/IP	+	+	-	-	+
Latenz	+	+	-	-	+
Verarbeitungsgeschwindigkeit (CPU)	+	+	+	-	+
Speicheranforderung (RAM)	+	+	o	-	+

Tabelle 4.1: Qualitativer Vergleich opportunistischer Protokolle für drahtlose Maschennetze.

eingesetzten CSMA/CA Mediumzugriffs hoch. Bei ExOR2 wird hingegen aufgrund des globalen Scheduling eine räumliche Wiederverwendung verhindert. Bei ExOR und MORE kann es zu redundanten Übertragungen kommen, beim ersten aufgrund von Fehlverhalten im Slotted-Ack-Mechanismus, beim zweiten resultiert dies aus Ungenauigkeiten in der Berechnung der Forwarding-Wahrscheinlichkeiten, wodurch es zur Entstehung von nicht innovativen Paketen kommen kann. ExOR2 und MORE können gut in Umgebungen mit asymmetrischen Links arbeiten. Bei SDF und MDF darf die Link-Asymmetrie aufgrund des 4-Wege-Handshake nicht zu groß sein. Der Protokollaufwand ist daher auch bei SDF und MDF am größten. Alle Verfahren bis auf MDF können gut bis sehr gut in Umgebungen mit hoher Mobilität bzw. Interferenzen durch fremde Netze arbeiten. Aufgrund des Probing muss bei MDF der Kanal für die Protokolldauer stabil sein. TCP/IP kann aufgrund der in ExOR2 und MORE eingesetzten Batches nicht ohne Modifikation verwendet werden. Beide Protokolle verursachen eine hohe Paketlatenz und sind deshalb für interaktive Applikationen ungeeignet. Alle Verfahren bis auf MORE können in Sensornetzen mit geringen Ressourcen eingesetzt werden. Bei MORE wird aufgrund des eingesetzten Network Coding eine hohe Anforderung an die Verarbeitungsgeschwindigkeit der CPU und die Höhe des verfügbaren Hauptspeichers gestellt.

4.3.2 Verwendung mehrerer Kanäle

Auf dem Gebiet der drahtlosen Maschennetze wurden Protokolle vorgestellt, die zwecks Steigerung des Durchsatzes bzw. Senkung der Latenz, mehrere Kanäle verwenden (Multi-Kanal-Protokolle). In IEEE 802.11b/g stehen 3 und in 802.11a 12 interferenzfreie Kanäle zur Verfügung. Kanäle werden als interferenzfrei bezeichnet, wenn sie parallel und ohne negative Interferenzeffekte verwendet werden können (Abschn. 6.2). Mit Hilfe von interferenzfreien Kanälen kann die Kollisionsdomäne aufgeteilt werden, wodurch negativen Interferenzeffekte, hervorgerufen durch andere Nutzer, reduziert werden können. Solange benachbarte Knoten unterschiedliche Kanäle verwenden, können sie parallel übertragen. Dieses kann dazu beitragen, den Durchsatz im Netzwerk zu erhöhen bzw. die Latenz zu senken. Demgegenüber steht der Aufwand für die Verwaltung der Kanäle. MAC/Routing-Protokolle müssen sich zusätzlich um die Zuweisung von Kanälen im Netzwerk kümmern.

Theorie

Gupta und Kumar konnten zeigen, dass aus theoretischer Sicht die Verwendung mehrerer Kanäle keinen Vorteil für die Kapazität des Maschennetzes hat [50], es spielt keine Rolle, ob ein Kanal mit einer Datenrate von W verwendet wird oder dieser in c -viele Subkanäle mit einer Datenrate von jeweils W/c unterteilt wird. Zu einer weiteren interessanten Erkenntnis kamen Kysanur et al. [67], als sie zeigen konnten, dass bei Verwendung vieler Kanäle die Gupta- und Kumar-Schranke für die Kapazität mit nur einem Radio pro Knoten erreicht wird, wenn die Kosten für das Umschalten des Kanals (Latenz) Null sind. Anders betrachtet, kann man die vorhandenen Kanäle als zusätzliche, ansonsten ungenutzte Ressource sehen. In diesem Fall führt die Verwendung zusätzlicher Kanäle zu einer signifikanten Steigerung des Durchsatzes

und zur Senkung der Latenz. Um die Vielfalt der möglichen Verfahren auf ein überschaubares Maß zu reduzieren, werde ich aus theoretischer Sicht folgende Einschränkungen vornehmen. Ich betrachte drahtlose Maschennetze mit mehr als einem zur Verfügung stehenden Kanal ($c > 1$), ferner beschränke ich die Anzahl der Radios pro Knoten auf 1.

Praxis

In diesem Abschnitt werden praktische Verfahren zur Verwendung mehrerer Kanäle in drahtlosen Maschennetzen beschrieben, wobei zunächst Verfahren vorgestellt werden, die auf der MAC-Schicht realisiert werden. Im Anschluss daran geht es um Verfahren für Multi-Hop Maschennetze, indem die Kanalzuweisung von der Routingschicht übernommen wird.

Realisierung auf der MAC-Schicht Die bekannten Verfahren unterscheiden sich in folgenden Faktoren:

- Anzahl der erforderlichen Radios pro Knoten,
- Kanalzuweisung (gemeinsamer Heimatkanal oder Sprungsequenz (*hop-ping sequence*))
- Mediumzugriff (global oder verteilt)

Eine Übersicht über die aktuell existierenden Multi-Kanal-Protokolle wird von Mo et al. gegeben [80]. Zunächst einmal gibt es Verfahren, in denen zwei Radios pro Gerät benötigt werden. Das eine Radio wird dabei exklusiv als Kontrollkanal (*dedicated control channel*) genutzt, Datenpakete werden ausschließlich mit Hilfe des zweiten Radios versendet und empfangen. Es existieren auch Verfahren, die nur ein Radio pro Gerät benötigen (Common Hopping, Split Phase und McMAC).

Dedicated Control Channel (DCC) Im DCC-Verfahren überwachen die am Netzwerk beteiligten Knoten fortwährend den Verkehr auf dem gemeinsamen Kontrollkanal (*control channel*). Der Kontrollkanal wird dabei lediglich für Kontrollpakete wie RTS und CTS verwendet. Über das RTS/CTS handeln die Stationen sich einen Kanal für die Übertragung des Datenpakets aus. Die Übertragung des Datenpakets inkl. Ack erfolgt auf dem ausgehandelten Datenkanal auf dem zweiten Radio (Abb. 4.6).

Problematisch an diesem Verfahren ist, dass bei zu kleiner Anzahl an verfügbaren Kanälen Kapazität im Kontrollkanal ungenutzt bleibt. Bei zu vielen Kanälen und Stationen kann es jedoch passieren, dass der Kontrollkanal saturiert und damit keine Reservierungen für ansonsten freie Datenkanäle vornehmen kann. In Abschnitt 6.2 wird gezeigt, dass es mit heutiger Hardware (hier 802.11) schwierig ist, mehrere Radios auf unterschiedlichen Kanälen innerhalb eines Geräts interferenzfrei zu betreiben. Im Falle von 802.11 würden lediglich zwei interferenzfreie Kanäle (einer im 2.4 und der andere im 5.8 GHz Band) für die Nutzung im Multi-Radiosystem verbleiben. Die Vorteile von Verfahren wie DCC gingen somit verloren. Aus diesem Grunde werde ich mich Verfahren widmen, die mit nur einem Radio pro Knoten auskommen zumal aus theoretischer Sicht ein einziges Radio ausreichend ist (s.o.). In der Praxis kann jedoch

KAPITEL 4: EINLEITUNG

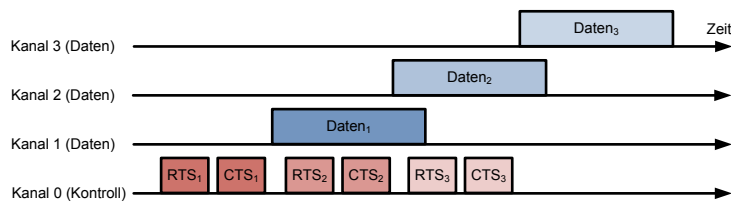


Abbildung 4.6: Mediumzugriff nach dem Dedicated Control Channel Protokoll.

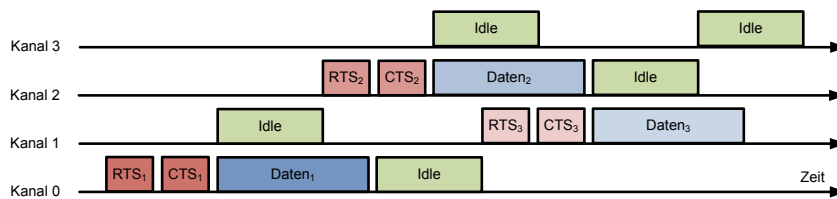


Abbildung 4.7: Mediumzugriff nach dem Common Hopping Verfahren.

nicht davon ausgegangen werden, dass die Kosten für das Umschalten des Kanals (Latenz) Null sind.

Common Hopping (CH) Beim CH-Verfahren wechseln alle Knoten im Netzwerk zu bestimmten Zeiten auf einen neuen Kanal entsprechend einer globalen Sprungsequenz (*hopping sequence*, Abb. 4.7). Eine sendende Station kann nun mit Hilfe von RTS/CTS das Medium reservieren. Die anschließende Datenübertragung inkl. Ack erfolgt auf demselben Kanal, wo zuvor das RTS/CTS ausgetauscht wurde. Da die anderen Stationen währenddessen entsprechend der Sprungsequenz weitergesprungen sind, müssen sich die beiden Stationen nach Abschluss der Übertragung wieder der Sprungsequenz anschließen.

Das Problem des CH-Verfahrens ist, dass sehr viele unnötige Kanalwechsel vorgenommen werden, was nicht nur zu Latenz sondern auch zu Taubheit (*deafness*) führt. Während des Kanalwechsels kann ein Knoten weder senden noch empfangen. Ferner ist das Verfahren in Netzen, wo in bestimmten räumlichen Regionen bestimmte Kanäle nicht verfügbar bzw. stark gestört sind, ineffizient. Vertreter von CH-Verfahren sind: MACA-CT [59], CHMA [112], CHAT [113]. CHMA ist mächtiger als MACA-CT, wobei CHAT eine Erweiterung von CHMA ist. CHAT bietet als einziges Protokoll eine effiziente Unterstützung von Broadcast.

Multiple Rendezvous (MR) Das CH-Verfahren wurde weiterentwickelt. Beim McMAC besitzt jede Station eine eigene, jedoch allen Knoten bekannte Sprungsequenz [102]. Hierzu muss sich der sendende Knoten der Sprungsequenz des Empfängers anschließen. Die Unterstützung des MAC-Broadcast gestaltet sich schwierig, eine ineffiziente Serialisierung⁸ ist notwendig. SSCH

⁸Ein Broadcast wird in n -viele Unicast umgewandelt. Dabei ist n die Anzahl der Nachbarknoten.

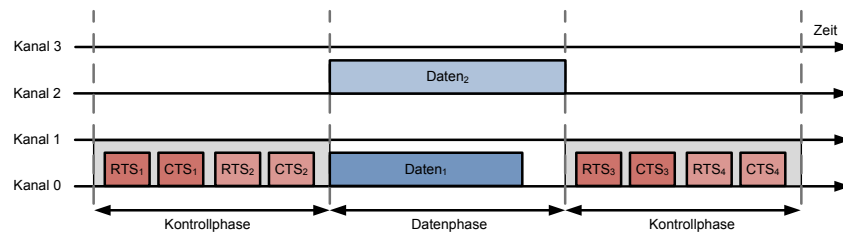


Abbildung 4.8: Mediumzugriff nach dem Split Phase Verfahren.

kann als eine Weiterentwicklung des McMAC angesehen werden [8].

Split Phase (SP) Im Falle des SP-Verfahrens wird das Medium in eine Kontroll- und Datenphase unterteilt (Abb. 4.8). Während der Kontrollphase reservieren sich Stationen mit Hilfe von RTS/CTS Medium-Zeit für einen bestimmten Kanal. Nach Abschluss der Kontrollphase wechseln dann alle Stationen auf die zuvor reservierten Kanäle und führen ihre Übertragung durch. Das Versenden der Kontroll- und Datenpakete erfolgt weiterhin contention-based. Vertreter des SP-Verfahrens sind MMAC [104], GMAC [25] und MAP [23]. MMAC und GMAC, sie sind sich sehr ähnlich. MMAC verwendet eine fixe Größe für die Kontroll- und Datenphase, wobei diese für MAP variabel ist. Ferner ähnelt SP den im Draft von 802.11s⁹ vorgeschlagenen Common-Channel Framework. Problematisch am SP-Verfahren ist, dass während der Kontrollphase u.U. Kapazität verschwendet wird.

Realisierung auf der Routing-Schicht In einem Multi-Hop Maschennetz ergeben sich weitere Strategien für die Verwendung mehrerer Kanäle, wobei die Algorithmen für die Kanalzuweisung und -verwaltung komplexer sind als bei der Realisierung auf der MAC-Schicht. Von So et al. werden hierfür zwei Verfahren vorgestellt [103]. Dabei werden Kanäle

- Knoten (unabhängig von Paketflüssen),
- Paketflüssen

zugewiesen. Betrachten wir als erstes die Verfahren, in denen die Zuweisung von Kanälen zu Knoten unabhängig von Paketflüssen erfolgt. Hier muss ein Knoten in einer Route lediglich den nächsten Hop-Knoten sowie dessen Kanal kennen. Wenn diese Information vorhanden ist, dann muss der sendende Knoten auf den Kanal des nächsten Hops wechseln, um ein Paket an diesen zu übertragen. Der Vorteil an diesem Verfahren ist, dass die Kanalauswahl vom eigentlichen Routing unabhängig ist und damit separat gelöst werden kann. Nach einem simplen Verfahren würde sich jeder Knoten seinen Heimatkanal (*home channel*) zufällig aussuchen. Diesen könnte er dann seinen Nachbarn mit Hilfe eines Broadcast auf allen verfügbaren Kanälen (*multi-channel broadcast* (MCBC)) mitteilen [129]. Dieses Verfahren bringt aber auch ein neues Problem mit sich, das als Mehrkanal-Taubheit (*multi-channel deafness*) bezeichnet

⁹siehe <http://grouper.ieee.org/groups/802/11/>

	DCC	CH	MR	SP	MCRP
Anzahl Radios	≥ 2			≥ 1	
Kanal-Diversitätsgewinn	-	o	o	o	-
Berücksichtigung des Mediums			-		
räumliche Verfügbarkeit der Kanäle	-	+	+	-/o	-
Mediumzugriff	+	-	+	-	+
Einfluss der Kanalumschaltzeit	+	-	o	o	+
MAC-Broadcast	+	o/+	-/o	-	+

Tabelle 4.2: Qualitativer Vergleich von Multi-Kanal-Protokollen für drahtlose Maschennetze.

wird [26]. Zu Mehrkanal-Taubheit kommt es, wenn zwei Knoten nicht miteinander kommunizieren können, weil sie unterschiedliche Kanäle verwenden. In diesem Fall würde die Übertragung fehlschlagen. Mehrkanal-Taubheit ist der Grund, warum Verfahren, wie das von So et al., den zweiten Ansatz verwenden [103]. Im Multi-Channel Routing Protocol (MCRP) werden Kanäle nicht Knoten, sondern Paketflüssen zwischen Knoten zugewiesen, und die Kanalzuweisung ist damit abhängig vom Routing. Nachdem die Multi-Hop-Route zwischen Sender und Empfänger erfolgreich aufgebaut wurde, werden allen Knoten entlang der Route für die Dauer des Paketflusses dieselben Kanäle zugewiesen. Die Zuweisung von Kanälen zu Flüssen hat jedoch zwei schwerwiegende Nachteile, zum einen wird die verfügbare Kapazität entlang einer Route (Flusses) signifikant durch Intra-Flow-Interferenz reduziert [74, 4]. Zum zweiten führt die enge Kopplung von Routing und Kanalzuweisung zu komplexen Protokollen. Problematisch sind Szenarien mit vielen Paketflüssen, die sich räumlich in ein oder mehreren Knoten überschneiden.

Zusammenfassung

Zusammenfassend werden die vorgestellten Multi-Kanal-Protokolle hinsichtlich einiger Faktoren verglichen. Folgende Kriterien wurden für den Vergleich herangezogen:

- Anzahl notwendiger Radios pro Knoten,
- Höhe des erreichten Kanal-Diversitätsgewinns,
- Berücksichtigung der Besonderheiten des drahtlosen Mediums,
- räumliche Verfügbarkeit der Kanäle,
- Koordination des Mediumzugriffs (global bzw. lokal),
- Einfluss der Kanalumschaltzeit,
- Unterstützung aller notwendiger MAC-Operationen (z.B. Broadcast)

Das Ergebnis des Vergleichs wird in Tabelle 4.2 gezeigt. Wie schon einleitend erwähnt wurde, benötigen alle Verfahren außer dem DCC nur ein Radio. Der Kanal-Diversitätsgewinn gibt Auskunft darüber, wie gut das Protokoll die zur Verfügung stehenden Kanäle ausnutzt. Im DCC-Verfahren ist dieser gering, da ein Kanal ausschließlich für Signalisierungspakete verwendet wird.

Bei CH-, MR- und SP-Verfahren ist der Kanal-Diversitätsgewinn nur mittelmäßig. Bei CH-Verfahren bleibt viel Medium-Zeit durch das regelmäßige Wechseln des Kanals ungenutzt. Ferner muss auf alle zur Verfügung stehenden Kanäle als auch auf jene, die räumlich nicht zur Verfügung stehen, gewechselt werden. Beim MR-Verfahren kommt es häufiger zu Multi-Kanal-Taubheit. Im SP-Verfahren müssen alle Knoten regelmäßig in der Kontrollphase auf den Heimatkanal wechseln, während dieser Zeit bleiben die anderen Kanäle ungenutzt. Beim MCRP ist der Gewinn am kleinsten, was daran liegt, dass je Paketfluss nur ein Kanal verwendet werden kann. Dadurch ist die Intra-Flow-Interferenz besonders hoch. Keines der hier vorgestellten Verfahren berücksichtigt die Besonderheiten des drahtlosen Mediums. So werden Übertragungen als deterministisch angesehen. Aufgrund des gemeinsamen Kontrollkanals im DCC und SP-Verfahren muss gewährleistet sein, dass dieser global im Netzwerk verfügbar ist, was bei großen Maschennetzen und der Verwendung des lizenzfreien Spektrums nicht garantiert werden kann. Ähnlich ist das Problem bei MCRP. Hier muss der von einem Fluss verwendete Datenkanal auf allen Hops verfügbar sein. Der Mediumzugriff ist bei dem CH- und SP-Verfahren komplexer, da diese für den Kanalwechsel eine globale Zeit benötigen. Ferner ist das CH-Verfahren sensibel gegenüber der Größe der Kanalschaltzeit, da hier sehr häufig der Kanal gewechselt werden muss. Aus Sicht des Link-Probing (Abschn. 5.2.1) muss ein MAC-Broadcast zur Verfügung gestellt werden. Dieser ist in Verfahren wie SP und teilweise auch MR ineffizient realisiert, denn der Broadcast muss in je einen Unicast pro Nachbarknoten umgewandelt werden (Serialisierung).

4.3.3 Verwendung mehrerer Bitraten

Mit MCHOR wird ein Protokoll vorgestellt, welches effizient Bitraten unterstützt. In diesem Abschnitt geht es um aktuelle Verfahren zur Auswahl von Bitraten in Maschennetzen. Das Ziel eines Algorithmus zur Auswahl von Bitraten ist, den Durchsatz bzw. die Latenz über einen drahtlosen Link zu erhöhen bzw. zu reduzieren. In Technologien wie 802.11 kann eine Übertragung aus einer Vielzahl von Bitraten auswählen (Abschn. 2.2.1). Die Herausforderung für einen solchen Algorithmus besteht darin, für einen Link die Bitrate mit dem höchsten Durchsatz bzw. der geringsten Latenz auszuwählen und entscheiden zu können, wann auf eine andere Bitrate gewechselt werden muss.

Literatur Algorithmen zur Auswahl von Bitraten lassen sich in zwei Kategorien unterteilen. Einerseits existieren Verfahren, die mit Hilfe von Information über vorangegangene Übertragungen (z.B. Anzahl der erforderlichen Neuübertragungen) die Bitrate für die anstehende Übertragung festlegen. Andererseits gibt es Verfahren, die mit Kontrollpaketen vor einer Datenübertragung die Qualität eines Kanals (z.B. SNIR) bestimmen, um dann anschließend die passende Bitrate zu verwenden. Zu der ersten Gruppe gehört das (Adaptive) Auto Rate Fallback, wobei das Receiver Based Auto-Rate zur zweiten Kategorie gehört.

Auto Rate Fallback (ARF) war eines der ersten Algorithmen für die Auswahl von Bitraten in drahtlosen Maschennetzen [61]. Für jeden Link merkt sich ARF die aktuelle Bitrate sowie die Anzahl der erfolgreichen Übertragungen,

wobei Neuübertragungen nicht mitgezählt werden. Für einen Link zu einem neuen Nachbarknoten wählt ARF die höchste zur Verfügung stehende Bitrate als initiale Bitrate aus. Mit Hilfe der Anzahl der Neuübertragungen sowie des Umstands, ob ein Paket erfolgreich bestätigt wurde oder nicht, passt ARF die Bitrate für diesen Link wie folgt an: Gehe zu der nächst tieferen Bitrate, wenn das Paket nicht erfolgreich bestätigt wurde. Wechsle zu der nächst höheren Bitrate, wenn 10 aufeinanderfolgende Übertragungen ohne Neuübertragungen erfolgreich waren, ansonsten verbleibe auf der aktuellen Bitrate. Das ARF wurde mit dem Adaptive Auto Rate Fallback (AARF) weiterentwickelt [69].

Beim Receiver Based Auto-Rate (RBAR) wird die Bitrate mit Hilfe einer SNIR-Messung am Empfänger gewählt [55]. Die Grundidee hierbei ist, dass die vom Empfänger gemessene Kanalqualität darüber entscheidet, ob ein Paket erfolgreich empfangen wird oder nicht. Hierfür wird der RTS/CTS-Mechanismus aus 802.11 verwendet. Wenn der Empfänger das RTS-Paket empfängt, ermittelt er die höchste Bitrate, welche eine Bitfehlerrate (BER) von weniger als 10^{-5} erreicht. Hierfür wird der SNIR-Wert des empfangenen RTS-Pakets verwendet. Die ermittelte Bitrate wird dann dem Sender über das CTS-Paket mitgeteilt und von ihm anschließend für das Datenpaket verwendet. RBAR eignet sich für Umgebungen mit Fading, wobei die Kanalkohärenzzeit größer sein muss als die Protokolldauer.

4.4 Multi-Channel Extreme Opportunistic Routing

Das Multi-Channel Extreme Opportunistic Routing (MCExOR) ist ein opportunistisches Multi-Kanal Routing/MAC Protokoll für drahtlose Multi-Hop Maschennetze [130]. MCExOR geht davon aus, dass Änderungen im Kanal zu schnell erfolgen, als dass es möglich wäre, den Kanal vor der Datenübertragung über Probing auszumessen, es eignet sich somit für den Einsatz in städtischen Umgebungen (Abschn. 3.3.1). Folgenden Probleme mussten von MCExOR gelöst werden. Erstens, MCExOR muss einen Algorithmus zur Auswahl von aussichtsreichen Kandidaten bereitstellen, insbesondere in dichten Netzen liegt eine Vielzahl von potenziellen Forwarder-Knoten vor. Bei einer zu kleinen Kandidatenmenge geht ein Teil des opportunistischen Gewinns verloren, wobei zu viele Kandidaten einen großen Protokollaufwand verursachen. Letzteres resultiert aus der notwendigen Koordination zwischen den Kandidaten, wofür Medium-Zeit benötigt wird. Ferner stellt MCExOR ein Verfahren zur Verfügung, das den Kandidaten die Möglichkeit einräumt, sich untereinander darauf zu einigen, wer das Paket weiterleitet und wer es verwirft. Von allen Empfängern, die das Paket erfolgreich empfangen, wird das Paket von dem Kandidaten weitergeleitet, der bzgl. der Pfadmetrik am dichtesten zum Zielknoten liegt. Da MCExOR ein Mehrkanal-Protokoll ist, kann für jeden in der Nachbarschaft verwendeten Kanal eine Kandidatenmenge ermittelt werden. MCExOR entscheidet sich dann für den Kanal mit den aussichtsreichsten Kandidaten.

4.4.1 Opportunistische Komponente

MCExOR geht davon aus, dass der Kanal sich zu schnell ändert, als dass es möglich wäre diesen zuvor ausmessen zu können. Es folgt dem Ansatz von

ExOR, wonach das Datenpaket zunächst versendet wird, während anschließend über Kooperation zwischen den Empfängern entschieden wird, welcher der Kandidaten das Paket weiterleitet. MCExOR folgt dem Cross-Layer-Ansatz. Auf der Routing-Schicht wird für ein zu versendendes Paket eine Menge von potentiellen Kandidaten für den nächsten Hop bestimmt, und die auf der MAC-Schicht durchgeführte Übertragung (Anycast¹⁰) wird mit Hilfe eines komprimierten Slotted-Ack realisiert. Das komprimierte Slotted-Ack ist eine Weiterentwicklung des in ExOR vorgestellten Slotted-Ack [17].

Routing

Für die Kandidatenauswahl werden die Verlustraten zu und zwischen den Nachbarknoten benötigt, darüber hinaus muss dem Sender zumindest eine Route zum Zielknoten bekannt sein. Wenn dies gegeben ist, dann werden zunächst alle Nachbarknoten ermittelt, deren Pfadmetrik zum Ziel kleiner ist als die des Senders. Aus diesen verbleibenden Nachbarknoten wird die beste Kandidatenmenge mit einer maximalen Größe mit Hilfe zweier Verfahren ermittelt: (1) erschöpfende Suche sowie (2) Heuristik (Abschn. 5.2.3).

Mediumzugriff

Das von der Routing-Schicht an die MAC-Schicht übergebene Paket ist mit der zu verwendenden Kandidatenmenge annotiert. Der Mediumzugriff in MCExOR erfolgt contention-based (CSMA/CA). Hat die Station den Zugriff auf das Medium gewonnen, so beginnt sie mit der Übertragung des Pakets, wobei die Kandidaten den Empfang entsprechend ihrer im Paket aufgeführten Prioritäten bestätigen. Im Gegensatz zum Verfahren von Biswas et al. [17] versucht der MCExOR-MAC mit Hilfe eines Kompressionsalgorithmus (Compressed Slotted-Ack) „Lücken“ zwischen den Ack-Paketen zu verhindern, damit die Slotted-Ack-Phase nicht von konkurrierenden Sendern unterbrochen werden kann (Abschn. 5.3.2).

4.4.2 Multi-Kanal Komponente

In MCExOR werden den Knoten, unabhängig von Paketflüssen, Heimatkanäle (*home channels*) zugeordnet. Mit Hilfe eines Link-Probing-Mechanismus informiert ein Knoten seine Nachbarschaft über den von ihm verwendeten Heimatkanal. Da die Nachbarn nicht zwangsläufig denselben Kanal verwenden, werden die Link-Probe-Pakete auf allen zur Verfügung stehenden Kanälen versendet.

Heimatkanal

Kommt ein neuer Knoten im Netzwerk hinzu, so belauscht er für eine bestimmte Zeit das Medium auf jedem zur Verfügung stehenden Kanal (*passives Scanning*). Im Anschluss daran wählt er seinen Heimatkanal aus (Abschn. 5.1.2), den er seinen Nachbarn über das Link-Probing mitteilt. Ab diesem

¹⁰Aus Sicht des MAC handelt es sich hierbei um einen Anycast, was bedeutet, dass eine Übertragung dann erfolgreich ist, wenn mindestens einer der Kandidaten das Paket erfolgreich empfangen konnte und zusätzlich mindestens ein Ack-Paket mit Erfolg vom Sender empfangen wird.

Zeitpunkt steht er dem Netzwerk z.B. als potentieller Forwarder zur Verfügung.

Routing

Bei der Auswahl der Kandidaten muss deren Heimatkanal berücksichtigt werden, deshalb werden vor der Berechnung der Kandidatenmenge die in Frage kommenden Nachbarn bezüglich ihrer Heimatkanäle unterschieden. Für jeden in der Nachbarschaft verwendeten Kanal wird eine Kandidatenmenge mit Hilfe des in Abschnitt 4.4.1 beschriebenen Verfahrens ermittelt. Anschließend werden die gefundenen Kandidatenmengen miteinander verglichen und die aussichtsreichste für die anstehende Übertragung wird gewählt, wobei Kandidatenmengen mit einem höheren Kanal-Diversitätswert (Abschn. 5.2.3) bzw. höheren erwarteten Forwarding-Gewinn bzgl. der Pfadmetrik¹¹ bevorzugt werden.

Mediumzugriff

Das von der Routing-Schicht an die MAC-Schicht übergebene Paket enthält neben der Kandidatenmenge zusätzlich noch deren Heimatkanal. Der MAC überprüft nun, ob er sich bereits auf dem Kanal, welcher von der Kandidatenmenge verwendet wird, befindet. Wenn dies nicht der Fall ist, so beginnt er mit dem Umschalten des Kanals, ansonsten erfolgt der Mediumzugriff, wie bereits erwähnt, contention-based (CSMA/CA). Nach Abschluss der MAC-Übertragung wechselt der Sender wieder zurück auf seinen Heimatkanal, was notwendig ist, da nur auf diesem Kanal Nachbarn ihm Pakete zusenden können.

4.5 Multi-Channel Hybrid Opportunistic Routing

Anders als MCEXOR eignet sich das Multi-Channel Hybrid Opportunistic Routing (MCHOR) für Umgebungen, in denen der Kanal für eine bestimmte Zeit stabil ist und damit mit Hilfe von Probing bestimmt werden kann [132]. MCHOR ist deshalb ein Kandidat für ländliche Umgebungen, wo mit geringer Interferenz seitens fremder Netze zu rechnen ist (Abschn. 3.3.1). Routing (Forwarding) in MCHOR basiert auf zwei Funktionen. Die eine operiert auf der Routing-Schicht und bestimmt die potenziellen Kandidaten für die anstehende opportunistische Übertragung. Die dabei verwendeten Algorithmen ähneln denen in MCEXOR. In MCHOR kommt jedoch eine zweite Funktion auf der MAC-Schicht hinzu, die zusätzlich lokale Informationen, wie die aus dem Probing ermittelten momentanen Kanalqualitäten zu den Kandidaten, verwendet, um die für das Forwarding in Frage kommende Kandidatenmenge weiter zu optimieren. Zusätzlich kann die Bitrate bestimmt werden. Die Idee, die hinter dieser Zweiteilung steht, ist, dass der Routing-Schicht lediglich Information über die mittlere Qualität von Links (Mittel über 30-100 s¹²) zur Verfügung steht. Kurzfristige Änderungen im Kanal aufgrund von Fading können hier

¹¹Veranschaulicht ausgedrückt werden Kandidaten bevorzugt, die das Paket näher zum Zielknoten bringen.

¹²siehe Link-Probing

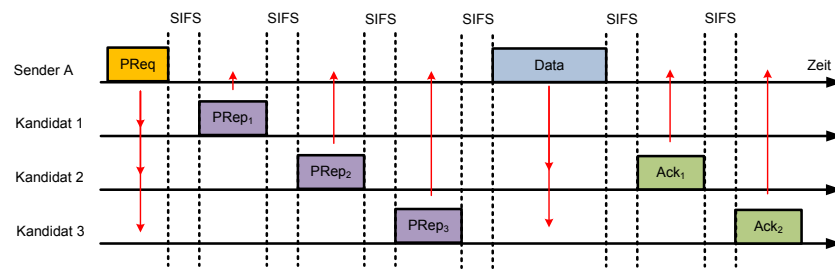


Abbildung 4.9: Mediumzugriffsverfahren in MCHOR.

nicht berücksichtigt werden, diese Aufgabe wird von der MAC-Schicht übernommen. Mit Hilfe von Probing ist sie in der Lage, die momentane Qualität der Links zu bestimmen.

4.5.1 Routing

Die Routing-Komponente in MCHOR ähnelt der in MCEXOR, aber mit dem Unterschied, dass hier die Anforderungen an die Genauigkeit der ermittelten Paketfehlerraten geringer sind, was bedeutet, dass das Intervall für das Link-Probing vergrößert werden kann, ohne dabei die Leistungsfähigkeit des Protokolls zu mindern. MCEXOR ist hingegen aufgrund der fehlender Probing-Phase auf eine präzise Bestimmung der Verlustraten angewiesen.

4.5.2 Mediumzugriff

Die opportunistische Komponente in MCHOR ähnelt der in MDF, wo vor der Datenübertragung die Anwesenheit sowie Kanalqualität zu den potentiellen Kandidaten mit Hilfe von Probing ermittelt wird (Abb. 4.9). Im Gegensatz zu MDF wird in MCHOR jedoch unter Umständen nicht nur ein Kandidat, sondern eine Menge von Kandidaten für die anschließende Datenübertragung ausgewählt. Die Idee ist wie folgt. Selbst wenn die Kohärenzzeit des Kanals groß ist und der Sender die genaue Information über den Kanal besitzt, ist immer noch ungewiss, ob die Übertragung tatsächlich erfolgreich sein wird oder nicht. Von Tse et al. wissen wir, dass auch in einem AWGN-Kanal ein spürbarer Empfangs-Diversitätseffekt vorliegt [111], daher macht es Sinn, mehr als nur einen Kandidaten auszuwählen. In einer Umgebung mit hoher Mobilität (*fast fading*) ist es wahrscheinlich, dass die Kanalkohärenzzeit kleiner ist als die Protokolldauer, was bewirkt, dass die durch das Probing bestimmte Kanalqualität zum Zeitpunkt der Datenübertragung nicht mehr gültig ist. MCHOR versucht über die Auswahl mehrerer Kandidaten diesem Problem zu begegnen, in der Hoffnung, dass wenigstens einer der Kandidaten das Paket erfolgreich empfangen kann. Ferner ist die Bestimmung der Kanalqualität (SNIR) nicht perfekt, möglicherweise verursacht durch eine zu kurze Trainingssequenz für die Bestimmung des SNIR-Werts. Es kommt zu Messfehlern, wodurch sich die tatsächliche Fehlerrate von der erwarteten unterscheidet. Schließlich kann MCHOR im Gegensatz zu MDF in Umgebungen mit asymmetrischen Links eingesetzt werden.

	MCExOR	MCHOR
Kanalkohärenzzeit	+	o
Asymmetrische Links	+	+
Protokollaufwand	+	-
Bitraten-Unterstützung	o	+
Multi-Kanal Taubheit	o	+
Einfluss von Interferenz	+	o
Kandidatenauswahl	o	+

Tabelle 4.3: Qualitativer Vergleich von MCExOR und MCHOR.

4.5.3 Vergleich von MCHOR mit MCExOR

Abschließend vergleichen wir die beiden Protokolle miteinander (Tabelle 4.3). So sollte in Umgebungen mit hoher Interferenz, z.B. durch fremde Netze, anstelle von MCHOR das MCExOR-Protokoll verwendet werden. Kann hingegen die Qualität des Kanals über das Probing ermittelt werden und steht zudem eine Vielzahl von Bitraten zur Verfügung, so sollte MCHOR der Vorzug gegeben werden. Beide Protokolle eignen sich für Umgebungen mit asymmetrischen Links, wobei bei MCHOR hierfür ein größerer Protokollaufwand entsteht. Ferner spielt bei MCHOR Multi-Kanal-Taubheit eine kleinere Rolle, da etwaige taube Knoten effizient über das Probing und damit vor der eigentlichen Übertragung des Datenpakets ermittelt werden können. Schließlich müssen bei MCExOR mehr Einschränkungen bei der Kandidatenauswahl getroffen werden. Die Links zwischen den Kandidaten müssen eine gewisse Qualität aufweisen, um die Entstehung von Duplikaten zu verhindern. Bei MCHOR ist die Wahrscheinlichkeit für die Entstehung von Duplikaten wesentlich geringer, was damit zusammenhängt, dass häufig das Datenpaket nur an einen besten Kandidaten versendet wird.

KAPITEL 4: EINLEITUNG

Kapitel 5

Vertiefende Betrachtungen

In diesem Kapitel wird eine detaillierte Beschreibung von MCEXOR sowie MCHOR gegeben. Es werden die auf der Routing- sowie MAC-Schicht zum Einsatz kommenden Algorithmen, wie die Zuweisung eines Heimatkanals, die Bestimmung aussichtsreicher Kandidaten, das Auffinden von Nachbarn und Routen, das Forwarding, sowie Besonderheiten, wie komprimiertes Slotted-Acknowledgment, detailliert beschrieben und diskutiert. MCEXOR und MCHOR unterscheiden sich hauptsächlich in dem Mediumzugriffsverfahren, viele Komponenten wie z.B. Operationen auf der Routing-Schicht sind bei beiden Protokollen ähnlich. Zur Vereinfachung werden wir bei der Beschreibungen von Komponenten, die bei beiden Protokollen identisch sind, von Komponenten für das Multi-Channel Opportunistic Routing (MCOR) Protokoll sprechen.

5.1 Verwendung mehrerer Kanäle

MCOR legt fest, dass jeder Knoten mit nur einem Radio ausgestattet ist, darüber hinaus steht eine kleine Anzahl von Kanälen (1-5) zur Verfügung. Das Radio ist in der Lage, von einem Kanal auf einen anderen innerhalb einer konstanten Zeitspanne zu wechseln, wobei es während des Kanalumschaltens weder Pakete empfangen noch senden kann. Ein Knoten ist in dieser Zeit taub. Diese Annahme trifft für die heutige IEEE 802.11 Hardware zu. MCOR führt das Konzept des Heimatkanals ein, der jedem Knoten im Netzwerk zugewiesen wird. Der von einem Knoten verwendete Heimatkanal wird mit Hilfe des Link-Probing in der lokalen Nachbarschaft eines Knotens verbreitet. Wenn ein Knoten einem in Funkreichweite befindlichen Knoten ein Paket übertragen möchte, so versendet er dieses auf dessen Heimatkanal, womit (Heimat-)Kanalzuweisung und Routing-Funktion entkoppelt sind. Für die Auswahl der Kandidaten muss die Routing-Funktion nur die Heimatkanäle der Knoten kennen.

Aus den Untersuchungen zur drahtlosen Umgebung mit nur einem Kanal wissen wir, dass eine Übertragung fehlschlägt, wenn der SNIR-Wert des Signals am Empfänger nicht ausreicht, um das Paket erfolgreich zu dekodieren. In Multi-Kanal-Umgebungen kommt jedoch eine weitere Ursache für Paketverlust hinzu, nämlich die sogenannte Multi-Kanal-Taubheit. Hierbei schlägt

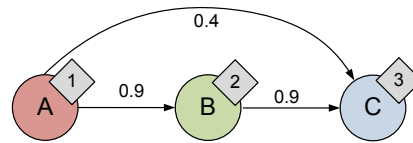


Abbildung 5.1: Netzwerk mit den Knoten A , B und C . Der von einem Knoten verwendete Heimatkanal ist in der rechten oberen Ecke dargestellt. So wird von Knoten A der Kanal 1 als Heimatkanal verwendet.

die Übertragung fehl, weil die daran beteiligten Knoten (Sender und Empfänger) unterschiedliche Kanäle verwenden. In MCOR wird das Problem der Taubheit durch die Auswahl mehrerer potentieller Forwarder-Knoten gelöst. Es kann auch hier ein einzelner Kandidat für den Zeitraum der Übertragung taub sein, die Wahrscheinlichkeit aber, dass es alle Kandidaten sind, ist gering.

5.1.1 Beispiel

Für die Paketzustellung von Knoten A zum Nachbarknoten B , muss A für die Datenübertragung auf den Heimatkanal von B wechseln. Die Verwendung von Kanälen in MCOR soll anhand des Beispielnetzes aus Abb. 5.1 illustriert werden. Die Knoten A , B und C gehören demselben Netzwerk an, verwenden jedoch unterschiedliche Kanäle (1, 2 bzw. 3). Betrachten wir zunächst den Fall, dass A ein Paket an C senden möchte und außerdem alle drei Knoten denselben Heimatkanal verwenden. In diesem Fall würden B und C zu den Kandidaten für die Übertragung von A nach C gehören. Wenn jedoch, wie im vorliegenden Fall, mehrere Kanäle verwendet werden, so erfolgt die Auswahl der Kandidaten unter der Berücksichtigung des von ihnen verwendeten Heimatkanals. In unserem Beispiel kann A zwischen zwei Kandidatenmengen $\{B\}$ (Kanal 2) und $\{C\}$ (Kanal 3) wählen. Die Kandidatenmenge $\{B,C\}$ hingegen ist nicht möglich, denn beide Knoten verwenden einen unterschiedlichen Heimatkanal. Auf Algorithmen für die Berechnung von Kandidatenmengen wird in Abschn. 5.2.3 genauer eingegangen.

5.1.2 Auswahl des Heimatkanals

In MCOR kann die Zuweisung eines Heimatkanals für jeden Knoten auf unterschiedliche Art und Weise erfolgen. Im Folgenden zeige ich verschiedene Verfahren auf. Einerseits kann sich ein Knoten seinen Heimatkanal selbst bestimmen. Diese Zuweisung erfolgt lokal, wodurch keine Koordination mit anderen Knoten notwendig wird. Andererseits kann die Zuweisung der Heimatkanäle für alle Knoten im Maschennetz global durch einen Koordinator vorgenommen werden. Ich werde im Folgenden beide Ansätze diskutieren. Unabhängig davon, ob die Zuweisung der Heimatkanäle lokal bzw. global erfolgt, müssen folgende Fragen geklärt werden. Zunächst stellt sich die Frage nach der optimalen Anzahl der Kanäle, die verwendet werden sollen. Diese hängt von der Dichte, d.h. der Anzahl der Nachbarn¹ im Netz ab. Bei Netzen mit hoher Dich-

¹Ein Knoten ist ein Nachbar, wenn der zugehörige Link eine Verlustrate von weniger als 0,5 aufweist.

te können mehr Kanäle verwendet werden als bei Netzen mit niedriger Dichte. Dies liegt daran, dass der Durchsatz in MCOR bei zu niedriger Knotendichte (pro Kanal) aufgrund von Multi-Kanal-Taubheit sinkt. In Abschn. 8.2.12 ist daher der Durchsatz von MCOR in Abhängigkeit von der mittleren Anzahl der Nachbarn evaluiert worden. Das Ergebnis ist eine magische Zahl für die Anzahl der Nachbarn pro Kanal. Sie ist gleich 8, d.h., dass in Netzen, in denen Knoten weniger als 8 Nachbarn besitzen, die Verwendung von mehr als einem Kanal nicht sinnvoll wäre. Übersteigt hingegen die Anzahl der Nachbarn 8 und 16, so wirkt sich die Verwendung von 2 bzw. 3 Kanälen positiv auf den Durchsatz aus. Allgemein lässt sich die Anzahl der Kanäle, aus der ein Knoten seinen Heimatkanal wählen darf, aus der Anzahl der Nachbarn und der magischen Zahl wie folgt berechnen:

$$\text{num_ch}(node) = \lceil \text{getNbcnt}(node) / \text{MagicNumber} \rceil \quad (5.1)$$

dabei stellt $\text{getNbcnt}(node)$ die Anzahl der Nachbarn von $node$ dar. Hier nimmt die *MagicNumber* den Wert 8 an. Der Zusammenhang zwischen der Anzahl der Nachbarn und den zur Auswahl stehenden Kanäle wird von den nachfolgenden Algorithmen für die Zuweisung von Heimatkanälen berücksichtigt.

Lokaler Algorithmus Betrachten wir zunächst den lokalen Algorithmus. Ein Knoten kann sich demnach auf verschiedene Art und Weise einen Heimatkanal zuweisen. Nach dem einfachsten Verfahren bestimmt ein Knoten mit Hilfe von Gleichung (5.1) die Anzahl der Kanäle, aus denen er frei wählen darf. Danach wählt er sich zufällig einen Kanal heraus und verwendet diesen. Vorteilhaft daran ist, dass für die Kanalzuweisung lediglich Information über die lokale Netztopologie (direkte Nachbarn) notwendig ist, die aufgrund des Link-Probing jedem Knoten bereits zur Verfügung steht. Alternativ kann ein Knoten seine Entscheidung davon abhängig machen, welche Kanäle bereits in seiner Nachbarschaft verwendet werden. Um den Einfluss (Interferenz) durch die Nachbarn auf ein Minimum zu reduzieren, wählt der Knoten den am seltensten in seiner Nachbarschaft verwendeten Kanal aus. Sei X die Anzahl der in der Nachbarschaft von $node$ verwendeten Kanäle. Ferner stellt Y die nach Gl. (5.1) empfohlene Anzahl von Kanälen dar. Ist $X < Y$, d.h. in der Nachbarschaft werden weniger Kanäle verwendet als empfohlen ist, so kann ein zusätzlicher, noch unbenutzter Kanal verwendet werden. Im Falle von $X > Y$ werden in der Nachbarschaft bereits mehr Kanäle verwendet als empfohlen. Hier stehen die $X - Y$ am seltensten verwendeten Kanäle nicht zur Auswahl (siehe Listing 1, Z.1.14-1.17). Damit wird sichergestellt, dass in Bereichen mit geringer Knotendichte (z.B. Randknoten) nicht zuviele Kanäle verwendet werden. Ein Beispiel. Sei $X = 4$ und $Y = 2$. Ferner werden die Kanäle 1,2,3 und 4 in der Nachbarschaft von $node$ 5,3,7 und 2 mal verwendet. Hier ist $X - Y = 2$, d.h. es müssen vor der Auswahl die 2 am seltensten verwendeten Kanäle entfernt werden. Im Beispiel sind es die Kanäle 4 und 2. Von den verbleibenden 2 Kanälen (1 und 3) wird dem Knoten $node$ der Kanal 1 zugewiesen, da dieser seltener verwendet wird als Kanal 3. Auch dieses Verfahren benötigt lediglich lokale Informationen über die Nachbarschaft. Der vollständige Algorithmus ist im Listing 1 abgebildet.

Beide Verfahren berücksichtigen jedoch nicht den Umstand, dass sich die Qualität bzw. Kapazität der Kanäle räumlich unterscheidet [66]. Räumlich lo-

Eingabe : Knoten $node$ sowie der von ihm aktuell verwendete Heimatkanal $oldhc$

Ausgabe : Der neue Heimatkanal von Knoten $node$

```

1.1 function ChooseHomeCh ( $node, oldhc$ )
1.2 begin
1.3    $X \leftarrow \emptyset$ 
1.4    $nbcnt \leftarrow 0$  // Anzahl der Nachbarn
1.5    $nbsOnOldhc \leftarrow 0$  // Anzahl Nachbarn auf Kanal  $oldhc$ 
1.6   forall  $c_i \in C$  do // Betrachte alle Kanäle
1.7      $V_i \leftarrow \text{getNbs}(node, c_i)$  // Bestimme Nachbarn auf  $c_i$ 
1.8      $X \leftarrow X \cup (c_i, V_i)$ 
1.9      $nbcnt \leftarrow nbcnt + |V_i|$ 
1.10    if  $oldhc = c_i$  then
1.11       $nbsOnOldhc \leftarrow |V_i|$ 
1.12    end
1.13  end
1.14  while  $|X| > \lceil nbcnt / \text{MagicNumber} \rceil$  do // Pruning von X
1.15     $X \leftarrow X \setminus \{(c_j, V_j) \mid (c_j, V_j) \in X \wedge |V_j| \text{ minimal}\}$ 
1.16  end
1.17   $(c_k, V_k) = \{(c_k, V_k) \mid (c_k, V_k) \in X \wedge |V_k| \text{ minimal}\}$ 
1.18  if  $oldhc \neq c_k \wedge |V_k| < nbsOnOldhc - 1$  then
1.19     $newHc \leftarrow c_k$ 
1.20  else
1.21     $newHc \leftarrow oldhc$ 
1.22  end
1.23  return  $newHc$  // Der neue Heimatkanal von  $node$ 
1.24 end

```

Algorithmus 1 : Lokaler Algorithmus zur Bestimmung des Heimatkanals.

kal vorkommende Interferenzen durch fremde WiFi-Netze können dazu führen, dass bestimmte Kanäle eine höhere Paketfehlerrate bzw. bereits eine hohe Kanalbelegung (*channel load*) im Vergleich zu anderen besitzen. Ein Knoten sollte daher für die Auswahl seines Heimatkanals nicht nur die Anzahl der in der Umgebung des Knotens verwendeten Kanäle, sondern zusätzlich noch die Kanalbelegung durch fremde Netze (*foreign channel load*) am Knoten selbst berücksichtigen.² Dazu sind aus Listing 1 die Anweisungen in den Zeilen 1.15 und 1.17 anzupassen (Listing 2). Hierbei ermittelt $\text{ChLoadFg}(n, c) \rightarrow [0, 1]$ die relative Kanalbelegung durch fremde Netze an Knoten n bei der Verwendung von Kanal c . Dieser Einfluss kann über den Parameter α variiert werden. So wird bei $\alpha = 0$ ausschließlich die Kanalbelegung betrachtet, bei $\alpha = 1$ lediglich die Anzahl der in der Umgebung des Knotens verwendeten Kanäle.

```

2.14 while  $|X| > \lceil nbcnt / \text{MagicNumber} \rceil$  do // Pruning von X
2.15    $X \leftarrow X \setminus \{(c_j, V_j) \mid (c_j, V_j) \in$ 
       $X \wedge (\alpha \cdot \frac{|V_j|}{nbcnt} + (1 - \alpha) \cdot \text{ChLoadFg}(\text{node}, c_j)) \text{ minimal}\}$ 
2.16 end
2.17  $(c_k, V_k) = \{(c_k, V_k) \mid (c_k, V_k) \in$ 
       $X \wedge (\alpha \cdot \frac{|V_k|}{nbcnt} + (1 - \alpha) \cdot \text{ChLoadFg}(\text{node}, c_k)) \text{ minimal}\}$ 
    
```

Algorithmus 2 : Notwendige Anpassung des lokalen Algorithmus (Listing 1) zur Berücksichtigung der Kanalbelegung auf verschiedenen Kanälen.

Globaler Algorithmus Kommen wir schließlich zum globalen Algorithmus für die Zuweisung von Heimatkanälen. Hierbei übernimmt ein Koordinator, der Knoten mit der kleinsten ID (MAC-Adresse), die Zuweisung der Heimatkanäle an alle Knoten im Netzwerk. Hierfür ist eine globale Information über die Topologie (Nachbarschaftsbeziehungen sowie verwendete Heimatkanäle) notwendig, die mit Hilfe der proaktiven Routensuche (Abschn. 5.2.2) ermittelt werden kann. Der zum Einsatz kommende Algorithmus ist im Listing 3 gezeigt. Nachdem der Koordinator die neuen Heimatkanäle für alle Knoten im Maschennetz bestimmt hat, informiert er diese mit Hilfe eines Protokolls, welches auf netzweiten Fluten basiert, um sie gegebenenfalls zum Wechseln des Heimatkanals zu veranlassen. Im Falle von MCOR ist die Benachrichtigung über die neuen Heimatkanäle Bestandteil der proaktiven Routensuche.

Beispielhaft sei die durch den globalen Algorithmus berechnete Kanalzuweisung in Abb. 5.2 dargestellt. Betrachten wir zunächst den Ausgangsgraph G_0 . Hier verwenden alle 100 Knoten denselben Heimatkanal (hier 1). Nach Ausführung des globalen Algorithmus würde sich folgendes Layout ergeben ($\alpha = 1$). Die Teilgraphen $G_1 - G_3$ repräsentieren die Knoten mit den Heimatkanälen 1, 2 bzw. 3. Folgendes ist erkennbar: Die Kanäle 1 und 2 werden am häufigsten (39 bzw. 38 mal) verwendet, insbesondere von den Randknoten. Randknoten besitzen im Gegensatz zu inneren Knoten weniger Nachbarn. Der dritte Kanal hingegen findet Verwendung nur in Bereichen mit großer Anzahl von Nachbarn (23-mal). Hierbei handelt es sich in der Regel um innere Knoten.

²Bei der Bestimmung sollte sowohl die physikalische als auch die virtuelle (NAV) Belegung des Kanals berücksichtigt werden.

```

Eingabe : Die Knotenmenge  $N$ , für die ein neuer Heimatkanal
           bestimmt werden soll
Ausgabe : Die neuen Heimatkanäle für die Knoten in  $N$ 
3.1 function AssignHomeCh ( $N$ )
3.2 begin
3.3   repeat
3.4      $finished \leftarrow true$ 
3.5     forall  $node \in N$  do           // Iteriere über alle Knoten
3.6        $oldhc \leftarrow getHc(node)$  // Alter Heimatkanal
3.7        $hc \leftarrow ChooseHomeCh(node, oldhc)$  // Neuer Kanal
3.8       if  $hc \neq oldhc$  then
3.9          $setHc(node, hc)$  // Aktualisiere Heimatkanal
3.10         $finished \leftarrow false$ 
3.11       end
3.12     end
3.13   until  $finished$  ;
3.14 end

```

Algorithmus 3 : Globaler Algorithmus zur Bestimmung des Heimatkanals.

In Abb. 5.3 ist derselbe Sachverhalt noch einmal dargestellt allerdings mit Hilfe eines Voronoi-Diagramms.

Diskussion Die hier vorgestellten Algorithmen sind Verfahren, bei denen die Zuweisung des Heimatkanals von der Routing-Funktion entkoppelt ist. Man könnte aber durch eine Kopplung beider Funktionen den in einem Netzwerk vorliegenden Netzwerkverkehr (*traffic pattern*) bei der Auswahl der Heimatkanäle berücksichtigen (*traffic aware*), wodurch sich der Durchsatz steigern ließe. Der Autor der vorliegenden Arbeit hat davon aber abgesehen, um die Protokolle nicht noch komplexer zu machen. Außerdem ändert sich der Netzwerkverkehr schnell und unvorhersehbar, was häufige Änderungen in den zugewiesenen Heimatkanälen nach sich ziehen würde (Signalisierungsaufwand).

Topologiekontrolle Unter Topologiekontrolle versteht man die bewusste Reduktion der Knotenmenge, die von einem Knoten als Nachbarn betrachtet werden [62]. Dies erfolgt durch Anpassung der Sendestärke, Einführung von Knotenhierarchien im Netzwerk (z.B. Backbone-Konstruktion und Clustering) sowie Ausschließen von Knoten für bestimmte Aufgaben (z.B. Routing) bzw. durch ihr gänzlich Abschalten. In MCOR wird durch die Zuweisung von unterschiedlichen Kanälen zu Knoten die Anzahl der Nachbarn pro Kanal reduziert. In einem homogenen Netz mit gleichmäßig räumlich angeordneten Knoten und einer durchschnittlichen Anzahl von k Nachbarn und einem verwendeten Kanal führt die Verwendung von c -vielen Kanälen dazu, dass die durchschnittliche Anzahl von Nachbarn pro Kanal auf k/c sinkt, was als eine Form der Topologiekontrolle verstanden werden kann. Im Zusammenhang mit Topologiekontrolle dürfen aber Aspekte wie Konnektivität, Durchsatz sowie algorithmischer Aufwand nicht unbeachtet bleiben [90]. Bezüglich Konnekti-

KAPITEL 5: VERTIEFENDE BETRACHTUNGEN

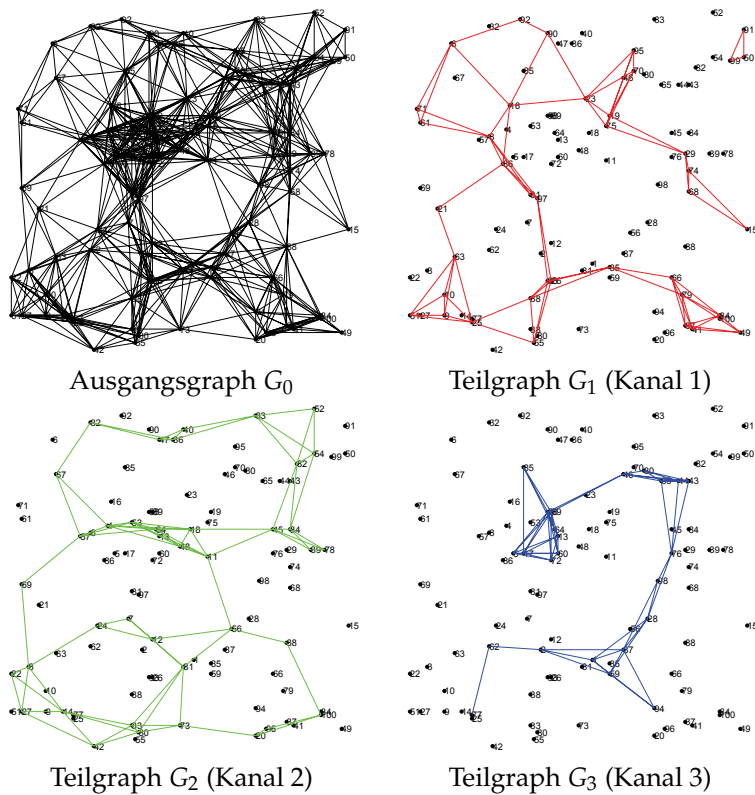


Abbildung 5.2: Das durch den globalen Algorithmus erzeugte Layout (Heimatkanäle). In G_0 verwenden alle Knoten den Kanal 1. Nach Ausführung des Algorithmus entstehen 3 neue Teilgraphen auf den Kanälen 1, 2 und 3. In jedem Teilgraphen wurden die Kanten zwischen Knoten, die nicht den jeweiligen Heimatkanal verwenden, entfernt. So entstand der Teilgraph G_1 aus G_0 dadurch, dass alle Kanten zwischen Knoten, die nicht Kanal 1 verwendeten, entfernt wurden.

vität besteht die Forderung, dass die Topologiekontrolle nicht die Zerlegung eines zusammenhängenden Graphen verursachen darf. Mit anderen Worten gesprochen, bedeutet dies, dass falls ein Pfad zwischen zwei Knoten u und v im Ausgangsgraphen G existierte, dann sollte auch in dem Graphen nach der Topologiekontrolle T ein Pfad zwischen u und v bestehen. Dieser Aspekt wird in MCOR berücksichtigt.

Lemma 4. *Durch die Zuweisung von unterschiedlichen Heimatkanälen zu Knoten bleibt die Konnektivität im Netz erhalten.*

Beweis. Zwar nimmt die Anzahl der Nachbarn pro Kanal ab, die Gesamtanzahl der Nachbarn ist jedoch dieselbe. Existierte ein Pfad im Ausgangsgraph G zwischen den Knoten u und v , so existiert dieser auch weiterhin im Graphen T mit mehreren Kanälen. Durch Umschalten auf den Heimatkanal des nächsten Hops entlang dieser Route kann ein Paket von u nach v zugestellt werden. \square

Bezüglich Durchsatz wird verlangt, dass der Graph nach der Topologiekon-

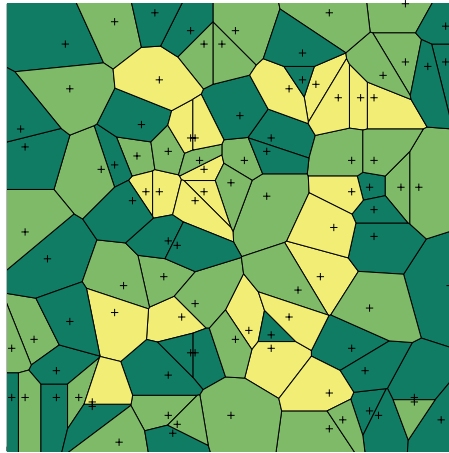


Abbildung 5.3: Voronoi Diagramm illustriert das Ergebnis der Heimatkanalzuweisung im Netzwerk. Grüne, hellgrüne und gelbe Bereiche entsprechen den Kanälen 1, 2 und 3.

trolle T Ergebnisse liefert, die mit denen im Ausgangsgraphen G vergleichbar sind. In MCOR ist der Durchsatz im resultierenden Graphen T wesentlich größer als im Ausgangsgraphen. Im Gegensatz zu anderen Verfahren werden in MCOR weder Knoten abgeschaltet noch wird deren Sendestärke verringert. Durch die simultane Verwendung mehrerer Kanäle wird ein Kanaldiversitätsgewinn erreicht.

Der algorithmische Aufwand berücksichtigt die Anzahl zusätzlicher Nachrichten (Pakete) zwischen den Knoten sowie den Aufwand für die Berechnung der neuen Topologie. Außerdem sollte ein Algorithmus zur Topologiekontrolle verteilt realisierbar sein. In MCOR ist der Aufwand für die Kanalzuweisung (Abschn. 5.1.2) gering, sowohl in der Anzahl der notwendigen Nachrichten als auch im Berechnungsaufwand. Ferner existiert ein verteilter Algorithmus, wo zwischen den Knoten keine zusätzlichen Nachrichten ausgetauscht werden müssen.

5.2 Routing

Hier geht es um Routing in MCOR. Zunächst wird erörtert, wie ein Knoten Information, wie Paketverlusten zwischen Knoten in seiner lokalen Nachbarschaft, erhält. Es wird hierzu ein Link-Probing Verfahren verwendet, das jeden Knoten über die 2-Hop Nachbarschaft³ in Kenntnis setzt. Befindet sich also der Zielknoten eines Pakets in der 2-Hop Nachbarschaft, so muss keine Routensuche vorgenommen werden, diese ist nur für weiter entfernt liegende Zielknoten notwendig. Für die Routensuche stehen zwei Protokolle zur Verfügung - eine proaktive und reaktive Version, wobei für die reaktive Routensuche Einschränkungen bei der Auswahl der Kandidaten zu berücksichtigen sind.

³Ein Knoten kennt nicht nur seine direkten Nachbarn, sondern zusätzlich noch die Nachbarn seiner Nachbarn.

5.2.1 Auffinden von Nachbarknoten

Wie die meisten opportunistischen Protokolle, verwendet auch MCOR Link-Probing, um Linkqualitäten zu benachbarten Knoten zu bestimmen. Hierbei versendet jeder Knoten periodisch Link-Probe Pakete via Broadcast auf einer oder mehreren Bitraten⁴. Da jedem Knoten das Intervall, mit welchem die Link Probes versendet werden, bekannt ist, kann er die Verlustrate eines Links bestimmen. Mit den so ermittelten Verlustraten können anschließend Link- sowie Routing-Metriken wie ETX und ETT bestimmt werden (Abschn. 3.2.2). Ferner werden die ermittelten Verlustraten zu den Nachbarknoten in das Link-Probe Paket selbst geschrieben. Dadurch erlangt ein Knoten Kenntnis über die Verlustraten zwischen Knoten in einem Umkreis von 2 Hops, was zur Folge hat, dass, wenn der Zielknoten eines Pakets innerhalb der 2-Hop Nachbarschaft liegt, die Route bereits bekannt ist und damit keine zusätzliche Routensuche vorgenommen werden muss.

Da es sich bei MCOR um ein Multi-Kanal-Protokoll handelt, müssen benachbarte Knoten nicht zwangsläufig den selben Heimatkanal verwenden, Link-Probe-Pakete werden deshalb nacheinander (Round Robin) auf allen zur Verfügung stehenden Kanälen via Broadcast versendet. Ich bezeichne dies als Multi-Kanal-Broadcast.

Berechnung der Link-Metriken Nach Draves et al. [34] werden die Fehlerwahrscheinlichkeiten der Hin- und Rückrichtung wie folgt berechnet. Ein Knoten X misst die Fehlerrate zu Y auf einem Kanal c , indem er die Anzahl der empfangenen Link-Probes ins Verhältnis zu der erwarteten Anzahl setzt. Dasselbe wird auch von Knoten Y durchgeführt. Der freie Platz (*payload*) in den Link-Probe-Paketen wird nun dazu verwendet, um die Nachbarknoten über die gemessene Fehlerwahrscheinlichkeit zu informieren. Somit ist für jeden Knoten die Fehlerwahrscheinlichkeit für die Hin- und Rückrichtung zu jedem seiner Nachbarknoten bekannt. Dies ist jedoch nur deswegen möglich, weil jeder Knoten für jeden verwendeten Kanal ein Radio besitzt. Im Falle von MCOR ist es aber nicht möglich, die Fehlerrate zwischen allen benachbarten Knoten auf allen Kanälen zu messen, zu begründen damit, dass jeder Knoten lediglich ein Radio besitzt, wodurch er nicht die Möglichkeit hat, auf allen verfügbaren Kanälen Link-Probe-Pakete zu empfangen. Ein Knoten kann die Fehlerrate zu einem Nachbarn lediglich auf seinem eigenen Heimatkanal bestimmen. Der Heimatkanal ist der einzige Kanal, auf welchem ein Knoten lauscht und damit die korrekte Anzahl der empfangenen Link-Probe-Pakete berechnen kann.

Bei der Routensuche kommt es nun zu dem Problem, dass, wenn ein Knoten A ein Paket (z.B. RREQ) von Knoten B auf seinem Heimatkanal c empfängt, ihm zwar die Fehlerrate der Hin-Richtung von B zu A auf Kanal c bekannt ist, jedoch die Fehlerrate der Rückrichtung (A nach B) im allgemeinen unbekannt ist. Knoten B könnte aber einen anderen Kanal als c für seinen Heimatkanal

⁴Da die Fehlerrate von der Paketgröße abhängt, werden unterschiedliche Größen für die Probe-Pakete verwendet. Da es aus praktischer Sicht unmöglich und ineffizient ist, viele Paketgrößen einzeln durchzumessen, betrachten wir ausschließlich die 3 häufigsten im Internet verwendeten Paketgrößen. Nach Miller et al. [78] ist nahezu die Hälfte der Pakete kleiner als 44 Bytes, weitere 18% sind entweder 552 oder 576 Bytes groß. Weiterhin weisen 18% der Pakete eine Größe von 1500 Bytes auf. Wir werden daher nur diese Paketgröße für das Link-Probing verwenden. Für alle anderen Paketgrößen werden die Verlustraten mit Hilfe linearer Interpolation bestimmt.

verwenden. Dieses Problem tritt bei allen Multi-Kanal-Protokollen auf, in denen die Anzahl der Radios kleiner ist als die Anzahl der verfügbaren Kanäle. Da dieses Problem nicht gelöst werden kann, sind zwei Vereinfachungen denkbar. Zum einen können wir annehmen, dass alle Links bzgl. der Fehlerrate symmetrisch sind, d.h. die Fehlerraten der Hin- und Rückrichtungen sind für alle Kanäle gleich ($p_r(c) = p_f(c), c \in C$). Diese Annahme ist nicht unproblematisch, da Link-Asymmetrien durch Interferenz und Kanal-Fading hervorgerufen werden können. Dieser Ansatz wird auch von Kyasanur et al. [68] verwendet. Zum zweiten kann man das Frequenzspektrum, welches von den zur Verfügung stehenden Kanälen verwendet wird, als ein Schmalbandsystem (*narrow band*) ansehen und annehmen, dass die Fehlerrate vom Kanal unabhängig ist. Für die Rückrichtung würde man daher immer die Fehlerwahrscheinlichkeit des Heimatkanals verwenden. Auch diese Annahme birgt Risiken. Einerseits können Kanäle in der Frequenz weit voneinander entfernt sein, so z.B., wenn Kanäle sowohl aus dem 802.11b/g als auch dem 802.11a Band verwendet werden. Erste liegen im 2.4 GHz und zweite im 5 GHz-Bereich. Hier ist es unzulässig anzunehmen, dass die Linkqualitäten in beiden Bändern ähnlich sind. Ferner ist es bei der Verwendung des lizenzfreien Spektrums wahrscheinlich, dass einige Kanäle von fremden WiFi-Netzen verwendet werden. Wie wir bereits wissen, ist Interferenz die Hauptursache für Paketverlust. Somit werden i.d.R. die Paketverlustraten auf verschiedenen Kanälen unterschiedlich sein. Die in MCOR verwendeten Algorithmen gehen bei der Berechnung der Verlustraten von symmetrischen Links aus. Wir werden jedoch in unseren Simulationen den drahtlosen Kanal mit Hilfe von Shadowing und Fading modellieren, wodurch asymmetrische Fehlerraten verursacht werden. Asymmetrische Links bleiben somit in Simulationen nicht unberücksichtigt.

5.2.2 Routensuche

In MCOR existieren zwei Algorithmen für die Routensuche. Einerseits kann mit der proaktiven Routensuche die Latenz für die Ermittlung einer neuen Route signifikant reduziert werden, andererseits müssen auch keine Einschränkungen bei der Auswahl der Kandidaten gemacht werden. Diesem Vorteil steht jedoch der Aufwand infolge periodischen Flutens (*flooding*) des Maschennetzes gegenüber, besonders bei großen Netzen kann der Aufwand sehr groß sein. Ferner ist der proaktive Algorithmus nicht in der Lage, auf schnelle Veränderungen in der Topologie des Netzes zu reagieren. In solchen Umgebungen kommt der reaktive Algorithmus zur Routensuche zum Einsatz, er hat aber einen entscheidenden Nachteil, wenn er zusammen mit einem opportunistischen Protokoll verwendet wird. Das reaktive Verfahren liefert in der Regel zu einem zuvor unbekanntem Zielknoten lediglich die kürzeste Route zurück. Im Falle von Single-Path-Protokollen ist das in Ordnung. Bei einem opportunistischen Protokoll werden jedoch die Pakete entlang mehrerer Routen (Multi-Path) versendet, also würde hier eine einzige Route nicht ausreichen, da das Paket auch von Knoten empfangen werden kann, die nicht auf dieser Route liegen. Der jeweilige Knoten müsste erneut eine Routensuche vornehmen, was zu kaskadierenden Routensuchen führen kann. Dieses Problem könnte der Sender dadurch umgehen, indem er vor der Übertragung die Route für jeden der ausgewählten Kandidaten bestimmt. Augenscheinlich ist jedoch dieser Ansatz ineffizient, da im schlechtesten Fall auf jedem Hop eine

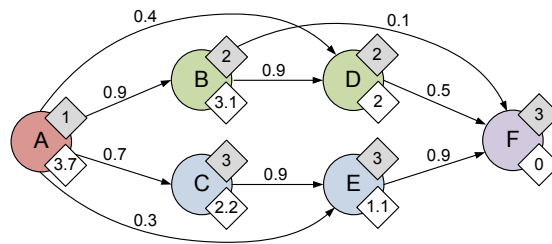


Abbildung 5.4: Beispielnetz. Die Kanten repräsentieren die Übertragungswahrscheinlichkeiten von Links. Der von einem Knoten verwendete Heimatkanal ist in der oberen rechten Ecke angezeigt, wobei die Zahl in der unteren Ecke die Pfadmetrik (hier ETX) des kürzesten Pfades zum Zielknoten F repräsentiert.

Routensuche für alle verwendeten Kandidaten vorgenommen werden müsste. Bei einer durchschnittlichen Kandidatenmenge der Größe 4 und einer mittleren Routenlänge von l ist der Aufwand durch die Routensuche bis zu $4l$ -mal so groß, verglichen mit einem herkömmlichen Routing-Protokoll. Wir werden uns diesem Problem in Abschn. 5.2.4 widmen.

Reaktive Routensuche

Bei der reaktiven Routensuche werden Routen bei Bedarf gesucht. Dies wird immer dann notwendig, wenn sich im Routen-Cache keine gültige Route zum Zielknoten befindet. Die reaktive Routensuche in MCOR unterscheidet sich von traditionellen reaktiven Protokollen wie z.B. jenem welches in DSR verwendet wird, dadurch, dass Route Requests (RREQ) via Broadcast auf allen verfügbaren Kanälen (Multi-Kanal Broadcast) versendet werden. Dies ist notwendig, da Knoten unterschiedliche Heimatkäne verwenden. Nachdem der RREQ auf allen Kanälen versendet wurde, kehrt der sendende Knoten zurück auf seinen Heimatkanal, jedoch führt der Multi-Kanal Broadcast zu einer zusätzlichen Latenz in der Routensuche. Dieser Einfluss wird in Abschn. 8.2.3 evaluiert.

Beispiel Anhand des folgenden Beispiels soll die Funktionsweise der reaktiven Routensuche illustriert werden. In Abb. 5.4 ist ein Netzwerk, bestehend aus 6 Knoten ($A-F$), welche die Heimatkäne 1-3 verwenden, dargestellt. Knoten A benötigt für ein Paket an F eine gültige Route. Knoten A und F verwenden unterschiedliche Heimatkäne - 1 bzw. 3. Knoten A startet die Routensuche, indem er ein RREQ-Paket erzeugt und in dessen Header seine Adresse sowie den von ihm verwendeten Heimatkanal schreibt. Anschließend wird das RREQ via Broadcast auf den Kanälen 1, 2 und 3 versendet. Knoten A kehrt danach wieder auf seinen Heimatkanal zurück. Knoten, die einen RREQ empfangen, fügen ihre Adresse sowie ihren Heimatkanal hinzu und leiten das Paket via Multi-Kanal-Broadcast weiter. Über das netzweite Fluten auf allen Kanälen wird schließlich das RREQ vom Knoten F auf seinem Heimatkanal 3 empfangen und mit einem Route Reply (RREP) beantwortet. Im Unterschied zu traditionellen reaktiven Protokollen wird das RREP opportunistisch zurück zum

Initiator der Routensuche versendet. Dies ist notwendig, da bei einem Single-Path geleiteten Paket die Wahrscheinlichkeit hoch ist, dass das Paket auf einen tauben Knoten stößt. Ferner ist es nicht immer möglich, dass RREP auf der inversen Route zurück zum Initiator des RREQ zu senden. Der Grund hierfür ist, dass wir nicht annehmen können, dass alle Links symmetrisch bzgl. der Paketverlustrate sind.

Das opportunistische Versenden eines RREP führt jedoch zu einem weiteren Problem. Betrachten wir hierzu erneut unser Beispiel aus Abb. 5.4. Nehmen wir an, dass das RREQ von Knoten A über B und D nach F gelangt ist ($A \rightarrow B \rightarrow D \rightarrow F$). Bei einer opportunistischen Übertragung könnte sich der Knoten F anstelle der Kandidatenmenge $\{D, B\}$ für $\{C, E\}$ entscheiden. In diesem Fall müssten die Knoten C oder E den RREP zurück zu A weiterleiten. Im vorliegenden Beispiel stellt dies kein Problem dar, da die Knoten C und E direkte Nachbarn von A sind. Im Allgemeinen ist dies aber nicht der Fall und dem Knoten C bzw. E würde keine Route zu A zur Verfügung stehen. Dies würde zu einer neuen Routensuche, diesmal von Knoten C bzw. E nach A führen. Um solche kaskadierenden Routensuchen zu verhindern, enthält jedes RREP-Paket, welches opportunistisch weitergeleitet werden soll, eine sogenannte *Fallback*-Route. Die *Fallback*-Route stellt den kürzesten Pfad bzgl. der Pfadmetrik vom Initiator zum Empfänger des RREQ dar. Im vorliegenden Beispiel wäre es die durch das RREQ aufgezeichnete Route ($A \rightarrow B \rightarrow D \rightarrow F$). Mit Hilfe der *Fallback*-Route werden die für opportunistische Übertragung potentiell zur Verfügung stehenden Kandidaten eingeschränkt, um damit kaskadierende Routensuchen zu vermeiden. Eine detaillierte Beschreibung des Algorithmus wird in Abschn. 5.2.4 gegeben.

Proaktive Routensuche

Im Fall der proaktiven Routensuche verteilt jeder Knoten seine lokale Topologieinformation (2-Hop-Nachbarschaft) inkl. der Information über die verwendeten Heimatkanäle, die er über das Link-Probing gewonnen hat, mit Hilfe von Fluten im ganzen Netzwerk. Nachdem jeder Knoten diese Information im Netzwerk verteilt hat, besitzt jeder Knoten die Kenntnis über die gesamte Topologie des Netzes, d.h. die Qualitäten aller Links sowie die Heimatkanäle aller Knoten. Das bedeutet, dass zu jedem beliebigen (existierenden) Knoten im Netzwerk eine Route mit Hilfe der lokalen Link-Tabelle konstruiert werden kann. Aufgrund der Kenntnis der globalen Topologie eignet sich die proaktive Routensuche besonders für opportunistische Protokolle, da diese für die Bestimmung der Kandidatenmenge für jeden Kandidaten die Pfadmetrik zum Zielknoten benötigen. Der Einfluss der Kanalumschaltdauer spielt im Gegensatz zu reaktiven Routensuchen nur eine untergeordnete Rolle. Dies hängt damit zusammen, dass Routen nur selten aktualisiert werden (alle 30-100 s).

Zusammenfassung

Sowohl die reaktive als auch die proaktive Routensuche sind auf das Link-Probing angewiesen. Somit ist es nicht immer notwendig für jeden Zielknoten eine Routensuche zu starten. Manchmal kann der Zielknoten ein Nachbar bzw. der Nachbar eines Nachbarn sein. In diesem Fall kann die Route sehr einfach über das Link-Probing ermittelt werden. Schließlich ist eine Optimierung bei

der Verwendung mehrerer Kanäle möglich. Besitzt ein Knoten Nachbarn, die nur eine Teilmenge der zur Verfügung stehenden Kanäle verwenden, so ist es nicht notwendig ein Broadcast-Paket auf allen zur Verfügung stehenden Kanälen zu versenden. Stattdessen genügt es, wenn der Broadcast nur auf den von den Nachbarn verwendeten Kanälen versendet wird. Die Information über die in der Nachbarschaft verwendeten Kanäle wird wiederum vom Link-Probing zur Verfügung gestellt.

5.2.3 Paketweiterleitung (Forwarding)

Um ein Paket zu einem bestimmten Zielknoten senden zu können, bedient sich der Sender zunächst der Routensuche. Im Ergebnis besitzt er genügend Information, um eine Kandidatenmenge für die opportunistische Übertragung (Forwarding) zu bestimmen. In diesem Abschnitt werden Algorithmen zur Auswahl von aussichtsreichen Kandidaten sowie das eigentliche Paket-Forwarding auf der MAC-Schicht vorgestellt. Zusätzlich werden Multi-Kanal-Aspekte auf Routing- sowie MAC-Schicht besprochen.

Kandidatenauswahl in MCExOR

Die Auswahl der Kandidaten hat einen wesentlichen Einfluss auf die Leistungsfähigkeit von opportunistischen Protokollen und stellt damit eine Kernkomponente in MCOR dar. Ungünstig ausgewählte Kandidaten können zur Verringerung des opportunistischen Gewinns führen. Im Falle von MCExOR kann es zudem zu einer Erhöhung von redundanten Übertragungen (Duplikate) sowie zu Kollisionen mit anderen Übertragungen führen.

Im Folgenden gehen wir davon aus, dass die Knoten die Linkqualitäten auf allen verfügbaren Raten zwischen allen Knoten im Netzwerk kennen. Ferner legen wir fest, dass der Paketverlust an unterschiedlichen Empfängern unabhängig ist, d.h. dass die Signalpfade zu den Empfängern vollständig unkorreliert sind. Sei $N = \{n_1, \dots, n_M\}$ die Menge der am Maschennetz beteiligten Knoten. Nehmen wir an, dass der Knoten $s \in N$ ein Paket zum Zielknoten $d \in N$ zu versenden hat. Die Aufgabe eines Algorithmus zur Kandidatenauswahl ($\text{cssa}(s, d)$) ist es, die besten Kandidaten von Knoten s zum Zielknoten d zu bestimmen. Die besten Kandidaten sind jene, die das Paket am weitesten zum Zielknoten (d) bzgl. einer Pfadmetrik⁵ bringen:

$$\text{cssa}(s, d) = \{c \mid c \in \text{pcs}(s, d) \wedge \forall \bar{c} \in \text{pcs}(s, d) : m(s, d, c) \geq m(s, d, \bar{c})\} \quad (5.2)$$

wobei $\text{pcs}(s, d)$ die Menge der potentiellen Kandidatenmengen für die Übertragung von s nach d darstellt. Ferner wird die Größe der Kandidatenmenge durch die Variable max_cs begrenzt. Praktisch relevant sind Größen zwischen 2 und 4:

$$\text{pcs}(s, d) = \{cs \mid cs \in \mathcal{P}(\text{nb}(s, d)) \wedge |cs| \leq \text{max_cs}\} \quad (5.3)$$

wobei $\mathcal{P}(\cdot)$ die Potenzmenge und $\text{nb}(s, d)$ die Menge, bestehend aus den Nachbarn von s , deren Pfadmetrik zum Ziel d kleiner ist als die von s , sind:

$$\text{nb}(s, d) = \{n \mid n \in N \wedge \text{pm}(n, d) \leq \text{pm}(s, d)\} \quad (5.4)$$

⁵In Umgebungen mit lediglich einer Bitrate kann ETX anstelle von ETT verwendet werden.

hier stellt $\text{pm}(s, d)$ die Pfadmetrik von s nach d dar. Hierbei handelt es sich um den kürzesten Pfad bzgl. einer Metrik unter der Annahme, dass ein Single-Path-Routing (nicht opportunistisch) verwendet wird (Abschn. 3.2.2). Diese Vereinfachung wird getroffen, da die Berücksichtigung eines Multi-Path-Routing einen zu großen Berechnungsaufwand zur Folge hätte. Ferner ist bei der Verwendung der reaktiven Routensuche unter Umständen nur ein Pfad zum Zielknoten bekannt.

Schließlich weist die Funktion $m(\cdot)$ einer Menge von Kandidaten einen numerischen Wert zu. Wir werden diesen Wert als die Metrik der Kandidatenmenge bezeichnen. Ein hoher Wert repräsentiert dabei aussichtsreiche Kandidaten, d.h. größerer Forwarding-Fortschritt (*forwarding progress*) zum Zielknoten:

$$m(s, d, c = (c_1, \dots, c_S)) = \sum_{i=1}^S p_{\text{fwd}}(s, c, i) \cdot \text{pg}(s, d, c_i) \quad (5.5)$$

wobei $\text{pg}(s, d, c_i)$ den Forwarding-Fortschritt beim Empfang durch c_i mit dem Ziel d bzgl. der Pfadmetrik darstellt. Kandidaten, welche bzgl. der Pfadmetrik dichter zum Zielknoten sind, werden bevorzugt:

$$\text{pg}(s, d, c) = \text{pm}(s, d) - \text{pm}(c, d) \quad (5.6)$$

Da der Paketempfang probabilistisch ist, ist der Erwartungswert zu verwenden. Daher stellt $p_{\text{fwd}}(s, c = (c_1, \dots, c_S), i)$ die Wahrscheinlichkeit dar, dass der Kandidat c_i aus der Menge der gewählten Kandidaten c der nächste Forwarder des Pakets sein wird. Es stehen zwei Algorithmen zur Bestimmung von p_{fwd} zur Auswahl, welche in den nächsten beiden Unterabschnitten erläutert werden.

Hinweise Die Metrik $m(\cdot)$ berücksichtigt nicht den Umstand, dass der Aufwand einer opportunistischen Übertragung von der Anzahl der versendeten Ack-Pakete und damit von der Größe der Kandidatenmenge abhängt. Besitzen z.B. zwei Kandidatenmengen die gleiche Metrik, so sollte der Vorzug der kleinere der beiden gegeben werden. Da jedoch die Größe eines Ack-Pakets verglichen mit der eines Datenpakets klein ist (z.B. bei 6 Mbps), kann darauf verzichtet werden. In Umgebungen mit einer hohen Bitrate (z.B. 54 Mbps) ist das Größenverhältnis zwischen Daten- und Ack-Paket nicht mehr so günstig, wodurch die Anzahl der Ack-Pakete eine Rolle spielt. In einem solchen Fall sollte stattdessen der Algorithmus für die Kandidatenauswahl im Multi-Bitraten-Fall (Abs. 5.2.3) verwendet werden.

Basis-Algorithmus Hier wird von dem einfachsten Fall ausgegangen, daher nehmen wir an, dass die verteilte Koordination zwischen den Kandidaten perfekt funktioniert, d.h. der Kandidat, welcher das Paket erfolgreich empfangen konnte und am dichtesten bzgl. der Pfadmetrik am Zielknoten ist, ist für die weitere Weiterleitung des Pakets verantwortlich. Außerdem wird angenommen, dass die Kandidaten $c = (c_1, \dots, c_S)$ bzgl. Pfadmetrik zum Zielknoten in aufsteigender Reihenfolge sortiert sind, d.h. ein Kandidat mit einem kleineren Index ist dichter am Zielknoten. Die Wahrscheinlichkeit, dass der i -te Kandidat

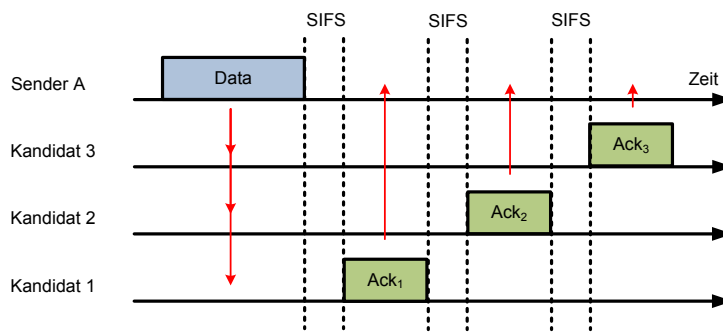


Abbildung 5.5: Mediumzugriff in MCExOR.

der nächste Forwarder wird, berechnet sich demnach als:

$$p_{\text{fwd}}(s, c = (c_1, \dots, c_S), i) = p(s, c_i) \cdot \prod_{j=1}^{i-1} (1 - p(s, c_j)) \quad (5.7)$$

wobei $p(s, c_i)$ die Empfangswahrscheinlichkeit für ein Datenpaket, versendet von Knoten s an Knoten c_i darstellt. Mit anderen Worten: der i -te Kandidat wird nur dann der nächste Forwarder des Pakets, wenn er das Paket erfolgreich empfing und zudem das Paket von keinem zum Zielknoten „dichteren“ Kandidaten erfolgreich empfangen werden konnte. Wie bereits erwähnt, erfolgt aus praktischer Sicht die Bestimmung von $p(s, c_i)$ mit Hilfe von Link-Probing.

Die Funktionsweise soll an einem Beispiel verdeutlicht werden. Knoten s berechnet die Metrik m für die Kandidatenmenge $cs = (y, x)$ der Größe 2 wie folgt. Nehmen wir an, dass die Verlustraten $p(s, x) = 0,5$ und $p(s, y) = 0,5$ entsprechen. Ferner nehmen wir an, dass der Forwarding-Fortschritt von x und y $pg(s, d, x) = 100$ bzw. $pg(s, d, y) = 200$ ist. D.h. y liegt näher am Zielknoten als x und weist damit eine höhere Priorität als x auf. Wird das Paket nun erfolgreich von Knoten y empfangen, so ist dieser auch für das Weiterleiten des Pakets verantwortlich. Da y die höhere Priorität besitzt, spielt es keine Rolle, ob das Paket noch zusätzlich von Knoten x empfangen wurde. Ferner ist der Knoten x für das Weiterleiten verantwortlich, wenn er das Paket empfängt und Knoten y dieses nicht empfangen hat. Mit Hilfe dieser Information lässt sich die Metrik für die Kandidatenmenge (x, y) bestimmen: $m(s, d, c = (x, y)) = 0,5 \cdot 200 + 0,5^2 \cdot 100 = 125$.

Erweiterter Algorithmus Betrachten wir zunächst den Mediumzugriff in MCExOR (Abb. 5.5, Abschn. 5.3). Im Gegensatz zu MCHOR wird das Datenpaket ohne vorheriges Probing an eine Menge von Kandidaten versendet, die den Empfang mit je einem Ack-Paket bestätigen. Diesem, als Slotted-Ack bezeichneten Prozess, kommen zwei wesentliche Aufgaben zu. Erstens wird mit Hilfe dieses verteilten Protokolls der nächste Forwarder zwischen den Kandidaten ermittelt. Zweitens dient er auch als Empfangsbestätigung für den Sender.

Im Fall des Basis-Algorithmus gingen wir davon aus, dass die Koordination zwischen den Kandidaten, der Slotted-Ack Prozess, perfekt funktioniert,

d.h., wenn ein Datenpaket von mehr als einem Kandidaten empfangen wird, dieses immer von dem Kandidaten mit der höchsten Priorität (d.h. am „dichtesten“ zum Zielknoten gelegenen Kandidaten) weitergeleitet wird. Problematisch an diesem Verfahren ist jedoch, dass dieser die Linkqualitäten zwischen den Kandidaten und die Reihenfolge, in welcher die Kandidaten Ack-Pakete versenden, unberücksichtigt lässt. Dies kann jedoch dazu führen, dass Kandidaten ausgewählt werden, wo die Links zwischen den Kandidaten hohe Verlustraten aufweisen. Hier kann es dazu kommen, dass Ack-Pakete nicht von allen Kandidaten empfangen werden können, was zu Problemen, wie die Entstehung von redundanten Übertragungen (Duplikate), führen kann. In diesem Abschnitt wird die Koordination zwischen den Kandidaten mit Hilfe von Markow-Ketten modelliert. Hier wird davon ausgegangen, dass für die Koordination der Kandidaten das komprimierte Slotted-Ack als MAC-Sicherung verwendet wird (Abschn. 5.3.2). Das Modell wird dahingehend verfeinert, dass auch Ack-Pakete durch den Radiokanal versendet werden und damit unzuverlässig sind, es entstehen neue Probleme wie redundante Übertragungen (z.B. Duplikate).

Unicast Zunächst betrachten wir die Unicast-Übertragung als Spezialfall der opportunistischen Übertragung (Anycast) mit nur einem Kandidaten. Ein Paket ist erfolgreich übertragen, wenn sowohl der Empfänger das Datenpaket als auch der Sender das zugehörige Ack erfolgreich empfangen. Beide Übertragungen (Daten- und Ack-Paket) müssen daher erfolgreich sein. Diesen Zusammenhang wollen wir nun mit Hilfe einer Markow-Kette modellieren (Abb. 5.6). Das zugrundeliegende Netzwerk besteht aus nur 2 Knoten - Sender A und Empfänger B und den dazugehörigen Übertragungswahrscheinlichkeiten. So ist die Wahrscheinlichkeit, dass eine Übertragung von Knoten A (B) zu Knoten B (A) erfolgreich ist: $p = ab$ (ba). Von diesem Netzwerk ausgehend konstruieren wir die zugehörige Markow-Kette. Der Zustand 1 repräsentiert den initialen Zustand und geht mit $p = ab$ in den Zustand 2 und mit $p = (1 - ab)$ in den Zustand 3 über. Zustand 3 repräsentiert den Umstand, dass die Datenübertragung von A nach B nicht erfolgreich war. Hier kommt es zwangsläufig zu einer Neuübertragung durch den Sender, dargestellt als Endzustand 6. Zustand 2 repräsentiert den erfolgreichen Empfang des Datenpakets durch den Empfänger B , welcher daraufhin sein Ack versendet. Das Ack wird nun mit einer Wahrscheinlichkeit von $p = ba$ am Knoten A empfangen (Zustand 4 bzw. 5). Im Falle eines erfolgreichen Empfangs (Zustand 4) ist die Übertragung erfolgreich und der Knoten B ist der nächste Forwarder. Schlägt hingegen die Übertragung des Ack fehl, so wird der Knoten B das Paket weitersenden, jedoch der Sender (A) eine erneute Übertragung initiieren. Dies führt zu einem Duplikat, welches jedoch von B als ein solches erkannt und daher nicht weitergeleitet wird. Betrachten wir nun die zur Markow-Kette gehörende Übergangs- bzw. Transitionsmatrix $M = p_{ij}$. Die einzigen 1-Schritt-Transitionen, die nicht Null sind, sind:

$$\begin{aligned} p_{12} &= ab, & p_{13} &= 1 - ab \\ p_{24} &= ba, & p_{25} &= 1 - ba \\ p_{36} &= p_{47} = p_{58} = p_{66} = p_{77} = p_{88} = 1 \end{aligned}$$

Wir gehen ferner von einer homogenen Markow-Kette aus, d.h. die Über-

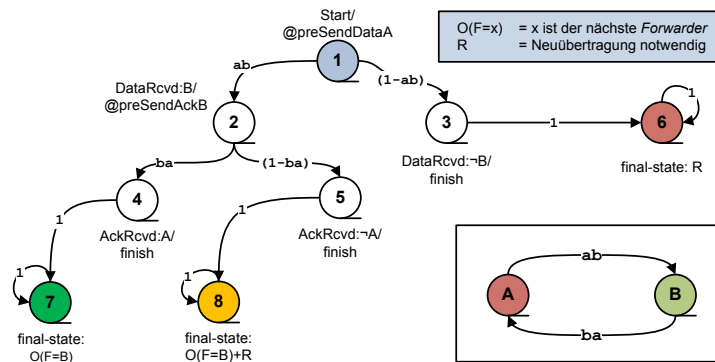


Abbildung 5.6: Markow-Kette mit 8 Zuständen modelliert eine 802.11 DCF Unicast Übertragung.

gangswahrscheinlichkeiten sind unabhängig vom Zeitpunkt t ($\forall t : p_{ij} = p_{ij}(t)$). Nun sind wir daran interessiert, die Wahrscheinlichkeiten vom Startzustand in einen der möglichen Endzustände überzugehen, zu berechnen. Im Falle von homogenen Markow-Ketten kann die Wahrscheinlichkeit, in n Schritten vom Zustand i in den Zustand j überzugehen, durch die Berechnung der n -ten Potenz der Übergangsmatrix ermittelt werden:

$$p_{ij}^n := M^n(i, j) \tag{5.8}$$

Im vorliegenden Fall ist die maximale Anzahl der notwendigen Schritte zur Erreichung aller Endzustände gleich 3. Folgende Ergebnisse lassen sich ermitteln. Die Wahrscheinlichkeit, dass sowohl das Datenpaket als auch das zugehörige Ack-Paket mit Erfolg empfangen werden und somit die Unicast-Übertragung erfolgreich ist, berechnet sich als $p_{ok} = ab \cdot ba$ (Zustand 7). Mit einer Wahrscheinlichkeit von $p_{retry} = (1 - ab) + ab \cdot (1 - ba)$ kommt es dazu, dass der Sender das Paket erneut übertragen muss (Zustände 6 und 8). Zu einer redundanten Übertragung kommt es hingegen mit $p_{dupl} = ab \cdot (1 - ba)$. Daraus abgeleitet ist die Wahrscheinlichkeit, dass die Unicast-Übertragung fehlschlägt $p_{err} = 1 - p_{ok}$ (Zustände 6 und 8).

Anycast In diesem Abschnitt wird das Modell für die opportunistische Übertragung (Anycast) unter der Verwendung des komprimierten Slotted-Ack (Abschn. 5.3.2) und einer Kandidatenmenge der Größe 2 vorgestellt. Die dazugehörige Markow-Kette ist in Abb. 5.7 gezeigt. Im Gegensatz zum Unicast-Fall ist das Modell komplexer, was daran liegt, dass aufgrund des komprimierten Slotted-Ack-Mechanismus mehrere Kandidaten zu unterschiedlichen Zeitpunkten ihre Ack-Pakete versenden. Somit ist die Anzahl möglicher Endzustände größer. Von Interesse ist hierbei nicht nur, ob ein Paket erfolgreich empfangen wurde, sondern auch, von wem dieses anschließend weitergeleitet wird. Folgende Endzustände lassen sich identifizieren. Zustand 26 repräsentiert den Fall, wo das Datenpaket von keinem der zwei Kandidaten erfolgreich empfangen werden konnte. Es kommt zu einer Neuübertragung. Zustand 27 ist der Fall, wo das Paket vom Kandidaten C weitergeleitet wird, jedoch kommt

es zu einer Neuübertragung durch Knoten A , da dieser keines der zugehörigen Ack-Pakete erfolgreich empfangen konnte. Zu dieser Situation kann es auf 3 Arten kommen. Erstens, das Paket wird nur von C empfangen und das Ack weder von B noch von A . Zweitens, auch hier wird das Paket nur von C empfangen, dessen Ack jedoch von B , aber nicht von C . B nimmt verspätet an dem Slotted-Ack teil (s.u.), sein Ack wird aber nicht von A empfangen. Schließlich kann das Paket sowohl von B als auch von C empfangen werden. Das Ack von C wird von B empfangen, jedoch empfängt der Knoten A keines der beiden Ack-Pakete. Im Zustand 28 wird das Paket in der nächsten Runde vom Kandidaten B weitergeleitet. Hier konnte mindestens ein Ack-Paket erfolgreich von Knoten A empfangen werden. Auch wenn B und C das Paket empfangen konnten, kann es sein, dass Knoten B das Paket weiterleitet. Dies kommt dadurch zustande, dass Knoten C zur Duplikatvermeidung das Paket verwirft (s.u.). Im Zustand 29 wird das Paket in der nächsten Runde vom Kandidaten C weitergeleitet. Im Zustand 30 kommt es zu zwei Problemen. Einerseits wird das Paket von beiden Kandidaten in der nächsten Runde weitergeleitet, andererseits kommt es noch zu einer Neuübertragung an Knoten A . Hier schlug die verteilte Koordination fehl, einerseits zwischen den Kandidaten und andererseits zwischen dem Sender und den Kandidaten. Im Zustand 31 schlug nur die Koordination zwischen den Kandidaten fehl. Das Paket wird von beiden Kandidaten weitergeleitet. Schließlich kommt es im Zustand 32 dazu, dass einerseits das Paket von Knoten B weitergeleitet wird und es andererseits zu einer Neuübertragung kommt.

Nun konstruieren wir wieder die zur Markow-Kette gehörende Transitionsmatrix $M = p_{ij}$. Die einzigen 1-Schritt-Transitionen, die nicht Null sind, sind:

$$\begin{array}{lll}
 p_{1,2} = ab \cdot ac & p_{1,3} = ab \cdot \overline{ac} & p_{1,4} = \overline{ab} \cdot ac \\
 p_{1,5} = \overline{ab} \cdot \overline{ac} & p_{2,14} = ca \cdot cb & p_{2,15} = ca \cdot \overline{cb} \\
 p_{2,16} = \overline{ca} \cdot cb & p_{2,17} = \overline{ca} \cdot \overline{cb} & p_{3,6} = ba \\
 p_{3,7} = \overline{ba} & p_{4,8} = ca \cdot cb & p_{4,9} = ca \cdot \overline{cb} \\
 p_{4,10} = \overline{ca} \cdot cb & p_{4,11} = \overline{ca} \cdot \overline{cb} & p_{10,12} = ba \\
 p_{10,13} = \overline{ba} & p_{15,18} = bc & p_{15,19} = \overline{bc} \\
 p_{16,20} = ba & p_{16,21} = \overline{ba} & p_{17,22} = ba \cdot bc \\
 p_{17,23} = ba \cdot \overline{bc} & p_{17,24} = \overline{ba} \cdot bc & p_{17,25} = \overline{ba} \cdot \overline{bc}
 \end{array}$$

$$\begin{aligned}
 p_{5,26} &= p_{6,28} = p_{7,32} = p_{8,29} = p_{9,29} = p_{11,27} = p_{12,29} \\
 &= p_{13,27} = p_{14,29} = p_{18,28} = p_{19,31} = p_{20,29} = p_{21,27} \\
 &= p_{22,28} = p_{23,31} = p_{24,27} = p_{25,30} = p_{26,26} = p_{27,27} \\
 &= p_{28,28} = p_{29,29} = p_{30,30} = p_{31,31} = p_{32,32} = 1
 \end{aligned}$$

Duplikatvermeidung Wie schon beim Unicast, so können auch beim Anycast Duplikate entstehen, mit dem Unterschied jedoch, dass beim ersten diese sehr einfach erkannt und beseitigt werden können. Der Empfänger muss sich lediglich merken, ob er bereits ein Paket mit der gleichen ID weitergeleitet hat oder nicht. Im Falle des Anycast ist dies leider nicht mehr so einfach, was daran liegt, dass ein Kandidat nur unvollständige Informationen darüber besitzt, welche Intention⁶ ein anderer Kandidat hat. Duplikate lassen sich in zwei

⁶Ob er glaubt für die Weiterleitung verantwortlich zu sein oder nicht.

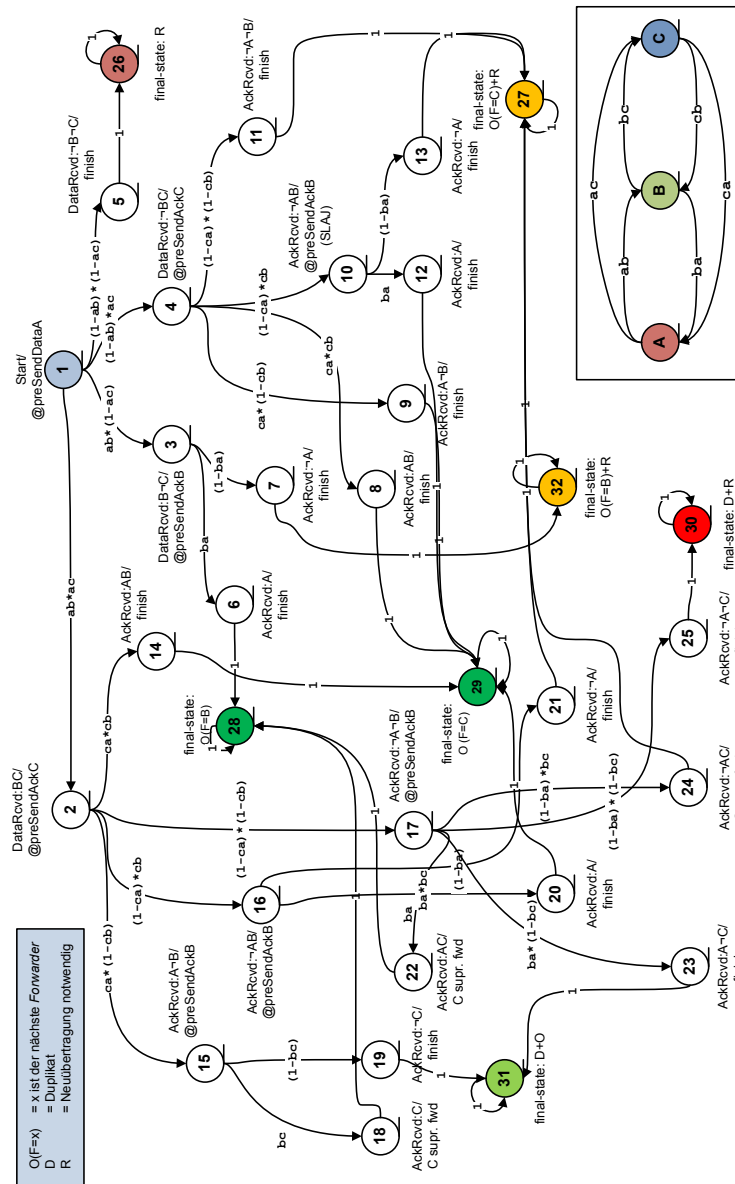


Abbildung 5.7: Markov-Modell für MCExOR im Falle einer Kandidatenmenge der Größe 2.

Kategorien unterteilen. Erstens, Duplikate, die innerhalb einer Runde entstehen; d.h. das Paket wird von mehreren Kandidaten erfolgreich empfangen und nach Beendigung des Slotted-Ack-Phase wird das Paket von mehr als nur einem Kandidaten weitergeleitet, zweitens, Duplikate, die über mehrere Runden hinweg entstehen. Bsp. Der Abschluss der ersten Runde ergab, dass Kandidat X das Paket weiterleitet. Wenn nun der Sender in der nächsten Runde eine Neuübertragung initiiert, so kann es vorkommen, dass das Paket von einem Kandidaten Y ($X \neq Y$) empfangen wird und auch dieser nach Abschluss dieser Runde das Paket weiterleitet, mit dem Resultat, dass ein Duplikat entsteht.

MCEXOR verfolgt eine aggressive Strategie zur Verhinderung von Duplikaten. Schauen wir uns hierzu die Zustände 18, 22 und 24 genauer an. In allen Fällen wurde das Datenpaket von beiden Kandidaten B und C erfolgreich empfangen, ferner entstand die Situation, dass Knoten B das Paket weiterleitet, zu erklären mit seiner fehlenden Kenntnis darüber, dass auch C das Paket weiterleiten wird. Es entsteht aber kein Duplikat, da diese Situation von C erkannt wurde und dieser daraufhin sein Paket verwirft. Schauen wir uns beispielhaft die Situation an, welche uns zum Zustand 18 gebracht hat. Hier konnte das von C versendete Ack nicht erfolgreich von B empfangen werden. Somit glaubt B der nächste Forwarder zu sein und informiert den Knoten C mit seinem Ack, welches von diesem auch empfangen wurde, darüber. Um die Entstehung eines Duplikates zu vermeiden, verwirft Knoten C das Paket.

Ferner ist ein weiterer Vorteil im komprimierten Slotted-Ack zu erkennen, nämlich die Möglichkeit für einen Kandidaten, welcher das Datenpaket nicht empfangen konnte, sich verspätet dem Slotted-Ack-Prozess anzuschließen und damit sein Ack zu versenden (*slotted ack join*). Im Zustand 10 ist dies der Fall. Hier wurde das Datenpaket nur von Knoten C und nicht von B empfangen. Da jedoch das von C versendete Ack von B empfangen werden konnte und dessen Zeitschlitz in der Slotted-Ack-Phase noch nicht vorbei war, konnte er sich dieser opportunistischen Übertragung anschließen und sein Ack-Paket versenden. Mit Hilfe dieser Maßnahme wird die Robustheit der Slotted-Ack erhöht und damit die Wahrscheinlichkeit für Neuübertragungen und Duplikate verringert.

Ergebnisse Mit Hilfe von Matlab können nun die Wahrscheinlichkeiten für die verschiedenen Endzustände berechnet werden.

$$\text{Z.26: } p_R = (-1 + ab) \cdot (-1 + ac)$$

$$\text{Z.27: } p_{fwd_c+R} = -ac \cdot (-1 + ca) \cdot (-ab + 1 - cb \cdot ba + ab \cdot cb)$$

$$\text{Z.28: } p_{fwd_b} = ab \cdot (-ac \cdot bc \cdot ca \cdot ba + ac \cdot bc \cdot cb \cdot ca \cdot ba + ac \cdot bc \cdot ca - ac \cdot bc \cdot cb \cdot ca + ac \cdot bc \cdot ba - ac \cdot bc \cdot cb \cdot ba + ba - ac \cdot ba)$$

$$\text{Z.29: } p_{fwd_c} = ac \cdot (ab \cdot cb \cdot ca + ca - ab \cdot ca - cb \cdot ca \cdot ba + cb \cdot ba)$$

$$\text{Z.30: } p_{fwd_{c+b}+R+D} = ab \cdot ac \cdot (-1 + cb) \cdot (-1 + ca) \cdot (-1 + bc) \cdot (-1 + ba)$$

$$\text{Z.31: } p_{fwd_{c+b}+D} = -ab \cdot ac \cdot (-1 + bc) \cdot (ca \cdot ba - ca - ba) \cdot (-1 + cb)$$

$$\text{Z.32: } p_{fwd_b+R} = -ab \cdot (-1 + ba) \cdot (ac \cdot bc - ac \cdot bc \cdot ca - ac \cdot bc \cdot cb + ac \cdot bc \cdot cb \cdot ca + 1 - ac)$$

Wie wir später sehen werden, ist der Einfluss von Duplikaten auf den Durchsatz besonders in Multi-Hop Maschennetzen schwer zu bestimmen und stellt damit ein großes Problem bei der Vergleichbarkeit unterschiedlicher Algorithmen zur Kandidatenauswahl dar. Daher werden wir lediglich Neuübertragungen bei der Berechnung der Wahrscheinlichkeit, dass eine opportunistische Übertragung fehlschlägt, berücksichtigen. Im vorliegenden Fall mit 2 Kandidaten ist es die Wahrscheinlichkeit, einen der Endzustände 26, 27, 30 bzw. 32 zu erreichen:

$$\begin{aligned}
 p_{err} &= p_R + p_{fwd_{c+R}} + p_{fwd_{c+b+R+D}} + p_{fwd_b+R} \\
 &= 1 - ab \cdot ba - ac \cdot ca - ab \cdot ac \cdot cb \cdot ca \cdot ba + ab \cdot ac \cdot cb \cdot ba \\
 &\quad + ac \cdot cb \cdot ca \cdot ba - ac \cdot cb \cdot ba + ab \cdot ac \cdot ca \cdot ba
 \end{aligned} \tag{5.9}$$

Schließlich ist die Wahrscheinlichkeit, dass ein Duplikat entsteht:

$$\begin{aligned}
 p_{dups} &= p_{fwd_{c+b+R+D}} + p_{fwd_{c+b+D}} \\
 &= ab \cdot ac \cdot bc \cdot cb + ab \cdot ac - ab \cdot ac \cdot bc - ab \cdot ac \cdot cb
 \end{aligned} \tag{5.10}$$

Abschließend kann für die opportunistische Übertragung mit 2 Kandidaten die Wahrscheinlichkeit berechnet werden, dass das Paket von jeweils einem der Kandidaten weitergeleitet wird. Im Gegensatz zum einfachen Algorithmus werden hier die Linkqualitäten zwischen den Kandidaten sowie die Reihenfolge, in welcher die Kandidaten die Ack-Pakete versenden, berücksichtigt:

$$\begin{aligned}
 p_{fwd}(s, c = (c_1, c_2), 1) &= p_{fwd_c} \\
 p_{fwd}(s, c = (c_1, c_2), 2) &= p_{fwd_b}
 \end{aligned} \tag{5.11}$$

Aus praktischer Sicht werden bei opportunistischen Übertragungen in der Regel 2 bis 4 Kandidaten verwendet. Für diese Größen konnten Modelle gefunden werden, welche jedoch aus Platzgründen nicht vorgestellt werden.

Berücksichtigung korrelierter Verlustraten Der erweiterte Algorithmus kann leicht dahingehend erweitert werden, dass man nicht mehr länger davon ausgehen muss, dass die Paketverlustraten an den einzelnen Kandidaten unkorreliert sind. Mit Hilfe von Messungen in unserer 802.11 Testumgebung konnte ich zeigen, dass der Paketempfang bei räumlich nahe gelegenen Kandidaten korreliert ist (Abschn. 6.1.2). Dieser Umstand muss bei der Auswahl der Kandidaten berücksichtigt werden, da andernfalls sich der opportunistische Gewinn verringert.

Zur Berechnung der Paketverlustrate einer Kandidatenmenge muss das Link-Probing wie folgt angepasst werden. Die Idee ist, dass das Link-Probing nicht nur zur Berechnung der Verlustrate einzelner Links verwendet werden kann, sondern auch für die Berechnung der Verlustrate einzelner Kandidatenmengen. Die Verlustrate einer Kandidatenmenge entspricht dabei der Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket von keinem der Kandidaten empfangen werden kann. Mit anderen Worten, es wird eine Auskunft darüber erteilt, mit welcher Wahrscheinlichkeit eine opportunistische Übertragung, die diese Kandidatenmenge verwendet, scheitert⁷. Da die Verlustraten zu den einzelnen Kandidaten nicht länger unabhängig sind, kann diese Wahrscheinlichkeit nicht mehr

⁷Die Reihenfolge in der die Kandidaten ihr Ack versenden kann hier jedoch nicht berücksichtigt werden.

KAPITEL 5: VERTIEFENDE BETRACHTUNGEN

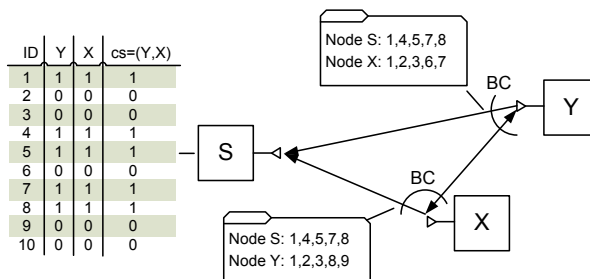


Abbildung 5.8: Mit Hilfe der Link Probes informiert ein Knoten seine Nachbarn über die von ihm empfangenen Link Probes. Hierzu werden die IDs der empfangenen Link Probes übermittelt. Mit Hilfe dieser Information kann nun ein Knoten die Verlustrate zu einer beliebigen Kandidatenmenge bestimmen.

aus den Wahrscheinlichkeiten der einzelnen Links berechnet werden. Der in einem Link Probe Paket zur Verfügung stehende Platz wird nun dafür verwendet, Nachbarknoten über die konkret empfangenen Link Probes zu informieren, was möglich ist, da jeder Link Probe eindeutig über seine ID sowie die Adresse des Senders identifiziert werden kann.

Schauen wir uns dazu das Beispiel aus Abb. 5.8 an. Hier informiert der Knoten Y seine Nachbarn darüber, dass er von Knoten S und X die Link Probes mit den IDs 1,4,5,7,8 bzw. 1,2,3,6,7 empfangen hat. Ferner hat Knoten X von S und Y die Link Probes mit den IDs 1,4,5,7,8 bzw. 1,2,3,8,9 erhalten. Ausgehend von dieser Information kann nun der Knoten S die Wahrscheinlichkeit berechnen, dass ein Paket von der Kandidatenmenge $cs = (Y, X)$ erfolgreich empfangen wird. Im vorliegenden Beispiel ist der Paketempfang an X und Y vollständig korreliert⁸. Mit anderen Worten, wenn das Paket erfolgreich von Y empfangen wird, dann wird es mit einer Wahrscheinlichkeit von 1 auch von X empfangen. Das bedeutet, dass der zusätzliche Kandidat Y keinen Vorteil bringt. Als Metrik für die Kandidatenmenge ergibt sich demnach $m(s, d, c = (x, y)) = 0,5 \cdot 200 + 0 \cdot 100 = 100$.

Wird hingegen die Metrik für die Kandidatenmenge aus den einzelnen Link-Verlustraten (siehe vorheriger Abschnitt) ermittelt, so wird der tatsächliche Wert überschätzt. Aus Sicht des herkömmlichen Link-Probing haben beide Links ($S \rightarrow X$ und $S \rightarrow Y$) eine Verlustrate von 0,5. Hier wird davon ausgegangen, dass der Empfang an X und Y unabhängig ist, wodurch sich für die Kandidatenmenge folgende Metrik ergibt: $m(s, d, c = (x, y)) = 0,5 \cdot 200 + 0,5^2 \cdot 100 = 125$. Allerdings sehen wir, dass die tatsächliche Metrik für die Kandidatenmenge wesentlich geringer ist - 100 statt 125.

Heuristiken Der beschriebene Algorithmus zur Bestimmung der besten Kandidatenmenge ist von der Berechnung her sehr aufwändig, zu erklären damit, dass die Anzahl der Knoten im Netz unbeschränkt ist und somit sehr groß werden kann. Schauen wir uns hierzu die Gl. 5.2 an. Hier werden aus der Menge der Nachbarn alle möglichen Kandidatenmengen bis zu einer maximalen Größe max_cs konstruiert. Problematisch ist, dass wir in Gl. 5.4 die potentiellen

⁸Die Ursache hierfür kann z.B. eine gemeinsame Interferenzquelle, die sowohl Knoten X als auch Y stört, sein.

Kandidaten ausschließlich bzgl. ihrer Pfadmetrik zum Zielknoten einschränken, wodurch diese Menge unbeschränkt ist. Somit liegt unser Algorithmus zur Bestimmung der optimalen Kandidatenmenge in der Klasse der NP-harten Probleme. Diesen Algorithmus werde ich als das maximale Kandidatenauswahlproblem bezeichnen.

Lemma 5. *Das maximale Kandidatenauswahlproblem ist NP-hart.*

Beweis. Wenn die Anzahl der Knoten N ist, dann können wir mit Hilfe der Kombinatorik die Anzahl der Variationen (ohne Zurücklegen) für die möglichen Kandidatenmengen wie folgt berechnen:

$$\begin{aligned}
 & (N)_{max_cs} + (N)_{max_cs-1} + \dots + (N)_1 \\
 &= \frac{N!}{(N - max_cs)!} + \frac{N!}{(N - max_cs + 1)!} + \dots + \frac{N!}{(N - 1)!} \\
 &= \sum_{m=1}^{max_cs} \frac{N!}{(N - m)!}
 \end{aligned} \tag{5.12}$$

Hier erkennt man, dass die Anzahl der möglichen Kandidatenmengen exponentiell mit der Anzahl der Knoten im Netzwerk steigt. \square

Im Folgenden werden Heuristiken zur Reduktion des Berechnungsaufwandes aufgezeigt. In der ersten Optimierung nehmen wir eine Reduktion der potentiell betrachteten Nachbarknoten vor. Zwar kann ein Paket theoretisch von jedem Knoten im Netz mit einer Wahrscheinlichkeit größer 0 empfangen werden, jedoch werden aus praktischer Sicht nur Kandidaten gewählt zu denen die Übertragungswahrscheinlichkeit eine gewisse Schwelle übersteigt:

$$nb(s, d) = \{n | n \in N \wedge pm(n, d) \leq pm(s, d) \wedge p(s, n) \geq \tau\} \tag{5.13}$$

wobei τ die Mindestübertragungswahrscheinlichkeit für einen Link ist. Aus praktischer Sicht empfiehlt sich $\tau = 0,1$ zu setzen, d.h. Knoten, zu denen s die Übertragungswahrscheinlichkeit weniger als 10% beträgt, werden bei der Berechnung ignoriert. Trotz dieser Optimierung kann die Anzahl der betrachteten Nachbarn eines Knotens sehr groß werden. Besonders in Maschennetzen mit hoher Knotendichte ist dies wahrscheinlich, wo ein Knoten mehrere Dutzend Nachbarn haben kann. Ein Beispiel: Aus praktischer Sicht sind Kandidaten bis zu einer Größe von 2-4 von Interesse. Bei 33 Nachbarn sind mehr als eine Million Kandidatenmengen mit einer Größe von bis zu 4 möglich.

Abschließend wird eine weitere Heuristik vorgestellt, die die Anzahl der zu betrachtenden Kandidatenmengen, unabhängig von der Anzahl der Nachbarn macht. Der Algorithmus ist in Listing 4 dargestellt. Zunächst wird mit Hilfe von Gl. 5.13 die Menge potentieller Kandidaten bestimmt. Danach wird für jeden Kandidaten die Pfadmetrik zum Zielknoten bestimmt, die anschließend zum Sortieren der Kandidaten verwendet wird (Listing 5). Die ersten χ Kandidaten werden anschließend verwendet. Über χ kann die maximale Anzahl der zu betrachtenden Nachbarn beschränkt werden. Aus praktischer Sicht sollte χ nicht größer als 15 sein.

In Abb. 5.9 ist der Einfluss der beiden hier vorgestellten Heuristiken auf die Menge potentieller Kandidaten gezeigt. Zuerst werden mit Hilfe der Gl. 5.13 Kandidaten entfernt, zu denen die Übertragungswahrscheinlichkeit aus praktischer Sicht zu klein ist. Schließlich wird die Anzahl potentieller Kandidaten mit Hilfe des Algorithmus 4 beschränkt. Im Beispiel ist $\chi = 3$.

```

Eingabe : Der aktuelle Forwarder-Knoten  $s$  sowie die Senke des
            Paketflusses  $d$ 
Ausgabe : Die eingeschränkte Menge potentieller Kandidaten
4.1 function ChooseNbs ( $s, d$ )
4.2 begin
4.3    $N \leftarrow \text{nb}(s, d)$  // Bestimme mit Hilfe von Gl. 5.13 die
            Menge potentieller Kandidaten
4.4    $(n'_1, \dots, n'_{|N|}) \leftarrow \text{NbSort}(N)$  // Sortiere Elemente in  $N$ 
4.5    $N'' \leftarrow \bigcup_{i=1}^{\chi} n'_i, n'_i \in (n'_1, \dots, n'_{|N|})$  //  $N''$  beinhaltet die
            ersten  $\chi$  Knoten aus  $(n'_1, \dots, n'_{|N|})$ 
4.6   return  $N''$ 
4.7 end

```

Algorithmus 4 : Heuristik zur Beschränkung der Menge potentieller Kandidaten.

```

Eingabe : Die Liste der Knoten  $N$ 
Ausgabe : Die in aufsteigender Reihenfolge bzgl. der Pfadmetrik
            zum Ziel sortierte Liste  $N'$ 
5.1 function NbSort ( $N$ )
5.2 begin
5.3   forall  $n_i \in N$  do
5.4      $m_i \leftarrow \text{pm}(s, n_i, d)$  // Bestimme Pfadmetrik des
            kürzesten Pfades von  $s$  über  $n_i$  nach  $d$ 
5.5   end
5.6    $N' \leftarrow (n'_1, \dots, n'_{|N|}) : \forall j > i : m_j > m_i, i, j \in [1, |N|]$ 
5.7   return  $N'$ 
5.8 end

```

Algorithmus 5 : Hilfsfunktion für den Algorithmus (Listing 4) zum Sortieren der Nachbarn bzgl. der Pfadmetrik zum Ziel.

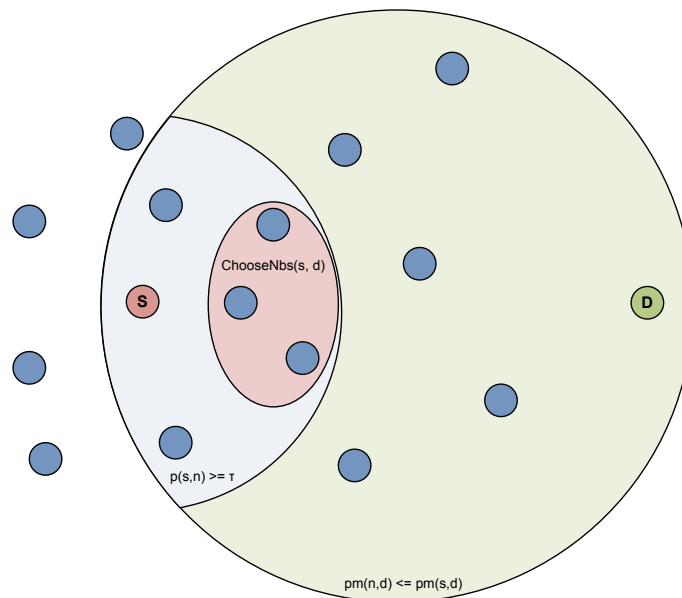


Abbildung 5.9: Mit Hilfe von Heuristiken kann die Menge der potentiellen Kandidaten eingeschränkt werden.

Kandidatenauswahl in MCHOR

Die Kandidatenauswahl in MCHOR unterscheidet sich von jener in MCEXOR. Dies hängt mit den unterschiedlichen Mediumzugriffsverfahren zusammen (Abb. 5.10). In MCHOR werden vor der eigentlichen Datenübertragung die verfügbaren Kandidaten mit Hilfe eines Probing-Prozesses ermittelt. Erst im Anschluss daran wird das Datenpaket an eine Teilmenge der Kandidaten versendet. Dem Probing-Prozesses kommt damit nur eine einzige Aufgabe zu, den Sender über die verfügbaren Kandidaten zu informieren.

Für die Kandidatenauswahl in MCHOR müssen folgende Änderungen vorgenommen werden. Die Funktion $p_{\text{fwd}}(s, c = (c_1, \dots, c_S), i)$ repräsentiert die Wahrscheinlichkeit, dass der Kandidat c_i aus der Menge der gewählten Kandidaten c vom Sender nach Abschluss der Probing-Phase zum nächsten Forwarder des Pakets bestimmt wird. Wie schon bei MCEXOR stehen auch hier zwei Algorithmen zur Bestimmung von p_{fwd} zur Auswahl, welche in den nächsten beiden Unterabschnitten erläutert werden. Die hier zum Einsatz kommenden Verfahren sind einfacher, da es im Falle von MCHOR nur sehr selten zu Problemen wie der Entstehung von Duplikaten kommen kann.

Ferner sollte anstelle von ETX ETT als Pfadmetrik verwendet werden, notwendig, weil ETX Übertragungszeiten nicht explizit berücksichtigen kann, diese bei MCHOR eine große Rolle spielen. Der Grund hierfür ist, dass in MCHOR nur dann das Datenpaket tatsächlich versendet wird, wenn die vorherige Probing-Phase erfolgreich war. Schlägt hingegen das Probing fehl, so muss lediglich dieses wiederholt werden. Verglichen mit der Datenphase (Daten+Ack) ist die Probing-Phase (Probe-Request+Reply) kurz. Dies ist ein wesentlicher Unterschied zu MCEXOR, wo das Datenpaket bei jedem Versuch übertragen wird. Dieser Umstand muss bei der Auswahl der Kandidatenmen-

KAPITEL 5: VERTIEFENDE BETRACHTUNGEN

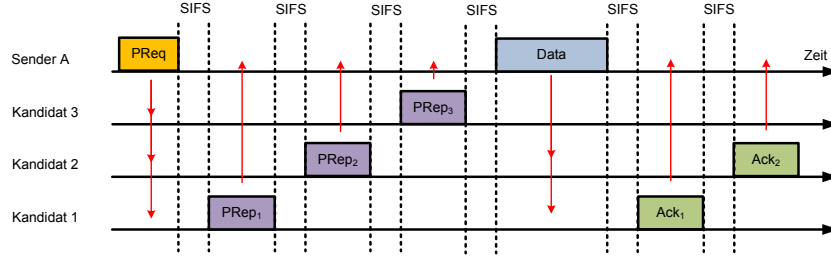


Abbildung 5.10: Mediumzugriff in MCHOR.

ge berücksichtigt werden, so dass Gl. 5.2 wie folgt anzupassen ist:

$$\begin{aligned} \text{cssa}(s, d) = \{c | c \in \text{pcs}(s, d) \wedge \forall \bar{c} \in \text{pcs}(s, d) : \\ m(s, d, c) - \text{ett}_{\text{MCHOR}}(c) \geq m(s, d, \bar{c}) - \text{ett}_{\text{MCHOR}}(\bar{c})\} \end{aligned} \quad (5.14)$$

wobei dem Gewinn von $m(s, d, c, b)$ der Aufwand, repräsentiert durch die Funktion $\text{ett}_{\text{MCHOR}}(c)$, gegenübersteht. Dieser berechnet die erwartete Übertragungszeit der opportunistischen Übertragung inkl. Probing zur Kandidatenmenge c . Gesucht ist demnach eine Kandidatenmenge, deren Forwarding-Fortschritt abzüglich des Aufwands für die opportunistische Übertragung, maximal wird. Die Berechnung der erwarteten Übertragungszeit⁹ basiert auf dem Algorithmus von Draves et al. [34], mit dem Unterschied, dass ich die Berechnung auf MCHOR (Probing- und Daten-Phase) erweitert habe und zusätzlich den exponentiellen Backoff berücksichtige:

$$\begin{aligned} \text{ett}_{\text{MCHOR}}(cs) &= (r - \lfloor r \rfloor) \cdot \text{high} + (\lfloor r \rfloor - r + 1) \cdot \text{low} \\ r &= \frac{1}{1 - \text{per}(cs)} - 1 \\ \text{low} &= d(cs, \bar{cs}, \lfloor r \rfloor, L_{\text{preq}}, L_{\text{prep}}, L_{\text{data}}, L_{\text{ack}}) \\ \text{high} &= d(cs, \bar{cs}, \lfloor r \rfloor + 1, L_{\text{preq}}, L_{\text{prep}}, L_{\text{data}}, L_{\text{ack}}) \end{aligned} \quad (5.15)$$

wobei cs und \bar{cs} die Kandidatenmengen in der Probing- bzw. Datenphase, L_{preq} , L_{prep} , L_{data} , L_{ack} die Größe des Probe-Request, Probe-Reply und Daten- bzw. Ack-Pakets darstellen. Die Funktion $d(\cdot)$ ist so definiert, dass sie sowohl Probing- als auch Datenphase sowie den exponentiellen Backoff berücksichtigt. Schlägt das Probing fehl, d.h. es wird kein verfügbarer Kandidat ermittelt, so wird die anschließende Datenübertragung nicht durchgeführt und stattdessen das Probing nach einem Backoff erneut wiederholt:

$$\begin{aligned} d(cs, \bar{cs}, \lfloor r \rfloor, L_{\text{preq}}, L_{\text{prep}}, L_{\text{data}}, L_{\text{ack}}) &= \sum_{i=0}^{\lfloor r \rfloor} \left(\text{avg_BO}(i) + \text{txd}(L_{\text{preq}}) \right. \\ &\quad \left. + |cs| \cdot (T_{\text{SIFS}} + \text{txd}(L_{\text{prep}})) \right) \\ &\quad + \text{txd}(L_{\text{data}}) \\ &\quad + |\bar{cs}| \cdot (T_{\text{SIFS}} + \text{txd}(L_{\text{ack}})) \end{aligned} \quad (5.16)$$

⁹Es wird eine lineare Interpolation vorgenommen.

wobei $\text{avg_BO}(i)$ die erwartete Dauer des Backoff für die i -te Neuübertragung berechnet. Ferner stellt $\text{txd}(l)$ die Dauer der Übertragung eines Pakets der Länge l dar.

Basis-Algorithmus MCHOR geht davon aus, dass der Kanal mit Hilfe von Probing bestimmt werden kann. Ferner wird angenommen, dass die Kohärenzzeit des Kanals größer ist als die Protokolldauer. D.h. ein Kandidat, welcher über das Probing als verfügbar ermittelt wurde, bleibt auch während der anschließenden Datenphase verfügbar. Sein Kanal kann daher während dieser Zeit als deterministisch angesehen werden. Somit muss für die Ermittlung von p_{fwd} lediglich die Probing-Phase berücksichtigt werden.

Im Folgenden wird vom einfachsten Fall ausgegangen, d.h. der Kandidat, welcher das Probe-Paket erfolgreich empfangen und an den Sender bestätigen konnte und zudem am dichtesten bzgl. der Pfadmetrik am Zielknoten ist, wird vom Sender als Empfänger des nachfolgenden Datenpakets ausgewählt und ist damit für dessen Weiterleitung verantwortlich. Das nachfolgende Datenpaket wird somit nur an den einzigen besten Kandidaten versendet. Dies stellt einen Sonderfall in MCHOR dar. Die Funktion $p_{\text{fwd}}(s, c = (c_1, \dots, c_S), i)$ ist wie folgt definiert. Nehmen wir wieder an, dass die Kandidaten $c = (c_1, \dots, c_S)$ bzgl. der Pfadmetrik zum Zielknoten in aufsteigender Reihenfolge sortiert sind, d.h. ein Kandidat mit einem kleineren Index ist dichter am Zielknoten. Die Wahrscheinlichkeit, dass der i -te Kandidat vom Sender als nächster Forwarder ausgewählt wird, berechnet sich demnach als:

$$p_{\text{fwd}}(s, c = (c_1, \dots, c_S), i) = p(s, c_i) \cdot p(c_i, s) \cdot \prod_{j=1}^{i-1} (1 - p(s, c_j) \cdot p(c_j, s)) \quad (5.17)$$

wobei $p(s, c_i)$ die Empfangswahrscheinlichkeit für ein Probe-Paket, versendet von Knoten s an Knoten c_i darstellt. Zusätzlich muss hier auch die Rückrichtung ($p(c_i, s)$) für die versendete Probe-Antwort berücksichtigt werden. Mit anderen Worten: der i -te Kandidat wird nur dann vom Sender als nächster Forwarder ausgewählt, wenn er das Probe-Paket erfolgreich empfangen und auch bestätigen konnte und zudem das Probe-Paket von keinem zum Zielknoten „dichteren“ Kandidaten erfolgreich empfangen und bestätigt werden konnte. Die Berücksichtigung der Rückrichtung ist notwendig, da der ausgewählte Kandidat das Datenpaket mit seinem Ack bestätigen muss.

Erweiterter Algorithmus Der Basis-Algorithmus berücksichtigt nicht die Möglichkeit von MCHOR, auch das anschließende Datenpaket an mehr als einen Kandidaten zu versenden (Abb. 5.10). Diese Möglichkeit ist besonders in Umgebungen mit Fast-Fading sowie asymmetrischen Links von Interesse. Ferner ist zu berücksichtigen, dass das Ausmessen des Kanals mit einem zum Datenpaket sehr kleinen Probe-Paket unter Umständen zu falschen Ergebnissen führen kann. Auch in einem solchen Fall kann es sinnvoll sein, die Datenübertragung durch einen zusätzlichen Kandidaten abzusichern. Der erweiterte Algorithmus berücksichtigt die Auswahl der Kandidaten in Umgebungen mit asymmetrischen Links. Hier kann es dazu kommen, dass zwar das Datenpaket vom Kandidaten erfolgreich empfangen werden kann, die Übertragung trotzdem scheitert, weil das zugehörige Ack-Paket

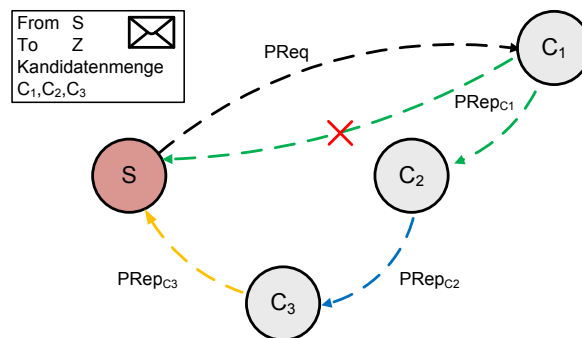


Abbildung 5.11: MCHOR kann in Umgebungen mit asymmetrischen Links verwendet werden.

nicht vom Sender empfangen werden konnte. Der im folgenden vorgestellte Algorithmus berücksichtigt den Umstand, dass es genügt, wenn mindestens ein Ack-Paket vom Sender empfangen werden kann, wo verzeichnet ist, dass das Datenpaket von einem der Kandidaten empfangen wurde.

Die Idee soll am folgenden Beispiel illustriert werden. Betrachten wir hierzu die Abb. 5.10 und 5.11. Hier wird das Probe-Paket an die Kandidaten $C_1 - C_3$ versendet. Die Nummer repräsentiert ihre Priorität, d.h. Kandidat C_1 ist „dichter“ am Zielknoten gelegen als Kandidat C_2 . Nehmen wir nun an, dass das Probe-Paket lediglich vom Kandidaten C_1 erfolgreich empfangen wurde und zudem der Probe-Reply von C_1 nicht von Knoten S , jedoch von einem anderen Kandidaten empfangen wurde. Trotzdem ist es möglich mit Hilfe der Probe-Reply-Pakete der anderen Kandidaten (hier C_2 und C_3) den Sender über den erfolgreichen Paketempfang an C_1 zu informieren. Nach dem Basis-Algorithmus würde das Probing hier fehlschlagen, da der Sender sicherstellen muss, dass das Ack-Paket erfolgreich empfangen werden kann. Der erweiterte Algorithmus berücksichtigt diesen Umstand, dass das Ack-Paket über mehrere Hops (Kandidaten) am Sender eintreffen kann. Hierzu sendet nach Abschluss der Probing-Phase der Sender das Datenpaket an die Kandidatenmenge (C_1, C_2, C_3). Die Aufgabe der Kandidat C_2 und C_3 reduziert sich dabei auf das Weiterleiten des Ack-Pakets von Kandidat C_1 zurück an den Sender S . Im Falle, dass der Kandidat C_2 das Ack-Paket von Kandidaten C_1 belauscht, vermerkt er dies in seinem eigenen Ack-Paket. Hierzu muss Kandidat C_2 nicht einmal zuvor das Datenpaket empfangen haben (analog zu *slotted ack join*). Auf diese Weise wird der Sender über den erfolgreichen Paketempfang an Kandidaten C_1 informiert.

Im folgenden stellen wir das Modell für die opportunistische Übertragung unter Verwendung von MCHOR und einer Kandidatenmenge der Größe 2 exemplarisch vor. Die dazugehörige Markow-Kette ist in Abb. 5.12 gezeigt. Folgende Endzustände lassen sich hier identifizieren. Die Zustände 5 und 6 repräsentieren den Fall, wo das anschließende Datenpaket ausschließlich an den Knoten C bzw. B versendet werden sollte. Im Zustand 10 wird hingegen das Datenpaket an die Kandidatenmenge $\{C, B\}$ versendet. Dies ist notwendig, da hier zwar der Knoten C das Probe-Paket empfangen konnte, sein Reply-Paket jedoch nicht den Sender A erreichte. Stattdessen wurde diese Information mit

KAPITEL 5: VERTIEFENDE BETRACHTUNGEN

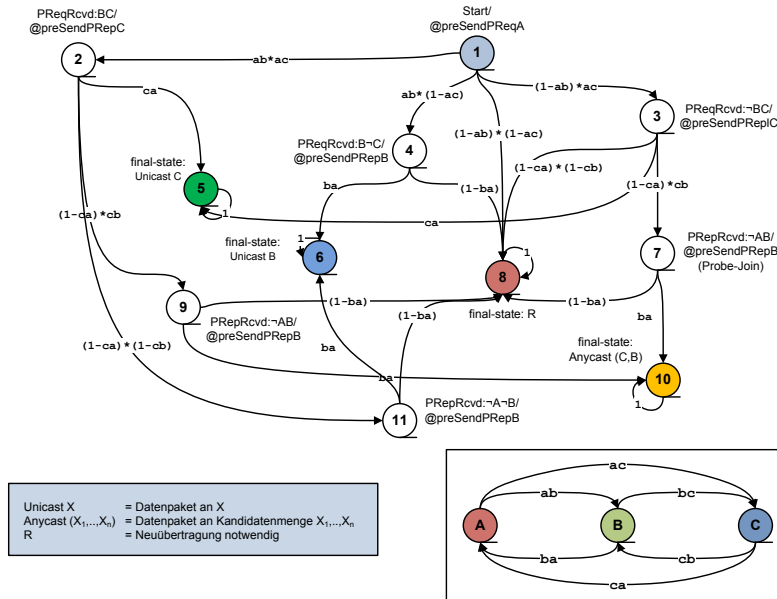


Abbildung 5.12: Markov-Modell für MCHOR im Falle einer Kandidatenmenge der Größe 2.

Hilfe des Reply-Pakets des Knoten B übermittelt. Schließlich kommt es im Zustand 8 zu einer Neuübertragung. Die Wahrscheinlichkeiten für die verschiedenen Endzustände sind:

$$\mathbf{Z.5: } p_{fwd_c} = ac \cdot ca$$

$$\mathbf{Z.6: } p_{fwd_b} = ab \cdot ba \cdot (1 - ac \cdot cb - ac \cdot ca + ac \cdot ca \cdot cb)$$

$$\mathbf{Z.8: } p_R = 1 - ab \cdot ba - ba \cdot ac \cdot cb - ac \cdot ca - ab \cdot ba \cdot ac \cdot ca \cdot cb + ab \cdot ba \cdot ac \cdot cb + ab \cdot ba \cdot ac \cdot ca + ba \cdot ac \cdot ca \cdot cb$$

$$\mathbf{Z.10: } p_{fwd_{cb}} = -ac \cdot ba \cdot cb \cdot (-1 + ca)$$

Abschließend kann die Wahrscheinlichkeit berechnet werden, dass das Paket von jeweils einem der Kandidaten weitergeleitet wird:

$$\begin{aligned} p_{fwd}(s, c = (c_1, c_2), 1) &= p_{fwd_c} + p_{fwd_{cb}} \\ p_{fwd}(s, c = (c_1, c_2), 2) &= p_{fwd_b} \end{aligned} \quad (5.18)$$

Wie schon bei MCEXOR sind aus praktischer Sicht Kandidatenmengen bis zu einer Größe von 4 von Interesse. Für diese Größen konnten Modelle gefunden werden, welche jedoch aus Platzgründen nicht vorgestellt werden.

Kandidatenauswahl im Multi-Kanal-Fall

Verwenden die Nachbarn eines Knotens verschiedene Heimatkanäle, so ist dieser Umstand bei der Auswahl der Kandidaten zu berücksichtigen, die Nachbarn werden deshalb bzgl. ihres Heimatkanals in Gruppen unterteilt. Danach

wird für jede Gruppe mit Hilfe der im vorherigen Abschnitt beschriebenen Algorithmen die beste Kandidatenmenge ermittelt. Im Anschluss daran wird jeder Kandidatenmenge eine Metrik zugeordnet. Hierbei wird einerseits der erwartete Gewinn bzgl. der Pfadmetrik zum Zielknoten und andererseits Intra-Flow-Interferenz berücksichtigt. Erster gibt an, wie weit bzgl. der Pfadmetrik die Kandidaten das Paket zum Zielknoten näher bringen. Um den Effekt der Intra-Flow-Interferenz zu mindern, werden Kandidaten bevorzugt, deren Kanal niemals oder nur selten von dem Paket auf vorherigen Hops verwendet wurde. Wurde z.B. die Übertragung auf dem vorangegangenen Hop auf Kanal 1 durchgeführt, so ist es nicht wünschenswert, dass der nachfolgende Hop wieder den Kanal 1 verwendet.

Begonnen wird damit, dass in den Gleichungen (5.2), (5.3), (5.4) der zu verwendende Heimatkanal berücksichtigt werden muss. Dies ist notwendig, da nur Kandidaten mit dem gleichen Heimatkanal in einer Kandidatenmenge verwendet werden dürfen:

$$\text{cssa}(s, d, ch) = \{c | c \in \text{pcs}(s, d, ch) \wedge \forall \bar{c} \in \text{pcs}(s, d) : m(s, d, c) \geq m(s, d, \bar{c})\} \quad (5.19)$$

hierbei stellt ch den zu verwendenden Kanal dar.

$$\text{pcs}(s, d, ch) = \{cs | cs \in \mathcal{P}(\text{nb}(s, d, ch)) \wedge |cs| \leq \text{max_cs}\} \quad (5.20)$$

$$\text{nb}(s, d, ch) = \{n | n \in N \wedge \text{pm}(n, d) \leq \text{pm}(s, d) \wedge \text{hc}(n) = ch\} \quad (5.21)$$

hierbei ermittelt die Funktion $\text{hc}(n)$ den Heimatkanal von Knoten n . Die beste Kandidatenmenge zeichnet sich dadurch aus, dass sie neben einem hohen erwarteten Gewinn bzgl. der Pfadmetrik (m) auch eine niedrige Intra-Flow-Interferenz und damit eine hohe Kanaldiversität (chdiv) besitzt:

$$\text{cssamc}(s, d) = \left\{ cs = \text{cssa}(s, d, ch) | ch \in C \wedge \frac{m(s, d, cs)}{\text{chdiv}(tr = (t_1, \dots, t_l), ch)} \text{ maximal} \right\} \quad (5.22)$$

wobei $tr = (t_1, \dots, t_l = s)$ die bereits durch das Paket zurückgelegte Spur (*trace*) von Knoten t_1 bis zu $t_l = s$ darstellt. Ferner ist C die Menge der in der Nachbarschaft von s verwendeten Heimatkanäle. Schließlich ist die Funktion $\text{chdiv}(\cdot)$ wie folgt definiert:

$$\text{chdiv}((t_1, \dots, t_l), ch) = 1 + \sum_{i=1}^l 2^{-i+1} \cdot ||\text{sgn}(\text{hch}(t_{l-i+1}) - ch)| - 1| \quad (5.23)$$

Wurde der Kanal der Kandidatenmenge bereits auf einem vorherigen Hop verwendet, so verursacht seine erneute Verwendung Intra-Flow-Interferenz. Dieser Effekt ist umso kleiner je größer die Kanalwiederverwendungsdistanz (*channel/frequency reuse distance*) ist. Dieser Umstand wird hier durch eine geometrische Reihe berücksichtigt.

Beispiel Am folgenden Beispiel soll die Auswahl der Kandidatenmenge im Mehrkanalfall illustriert werden. Wir gehen davon aus, dass sich in der Nachbarschaft von s Knoten auf 2 unterschiedlichen Heimatkanälen ($C = \{1, 2\}$) befinden. Knoten s würde für jeden der Kanäle eine Kandidatenmenge (cs_1 und cs_2) ermitteln und anschließend deren Metrik mit Hilfe der Funktion $m(\cdot)$ berechnen. Wir nehmen an, dass dieser folgende Werte ermittelt: $m(s, d, cs_1) = 100$ und $m(s, d, cs_2) = 125$. Als nächstes ist für jeden Kanal die Funktion $\text{chdiv}(\cdot)$ zu berechnen. Gehen wir ferner davon an, dass das Paket bereits 2 Hops hinter sich hat, der erste Hop wurde auf Kanal 1 durchgeführt, der zweite Hop auf Kanal 2: $t_0 \xrightarrow{1} t_1 \xrightarrow{2} s$. Daraus ergeben sich $\text{chdiv}((t_1, t_2, s), 1) = 1,5$ und $\text{chdiv}((t_1, t_2, s), 2) = 2$. Knoten s würde sich für die Kandidatenmenge cs_1 auf Kanal 1 entscheiden, da hier der Quotient $\frac{100}{1,5} \approx 66,7$ größer ist als bei der Kandidatenmenge cs_2 auf Kanal 2, wo dieser lediglich $\frac{125}{2} = 62,5$ beträgt.

Kandidatenauswahl im Multi-Bitraten-Fall

In Umgebungen mit multiplen Bitraten sollte auch im Falle von MCEXOR anstelle von ETX ETT als Pfadmetrik verwendet werden, notwendig, weil in ETX Bitraten nicht explizit berücksichtigt werden. Da bei der Auswahl der Kandidatenmenge zu berücksichtigen ist, dass eine Übertragung auf unterschiedlichen Bitraten erfolgen kann, ist die Gl. 5.2 wie folgt anzupassen:

$$\begin{aligned} \text{cssa}(s, d) = \{c | c \in \text{pcs}(s, d) \wedge b \in B \wedge \forall \bar{c} \in \text{pcs}(s, d) \forall \bar{b} \in B : \\ m(s, d, c, b) - \text{ett}(c, b) \geq m(s, d, \bar{c}, \bar{b}) - \text{ett}(\bar{c}, \bar{b})\} \end{aligned} \quad (5.24)$$

wobei B die Menge der verfügbaren Bitraten ist. Die Funktion $m(s, d, c, b)$ wurde dahingehend angepasst, dass sie bei der Berechnung des Forwarding-Fortschritt die angegebene Bitrate berücksichtigt. Dies ist notwendig, da die Übertragungswahrscheinlichkeiten von der jeweiligen Bitrate abhängen. Dem Gewinn von $m(s, d, c, b)$ steht der Aufwand, repräsentiert durch die Funktion $\text{ett}(c, b)$, gegenüber. Dieser berechnet die erwartete Übertragungszeit einer opportunistischen Übertragung zur Kandidatenmenge c auf der Bitrate b . Gesucht ist demnach eine Kandidatenmenge, deren Forwarding-Fortschritt abzüglich des Aufwands für die opportunistische Übertragung, maximal wird. Für MCEXOR ist die Funktion wie folgt definiert:

$$\begin{aligned} \text{ett}_{\text{MCEXOR}}(cs) &= (r - \lfloor r \rfloor) \cdot \text{high} + (\lfloor r \rfloor - r + 1) \cdot \text{low} \\ r &= \frac{1}{1 - \text{per}(cs)} - 1 \\ \text{low} &= d(cs, \lfloor r \rfloor, L_{\text{data}}, R_{\text{data}}, L_{\text{ack}}, R_{\text{ack}}) \\ \text{high} &= d(cs, \lfloor r \rfloor + 1, L_{\text{data}}, R_{\text{data}}, L_{\text{ack}}, R_{\text{ack}}) \end{aligned} \quad (5.25)$$

wobei cs die Kandidatenmenge, $L_{\text{data}}/L_{\text{ack}}$ und $R_{\text{data}}/R_{\text{ack}}$ die Länge bzw. die Bitrate des Daten- bzw. Ack-Pakets darstellen. Die Funktion $d(\cdot)$ ist so definiert, dass sie sowohl das Slotted-Ack als auch den exponentiellen Backoff in die

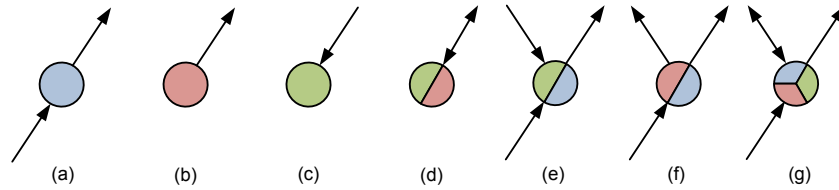


Abbildung 5.13: Arten von Knoten in einem Maschennetz: (a) Relay-Knoten, (b) Quelle, (c) Senke, (d) sowohl Quelle als auch Senke, (e) sowohl Quelle als auch Relay-Knoten, (f) sowohl Quelle als auch Relay-Knoten und (g) sowohl Quelle, Senke als auch Relay-Knoten.

Betrachtung miteinbezieht:

$$\begin{aligned}
 d(cs, r, L_{data}, R_{data}, L_{ack}, R_{ack}) = & \sum_{i=0}^r \left(\text{avg_BO}(i) + \text{txd}(L_{data}, R_{data}) \right. \\
 & + |cs| \cdot T_{SIFS} \\
 & \left. + |cs| \cdot \text{txd}(L_{ack}, R_{ack}) \right)
 \end{aligned}
 \tag{5.26}$$

wobei $\text{avg_BO}(i)$ die erwartete Dauer des Backoff für die i -te Neuübertragung berechnet. Ferner stellt $\text{txd}(l, r)$ die Dauer der Übertragung eines Pakets der Länge l bei Verwendung der Bitrate r dar.

Im Falle von MCHOR ist die bereits eingeführte Funktion $\text{ett}_{\text{MCHOR}}(\cdot)$ (Gl. 5.15) um die Berücksichtigung der verwendeten Bitrate anzupassen.

5.2.4 Besonderheiten

In diesem Abschnitt wird auf speziellen Besonderheiten von MCHOR eingegangen. Einerseits müssen Einschränkungen bei der Kandidatenauswahl getroffen werden, bei der Verwendung der reaktiven Routensuche kommen zusätzliche Beschränkungen hinzu. Schließlich werden Besonderheiten wie Relay-Präferenzen und die Behandlung von Duplikaten diskutiert.

Einschränkungen der Kandidatenauswahl

In einem Multi-Hop Maschennetz können wir drei Arten von Knoten identifizieren. Einerseits sind es Knoten, die Quelle bzw. Senke von Paketflüssen sind, andererseits existieren Knoten, welche ausschließlich Pakete anderer Knoten weiterleiten (Relaying). Ferner gibt es Mischformen, d.h. Knoten, die mehrere Rollen gleichzeitig übernehmen (Abb. 5.13). In den in der Praxis verwendeten Maschennetzen ist die Vielzahl der Knoten mit dem Weiterleiten von fremden Paketen befasst, wobei nur wenige Quellen bzw. Senken von Paketflüssen existieren.

Für die Quelle eines Paketflusses ist es i.d.R. unwichtig, welcher der Kandidaten das Paket weiterleitet. Wichtig ist lediglich, dass potentielle Forwarder vorhanden sind, die das Paket näher bzgl. einer Pfadmetrik zum Ziel bringen. Eine Besonderheit ist der letzte Hop zu einer Senke, das Paket muss von eben

dieser hier auch empfangen werden. Damit stellt der letzte Hop bei einer opportunistischen Multi-Hop Übertragung eine Besonderheit dar. Es könnte aber auch möglich sein, dass die Senke von anderen Knoten als Relay-Knoten (Forwarder) verwendet wird, dann ist dieser Knoten Senke als auch Forwarder. Für MCOR ist dies jedoch mit Problemen verbunden, da es zu Multikanal-Taubheit an einem solchen Knoten kommen kann, zu erklären damit, dass ein Forwarder ein Paket nicht auf seinem eigenen Heimatkanal, sondern auf dem Heimatkanal der ausgewählten Kandidaten sendet. Dieser Kanal stimmt im allgemeinen nicht mit dem eigenen Heimatkanal überein. Eine Lösung für dieses Problems wird in Abschn. 5.2.4 vorgestellt.

Alle Knoten, die Quellen eines Paketflusses sind, sollten Kandidaten auf dem eigenen Heimatkanal bevorzugen, anders ausgedrückt, der erste Hop eines Paketflusses sollte auf dem Heimatkanal der Paketquelle erfolgen. Es gibt zwei Gründe für diese Entscheidung. Der erste Grund ist rein technischer Natur. In der Regel erzeugt die Quelle eines Flusses einen Strom von Paketen. Nun ist es schwer, die gesamte zur Verfügung stehende Bandbreite auszunutzen, weil für jedes Paket der Kanal umgeschaltet werden muss. Bei hoher Kanalumschaltzeit führt dies jedoch zu einer Reduktion im Durchsatz. Das Zurückspringen auf den Heimatkanal ist notwendig, da ein Knoten nur auf seinem eigenen Heimatkanal Pakete empfangen kann. Der zweite Grund für diese Entscheidung ist die Erkenntnis, dass die Quelle eines Paketflusses häufig auch die Senke eines entgegengesetzt verlaufenden Flusses ist. Dies ist z.B. bei TCP/IP der Fall, wo Ack-Pakete vom Empfänger zurück an den Sender gesendet werden. In einem solchen Fall wird ein Knoten sowohl zur Quelle als auch zur Senke eines Flusses. Das Bevorzugen des Heimatkanals für den ersten Hop verhindert, dass der Knoten taub für in Gegenrichtung fließende Pakete wird, andernfalls würde die Übertragung von Paketen auf dem letzten Hop aufgrund von Multi-Kanal-Taubheit häufig fehlschlagen. Schließlich werden an reine Forwarding (Relay)-Knoten keine Einschränkungen bzgl. der Wahl der Kandidaten gemacht.

Beispiel Anhand des Beispiels aus Abb. 5.14 sollen die von den Knoten in einem Maschennetz eingenommenen Rollen illustriert werden. Im Beispiel liegen 4 Flüsse vor. Einerseits verläuft ein Fluss von Knoten 16 zum Knoten 3 über die Knoten 13 und 7. Knoten 16 ist damit eine Quelle und Knoten 3 eine Senke. Knoten 7 ist ein reiner Relay-Knoten. Knoten 13 ist nicht nur ein Relay-Knoten, sondern auch die Senke eines Paketstroms von Knoten 10, er ist somit sowohl Relay- als auch Quellknoten. Ferner ist der Knoten 10 auch für das Weiterleiten von Paketen von Knoten 14 hin zu Knoten 1 zuständig. Schließlich handelt es sich bei Knoten 1 sowohl um eine Quelle als auch um eine Senke. Folgende Implikationen ergeben sich für MCOR. Die Knoten 1, 10, 14 und 16 sollten, da sie die Quelle eines Paketflusses sind, für die Übertragungen ihren Heimatkanal bevorzugen. Für Knoten 13 ergibt sich ein neues Problem. Er ist sowohl Senke als auch Relay-Knoten, problematisch ist hierbei, dass er im Allgemeinen das Weiterleiten nicht auf seinem eigenen Heimatkanal vornimmt und damit für lange Zeit auf einem anderen Kanal verweilt. In der Folge kommt es dazu, dass der Knoten 9 auf einen tauben Knoten 13 stößt. Die Lösung dieses Problems ist komplexer und wird gesondert in Abschn. 5.2.4 beschrieben.

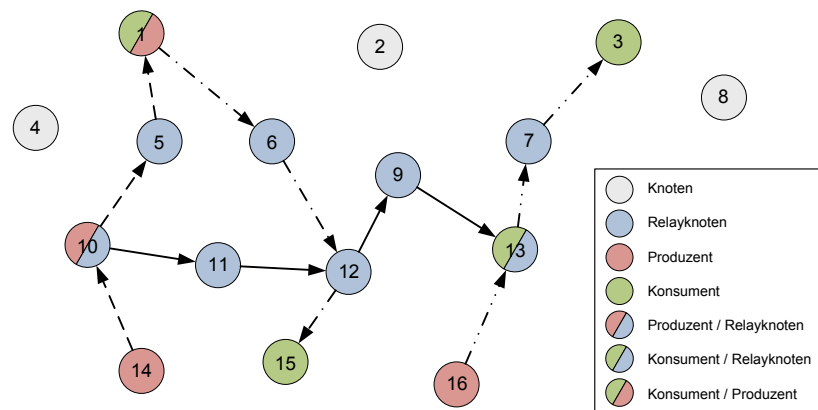


Abbildung 5.14: In einem Maschennetz nehmen Knoten unterschiedliche Rollen ein.

Probleme In einem Maschennetz, wo jeder Knoten die Quelle eines Paketflusses ist, hat die oben beschriebene Einschränkung der Kanalwahl für den ersten Hop die Konsequenz, dass im gesamten Netzwerk lediglich ein Kanal verwendet werden kann. Der Multi-Kanal-Gewinn von MCOR würde in einem solchen Szenario verloren gehen. Aus praktischer Sicht tritt ein solches Szenario jedoch nicht ein, da in der Regel die Mehrzahl der Knoten ausschließlich für das Weiterleiten von Paketen anderer Knoten zuständig sind, und nur eine kleine Teilmenge der Knoten Quellen bzw. Senken von Paketflüssen sind.

Reaktives Opportunistisches Routing

In Abschn. 5.2.2 haben wir zwei Verfahren zur Routensuche vorgestellt. Im Gegensatz zur proaktiven Version müssen bei der Verwendung der reaktiven Variante Einschränkungen bei der Auswahl der Kandidaten getroffen werden, notwendig deshalb, weil es ansonsten beim opportunistischen Forwarding zu kaskadierenden Routensuchen käme, was zu hohen Netzwerkverkehr als auch zu hohen Latenzen in der Routensuche führt. So ist es auf Grund von Link-Asymmetrien nicht immer möglich einen RREP entlang der durch den RREQ erzeugten inversen Route zu senden. Ferner ist es sehr wahrscheinlich, dass ein opportunistisch versendetes Paket von einem Knoten empfangen wird, der keine gültige Route zum Zielknoten besitzt. In einem solchen Fall würde eine zusätzliche Routensuche die Leistungsfähigkeit des Systems verschlechtern.

Betrachten wir hierzu das in Abb. 5.15 dargestellte Netzwerk. Für eine opportunistische Übertragung zum Zielknoten Z muss der Knoten U_2 eine Kandidatenmenge bestimmen. Jedoch muss er im Gegensatz zur proaktiven Variante von MCOR zusätzliche Einschränkungen bei der Auswahl der Kandidaten berücksichtigen. Es ist notwendig, dass jeder ausgewählte Kandidat in der Lage ist, das Paket ohne eine zusätzliche Routensuche weiterzuleiten. Hierzu sind 2 Maßnahmen erforderlich. Einerseits muss in jedem Paket eine sogenannte *Fallback-Route*, die den kürzesten Pfad zwischen Sender und Empfänger bzgl. der Pfadmetrik darstellt, enthalten sein. Andererseits müssen Einschränkungen bei der Kandidatenauswahl vorgenommen werden. Für die Verwen-

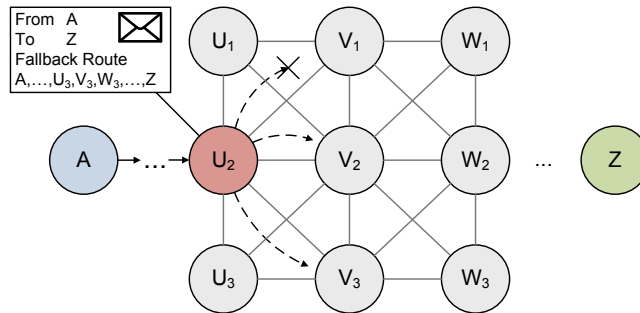


Abbildung 5.15: Im Beispielnetz stellen durchgezogene Kanten Nachbarschaftsbeziehungen (Knoten in direkter Funkreichweite) dar. Die gestrichelten Kanten repräsentieren potentielle Kandidaten für Knoten U_2 .

derung der reaktiven Version von MCOR muss die Gl. 5.4 wie folgt angepasst werden:

$$\begin{aligned} \text{nb}(s, d) = \{ & n | n \in N \wedge \text{pm}(n, d) \leq \text{pm}(s, d) \\ & \wedge (n \in \text{FB} \vee \exists n' \in N : n' \in \text{FB} \wedge p(n, n') \geq \tau \\ & \wedge \text{pm}(n', d) \leq \text{pm}(s, d) \} \end{aligned} \quad (5.27)$$

hier legt die zusätzliche Bedingung fest, dass nur Knoten betrachtet werden, die entweder selbst in der *Fallback*-Route (*FB*) enthalten sind oder mindestens einen Nachbarn n' besitzen, welcher auf *FB* liegt. Mit $p(n, n') \geq \tau$ wird sichergestellt, dass nur Nachbarn ausgewählt werden, zu denen der Knoten n eine Übertragungswahrscheinlichkeit größer τ besitzt. Ein sinnvoller Wert ist $\tau = 0,5$.

Lemma 6. *Mit Hilfe von Gl. 5.27 werden beim reaktiven MCOR kaskadierende Routensuchen verhindert.*

Beweis. Es sind zwei Fälle zu unterscheiden. Einerseits liegt der ausgewählte Knoten n selbst auf der *Fallback*-Route ($n \in \text{FB}$). Der Knoten n wäre dann in der Lage eine nicht leere Kandidatenmenge zu berechnen. In dieser ist zumindest der den Knoten n nachfolgenden Hop der *Fallback*-Route enthalten. Andererseits besitzt der Knoten n mindestens einen Nachbarknoten n' , welcher auf der *Fallback*-Route liegt. Auch hier wäre der Knoten n in der Lage, eine Kandidatenmenge zu berechnen. Diese enthielte den Knoten n' , den er über das Link-Probing (Abschn. 5.2.1) auffinden könnte. In beiden Fällen ist somit keine neue Routensuche erforderlich. \square

Kehren wir abschließend zurück zu unserem Beispiel aus Abb. 5.15. Hier würde sich der Knoten U_2 für die Kandidatenmenge, bestehend aus den Knoten V_2 und V_3 , entscheiden. Beide Knoten haben einen Nachbarn, welcher in der *Fallback*-Route enthalten ist und zudem eine bessere Pfadmetrik zum Zielknoten Z besitzt als U_2 selbst. Knoten V_1 ist kein erlaubter Kandidat, da er keine Nachbarn besitzt, die auf der *Fallback*-Route liegen.

Relay-Präferenzen

In Abschn. 5.2.4 sind Einschränkungen für die Auswahl von Kandidaten vorgestellt worden, um Probleme wie Multi-Kanal-Taubheit zu lösen. Ein Problem jedoch konnte mit den dort vorgestellten Verfahren nicht beseitigt werden. Betrachten wir erneut das Beispiel aus Abb. 5.14. Von Interesse ist hier der Knoten 13. Er ist sowohl Senke als auch Relay-Knoten. Da das Weiterleiten von Paketen im Allgemeinen nicht auf dem Heimatkanal erfolgt, kommt es dazu, dass der betroffene Knoten für eine lange Zeit auf einem anderen Kanal verweilt und damit taub ist. In dieser Zeit kann er keine Pakete entgegennehmen. Dieses Problem, welches häufig in Netzen mit vielen Flüssen auftritt, wird mit Hilfe von sogenannten Relay-Präferenzen gelöst. Die Idee hierbei ist, dass die Auswahl der Kandidaten nicht ausschließlich vom Sender erfolgt, sondern auch die Kandidaten die Möglichkeit haben auf diesen Auswahlprozess einzuwirken. Dies kann auf verschiedene Art und Weise erfolgen. Einerseits kann Knoten 13 alle Pakete von Knoten 16 unbestätigt lassen, um so dem Problem der Taubheit zu entgehen. Dieser Ansatz ist aber problematisch, da der Sender bei fehlender Bestätigung (Ack) nicht zwischen Paketverlust und einem „unwilligen“ Knoten unterscheiden kann. Er würde daher von ersteren ausgehen und für künftige Übertragungen, so lange sich die Link-Metriken nicht verändern, erneut die gleichen Kandidaten verwenden. Das Problem bliebe bestehen.

Es wird ein Ansatz gewählt, wo ein Knoten anderen Knoten über Signalisierung seine Bereitschaft zum Forwarding mitteilen kann. Im vorliegenden Beispiel kann der Knoten 13 den Knoten 16 darüber informieren, dass er nur eine niedrige Präferenz für Relaying besitzt, so würde Knoten 16 versuchen, den Knoten 13 bei der Auswahl der Kandidaten durch einen anderen Knoten zu ersetzen, z.B. durch den Knoten 12. Die Relay-Präferenz zeigt die Bereitschaft eines Knotens am Relaying teilzunehmen. Sie kann dabei einen der drei möglichen Werte „niedrig“, „neutral“ und „hoch“ annehmen. In unserem Fall wird der Wert durch Faktoren wie Taubheit und Duplikate (s.u.) beeinflusst. Ein ruhender Knoten (*idle*) besitzt die neutrale Relay-Präferenz. Knoten, die ein Senke eines Paketflusses sind, haben eine niedrige Relay-Präferenz. Jeder Knoten verwaltet eine Tabelle über die Relay-Präferenz seiner Nachbarknoten. Ein Knoten informiert seine Nachbarknoten über seine aktuelle Relaying-Präferenz durch Annotation von Paketen (Daten + Ack). Die Relaying-Präferenzen werden nun bei der Auswahl der Kandidaten wie folgt berücksichtigt. Die Kandidatenmenge wird in zwei Schritten bestimmt. Zunächst wird, wie gewöhnlich die beste Kandidatenmenge $cs_{pref=all}$ bestimmt, wobei alle Knoten gleich behandelt werden. Anschließend wird der Algorithmus erneut ausgeführt, hier werden ausschließlich Knoten mit neutraler Relay-Präferenz berücksichtigt. Die so erzeugte Kandidatenmenge sei $cs_{pref=neutral}$. Der Knoten s entscheidet sich dabei nur dann für $cs_{pref=all}$, wenn dessen Metrik signifikant über der von $cs_{pref=neutral}$ liegt:

$$m(s, d, cs_{pref=all}) > \phi \cdot m(s, d, cs_{pref=neutral}), \quad \phi > 1 \quad (5.28)$$

wobei ϕ ein einstellbarer Parameter ist.

Neben diesem passiven Einfluss, den die Knoten auf die Kandidatenauswahl haben, existiert auch ein aktiver Mechanismus, welcher sich den Slotted-Ack-Mechanismus zu nutze macht. Neben der Priorität besitzt jeder Kandidat auch noch eine Relay-Präferenz, die im Ack-Paket den anderen Kandidaten

mitgeteilt wird. Die Priorität ist nur dann ausschlaggebend, wenn zwei Kandidaten die selbe Relay-Präferenz besitzen. Andernfalls übernimmt der Kandidat mit der höchsten Relay-Präferenz die Weiterleitung des Pakets. Die vom Sender mit Hilfe der Prioritäten vorgegebene Ordnung der Kandidaten kann durch ein oder mehrere Kandidaten mit Hilfe der Relay-Präferenz verändert werden. Die Funktionsweise soll an Hand des Beispiels aus Abb. 5.14 verdeutlicht werden. Nehmen wir an, dass der Sender 16 sich für die Kandidaten 13 und 12 entscheidet, wobei 13 eine höhere Priorität als 12 besitzt. Gehen wir ferner davon aus, dass beide Kandidaten das Datenpaket erfolgreich empfangen. Knoten 13 sendet aufgrund seiner höheren Priorität zuerst das Ack. In diesem bestätigt er zwar den Empfang des Pakets, jedoch mit einer niedrigen Relay-Präferenz. Aus diesem Ack erfährt nun der niedrig priorisierte Kandidat (12), dass ein höher priorisierter Kandidat zwar das Paket empfing, jedoch eine niedrige Bereitschaft zum Relaying aufweist. Jetzt verkündet er in seinem Ack-Paket seine Bereitschaft, das Paket weiterzuleiten (neutrale Relay-Präferenz). Wird dieses Ack nun erfolgreich vom höher priorisierten Kandidaten (13) empfangen, so verwirft er das empfangene Datenpaket, da das Datenpaket von einem Kandidaten mit höherer Relay-Präferenz erfolgreich empfangen wurde. Mit Hilfe von Relay-Präferenzen hat somit ein hoch priorisierter Kandidat die Möglichkeit, das weitere Relaying an einen niedrig priorisierten Kandidaten zu delegieren.

Schließlich werden Relay-Präferenzen auch dazu verwendet Duplikate zu unterdrücken (Abschn. 5.2.4). Identifiziert ein Kandidat das aktuelle Datenpaket als Duplikat, dann bestätigt er den Empfang des Pakets mit einer hohen Relay-Präferenz. Dadurch wird dieser Kandidat zum nächsten Forwarder des redundanten Pakets und kann es anschließend verwerfen. Letztendlich kann es auch zu Duplikaten kommen, wenn z.B. das Ack von Knoten 12 nicht erfolgreich vom Kandidaten 13 empfangen werden konnte, das Datenpaket würde dann von beiden Knoten weitergeleitet werden.

Duplikate

Die Auswahl der Forwarder basiert auf einem verteilten Übereinkommen der an der opportunistischen Übertragung beteiligten Kandidaten, jedoch ohne Garantie, dass sich alle Kandidaten auf den gleichen Forwarder einigen. Ein wesentlicher Grund hierfür ist, dass die Kommunikation zwischen den Kandidaten nicht perfekt ist. Fading bzw. Interferenz können den Verlust von Ack-Paketen verursachen. Wenn z.B. das Ack-Paket eines hoch priorisierten Kandidaten einen niedrig priorisierten Kandidat nicht erreicht, kommt es dazu, dass das Paket von beiden weitergeleitet wird. Es entsteht ein Duplikat. Ferner kommt es zu einem Duplikat, wenn der Sender eine Neuübertragung des Pakets durchführt, obwohl dieses bereits von einem Kandidaten erfolgreich empfangen worden ist.

Duplikate sind ein großes Problem in opportunistischen Protokollen, denn sie schmälern den effektiven Durchsatz. Es wurden daher eine Reihe von Algorithmen zur Duplikatverhinderung bzw. Erkennung entwickelt. Beim ersten wird versucht, schon im Vorfeld die Entstehung von Duplikaten zu verhindern. Dies wird bei der Auswahl der Kandidatenmenge berücksichtigt. Bei dem erweiterten Algorithmus (Abschn. 5.2.3) kann der Sender die Entstehung von Duplikaten beeinflussen, und zwar damit, dass er für eine gegebene Kan-

didatenmenge die Wahrscheinlichkeit für die Entstehung von Duplikaten berechnen kann. Diese ist in Gl. 5.10 für eine Kandidatenmenge der Größe 2 angegeben. Es werden bei der Ermittlung der Kandidaten nur die Kandidatenmengen in Betracht gezogen, deren Wahrscheinlichkeit zur Duplikatentstehung (p_{dups}) unter einem Schwellwert ψ liegt:

$$p_{\text{dups}}(cs) \leq \psi, \psi \in [0, 1] \quad (5.29)$$

wobei cs die betrachtete Kandidatenmenge ist. Ein guter Wert für den Schwellwert ist $\psi = 0,05$.

Im zweiten Verfahren werden Duplikate erkannt und beseitigt. Hierbei kommen Verfahren auf Routing und MAC-Schicht zum Einsatz. Auf der MAC-Schicht werden Duplikate anhand von Sequenznummern, ähnlich zu IEEE 802.11, erkannt. Im Gegensatz zu 802.11 besitzen alle Pakete, damit auch Ack-Pakete, eine Sequenznummer, mit dem Vorteil, dass Duplikate auch von Kandidaten erkannt werden können, die zuvor das Datenpaket nicht erfolgreich empfangen. Wie schon bekannt, können Duplikate dadurch entstehen, dass ein Paket von mehr als einem Kandidaten weitergeleitet wird. Solche Duplikate können nicht von der MAC-Schicht erkannt werden, da MAC-Sequenznummern nur für einen Hop gültig sind. Für solche Fälle kommt eine Duplikaterkennung auf der Routing-Schicht zum Einsatz. Auch hier wird jedem Paket eine Sequenznummer durch den initialen Sender zugewiesen. Diese Sequenznummer zusammen mit der Adresse des initialen Senders sind global eindeutig und werden durch das Relaying nicht verändert. Wie bei der MAC-Schicht so wird auch auf der Routing-Schicht diese ID für jedes weitergeleitete Paket gespeichert, wodurch Duplikate identifiziert werden können.

In MCOR wird auch passives Bestätigen eingesetzt. Wenn eine opportunistische Übertragung dadurch fehlschlägt, dass keines der Ack-Pakete vom Sender erfolgreich empfangen wird, so führt der Sender einen exponentiellen Backoff durch, bevor er eine Neuübertragung vornimmt. In dieser Zeit belauscht er aktiv das Medium, und es kann dazu kommen, dass er die Paketübertragung durch einen zuvor ausgewählten Kandidaten belauscht. In diesem Fall geht er davon aus, dass die vorangegangene opportunistische Übertragung erfolgreich war und lediglich die Ack-Pakete verloren gingen. Er bricht die Neuübertragung ab und verhindert damit die Entstehung neuer Duplikate. Schließlich kann es passieren, dass ein Kandidat das Datenpaket zwar nicht empfängt, aber anschließend das Ack eines höheren Kandidaten belauscht. Jetzt schließt er sich dem Acknowledgment-Prozess durch das Versenden seines Ack an. Dies ist möglich, wenn der ihm zugewiesene Zeitschlitz in der Slotted-Ack-Phase noch nicht vergangen ist. Das zusätzliche Ack-Paket reduziert die Wahrscheinlichkeit zur Entstehung von Duplikaten bzw. redundanten Neuübertragungen.

5.3 Mediumzugriff

In diesem Abschnitt wird vertiefend auf den Mediumzugriff in MCOR eingegangen. Es erfolgt eine Beschreibung des Sicherheitsverfahrens (MAC) für die opportunistische Übertragung, wie komprimiertes Slotted-Acknowledgment, das eine Weiterentwicklung des bereits bekannten Slotted-Ack darstellt. Es

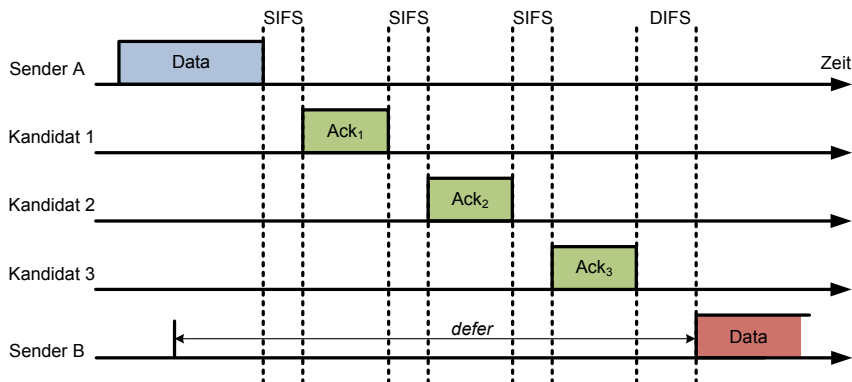


Abbildung 5.16: Slotted-Ack für eine Kandidatenmenge der Größe 3.

werden ebenso Operationen im Zusammenhang mit mehreren Kanälen besprochen. Schließlich geht es auch um die zum Einsatz kommenden Bitraten-Algorithmen.

5.3.1 Slotted-Ack

Bevor wir im nächsten Abschnitt auf das komprimierte Slotted-Ack eingehen, stellen wir zunächst das Slotted-Ack vor und gehen auf dessen Probleme ein. Das Slotted-Ack wurde als MAC-Sicherungsverfahren für opportunistische Protokolle von Biswas et. al vorgeschlagen [17], es werden die Ack-Pakete der Kandidaten nach einem zeitlichen Multiplexing-Verfahren versendet. Der Sender bestimmt die Kandidaten für die opportunistische Übertragung. Zusätzlich bringt er diese in eine gewisse Ordnung, d.h. jedem Kandidaten wird eine Ordnungszahl (die Priorität) zugewiesen. Diese bestimmt dann den Zeitpunkt, zu welchem ein Kandidat den erfolgreichen Empfang des Datenpakets mit einem Ack bestätigen kann. In der Abb. 5.16 ist dies exemplarisch für drei Kandidaten gezeigt. Erkennbar hierbei ist, dass die Ack-Pakete zeitlich voneinander über T_{SIFS} getrennt sind. Der Sender A versendet das Paket an die Gruppe, bestehend aus den Stationen 1- n . Anschließend bestätigen die Kandidaten den Paketempfang, indem sie zu einem fest definierten Zeitpunkt (entsprechend ihrer Ordnungszahl) ihr Ack versenden. Der erste Kandidat (Ordnungszahl 1) versendet sein Ack nach $T = T_{SIFS}$, der zweite nach $T = 2 \cdot T_{SIFS} + T_{Ack}$, der n -te nach $T = n \cdot T_{SIFS} + (n - 1) \cdot T_{Ack}$.

Probleme In diesem Verfahren gibt es aber eine Schwachstelle. es ist möglich oder sogar sehr wahrscheinlich, dass einige Kandidaten das Datenpaket nicht erfolgreich empfangen und damit auch nicht ihr Ack versenden, wodurch „freie Lücken“ auf dem Medium entstehen können, die dann wiederum von anderen konkurrierenden Stationen fälschlicherweise als freier Kanal (*clear channel*) interpretiert werden könnten. Betrachten wir hierzu Abb. 5.17 (unten). Das Datenpaket wurde von nur einem der Kandidaten (Ordnungszahl 2) empfangen und bestätigt. Der höchste Kandidat, für welchen die erste Position in der Slotted-Ack-Phase reserviert war, konnte hingegen das Paket nicht emp-

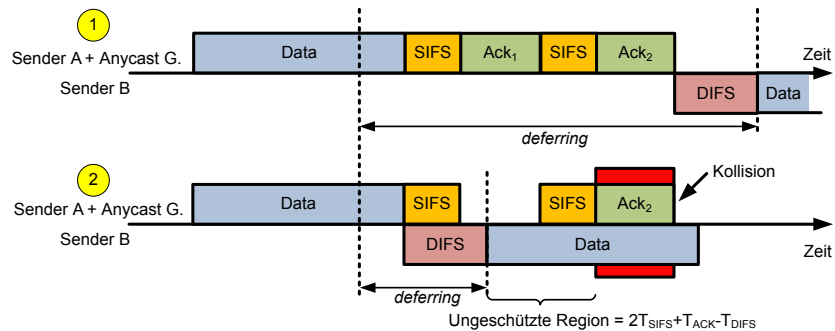


Abbildung 5.17: Slotted-Ack der Größe 2. In der oberen Abbildung wird das Datenpaket von beiden Kandidaten erfolgreich empfangen und auch bestätigt. In Gegensatz dazu wird in der unteren Abbildung das Datenpaket von lediglich einem der Kandidaten (niedrigste Priorität) empfangen und bestätigt. Dies führt dazu, dass das Medium zwischen dem Datenpaket und dem nachfolgenden Ack für die Dauer $T = 2 \cdot T_{SIFS} + T_{Ack}$ frei bleibt und von konkurrierenden Stationen (hier B) verwendet werden kann.

fangen. Dies führt nun dazu, dass das Medium zwischen dem Datenpaket und dem nachfolgenden Ack für die Dauer $T = 2 \cdot T_{SIFS} + T_{ACK}$ frei bleibt. Diese „Lücke“ (verwundbare Periode) kann nun von anderen konkurrierenden Stationen für eigene Übertragung verwendet werden. Wir erinnern uns, dass, sofern das Medium für die Zeit T_{DIFS} frei ist und zudem der Backoff abgelaufen ist, eine Station auf das Medium zugreifen kann, um ihre Übertragung durchzuführen (Abb. 5.17 unten). Ihr Datenpaket würde jedoch zwangsläufig mit den nachfolgenden Ack-Paketen der aktuell noch laufenden opportunistischen Übertragung (Sender_A) kollidieren¹⁰. Um Kollisionen dieser Art zu verhindern, müssen wir garantieren, dass eine laufende Übertragung, bestehend aus $Data + ACK_1 + ACK_2 + \dots + ACK_n$, nicht unterbrochen werden kann. Das reine Slotted-Ack-Verfahren kann dies aber nicht garantieren.

5.3.2 Komprimiertes Slotted-Ack

Das komprimierte Slotted-Ack ist eine Weiterentwicklung des Slotted-Ack. Im komprimierten Slotted-Ack wird versucht, „Lücken“ im Medium, wie sie beim Slotted-Ack entstehen können, zu verhindern, wofür die Sendezeitpunkte für die Ack-Pakete situationsabhängig angepasst werden. Dies geschieht wie folgt. Wenn ein Kandidat das Fehlen des Ack-Pakets eines höheren Kandidaten detektiert, dann zieht er den Sendezeitpunkt seines Ack-Pakets vor. Durch diese Maßnahme werden „Lücken“ in der Mediumzeit größer T_{DIFS} verhindert. Um Kollisionen zwischen den Ack-Paketen unterschiedlicher Kandidaten zu vermeiden, werden die Sendezeitpunkte wie folgt berechnet. Mit einer Verzögerung von T_{SIFS} nach dem Datenempfang sendet der höchst priorisierteste Kandidat sein Ack-Paket. Von diesem Zeitpunkt an belauschen alle anderen

¹⁰ Ack-Pakete werden contention-free gesendet, d.h. es wird vor dem Senden nicht geprüft, ob das Medium frei ist oder nicht.

KAPITEL 5: VERTIEFENDE BETRACHTUNGEN

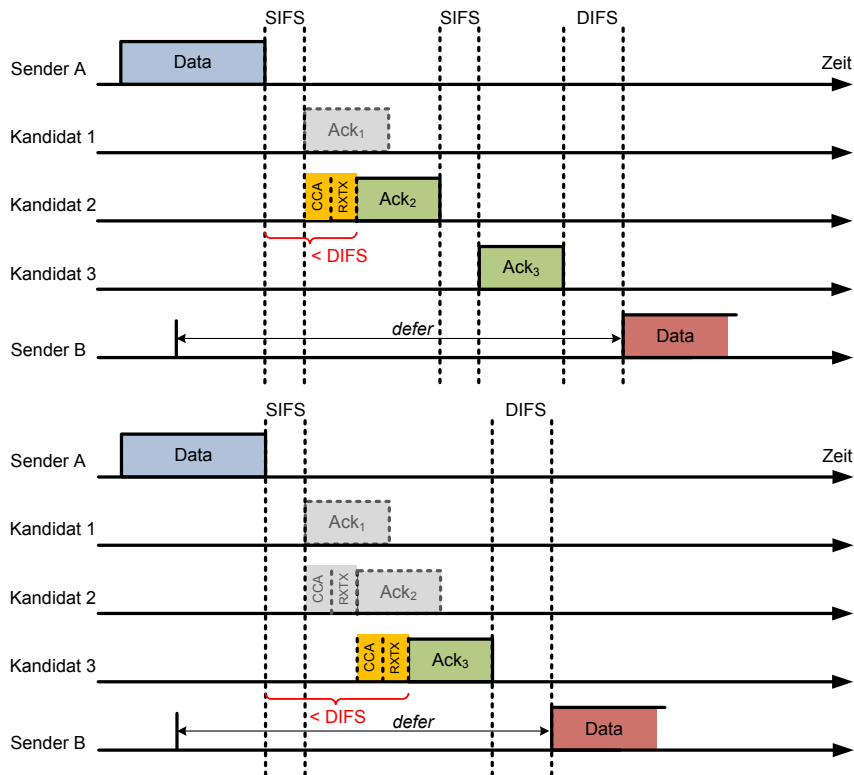


Abbildung 5.18: Abbildung illustriert die Funktionsweise des komprimierten Slotted-Ack. Hierbei werden situationsabhängig die Zeitpunkte für das Versenden der Ack-Pakete vorgezogen, um „Lücken“ im Medium zu verhindern.

Kandidaten das Medium für mindestens die Dauer T_{CCA} , um erkennen zu können, ob der höchste Kandidat sein Ack versendet hat oder nicht. T_{CCA} ist dabei die Dauer, die benötigt wird um zu erkennen, ob das Medium belegt ist oder nicht (*clear channel assessment*). Wenn während der Dauer T_{CCA} die Präambel eines Pakets detektiert wird, wird angenommen, dass es sich hierbei um die Präambel des Ack-Pakets des höchsten Kandidaten handelt. Wird hingegen in dieser Zeit keine Präambel detektiert, so gehen die anderen Kandidaten davon aus, dass der höchste Kandidat das Datenpaket nicht erfolgreich empfangen konnte und daher nicht sein Ack versendete. In einem solchen Fall zieht der zweit-höchste Kandidat den Versand seines Ack-Pakets vor (Abb. 5.18 (oben)). Aufgrund der Verzögerung T_{RXTX} , hervorgerufen durch das Umschalten des Radios von Empfangen zu Senden, wird das Ack-Paket mit einer Verzögerung von $T_{SIFS} + T_{CCA} + T_{RXTX}$ nach dem Datenpaketempfang vom zweit-höchsten Kandidaten versendet. Die restlichen Ack-Pakete werden wie gewohnt, jedoch zeitlich nach vorn versetzt, versandt.

Es ist auch möglich, dass das Datenpaket von den n -höchst-priorisiertesten Kandidaten nicht empfangen wird. In diesem Fall würden die ersten n Ack-Pakete ausbleiben. Der Beginn der Situation ähnelt dem vorherigen Szenario. Nachdem das Datenpaket versendet wurde, belauschen alle Kandida-

ten wieder das Medium. Der n -höchste Kandidat prüft, ob das Medium für die Dauer $T_{SIFS} + T_{CCA} + (n - 2) \cdot (T_{RXTX} + T_{CCA})$ frei bleibt. Sollte dies der Fall sein, dann beginnt er mit einer Verzögerung von T_{RXTX} die Übertragung seines Ack-Pakets. In Abb. 5.18 (unten) ist der Fall dargestellt, wo das Datenpaket von den beiden höchsten Kandidaten nicht erfolgreich empfangen wurde. Der dritte Kandidat prüft hier, ob das Medium für die Dauer $T_{SIFS} + T_{CCA} + T_{RXTX} + T_{CCA}$ frei bleibt. Hier ist dies der Fall, und er beginnt mit dem Versand seines Ack-Pakets mit einer Verzögerung von T_{RXTX} . In Abschn. 7.1.3 werden wir für die in 802.11a verwendete physikalische Schicht analytisch die maximal tolerierbare Anzahl fehlender Ack-Pakete berechnen. Schließlich sei erwähnt, dass das Vorziehen des Sendezeitpunkts für die Ack-Pakete nicht ungefährlich ist, denn wenn das Sensing (CCA) fehlschlägt, kann es zu Kollisionen zwischen den Ack-Paketen kommen.

5.3.3 Mediumzugriff in MCHOR und MCEXOR

MCHOR und MCEXOR unterscheiden sich hauptsächlich im Mediumzugriff. Während MCEXOR davon ausgeht, dass die Qualität von drahtlosen Links unvorhersehbar ist, geht MCHOR davon aus, dass es möglich ist die Qualität des drahtlosen Kanals vor der Übertragung des Datenpakets zu messen. In Abb. 5.19 ist der Mediumzugriff beider Verfahren dargestellt. Bei MCEXOR wird das Datenpaket ohne vorheriges Probing des Kanals verschickt. Die Bestimmung des nächsten Forwarder basiert ausschließlich auf dem verteilten Übereinkommen (Slotted-Ack) der daran beteiligten Kandidaten. MCHOR geht davon aus, dass der Kanal für die Protokolldauer (Probe Request und Reply, Daten- und Ack-Pakete) konstant und damit bestimmbar ist. Geprobt werden bei MCHOR die von der Routing-Schicht bestimmten Kandidaten. Mit Hilfe der Probe-Replies wird im Anschluss die Teilmenge der Kandidaten ermittelt, an die das Datenpaket geschickt wird. Durch das Probing können zwei Probleme effizient gelöst werden, einerseits kann die momentane Signalqualität von Links (SNIR) akkurat bestimmt werden und damit auch die passende Bitrate für das nachfolgende Datenpaket. Andererseits hilft das Link-Probing dabei, taube Knoten zu erkennen. Analog zum komprimierten Slotted-Ack (Abschn. 5.3.2) muss auch beim Probing sichergestellt werden, dass keine „Lücken“ im Medium entstehen. Der detaillierte Algorithmus wird in Abschn. 5.3.5 vorgestellt.

5.3.4 Multi-Kanal

MCEXOR und MCHOR sind Multi-Kanal-Protokolle. Im Allgemeinen verwenden die von der Routing-Schicht ausgewählten Kandidaten einen anderen Heimatkanal als der Knoten selbst. Hier muss vor der Übertragung des Pakets der Kanal gewechselt werden (Abb. 5.20). Während des Kanalschaltens ist der Knoten taub. Nach dem Kanalwechsel erfolgt die Übertragung contention-based, wobei der *Backoff-Counter* auf Null gesetzt wird. Nach Abschluss der Übertragung und der Slotted-Ack-Phase kehrt der Knoten auf seinen Heimatkanal zurück, notwendig deshalb, weil er nur auf diesem Pakete von anderen Knoten empfangen kann.

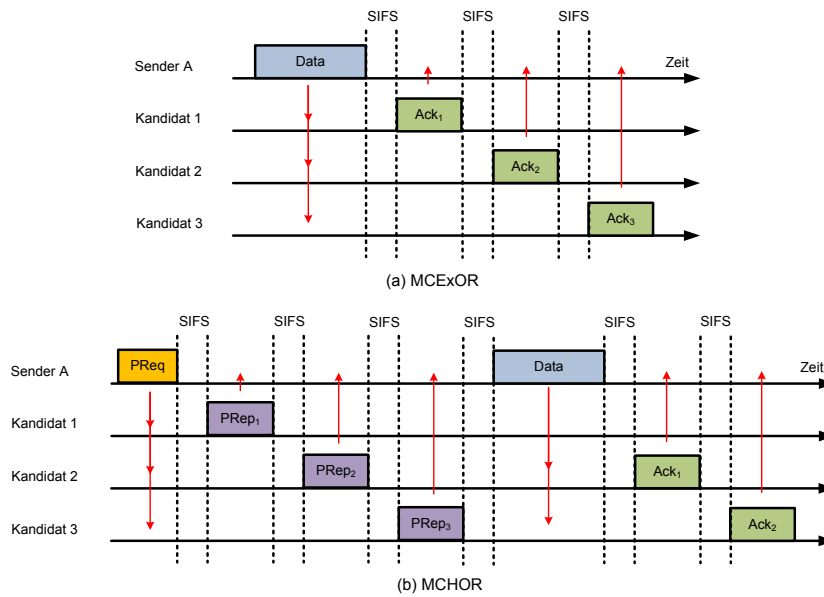


Abbildung 5.19: Mediumzugriff in MCEXOR (a) und MCHOR (b). Im Gegensatz zu MCHOR erfolgt bei MCEXOR die Paketübertragung ohne vorheriges Probing.

5.3.5 Multi-Bitraten

Die verfügbaren Bitraten spielen nicht nur bei der Kandidatenauswahl auf der Routing-Schicht (Abschn. 5.2.3) eine Rolle, sondern sie müssen auch von der MAC-Schicht berücksichtigt werden. Hierbei unterscheiden sich die Verfahren in MCEXOR und MCHOR. Aufgrund der fehlenden Probing-Phase muss sich der Algorithmus zur Bitratenauswahl in MCEXOR auf historische Informationen über vorangegangene Übertragungen verlassen. Ein Bitraten-Algorithmus, der zusammen mit MCEXOR verwendet werden kann, ist z.B. ARF [61] oder AARF [69]. Bei MCHOR ergeben sich neue Möglichkeiten. Neben der Möglichkeit, Algorithmen wie AARF zu verwenden, kann er die Informationen aus dem Probing für die Auswahl der Bitrate verwenden. Der dabei zum Einsatz kommende Algorithmus funktioniert wie folgt. Mit Hilfe der Informationen aus den Link-Probe-Replies, welche die an den Empfängern gemessenen momentanen Kanalqualitäten (SNIR) enthalten, kann der Sender die Auswahl der Kandidaten sowie die Bitrate präzisieren. Der dabei zum Einsatz kommende Algorithmus ähnelt jenem auf der Routing-Schicht (Gl. 5.24), mit dem Unterschied, dass lediglich aus zuvor geprobten Kandidaten gewählt werden kann:

$$\begin{aligned} \text{cssa}(s, d, R) = \{c \mid c \in \mathcal{P}(R) \wedge b \in B \wedge \forall \bar{c} \in \mathcal{P}(R) \forall \bar{b} \in B : \\ m(s, d, c, b) - \text{ett}(c, b) \geq m(s, d, \bar{c}, \bar{b}) - \text{ett}(\bar{c}, \bar{b})\} \end{aligned} \quad (5.30)$$

wobei R der Menge der geprobten Kandidaten entspricht. Wie wir sehen können, kommt in MCHOR neben der Berechnung der Kandidatenmenge auf der Routing-Schicht noch eine zweite Auswahl auf der MAC-Schicht hinzu, die

KAPITEL 5: VERTIEFENDE BETRACHTUNGEN

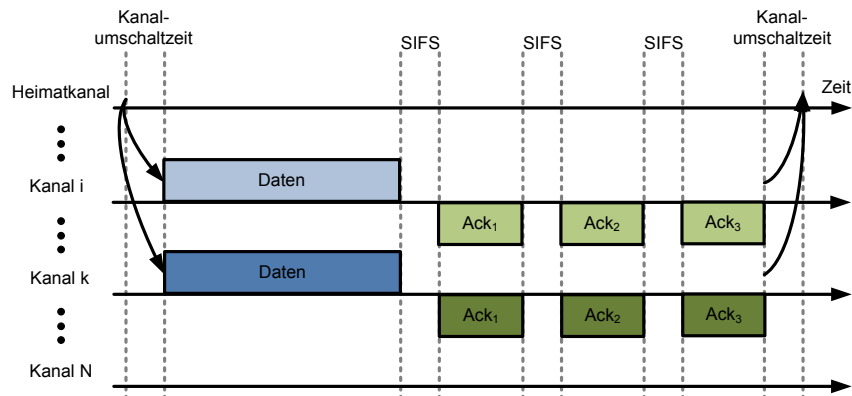


Abbildung 5.20: Kanalwechsel am Beispiel von MCExOR. Vor einer Paketübertragung muss der Sender auf den Heimatkanal der Empfänger (Kandidaten) wechseln. Nach Abschluss der Übertragung kehrt er wieder auf seinen Heimatkanal zurück.

zusätzlich lokale Information, wie die aus dem Probing ermittelte momentane Qualität zu den Kandidaten, verwendet, um die für das Forwarding in Frage kommende Kandidatenmenge weiter zu optimieren. Zusätzlich kann die Bitrate bestimmt werden. Die Idee hinter dieser Zweiteilung ist, dass der Routing-Schicht lediglich Information über die mittlere Qualität von Links (Mittel über 30-100 s) zur Verfügung steht. Kurzfristige Änderungen im Kanal aufgrund von Fading und Interferenz können hier nicht berücksichtigt werden, diese Aufgabe übernimmt die MAC-Schicht. Mit Hilfe von Probing ist sie in der Lage, die momentane Qualität von Links zu bestimmen. Neben den SNIR-Werten für die Links zwischen Sender und Kandidaten werden über die Probe-Replies auch teilweise SNIR-Werte zwischen den Kandidaten dem Sender mitgeteilt. Dies ist möglich, da niedrig priorisierte Kandidaten Probe-Replies von höher priorisierten Kandidaten belauschen können und die dabei ermittelten SNIR-Werte dem Sender mitteilen können. Es bleibt noch zu klären, wie der Sender aus den SNIR-Werten der Links die Paketübertragungswahrscheinlichkeit berechnet. Hier nehmen wir einen optimistischen Sender an, welcher annimmt, alle Änderungen (Fading) im Kanal mitverfolgen zu können. Zusätzlich geht er davon aus, dass der Kanal für die Dauer der Paketübertragung (Probing, Daten, Ack) konstant ist, und er somit ein AWGN-Kanal ist, für welchen er die Beziehung zwischen SNIR, Bitrate und Paketfehlerrate kennt (Abschn. 2.2.1).

Teil III
Ergebnisse

Kapitel 6

Messungen in Testumgebung

In diesem Kapitel stelle ich Ergebnisse der Messungen vor, die in einer 802.11 Testumgebung gemacht worden sind. Einerseits werden Aspekte im Zusammenhang mit der opportunistischen Kommunikation diskutiert, andererseits wurde untersucht, unter welchen Bedingungen die durch 802.11 zur Verfügung gestellten Kanäle parallel und ohne gegenseitige Störung in einem Netzwerk verwendet werden können.

Die Ergebnisse sind folgende: Die Messungen zeigen, dass in einem 802.11 Netz Opportunitäten bestehen und diese von opportunistischen Protokollen genutzt werden können. So weisen 80% der Links (1 Mbps) intermediäre Verlusten auf. Ferner sind die Verlusten an den Empfängerknoten, sofern sie räumlich weit voneinander entfernt aufgestellt sind ($> 2 m$), wenig korreliert. Schließlich hängt die Anzahl interferenzfreier Kanäle in 802.11 von Antennenabstand, physikalischer Modulation, Radiospektrum und Szenario (*traffic pattern*) ab, desweiteren davon, ob es sich um ein Multi-Radiosystem handelt oder nicht ab.

6.1 Opportunistische Kommunikation

In diesem Abschnitt wird auf Aspekte der opportunistischen Kommunikation eingegangen. Es werden Messergebnisse präsentiert, die zeigen, dass Opportunitäten für opportunistische Protokolle existieren und auch genutzt werden können.

6.1.1 Link-Level Messungen

Ein signifikanter Teil der Links (80% bei 1 Mbps) weist intermediäre Verlusten auf, die von einem opportunistischen Protokoll verwendet werden können. Unsere Ergebnisse decken sich dabei teilweise mit den Messungen des MIT Roofnet [4, 16], wonach die Mehrzahl der Links intermediäre Verlusten besitzt, SNR und PER nur schwach korreliert sind und die Länge eines Links kein guter Indikator für dessen Qualität ist. Zu neueren Studien, wie dem FRACTEL Projekt [47], existieren hingegen Unterschiede, wonach, im Gegensatz zu den Beobachtungen der Autoren, auch bei Verwendung von Kanälen

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

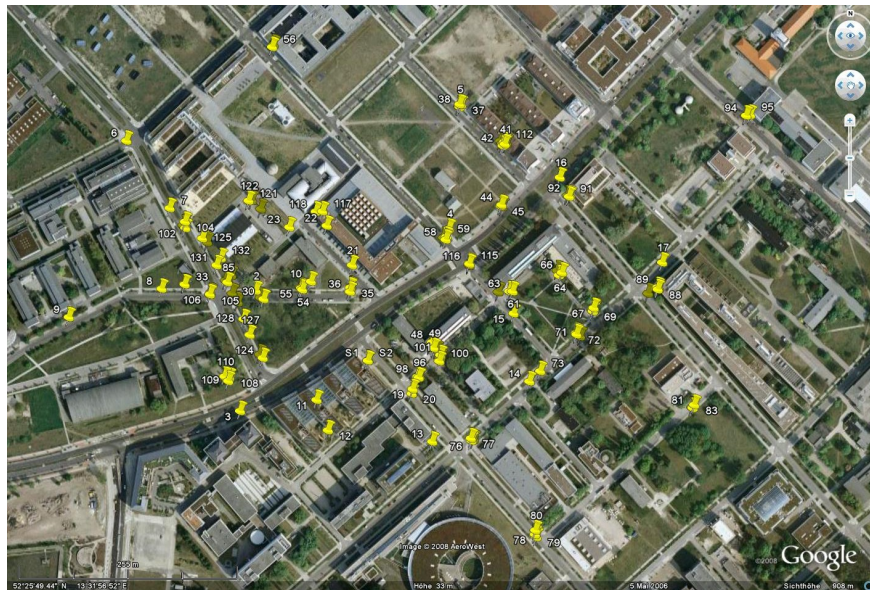


Abbildung 6.1: Karte zeigt die Experimentstandorte. S1 und S2 sind die Senderstandorte, wobei R1 – R133 die Standorte der Empfänger darstellen (Google Maps).

ohne RF-Verunreinigungen (Interferenz) durch fremde WiFi-Netze ein großer SNR-Bereich intermediäre Verlusten aufweist.

Experimentelle Methodik

Umgebung In Abb. 6.1 ist der Experimentaufbau dargestellt. Die Messungen sind auf dem Campusgelände der Humboldt Universität in Berlin Adlershof durchgeführt worden. Es handelt sich um eine städtische Umgebung mit mehrstöckigen Häusern (massiv, Beton, Stahl). Zwei Sender (S1 und S2) wurden auf dem Dach in 15 m Höhe montiert. Die Empfänger wurden an den in Abb. 6.1 markierten Positionen in Bodennähe aufgestellt. Beide Sender waren mit zwei Radios ausgestattet, wobei 3 Radios zum Messen auf den Kanälen 6, 14 bzw. 183 verwendet worden sind. Jedes Radio hat dabei Pakete mit konstanter Sendestärke und einer Frequenz von 10 Hz pro Bitrate und Paketgröße gesendet. Die Empfänger wurden im Monitormodus betrieben und haben für jeden Messpunkt für 120 s Pakete empfangen. Es wurden über 130 Messpunkte gemessen. Die Links hatten eine Länge zwischen 60 und 550 m. Bei den Links hat es sich sowohl um LOS als auch NLOS gehandelt.

Hardware Es wurde die normalerweise in 802.11 Community-Maschennetzen eingesetzte Hardware verwendet, wobei die Knoten mit WRAP.2E Boards¹ (233 MHz AMD Geode x86 CPU, 128MB RAM) ausgestattet waren. Als Radios kamen Routerboard R52-Karten (IEEE 802.11a/b/g, Atheros AR5414 Chip-

¹WRAP.2E boards: <http://www.pcengines.ch/wrap2e3.htm>

satz)² zum Einsatz und die Hardware der Senderknoten wurde außerdem in einem wasserfesten Metallgehäuse³ verbaut. Die Empfängerknoten hingegen hatten ein Kunststoffgehäuse. Es wurden omni-direktionale Antennen (*dual-band*) mit einem Antennengewinn von 5 dBi eingesetzt.

Software Als Software wurde die Linux-Distribution OpenWrt⁴ verwendet. Beim WiFi-Treiber kam MadWifi⁵ in der Version 0.9.3 zum Einsatz, wobei der Ländercode auf Japan gesetzt wurde, um den Kanal 14 in 802.11b/g sowie den Kanal 183 in 802.11a verwenden zu können. Die Antennen-Diversität wurde abgeschaltet. Ferner wurde auch die Umgebungsstörunanfälligkeit (*ambient noise immunity*)⁶ im Treiber abgeschaltet, da diese zu Problemen bei der Sensitivität bei Verwendung von OFDM führt⁷.

Ergebnisse

Die primäre Charakteristik eines drahtlosen Links ist seine Fehlerrate gemessen als Funktion über der Signalqualität (SNR) [4, 22]. Der SNR-Wert eines Pakets wurde wie folgt gemessen. Im MadWiFi-Treiber ist der *Received Signal Strength Indication* (RSSI)-Wert eines Pakets äquivalent zum SNR. Beide Begriffe können hier synonym verwendet werden. Der RSSI ist ein Wert in dBm, welcher den Unterschied zwischen dem Signal- und dem Rauschpegel spezifiziert. Seit MadWiFi 0.9.3 wird der Rauschpegel nicht mehr länger als konstant (-95 dBm) angesehen, sondern regelmäßig von dem MadWiFi HAL aktualisiert. Die Paketfehlerrate entspricht dem Verhältnis der nicht empfangenen zu den gesendeten Paketen. Hierzu wurden nach Abschluss der Messung die Log-Dateien der Empfänger analysiert.

SNR vs. Distanz Betrachten wir zunächst das Verhältnis zwischen Distanz und SNR. In Abb. 6.2 ist dieser Zusammenhang für die Kanäle 6 und 14 (802.11b) gezeigt, wobei zu erkennen ist, dass zwischen der Länge eines Links und dem am Empfänger ermittelten SNR-Wert nur eine sehr geringe Korrelation besteht. Vielmehr existieren auch lange Links mit hohem SNR (Bereich um 300 m) sowie kurze Links mit niedrigem SNR (Bereich um 70 m). Ferner wird deutlich, dass die Signalqualität (SNR) auf dem Kanal 14 wesentlich höher ist als auf Kanal 6, was damit zu erklären ist, dass während der Messung Kanal 6 von anderen 802.11 Netzen verwendet wurde. Der Kanal 14 konnte hingegen exklusiv genutzt werden, da keine Nutzung durch andere Teilnehmer festgestellt werden konnte⁸. Eine Interferenz durch benachbarte Kanäle (Abschn. 2.3.5) konnte hingegen nicht ausgeschlossen werden. Diese Interferenz durch andere Geräte bei Verwendung von Kanal 6 spiegelt sich in den SNR-Werten wieder. Der mittlere SNR-Wert von Links, die den Kanal 14 verwenden, ist wesentlich höher als bei Kanal 6: 16,5 dBm gegenüber 5,2 dBm. Zur besseren Erkennung von Schwankung im SNR-Wert sind in Abb. 6.3 für

²R52 cards: <http://www.mikrotik.com/pdf/R52.pdf>

³Metallgehäuse: <http://www.mini-box.com/WRAP-BOX-2A1E>

⁴Linux Distribution für eingebettete Geräte: <http://openwrt.org>

⁵Multimode Atheros WiFi-Treiber für Linux: <http://madwifi.org>

⁶`sysctl -w dev.wifi0.intmit=0`

⁷siehe <http://madwifi.org/ticket/705>

⁸Kanal 14 darf in Deutschland nicht von 802.11 verwendet werden.

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

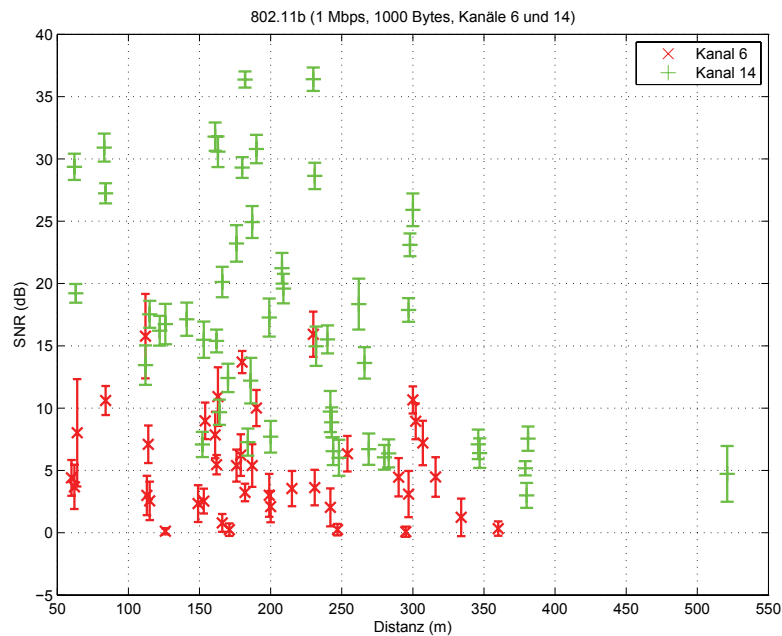


Abbildung 6.2: SNR vs. Distanz (802.11b, 1 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) bei Kanal 6 und 14 (Mittelwert \pm Std.). Auf Kanal 14 lag keine RF-Verunreinigung durch fremde WiFi-Netze vor.

jeden Link der Median sowie das 95% Konfidenzintervall für den SNR-Wert dargestellt. Man erkennt hier die hohe Schwankungsbreite im SNR bei Kanal 6, d.h. durchschnittlich befinden sich 95% der Werte in einem Bereich von 5 dB. Im Vergleich dazu ist die Schwankungsbreite im SNR bei Kanal 14 wesentlich kleiner (95% der Werte im Bereich von nur 3,5 dB). Dieser Wert entspricht den Beobachtungen im FRACTEL Projekt [47].

SNR vs. Paketverlustrate Analysieren wir nun den Zusammenhang zwischen SNR und der Paketverlustrate (PER) unter Verwendung von 802.11b (Abb. 6.4). In dieser Abbildung repräsentiert jeder Punkt eine einzelne Empfängerposition. Aus der Sicht eines opportunistischen Protokolls ist der SNR-Bereich mit Paketverlustraten zwischen 0 und 1 von großem Interesse. Ist dieser Bereich klein, so ist auch der opportunistische Gewinn klein, das Interesse gilt daher dem breiten Bereich. Im der vorliegenden Messung ist dies der Fall. Dieser Bereich ist bei beiden Kanälen groß und beträgt ca. 10 dB für Kanal 6 und 15 dB für Kanal 14. Glaubt man der Theorie dürfte dieser Bereich nur schmal (ca. 3 dB) sein [48]. Interessanter ist aber der Fakt, dass der Bereich im interferenzfreien Kanal 14 sogar noch größer ist, verglichen mit Kanal 6, wo Interferenzen durch fremde WiFi-Netze existieren. Dieses steht im Widerspruch zu den Beobachtungen aus dem FRACTEL Projekt [47]. Dort wurde Interferenz durch fremde WiFi-Netze als Ursache für einen breiten SNR-Bereich mit intermediären Verlustraten identifiziert. Wie oben bereits erwähnt, könnte dies auch infolge von Interferenz durch benachbarte Kanäle, z.B. Kanal 13, hervorgerufen worden sein. Ferner könnte dies auch an der unterschied-

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

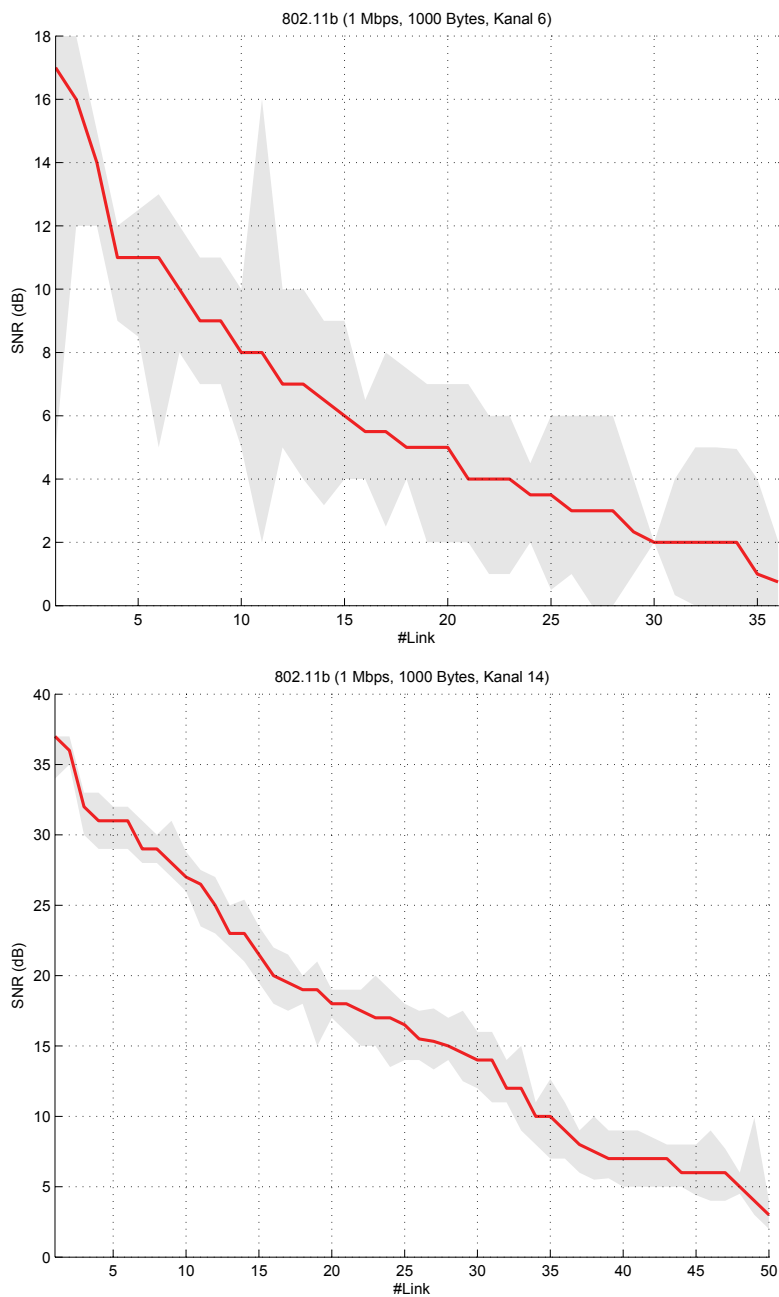


Abbildung 6.3: SNR vs. Distanz (802.11b, 1 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) für die Kanäle 6 (oben) und 14 (unten). Es sind der Median (rot) sowie das 95% Konfidenzintervall (graue Fläche) dargestellt. Die Links wurden bzgl. ihres SNR-Medianwertes in absteigender Reihenfolge sortiert.

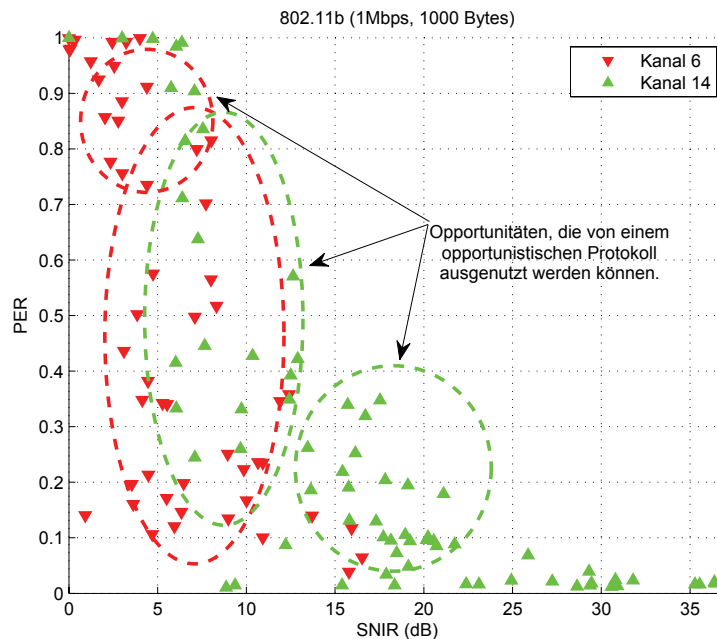


Abbildung 6.4: Mittlerer SNR vs. PER (802.11b, 1 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) für die Kanäle 6 und 14.

lichen Hardware liegen⁹. Es wurde daher neben der DSSS-Modulation noch zusätzlich OFDM evaluiert. Leider konnten wir keinen freien 802.11g-Kanal im 2,4 GHz-Band finden¹⁰. Die folgende Messung wurde deshalb im 5 GHz-Band durchgeführt, unter Verwendung von Kanal 183 (802.11a, 4,9 GHz). Wie schon Kanal 14 wird auch dieser Kanal nicht von fremden WiFi-Netzen verwendet, eine exklusive Nutzung lag somit vor (Abb. 6.5). Zusätzlich zu den gemessenen Werten (M) wurden noch Werte, die mit Hilfe von Simulationen (S) ermittelt worden sind, dargestellt. Im Gegensatz zu 802.11b ist hier der Bereich mit intermediären Verlustraten kleiner. Die mit Hilfe von Simulation ermittelten Werte stimmen gut mit den gemessenen überein. Mögliche Ursachen für Unterschiede könnte die verwendete Modulation OFDM sein, die anstelle von DSSS genutzt wurde bzw. das 4,9 GHz Band, das anstelle von 2,4 GHz genommen wurde. Schließlich kann es aber auch, wie bereits erwähnt, an ACI bzw. der verwendeten Hardware (Atheros) liegen. Als nächstes betrachten wir den Einfluss der Paketgröße auf die Fehlerrate (Abb. 6.6). Pakete der Größe 10 Bytes stellen dabei die typische Größe von Kontrollpaketen (z.B. Ack) dar. Zu erkennen ist hier, dass bei kleinen Paketen weniger „Ausreißer“ vorkommen als bei großen. Ferner ist der Bereich von 0 bis 5 dB interessant, die Paketfehlerrate ist hier für kleine Pakete signifikant kleiner als für große. Abschließend ist in Abb. 6.7 die (kumulative) Verteilungsfunktion der Paketfehlerraten aller Links bei Verwendung von 802.11b/g und Kanal 6 dargestellt. Die Anzahl der Links bei 1 Mbps ist 3-mal bzw. 19-mal größer als die bei 2 Mbps bzw. 24 Mb-

⁹In der FRACTEL-Studie wurden Intersil Prism2 WiFi-Karten verwendet.

¹⁰Der Kanal 14 kann ausschließlich von 802.11b verwendet werden.

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

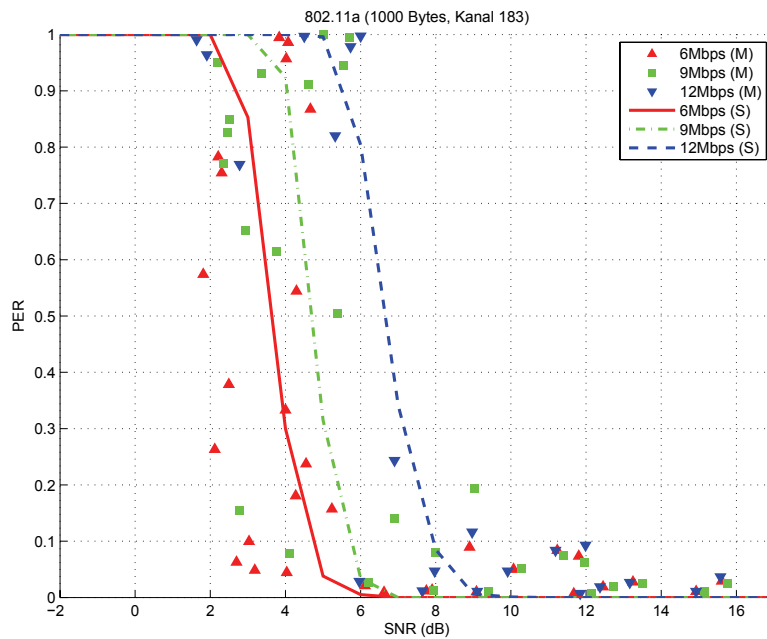


Abbildung 6.5: Mittlerer SNR vs. PER (802.11a, 6/9/12 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) für den Kanal 183. Es sind sowohl gemessene Werte (M) als auch Werte, die mit Hilfe von Simulation (S) ermittelt wurden, dargestellt.

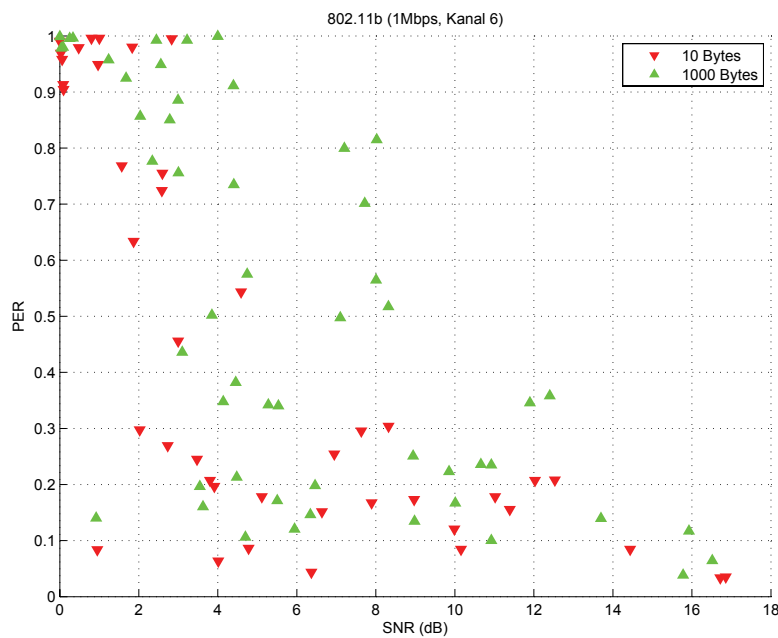


Abbildung 6.6: Mittlerer SNR vs. PER (802.11b, 1 Mbps, Kanal 6) bei einer Paketgröße von 10 und 1000 Bytes.

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

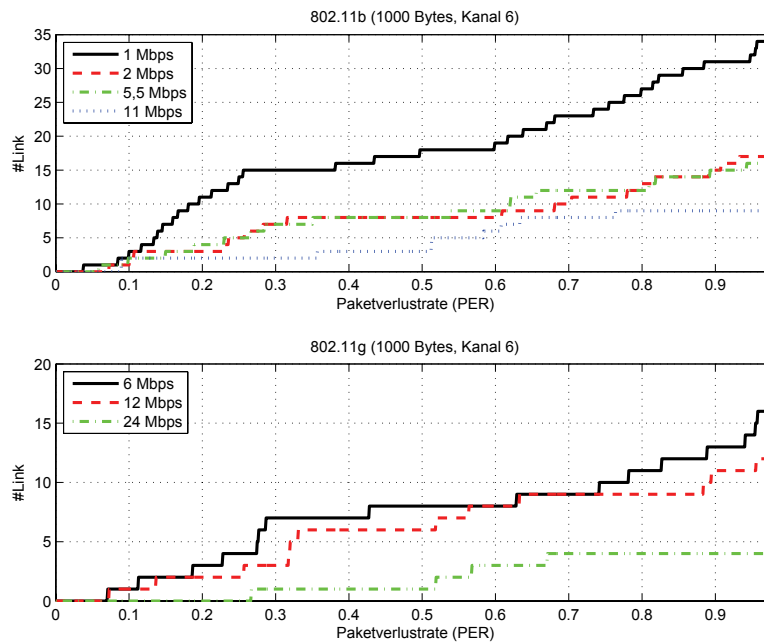


Abbildung 6.7: Kumulative Verteilungsfunktion der mittleren Paketfehlerraten aller Links bei Verwendung von 802.11b/g (Paketgröße 1000 Bytes, Kanal 6).

ps. Ferner haben 80% der 1 Mbps Links eine Verlustrate zwischen 0,1 und 0,9 - eine wunderbare Umgebung für opportunistische Protokolle wie MCEXOR und MCHOR.

Zusammenfassung

Über einen Zeitraum von 120 s (1200 Pakete) wurden für viele Links Schwankungen im SNR beobachtet, 5 dB bei einem Kanal mit Interferenzen durch fremde WiFi-Netze und nur 3,5 dB bei exklusiver Nutzung des Kanals. Dies entspricht den Erkenntnissen aus dem FRACTEL Projekt [47]. Bezüglich des Zusammenhangs zwischen SNR und Verlustrate ähneln unsere Resultate den Messungen aus dem MIT-Roofnet [4]. Der SNR-Bereich mit Verlustraten zwischen 0 und 1 ist bei Verwendung von 802.11b sehr breit, er beträgt 10 dB für Kanal 6 und 15 dB für Kanal 14. Wie eingangs erwähnt, wird der letzte Kanal nicht von fremden WiFi-Netzen verwendet. Das steht im Widerspruch zu den Beobachtungen aus dem FRACTEL Projekt [47], wo Interferenz durch fremde WiFi-Netze als Ursache für einen breiten SNR-Bereich mit intermediären Verlustraten identifiziert wurde. Bei Verwendung von 802.11a war dieser Bereich hingegen schmal. Der Gewinn eines opportunistischen Protokolls ist jedoch größer, je breiter der SNR-Bereich mit intermediären Verlustraten ist. Dies ist bei 802.11b der Fall.

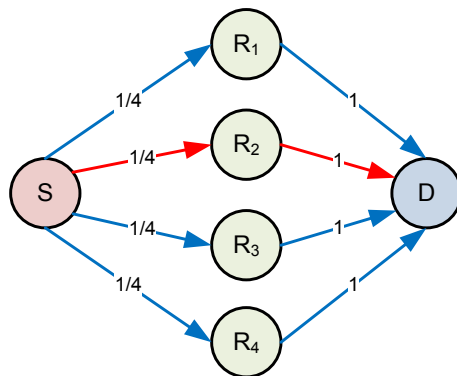


Abbildung 6.8: Netzwerk mit einem Paketfluss von Knoten S nach D über die Relay-Knoten $R_1 - R_4$. Die Kantengewichte repräsentieren Mittelwerte der Übertragungswahrscheinlichkeiten.

6.1.2 Räumliche Diversität

In diesem Abschnitt soll der Frage nachgegangen werden, ob die Verlustraten an unterschiedlichen Empfängern unabhängig sind oder nicht. Dieses Erkenntnis ist von Bedeutung für die Konzeption von Algorithmen zur Kandidatenauswahl, da die Auswahl von Kandidaten mit korrelierten Verlustraten den opportunistischen Gewinn mindert.

Motivation

Die Grundidee opportunistischer Protokolle wie MCEXOR und MCHOR ist, den Paketempfang an den einzelnen Kandidaten miteinander zu kombinieren um so effektiv eine kleinere Verlustrate zu erhalten. Dieses Prinzip lässt sich mit Hilfe des Netzwerk aus Abb. 6.8 verdeutlichen. Ein herkömmliches Routingprotokoll würde sich lediglich für einen der Relay-Knoten entscheiden (z.B. R_1). Die Anzahl der erwarteten Übertragungen für ein Paket von S nach D wäre demnach $1/0,25 + 1 = 5$. Im Gegensatz dazu kommt ein opportunistisches Protokoll mit weniger Übertragungen aus, was daran liegt, dass es im Gegensatz zu herkömmlichen Verfahren nicht einen, sondern eine Vielzahl von Relay-Knoten auswählt. Die Übertragung schlägt demnach nur dann fehl, wenn keiner der Relay-Knoten (hier $R_1 - R_4$) das Paket erfolgreich empfängt. Wenn man davon ausgeht, dass die Verlustraten an den Relay-Knoten unabhängig sind, so entspricht die Anzahl der erwarteten Übertragungen ungefähr der Hälfte: $\frac{1}{1-(1-0,25)^4} + 1 \approx 2,5$.

Grundvoraussetzung für das oben beschriebene Prinzip ist jedoch, dass die Verlustraten an unterschiedlichen Knoten unabhängig bzw. stark unkorreliert sind. Bei korrelierten Verlustraten würde der opportunistische Gewinn verlorengelassen. Die Ursache für korrelierte Verlustraten könnten z.B. globale Interferenzen sein. Kommt hingegen der Paketverlust durch niedrigen SNR bzw. Effekte wie Multi-Path-Fading zustande, so sollten die Verlustraten an den Empfängern unabhängig sein, was im nachfolgenden untersucht werden soll.

Theorie

In Abschn. 2.1.3 ist das Shadow-Fading bereits vorgestellt worden, es wird durch Hindernisse sowie Reflektionen im Ausbreitungspfad von Radiowellen verursacht. Beim Modellieren des Shadow-Fading muss jedoch die räumliche, anguläre sowie temporale Korrelation der Shadow-Fading-Werte berücksichtigt werden [40]. Gudmundson et al. entwickelten ein ein-dimensionales Modell für die Berücksichtigung der räumlichen Korrelation in suburbanen und urbanen Umgebungen [49]. Die normalisierte Autokorrelationsfunktion $R(\Delta x)$, in der Δx die Änderung in der Distanz ist, kann mit hinreichender Genauigkeit durch eine exponentielle Funktion dargestellt werden:

$$R(\Delta x) = \exp\left(-\frac{\Delta x}{d_{corr}} \ln 2\right) \quad (6.1)$$

Hierbei ist die Dekorrelationsdistanz d_{corr} abhängig von der verwendeten Umgebung. Für eine mobile Testumgebung (*urbane vehicular test environment* (VTE)) [38] wird ein $d_{corr} = 20 \text{ m}$ vorgeschlagen. Schließlich wird von Forkel et al. ein zwei-dimensionales Shadow-Fading-Profil für UMTS/GSM Netzwerke außerhalb von Gebäuden vorgeschlagen [40].

Messungen

Es wurden bereits Untersuchungen auf diesem Gebiet durchgeführt. Diese kamen zu dem Ergebnis, dass der drahtlose Empfang an verschiedenen Knoten unabhängig ist [79, 93]. Der Autor der vorliegenden Arbeit ist jedoch der Meinung, dass die Verlustraten von räumlich nahe gelegenen Knoten korreliert sind [131]. Dies zeigen empirische Messungen, die in unserer 802.11 Testumgebung innerhalb des Universitätsgebäudes (*indoor*) gemacht wurden. Nach den Erkenntnissen des Autors liegt die Ursache in der Dämpfung des Signals im Shadow-Fading, welches für räumlich nahegelegene Knoten ähnlich ist. Durch Messungen fanden wir heraus, dass eine räumliche Korrelation existiert, wenn die Knoten dichter als 2 m zueinander aufgestellt werden. Wir schlagen daher für Netze innerhalb von Gebäuden (*indoor*) eine Dekorrelationsdistanz von $d_{corr} = 2 \text{ m}$ für die Gudmundson Autokorrelationsfunktion vor.

Experimentelle Methodik Das Experiment wurde im Institutsgebäude der Humboldt Universität durchgeführt. Das Gebäude besteht hauptsächlich aus Beton und Gipskartonwänden sowie aus Glasfassaden. Es werden viele andere WiFi-Netze innerhalb des Gebäudes betrieben, es muss daher mit Interferenz gerechnet werden.

Der Versuchsaufbau ist in Abb. 6.9 dargestellt. Im Experiment wurde der Sender im dritten Stockwerk aufgestellt, die Empfänger hingegen im vierten. Während der Messung wurden die Distanzen zwischen den Empfängerknoten variiert, es wurde jedoch versucht, die Distanz zwischen dem Sender und jedem Empfänger bei ca. 20 m konstant zu halten. Der Sender S hat Pakete mit maximaler Rate via Broadcast versendet. Jedes, von einem der Empfänger (R_1 - R_3) erfolgreich empfangene Paket wird mit dessen Adresse annotiert und anschließend über das kabelgebundene Backbone an den Zielknoten D gesendet. Der Zielknoten D verwaltet Statistiken darüber, welches Paket von welchem

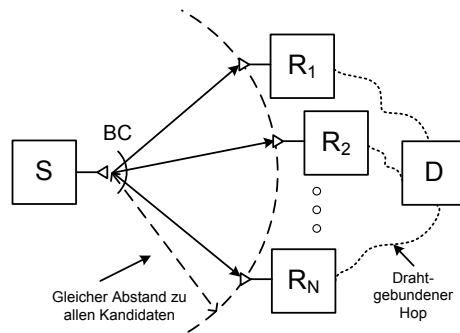


Abbildung 6.9: Aufbau des Experiments. Der Knoten S versendet Pakete (Broadcast) und simuliert damit eine opportunistische Übertragung zu den Kandidaten R_1-R_N .

Parameter	Wert
physikalische Schicht	802.11b
Sicherungsschicht	Broadcast
Kanal	1 (2412 MHz)
Bitrate	1 Mbit/s
Anzahl Empfängerknoten	3
Paketgröße	1500 Bytes
Dauer der Messung	25 s
Anzahl Wiederholungen	10

Tabelle 6.1: Die im Experiment verwendeten Parameter zur Untersuchung von korrelierten Verlustraten.

Knoten empfangen wurde. Diese Information wird zur Berechnung der Korrelation der an den unterschiedlichen Knoten empfangenen Pakete verwendet. Im folgenden betrachten wir das Szenario mit 3 Empfängerknoten (R_1-R_3). Die Distanz zwischen den Empfängerknoten wurde zwischen 5 cm und 500 cm variiert. Ein Abstand von 5-15 cm ist typisch für ein Multi-Radiosystem. In Tabelle 6.1 sind die verwendeten Parameter zusammengefasst.

Ergebnisse In Abb. 6.10 ist die Paketverlustrate (PER) in Abhängigkeit von der Distanz zwischen den Empfängerknoten für die drei Empfänger (R_1-R_3) dargestellt. Zunächst einmal erkennen wir, dass die meisten Links eine von Null verschiedene Verlustrate aufweisen. Ferner ist die Verlustrate bei vielen Links stark gestreut und schließlich hat der Abstand zwischen den Empfängern keinen erkennbaren Einfluss auf die Verlustraten.

Nun stellen wir uns vor, dass die Kandidatenmenge einer opportunistischen Übertragung aus den Knoten R_1, R_2 und R_3 besteht. Eine opportunistische Übertragung schlägt fehl, wenn das Paket von keinem der drei Kandidaten erfolgreich empfangen werden kann ($\text{union}(R_1, R_2, R_3)$). Wie wir sehen, kann mit Hilfe der opportunistischen Übertragung die Fehlerrate signifikant reduziert werden. Sehen wir uns als Beispiel den Fall an, wo die Empfänger 500 cm weit voneinander aufgestellt sind. Die Verlustraten zu den einzelnen Empfängern R_1-R_3 sind 0,45, 0,64 bzw. 0,32. Die Wahrscheinlichkeit, dass das

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

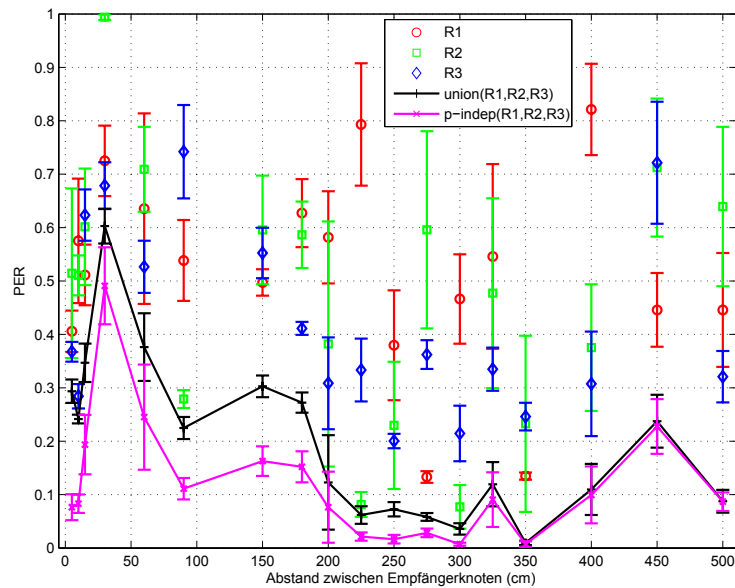


Abbildung 6.10: Mittlere Verlustrate (\pm Std.) in Abhängigkeit von der Distanz zwischen den Empfängerknoten: (a) für jeden Empfängerknoten einzeln ($R1$ - $R3$), (b) wenn die von den drei Knoten empfangenen Pakete miteinander kombiniert werden ($\text{union}(R1,R2,R3)$) und (c) die berechnete Verlustrate der opportunistischen Übertragung bestehend aus den Knoten $R1$ - $R3$, wenn wir annehmen, dass die einzelnen Verlustraten unabhängig sind ($\text{p-indep}(R1,R2,R3)$).

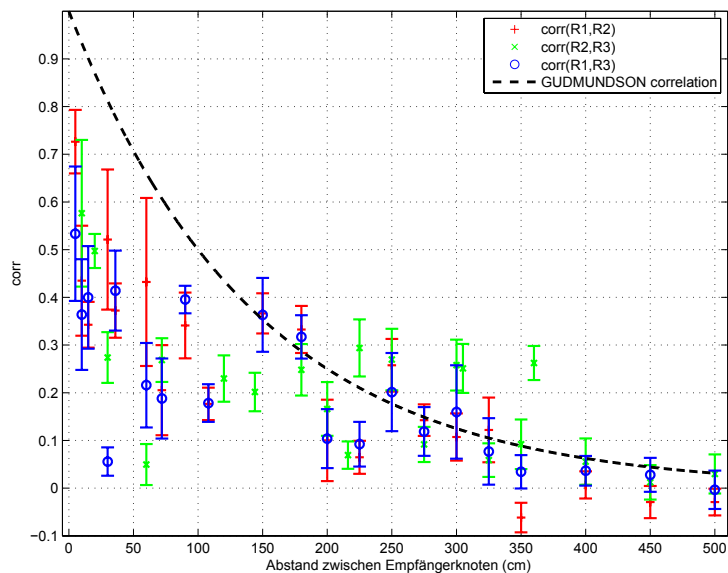


Abbildung 6.11: Korrelation der durch ein Knotenpaar empfangenen Pakete (corr) in Abhängigkeit von der Distanz zwischen den Knoten.

Paket von keinem der drei Knoten empfangen wird und damit die opportunistische Übertragung ($\text{union}(R_1, R_2, R_3)$) fehlschlägt ist lediglich 0,08. Dieser Vorteil ist jedoch für räumlich dicht gelegene Empfänger kleiner. Wenden wir uns z.B. der Situation zu, in der die Empfänger sehr dicht zueinander aufgestellt sind ($d=5$ cm). Erneut betrachten wir die Verlustraten zu den einzelnen Empfängern, welche 0,4, 0,51 und 0,37 betragen. Diese Werte sind in etwa mit denen bei $d=500$ cm vergleichbar. Die Wahrscheinlichkeit, dass ein opportunistische Übertragung, bestehend aus diesen drei Knoten, fehlschlägt ist hier jedoch wesentlich höher und zwar 0,3. Wie kann dieser Unterschied erklärt werden? Der Grund hierfür ist, dass die Verlustraten an unterschiedlichen Empfängern korreliert sind. Die Korrelation ist hoch, wenn die Knoten räumlich dicht zueinander aufgestellt sind. Zum Vergleich haben wir auch die Verlustraten für die opportunistischen Übertragungen bestimmt, wenn die Verlustraten an allen 3 Kandidaten unabhängig gewesen wären ($p\text{-indep}(R_1, R_2, R_3)$). Diese Werte sind in allen Szenarien kleiner.

In Abb. 6.11 ist die Korrelation der empfangenen Pakete an jedem Empfängerpaar gezeigt. Der Korrelationswert wurde dabei wie folgt ermittelt. Zunächst haben wir für jeden Empfänger einen Bitvektor berechnet, eine 1 repräsentiert dabei ein erfolgreich empfangenes und die 0 ein nicht empfangenes Paket. Ein Beispiel: der Bitvektor enthält an der Position x eine 0, wenn das Paket mit der ID x nicht erfolgreich empfangen werden konnte. Nun stellt $\text{corr}(R_1, R_2)$ die Korrelation der beiden Bitvektoren von R_1 und R_2 dar. Man erkennt, dass Empfänger, die räumlich näher zueinander aufgestellt wurden, höhere Korrelationswerte besitzen als jene, die weit voneinander entfernt waren. Dies bedeutet jedoch, dass, wenn zwei Empfänger nahe beieinander sind ($\text{corr} \geq 0,5$) und einer dieser Empfänger das Paket nicht erfolgreich empfangen konnte, es sehr wahrscheinlich ist, dass auch der andere Kandidat das Paket nicht empfangen wird. Damit reduziert sich jedoch der Vorteil aus dem zweiten Kandidaten. Durch das Vergrößern der Distanz zwischen den Empfängerknoten verringert sich der Korrelationswert. In unserem Fall waren die Empfänger ab einer Distanz von 500 cm unkorreliert. Wenn wir annehmen, dass eine Unabhängigkeit erst bei einem Korrelationswert kleiner 0,3 besteht, dann können die Verlustraten an den Empfängern erst ab einem Abstand von 200 cm als unabhängig angesehen werden. Für kürzere Distanzen ist dies jedoch nicht der Fall. Abschließend können wir eine grobe Bestimmung für die Gudmundson Dekorrelationsdistanz aus Gl. (6.1) bestimmen: $d_{\text{corr}} = 2 m$.

Ein opportunistisches Protokoll, welches von unabhängigen Verlustraten ausgeht, würde eine zu niedrige Verlustrate berechnen: $p\text{-indep}(R_1, R_2, R_3)$ anstelle von $\text{union}(R_1, R_2, R_3)$ (Abb. 6.10). Bei der Auswahl der Kandidaten muss deshalb dieser Umstand berücksichtigt werden.

6.2 Verwendung mehrerer Kanäle

In Abschn. 2.3.5 ist auf das Problem der Interferenz zwischen benachbarten Kanälen (Adjacent Channel Interference (ACI)) eingegangen worden. In diesem Abschnitt werden die Messergebnisse präsentiert, die zeigen, dass ACI eine große Rolle bei Verwendung von 802.11 spielt. Diese Ergebnisse stellen das weit verbreitete Verständnis über interferenzfreie Kanäle in 802.11b/g/a in Frage. Die Anzahl interferenzfreier Kanäle ist nicht konstant, sie ist abhängig

von Antennenabstand, physikalischer Modulation, Radiospektrum, Szenario (*traffic pattern*) sowie davon, ob es sich um ein Multi-Radiosystem handelt oder nicht. Sind die Radios hingegen nur durch wenige Zentimeter räumlich getrennt, so sind die Ergebnisse ausgesprochen schlecht. Aus dem von 802.11g/a zur Verfügung gestellten Radiospektrum können nur zwei Kanäle gefunden werden, die interferenzfrei betrieben werden können. Nur eine Vergrößerung des Abstandes zwischen den Radios kann helfen, die negativen Effekte durch ACI zu verringern.

Experimentelle Methodik

Aufbau Für die Messung wurde die Knoten entsprechend der Topologie in Abb. 6.12 aufgestellt. Drei Knoten (L , M , R) wurden entlang einer Linie platziert. Der linke (L) und der rechte (R) Knoten wurden mit nur einem Radio ausgestattet. Im Falle des mittleren Knoten wurden zwei Szenarien betrachtet. Erstens, wurde zwecks Evaluierung von ACI sowie weiterer Interferenzquellen (*board crosstalk* bzw. *radiation leakage*¹¹ ein Multi-Radiosystem, ausgestattet mit zwei Radios, verwendet (Abb. 6.12a). Um den ACI-Effekt getrennt voneinander evaluieren zu können, haben wir den mittleren Knoten anschließend durch zwei Knoten mit je einem Radio ersetzt (Abb. 6.12b). Im Laufe des Experiments haben wir für d_1 5 verschiedene Distanzen (15, 40, 80, 160 und 320 cm) evaluiert, die Distanzen d_2 und d_3 hingegen wurden konstant bei 140 bzw. 1020 cm belassen.

Wir haben die in 802.11b/g/a verwendeten physikalischen Schichten DSSS und OFDM mit einer Bitrate von 1 bzw. 6 Mbps verwendet. Pakete wurden via Broadcast (keine MAC-Sicherung) mit maximaler Rate versendet. Für alle Experimente wurde der Link $L - M_0$ auf den Kanal 1 und 36 im Falle von 802.11b/g bzw. 802.11a gesetzt, der Kanal für $R - M_1$ hingegen wurde variiert. Vor jedem Experiment wurde die Links separat ausgemessen, um eine ausreichend hohe Signalstärke, d.h. eine Verlustrate von 0, sicherzustellen.

Wir haben drei unterschiedliche Szenarien betrachtet. In allen Szenarien wurden zwei Paketflüsse aufgesetzt. Im TX-TX-Szenario war der mittlere Knoten die Quelle von zwei Paketflüssen (M_0 nach L sowie M_1 nach R), im RX-RX-Szenario wurden die Pakete in die entgegengesetzte Richtung von L nach M_0 sowie von R nach M_1 geschickt. Schließlich wurde im RX-TX-Szenario ein Paketfluss von L nach M_0 sowie ein weiterer von M_1 nach R aufgesetzt. Dieses Szenario ist aus Sicht von Multikanal-Protokollen für Maschennetze am interessantesten, es stellt den Vollduplex-Fall dar, d.h. die Möglichkeit, auf einem Radio zu empfangen und zur selben Zeit auf dem anderen zu senden. Aus Platzgründen wird auf die detaillierte Vorstellung der Ergebnisse der anderen Szenarien verzichtet und diese nur zusammengefasst. Dem interessierten Leser sei auf die Veröffentlichung verwiesen [82]. Die für die Messung verwendeten Parameter sind in Tabelle 6.2 zusammengefasst.

Hard- und Software Die verwendete Hard- und Software entspricht jener, die bereits in Abschnitt 6.1.1 verwendet wurde mit dem Unterschied, dass die Umgebungsstörunanfälligkeit (*ambient noise immunity*)¹² im Treiber eingeschal-

¹¹Wenn zwei Radios innerhalb eines Gerätes denselben Bus verwenden, dann kann es zu zusätzlicher Interferenz kommen, die als *board crosstalk* bzw. *radiation leakage* bezeichnet wird [96].

¹²`sysctl -w dev.wifi0.intmit=1`

Parameter	Wert
Knoten	L und R - 1 Radio, M - 2 Radios
Szenario	RX-TX, TX-TX, RX-RX
Antennenabstände	15, 40, 80, 160, 320 cm
physikalische Schicht	802.11a/b/g
Sendestärke	6, 16 dBm
Bitraten	1 Mbps (DSSS), 6 Mbps (OFDM)
Radiospektrum	2,4 GHz (Kanäle 1–13), 5 GHz (Kanäle 36–64)
Paketgröße	1500 Bytes
Sicherungsschicht	Broadcast
Dauer der Messung	10 s
Anzahl Wiederholungen	10

Tabelle 6.2: Im Multikanal-Experiment verwendete Parameter.

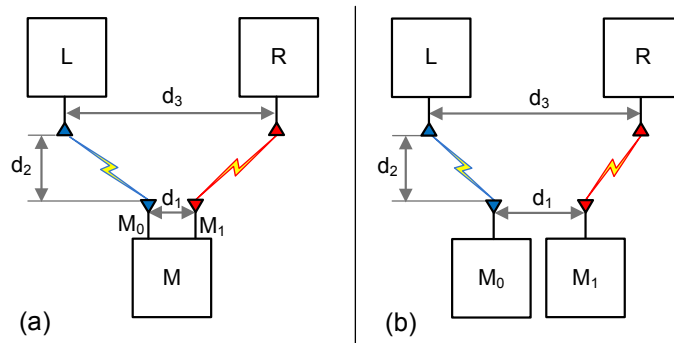


Abbildung 6.12: Platzierung der Knoten: (a) Multi-Radiosystem M mit 2 Radios M_0 und M_1 , (b) 2 Knoten M_0 und M_1 mit je einem Radio.

tet wurde.

6.2.1 Ergebnisse

Dieser Abschnitt ist zweigeteilt, einerseits wird der Fall betrachtet, in dem das am mittleren Knoten M_0 empfangene Signal stark ist. Hier senden alle Radios mit 16 dBm. Ferner haben wir die Sendestärke von L auf 6 dBm reduziert, was der Realität mehr entspricht, da die Links in einem Maschennetz in der Regel nur geringe Signalstärken am Empfänger aufweisen [16].

Fall 1 Beginnen wir mit dem ersten Fall, wo alle Knoten die selbe Sendestärke verwenden. Die Ergebnisse für den Antennenabstand von 15 cm zwischen M_0 und M_1 sind in Abb. 6.13 dargestellt. Die Kanäle 1 und 5 sind interferenzfrei und können simultan verwendet werden. Bei der Verwendung von Kanal 1 bzw. 2 für den Link $M_1 \rightarrow R$ können an Knoten M_0 ca. 12% der Pakete von L nicht korrekt empfangen werden. Bei der Verwendung von Kanal 3 bleibt der Gesamtdurchsatz gleich, jedoch sind hier die Flüsse sehr asymmetrisch. Hier

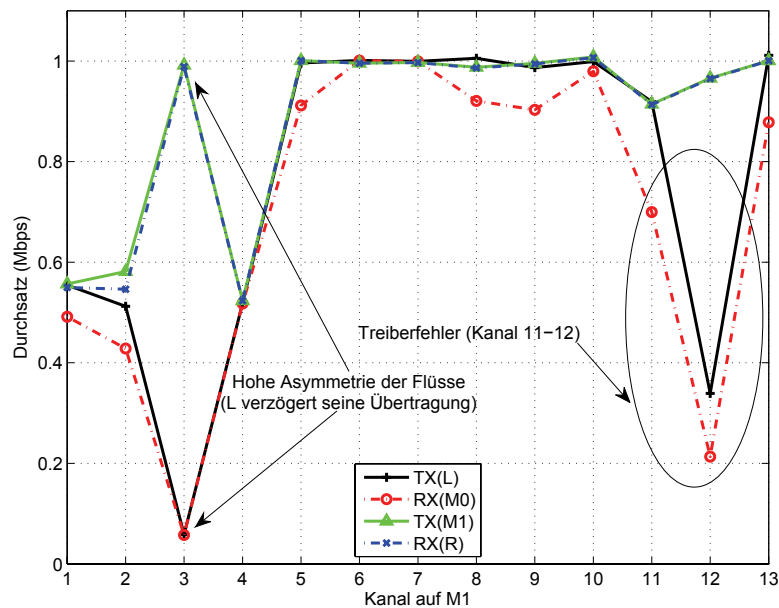


Abbildung 6.13: Mittlerer Durchsatz bei einem Antennenabstand von $d_1 = 15$ cm. Das Radio L hat dabei mit einer Stärke von 16 dBm gesendet. Es wurde 802.11b (DSSS) verwendet.

überträgt lediglich M_1 , wobei Knoten L seine Übertragungen verzögert. Dieses Verhalten kann mit dem Carrier-Sensing-Mechanismus aus 802.11 zusammenhängen. Hier scheint Knoten L aufgrund von ACI sehr häufig auf einen belegten Kanal zu treffen, wobei bei M_1 dies nicht der Fall ist. Ferner erkennen wir signifikante Verlusten bei der Verwendung der Kanäle 5, 8 und 9. Die Anomalie auf Kanal 11 bzw. 12 lässt sich am ehesten mit einem Fehler im Treiber erklären. Schließlich führt eine Vergrößerung des Abstandes zwischen den Knoten M_0 und M_1 zu keinen signifikanten Veränderungen in den Ergebnissen. Der zu Kanal 1 am nächsten gelegene interferenzfreie Kanal bleibt der Kanal 5.

Betrachten wir nun den Einfluss bei Verwendung von OFDM im 2,4 GHz-Band (Abb. 6.14). Die wichtigste Beobachtung ist, dass wir keine zwei interferenzfreien Kanäle im 2,4 GHz-Band finden können. Selbst bei Verwendung von Kanal 13 bleibt die Verlustrate auf dem Link $L \rightarrow M_0$ mit 41 % sehr hoch. Diese Situation verbessert sich erst, wenn wir den Antennenabstand auf 320 cm erhöhen. Hier können die Kanäle 1 und 7 nahezu interferenzfrei betrieben werden. Lediglich die Verlustrate auf dem Link $L \rightarrow M_0$ bleibt mit 8 % hoch. Auch kann die Situation durch die Verwendung von 802.11a (5 GHz) verbessert werden, wo bereits bei einem Abstand von 15 cm die Kanäle 36 und 52 interferenzfrei sind. Wird der Abstand auf 320 cm erhöht, dann kann anstelle von Kanal 52 der Kanal 48 verwendet werden.

Fall 2 Nun betrachten wir den Fall, wo der Knoten L mit einer Sendestärke von nur 6 dBm sendet. Wir haben sichergestellt, dass die Verlustrate auf dem

KAPITEL 6: MESSUNGEN IN TESTUMGEBUNG

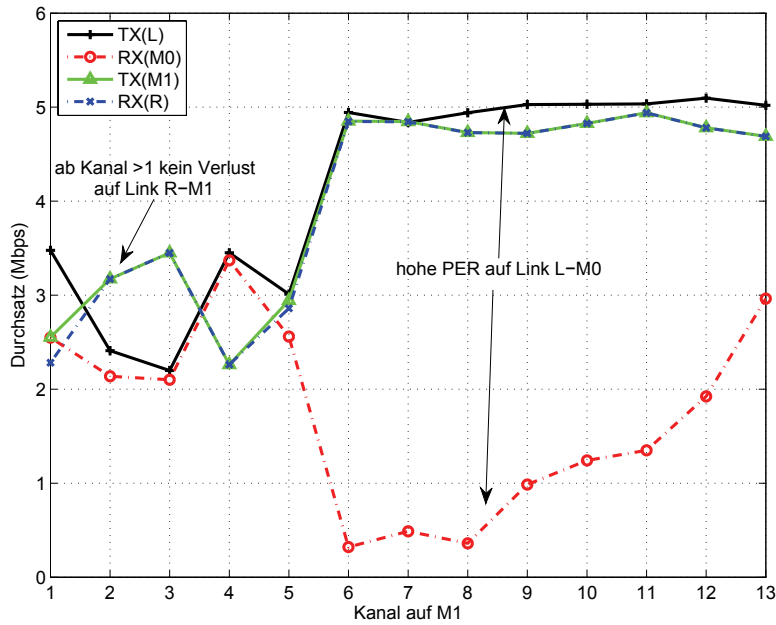


Abbildung 6.14: Mittlerer Durchsatz bei einem Antennenabstand von $d_1 = 15$ cm. Das Radio L hat dabei mit einer Stärke von 16 dBm gesendet. Es wurde 802.11g (OFDM) verwendet.

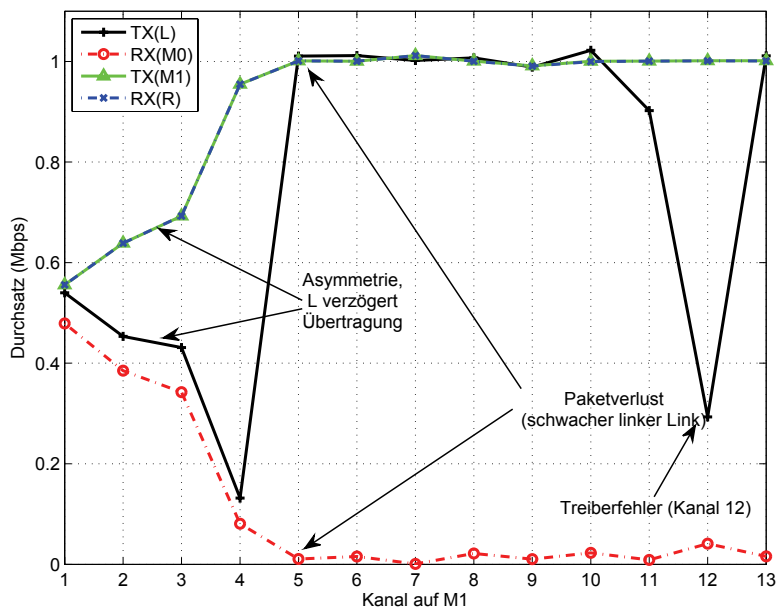


Abbildung 6.15: Mittlerer Durchsatz bei einem Antennenabstand von $d_1 = 15$ cm. Das Radio L hat dabei mit einer Stärke von 6 dBm gesendet. Es wurde 802.11b (DSSS) verwendet.

Szenario	Antennen-	DSSS	OFDM	OFDM
	abstand	2.4 GHz	2.4 GHz	5 GHz
TX-TX	15 cm	12 (12)	n/a (n/a)	60 (48)
	40 cm	9	8	48
	80 cm	7 (7)	6 (8)	44 (44)
	160 cm	6	6	44
	320 cm	5 (5)	6 (6)	44 (44)
RX-RX	15 cm	5 (5)	5 (5)	44 (44)
	40 cm	5	6	44
	80 cm	5 (5)	5 (6)	44 (44)
	160 cm	5	6	44
	320 cm	5 (5)	5 (6)	44 (44)
RX-TX	15 cm	n/a (n/a)	n/a (n/a)	n/a (48)
	40 cm	5	n/a	52
	80 cm	5 (6)	n/a (n/a)	44 (48)
	160 cm	5	9	48
	320 cm	6 (5)	9 (11)	48 (44)

Tabelle 6.3: Messergebnisse für alle betrachteten Szenarien. Die erste Zahl gibt den am nächsten gelegenen interferenzfreien Kanal für den Link $M_1 \rightarrow R$ an, wenn ein Multi-Radiosystem verwendet worden ist. Die Zahl in der Klammer betrachtet den Fall, dass anstelle eines Multi-Radiosystems (2 Radios) zwei Knoten mit je einem Radio verwendet worden sind. Der Kanal für den Link $L \rightarrow M_0$ wurde hingegen fix gelassen (Kanal 1 bzw. 36).

Link $L \rightarrow M_0$ Null blieb, wenn dieser einzeln betrieben wurde. Betrachten wir zunächst wieder den Fall, wo die Antennen nur 15 cm räumlich getrennt sind (Abb. 6.15). Bei Verwendung der Kanäle 2 bis 4 kann auch hier wieder der eingesetzte CSMA/CA MAC keine faire Aufteilung des Mediums garantieren. Die Flüsse sind bzgl. des Durchsatzes sehr asymmetrisch. Hier verzögert Knoten L seinen Zugriff. Ab Kanal 5 ist dies jedoch nicht mehr der Fall. Hier scheint der CCA-Mechanismus an L die Übertragungen von M_1 nicht mehr wahrzunehmen. Das Ergebnis ist jedoch ein Desaster. Der Knoten L sendet mit maximaler Rate und belegt damit den vollständigen Kanal. Jedoch können fast alle Pakete nicht an M_0 korrekt empfangen werden. Die Ursache hierfür liegt in der starken Sendestärke von M_1 , die durch ACI diese hohe Verlustrate an M_0 bewirkt.

Durch die Vergrößerung des Abstandes zwischen M_0 und M_1 kann der negative Einfluss von ACI bekämpft werden (Tabelle 6.3).

In Tabelle 6.3 sind die Ergebnisse der Messungen zusammengefasst. Neben dem hier betrachteten RX-TX-Szenario, haben wir auch die Ergebnisse für die anderen beiden Szenarien dargestellt.

Kapitel 7

Analytische Betrachtungen

In diesem Kapitel werden die Ergebnisse analytischer Betrachtungen vorgestellt. Einerseits geht es um Aspekte der opportunistischen Kommunikation, wie Ausfallwahrscheinlichkeit und Durchsatz. Andererseits werden Aspekte der Multi-Kanal-Kommunikation wie Taubheit näher analysiert.

Die Ergebnisse sind folgende: Mit Hilfe von kooperativen Relaying kann die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit gegenüber dem konventionellen Relaying erheblich reduziert werden. Der Vorteil ist um so höher je größer die Schwankungsbreite der Signalstärke im Kanal ist. Wird die opportunistische Übertragung mit Hilfe eines Slotted-Ack auf der MAC-Schicht realisiert, so muss ein Kompromiss zwischen der Anzahl Kandidaten und dem Protokollaufwand, resultierend aus der Dauer der Ack-Phase, getroffen werden. Die Verwendung von Slotted-Ack in saturierten (*congested highly loaded*) Netzen führt zu einer signifikanten Erhöhung der Kollisionswahrscheinlichkeit. Dieses Problem kann bis zu einer bestimmten Größe der Kandidatenmenge mit Hilfe des komprimierten Slotted-Ack gelöst werden. Schließlich kann das Problem der Multi-Kanal-Taubheit gelöst werden, wenn die Kandidatenmenge aus mindestens 3 Kandidaten besteht. Bei kleineren Kandidatenmengen kann der reduzierte Durchsatz infolge der Multi-Kanal-Taubheit bestimmt werden.

7.1 Opportunistische Kommunikation

Hier erfolgt die Analyse der opportunistischen Kommunikation hinsichtlich Ausfallwahrscheinlichkeit und Durchsatz.

7.1.1 Ausfallwahrscheinlichkeit

In diesem Abschnitt wird der Einfluss der Kooperation auf die Ausfallwahrscheinlichkeit des Systems betrachtet. Es werden dabei unterschiedliche Kanalmodelle wie Rayleigh, Rician und Shadowing verwendet. Im Anschluss werden die Probleme aufgezeigt, die sich aus der praktischen Anwendung der opportunistischen Kommunikation ergeben.

Kanalmodell und Ausfallwahrscheinlichkeit

Der drahtlose Kanal wird mit Hilfe verschiedener stochastischer Modelle wie Shadowing, Rayleigh und Rician repräsentiert, dabei ist die Ausfallwahrscheinlichkeit (*outage probability*) des Systems von Interesse. Der Empfang eines Pakets ist erfolgreich, wenn der empfangene SNR-Wert γ über einem bestimmten Schwellwert γ_{th} liegt. Andernfalls schlägt die Übertragung fehl und ein Ausfall (*outage*) liegt vor. Es wird von einem Fading-Kanal ausgegangen, wo der zufällige Einfluss von Rauschen (*gaussian noise*) als unbedeutend im Vergleich zur Variation des SNR aufgrund von Fading angesehen werden kann. Ferner wird von einem Block-Fading Modell ausgegangen, d.h. das Fading ist über die Zeit der Paketübertragung konstant. Nachfolgend wird der drahtlose Kanal mit vier verschiedenen Fading-Modellen repräsentiert. Erstens, eine Umgebung mit wenig Mobilität sowie dominierender LOS-Komponenten wird mit Hilfe eines Rician-Fading modelliert, zweitens kommt für Umgebungen mit mehr Mobilität sowie LOS das Rayleigh-Fading-Modell zum Einsatz. Letztendlich wird auch ein Shadowing-Kanal betrachtet.

Im Allgemeinen wird die Ausfallwahrscheinlichkeit (*outage probability*) aus der Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion der den Kanal repräsentierenden Zufallszahl berechnet. Die Ausfallwahrscheinlichkeit p_0 hängt von der mittleren Distanz r zwischen Sender und Empfänger ab und lässt sich wie folgt berechnen:

$$\begin{aligned} p_0(r) &= \Pr[\gamma(r) < \gamma_{th}] \\ &= \int_0^{\gamma_{th}} f_\gamma(\gamma; \bar{\gamma}) d\gamma \end{aligned} \quad (7.1)$$

Ein empfangenes Paket kann demnach nicht dekodiert werden, wenn der zugehörige SNR-Wert γ unter einem gegebenen Schwellwert γ_{th} liegt. In einem solchen Fall kommt es zu einem Ausfall (*outage*).

Rayleigh Fading Im Folgenden betrachten wir den Rayleigh-Fading Kanal. Die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion des SNR γ ist gegeben als:

$$f_\gamma(\gamma; \bar{\gamma}) = \frac{1}{\bar{\gamma}} \cdot \exp\left(-\frac{\gamma}{\bar{\gamma}}\right) \quad (7.2)$$

wobei $\bar{\gamma}$ der mittlere SNR-Wert ist. Dieser lässt sich als $\bar{\gamma} = \frac{P_T}{r^\beta P_N}$ darstellen. Hierbei stellen P_T die Signalstärke des gesendeten Signals, P_N das Rauschen sowie β den Pfadverlustkoeffizienten dar. Wie wir in Abschn. 2.1.2 sehen konnten, lässt sich $\bar{\gamma}$ auch mit anderen Verfahren wie Free-Space oder Two-Ray-Ground bestimmen. Mit Hilfe der Gleichungen (7.1) und (7.2) können wir die Ausfallwahrscheinlichkeit $p_0(r)$ in Abhängigkeit von der mittleren Distanz r zwischen Sender und Empfänger bestimmen:

$$\begin{aligned} p_0(r) &= \int_0^{\gamma_{th}} f_\gamma(\gamma; \bar{\gamma}) d\gamma \\ &= 1 - \exp\left(-\frac{\gamma_{th}}{\bar{\gamma}}\right) \\ &= 1 - \exp\left(-\frac{r^\beta \gamma_{th} P_N}{P_T}\right) \end{aligned} \quad (7.3)$$

Rician Fading Aus Abschn. 2.1.4 wissen wir, dass Rayleigh ein Spezialfall von Rician ist, mit einem K-Faktor von 0. Die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion haben wir bereits in Gl. 2.8 angegeben. Analog zum Rayleigh-Fading lässt sich die Ausfallwahrscheinlichkeit für einen Rician-Kanal mit Hilfe numerischer Integration berechnen.

Shadowing Shadowing wird mit Hilfe einer Lognormal-Verteilung beschrieben, d.h. dass die empfangene Signalstärke in dB normal-verteilt ist. Um eine Umwandlung in Dezibel (dB) zu vermeiden, können wir anstelle der Gl. 2.6 die folgende verwenden:

$$f_{\gamma}(\gamma; \sigma, \bar{\gamma}) = \frac{1}{\sqrt{2\pi} \cdot \ln(\sigma) \cdot \gamma} \cdot \exp\left(-\frac{(\ln(\gamma) - \ln(\bar{\gamma}))^2}{2 \cdot \ln^2(\sigma)}\right) \quad (7.4)$$

wobei $\bar{\gamma}$ wieder den mittleren SNR-Wert darstellt. Jedoch erweist sich auch hier die Berechnung der Ausfallwahrscheinlichkeit als kompliziert. Für ein spezifisches σ (z.B. $2,24 \equiv 3,5$ dB) können wir eine Lösung durch folgende Substitution finden $\gamma = \exp(t)$:

$$p_0(r, \sigma = 2.24) = \Pr[\gamma(r, \sigma = 2.24) < \gamma_{th}] = 0.5 \cdot \operatorname{erf}(0.8817 \cdot \ln(\gamma) - 0.8817 \cdot \ln(\bar{\gamma})) + 0.5 \quad (7.5)$$

Shadowing überlagert von Rayleigh Fading Schließlich betrachten wir den Fall wo das Shadowing zusätzlich von einem Rayleigh Fading überlagert wird. In diesem Fall ist die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion des SNR γ gegeben als:

$$f_{\gamma}(\gamma; \sigma, \bar{\gamma}) = \int_0^{+\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi} \cdot \ln(\sigma) \cdot \bar{\gamma}} \cdot \exp\left(-\frac{(\ln(\bar{\gamma}) - \ln(\bar{\gamma}))^2}{2 \cdot \ln^2(\sigma)}\right) \cdot \frac{1}{\bar{\gamma}} \exp\left(-\frac{\gamma}{\bar{\gamma}}\right) d\bar{\gamma} \quad (7.6)$$

wobei $\bar{\gamma}$ der „area-mean“ SNR ist und sich als $\bar{\gamma} = \frac{P_T}{r^{\beta} P_N}$ darstellen lässt. Die Ausfallwahrscheinlichkeit für diesen Kanal lässt sich wieder mit Hilfe numerischer Integration finden.

Ergebnisse In der Analyse ist der Pfadverlustexponent β auf 3,5 gesetzt worden. Sei $\rho = \frac{\gamma_{th} P_N}{P_T}$ das Verhältnis aus SNR-Schwellwert und momentanen SNR am Sender. Der Empfangsschwellwert ρ wurde auf $2 \cdot 10^{-8}$ gesetzt, was für Distanzen r von weniger als 100 m zu einem Paketempfang von mindestens 80% führt. Dies stellt den typischen Empfangsradius von 802.11b/g Geräten außerhalb von Gebäuden dar. In Abb. 7.1 sind die Ausfallwahrscheinlichkeiten für

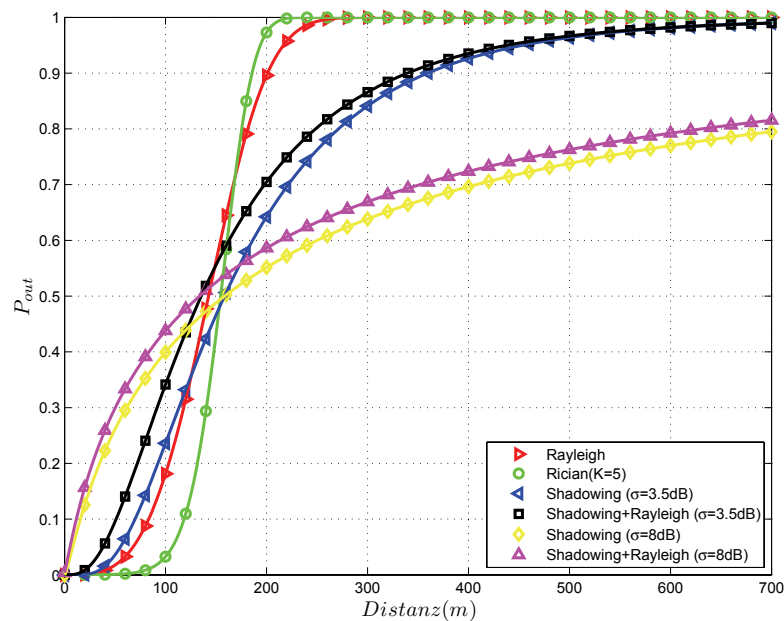


Abbildung 7.1: Ausfallwahrscheinlichkeit des drahtlosen Kanals für unterschiedliche Radiomodelle.

unterschiedliche Radio-Modelle dargestellt. Einerseits haben wir das Rician-Modell. Aufgrund seiner starken und deterministischen LOS-Komponente besitzt es lediglich eine kleine Schwankungsbreite (*dynamic range*). Die Schwankungsbreite ist beim Shadowing mit überlagerten Rayleigh-Fading am größten. Um den Einfluss der verschiedenen Modelle zu sehen, betrachten wir im folgenden den Distanzbereich mit einer Ausfallwahrscheinlichkeit zwischen 10 und 90%. Bei dem Rician-Modell liegt dieser Bereich zwischen 120 und 185 m. Demgegenüber steht das Rayleigh-Modell. Aufgrund der fehlenden dominanten LOS-Komponente ist hier der Bereich größer und liegt zwischen 85 und 200 m. Im Shadowing mit $\sigma = 3,5$ dB ist dieser Bereich noch größer und umfasst 290 m. Bei einem $\sigma = 8$ dB können sogar kurze Links von einem Ausfall betroffen sein. Bei einem Shadowing, überlagert von Rayleigh Fading ist die Ausfallwahrscheinlichkeit am höchsten ($\sigma = 8$ dB).

Relaying-Modell

Im Folgenden betrachten wir Multi-Hop Relay-Netze, deren Struktur der Abb. 7.2 entnommen werden kann. Hier wird zwischen konventionellem (a) und kooperativem Relaying (b) unterschieden. In beiden Fällen liegt ein Paketfluss von der Quelle (*S*) zur Senke (*D*) vor. Da Quelle und Senke zu weit voneinander entfernt sind, sind sie auf die Hilfe der dazwischen liegenden Relay-Stationen angewiesen.

Konventionelles Relaying Im Falle des konventionellen Relaying (Abb. 7.2.a) wird zunächst das Paket von der Quelle an den ersten Relay-Knoten

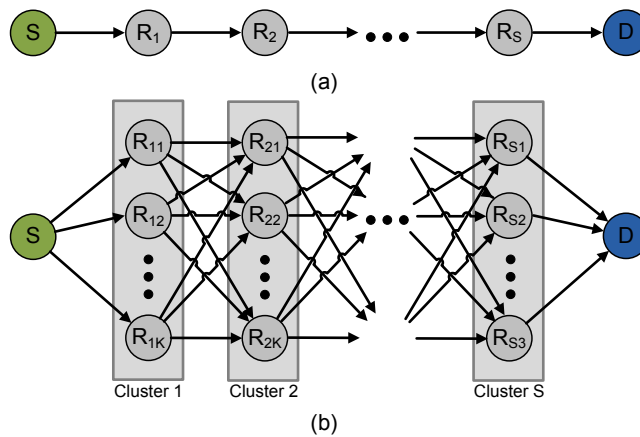


Abbildung 7.2: Multi-Hop Relay-Netz: (a) konventionelles und (b) kooperatives Relaying.

R_1 übermittelt, der dieses wiederum an den nachfolgenden Relay-Knoten R_2 weiterleitet. Schließlich empfängt die Senke das Paket vom letzten Relay R_S . Was passiert jedoch, wenn die Links auf den einzelnen Hops zeitlichen Schwankungen unterliegen, wodurch zeitweise eine erfolgreiche Übertragung nicht möglich ist ($\gamma < \gamma_{th}$)? Hier kommt es zu einem Ausfall und das Paket muss erneut von S nach D übertragen werden.

Kooperatives Relaying Mit dem kooperativen Relaying können die verfügbaren Freiheitsgrade des drahtlosen Kanals besser genutzt werden¹. Betrachten wir hierzu das Relay-Netz in Abb. 7.2.b. Im Unterschied zum konventionellen Relaying wird nicht nur eine Route, sondern eine Vielzahl von Routen verwendet. Wenn wir davon ausgehen, dass die Relay-Knoten eines Clusters nahe beieinander liegen, dann ist die mittlere Signalstärke eines Links zwischen Knoten zweier benachbarter Cluster gleich. Die Links unterscheiden sich lediglich in ihrer momentanen Signalstärke. Ein konventionelles Relaying findet aber für die zusätzlichen Relay-Knoten keine Verwendung, da jede Route von S nach D die selbe Qualität (hier Ausfallwahrscheinlichkeit) hat. Anders als beim konventionellen Relaying muss sich der Knoten S nicht nur für einen Relay-Knoten aus dem Cluster 1 für den nächsten Hop entscheiden, ihm ist es stattdessen egal, welcher der Relay-Knoten aus dem Cluster 1 das Paket weiterleitet. Da die Relay-Knoten räumlich voneinander getrennt sind, können die Kanäle zwischen S und den einzelnen Relays des Cluster als unabhängig voneinander angesehen werden. Die Übertragung ist somit erfolgreich, wenn das Paket von mindestens einem der Relay-Knoten erfolgreich empfangen werden konnte. Das bedeutet, dass der empfangene SNR γ wenigstens eines Pfades (von S zu einem der Relay-Knoten) über dem Schwellwert γ_{th} lag.

¹Wir betrachten hier nur die Kooperation auf Empfängerseite. Das Modell kann dahingehend erweitert werden, dass auch Kooperation auf Senderseite (virtuelle Sendeantennen) berücksichtigt wird.

Multi-Hop-Ausfallwahrscheinlichkeit Nun können wir die Wahrscheinlichkeiten, dass es zu einem Ausfall beim konventionellen bzw. kooperativen Relaying kommt, miteinander vergleichen. Wie eingangs erwähnt, sendet die Quelle S Pakete an die Senke D . Zu einem Ausfall kommt es, wenn das Paket nicht am Zielknoten D ankommt und damit das Relaying fehlschlägt. Damit es beim konventionellen Relaying nicht zu einem Ausfall kommt, müssen alle Übertragungen entlang der Route erfolgreich sein. Wenn wir davon ausgehen, dass die Wahrscheinlichkeit für einen Ausfall (p_0) die selbe für jeden Hop ist, dann lässt sich die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle Relaying mit einer Routenlänge von S Hops wie folgt berechnen:

$$P_{\text{out}}^{\text{conv}}(p_0, S) = 1 - (1 - p_0)^S \quad (7.7)$$

Schließlich betrachten wir das kooperative Relaying. Die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für eine Route mit S Hops berechnet sich demnach wie folgt:

$$P_{\text{out}}^{\text{coop}}(p_0, S, K) = 1 - (1 - p_0^K)^{S-1} \cdot (1 - p_0) \quad (7.8)$$

hierbei stellt K die Anzahl der Knoten in einem Relay-Cluster dar (Abb. 7.2.b).

Ergebnisse In Abb. 7.3 ist die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle Relaying ($P_{\text{out}}^{\text{conv}}$) für eine Route mit 2 sowie 10 Hops aufgezeichnet. Vergleichen wir die Ergebnisse für den Rician-Kanal miteinander. Gehen wir davon aus, dass wir eine Applikation einsetzen, die eine maximale E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit von 10% toleriert. Bei einer Route der Länge 2 dürfen die Relay-Knoten maximal 107 m weit voneinander aufgestellt sein. Bei 10 Hops reduziert sich der maximale Abstand um 22% auf 83 m. Der Shadowing-Kanal weist gegenüber dem Rician-Kanal eine höhere Schwankung auf. Hier reduziert sich der maximale Abstand um 55% von 55 m auf 36 m ($\sigma = 3,5$ dB).

Schließlich wollen wir die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit des konventionellen ($P_{\text{out}}^{\text{conv}}$) und des kooperativen Relaying ($P_{\text{out}}^{\text{coop}}$) miteinander vergleichen. Für einen Rician-Kanal ist das Ergebnis in Abb. 7.4 dargestellt. Nehmen wir wieder an, dass unsere Applikation eine maximale E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit von 10% toleriert. Wie wir bereits gesehen haben, darf im Falle von konventionellen Relaying der Abstand zwischen den Relay-Knoten maximal 83 m betragen. Beim kooperativen Relaying mit $K=2, 3$ und 10 kann hingegen der Abstand zwischen den Relay-Knoten um 32,5%, 41% bzw. 42% vergrößert werden. Werden die Relay-Knoten in einem Abstand von 140 m voneinander aufgestellt, so beträgt die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit 96% bei konventionellem Relaying. Wird hingegen kooperatives Relaying mit einer Cluster-Größe von 2, 3 und 10 verwendet, so lässt sich die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit auf 66%, 41% bzw. 28% reduzieren. Bei einem Shadowing-Kanal wird der Vorteil des kooperativen Relaying noch ersichtlicher (Abb. 7.5) was daran liegt, dass hier die Schwankungsbreite größer als bei einem Rician-Kanal ist. Nehmen wir wieder an, dass die Anwendung eine maximale E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit von 10% toleriert. Beim konventionellen Relaying beträgt der maximale Abstand 36 m. Durch kooperatives Relaying der Größe 2, 3 und 10, kann jedoch der Abstand um 67%, 89% bzw. 92% erhöht werden. Im Vergleich zum konventionellen Relaying kann mit Hilfe von kooperativen Relaying und einer

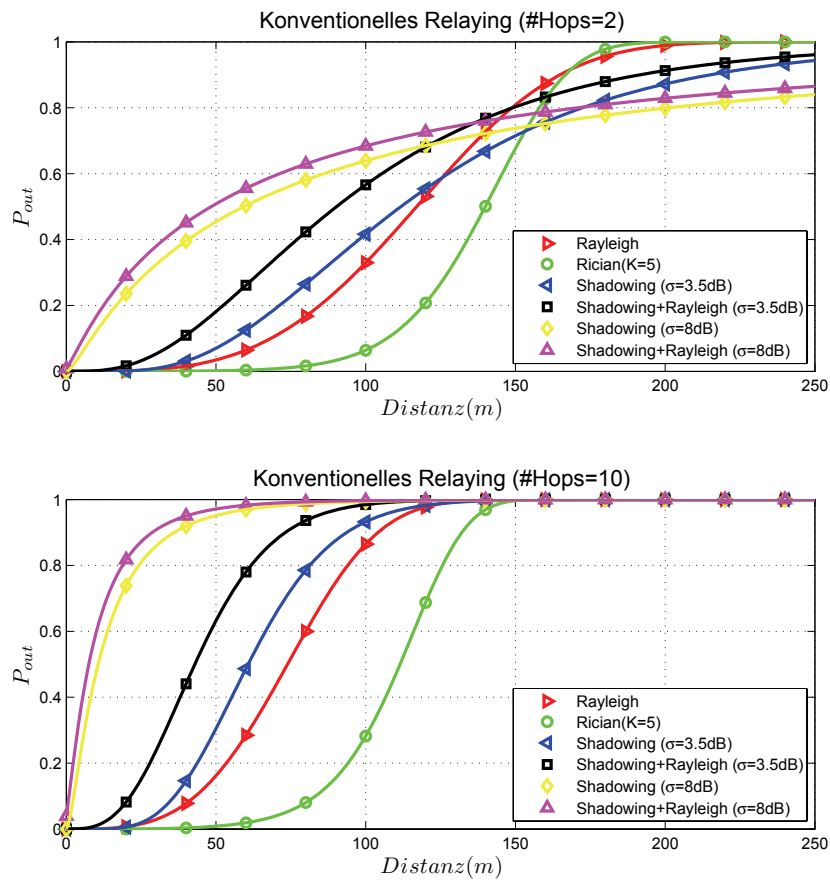


Abbildung 7.3: E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle Relaying für unterschiedliche Routenlängen (2 bzw. 10) sowie verschiedene Kanalmodelle.

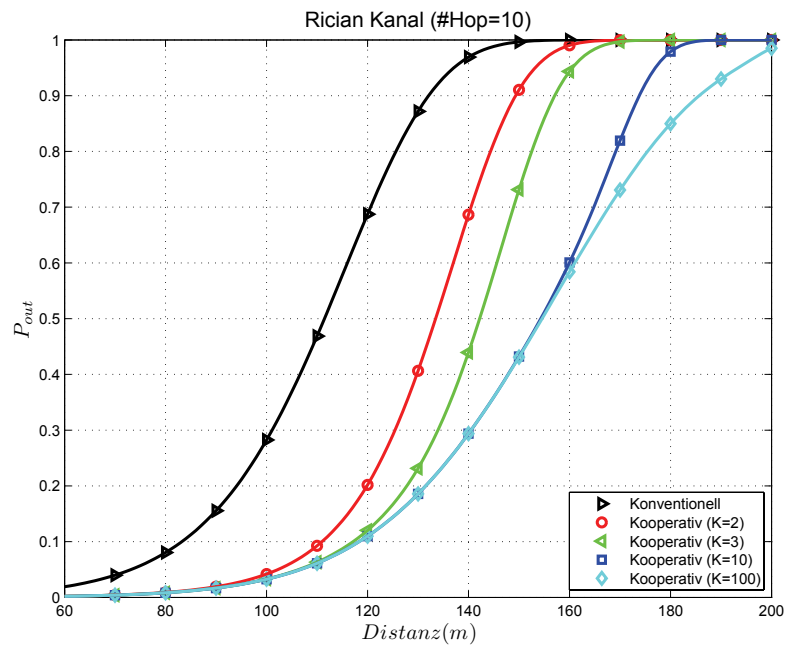


Abbildung 7.4: E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle und kooperative Relaying bei einem Rician-Kanal für eine Routenlänge von 10 Hops.

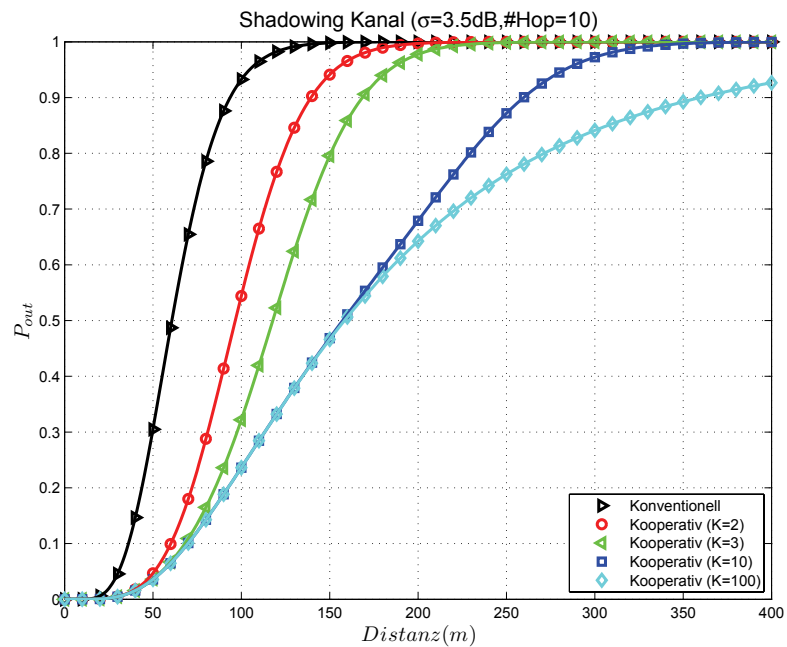


Abbildung 7.5: E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle und kooperative Relaying bei einem Shadowing-Kanal ($\sigma = 3,5$ dB) für eine Routenlänge von 10 Hops.

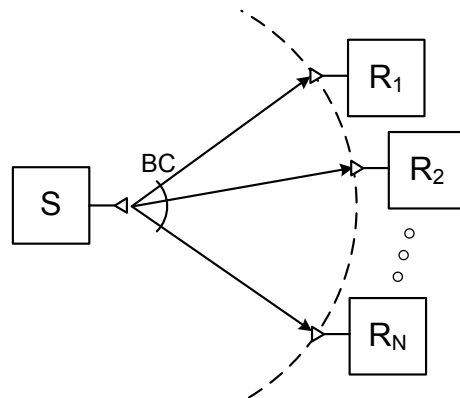


Abbildung 7.6: Szenario für die Evaluierung des isolierten Unicast und Anycast-Durchsatzes.

Cluster-Größe von 3 die Distanz zwischen den Relay-Knoten nahezu verdoppelt werden, ohne dass sich dabei die E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit vergrößert.

7.1.2 Isolierter Durchsatz

Wird die opportunistische Kommunikation auf der MAC-Schicht realisiert, so kann eine neue Form der MAC-Übertragung identifiziert werden. Zu den bereits bekannten Broad-, Multi- und Unicast-Übertragungen kommt noch die Anycast-Übertragung hinzu. Die Semantik der Anycast-Übertragung ist, dass der Sender ein Paket an eine Menge potenzieller Empfänger, die Kandidaten, versendet. Die Anycast-Übertragung ist erfolgreich, wenn mindestens einer der ausgewählten Empfänger das Paket empfängt und dessen Bestätigung (Ack) oder die eines anderen Kandidaten vom Sender empfangen wird.

Im Folgenden werden wir den Durchsatz von herkömmlichen Unicast- mit dem von Anycast vergleichen, wofür wir den Fall betrachten, dass lediglich ein Knoten sendet. D.h., es wird kein Wettbewerb zwischen den Stationen um den Mediumzugriff (*contention*) berücksichtigt. Als ARQ-Mechanismus kommt das Send-And-Wait Verfahren zum Einsatz. Das betrachtete Szenario ist in Abb. 7.6 aufgezeigt. Das hier verwendete Modell geht von folgenden Annahmen aus. Es wird lediglich für die Datenübertragung eine variable Paketfehlerrate (PER) angenommen. Die Übertragung der Ack-Pakete ist hingegen immer erfolgreich. Im Falle einer Anycast-Übertragung kommt es zu einer Neuübertragung, wenn das Paket von keinem der ausgewählten Empfänger erfolgreich empfangen werden konnte. Darüber hinaus muss bei der Anycast-Übertragung ein Multiplexing der Ack-Pakete unterschiedlicher Empfänger vorgenommen werden. Wir werden dabei zwei verschiedene Verfahren miteinander vergleichen. Einerseits ein Verfahren, wo die Länge der Ack-Phase nicht von der Größe der Anycast-Gruppe abhängt. Dieses Verfahren bezeichnen wir als Anycast mit fixer Länge der Ack-Phase. Andererseits ein Verfahren, indem die Ack-Pakete zeitlich hintereinander von den Empfängern versendet werden, so wie es bei einem TDM-basierten Verfahren wie Slotted-Ack ist. Hier hat die Größe der Anycast-Gruppe einen Einfluss auf den Durchsatz, da mit jedem zu-

KAPITEL 7: ANALYTISCHE BETRACHTUNGEN

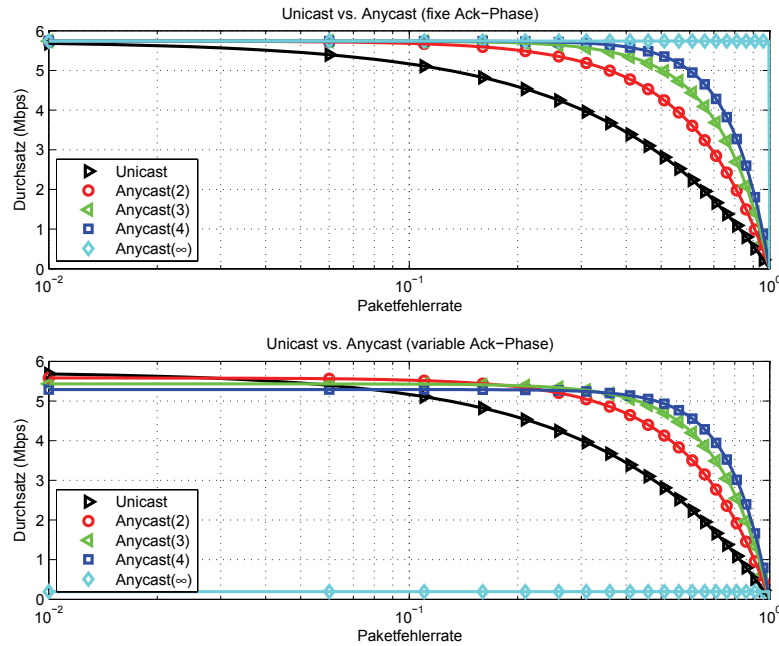


Abbildung 7.7: Durchsatz von Unicast- sowie Anycast-Protokollen mit unterschiedlicher Anycast-Größe. Die obere Abbildung zeigt den Durchsatz bei Verwendung von Anycast mit fixer Länge der Ack-Phase. In der unteren Abbildung hängt die Dauer der Ack-Phase von der Größe der Anycast-Gruppe ab. Die Größe des Datenpakets ist 1514 Bytes.

sätzlichen Anycast-Partner die Länge der Ack-Phase steigt. Dieses Verfahren bezeichnen wir als Anycast mit variabler Länge der Ack-Phase. Die Anzahl der erwarteten Neuübertragungen lässt sich wie folgt berechnen:

$$r(cs, p) = \frac{1}{1 - (1 - p)^{cs}} \quad (7.9)$$

wobei cs die Größe der Anycast-Gruppe und p die Übertragungswahrscheinlichkeit des Datenpakets auf einem Link sind. Der Unicast ist dabei ein Spezialfall von Anycast ($cs = 1$). Nun lässt sich die erwartete Dauer für die erfolgreiche Paketzustellung berechnen:

$$d(cs, p) = r(cs, p) \cdot (T_{Data} + \lambda(IFS + T_{Ack})) \quad (7.10)$$

wobei IFS die Interframe-Zeit, T_{Data} und T_{Ack} die Dauer des Datenpakets bzw. eines einzelnen Ack-Pakets ist. Wird ein Anycast mit fixer Länge der Ack-Phase verwendet, so ist $\lambda = 1$ zu setzen. Andernfalls wird die Größe der Anycast-Gruppe $\lambda = cs$ verwendet. Schließlich können wir den Durchsatz wie folgt angeben:

$$th(cs, p) = \frac{S_{Data}}{d(cs, p)} \quad (7.11)$$

wobei S_{Data} die Größe der nutzbaren Daten in einem Datenpaket ist.

Parameter	Wert
Physikalische Schicht	802.11g
Bitrate	6 Mbps
T_{RXTX} (Radiumschaltdauer von senden auf empfangen)	2 – 5 μs
T_{RFSW} (Kanalumschaltdauer)	80 μs
T_{slot} (slot time)	9 μs
T_{SIFS} (short interframe space)	10 μs
T_{DIFS} (DCF interframe space)	28 μs
PHY-Header (Präambel + PLCP)	20 μs

Tabelle 7.1: Verwendete Parameter für die Evaluation des isolierten Unicast und Anycast-Durchsatzes.

Ergebnisse Die verwendeten Parameter sind in Tabelle 7.1 aufgelistet, und der ermittelte Durchsatz wird in Abb. 7.7 dargestellt. Hier wurde $IFS = T_{SIFS}$ gesetzt. Zunächst betrachten wir den Fall, in dem die Hinzunahme von zusätzlichen Knoten zur Anycast-Gruppe keinen zusätzlichen Aufwand bedeutet (Abb. 7.7, oben). Hier kann der Durchsatz mit jedem zusätzlichen Anycast-Partner gesteigert werden, somit ist es also möglich einen hohen Durchsatz auch über höhere Paketfehlerraten hinaus zu halten. Wird aber ein Anycast mit variabler Länge der Ack-Phase (Slotted-Ack) verwendet, muss ein Kompromiss zwischen Größe der Anycast-Gruppe und dem aus der Dauer der Ack-Phase resultierenden Aufwand getroffen werden (Abb. 7.7, unten). Durch die Zunahme von Knoten zur Anycast-Gruppe sinkt zwar die effektive Paketfehlerrate, jedoch wird dieser Vorteil dadurch beschränkt, dass zusätzliche Mediumzeit für die Übertragung zusätzlicher Ack-Pakete notwendig wird. Die gewonnenen Erkenntnisse lauten: Weisen die Links eine mittlere Paketfehlerrate von weniger als 2,5% auf, so hat der Unicast den höchsten Durchsatz. Bis zu einer Fehlerrate von 18% sollte ein Anycast der Größe 2 eingesetzt werden, für Fehlerraten größer 33,5% ist aber ein Anycast der Größe 4 zu verwenden.

Zusammenfassung Die Schlussfolgerung ist, dass, wenn das Netzwerk ausschließlich aus Links hoher Qualität (Paketfehlerrate kleiner 10%) besteht, der opportunistische Gewinn gering ist, je höher die Paketfehlerrate der Links, desto größer der opportunistische Gewinn. Die Größe der Anycast-Gruppe spielt lediglich bei Links hoher Qualität eine Rolle, da hier der Aufwand des Slotted-Ack den opportunistischen Gewinn übersteigen kann.

7.1.3 Konkurrierender Durchsatz

Im vorherigen Abschnitt haben wir den Durchsatz einer isolierten opportunistischen Übertragung analysiert. In diesem Abschnitt betrachten wir den Durchsatz von opportunistischen Übertragungen, wobei wir zusätzlich den Wettbewerb (*contention*) zwischen Knoten berücksichtigen. Wir betrachten den Gesamtdurchsatz in Abhängigkeit von der Anzahl der beteiligten Knoten (Saturationsdurchsatz). Für die nachfolgende analytische Betrachtung werden folgende Annahmen getroffen. Zum einen ist das Radiomodell deterministisch; d.h. entweder existiert ein Link zwischen zwei Knoten oder nicht. Ferner befin-

den sich alle Knoten in einer gemeinsamen Kollisionsdomäne und der Sensing-Mechanismus ist perfekt. D.h., wenn eine Station sendet, dann wird dies auch von anderen Stationen erkannt. Schließlich, der Mediumzugriff erfolgt ausschließlich mit dem physikalischen Carrier Sensing, das virtuelle Carrier Sensing kommt nicht zum Einsatz.

Slotted-Ack

Hinsichtlich Kollisionswahrscheinlichkeit und Kanalausnutzung wird hier analysiert, inwieweit der opportunistische Mediumzugriff auf Basis von Slotted-Ack andere Ergebnisse liefert als ein herkömmlicher Unicast-Mediumzugriff. Ausgehend vom 802.11 DCF Basiszugriff (Abschn. 3.2.1) werden wir zeigen, inwieweit das Slotted-Ack (Abschn. 5.3.1) zu einer Erhöhung der Kollisionswahrscheinlichkeit und damit zu einer Verschlechterung des Durchsatzes führt. Wir nehmen eine Saturationsbetrachtung vor, deren Grundlage Modelle und Erkenntnisse von Tay bzw. Bianchi et al. sind [109, 15].

Im Saturationspunkt hat jede sendende Station immer eine gefüllte Sendequelle, wodurch jeder Übertragung ein Backoff vorausgeht. Ist die Kollisionswahrscheinlichkeit einer Übertragung p , so kann nach Tay et al. [109] die (durchschnittliche) Backoff-Fenstergröße wie folgt berechnet werden:

$$W_{BO} = \frac{1 - p - p(2p)^m W}{1 - 2p} \quad (7.12)$$

wobei p die Kollisionswahrscheinlichkeit, m die maximale BO-Fenstergröße $2^m W$ und W die minimale BO-Fenstergröße sind. Zu einer Kollision kommt es, wenn sich mindestens zwei Stationen für denselben Sendeschlitz (*slot*) entscheiden. Die Wahrscheinlichkeit, dass eine sendende Station X mit einer anderen Station Y kollidiert, ist $1/W_{BO}$ [109]. Betrachten wir nun die Besonderheiten des Slotted-Ack. Wie bereits in Abschn. 5.3.1 beschrieben, führen nicht gesendete Ack-Pakete zu Erhöhung der Kollisionswahrscheinlichkeit, da die ungenutzten „Lücken“ in der Mediumzeit fälschlicherweise von konkurrierenden Stationen als freies Medium angesehen und zur Übertragung eigener Pakete genutzt werden. Gehen wir nun von einer opportunistischen Übertragung aus, wobei die Größe der Kandidatenmenge C entspricht. Im einfachsten Fall wird das Datenpaket von allen C Kandidaten empfangen, die dann anschließend zum berechneten Zeitpunkt entsprechend ihrer Ordnungszahl (Priorität) ihr Ack-Paket versenden. Betrachten wir nun den Fall, dass v -viele Kandidaten mit den Ordnungszahlen $i \dots i + v$ das Datenpaket nicht erfolgreich empfangen und damit auch nicht ihr Ack versenden konnten. Dies führt dazu, dass das Medium für die Dauer T_{gap} unbesetzt bleibt:

$$T_{gap} = (v + 1) \cdot T_{SIFS} + v \cdot T_{Ack} \quad (7.13)$$

Hieraus lässt sich die verwundbare Zeitperiode $T_{vulnerable}$ (Vielfaches von T_{slot}), in der andere konkurrierende Knoten senden können und somit zu Kollisionen mit der in Ausführung befindlichen opportunistischen Übertragung führen würden, berechnen:

$$T_{vulnerable} [T_{slot}] = \frac{[T_{gap} - T_{DIFS}]}{T_{slot}} \quad (7.14)$$

Die Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket einer Station X mit einem Paket einer anderen Station Y kollidiert, ist jetzt wesentlich größer als im Unicast-Fall und entspricht $(1 + T_{vulnerable} [T_{slot}]) / W_{BO}$. Ferner beträgt die Wahrscheinlichkeit, dass die Station X mit irgendeiner beliebigen Station kollidiert $1 - (1 - (1 + T_{vulnerable} [T_{slot}]) / W_{BO})^{n-1}$. Daraus folgt für die Kollisionswahrscheinlichkeit einer Übertragung:

$$p = 1 - \left(1 - \frac{2(T_{vulnerable} [T_{slot}] + 1)(1 - 2p)}{1 - p - p \cdot (2p)^m} \frac{1}{W} \right)^{n-1} \quad (7.15)$$

Mit Hilfe von p können wir nun den Kanaldurchsatz bestimmen. Die Gleichung für den Kanaldurchsatz (*saturation throughput*) für eine Unicast-Übertragung ist gegeben als [109]:

$$\tilde{S} = \frac{2(1-p)}{2-p} \frac{T_{payload}}{T_{phy} + T_{SIFS} + T_{ACK} + T_{DIFS} + \frac{W}{n+1} T_{slot}} \quad (7.16)$$

Diese Gleichung ist für die opportunistische Übertragung mit Slotted-Ack anzupassen, da zusätzliche Ack-Pakete versendet werden müssen (Protokollaufwand) und diese zudem die Kollisionswahrscheinlichkeit erhöhen:

$$S = \frac{2(1-p)}{2-p} \frac{T_{payload}}{T_{phy} + cs \cdot (T_{SIFS} + T_{ACK}) + T_{DIFS} + \frac{W}{n+1} \cdot T_{slot}} \quad (7.17)$$

wobei cs der Größe der Kandidatenmenge entspricht.

Ergebnisse In Abb. 7.8 ist die Kollisionswahrscheinlichkeit und die Kanalausnutzung dargestellt. Folgende Beobachtung kann gemacht werden. Solange keine „Lücken“ in der Slotted-Ack-Phase entstehen, ist die Kollisionswahrscheinlichkeit für die Unicast sowie opportunistische Übertragung gleich (schwarze Linie). Geht immer ein Ack verloren (*Anycast₂^{*}*), dann erhöht sich die Kollisionswahrscheinlichkeit. Schon bei 2 Knoten im Netzwerk steigt die Kollisionswahrscheinlichkeit von 11% auf 36% bzw. 47% an. Bei 5 Knoten erhöht sich diese von 28% auf 52% bzw. 62%.

Wenden wir uns nun der Kanalausnutzung zu, sie ist bei der Unicast-Übertragung am höchsten, da im Modell davon ausgegangen wird, dass Pakete nur aufgrund von Kollisionen verloren gehen können. In einem solchen Szenario sind alle Links perfekt und es existieren keine Opportunitäten, welche von einem opportunistischen Protokoll genutzt werden können. Zusätzlich reduziert der Aufwand durch das Slotted-Ack die Kanalausnutzung. Diese ist bei 2 und 3 Kandidaten um 1,7% bzw. 3,4% geringer als im Unicast-Fall. Interessant sind die Situationen mit erhöhter Kollisionswahrscheinlichkeit. Wenn das erste bzw. die ersten beiden Ack-Paket(e) verlorengel(en) (*Anycast_{2/3}^{*}*), dann reduziert sich die Kanalausnutzung gegenüber dem Unicast-Fall bei 2 Knoten von 87% auf 71% bzw. 61%. Bei 5 Knoten kommt es zu einer Reduktion der Kanalausnutzung von 77% auf 57% bzw. 47%.

Zusammenfassung Wie wir zeigen konnten, kann das Slotted-Ack zu einer signifikanten Erhöhung in der Kollisionswahrscheinlichkeit führen, wodurch

KAPITEL 7: ANALYTISCHE BETRACHTUNGEN

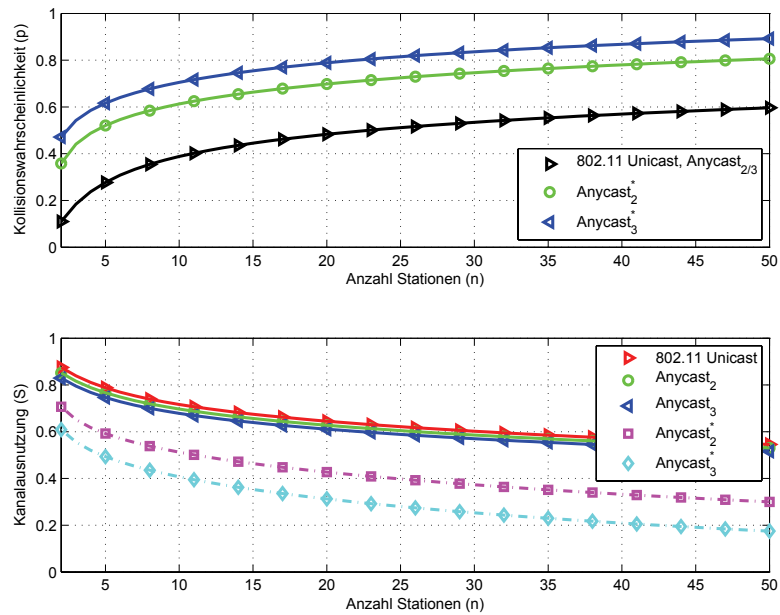


Abbildung 7.8: Kollisionswahrscheinlichkeit (oben) und Kanalausnutzung (unten) für 802.11 Unicast sowie für eine opportunistische Übertragung mit Slotted-Ack der Größe 2 bzw. 3. Bei der opportunistischen Übertragung gehen wir von zwei Szenarien aus. Einerseits betrachten wir die Fälle, in denen alle Empfänger das Paket erfolgreich empfangen und damit alle Ack-Pakete versendet werden ($Anycast_{2/3}$). Dies stellt den günstigsten Fall dar. Im ungünstigsten Fall wird das Datenpaket lediglich vom Kandidaten mit der niedrigsten Priorität empfangen und bestätigt. D.h., dass im Falle der Kandidatenmenge der Größe 2 und 3 immer das erste bzw. die ersten beiden Ack-Paket(e) verlorengel(en) ($Anycast_{2/3}^*$).

sich die Kanalausnutzung stark reduziert. In Netzen mit hoher Knotendichte kann somit der opportunistische Gewinn eines Protokolls auf Basis von Slotted-Ack verlorengelhen.

Komprimierter Slotted-Ack

In Abschn. 5.3.2 ist bereits die Funktionsweise des komprimierten Slotted-Ack beschrieben worden. Dadurch, dass er die Möglichkeit hat, Ack-Übertragungen zeitlich vorzuziehen, ist er im Gegensatz zum normalen Slotted-Ack weniger anfällig gegenüber Kollisionen. Die maximale Anzahl der Ack-Pakete, die hintereinander verlorengelhen kann, ohne die Kollisionswahrscheinlichkeit zu erhöhen, hängt dabei von der Größe der Slot-Zeit², des CCA³ (T_{CCA}) und der Dauer für das Umschalten des Radios von Senden auf Empfangen (T_{RXTX}) ab.

²Die Slot-Zeit (T_{slot}) hängt von der physikalischen Schicht (802.11b/g oder 802.11a) ab.

³ T_{CCA} ist die Zeit die notwendig ist, um überprüfen zu können, ob das Medium frei oder belegt ist.

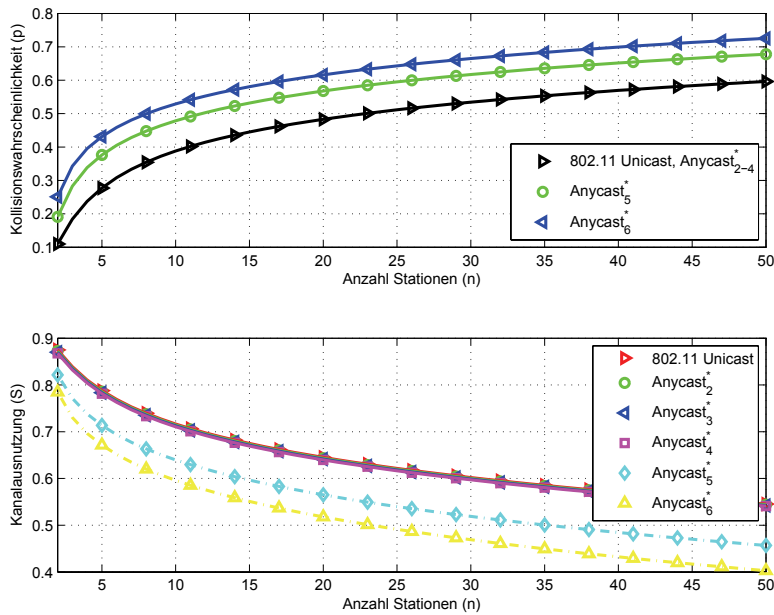


Abbildung 7.9: Kollisionswahrscheinlichkeit (oben) und Kanalausnutzung (unten) für die 802.11 Unicast sowie für opportunistische Übertragungen der Größe 2-6, die mit dem komprimierten Slotted Ack realisiert wurden. Bei allen hier betrachteten opportunistische Übertragungen der Größe n nehmen wir an, dass immer die ersten $n - 1$ Ack-Pakete verlorengegangen sind.

Für den komprimierten Slotted-Ack muss die Gl. (7.13) angepasst werden:

$$T'_{gap} = T_{SIFS} + v \cdot (T_{CCA} + T_{RXTX}) \quad (7.18)$$

Das Vorziehen von Ack-Übertragungen nachfolgender Kandidaten führt damit zu einer signifikanten Reduktion der verwundbaren Period $T_{vulnerable}$ (Abb. 7.9). Die verwendeten Parameter sind in Tabelle 7.1 dargestellt. Erkennbar ist, dass bis zu 4 aufeinander folgende Ack-Pakete verlorengehen können, ohne dass die Kollisionswahrscheinlichkeit zunimmt, entsprechend hoch bleibt die Kanalausnutzung bis zu diesem Punkt. Ferner wird durch das Vorziehen der Ack-Übertragungen die Dauer der Ack-Phase verkürzt, was sich wiederum positiv auf die Kanalausnutzung auswirkt. Da aus praktischer Sicht die Kandidatenmenge lediglich eine Größe von 2-4 besitzt, bietet der komprimierte Slotted-Ack einen wirksamen Schutz gegenüber Kollisionen.

7.2 Multi-Kanal-Taubheit

In diesem Abschnitt wird analysiert, wie MCEXOR mit dem Problem der Multi-Kanal-Taubheit umgeht, wobei folgende Annahmen getroffen werden. Zum einen ist das Radiomodell deterministisch, zum zweiten existieren neben dem betrachteten Paketfluss keine weiteren Paketströme im Netz, was heißt es existiert keine Interferenz durch konkurrierende Übertragungen. Um zu ver-

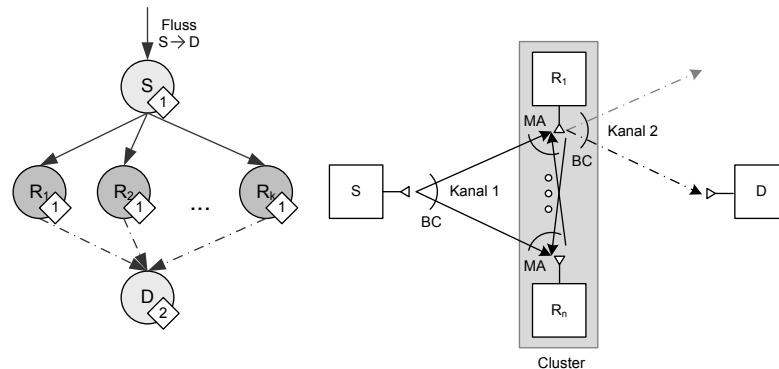


Abbildung 7.10: Netzwerk mit einem Paketfluss von Knoten A nach C illustriert den Einfluss der Größe der Kandidatenmenge auf die Multi-Kanaltaubheit und damit auch auf den Durchsatz.

einfachen, wird außerdem festgelegt, dass die Größe des Backoff-Fensters unverändert bleibt, d.h. dass nach einer Fehlübertragung die Größe des Backoff-Fensters nicht vergrößert wird. Schließlich wird angenommen, dass die Dauer der Datenübertragung inkl. der Slotted-Ack-Phase wesentlich länger ist als die Dauer eines Backoff. Sehen wir uns nun das Netzwerk aus Abb. 7.10 an. In diesem einfachen Netz liegt ein Paketfluss von Knoten S zu Knoten D über die Relay-Knoten R_1 - R_k vor. Der erste Hop erfolgt dabei auf Kanal 1, wobei für den zweiten Hop der Kanal 2 verwendet wird. Somit muss jeder Relay-Knoten von Kanal 1 auf 2 wechseln, um das Paket an den Knoten D weiterleiten zu können. Während der Übertragung auf Kanal 2 ist ein Relay-Knoten „taub“ und kann keine neuen Pakete von Knoten S empfangen. Knoten S würde in einer solchen Situation keine Bestätigung für das versendete Datenpaket erhalten und nach einem Backoff eine Neuübertragung durchführen. Durch Taubheit wird Mediumzeit verschwendet. Das Problem der Taubheit wird in MCEXOR wie folgt gelöst. MCEXOR wählt für den nächsten Hop anstelle eines einzigen Relay-Knotens eine Menge von Relay-Knoten, die Kandidatenmenge, aus. Die Idee dabei ist, dass zwar weiterhin nicht ausgeschlossen werden kann, dass einer dieser Relay-Knoten „taub“ ist, jedoch die Wahrscheinlichkeit, dass alle Relay-Knoten zu einem Zeitpunkt „taub“ sind, ist gering. Im folgenden werden wir daher den Einfluss der Größe der Kandidatenmenge auf die Taubheit und damit auf den Durchsatz untersuchen.

Diskutieren wir zunächst den Fall, dass lediglich ein Kandidat (R_1) zur Verfügung steht. Abb. 7.11 zeigt einen möglichen Ablaufplan (*schedule*). Der Datenübertragung des Senders folgt die Slotted-Ack-Phase, danach wartet der Sender T_{DIFS} , bevor er den Backoff durchführt. Sollte die Übertragung des Pakets fehlschlagen, so wird nach Abschluss des Backoff das Paket erneut übertragen, andernfalls wird ein neues Paket versendet. Betrachten wir nun das Verhalten des Kandidaten 1 genauer. Nach erfolgreichem Empfang des ersten Datenpakets ($Data_1$) und dem Abschluss der Slotted-Ack-Phase, wechselt der Kandidat 1 auf den Heimatkanal (hier 2) des Empfängers C. Mit Beginn des Kanalwechsels von 1 auf 2 beginnt die Taubheit des Kandidaten. Auf dem neuen Kanal (2) überträgt er das Datenpaket nach einer Wartezeit von T_{DIFS} . Nach er-

KAPITEL 7: ANALYTISCHE BETRACHTUNGEN

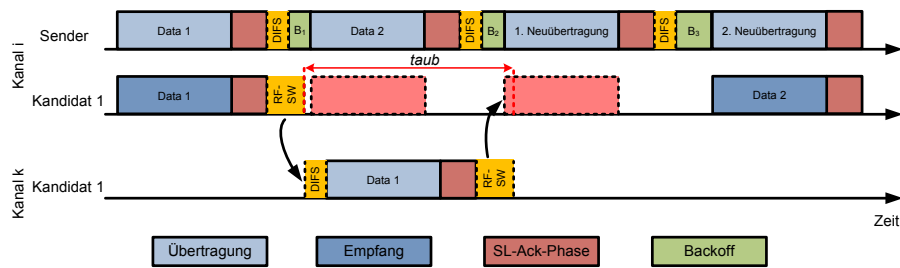


Abbildung 7.11: Bei einer Kandidatenmenge der Größe 1 schlägt jede 2. Datenübertragung fehl. Zusätzlich kann auch die nachfolgende Neuübertragung mit der Wahrscheinlichkeit von p_{deaf} fehlschlagen.

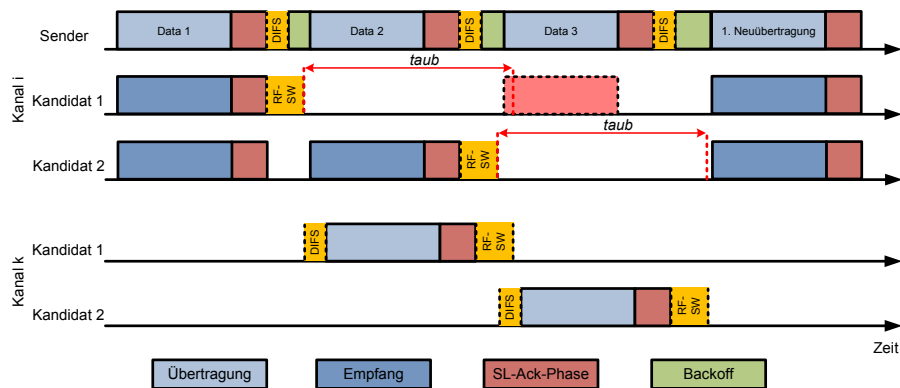


Abbildung 7.12: Bei einer Kandidatenmenge der Größe 2 schlägt mit einer Wahrscheinlichkeit von p_{deaf} jede 3. Datenübertragung fehl.

folgreicher Beendigung der Slotted-Ack-Phase wechselt er wieder zurück auf seinen Heimatkanal (hier 1) und beendet damit seine Taubheit, d.h. er kann wieder Pakete von Knoten S empfangen. Nun besteht das Problem, dass, während der Kandidat „taub“ ist, der Sender trotzdem mit der Übertragung weiterer Datenpakete fortsetzt. Im vorliegenden Beispiel kann das darauffolgende Datenpaket ($Data_2$) niemals vom Kandidaten erfolgreich empfangen werden. D.h., während der Übertragung des Datenpakets $Data_2$ ist der Kandidat „taub“ und das Paket muss mit der Wahrscheinlichkeit von 1 erneut übertragen werden, wobei auch die erste Neuübertragung des Pakets $Data_2$ aufgrund von Taubheit fehlschlagen kann. Was passiert, wenn zwei Kandidaten (R_1 und R_2) für das Weiterleiten des Pakets zur Verfügung stehen (Abb. 7.12)? Das erste Datenpaket wird von beiden Kandidaten empfangen, wobei Kandidat 1 o.b.d.A. das Paket weiterleitet. Kandidat 1 beginnt daher mit dem Kanalwechsel. Der Sender S versendet nun das zweite Datenpaket, das nur vom zweiten Kandidaten empfangen wird, da der erste Kandidat in dieser Zeit taub ist. Nun beginnt der Kandidat 2 mit dem Kanalwechsel. Der Sender S versendet nun das dritte Datenpaket. Jetzt kann es dazu kommen, dass während dieser Übertragung beide Kandidaten taub sind und somit das Paket erneut übertragen werden muss. Schließlich betrachten wir den Fall, dass drei Kandidaten ($R_1 - R_3$) für

KAPITEL 7: ANALYTISCHE BETRACHTUNGEN

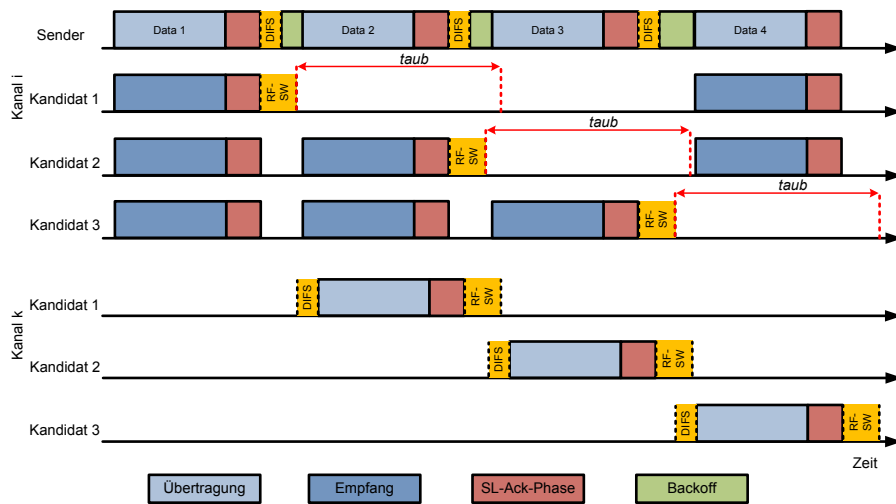


Abbildung 7.13: Bei einer Kandidatenmenge der Größe 3 schlägt keine Übertragung fehl, da zu jedem Zeitpunkt der Datenübertragung des Senders mindestens ein Kandidat sich auf seinem Heimatkanal befindet.

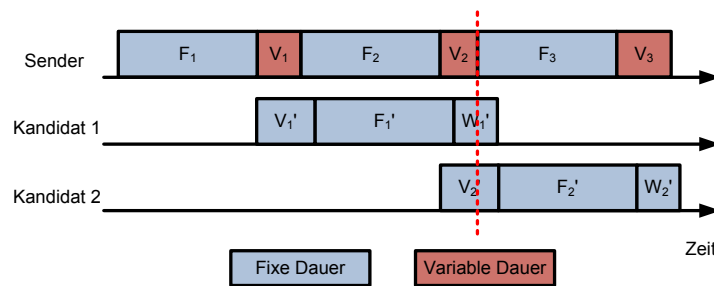


Abbildung 7.14: Multikanal-Taubheit bei einer Kandidatenmenge der Größe 2.

das Weiterleiten des Pakets zur Verfügung stehen (Abb. 7.13). Zu jedem Zeitpunkt befindet sich mindestens einer der drei Kandidaten auf Kanal 1, damit kann jedes Datenpaket des Senders von mindestens einem der drei Kandidaten empfangen werden. Mit 3 Kandidaten kann die Multikanal-Taubheit somit bekämpft werden.

Nachfolgend wird in Abhängigkeit von der Größe der Kandidatenmenge die Wahrscheinlichkeit, dass eine Übertragung aufgrund von Taubheit fehlschlägt, berechnet. Daraus lässt sich anschließend der Durchsatz bestimmen. In Abb. 7.14 ist die Situation, in welcher die Übertragung mit zwei Kandidaten fehlschlägt, schematisch dargestellt. Hier gehen wir zur Vereinfachung davon aus, dass die Slotted-Ack-Phase immer eine konstante Länge besitzt. Das Verhalten auf der Senderseite lässt sich in zwei Komponenten zerlegen: Komponenten fixer und variabler Länge. Zu den Komponenten fixer Länge zählt die Datenübertragung, die Slotted-Ack-Phase, T_{DIFS} und die Dauer für den Kanalwechsel (T_{RFSW}). Die einzige Komponente variabler Länge ist der Backoff. In Abb. 7.14 repräsentiert F_i die Datenübertragung inkl. Slotted-Ack-Phase und

T_{DIFS} . V_i repräsentiert die variable Länge des Backoff. V_i' und W_i' beinhalten die Dauer des Kanalwechsels (T_{RFSW}) sowie im Falle von V_i' die Dauer T_{DIFS} . Zur Vereinfachung setzen wir $Q_i' = V_i' + W_i'$. In Abb. 7.14 wird schematisch die Situation gezeigt, in der die beiden ersten Pakete F_1 und F_2 erfolgreich, das Paket F_3 hingegen nicht erfolgreich empfangen werden konnte. Wie wir bereits wissen, lag es daran, dass zum Zeitpunkt der dritten Paketübertragung beide Kandidaten taub waren, was immer dann eintritt, wenn:

$$Q_1' > V_1 + V_2 \quad (7.19)$$

Betrachten wir als erstes die beiden Komponenten V_1 und V_2 . Beide setzen sich ausschließlich aus dem Backoff zusammen. Aus Abschn. 3.2.1 ist bekannt, dass beim Backoff eine zufällige Zahl aus dem Bereich $0 \dots CW - 1$ (gleichverteilt) ausgewählt wird. Die Komponente Q_1 besitzt hingegen eine konstante Länge und zwar:

$$Q_1'[T_{slot}] = \lceil \frac{2T_{RFSW} + T_{DIFS}}{T_{slot}} \rceil \quad (7.20)$$

Nun lässt sich die Wahrscheinlichkeit berechnen, dass die Ungleichung 7.19 erfüllt wird:

$$p_{deaf} = \frac{\sum_{i=1}^{\min(Q_1'[T_{slot}]-2, W)} \sum_{j=1}^{\min(Q_1'[T_{slot}]-i-1, W)} 1}{W^2} \quad (7.21)$$

wobei W die Größe des Backoff ist. Als nächstes bestimmen wir die Rate für den erfolgreichen Empfang $r_{success}$ und die Übertragungsrate r_{xmit} , welche zusätzlich die aufgrund der Taubheit erforderlichen Neuübertragungen enthält. Die Dauer zwischen zwei Datenübertragungen am Sender (T_{cycle}) lässt sich wie folgt berechnen:

$$T_{cycle} = T_{phy} + cs \cdot (T_{SIFS} + T_{Ack}) + T_{DIFS} + \frac{W_0}{2} T_{slot} \quad (7.22)$$

wobei cs die Anzahl der Kandidaten ist. Ferner gelten folgende Zusammenhänge:

$$r_{xmit} = \frac{1}{T_{cycle}} \quad (7.23)$$

und

$$r_{xmit} - r_{success} = r_{deaf} \quad (7.24)$$

wobei r_{deaf} die Rate für Pakete ist, die aufgrund von Taubheit nicht empfangen werden konnten. Als nächstes betrachten wir das Verhältnis, in dem r_{xmit} und $r_{success}$ zueinander stehen. Dieses ist von der Anzahl der Kandidaten abhängig. Für die nachfolgende Berechnung haben wir diesen Zusammenhang mit Hilfe von Markow-Ketten modelliert (Abb. 7.15). Im Falle von 3 Kandidaten ist jede Übertragung erfolgreich und damit ein einziger Zustand ausreichend. Werden 2 Kandidaten verwendet, so benötigen wir 3 Zustände. Mit einer Wahrscheinlichkeit von 1 sind zwei aufeinanderfolgende Übertragungen erfolgreich (Zustände O und OO). Die dritte Übertragung kann jedoch mit einer Wahrscheinlichkeit von p_{deaf} fehlschlagen. Mit nur einem Kandidaten schlägt jede zweite Übertragung fehl (Zustand F). Unter der Bedingung, dass die zweite Übertragung fehlschlägt, kann mit einer Wahrscheinlichkeit

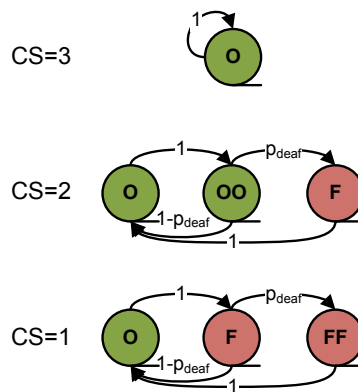


Abbildung 7.15: Markow-Modell zur Bestimmung der Wahrscheinlichkeit von Taubheit in MCExOR.

von p_{deaf} auch die dritte Übertragung fehlschlagen (Zustand FF). Mit Hilfe dieser Markow-Ketten lässt sich die Wahrscheinlichkeit, dass eine Übertragung aufgrund von Taubheit fehlschlägt, berechnen. Hierzu ist die stationäre Verteilung der Markow-Kette $\pi M = \pi$ zu bestimmen. Bei 3 Kandidaten ist diese $\pi = (1)$, wodurch sich eine Erfolgsrate von $p_{success} = 1$ ergibt. Bei 2 bzw. 1 Kandidaten ist $\pi = (\frac{1}{2+p_{deaf}}, \frac{1}{2+p_{deaf}}, \frac{p_{deaf}}{2+p_{deaf}})$. Im Falle von 2 Kandidaten ergibt sich die Erfolgsrate aus der Summe der Wahrscheinlichkeiten für den ersten und zweiten Zustand (O und OO): $p_{success} = \frac{2}{2+p_{deaf}}$. Bei nur einem Kandidaten ist dies hingegen die Wahrscheinlichkeit den Zustand O zu erreichen: $p_{success} = \frac{1}{2+p_{deaf}}$. Mit Hilfe von $p_{success}$ können wir nun das Verhältnis von r_{xmit} und $r_{success}$ bestimmen:

$$\frac{r_{xmit}}{r_{success}} = \frac{1}{p_{success}} \quad (7.25)$$

Schließlich kann mit Hilfe der Gleichungen (7.23), (7.24) und (7.25) der Durchsatz bestimmt werden:

$$throughput = r_{success} \cdot S_{Data} \quad (7.26)$$

wobei S_{Data} die Größe des Datenpakets ist.

Ergebnisse In Abb. 7.16 ist der Durchsatz für eine unterschiedliche Anzahl von Kandidaten in Abhängigkeit von der minimalen Backoff-Fenstergröße dargestellt. Liegt eine Kandidatenmenge der Größe 3 vor, stellt Taubheit kein Problem dar. Somit kann die Erhöhung der minimalen Backoff-Fenstergröße nur zu einer Reduktion des Durchsatzes führen. Werden hingegen 2 Kandidaten verwendet, ist Taubheit ein Problem. Hier führt zunächst eine Erhöhung der minimalen Backoff-Fenstergröße dazu, dass sich die Anzahl der Übertragungen, die aufgrund von Taubheit fehlschlagen, verringert (Gl. 7.19). Bei einer minimalen Backoff-Fenstergröße von 48 wird der maximale Durchsatz erreicht, eine weitere Erhöhung verringert jedoch den Durchsatz, trotzdem liegt er über dem mit 3 Kandidaten, da hier der Aufwand aufgrund des Slotted-Ack kleiner

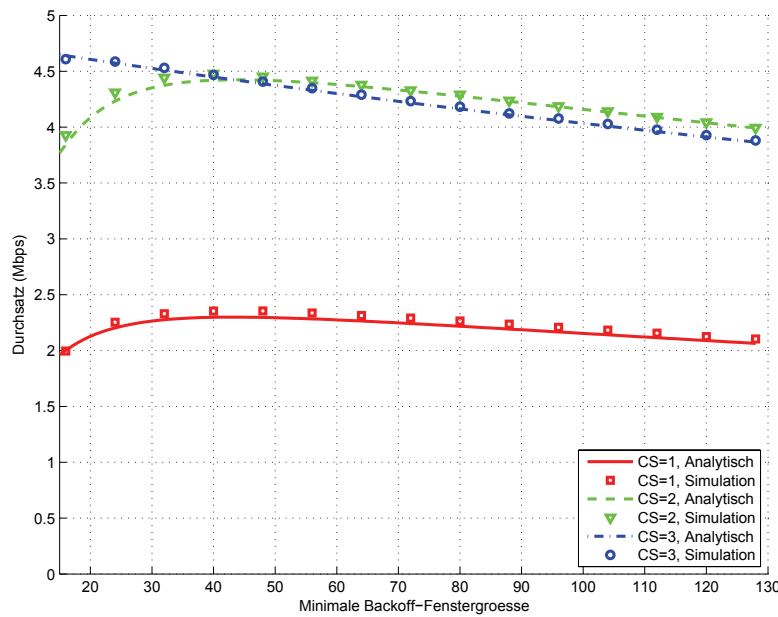


Abbildung 7.16: Durchsatz für das Szenario aus Abb. 7.10 in Abhängigkeit von der Anzahl der Kandidaten sowie der minimalen Backoff-Fenstergröße ($S_{Data} = 1460$ Bytes).

ist. Ein ähnliches Bild ergibt sich für den Fall mit nur einem Kandidaten. Hier ist der Durchsatz ungefähr halb so groß wie mit 2 Kandidaten und erreicht sein Maximum bei einer Fenstergröße von 40. Neben der analytischen Bestimmung des Durchsatzes ist in Abb. 7.16 auch der mit Simulation ermittelte Durchsatz dargestellt. Erkennbar hierbei ist, dass beide Verfahren zu nahezu identischen Ergebnissen führen.

Mit Hilfe des vorgeschlagenen Modells soll abschließend der Einfluss der Kanalumschaltdauer evaluiert werden (Abb. 7.17). Zunächst erkennen wir, dass bei einer größeren Kanalumschaltdauer der Durchsatz bei einer gegebenen minimalen Backoff-Fenstergröße sinkt. Nur durch eine Vergrößerung dieser, kann der Durchsatz gesteigert werden. Schließlich wird der maximale Durchsatz bei einer Kanalumschaltdauer von $80 \mu s$, $120 \mu s$ bzw. $160 \mu s$ erst bei einer Backoff-Fenstergröße von 36, 50 bzw. 62 erreicht.

KAPITEL 7: ANALYTISCHE BETRACHTUNGEN

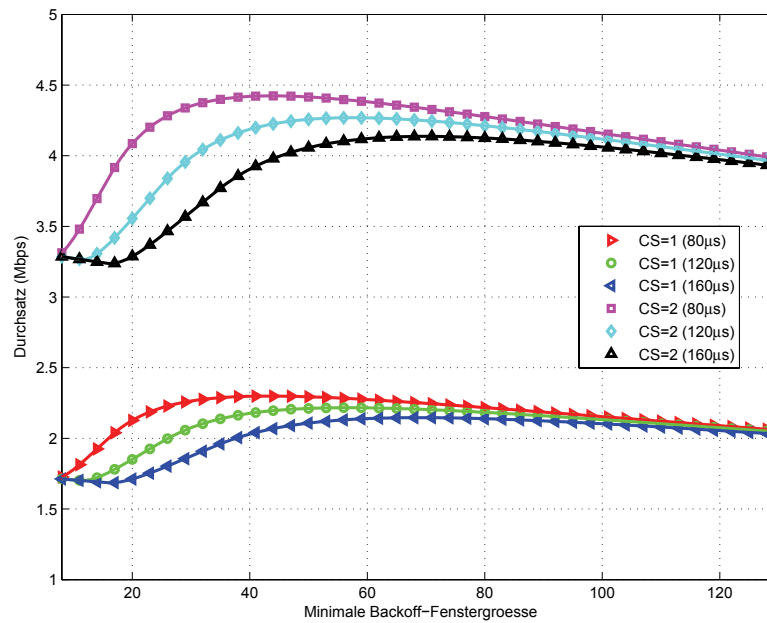


Abbildung 7.17: Durchsatz für das Szenario aus Abb. 7.10 in Abhängigkeit von der Anzahl der Kandidaten, der minimalen Backoff-Fenstergröße sowie der Kanalumschaltzeit T_{RFSW} ($S_{Data} = 1460$ Bytes).

Kapitel 8

Evaluation mit Hilfe von Simulationen

In diesem Kapitel werden die Ergebnisse der Evaluation der beiden opportunistischen Multi-Kanal Protokolle MCEXOR and MCHOR mit Hilfe von Simulationen vorgestellt. Diese beiden Protokolle werden mit den heute bekannten, modernen Protokollen, wie DSR auf der Basis von 802.11 und der ETX-Metrik, sowie anderen opportunistischen Verfahren wie MDF verglichen. Im Gegensatz zur analytischen Betrachtung (Kap. 7), finden Aspekte wie Routing und Mediumzugriff Berücksichtigung.

Aus den Experimenten werden folgende Ergebnisse abgeleitet: MCOR kann mit bereits heute verfügbarer Hardware, die nur eine Kanalumschaltzeit im Millisekundenbereich erlaubt, eingesetzt werden. Andere, aus der Literatur bekannte Verfahren wie Common Hopping, Multiple Rendezvous und Split Phase (Abschn. 4.3.2) benötigen hingegen Hardware mit sehr geringen Kanalumschaltzeiten. Im Dedicated Control Channel (DCC) Verfahren kommt es wegen dem sehr kleinen Abstand zwischen den Radios zu starken Interferenzen zwischen benachbarten Kanälen (ACI). Aufgrund des großen räumlichen Abstandes zwischen den Knoten ist ACI kein Problem für MCOR. Hier können bis zu 5 interferenzfreie Kanäle im 802.11g verwendet werden. Schließlich führen Verfahren wie das Multi-Channel Routing Protocol zu hohen Intra-Flow-Interferenzen. Hingegen wird in MCOR Intra-Flow-Interferenz bei der Auswahl der Kandidaten berücksichtigt. In Umgebungen mit einer hohen Korrelation der Verlustraten an unterschiedlichen Empfängern geht der opportunistische Gewinn verloren. Durch den vorgestellten Algorithmus zur Berücksichtigung von korrelierten Verlustraten bei der Auswahl von Kandidaten, kann jedoch der Durchsatz verbessert werden. Im Gegensatz zu anderen opportunistischen Protokollen hat MCOR eine reaktive Routensuche, wobei die Anzahl der im Maschennetz verwendeten Kanäle keinen signifikanten Einfluss auf die Latenz der reaktiven Routensuche hat. Verfügt ein Sender über 3-4 aussichtsreiche Kandidaten für das Weiterleiten eines Pakets, dann spielt Multi-Kanal-Taubheit nur eine untergeordnete Rolle. Bei Hardware mit hohen Kanalumschaltzeiten (> 1 ms) sollten allerdings 5 oder mehr aussichtsreiche Kandidaten vorhanden sein. Zudem hat die Kanalumschaltzeit in MCOR nur einen kleinen Einfluss auf den Durchsatz sowie die Latenz. In Umgebungen

mit lediglich einer Bitrate übersteigt der Durchsatz von MCEXOR den von sowohl herkömmlichen Verfahren wie DSR als auch anderen opportunistischen Verfahren wie MDF. Dies hängt hauptsächlich mit dem geringen Protokollaufwand zusammen. In Umgebungen mit multiplen Bitraten kann MCHOR aufgrund seiner Probing-Phase einen leistungsfähigeren Bitraten-Algorithmus verwenden und damit den höchsten Durchsatz liefern. Der Vorteil von MCEXOR kann gesteigert werden, wenn mehrere Kanäle verfügbar sind, so kann mit 2 und 3 Kanälen der Durchsatz mehr als verdoppelt bzw. verdreifacht werden, verglichen mit DSR. MCOR mit mehr als einem Kanal weist auch in saturierten Netzen bei Verwendung von UDP nur eine geringe Latenz auf. Diese entspricht nur einem Zehntel der Latenz von DSR. Ferner kann MCOR zusammen mit TCP verwendet werden, wobei der erreichte Durchsatz den von DSR um ein Vielfaches übersteigt. Der Vorteil von MCOR gegenüber DSR resultiert nicht aus einer Einsparung der zurückgelegten Hops eines Pakets, sondern daraus, dass die Übertragungen robuster werden (weniger Neuübertragungen) und weniger redundante Übertragungen entstehen.

8.1 Experimentelle Methodik

Hier werden die verwendeten Modelle für den drahtlosen Kanal zur Berücksichtigung von (korrelierten) Kanal-Fading, Kanalkohärenzzeiten und Interferenz zwischen benachbarten Kanälen vorgestellt, ferner die verwendeten Parameter der Simulation wie physikalische Schicht, Mediumzugriff sowie Topologien. Schließlich werden die für die Evaluation verwendeten Vergleichsmetriken beschrieben.

8.1.1 Integration im Simulator

Die Protokolle wurden im JiST/SWANS [10] Netzwerksimulator umgesetzt. Dazu mussten Vermittlungs-, Routing- als auch MAC-Schicht angepasst werden ebenso die Radioschicht zwecks Berücksichtigung der Besonderheiten des drahtlosen Kanals - (korreliertes) Fading, mehrere Kanäle und ACI.

8.1.2 Modelle und Parameter

Um mit Hilfe eines Simulators realistische Aussagen über die Leistungsfähigkeit von opportunistischen Protokollen machen zu können, braucht man eine realitätsnahe Modellierung der Radio-Schicht. Die meisten Netzwerksimulatoren für drahtlose Maschennetze unterstützen lediglich deterministische Pfadverlustmodelle wie Free-Space und Two-Ray-Ground. Wie wir jedoch in Abschn. 2.1 gesehen haben, ist das drahtlose Medium aufgrund von Shadowing- und Multipath-Effekten stochastischer Natur. Ferner führt Interferenz, ausgelöst durch Übertragungen in der Umgebung des Empfängers, zu unvorhersehbaren Schwankungen in der Qualität des drahtlosen Links (Abschn. 2.3). Gerade in solchen Umgebungen können opportunistische Verfahren wie MCEXOR und MCHOR ihre Leistungsfähigkeit vollständig entfalten, weswegen sowohl das Shadowing als auch das Multipath-Fading im Simulator realisiert worden ist. Ferner wird Interferenz berücksichtigt.

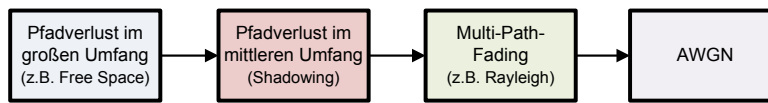


Abbildung 8.1: Illustration der Radiokette im Paketsimulator.

Kanalmodell Mathematische Modelle für den drahtlosen Kanal wurden bereits in Abschn. 2.1 erörtert. Hier wird gezeigt, wie diese im Simulator realisiert wurden. Abb. 8.1 illustriert die verwendete Radiokette (*radio chain*). Zunächst wird die Dämpfung des Radiosignals aufgrund von Pfadverlusten im großen Umfang berücksichtigt. Mögliche Modelle sind Free-Space und Two-Ray-Ground. Anschließend werden Effekte, resultierend aus dem Pfadverlust im mittleren Umfang, berücksichtigt. Hier wird das Shadowing Modell eingesetzt. Veränderungen im Kanal aufgrund von Mehrwegausbreitung werden über Modelle für Pfadverlust im kleinen Umfang berücksichtigt, es werden Modelle wie Rayleigh und Rician verwendet. Schließlich wird das am Empfänger anliegende Rauschsignal (z.B. thermales Rauschen) mit einem AWGN-Kanal berücksichtigt. Letztendlich nehmen wir ein Block-Fading-Modell an, d.h. das das Fading für die Dauer einer Paketübertragung konstant ist. Während einer Paketübertragung werden Signale anderer Sender als Interferenz wahrgenommen, wobei es bei einem starken Interferenzsignal zum Capture-Effekt kommen kann (Abschn. 3.2.1). Am Ende einer jeden Übertragung wird der SNIR-Wert ermittelt, aus dem die Paketfehlerwahrscheinlichkeit errechnet wird (Abschn. 2.2.1). Mit Hilfe eines Bernoulli-Versuchs wird zum Schluss entschieden, ob die Übertragung erfolgreich war oder nicht.

Kohärenzzeit Für die Evaluation der Leistungsfähigkeit von MCHOR spielt die Kohärenzzeit des Kanals eine entscheidende Rolle, da es in Umgebungen mit kleiner Kohärenzzeit, z.B. infolge von hoher Mobilität, schwierig ist, den Kanal mit Hilfe von Probing zu bestimmen. Für die Evaluation von MCHOR sind deshalb folgende Annahmen über die Umgebung gemacht worden. In den Simulationen wird von einer relativen Geschwindigkeit der Knoten von 25 km/h ausgegangen. Dies entspricht einer Kohärenzzeit für das Multi-Path-Fading von $T_c = 2,2$ ms. Die Ermittlung der Kohärenzzeit für das Shadowing ist hingegen schwieriger, da keine brauchbaren Modelle existieren, ein Wert von $T_c = 10$ ms wird daher angenommen. Im Verlauf dieses Abschnitts wird auf den *Fast* and *Slow* Fading Kanal verwiesen. Im ersten heißt das, dass die Kohärenzzeit des Kanals kleiner ist als die Protokolldauer, im zweiten, dass sich die Kohärenzzeit über mehrere Paketübertragungen erstreckt.

Interferenz durch benachbarte Kanäle Um Mehrkanal-Protokolle evaluieren zu können, müssen Effekte wie die Interferenz zwischen benachbarten Kanälen berücksichtigt werden (Abschn. 2.3.5). Wird ein Verfahren wie 802.11 verwendet, so kann ACI folgende Konsequenzen haben. Im Fall von zwei nahe gelegenen Sendern führt ACI dazu, dass der eine Sender fälschlicherweise den Kanal als belegt detektiert, was damit zu erklären ist, dass es sich bei 802.11 um ein CSMA/CA-Protokoll handelt, welches dem „listen-before-talk“-Paradigma folgt. Demnach darf eine Station nur dann senden, wenn der Ka-

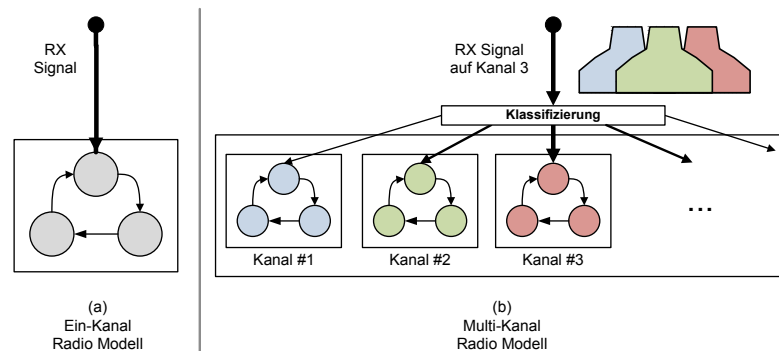


Abbildung 8.2: Modifiziertes Radiomodell zur Unterstützung mehrerer Kanäle sowie ACI.

nal zuvor als frei detektiert wurde. ACI hat jedoch zur Folge, dass ein Kanal auch dann als belegt gemeldet wird, wenn zu diesem Zeitpunkt ein Signal auf einem benachbarten überlappenden Kanal anliegt. Eine Station würde in einem solchen Fall fälschlicherweise ihre Übertragung auf einen späteren Zeitpunkt verzögern. Im Fall eines nahegelegenen Empfängers und Senders, kann es dazu kommen, dass das schwach ankommende Signal am Empfänger durch das starke, vom Sender ausgehende Signal zerstört wird. Zusätzlich können aufgrund von ACI auch Probleme bei nahegelegenen Empfängern entstehen (Hidden-Node, Abschn. 3.2.1). Im Folgenden wird beschrieben, welche Modifikationen am Simulator zur Unterstützung mehrerer Kanäle notwendig wurden. Das Augenmerk lag dabei in erster Linie auf einer realistischen Modellierung, welche auch Effekte wie ACI berücksichtigt. In der initialen Version von JiST/SWANS wurde das Radio eines Knotens mit Hilfe eines Zustandsautomaten modelliert (Abb. 8.2a). Dieses Modell zur Unterstützung mehrerer Kanäle ist wie folgt erweitert worden. Zunächst wurde die Anzahl Radios, die jedem Knoten zugeordnet ist von 1 auf C erweitert, wobei C die Gesamtanzahl der Kanäle ist. Im Fall von 802.11b/g ist $C = 13$. Diese C -vielen Radios werden nun parallel betrieben. Jedes versendete Signal wird mit dem verwendeten Kanal annotiert. Das an einem Knoten ankommenden Signal wird anhand des annotierten Kanals klassifiziert und dem jeweiligen Radio zugeführt (Abb. 8.2b). Ferner wurde in einem weiteren Schritt ACI berücksichtigt. Dies soll anhand des folgenden Beispiels erläutert werden. Nehmen wir an, dass ein Paket auf Kanal 3 versendet wird. Unseren experimentellen Messungen zufolge (Abschn. 6.2) können nicht nur die Knoten auf Kanal 3 dieses Signal empfangen bzw. werden von diesem gestört, sondern können auch Knoten auf benachbarten Kanälen (z.B. 2 und 4) durch diese Übertragung beeinflusst werden. Betrachten wir hierzu die spektrale Sendemaske einer typischen 802.11g Übertragung (Abb. 2.11). Erinnern wir uns daran, dass der Kanalabstand (*channel spacing*) in 802.11b/g 5 MHz beträgt. Ein Empfänger, der Kanal 5 anstatt Kanal 3 verwendet, empfängt ein um 13 dB gedämpftes Signal. Diese Beobachtung wird für die Berechnung des Einflusses durch ACI verwendet. Daher wird für ein ankommendes Signal die Signalstärke nicht nur für den jeweils verwendeten, sondern auch für die benachbarten Kanäle mit Hilfe der Tabelle 8.1 berechnet. Die berechneten Signale werden anschließend zeitgleich durch

Frequenzoffset (MHz)	5	10	15	20	25	30
Spektrale Dämpfung (dB)	0	13	32	42	53	55

Tabelle 8.1: Numerische Werte einer typischen Sendemaske aus Abb. 2.11.

die zugehörigen Radios verarbeitet.

Physikalische Schicht Als physikalische Schicht wurde 802.11g verwendet. Alle 802.11g Pakete enthalten eine PLCP Präambel, welche auf der niedrigsten verfügbaren Bitrate (6 Mbps) gesendet wird. Zusätzlich zur Präambel hat jedes Paket noch einen MAC-Header, der auf einer beliebigen Basisrate (6, 12, 24 Mbps) gesendet werden kann, solange diese kleiner ist, als die, die vom anschließenden Daten-*Payload* verwendet wird. Der Daten-*Payload* kann auf einer beliebigen 802.11g Bitrate (6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54) versendet werden.

Mediumzugriff Der Mediumzugriff von MCEXOR und MCHOR ist in Abschn. 5.3 detailliert beschrieben worden. In der Evaluation werden Vergleiche mit traditionellen Verfahren wie DSR vorgenommen. Der von DSR eingesetzte Mediumzugriff ist 802.11 DCF, für Unicast-Übertragungen wird auch der in 802.11 beschriebene Stop-and-Wait-ARQ verwendet.

Umgebung Die in Abschn. 3.3.1 vorgestellten Szenarien werden hier verwendet, wobei der drahtlose Kanal mit Hilfe von Shadowing (abgeschattete Umgebung) sowie Multi-Path-Fading (Mobilität der Umgebung) modelliert wird. Die städtische Umgebung unterscheidet sich dabei von der ländlichen durch eine höhere Schwankung im Shadowing ($\sigma = 8$ dB bzw. $\sigma = 3,5$ dB).

Topologie Für die Evaluation der Protokolle werden die Knoten nach unterschiedlichen Verfahren räumlich platziert. Einerseits werden Szenarien betrachtet, in denen die Knoten an bestimmten Stellen im Raum platziert werden, andererseits werden häufig auch zufällig generierte Topologien verwendet. Hier werden die Knoten zufällig (gleichverteilt) auf einem Feld bestimmter Größe platziert. Um jedoch eine minimale Konnektivität zwischen den Knoten zu gewährleisten, werden die Knoten so platziert, dass jeder Knoten mindestens 2 Nachbarn hat, zu denen er eine Paketfehlerrate von maximal 50% besitzt.

Routensuche Bei Betrachtungen, in denen es ausschließlich um das Forwarding geht (z.B. Durchsatz), wurde die Routensuche abgeschaltet. D.h. alle Knoten verwenden dieselbe Link-Tabelle, in die sie die Link-Metriken zu ihren Nachbarn aktualisieren und diese auch für die Berechnung der Routen verwenden. Somit besitzt jeder Knoten die Kenntnis über die globale Topologie und muss daher auch keine Routensuche vornehmen. Das lokale Link Probing bleibt aber weiterhin aktiv. Beim Link-Probing wurde ein Probe-Paket pro Sekunde versendet, wobei für die Berechnung der Verlustraten die über einen Zeitraum von 100 s empfangenen Probe-Pakete berücksichtigt wurden. Bei Verwendung von mehreren Kanälen wurde die Anzahl der Probe-Pakete pro Kanal konstant gehalten.

Paketflüsse Die Paketflüsse verliefen wie folgt. In Multi-Hop-Umgebungen mit zufällig platzierten Knoten wurde von dem am weitesten links gelegenen zu dem am weitesten rechts gelegenen Knoten ein Fluss aufgesetzt. Bei mehreren Flüssen wurde darauf geachtet, dass niemals ein Knoten die Quelle von mehr als einem Paketfluss war. In allen Szenarien wurde der Paketfluss nach 100 s Simulationszeit gestartet, erst zu diesem Zeitpunkt waren die Linkqualitäten (Verlustraten) zwischen den Knoten mit Hilfe des Link Probing ermittelt worden.

Vergleichsmetriken Die folgenden Metriken werden für den Vergleich der unterschiedlichen Routing-/MAC-Protokolle verwendet:

- Durchsatz (*goodput*): Mittlere Anzahl von Datenpaketen, die erfolgreich pro Zeiteinheit übertragen werden.
- Latenz (*delay*): Mittlere Verzögerung eines Datenpakets.
- Paketverlustrate (PER, *packet loss rate*): Verhältnis (Mittel) der Anzahl der nicht empfangenen Pakete zur Anzahl der gesendeten.
- Neuübertragungen (*retransmissions*): Mittlere Anzahl von Neuübertragungen auf der MAC-Schicht (ARQ).
- Redundante Übertragungen: Mittlere Anzahl redundanter Übertragungen (Duplikate).
- Hop-Anzahl (*hop count*): Mittlere Anzahl der Hops, die ein Paket von der Quelle zur Senke benötigt.
- Energieverbrauch (Joule/Bit): Die notwendigen Energie (Joule) um ein Bit vom Sender zum Empfänger (E2E) zuzustellen.

Wenn nicht gesondert hingewiesen wird, dann werden bei der Präsentation der Simulationsergebnisse Mittelwerte für die oben genannten Vergleichsmetriken präsentiert. In Situationen, in denen die gemessenen Werte signifikant schwanken, wird zusätzlich die Standardabweichung angegeben.

Simulationsparameter Die in den Simulationen verwendeten Parameter sind in Tabelle 8.2 aufgelistet. In einigen Simulationen wurden abweichende Parameter verwendet, auf die an der jeweiligen Stellen verwiesen werden wird.

8.2 Ergebnisse

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse, welche mit Hilfe von Simulation ermittelt worden sind, vorgestellt und diskutiert. Vorbereitend gehen wir zunächst auf Einflüsse wie ACI und korrelierte Paketverlustraten ein. Danach betrachten wir die Latenz der reaktiven Routensuchen und den Einfluss der Kanalumschaltzeit auf die Multi-Kanal-Taubheit. Im Anschluss daran geht es um den Durchsatz und die Latenz in Ein- und Multi-Hop-Umgebungen mit einem bzw. mehreren Paketflüssen. Hier werden sowohl UDP als auch TCP

Parameter	Wert
Ausbreitungsmodell	Shadowing, Rayleigh
Pfadverlustexponent β	3,5
Shadowing Standardabweichung σ	3,5 und 8 dB
physikalische Schicht	802.11g
Sendestärke	19 dBm
Bitrate	6 Mbit/s
SINR \rightarrow PER	siehe Abb. 2.5
Radio Empfangssensitivität	-96 dBm
Radiumschaltdauer von Senden auf Empfangen	5 μ s
Kanalumschaltdauer	80 μ s
Radiofrequenz	2,4 GHz
Slotgröße (<i>slot time</i>)	9 μ s
SIFS	10 μ s
PHY-Header (Präambel + PLCP)	20 μ s
Short retry limit	7
Long retry limit	4
Backoff-Fenstergröße	15 ... 1023
RTS	abgeschaltet
Anzahl Kandidaten	2-4
Anzahl Knoten	100
Paketgröße (Applikation)	1460 Bytes
Dauer eines Paketflusses	10 sec
maximale Segmentgröße (TCP)	1460 Bytes
Anzahl Wiederholungen	50

Tabelle 8.2: Standardeinstellung für die verwendeten Simulationsparameter

evaluiert. Es wird systematisch nach den Gründen geforscht, warum MCEXOR einen höheren Datendurchsatz liefert als traditionelle Protokolle wie DSR. Hier werden die Anzahl Hops, Neuübertragungen, redundanten Übertragungen sowie Verlustraten untersucht. Ferner wird der Vorteil des komprimierten Slotted-Ack evaluiert. Bezüglich Umgebungen mit Multi-Bitraten wird der Einfluss des Bitraten-Algorithmus untersucht. Der Abschnitt wird mit einer Betrachtung zur Gesamtkapazität des Netzes bei Verwendung eines opportunistischen Protokolls wie MCEXOR abgeschlossen.

8.2.1 Interferenz durch benachbarte Kanäle

Im Abschn. 4.3.2 sind verschiedene Multi-Kanal-Protokolle für drahtlose Maschennetze vorgestellt worden. Darunter war das sogenannte Dedicated Control Channel (DCC) Verfahren, welches 2 Radios pro Knoten benötigte. Es wird in diesem Abschnitt mit Hilfe von Simulation gezeigt, dass aus praktischer Sicht, d.h. unter Verwendung der aktuellen 802.11b/g Hardware, dieses Verfahren ungeeignet ist. Von den zur Verfügung stehenden 13 Kanälen im 2,4 GHz Band können nur 2 simultan verwendet werden. Ein Kanal wird dabei beim DCC-Verfahren ausschließlich für die Übertragung von Kontrollpaketen eingesetzt. So verlockend die Möglichkeiten eines Multi-Radiosystems sind, so

Parameter	Wert
Ausbreitungsmodell	Free Space
Pfadverlustexponent β	2,0
Sendestärke	16 dBm
Radioempfangssensitivität	-91 dBm

Tabelle 8.3: Spezifische Simulationsparameter für die Evaluation von ACI.

ernüchternd sind die Ergebnisse, die mit heutiger Hardware erreicht werden können. Ferner benötigen Multi-Radiosysteme mehr Platz und verbrauchen mehr Energie, wodurch sie für Sensornetze nicht in Frage kommen.

Es wird, wie bereits in der Messung (Abschn. 6.2), lediglich ein Szenario betrachtet, wo auf einem Radio gesendet und auf dem anderen empfangen wird, besonders interessant für Multi-Hop Maschennetze, weil hier häufig Pakete weitergeleitet (Relaying) werden. Ein Relay-Knoten kann simultan auf einem Kanal empfangen und auf dem anderen senden, wodurch sich die Paket-Latenz verringern lässt. In Tabelle 8.3 sind die abweichenden Parameter aufgelistet, wobei die bereits in der Messung verwendete Topologie (Abb. 6.12) verwendet wird.

In Abb. 8.3 ist der ermittelte Durchsatz abgebildet. Hier stellen F_1 und F_2 die Flüsse $L \rightarrow M_0$ bzw. $M_1 \rightarrow R$ dar. Für F_1 wird immer der selbe Kanal (1) verwendet, während der Kanal von F_2 variiert wird. Es ist eine Asymmetrie im Durchsatz der Flüsse F_1 und F_2 bei Abständen von 15 und 40 cm zwischen M_0 und M_1 zu erkennen. Bei einem Abstand von 15 cm ist der Durchsatz des zweiten Flusses bei Verwendung der Kanäle 4 und 5 nahezu Null. Die Situation verbessert sich, wenn der Abstand vergrößert wird. Die Kanäle 1 und 8 können bei einem Abstand von 15 cm interferenzfrei verwendet werden, bei einer Distanz von 80 cm sind es die Kanäle 1 und 4.

Zusammenfassung Bei einem Abstand von mindestens 1 m zwischen den Radios können laut unserem Modell bis zu 5 Kanäle im 2,4 GHz-Band störungsfrei betrieben werden. Da im Fall von MCOR einerseits die Knoten mit lediglich einem Radio ausgestattet sind und andererseits davon ausgegangen werden kann, dass die Knoten mehrere Meter räumlich voneinander getrennt sind, können in den Betrachtungen zu MCOR bis zu 5 interferenzfreie Kanäle im 2,4 GHz-Band angenommen werden.

8.2.2 Korrelierte Paketverlustraten

Im Abschn. 6.1.2 wurde gezeigt, dass unter bestimmten Bedingungen die Verlustraten an unterschiedlichen Empfängerknoten nicht mehr länger als unabhängig angesehen werden können. In diesem Abschnitt werden Modelle präsentiert, mit deren Hilfe diese Effekte auch im Simulator berücksichtigt werden können. Zunächst wird das vom Autor modifizierte Modell des drahtlosen Kanals vorgestellt. Hier wird davon ausgegangen, dass das Shadow-Fading von räumlich nahe gelegenen Knoten korreliert ist und lediglich das Multi-Path-Fading als unabhängig angesehen werden kann. Basierend auf diesem Modell ist eine Reihe von Simulationen durchgeführt worden, die zeigen, dass sich

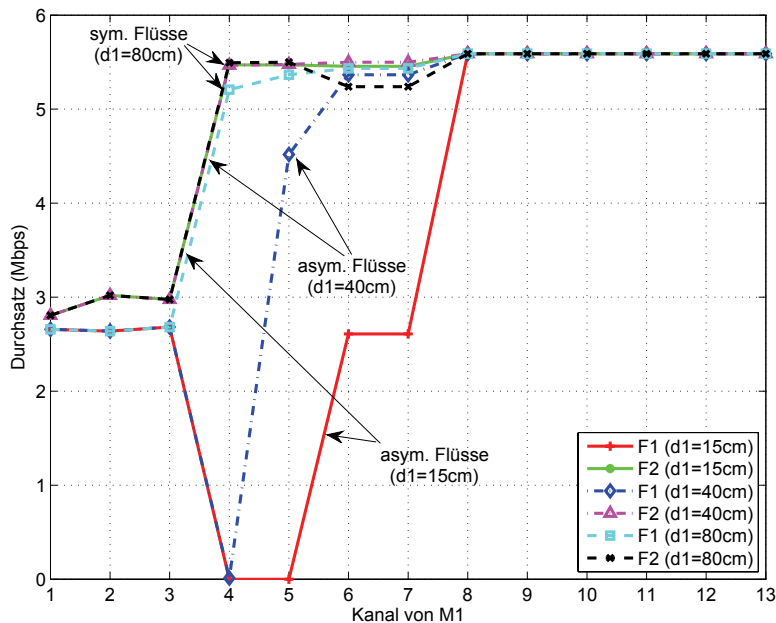


Abbildung 8.3: Mittlerer Durchsatz - der Kanal 1 wird von Fluss F_1 verwendet, wobei für F_2 der verwendete Kanal variiert wird.

in Maschennetzen mit hoher räumlicher Korrelation (d_{corr}) der opportunistische Gewinn verringert, er kann aber bis zu einem bestimmten Grad mit dem in Abschn. 5.2.3 vorgestellten Algorithmus zur Kandidatenauswahl verbessert werden.

Der modifizierte drahtlose Kanal

Die in Abschn. 6.1.2 gemachten Beobachtungen können wie folgt erklärt werden. Die korrelierten Verlustraten an räumlich nahe gelegenen Knoten resultieren daraus, dass das Shadow-Fading an nahe gelegenen Knoten ähnlich ist und zudem korreliert zu sein scheint. Wir gehen daher im Folgenden davon aus, dass das Shadow-Fading von räumlich nahe gelegenen Knoten korreliert ist und nur das Multi-Path-Fading als unabhängig angesehen werden kann.

Modell Stellen wir uns ein Netzwerk mit n Knoten vor. In den meisten Netzwerksimulatoren (z.B. NS2) wird das Shadowing mit Hilfe eines Standard-Gauss-Zufallsvektors w , welcher eine Sammlung von n i.i.d. (unabhängig und identisch verteilt) Standard-Gauss-Zufallsvariablen w_1, \dots, w_n ist, dargestellt (Gl. 2.6). Da wir davon ausgehen, dass das Shadow-Fading von räumlich nahe gelegenen Knoten nicht mehr länger unabhängig ist, habe ich zur Erzeugung der korrelierten Zufallszahlen den Algorithmus von Park et al. verwendet [85]. Der Algorithmus ist in der Lage korrelierte Poisson Zufallsvariablen zu erzeugen. So ist eine Poisson Verteilung mit großem Wert für λ annähernd gaussverteilt. Die approximative Gauss-Verteilung hat die Parameter $\gamma = \sigma^2 = \lambda$. Schließlich wurde die Korrelationsmatrix mit Hilfe der geographischen Posi-

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

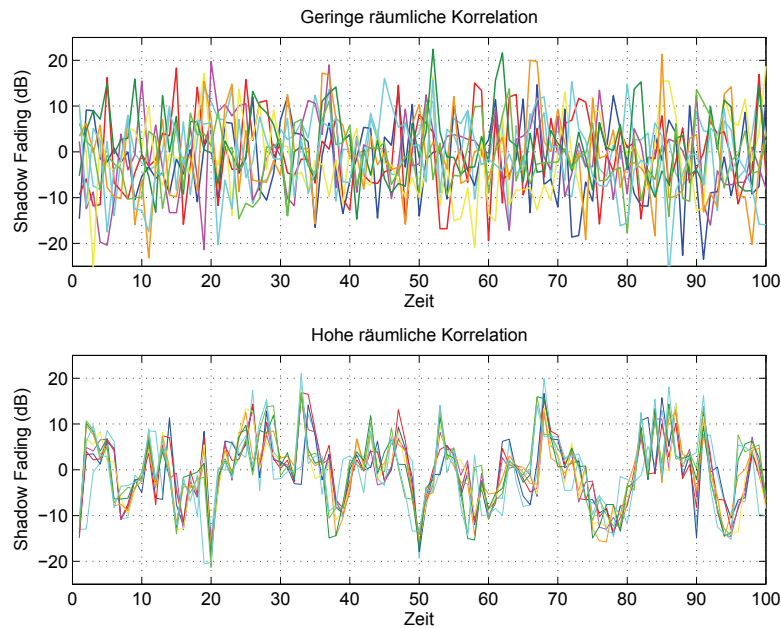


Abbildung 8.4: Jede Linie im Diagramm repräsentiert einen unterschiedlichen Empfänger. Im oberen Diagramm liegt eine geringe räumliche Korrelation des Shadowing ($d_{corr} = 1m$) vor, wobei im unteren Diagramm diese hoch ist ($d_{corr} = 10m$).

Parameter	Wert
Shadowing Standardabweichung σ	8 dB
Dekorrelationsdistanz d_{corr}	1, 10 m
Anzahl Knoten	20
Kandidatenanzahl	1-4

Tabelle 8.4: Spezifische Simulationsparameter für die Evaluation des Einflusses von korrelierten Paketverlustraten.

tion der Knoten sowie der Gl. (6.1) berechnet. Die Dekorrelationsdistanz d_{corr} ist dabei von der betrachteten Umgebung abhängig. In den Simulationen wurden unterschiedliche Werte für d_{corr} verwendet. Abb. 8.4 zeigt beispielhaft das Shadow-Fading an 10 Empfängerknoten über die Zeit. Ein kleiner Wert für d_{corr} resultiert dabei in einer kleinen Korrelation der Shadowing-Werte (oberes Diagramm). Bei einem großen Wert für d_{corr} sind hingegen die an den unterschiedlichen Empfängern wahrgenommenen Shadowing-Werte ähnlich.

Ergebnisse

Für die Simulation wurde die bereits von der Messung verwendete Topologie verwendet (Abb. 6.9). Außerdem wurden die Parameter aus Tabelle 8.4 verwendet. Die Simulationsergebnisse sind in Abb. 8.5 dargestellt. Vergleichen wir zunächst den Durchsatz bei einem d_{corr} -Wert von 1 und 10 m miteinander. Bei einer Kandidatenmenge der Größe 2, 3 und 4 reduziert sich der Durch-

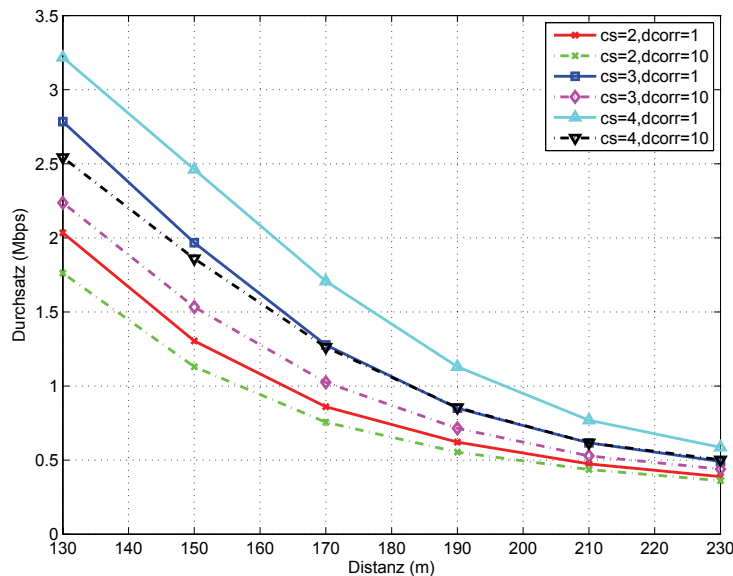


Abbildung 8.5: Durch das Vergrößern der Dekorrelationsdistanz (m) verringert sich der Durchsatz einer opportunistischen Übertragung.

satz bei $d_{corr} = 10m$ gegenüber $d_{corr} = 1m$ um 7-14%, 10-22% und 15-26%. Für größere d_{corr} -Werte ist die Reduktion im Durchsatz um so größer; der opportunistische Gewinn geht verloren. Es ist aber möglich, durch Verwendung des Algorithmus zur Berücksichtigung korrelierter Verlustraten (A^*) aus Abschn. 5.2.3 den Durchsatz zu verbessern (Abb. 8.6), er erhöht sich gegenüber dem herkömmlichen Algorithmus (A) um 9-21%, 10-33% und 13-38% für eine Kandidatenmenge der Größe 2, 3 bzw. 4. Der Vorteil von A^* gegenüber A resultiert daraus, dass A^* Kandidaten auswählt, die räumlich weit voneinander entfernt und somit weniger stark korreliert sind.

8.2.3 Reaktive Routensuche

MCE_XOR und MCHOR können sowohl das proaktive als auch das reaktive Verfahren zur Routensuche verwenden. Bei der reaktiven Routensuche spielt die Latenz der Routensuche eine wesentliche Rolle, die im folgenden evaluiert werden soll. Für die Evaluation kamen die Parameter aus Tab. 8.2 zum Einsatz, jedoch mit der Einschränkung, dass ein Shadowing mit $\sigma = 3,5$ dB sowie eine Kandidatenmenge der Größe 3 verwendet wurde. In Abb. 8.7 ist der Einfluss der Anzahl verwendeter Kanäle auf die Latenz der Routensuche für unterschiedliche Feldgrößen und Anzahl von Knoten dargestellt. Zunächst erkennen wir, dass unabhängig von der Anzahl der Kanäle und der Feldgröße die Werte stark schwanken (hohe Std.). Dies kann mit dem schwer vorhersagbaren Verhalten des netzweiten Flutens (*flooding*) bei der Routensuche erklärt werden. Ferner erkennen wir, dass durch die Verwendung zusätzlicher Kanäle die Latenz sogar sinkt¹, was damit zusammenhängt, dass es durch die kleinere

¹Aufgrund der hohen Streuung der Werte ist dies jedoch nicht signifikant.

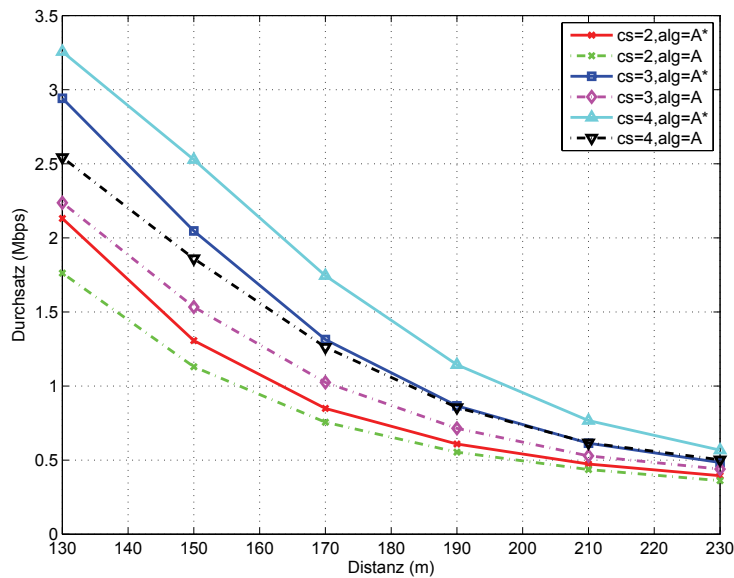


Abbildung 8.6: Vergleich des einfachen Algorithmus zur Kandidatenauswahl (A) mit dem Algorithmus A*, welcher explizit den Umstand berücksichtigt, dass die Verlustraten an den Kandidaten korreliert sein können. Als Dekorrelationsdistanz wurde $d_{corr} = 10\text{ m}$ verwendet.

Knotendichte pro Kanal beim Fluten des Netzes zu weniger Kollisionen und damit zu Verstopfung kommt. In Abb. 8.8 ist der Einfluss der Kanalumschaltzeit dargestellt. Hier sehen wir, dass die Kanalumschaltzeit nur einen geringen Einfluss auf die Latenz hat. So hat z.B. bei Verwendung von 5 Kanälen und einer Feldgröße von 900 m die Kanalumschaltzeit keinen sichtbaren Einfluss auf die Latenz der Routensuche.

8.2.4 Multi-Kanal-Taubheit

In Abschn. 7.2 haben wir das Problem der Multi-Kanal-Taubheit aus analytischer Sicht betrachtet, im vorliegenden soll mit Hilfe von Simulation dieses Problem weiter analysiert werden. Es soll der Einfluss der Kanalumschaltzeit untersucht werden. Aus theoretischer Sicht ist eine Kanalumschaltzeit von $80\ \mu\text{s}$ möglich [34]. Mit heute verfügbarer 802.11 Hardware, welche nicht für einen schnellen Kanalwechsel optimiert ist, beträgt die Kanalumschaltzeit ca. 1-2 ms. Ferner spielt der Abstand zwischen dem Sender und den Empfängern (Kandidaten) eine große Rolle. Zunächst einmal wird die Link-Qualität mit größerer Distanz tendenziell schlechter, und die Paketverlustrate steigt. Dadurch verbleibt ein Kandidat länger auf dem fremden Kanal und kehrt erst später wieder auf seinen Heimatkanal zurück, in dieser Zeit ist er taub. Dieser Effekt entspricht einer vergrößerten Kanalumschaltzeit, durch die Hinzunahme von zusätzlichen Kandidaten lässt sich aber auch dieses Problem lösen.

Für die Evaluation wurde die Topologie aus Abb. 8.9 verwendet, es liegt hier ein Paketfluss von Knoten S zum Knoten D über die Relay-Knoten R_1 - R_k vor. Der erste Hop erfolgt dabei auf Kanal 1, wobei für den zweiten Hop

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

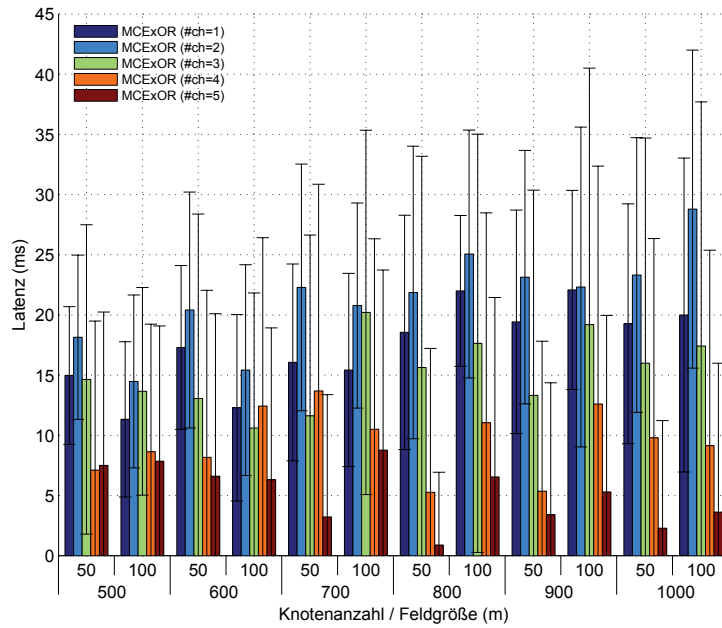


Abbildung 8.7: Einfluss der Kanalanzahl auf die Latenz der reaktiven Routensuche. Es wurde eine Kanalumschaltzeit von $T_{\text{RFSW}} = 80 \mu\text{s}$ verwendet.

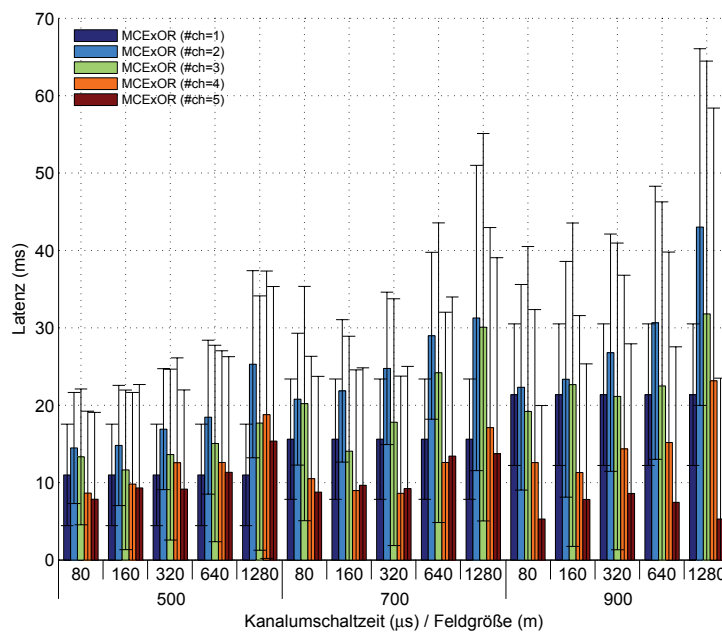


Abbildung 8.8: Einfluss der Kanalumschaltzeit (T_{RFSW}) und Kanalanzahl auf die Latenz der reaktiven Routensuche.

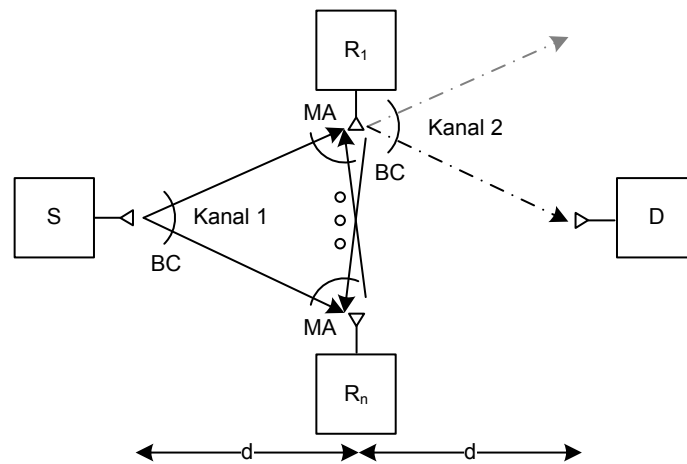


Abbildung 8.9: Netztopologie - der 1. Hop erfolgt auf Kanal 1, wobei der 2. Hop den Kanal 2 verwendet. Die Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten ($R_1 - R_n$) sowie deren Abstand zum Sender bzw. Empfänger (d) wurden variiert.

der Kanal 2 verwendet wird. Somit muss jeder Relay-Knoten von Kanal 1 auf 2 wechseln, um das Paket an den Knoten D weiterleiten zu können. Die verwendeten Parameter entsprechen denen in Tab. 8.2, mit der Einschränkung, dass ein Shadowing mit $\sigma = 8$ dB verwendet wurde. Betrachten wir den Einfluss der Distanz d und der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten (1,2,3,5 und 7) auf den Paketdurchsatz. Als erstes gehen wir von der theoretisch möglichen Kanalumschaltzeit von $80 \mu s$ aus (Abb. 8.10). Zuerst sinkt der Durchsatz mit der Distanz, da bei größerer Distanz die Paketfehlerrate der Links steigt. Bei einer Distanz von 50 m erhöht sich der Durchsatz bei Verwendung von 5 anstatt 2 Relay-Knoten um lediglich 8,5%. Bei einer Distanz von 220 m erhöht sich der Gewinn um 40%. Dies hängt damit zusammen, dass bei hoher Linkverlustrate die Kandidaten länger auf dem fremden Kanal verbleiben. In dieser Zeit sind sie taub. In einer solchen Situation reichen 3 Kandidaten nicht mehr aus. Hier wird der maximale Durchsatz jedoch schon mit 5 Kandidaten erreicht. Wie bereits eingangs erwähnt, ist schon heute mit der gängigen 802.11 Hardware ein Kanalwechsel innerhalb von ca. 1-2 ms möglich (Abb. 8.11). Vergleichen wir zunächst die Ergebnisse mit denen aus Abb. 8.10. Es kann nahezu derselbe Durchsatz erreicht werden, allerdings mit dem Unterschied, dass dafür mehr Relay-Knoten benötigt werden. Das ist verständlich, denn bei einer größeren Kanalumschaltzeit bleibt ein Relay-Knoten für längere Zeit taub. Hier kann man auch bei kleinen Distanzen (50 m) von 5 Relay-Knoten profitieren.

Schließlich ist in Abb. 8.12 für eine Distanz von $d = 50$ m die mittlere Paketlatenz für unterschiedliche Kanalumschaltzeiten gezeigt. Bei einer geringen Anzahl Relay-Knoten hat die Kanalumschaltzeit einen großen Einfluss auf die Latenz, sie steigt bei Verwendung nur eines Kandidaten von 7 auf 11 ms, wenn die Kanalumschaltzeit von 80 auf $1280 \mu s$ erhöht wird. Anders ist die Situation bei 7 Relay-Knoten, wo die Latenz lediglich von 5 auf 6 ms ansteigt.

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

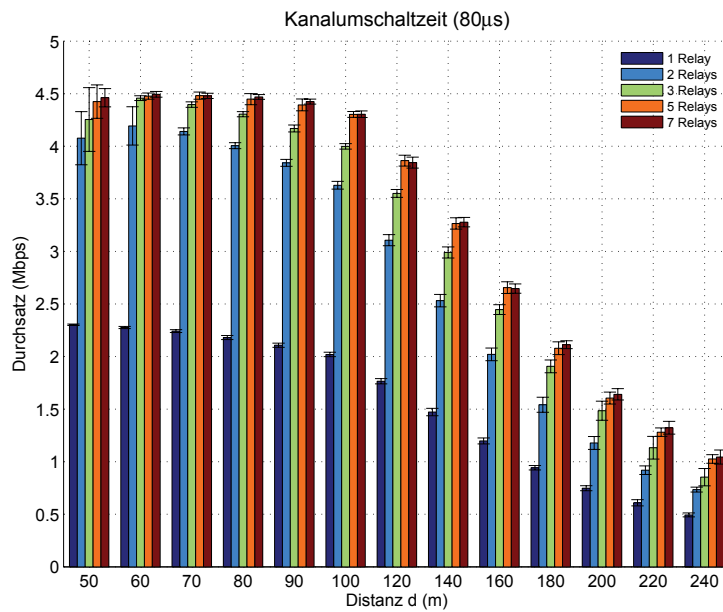


Abbildung 8.10: Einfluss der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten auf den Durchsatz bei einer Kanalumschaltzeit von $80 \mu\text{s}$.

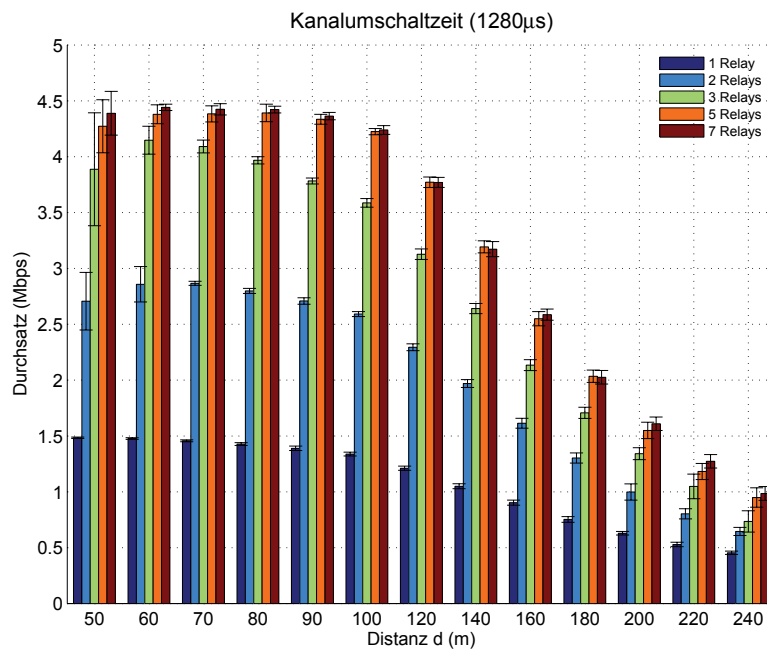


Abbildung 8.11: Einfluss der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten auf den Durchsatz unter Verwendung von 802.11 Hardware (Kanalumschaltzeit von $1280 \mu\text{s}$).

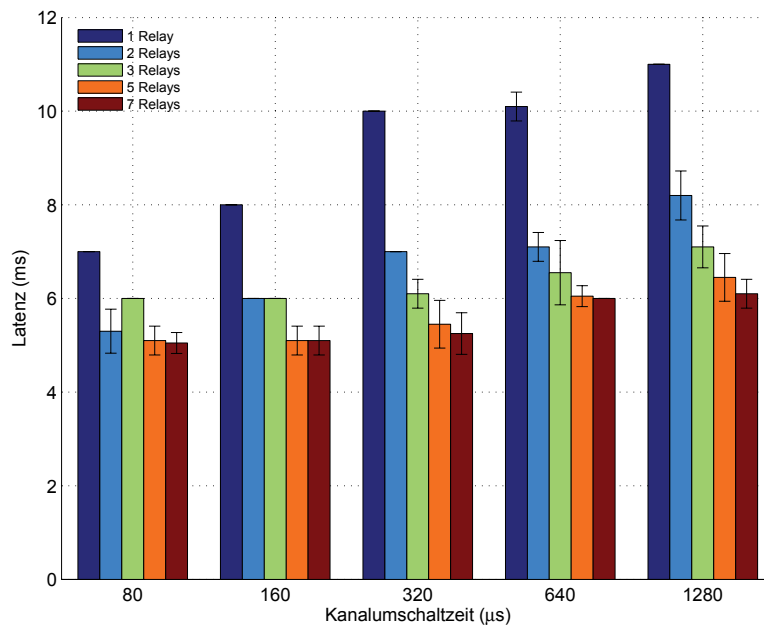


Abbildung 8.12: Einfluss der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten auf die E2E-Latenz bei einer Distanz zwischen Sender und Relay-Knoten von $d = 50 m$.

Zusammenfassung Die Ergebnisse lassen erkennen, dass MCExOR bereits mit heute verfügbarer Hardware, die ein Kanalschalten im Millisekundenbereich erlaubt, sehr gut funktioniert. Demgegenüber benötigen die aus der Literatur bekannten Verfahren, wie Common Hopping, Multiple Rendezvous und Split Phase (Abschn. 4.3.2), Hardware mit sehr geringen Kanalschaltzeiten.

8.2.5 Durchsatz

In diesem Abschnitt werden die Durchsätze (*goodput*) der unterschiedlichen Verfahren miteinander verglichen, wobei der Fokus hier auf der Leistungsfähigkeit des Forwarding liegt. Aus diesem Grund wurde die Routensuche abgeschaltet, das Link Probing blieb jedoch weiterhin aktiv.

Ein-Hop

Im Folgenden vergleichen wir 802.11 DCF, 802.11 RTS/CTS, MDF sowie MCExOR und MCHOR miteinander, in Umgebungen mit nur einem drahtlosen Hop. Für die opportunistischen Protokolle gehen wir davon aus, dass von der Routing-Schicht eine Kandidatenmenge der Größe 3 ermittelt wurde. Da MCExOR das Datenpaket an alle 3 Kandidaten versendet, ist die Anzahl Slots in der Ack-Phase 3. Bei MDF wird vor der Datenübertragung ein Probe-Paket an alle 3 Kandidaten gesendet, womit die Anzahl der Slots in der Probing-Phase 1+3 und in der Ack-Phase 1 ist. In MCHOR hat die Probing-Phase dieselbe

Parameter	Wert
Anzahl RF Kanäle	1
Ausbreitungsmodell	Shadowing, Rayleigh
Shadowing Standardabweichung σ	3,5 dB
Shadowing Kohärenzzeit T_{shad}	0 und 10 ms
Rayleigh Kohärenzzeit T_{ray}	0 und 2,2 ms
Anzahl Kandidaten (Routing)	3

Tabelle 8.5: Simulationsparameter für die Evaluation des Durchsatzes in der Ein-Hop-Umgebung.

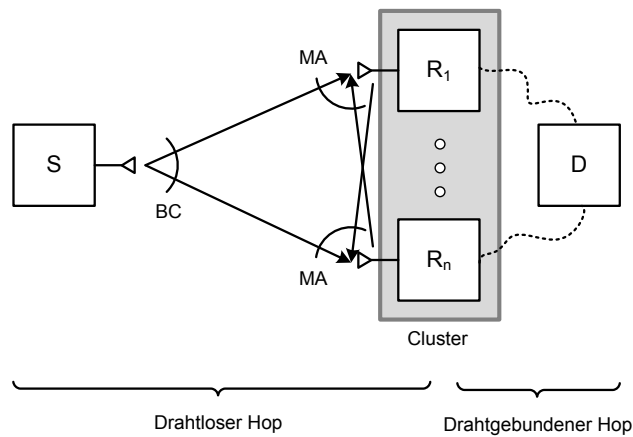


Abbildung 8.13: Das Ein-Hop Szenario für die Evaluation des Durchsatzes. Der Abstand (d) zwischen S und den Knoten R_1-R_n wurde variiert.

Größe wie in MDF, jedoch existieren 3 mögliche Größen für die Ack-Phase: 1 (MCHOR-1), 2 (MCHOR-2) bzw. 3 (MCHOR-3). Das Verhalten von MCHOR-1 ist dabei identisch mit MDF. Ferner wird im Falle von MCE_xOR und MCHOR nur ein Kanal verwendet. Damit ein Unicast-Protokoll wie 802.11 mit einem opportunistischen Protokoll verglichen werden kann, muss das Ein-Hop Szenario dahingehend angepasst, dass ein zusätzlicher drahtgebundener Hop eingefügt wird (Abb.8.13). Ein Paketfluss von S über $R_1 - R_n$ nach D wird aufgesetzt. Der erste Hop ist drahtlos (S nach R_1, R_2 bzw. R_n), der zweite Hop drahtgebunden (R_1, R_2 bzw. R_n nach D). Der drahtgebundene Hop besitzt eine hohe Kapazität und niedrige Latenz (z.B. Gigabit-Ethernet), wodurch ein Engpass lediglich auf dem drahtlosen Hop entsteht. Die abweichenden Parameter sind in Tab. 8.5 aufgezeigt. Es wurde eine konstante Bitrate von 6 Mbit/s verwendet.

In Abb. 8.14 ist der UDP-Durchsatz für einen *Fast-Fading*-Kanal dargestellt. Zunächst erkennt man, dass bei kleinen Distanzen zwischen S und den Relay-Knoten das 802.11 DCF alle anderen Verfahren hinsichtlich Durchsatz übertrifft. Es liegt daran, dass bei kleinen Distanzen und damit geringen Paketverlusten keine Opportunitäten für die opportunistischen Protokolle existieren (Links haben sehr kleine Verlusten), ausschließlich der Protokollaufwand eine Rolle spielt, und er bei allen anderen Verfahren größer ist. Werden al-

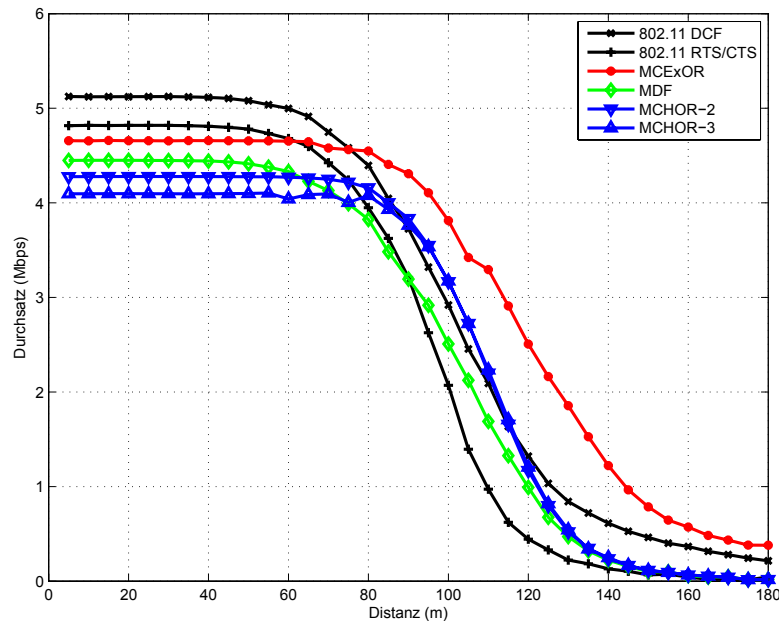


Abbildung 8.14: UDP-Durchsatz im *Fast-Fading*-Kanal ($T_{\text{shad}} = T_{\text{ray}} = 0$ ms).

le Pakete, außer dem Datenpaket, als Kontrollpakete angesehen, dann ergibt sich folgender Aufwand pro Datenpaket: 1,2,3,4,6 und 7 für 802.11 DCF, 802.11 RTS/CTS, MCExOR, MDF, MCHOR-2 bzw. MCHOR-3, was auch der Reihenfolge beim Durchsatz entspricht. Betrachten wir nun den Bereich größer 100 m. Hier weisen die Links bereits hohe Verlustraten auf, wodurch sich für opportunistische Protokolle Vorteile ergeben. MCExOR übersteigt nicht nur klassische Verfahren wie 802.11, sondern auch das MDF-Protokoll, zu erklären mit dem *Fast-Fading*-Kanal, in welchem die Kanalkohärenzzeit kleiner ist als die Protokolldauer. MDF ist es hier nicht möglich, den besten Kandidaten auszuwählen. Schauen wir uns als Beispiel den Punkt $d=120$ m an. Hier ist der Durchsatz in MCExOR um 90% größer als bei 802.11 DCF und um 153% höher als bei MDF. Schließlich hat MCExOR einen höheren Durchsatz als MCHOR, da letzter wie MDF speziell für Umgebungen mit *Slow-Fading* entwickelt wurde.

Abschließend betrachten wir den UDP-Durchsatz in einem *Slow-Fading*-Kanal (Abb. 8.14), und zwar wieder den Bereich mit einer Distanz größer 100 m. Hier können Verfahren, die eine Messung des Kanals vornehmen vom *Slow-Fading*-Kanal profitieren. MCExOR erreicht aufgrund seines geringen Aufwands wieder den höchsten Durchsatz, dieser übersteigt 802.11 DCF und MDF mit 46% bzw. 21%. MCHOR hat einen um 10% höheren Durchsatz als MDF, was daran liegt, dass auch bei einem *Slow-Fading*-Kanal eine Empfangsdiversität besteht, wodurch es ratsam ist ein Paket an mehrere Empfänger zu senden. Die wahren Stärken von MCHOR werden aber erst in Umgebungen mit variablen Bitraten erkennbar (Abschn. 8.2.16).

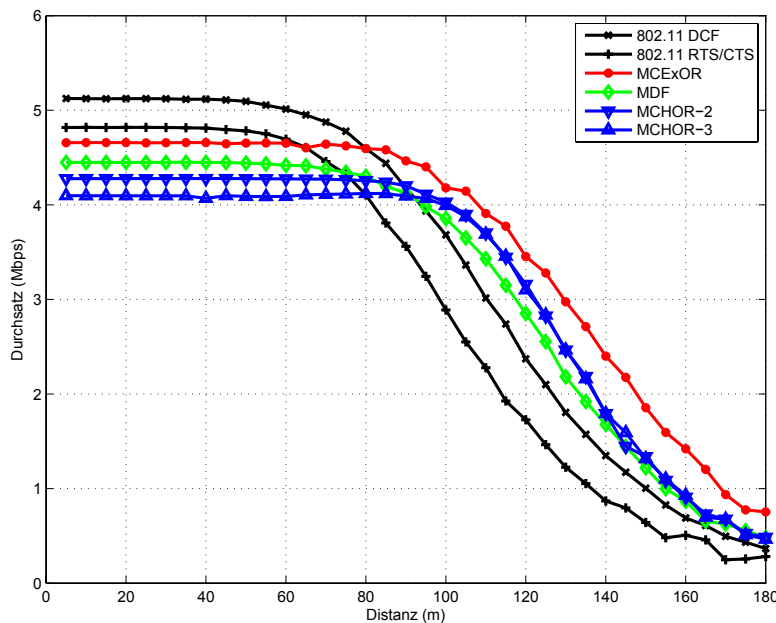


Abbildung 8.15: UDP-Durchsatz im *Slow-Fading-Kanal* ($T_{\text{shad}} = 10 \text{ ms}$, $T_{\text{ray}} = 2,2 \text{ ms}$).

Multi-Hop

Für Protokolle in Maschennetzen sind hingegen Multi-Hop-Betrachtungen interessant. Hier hat neben dem Mediumzugriff auch das verwendete Routingverfahren einen großen Einfluss auf die Performanz. Es werden in diesem Abschnitt Aspekte, wie Durchsatz, Latenz, Anzahl Hops, redundante Übertragungen und räumliche Wiederverwendung diskutiert. Die Protokolle werden mit DSR auf der Basis von 802.11 DCF unter Verwendung der ETX-Metrik verglichen. Im Falle von MCExOR und mehreren Kanälen wurde der Algorithmus zur Heimatkanalzuweisung eingesetzt (Abschn. 5.1.2), wobei die Anzahl verfügbarer Kanäle auf 1, 2 bzw. 3 beschränkt wurde. Schließlich wurden die Knoten zufällig auf einem Feld gegebener Größe platziert.

User Datagram Protocol (UDP) Im Folgenden vergleichen wir MCExOR mit DSR hinsichtlich des UDP-Durchsatzes miteinander. Für MCExOR wurden sowohl die maximale Größe der Kandidatenmenge als auch verwendete Anzahl Kanäle variiert. Bei MCExOR-3(#ch=2) entsprach die Kandidatenmenge der Größe 3 und die Anzahl der Kanäle 2. In Abb. 8.16 liegen die Ergebnisse für eine Umgebung mit geringer Abschattung vor. Der Durchsatz für MCExOR mit nur einem Kanal übersteigt den von DSR je nach Feldgröße um 39-70%. MCExOR mit 2 Kanälen übertrifft DSR sogar um 102-152%. Bei MCExOR mit 3 Kanälen entspricht die Steigerung gegenüber DSR 172-232%. Ferner ist zu erkennen, dass bereits eine Kandidatenanzahl von 3 zu sehr guten Ergebnissen führt. Interessant ist auch der Einfluss der Kanalanzahl auf den Durchsatz bei MCExOR, er steigt bei Verwendung von 2 Kanälen um durchschnittlich 46-55%

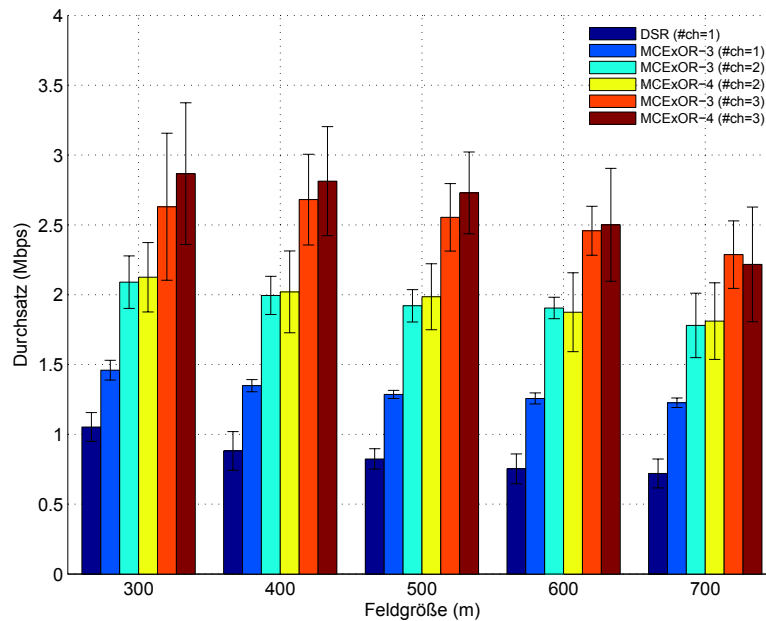


Abbildung 8.16: Mittlerer UDP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung.

gegenüber der Verwendung von lediglich einem Kanal. Bei 3 Kanälen beträgt die Steigerung 81-113%.

Wenden wir uns nun einer stark abgeschatteten Umgebung (Abb. 8.16) zu, der Durchsatz geht bei allen Protokollen zurück. In einer solchen Umgebungen ergeben sich aber viele Opportunitäten für opportunistische Protokolle, zu erkennen am Vergleich der Durchsätze von DSR und der Ein-Kanal-Version von MCExOR. Hier steigt der Durchsatz um 88-104%, was wesentlich höher ist als in einer Umgebung mit wenig Abschattung (39-70%). MCExOR mit 2 Kanälen übersteigt DSR sogar um 165-186%. Bei MCExOR mit 3 Kanälen entspricht die Steigerung gegenüber DSR 230-283%. Beim Vergleich der MCExOR-Varianten untereinander fällt auf, dass der Multi-Kanalgewinn geringer ausfällt als im Szenario mit geringer Abschattung: 33-45% (2 Kanäle) und 62-98% (3 Kanäle).

Transmission Control Protocol (TCP) TCP/IP ist das Standardtransportprotokoll in IP-Netzen, deshalb ist die Leistungsfähigkeit eines Protokolls unter Verwendung von TCP/IP besonders wichtig. TCP/IP wurde primär für drahtgebundene Netzwerke entwickelt, der Einsatz in drahtlosen Maschennetzen verursacht allerdings Probleme [56, 64, 117, 124]. Der Algorithmus in TCP/IP zur Erkennung und Vermeidung von Verstopfung im Netzwerk basiert auf der Annahme, dass der Pufferüberlauf in Routern die Ursache für Paketverlust ist. Ferner wird von einer kleinen und konstanten Paketverlustrate ausgegangen. Diese Annahmen sind in drahtlosen Netzen aber nicht zulässig. Zum einen führen Fading und Interferenz sowie Mobilität zu einer hohen Varianz in der Paketfehlerrate, ferner verändert die Anpassung der Bitraten die Kapazität eines Links. Hier zieht TCP/IP den falschen Schluss und reduziert die Fenster-

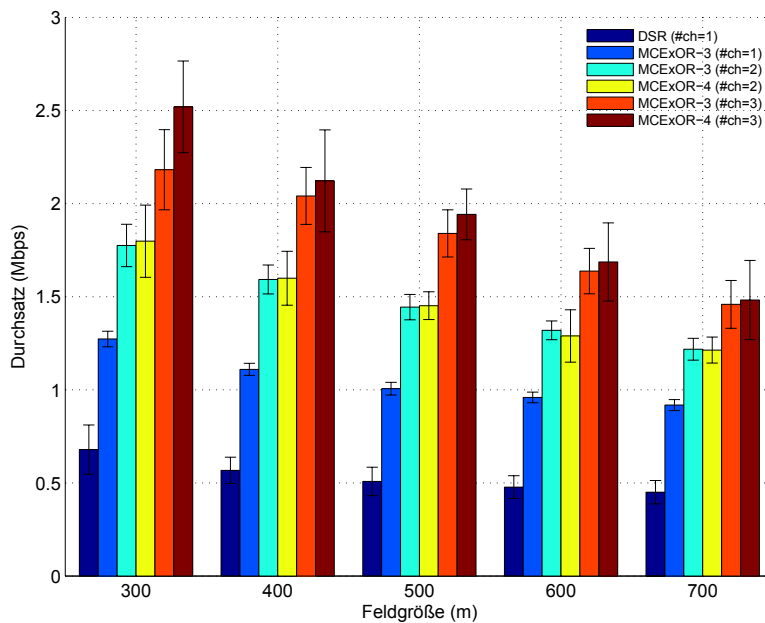


Abbildung 8.17: Mittlerer UDP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB) und zufälliger Platzierung der Knoten.

größe, wodurch die Kapazität eines drahtlosen Links sinkt. Außerdem kommt es zusätzlich zu Interferenz mit dem auf der MAC-Schicht operierenden ARQ-Mechanismus. Schließlich ist es in Maschennetzen häufig der Fall, dass Pakete am Empfänger in falscher Reihenfolge ankommen und damit umgeordnet werden müssen. TCP/IP nimmt hier an, dass es sich um Verstopfung handelt.

Analog zur Evaluation des UDP-Durchsatzes (Abschn. 8.2.5) betrachten wir nun den Durchsatz unter Verwendung von TCP. In Abb. 8.18 sind die Ergebnisse für eine Umgebung mit geringer Abschattung dargestellt. Zunächst ist zu erkennen, dass der Durchsatz unter TCP kleiner ist als bei Verwendung von UDP. Im Fall von DSR beträgt der TCP-Durchsatz 82-87% des UDP-Durchsatzes. Bei MCExOR mit 1, 2 und 3 Kanälen sind es hingegen nur 70-74%, 66-74% bzw. 61-72% des UDP-Durchsatzes. Dies liegt daran, dass in opportunistischen Protokollen wie MCExOR die Paketlatenz eine größere Varianz besitzt. Ferner kommt es aufgrund des Routings der Pakete über mehrere Pfade häufiger zu Paketumordnung (*reordering*). MCExOR mit nur einem Kanal übersteigt DSR je nach Feldgröße um 23-45%. Bei MCExOR mit 2 und 3 Kanälen beträgt der Gewinn 77-109% bzw. 126-164%.

Wie verhält es sich für eine stark abgeschattete Umgebung (Abb. 8.19)? Auch hier ist der Durchsatz für alle Protokolle kleiner als in einer schwach abgeschatteten Umgebung. MCExOR übersteigt DSR mit 55-80%, 120-142% bzw. 154-213% bei Verwendung 1, 2 bzw. 3 Kanälen. D.h. MCExOR mit 3 Kanälen kann mehr als den dreifachen Durchsatz von DSR liefern.

Multiple Flüsse Für opportunistische Protokolle wie ExOR (Abschn. 4.3.1) und MORE (Abschn. 4.3.1) geht der Vorteil gegenüber traditionellem Routing

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

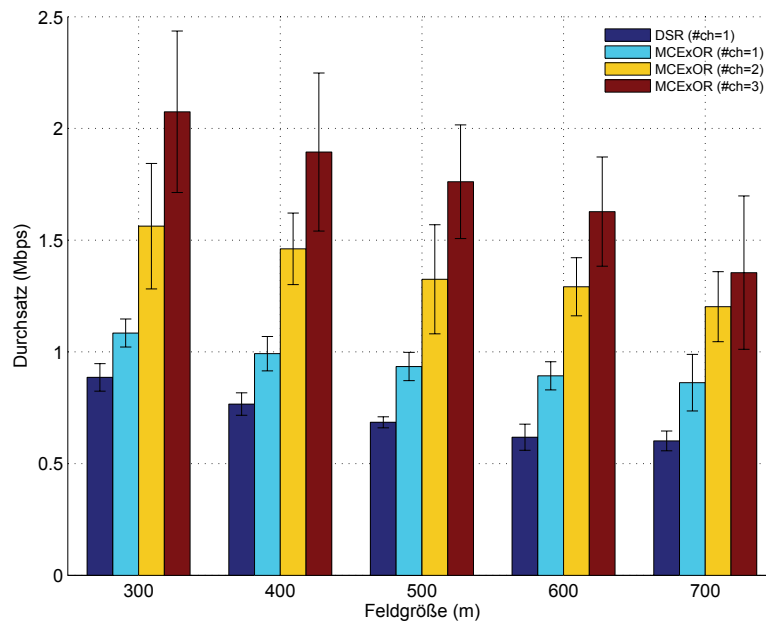


Abbildung 8.18: Mittlerer TCP/IP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Platzierung der Knoten. Es wurde eine initiale TCP-Fenstergröße von 20 verwendet.

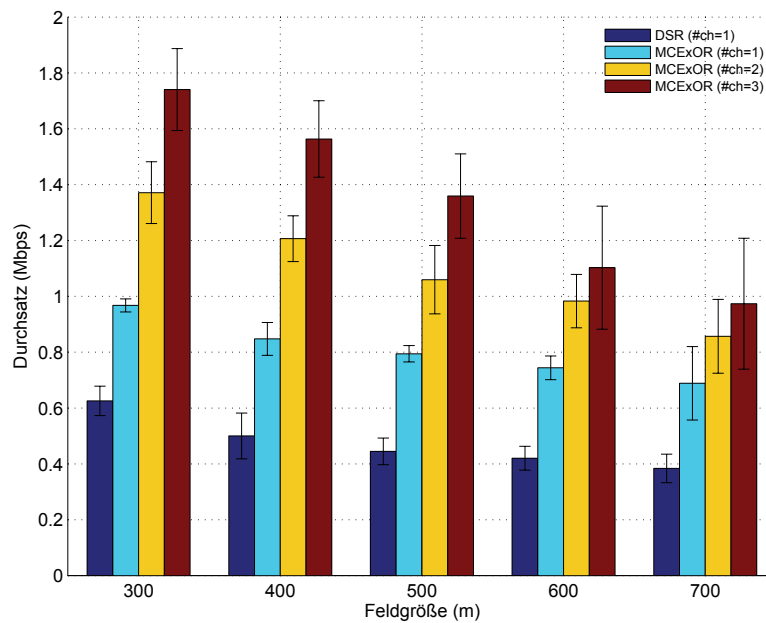


Abbildung 8.19: Mittlerer TCP/IP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB) und zufälliger Platzierung der Knoten. Es wurde eine initiale TCP-Fenstergröße von 20 verwendet.

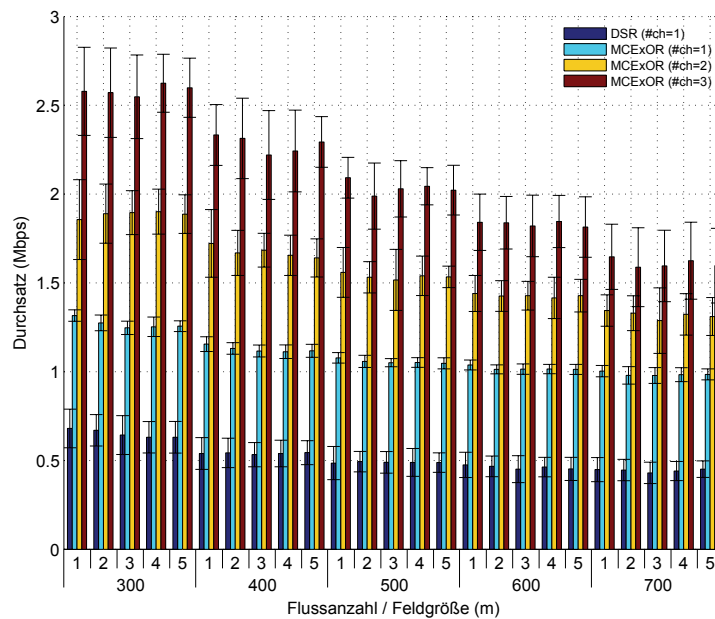


Abbildung 8.20: Mittlerer UDP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit mehreren Flüssen (1-5) und einer hohen Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.

mit der Anzahl der Flüsse im Netzwerk verloren. Chachulski et al. begründen dies damit, dass opportunistische Verfahren nicht die Gesamtkapazität eines Maschennetzes erhöhen und es sich damit um ein inhärentes Problem handelt [21]. Der Autor der vorliegenden Arbeit teilt diese Einschätzung nicht (siehe Abschn. 8.2.17). Auffällig bei beiden Arbeiten ist, dass es bereits bei 3-5 Flüssen zu einer Degradierung im Durchsatz kam. Dies konnte im Falle von MCEXOR jedoch nicht beobachtet werden. In Abb. 8.20 haben wir den Gesamtdurchsatz für eine variable Anzahl Paketflüsse dargestellt, hier kann kein signifikanter Unterschied im Gesamtdurchsatz beobachtet werden.

8.2.6 Latenz

Für interaktive Anwendungen (z.B. VoIP) ist die Paketlatenz besonders wichtig, sie sollte nicht nur klein, sondern auch eine geringe Varianz besitzen. In Abb. 8.21 ist die mittlere E2E-Latenz für eine Umgebung mit geringer Abschattung für die Protokolle DSR und MCEXOR bei Verwendung von UDP dargestellt. Hier ist die Latenz bei DSR am höchsten, verursacht dadurch, dass aufgrund der fehlenden *Congestion*-Kontrolle zu viele Pakete in das Netzwerk gesendet werden. Aus der Literatur wissen wir, dass 802.11 Netze, die nahe an bzw. an ihrem Kapazitätslimit operieren, hohe Paketlatenzen aufweisen, was zur Folge hat, dass Pakete häufig lange Zeit in Puffern von Knoten liegen bleiben (*buffering delay*). Dieses Problem wird noch zusätzlich dadurch verschärft, dass bei DSR alle Pakete entlang des selben Pfades durch das Maschennetz geroutet werden. Wird nun eine Route verwendet, wo der erste Hop eine kleine

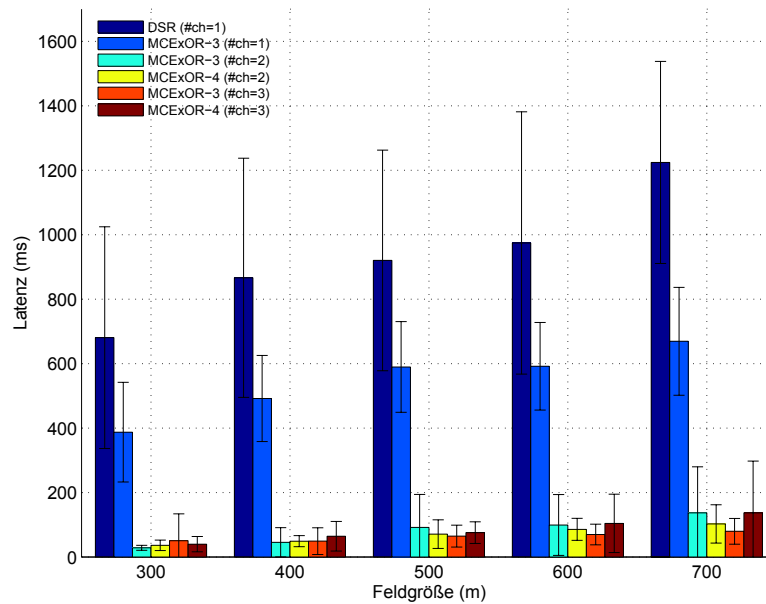


Abbildung 8.21: Mittlere E2E-Latenz in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung. Es wurde UDP verwendet.

und der zweite Hop eine hohe Fehlerrate besitzt, so führt das dazu, dass viele Pakete für eine lange Zeit auf dem Knoten zwischen dem ersten und zweiten Hop liegen bleiben. Ferner, kommt es zu zusätzlichen Verzögerungen aufgrund des exponentiellen Backoff-Verhaltens im Falle von Neuübertragungen (*retransmissions*). Für MCExOR mit nur einem Kanal ist das Bild ähnlich, die Latenz beträgt zwar nur 55-64% von DSR, ist aber immer noch sehr hoch. Eine Verbesserung tritt aber dadurch ein, dass bei MCExOR die Pakete über mehrere Pfade geroutet werden, wodurch sich die Wahrscheinlichkeit reduziert, dass Pakete an bestimmten Knoten für längere Zeit liegen bleiben. Ferner ist die Anzahl Neuübertragungen kleiner als bei DSR. Anders ist die Situation für MCExOR mit 2 bzw. 3 Kanälen. Hier weisen die Pakete nur sehr kleine Latenzen auf (28-137 ms bzw. 51-80 ms), die nur 4-11% bzw. 6-7% der Latenz von DSR entspricht. Dieses Ergebnis ist auf die MAC-Operation im Multi-Kanal-Fall zurückzuführen. Allgemein sieht das Relaying wie folgt aus: Ein Relay-Knoten wechselt unmittelbar nach dem Paketempfang von seinem Heimatkanal auf den Heimatkanal der Kandidaten für den nächsten Hop. In dieser Zeit kann er keine neuen Pakete entgegennehmen. Er kehrt erst nach dem Paketversand auf seinen Heimatkanal zurück, um ein neues Paket entgegenzunehmen, daher befindet sich häufig auch nur ein Paket im Puffer eines Relay-Knotens. Schließlich ist in Abb. 8.22 die Latenz für eine Umgebung mit hoher Abschattung dargestellt. Während die Latenz von MCExOR mit einem Kanal nahezu unverändert bleibt, steigt sie im Fall von DSR leicht an.

Abschließend haben wir in Abb. 8.23 für einen beliebig herausgesuchten Durchlauf die Paketnummern der am Zielknoten empfangenen Pakete über die Zeit aufgetragen. Am Beispiel von MCExOR mit einem Kanal sieht man

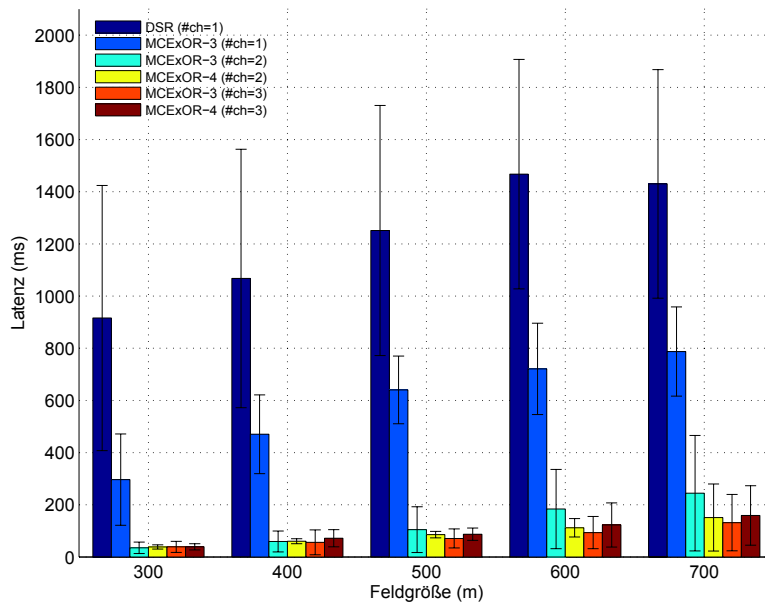


Abbildung 8.22: Mittlere E2E-Latenz in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung. Es wurde UDP verwendet.

die Situation, in welcher Pakete über mehrere Pfade geroutet werden. Der erste Pfad (links) ist hier der schnellere, ferner kommt es zu Paketumordnungen (*reordering*).

8.2.7 Hop-Anzahl

Eine mögliche Erklärung, warum opportunistische Protokolle hinsichtlich Durchsatz herkömmliche Verfahren wie DSR überlegen sind, könnte in einer geringeren Anzahl zurückgelegter Hops begründet sein. Dies wurde z.B. bei ExOR beobachtet [18], allerdings nicht bei MCEXOR (Abb. 8.24). Dies könnte mit der Kandidatenauswahl in MCEXOR begründet sein. Dabei ist die Nähe bzgl. Pfadmetrik der Kandidaten zum Zielknoten nur ein Kriterium für die Auswahl, ferner spielt die Anzahl der erwarteten Neuübertragungen sowie der redundanten Übertragungen (Duplikate) eine entscheidende Rolle. In MCEXOR, so scheint es, werden die Kandidaten dazu verwendet, um eine Übertragung robuster zu machen (weniger Neuübertragungen, Abschn. 8.2.13). Somit kann die Aussage, dass bei opportunistischen Protokollen der Vorteil aus der Reduktion der Hop-Anzahl resultiert, nicht auf alle opportunistischen Protokolle verallgemeinert werden.

8.2.8 Kanal Diversität

So et al. haben mit MCRP ein Multi-Kanal-Protokoll vorgestellt, in welchem Paketflüssen Kanäle zugeordnet werden (Abschn. 4.3.2). Der Nachteil an diesem Verfahren ist, dass es zu Intra-Flow-Interferenz kommt, da auf jedem Hop

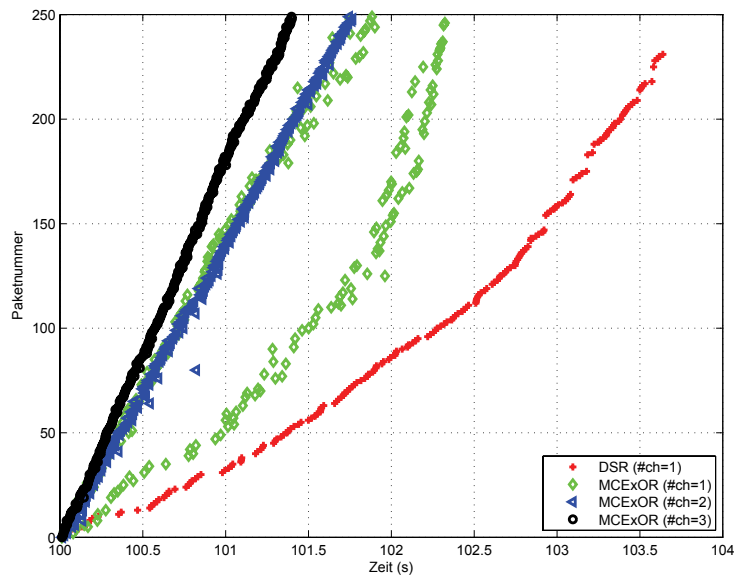


Abbildung 8.23: Paketnummer vs. Ankunftszeit für einen beliebig ausgewählten Durchlauf in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung auf einem Feld der Größe $400 \text{ m} \times 50 \text{ m}$. Es wurde UDP verwendet.

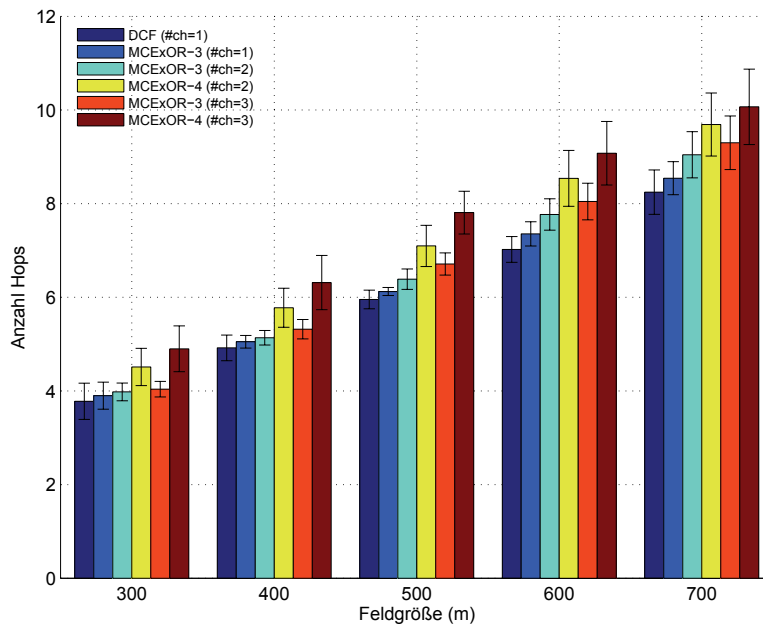


Abbildung 8.24: Mittlere E2E-Hop-Anzahl in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringen Shadow-Fading ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung. Es wurde UDP verwendet.

entlang einer Route der selbe Kanal verwendet wird. Intra-Flow-Interferenz kann reduziert werden, wenn mehrere Kanäle entlang eines Paketflusses Verwendung finden. In MCOR wird dies bei der Auswahl der Kandidaten berücksichtigt (Gl. 5.23). Hier werden für den nächsten Hop Kandidaten bevorzugt, deren Kanal noch nie bzw. selten auf vorhergehenden Hops verwendet wurde. In Abb. 8.32 ist die Mediumzeit für die Zustände Sensing, Empfangen und Senden dargestellt. Im Falle von MCEXOR wird zudem bezüglich der Anzahl der verwendeten Kanäle unterschieden. Hier erkennen wir, dass MCEXOR in der Lage ist, die zur Verfügung stehenden Kanäle gleichmäßig auch im Falle von nur einem Paketfluss auszunutzen, d.h. die verbrauchte Mediumzeit auf jedem Kanal ist ähnlich.

8.2.9 Multi-Path Routing

In MCOR werden Pakete über mehrere Pfade zum Zielknoten geroutet, wobei zum einen dadurch der Durchsatz im Netzwerk erhöht wird, andererseits ist ein solches Protokoll robuster gegenüber Knotenausfall. Bei Ausfall eines Knotens müssen keine neuen Routen wie bei DSR gesucht werden, stattdessen ist lediglich ein Kandidat in der Kandidatenmenge nicht mehr verfügbar, wodurch sich nur der Durchsatz im Netz verschlechtert. In Abb. 8.25 ist beispielhaft für einen Durchlauf der durch DSR und MCEXOR im Maschennetz zurückgelegte Weg dargestellt. Während in DSR von einem Paketfluss ausschließlich der beste Pfad verwendet wird, sind es in MCEXOR mehrere Pfade.

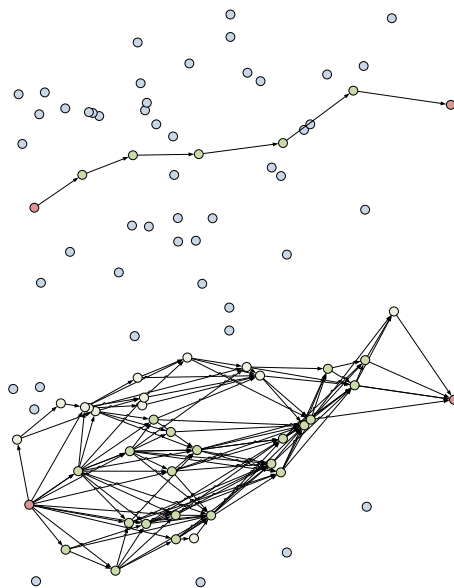


Abbildung 8.25: Graphen illustrieren die durch die Pakete zurückgelegten Routen im Netz: DSR (oben) und MCEXOR (unten). Quelle und Senke des Flusses sind rot markiert, wobei die verwendeten Relay-Knoten grün sind. Im Fall von MCEXOR wird ferner unterschieden, ob ein Relay-Knoten häufig (grün) bzw. selten (hellgrün) verwendet worden ist.

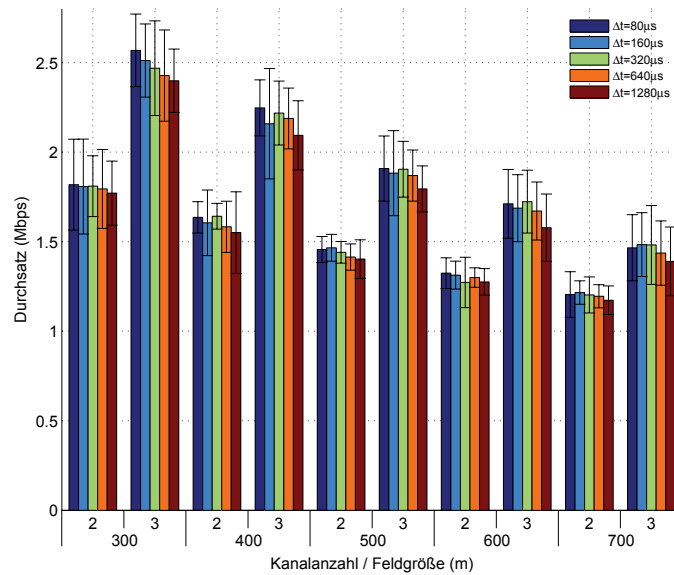


Abbildung 8.26: Mittlerer UDP-Durchsatz in Abhängigkeit von der Kanalumschaltzeit in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.

8.2.10 Einfluss der Kanalumschaltzeit

In Abschn. 8.2.4 ist bereits der Einfluss der Kanalumschaltzeit für ein 2-Hop-Szenario evaluiert worden. Hier wollen wir den allgemeinen Multi-Hop-Fall betrachten. In Abb. 8.26 ist der UDP-Durchsatz in Abhängigkeit von der Kanalumschaltzeit dargestellt. Wie zu sehen ist, hat die Kanalumschaltzeit keinen signifikanten Einfluss auf den Durchsatz, somit kann MCEXOR mit bereits verfügbarer Hardware effizient realisiert werden. Ein ähnliches Bild ergibt sich für TCP/IP (Abb. 8.27). Abschließend soll noch die E2E-Latenz bei der Verwendung von UDP diskutiert werden, auch hier kein erkennbarer Einfluss der Kanalumschaltzeit (Abb. 8.28).

8.2.11 Energieverbrauch

Beim Einsatz von Protokollen in drahtlosen Sensornetzen spielt der Energieverbrauch eine entscheidende Rolle. Im Folgenden vergleichen wir die Protokolle hinsichtlich der notwendigen Energie (Joule) um ein Bit vom Sender zum Empfänger (E2E) zuzustellen (Joule/Bit). Ein Protokoll, welches eine große Anzahl von Neuübertragungen sowie redundanter Übertragungen verursacht, würde eine hohe Joule/Bit-Metrik aufweisen. Ferner hat auch die Anzahl der Knoten in einer Kollisionsdomäne einen großen Einfluss, da auch beim Paketempfang Energie verbraucht wird. Das Ergebnis ist in Abb. 8.29 dargestellt. Hier wurde angenommen, dass jeder Knoten mit einer 802.11-Karte von Cisco [1] ausgestattet war. Die Kennzahlen für die Leistungsaufnahme sind der Tabelle 8.6 zu entnehmen. Folgendes ist zu beobachten. Bei einer Feldgröße von 300 m und geringer Abschattung entspricht der Energieverbrauch von MCE-

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

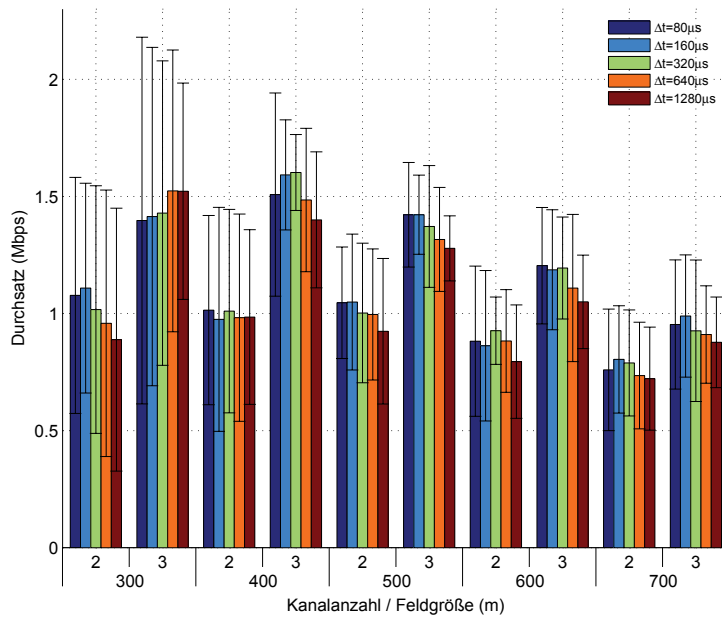


Abbildung 8.27: Mittlerer TCP/IP-Durchsatz in Abhängigkeit von der Kanalschaltzeit in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.

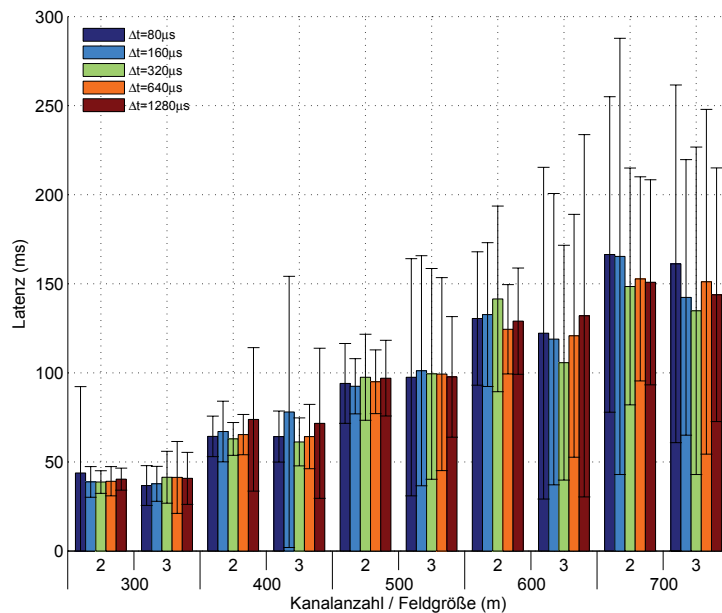


Abbildung 8.28: Mittlere Latenz bei Verwendung von UDP in Abhängigkeit von der Kanalschaltzeit in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.

Cisco Aironet™	Idle	Sensing	Empfangen	Senden
Leistungsaufnahme (mW)	670	670	1080	1778

Tabelle 8.6: Leistungsaufnahme in verschiedenen Zuständen einer weit verbreiteten PCMCIA-Karte [1].

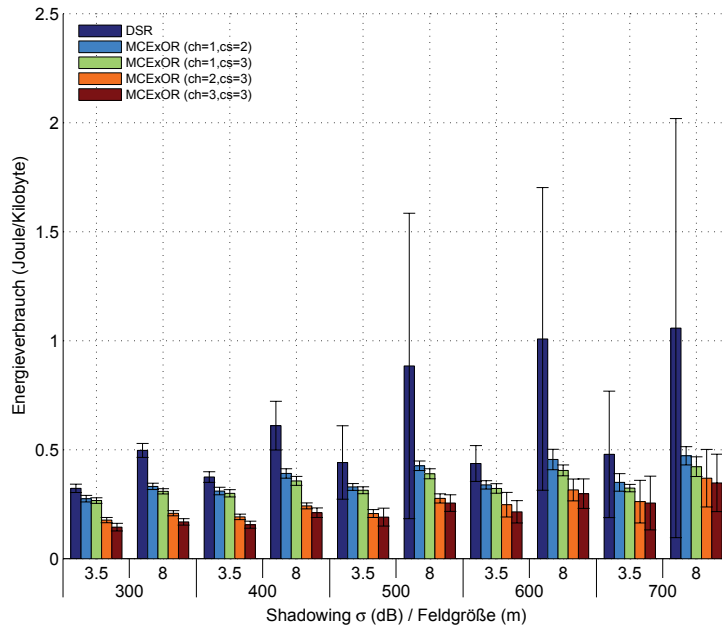


Abbildung 8.29: Mittlerer Gesamtenergieverbrauch (Joule) für die erfolgreiche Zustellung eines Kilobytes an den finalen Zielknoten (Multi-Hop). Es wurde UDP verwendet.

xOR, je nachdem wieviele Kanäle verwendet worden sind, 45-85% dem von DSR. Im Falle von mehreren Kanälen verringert sich der Energieverbrauch, was damit zusammenhängt, dass durch die Aufspaltung der Kollisionsdomäne ein versendetes Paket potentiell von weniger Knoten empfangen werden kann. Der Vorteil von MCEXOR gegenüber DSR ist noch größer in Umgebungen mit hoher Abschattung und großen Feldgrößen. So benötigt MCEXOR mit 3 Kanälen, einer Feldgröße von 700 m und hoher Abschattung verglichen mit DSR lediglich 1/3 der Energie für die erfolgreiche E2E-Übertragung eines Bits. Zusammenfassend lässt sich sagen, dass das opportunistische Routing nicht nur den Durchsatz erhöhen, sondern auch den Energieverbrauch im System senken kann.

8.2.12 Magische Anzahl Nachbarn

In Abschn. 5.1.2 sind die Algorithmen zur Auswahl des Heimatkanals vorgestellt worden. Eine der Hauptaufgaben war es, zu entscheiden, wieviele Kanäle in einem Netz verwendet werden sollen. Werden in einem Netz mit geringer Knotendichte zuviele Kanäle verwendet, so sinkt der Durchsatz infolge von

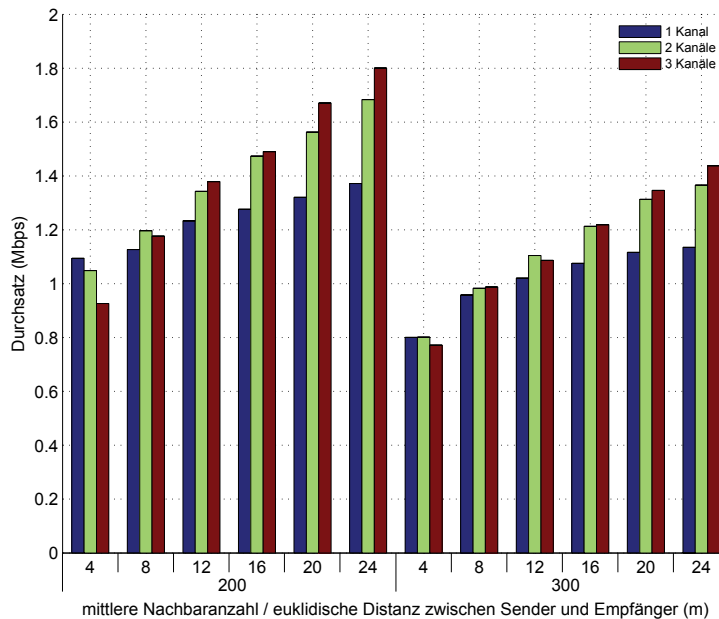


Abbildung 8.30: Mittlerer UDP-Durchsatz in Abhängigkeit von der euklidischen Distanz zwischen Sender und Empfänger (E2E) und der mittleren Anzahl Nachbarn im Netzwerk. Die Anzahl der Kanäle wurde variiert (1-3).

Multi-Kanal-Taubheit. In einem Netz mit hoher Knotendichte würde bei Verwendung weniger Kanäle, Kapazität verloren gehen. Die Frage lautet daher, ob eine magische Zahl für die Anzahl Nachbarn auf einem Kanal existiert. Zur Beantwortung dieser Frage wurden eine Reihe Simulationen durchgeführt. In allen Szenarien wurden die Knoten zufällig platziert, wobei die mittlere Anzahl der Nachbarn eines Knotens² im Netz variiert wurde. In jedem der auf diese Weise erzeugten Netz wurden den Knoten die Heimatkanäle zufällig zugewiesen. Anschließend wurde ein Paketfluss aufgesetzt und dessen Durchsatz gemessen. Um die Ergebnisse vergleichbar zu machen, wurden die Flüsse bzgl. ihrer Länge, d.h. der euklidischen Distanz zwischen Sender und Empfänger, in Metern, gruppiert (Abb. 8.30). Mit steigender Anzahl Nachbarn nimmt auch der Durchsatz zu. Dies ist verständlich, da bei großer Nachbaranzahl die Wahrscheinlichkeit, eine gute Kandidatenmenge zu finden, höher ist. Ferner ist zu erkennen, dass sich ab einer Anzahl von 8 Nachbarn der Einsatz von 2 Kanälen gegenüber der Verwendung von lediglich einem Kanal lohnt. Ab 16 Nachbarknoten sollten 3 Kanäle verwendet werden. Damit ergibt sich eine optimale Anzahl von Nachbarn pro Kanal: 8.

8.2.13 Weitere Beobachtungen

Im Folgenden versuchen wir systematisch die Gründe dafür zu finden, warum MCEXOR leistungsfähiger (hier Durchsatz) ist als ein traditionelles Protokoll

²Ein Knoten ist ein Nachbar, wenn die Paketverlustrate des zugehörigen Links maximal 0,5 beträgt.

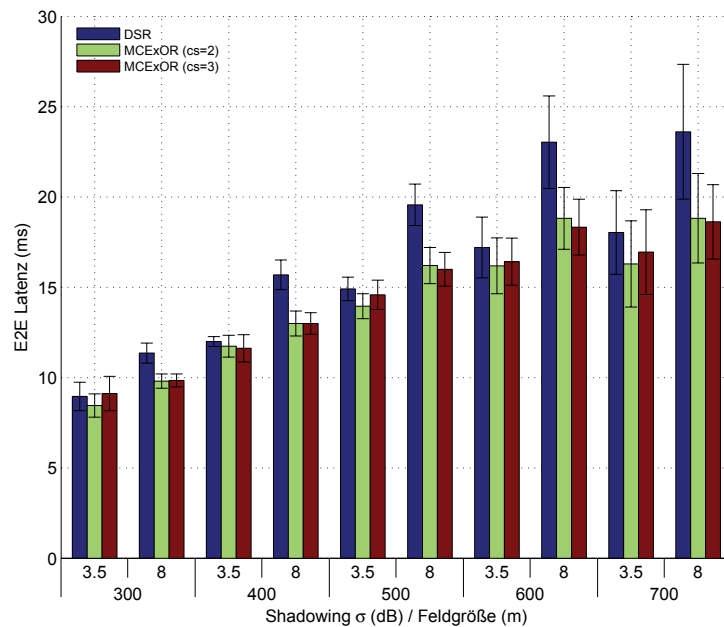


Abbildung 8.31: Mittlere E2E-Latenz auf Applikationsschicht. Bei MCEXOR wurde nur ein Kanal verwendet.

wie DSR auf Basis von 802.11 DCF und der ETX-Metrik. Der Simulationsaufbau ist wie folgt. Die Knoten wurden erneut zufällig auf einem Feld bestimmter Größe platziert. Nachdem die Linkqualitäten über das Link-Probing ermittelt waren, wurde zum Zeitpunkt 100 s ein Paketfluss aufgesetzt, wobei der Sender mit einer konstanten Rate von 25 Paketen pro Sekunde für eine Dauer von 10 s sendete. Die Simulation wurde nach weiteren 10 s beendet. Die Senderate ist niedrig gewählt worden, um eine Saturation im Netzwerk zu verhindern. In Abb. 8.31 ist die gemessene E2E-Latenz abgebildet. In Abhängigkeit von Feldgröße und Shadowing-Parameter liegt sie zwischen 8 und 24 ms, für DSR liegt sie leicht über den Werten von MCEXOR. Dies kann, wie wir weiter unten sehen werden, mit einer höheren Anzahl von Neuübertragungen (MAC) bei DSR erklärt werden. Interessant ist auch der Vergleich mit der gemessenen Latenz in einem saturierten Netzwerk (Abb. 8.21, 8.22). Diese ist bei DSR um ein Vielfaches höher als in einem nicht saturierten Netzwerk. Für MCEXOR mit mehr als einem Kanal erhöht sich zwar auch die Latenz, jedoch nicht im selben Maß wie bei DSR.

Nun soll Schritt für Schritt untersucht werden, warum MCEXOR einen höheren Durchsatz liefert als DSR.

Behauptung 1. *Die verfügbare Netzkapazität ist bei MCEXOR aufgrund der Möglichkeit, mehr als einen Kanal verwenden zu können, höher als bei DSR.*

Diese Behauptung ist offensichtlich korrekt, da MCEXOR ein Multi-Kanal Protokoll ist. Betrachten wir erneut Abb. 8.32, wo die Mediumzeit für die Zustände Sensing, Empfangen und Senden dargestellt ist. Wie bereits erwähnt, ist MCEXOR auch im Falle nur eines Paketflusses in der Lage, die zur Verfügung stehenden Kanäle gleichmäßig auszunutzen. Beim Vergleich von DSR

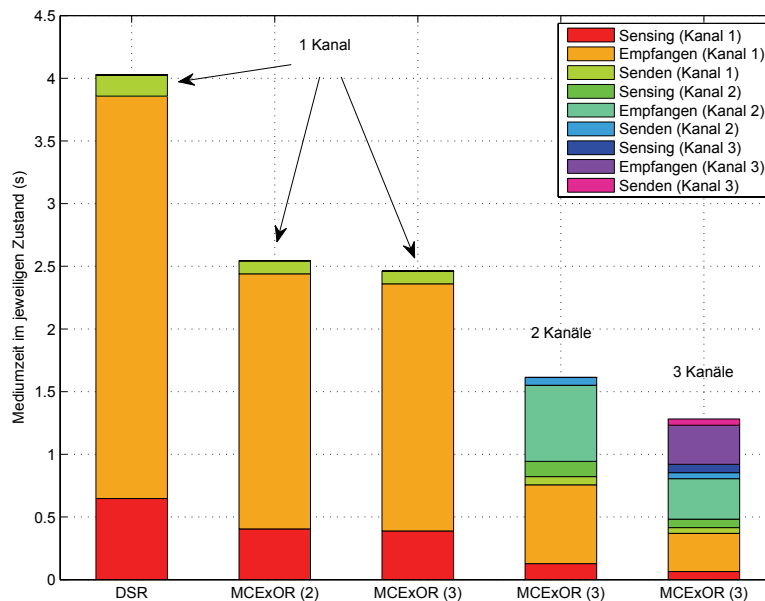


Abbildung 8.32: Mittlere Mediumzeit in den Zuständen Sensing, Empfangen und Senden. Die Knoten wurden zufällig platziert, hohe Abschattung ($\sigma = 8$ dB) und einer Feldgröße von 700m x 700m. Die Zahl in den Klammern repräsentiert die Größe der Kandidatenmenge.

mit den Multi-Kanal-Versionen von MCExOR kann folgendes beobachtet werden. Zunächst einmal wird in den Zuständen Sensing, Empfangen und Senden zusammen weniger Mediumzeit verbraucht. Dies hängt damit zusammen, dass durch die Aufspaltung der Kollisionsdomäne in 2 bzw. 3 Teildomänen ein versendetes Paket von potentiell weniger Knoten empfangen bzw. durch Sensing wahrgenommen werden kann. Verglichen mit DSR wird bei MCExOR mit 2 Kanälen 61% weniger Mediumzeit durch Sensing sowie Empfangen verbraucht. Bei MCExOR mit 3 Kanälen sind es 69% bzw. 71%. Die für das Senden benötigte Mediumzeit ist bei MCExOR mit 2 und 3 Kanälen 25% bzw. 15% geringer als bei DSR. Der Gewinn ist bei der Verwendung von 3 Kanälen geringer, was nicht mit der eigentlichen Datenübertragung, sondern mit dem Link-Probing zusammenhängt. Demnach müssen Link-Probe-Pakete auf allen zur Verfügung stehenden Kanälen versendet werden³. Erhöht sich die Anzahl der Kanäle, so steigt auch die Anzahl der versendeten Link-Probe-Pakete. Vergleichen wir abschließend noch DSR mit MCExOR, wobei bei letzteren lediglich ein Kanal verwendet wird. Hier ergeben sich aufgrund des opportunistischen Verhaltens Vorteile. So verringert sich im Falle von MCExOR, je nachdem ob 2 oder 3 Kandidaten verwendet werden, die Dauer für das Sensing, das Empfangen sowie das Senden um 61-69%, 61-71% bzw. 15-25%.

Behauptung 2. In MCExOR führt die Kooperation zwischen den Knoten (Slotted-Ack) dazu, dass im Netzwerk mehr Energie im Vergleich zu DSR verbraucht wird. Dem Vorteil des höheren Durchsatzes steht der Nachteil resultierend aus dem höheren

³In dem hier betrachteten Szenario wurde pro Kanal jede Sekunde ein Link-Probe versendet.

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

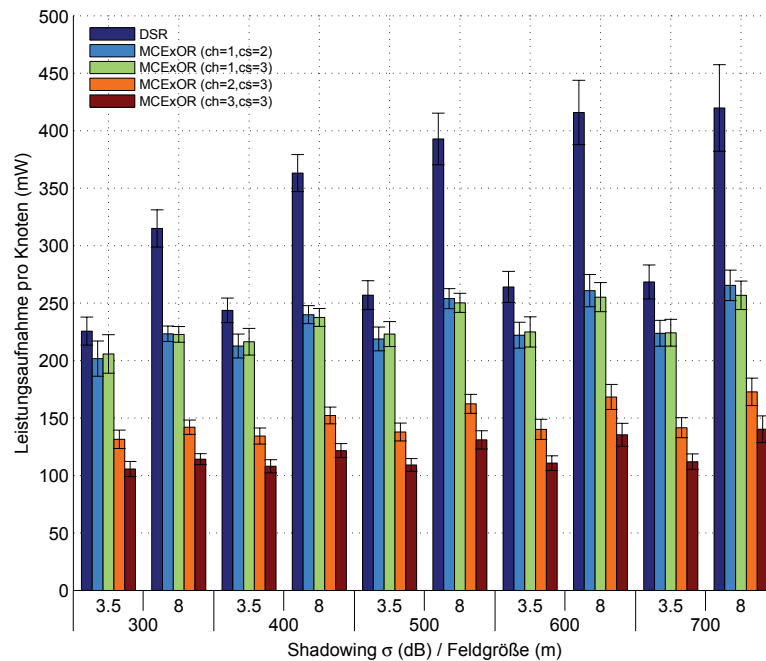


Abbildung 8.33: Mittlere Leistungsaufnahme pro Knoten in den Zuständen Sensing, Empfangen und Senden. Die Knoten wurden zufällig platziert.

Energieverbrauch gegenüber.

In Abb. 8.33 ist die mittlere Leistungsaufnahme pro Knoten in den Zuständen Sensing, Empfangen und Senden bei Verwendung einer 802.11 PCMCIA-Karte von Cisco (Tabelle 8.6) dargestellt. Die Ruheleistung (Idle) wurde im folgenden nicht berücksichtigt, da diese bei allen Protokollen anfällt. Wie zu erkennen ist, weist hier DSR den höchsten Wert auf. Dies kann mit einer erhöhten Anzahl von Neuübertragungen bei DSR gegenüber MCEXOR erklärt werden. Die zusätzlichen für die Kooperation zwischen den Knoten notwendigen Ack-Pakete spielen hingegen aufgrund ihrer kurzen Dauer nur eine kleine Rolle. Bei der Verwendung von MCEXOR mit mehreren Kanälen sinkt der Energieverbrauch weiter, da sich weniger Knoten in einer Kollisionsdomäne befinden (s.o.). Schließlich ist der Vorteil von MCEXOR gegenüber DSR besonders hoch in Umgebungen mit hoher Abschattung. Wir werden im folgenden ausschließlich die Ein-Kanal Version von MCEXOR betrachten.

Behauptung 3. Die Anzahl der Neuübertragungen auf der MAC-Schicht ist bei MCEXOR kleiner als bei DSR. Dadurch wird weniger Mediumzeit für die Neuübertragung von Paketen benötigt, wodurch der Durchsatz steigt.

In Abb. 8.34 ist die Anzahl der Neuübertragungen gezeigt. Wie man sieht, ist diese Behauptung korrekt. In MCEXOR wird die drahtlose Übertragung durch den opportunistischen Empfang zuverlässiger, d.h. es werden weniger Neuübertragungen pro Paket benötigt. Bei DSR ist dies nicht so. Ein weiterer

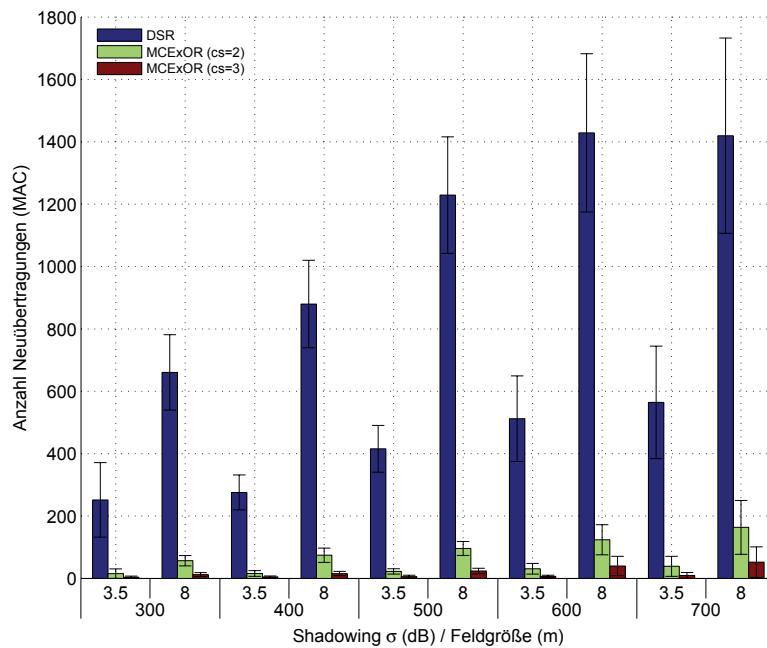


Abbildung 8.34: Mittlere Anzahl Neuübertragungen auf der MAC-Schicht.

Grund ist die von DSR verwendete ETX-Pfadmetrik, in der der Pfad mit der geringsten erwarteten Anzahl von Übertragungen zum Zielknoten ausgewählt wird. Ein solcher Pfad enthält jedoch auch Links mit Fehlerraten zwischen 10-20%⁴.

Behauptung 4. Die Anzahl der benötigten Hops ist bei MCEXOR kleiner als bei DSR. Ein Paket muss daher seltener weitergeleitet werden, wodurch der Durchsatz steigt.

In Abb. 8.35 sind die Ergebnisse dargestellt. Wie zu sehen ist, existiert kein signifikanter Unterschied in der Anzahl der benötigten Hops. Somit werden bei MCEXOR keine Relay-Knoten „übersprungen“, stattdessen wird, wie wir vorher bei der Anzahl der Neuübertragungen gesehen haben, die Übertragung robuster gemacht. Dieses Ergebnis steht im Gegensatz zu den Beobachtungen, die bei anderen opportunistischen Protokollen wie ExOR gemacht wurden.

Behauptung 5. Beide Protokolle unterscheiden sich hinsichtlich der Anzahl redundanter Übertragungen (Duplikate), sie sind bei DSR besonders hoch.

In Abb. 8.36 ist die Anzahl der Duplikate, welche von der MAC-Schicht entdeckt worden sind, abgebildet. Wie wir sehen können, ist die Anzahl der Duplikate bei DSR besonders hoch, was mit der hohen Anzahl von Neuübertragungen erklärt werden kann. Hier werden auch Pakete fälschlicherweise erneut übertragen, obwohl diese bereits erfolgreich empfangen wurden und lediglich das Ack-Paket nicht korrekt übermittelt werden konnte. Zusätzlich zu Duplikaten, welche von der MAC-Schicht entdeckt werden,

⁴Bei Verwendung einer Routingmetrik, die nur Links mit sehr geringen Verlustraten verwendet, wäre zwar die Anzahl der Neuübertragungen kleiner als bei Verwendung der ETX-Metrik, jedoch würde sich die Anzahl benötigter Hops pro Paket vergrößern.

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

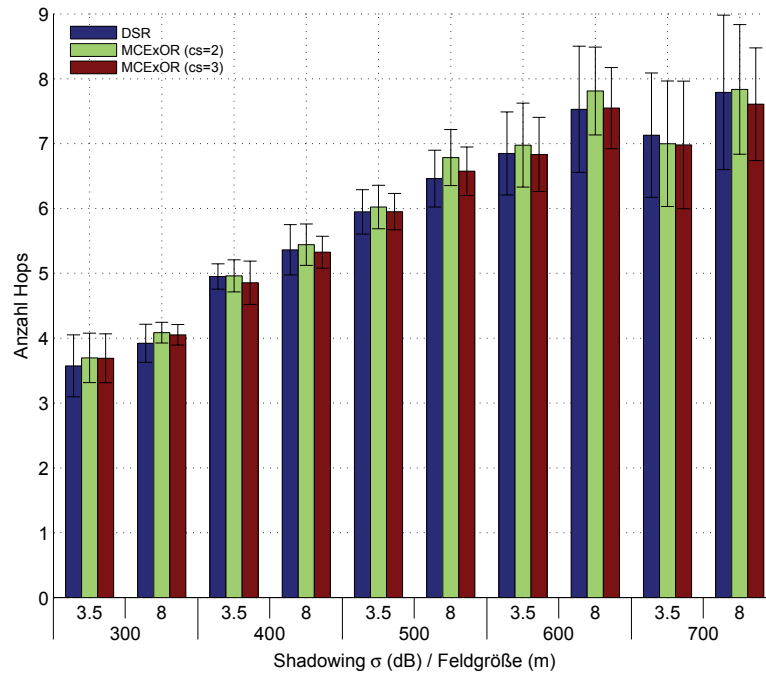


Abbildung 8.35: Mittlere Hop-Anzahl auf der MAC-Schicht.

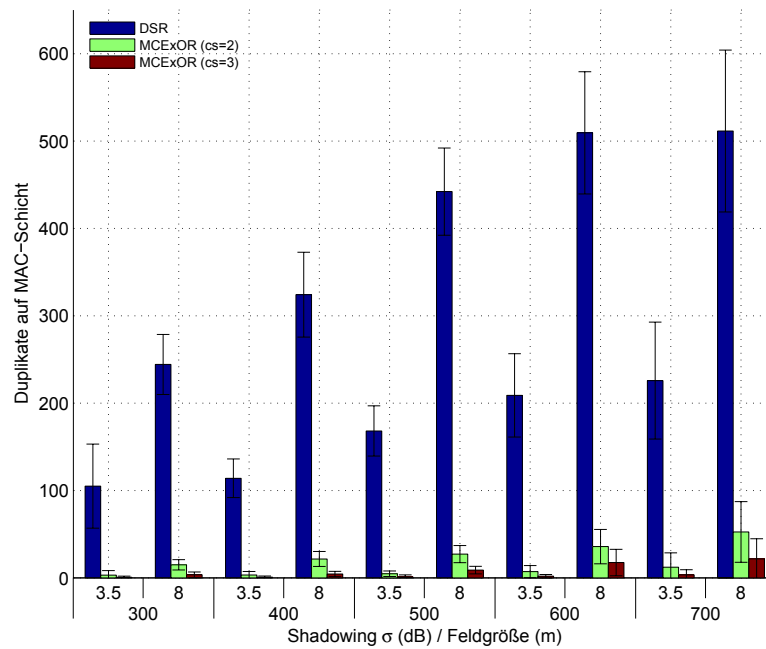


Abbildung 8.36: Mittlere Anzahl Duplikate, welche von der MAC-Schicht erkannt wurden.

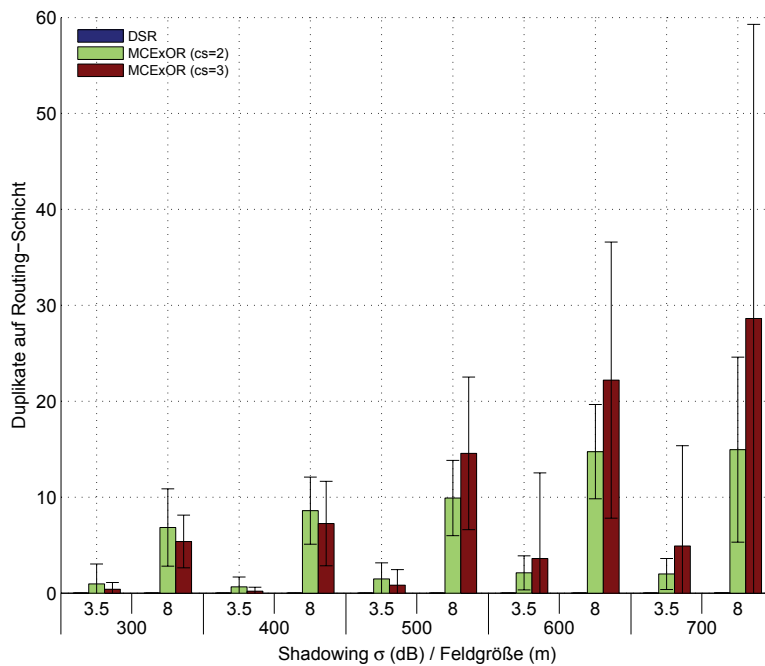


Abbildung 8.37: Mittlere Anzahl Duplikate, welche von der Routing-Schicht erkannt wurden.

existieren auch Duplikate, die erst von der Routing-Schicht aufgedeckt werden können (Abb. 8.37), sie treten nur bei MCExOR mit geringer Anzahl auf. Schließlich kann auch der Fall eintreten, dass ein Duplikat erst am Zielknoten, d.h. auf der Applikationsschicht, entdeckt wird. In dem hier betrachteten Szenario ist dies jedoch nur vereinzelt vorgekommen. Die Behauptung, dass bei DSR die Anzahl redundanter Übertragungen besonders hoch ist, kann damit bestätigt werden.

Behauptung 6. Die E2E-Übertragungswahrscheinlichkeit für Pakete ist bei MCExOR höher als bei DSR. Somit müssen im Falle von TCP/IP mehr Pakete erneut übertragen werden, wodurch der Durchsatz sinkt.

Für MCExOR mit 2 Kandidaten trifft dies nicht zu (Abb. 8.38). Hier ist die Übertragung robuster und damit die Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket aufgrund von Überschreiten der maximalen Anzahl von Übertragungswiederholungen (*retries*) verworfen wird, kleiner. Dieser Unterschied ist aber nicht signifikant. Bei 3 Kandidaten scheint dies hingegen der Fall zu sein. Da Duplikate viel Kapazität vergeuden, verwendet MCExOR eine sehr rigorose Duplikateliminierung. D.h. es wird die Strategie verfolgt, wonach lieber ein Paket verworfen wird, als dass es zu einem Duplikat kommt. Trotzdem beträgt der E2E Paketverlust bei dem größten hier betrachteten Netz lediglich 1,5%. Die Behauptung trifft daher nur teilweise zu.

Behauptung 7. Der Aufwand bei MCExOR ist aufgrund des Slotted-Ack sehr hoch. Es werden sehr viele Ack-Pakete versendet, die Ursache für Kollisionen sein können.

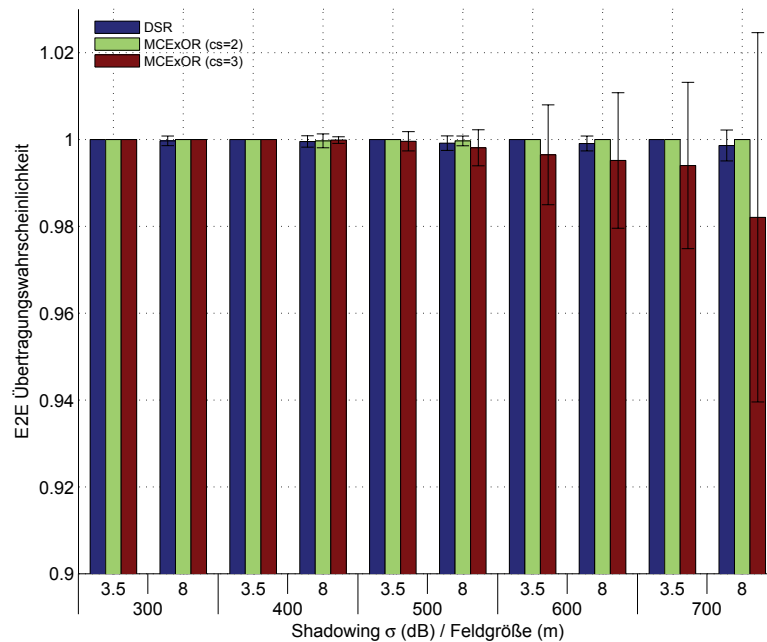


Abbildung 8.38: Mittlere E2E-Übertragungswahrscheinlichkeit auf der Applikationsschicht.

Abschließend betrachten wir die Anzahl gesendeter Ack-Pakete (MAC-Schicht). Diese ist bei MCEXOR aufgrund des Slotted-Ack besonders groß (Abb. 8.39). Bei DSR wird aufgrund von 802.11 ein Ack versendet, wobei bei MCEXOR mit x Kandidaten bis zu x Ack-Pakete pro Datenpaket sein können. Bei Umgebungen mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) werden bei MCEXOR mit 2 Kandidaten (cs=2) verglichen mit DSR 64-77% mehr Ack-Pakete versendet. In Umgebungen mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB) sind es nur 46-55% mehr Ack-Pakete, was weit unter der theoretisch möglichen Größe von 100% liegt. Ähnlich sieht das Bild für MCEXOR mit 3 Kandidaten aus. Diese Behauptung trifft daher nur teilweise zu.

8.2.14 Komprimierter Slotted-Ack

In Abschn. 5.3.1 sind wir auf die Nachteile des Slotted-Ack eingegangen und haben eine Verbesserung, das komprimierte Slotted-Ack, vorgestellt (Abschn. 5.3.2). Im Folgenden vergleichen wir beide Ansätze hinsichtlich des Durchsatzes (Abb. 8.40). Je nach Feldgröße bzw. Grad der Abschattung ist der Durchsatz bei Einsatz des komprimierten Slotted-Ack um 10-22% höher als beim herkömmlichen Slotted-Ack, d.h. die zusätzliche Komplexität im Mediumzugriff macht sich bezahlt.

8.2.15 Vergleich mit Antennen-Diversität

Nach traditionellem Verständnis wird räumliche Diversität mit Hilfe von Multi-Antennensystemen erreicht. Hierbei unterscheidet man zwischen Systemen

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

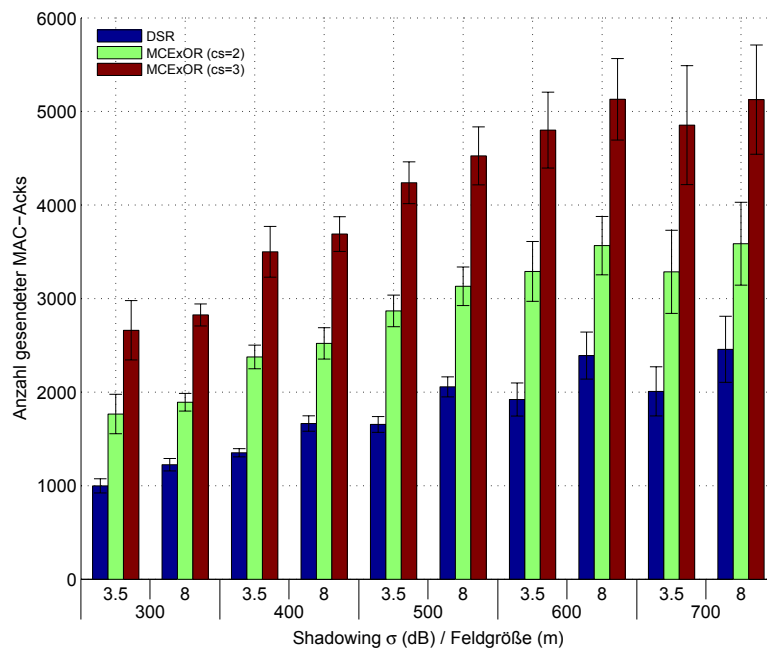


Abbildung 8.39: Mittlere Anzahl der auf der MAC-Schicht versendeten Ack-Pakete.

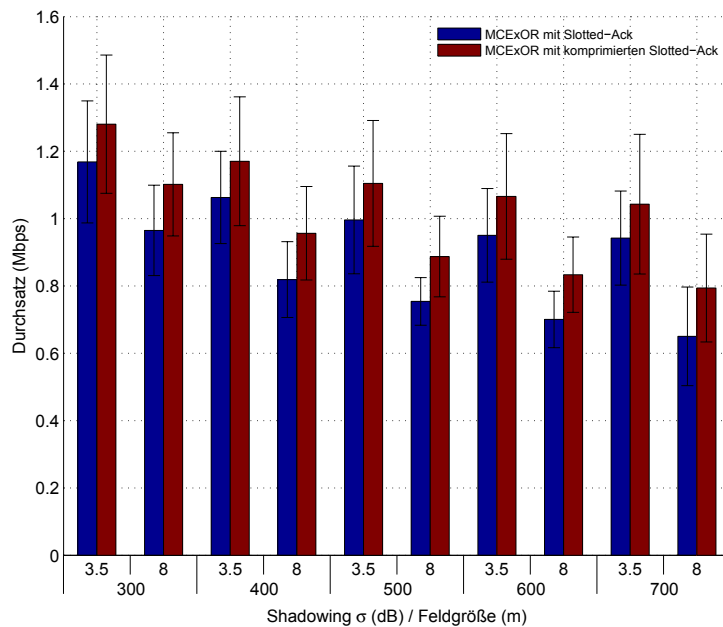


Abbildung 8.40: Mittlerer Durchsatz (UDP) in Abhängigkeit vom verwendeten Slotted-Ack-Mechanismus. Es wurde MCEXOR mit 3 Kandidaten sowie einem Kanal verwendet.

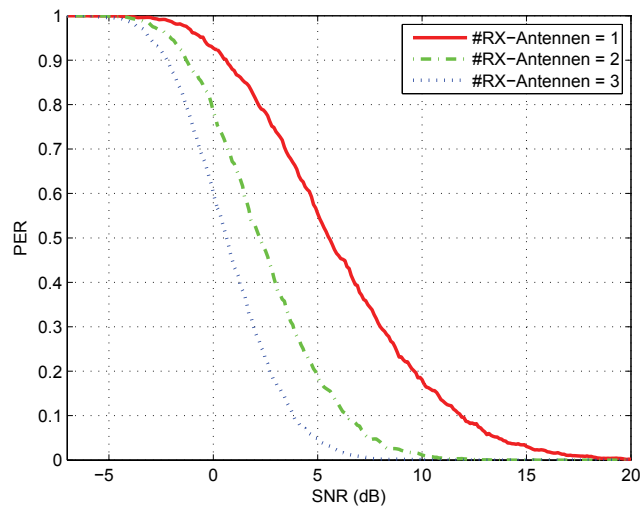


Abbildung 8.41: Paketfehlerrate (PER) vs. Signalqualität (SNR) in Abhängigkeit von der Anzahl der Empfangsantennen in einem Fading-Kanal bei einer Bitrate von 6 Mbps (802.11g). Es wurden Pakete mit einer Größe von 1500 Bytes versendet.

mit mehreren Sende- bzw. Empfangsantennen. Für uns sind letzte von Interesse. Bei einem opportunistischen Protokoll wie MCEXOR wird räumliche Diversität auf Empfängerseite durch Kooperation zwischen den Kandidaten erreicht. Interessant wäre nun das Verhältnis zwischen Empfangs-Diversitätsgewinn in einem Multi-Antennensystem und dem opportunistischen Gewinn. Wir vergleichen erneut DSR mit MCEXOR, wobei bei erstem die Knoten mit mehreren Empfangsantennen ausgestattet sind. Die Paketfehlerrate in Abhängigkeit von der Signalqualität (SNR) ist mit Hilfe von Simulationen ermittelt worden, wofür der OFDM Symbol-Simulator von Heiskala et al. verwendet wurde [52]. Dieser Simulator implementiert die von IEEE 802.11g verwendete Modulation und Kodierung, ferner stehen ein AWGN- sowie ein Fading-Kanal zur Verfügung. Der Simulator ist um die Simulation von Multi-Antennensystemen (hier Empfängerseite) erweitert worden. Die ermittelten Ergebnisse für eine unterschiedliche Anzahl von Empfangsantennen und einem Fading-Kanal sind in Abb. 8.41 dargestellt. Im Falle von Shadowing wird angenommen, dass dieses an jeder Empfangsantenne aufgrund des geringen Abstandes gleich ist. Ferner wird zunächst angenommen, dass das Shadowing an unterschiedlichen Knoten aufgrund der großen räumlichen Distanz unabhängig ist.

Ergebnisse In Abb. 8.42 ist der Durchsatz für DSR und MCEXOR dargestellt. Wie wir sehen, kann durch zusätzliche Empfangsantennen der Durchsatz in DSR gesteigert werden, obwohl er trotzdem hinter dem von MCEXOR zurückbleibt. In Umgebungen mit geringer Abschattung ist der Unterschied kleiner. Hier ist der Durchsatz von MCEXOR(cs=3) 24-31% höher als der von DSR mit 3 Empfangsantennen. In Umgebungen mit hoher Abschattung bleibt der Unterschied zwischen MCEXOR und DSR weiterhin hoch, der Durchsatz von MCEX-

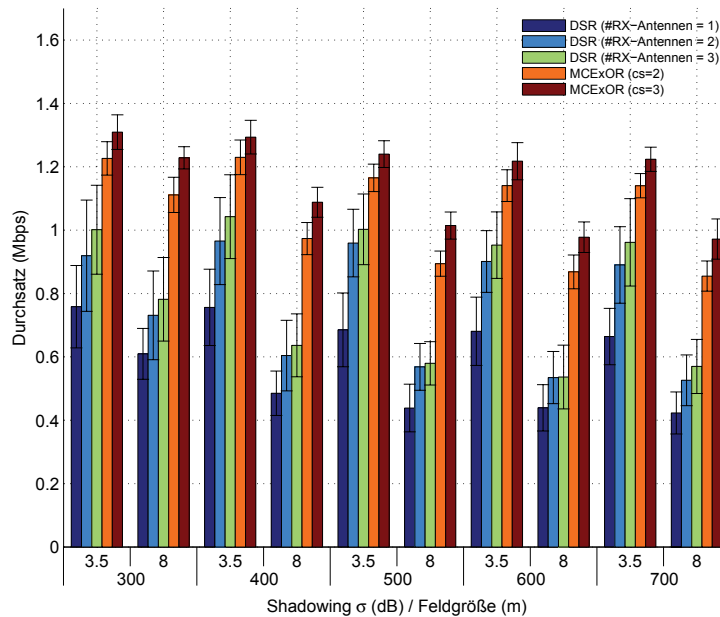


Abbildung 8.42: Mittlere UDP-Durchsatz. Im Fall von MCEXOR wurde lediglich 1 Kanal verwendet. Bei DSR wurden die Anzahl der Empfangsantennen von 1 bis 3 variiert.

OR mit 3 Kandidaten ($cs=3$) ist 57-82% höher als der von DSR mit 3 Empfangsantennen.

In der Testumgebung wurde jedoch die Beobachtung gemacht, dass die Paketverlustraten bei räumlich nahe gelegenen Knoten korreliert sind (Abschn. 6.1.2). Als mögliche Ursache konnte eine Korrelation im Shadowing ausgemacht werden. Es erfolgt eine Wiederholung des Versuch, wobei die Dekorrelationsdistanz (d_{corr}) des Shadowing variiert wurde (0, 10 und 25 m)⁵ (Abb. 8.43). Mit steigendem d_{corr} geht der opportunistische Gewinn verloren, wodurch ein Teil des Vorteils von MCEXOR gegenüber DSR verlorengeht.

8.2.16 Multi-Raten Umgebung

Hier werden die Durchsätze von 802.11, MDF, MCEXOR sowie MCHOR in einer Umgebung mit variablen Bitraten miteinander verglichen. Bei MCEXOR sowie MCHOR wird aus Gründen der Vergleichbarkeit lediglich ein Kanal verwendet. In Abschn. 8.2.5 haben wir die Beobachtung gemacht, dass in einer Umgebung mit lediglich einer Bitrate (*constant rate*) MCEXOR sowohl MDF als auch MCHOR aufgrund seines kleinen Protokollaufwands beim Durchsatz übersteigt. In einer Umgebung mit multiplen Bitraten ist die Situation aber anders, hier haben MDF und MCHOR einen höheren Durchsatz als MCEXOR, da sie einen besseren Algorithmus zur Auswahl von Bitraten verwenden können. MCEXOR hingegen muss einen Bitraten-Algorithmus wie den AARF verwenden [127].

⁵Zum Vergleich: der Empfangsradius um einen Knoten herum beträgt ca. 75 m ($PER < 0,1$).

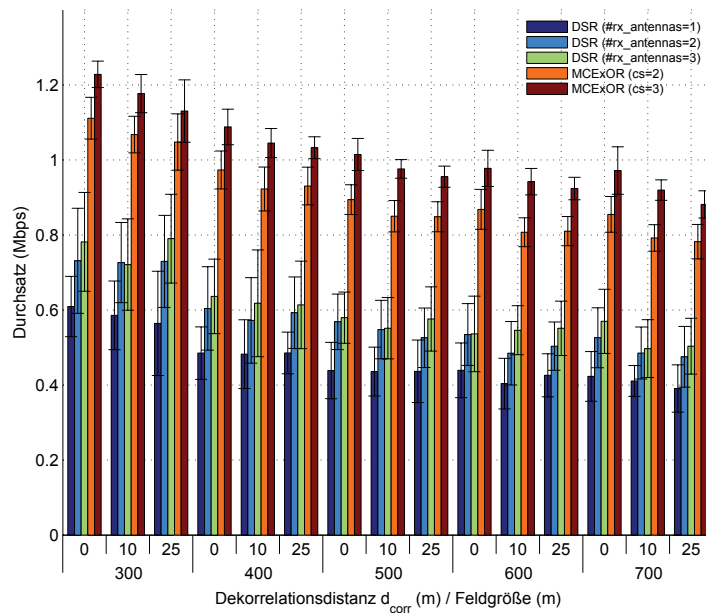


Abbildung 8.43: Mittlere UDP-Durchsatz. Es wurde ein $\sigma = 8$ dB sowie im Falle von MCEXOR lediglich 1 Kanal verwendet. Bei DSR wurde die Anzahl der Empfangsantennen von 1 bis 3 variiert. Ferner wurden unterschiedliche Dekorrelationsdistanzen (d_{corr}) für das Shadowing betrachtet.

Parameter

Die Simulation wurde auf der in Abb. 8.13 dargestellten Topologie ausgeführt. Hier wurden die Kandidaten im gleichen Abstand vom Sender aufgestellt, wobei die Distanz zwischen den Kandidaten gering war. Zusätzlich sind auch randomisierte Topologien betrachtet worden, die jedoch aus Platzgründen hier unerwähnt bleiben. Ein detaillierte Beschreibung ist in der Veröffentlichung [132] zu finden. Der drahtlose Kanal wurde mit Hilfe von Shadowing und Rayleigh modelliert. Die Kohärenzzeit für beide Fading-Prozesse war ein variabler Parameter. Wir verwenden die Parameter, die wir schon zuvor in der Umgebung mit nur einer Bitrate eingesetzt haben (Tab. 8.5). Zusätzlich stehen die in 802.11g spezifizierten OFDM-Bitraten (6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 und 54 Mbit/s) zur Auswahl. Schließlich betrachten wir in diesem Abschnitt keine Multi-Hop-Übertragungen, der Fokus liegt auf dem Vergleich der Mediumzugriffverfahren der verschiedenen opportunistischen Protokolle.

Ergebnisse

Verglichen mit einer Umgebung mit nur einer Bitrate (Abschn. 8.2.5), ergeben sich hier zusätzliche Probleme. Ein opportunistisches Protokoll muss nicht nur die aussichtsreichen Kandidaten auswählen, sondern auch eine geeignete Bitrate für das Datenpaket als auch für die Kontrollpakete (Ack, Probes) finden. Man kann dies als einen zusätzlichen Freiheitsgrad ansehen. Es existieren unterschiedliche protokollspezifische Ansätze zur Unterstützung von Bitraten. So

besitzt das MCEXOR-Protokoll keine Probing-Phase, wodurch sich der Algorithmus zur Bitratenauswahl auf historische Informationen über vorangegangene Übertragungen verlassen muss. Wir werden daher MCEXOR zusammen mit dem AARF-Algorithmus verwenden. Auf der anderen Seite haben wir Protokolle wie MDF und MCHOR, wo aufgrund der Probing-Phase leistungsfähigere Bitraten-Algorithmen existieren. In Abschn. 5.3.5 ist der Algorithmus, den wir im Folgenden als ETT-RCA bezeichnen werden, für MCHOR beschrieben. Diesen werden wir auch für MDF verwenden, allerdings mit der Einschränkung, dass lediglich 1 Kandidat ausgewählt werden darf. Ferner werden wir auch eine modifizierte Version von 802.11 RTS/CTS zusammen mit dem ETT-RCA nutzen.

ETT-RCA Im Folgenden wird der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus verwendet. Die Ergebnisse für eine Umgebung mit *Slow-Fading* sind in Abb. 8.44 dargestellt. Für kleine Distanzen und damit für Links mit geringen Verlustraten bringen opportunistische Protokolle keine Vorteile, stattdessen wird aufgrund ihres großen Protokollaufwand (Probing, Slotted-Ack) der Durchsatz reduziert. Hier liefert 802.11 RTS/CTS, wobei das RTS entsprechend dem ETT-RCA für das Probing verwendet wird, den höchsten Durchsatz von ca. 19 Mbps, verglichen mit lediglich 14,3, 12,8 und 11,4 für MDF und für die beiden Varianten von MCHOR. Man beachte, dass im Fall von MCHOR(3,3) sowohl das Probe-Paket als auch das anschließende Datenpaket an alle 3 Kandidaten versendet wird. Im ungünstigsten Fall, und dieser ist sehr wahrscheinlich für kurze Links, werden für jedes Datenpaket 7 Kontrollpakete versendet. Für längere und damit verlustreichere Links ist der Durchsatz von MDF und MCHOR höher als von 802.11 RTS/CTS. Hier spielt der höhere Protokollaufwand von MCHOR nur eine geringe Rolle, wodurch die Ergebnisse von beiden Protokollen nahezu identisch sind. Für Links mit einer Länge von mehr als 80 m ist der Durchsatz von MDF 70% höher als der von 802.11 RTS/CTS. Schließlich kann aufgrund der fehlenden Probing-Phase MCEXOR nicht zusammen mit dem ETT-RCA Algorithmus verwendet werden.

Nun betrachten wir einen Kanal mit *Fast-Fading* (Abb. 8.45). Bis zu einer Distanz von 70 m hat 802.11 RTS/CTS den höchsten Durchsatz. Der Durchsatz von MDF nimmt mit steigender Link-Länge schnell ab, verursacht dadurch, dass MDF nicht in der Lage ist, den Veränderungen im Kanal zu folgen. Hier kann MCHOR alle anderen Verfahren übertreffen. Bei einer Distanz von 90 m ist der Durchsatz bei MCHOR(3,3) um mehr als 50% höher als der von MDF und 802.11 RTS/CTS und das, obwohl MCHOR(3,3) den höchsten Protokollaufwand aufweist - bis zu 7 Kontrollpakete pro Datenpaket.

Für die Bestimmung der Bitrate des nachfolgenden Datenpakets ist ETT-RCA auf eine akkurate Bestimmung der SNR-Werte angewiesen. Wir analysieren daher, welchen Einfluss ein Fehler in der Bestimmung des Kanals (SNR) auf den Durchsatz hat. Wir nehmen an, dass der Messfehler lognormal-verteilt mit einer variablen Standardabweichung von 0-3 dBm ist. Die Ergebnisse für MDF und MCHOR-2 sind in Abb. 8.46 dargestellt. Wir erkennen, dass ein Messfehler in der Bestimmung der Kanalqualität einen großen Einfluss auf den Durchsatz hat. Dieser Einfluss ist bei MDF besonders hoch. Anders als MCHOR-2, das bis zu 2 Kandidaten für die Datenübertragung auswählen kann, darf MDF lediglich den besten Kandidaten auswählen. Im Fall von nur einem Kandidaten ist

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

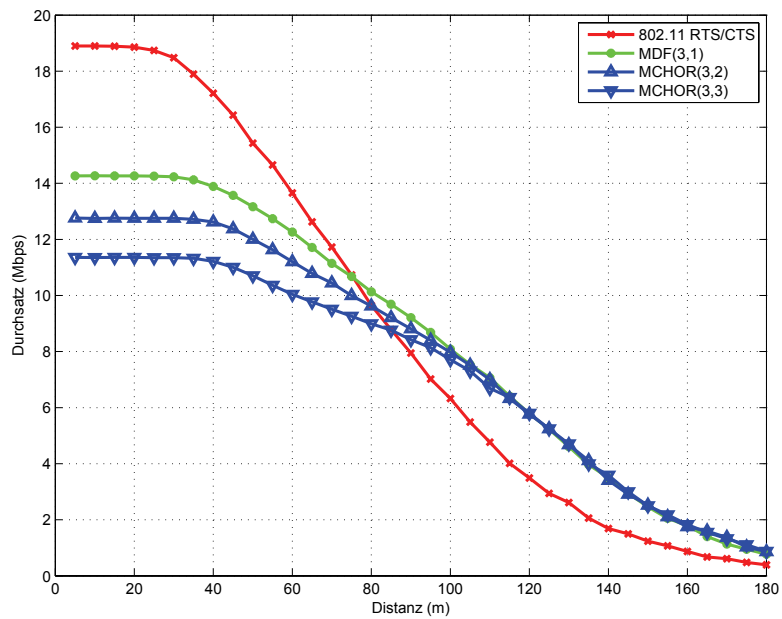


Abbildung 8.44: Durchsatz in einem *Slow-Fading*-Kanal. Es wurde der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus verwendet. Die Zahlen in Klammern repräsentieren die Größe der Probing- und der Slotted-AckPhase.

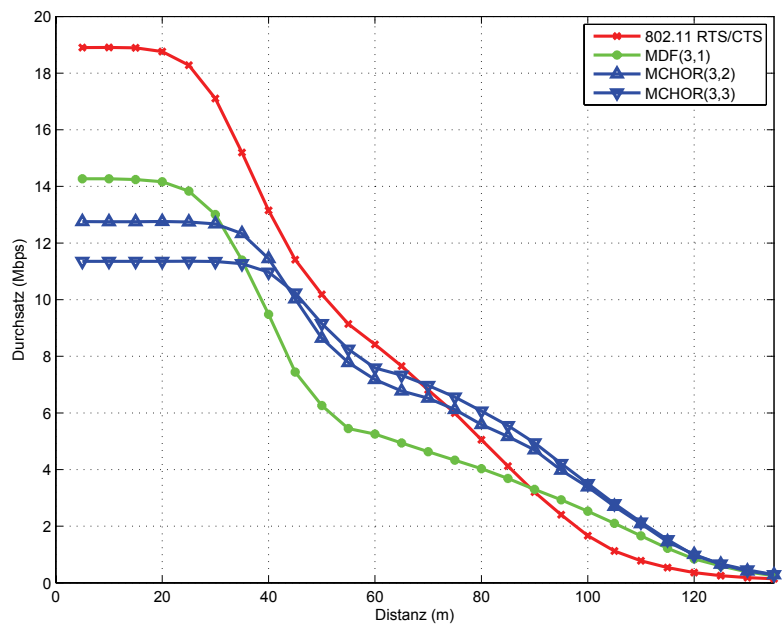


Abbildung 8.45: Durchsatz in einem *Fast-Fading*-Kanal. Es wurde der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus verwendet. Die Zahlen in Klammern repräsentieren die Größe der Probing- und der Slotted-AckPhase.

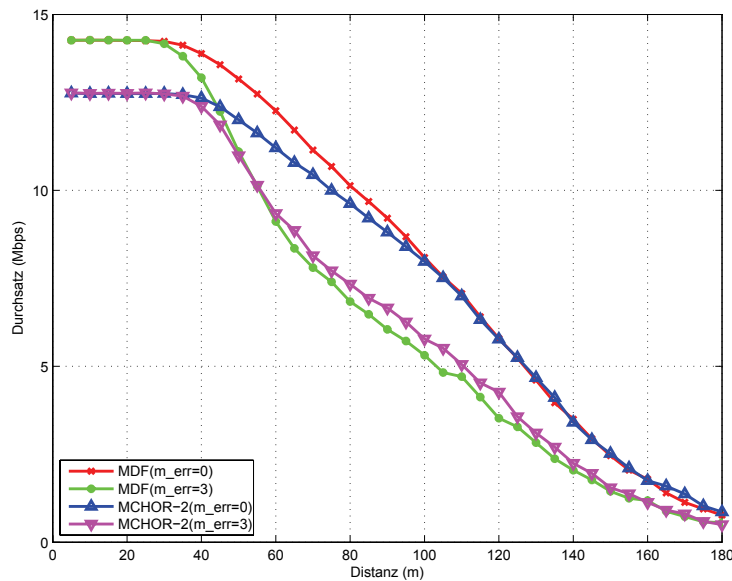


Abbildung 8.46: Vergleich von MDF mit MCHOR-2 (Slotted-ACK-Phase hat die Größe 2) für eine Kandidatenmenge der Größe 3 und einem Kanal mit *Slow-Fading*. Der m_err -Wert in den Klammern repräsentiert die Standardabweichung des Messfehlers.

die Wahrscheinlichkeit eine falsche Bitrate auszuwählen höher, als bei 2 Kandidaten, somit ist der Einfluss bei MCHOR kleiner als bei MDF.

Da der Protokollaufwand aufgrund der Vielzahl von Kontrollpaketen bei MDF und MCHOR hoch ist, wird evaluiert, wie die Kontrollrate, die von Probe- und Ack-Paketen genutzt wird, den Durchsatz beeinflusst (Abb. 8.47). Bei Verwendung von ETT-RCA betrachten wir beispielhaft einen Link der Länge 90 m. Wird anstelle von 6 Mbps eine Kontrollrate von 12 Mbps verwendet, so steigt der Durchsatz bei MDF und MCHOR um 30% bzw. 27% an, für größere Abstände geht er allerdings zurück, da die Signalisierung unzuverlässiger wird.

ETT vs. AARF-RCA In diesem Abschnitt vergleichen wir die Bitraten-Algorithmen ETT-RCA und AARF hinsichtlich des erreichbaren Durchsatzes. Im Fall von AARF sind wir zudem in der Lage, auch Ergebnisse für MCEXOR zu präsentieren. Die Ergebnisse für einen Kanal mit *Slow-Fading* sind in Abb. 8.48 dargestellt. Zunächst betrachten wir den Durchsatz bei Verwendung von AARF. Für kurze Links kann MCEXOR sowohl MDF als auch MCHOR aufgrund des kleineren Protokollaufwand übertreffen. Für längere Links mit höheren Verlustraten sinkt der Durchsatz von MCEXOR dramatisch, sowohl MDF als auch MCHOR bieten einen höheren Durchsatz (140% bzw. 80%). Der Durchsatz erhöht sich, wenn anstelle von AARF der ETT-RCA Algorithmus verwendet wird. Schauen wir uns beispielhaft einen Link der Länge 65 m an, wo der Durchsatz von MDF mit ETT-RCA mehr als doppelt so hoch ist wie mit AARF. Der Grund hierfür ist, dass im Gegensatz zu ETT-RCA

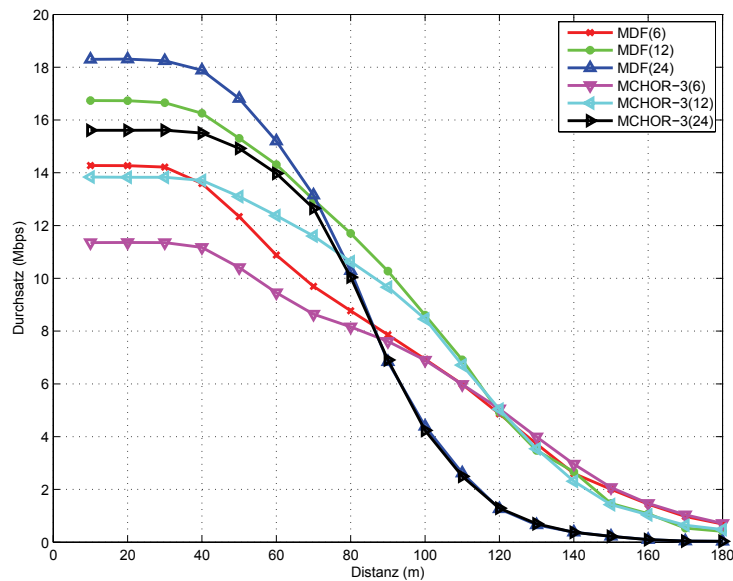


Abbildung 8.47: Vergleich von MDF mit MCHOR-3 (Slotted-ACK-Phase hat die Größe 3), wobei unterschiedliche Bitraten für die Kontrollpakete (Zahl in Klammern in Mbps) verwendet worden sind. Es wurde ein Kanal mit *Fast-Fading* verwendet, ferner der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus.

sich das AARF zur Bestimmung der Bitrate ausschließlich auf Informationen über vorangegangene Übertragungen verlassen muss. Bei ETT-RCA und einem *Slow-Fading*-Kanal hingegen kann die momentane Qualität des Kanals effektiv über das Probing bestimmt und damit die optimale Bitrate für die anschließende Datenübertragung gewählt werden. Für einen Link der Länge 75 m übersteigt MDF zusammen mit ETT-RCA den Durchsatz von MCEXOR mit AARF um fantastische 360%. Dies ist ein erstaunliches Ergebnis, da MCEXOR in einer Umgebung mit lediglich einer Bitrate alle anderen Protokolle hinsichtlich Durchsatz übertroffen hat. In einer Umgebung mit vielen Bitraten sind die möglichen Freiheitsgrade (Kandidaten- und Bitratenauswahl) zu groß für MCEXOR.

Nun betrachten wir einen Kanal mit *Fast-Fading* (Abb. 8.49). Für kleine Distanzen von bis zu 55 m liefert MCEXOR zusammen mit AARF den höchsten Durchsatz. Bei solche Distanzen haben jedoch die Links nur geringe Fehlerraten, wodurch der Einsatz eines opportunistischen Protokolls als nicht sinnvoll erscheint. Für Distanzen zwischen 55 und 100 m ist MCHOR zusammen mit ETT-RCA die beste Wahl, der Durchsatz ist bei 80 m um 330% höher als bei MCEXOR mit AARF und um 50% höher als bei MDF mit ETT-RCA. Für Links, die länger als 120 m sind, ändert sich jedoch das Bild, hier ist wieder MCEXOR zusammen mit AARF die beste Wahl. Der Grund hierfür ist einfach. Bei solchen langen Distanzen sind die Verlustraten so hoch, dass eine Kommunikation lediglich auf der niedrigsten Bitrate (6 Mbps) möglich ist, wodurch der Einfluss des Algorithmus zur Bitratenauswahl verschwindet. Es verbleibt lediglich eine Umgebung mit nur einer Bitrate und hier ist, wie wir bereits gesehen haben,

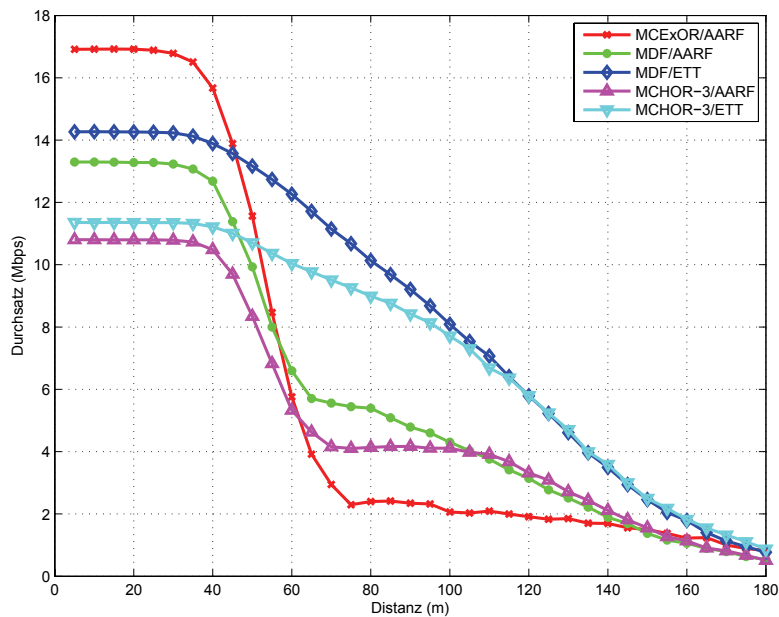


Abbildung 8.48: Durchsatz von MCEXOR, MDF und MCHOR bei Verwendung von ETT-RCA sowie AARF. Es wurde ein Kanal mit *Slow-Fading* verwendet.

MCEXOR die beste Wahl. Schließlich ist der Durchsatz von MDF und MCHOR aufgrund des fehleranfälligen 4-Wege-Handshake niedrig. MCHOR ist am robustesten gegenüber hohen Verlustraten.

Abschließend betrachten wir den Einfluss der Kontrollrate auf den Durchsatz von MCEXOR zusammen mit AARF (Abb. 8.50). Für Distanzen von bis zu 110 m ist es sinnvoll, die Kontrollrate von 6 auf 24 Mbps zu erhöhen. Damit lässt sich der Signalisierungsaufwand reduzieren. Für Distanzen größer 110 m macht es hingegen keinen Sinn, höhere Kontrollraten zu verwenden.

Zusammenfassung In Umgebungen mit multiplen Bitraten bietet der ETT-RCA Algorithmus gegenüber herkömmlichen Verfahren wie AARF einen höheren Durchsatz. AARF sollte hingegen nur bei kurzen Links mit geringen Verlustraten eingesetzt werden. In solchen Umgebungen macht jedoch der Einsatz von opportunistischen Protokollen keinen Sinn. In einem Kanal mit *Fast-Fading* erzielt MCHOR den höchsten Durchsatz. Die Vorteile von MCHOR sind seine geringe Sensitivität gegenüber einem *Fast-Fading*-Kanal sowie gegenüber Messfehlern in der Bestimmung der Kanalqualität. Sein größter Nachteil ist der hohe Protokollaufwand, welcher durch Erhöhung der Kontrollrate bis zu einem gewissen Maße verringert werden kann. Schließlich liefert MDF in einem Kanal mit *Slow-Fading* den höchsten Durchsatz.

8.2.17 Gesamtkapazität

In Folgenden vergleichen wir den Durchsatz von DSR mit MCEXOR in einem saturierten Netzwerk. Folgender experimenteller Aufbau wurde gewählt. N

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

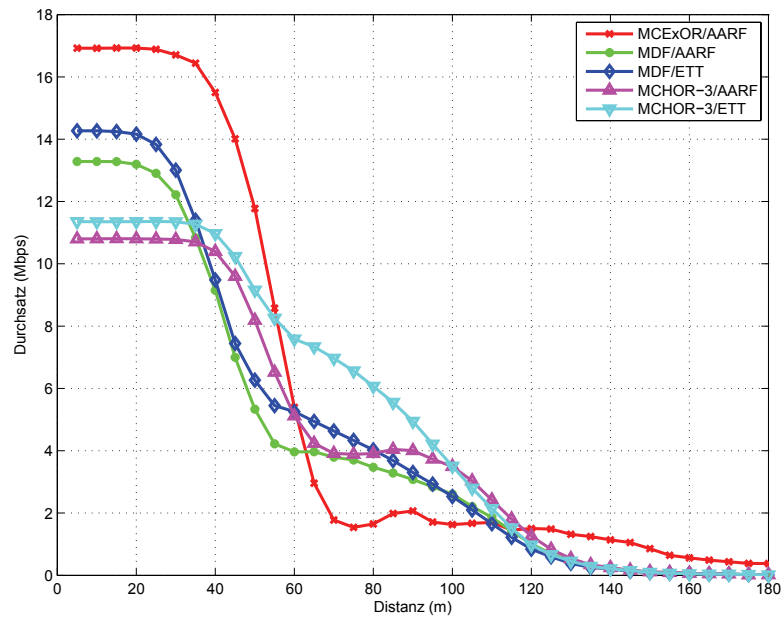


Abbildung 8.49: Durchsatz von MCExOR, MDF und MCHOR bei Verwendung von ETT-RCA sowie AARF. Es wurde ein Kanal mit *Fast-Fading* verwendet.

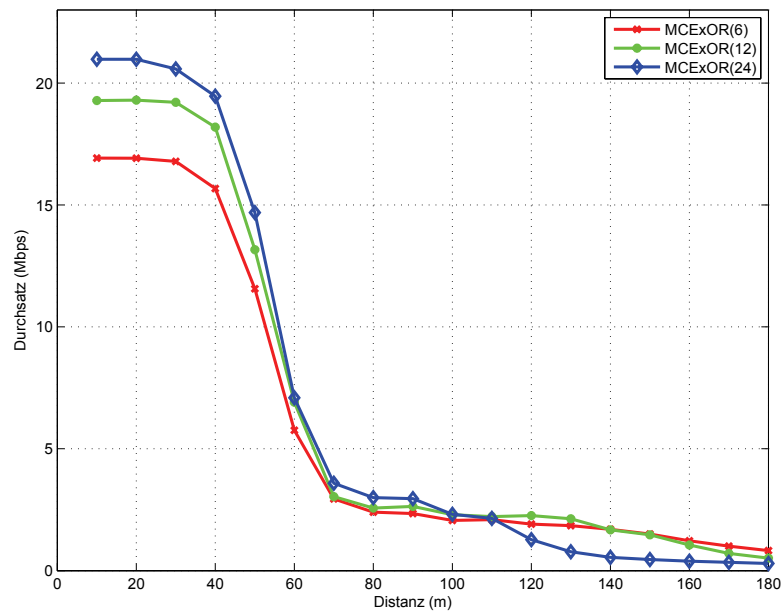


Abbildung 8.50: Einfluss der Kontrollrate auf den Durchsatz von MCExOR zusammen mit AARF in einem Kanal mit *Slow-Fading*.

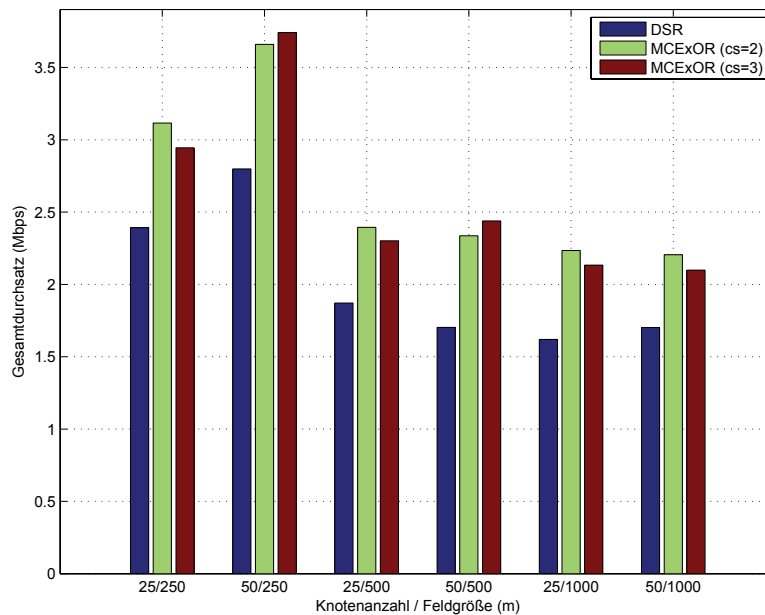


Abbildung 8.51: Mittlerer Gesamtdurchsatz im Maschennetz für DSR und MCEXOR mit 2 bzw. 3 Kandidaten.

Knoten wurden zufällig auf einem 2-dimensionalen Feld platziert. Es wurden N -viele Paketflüsse aufgesetzt, wobei jeder der N Knoten die Quelle eines Paketflusses war. Ferner wurden die Zielknoten der N -Flüsse zufällig ausgewählt. Als Transportprotokoll wurde UDP verwendet. Ferner betrachten wir den Fall, dass nur eine Bitrate für Übertragungen zur Verfügung steht.

In Abb. 8.51 ist der Gesamtdurchsatz über alle Flüsse dargestellt. Wie man sieht, wird ein opportunistischer Gewinn von 28-38% bei Verwendung von MCEXOR mit 2 Kandidaten erreicht, jedoch sieht man auch, dass mit 3 Kandidaten der Durchsatz teilweise unter dem mit 2 Kandidaten liegt. Das ist erstaunlich, da der Durchsatz von MCEXOR mit 3 Kandidaten für einen bzw. wenige Flüsse immer höher war, als bei Verwendung von nur 2 Kandidaten (Abschn. 8.2.5).

Behauptung 8. *Der Durchsatz bei MCEXOR mit 3 Kandidaten liegt teilweise unter dem mit 2 Kandidaten, da beim ersten der von der opportunistischen Übertragung beanspruchte Raum (hier Fläche) aufgrund des zusätzlichen Kandidaten größer ist. Je größer die benötigte Fläche desto kleiner der Gesamtdurchsatz, da durch die verringerte räumliche Wiederverwendung (spatial reuse) weniger parallele Übertragungen im Netz möglich sind.*

Die durch eine Übertragung beanspruchte Fläche kann mit Hilfe des Protokoll-Modells von Gupta et al. berechnet werden [50]. Nach diesem Modell muss sich der Empfänger innerhalb der Reichweite r seines Senders und außerhalb von $(1 + \Delta)r'$ jedes anderen interferierenden Senders mit einer Reichweite r' befinden. Im folgenden bezeichnen wir r als Empfangsreichweite und $(1 + \Delta)r$ als Sensing-Reichweite. Wir erweitern das Modell von Gupta dahingehend, dass wir nicht nur die durch die Datenpaketübertragung belegte Flä-

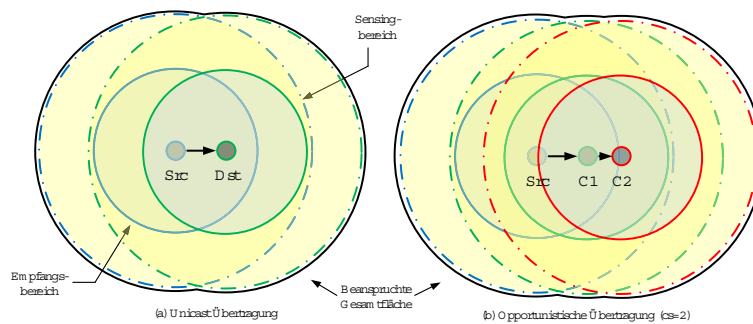


Abbildung 8.52: Die durch eine Übertragung beanspruchte Fläche. Im Falle einer Unicast-Übertragung ist dies die Vereinigung der Flächen des Senders (Datenpaket) und des einzigen Empfängers (Ack-Paket). Bei einer opportunistischen Übertragung müssen zusätzlich noch die Flächen der einzelnen Kandidaten (Slotted-Ack) berücksichtigt werden. Wir betrachten hier lediglich den 2-dimensionalen Fall.

che, sondern auch die Fläche für die rückwärtsgerichteten Ack-Pakete berücksichtigen. In Abb. 8.52 wird dies graphisch illustriert. Betrachten wir zunächst den Unicast-Fall. Eine Paketübertragung ist erfolgreich, wenn sowohl das Datenpaket als auch das zugehörige Ack-Paket erfolgreich empfangen werden. Zur Vereinfachung berücksichtigen wir nicht die zeitliche Reihenfolge, in das Daten- und die Ack-Pakete versendet werden, sondern nehmen an, dass der Versand für beide gleichzeitig ist. Die durch diese Übertragung beanspruchte Fläche besteht aus der Vereinigung des Sensing-Bereichs um den Sender (Src) mit dem um den Empfänger (Dst) (Abb. 8.52(a)). Bei einer opportunistischen Übertragung mit k Kandidaten kommen aufgrund des Slotted-Ack k viele Sensing-Bereiche um die Kandidaten herum hinzu (Abb. 8.52(b)).

Wir werden jetzt mit Hilfe von Simulation die durch eine opportunistische Übertragung mit k Kandidaten belegte Fläche ermitteln. Durch Analyse von MCExOR in zufällig generierten Topologien werden wir Statistiken wie benötigte Übertragungszeit und Fläche, Distanzgewinne sowie die auf die benötigte Fläche normierte Transportkapazität berechnen (Abb. 8.53). Bei der Übertragungszeit berücksichtigen wir die Zeit für die Übertragung von Daten- sowie Ack-Paketen. Bei der Berechnung der eingenommenen Fläche werden nur Kandidaten berücksichtigt, die auch ihr Ack versendet haben. Der Distanzgewinn ist die Differenz der euklidischen Abstände zwischen Sender- und Zielknoten sowie ausgewählten Forwarder- und Zielknoten. Da in einem Relay-Netz der Großteil der Pakete weitergeleitet wird, spielt die Transportkapazität des gesamten Netzes eine entscheidende Rolle. Diese wird in Bit-Meter/Sekunde angegeben [50]. Um die Transportkapazität einer Paketübertragung isoliert betrachten zu können, normieren wir die Transportkapazität auf die durch die Übertragung beanspruchte Fläche: Transportkapazität/Fläche. Die in der Simulation verwendeten Parameter sind in Tabelle 8.7 aufgelistet.

Ergebnisse In Abb. 8.54 ist der mittlere Distanzgewinn pro (MAC-) Übertragung dargestellt. Dieser ist bei MCExOR mit 3 Kandidaten etwa doppelt so

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

Parameter	Wert
Ausbreitungsmodell	Shadowing
Shadowing standard deviation σ	8 dB
Sensing-Schwellwert τ	-96 dB
Empfangs-Schwellwert σ	-91 dB
Anzahl Knoten	1-25
Knotenplatzierung	zufällig (gleichverteilt)
Kandidatenanzahl	1-3
Anzahl Wiederholungen	#5000

Tabelle 8.7: Simulationsparameter für die Kapazitätsanalyse.

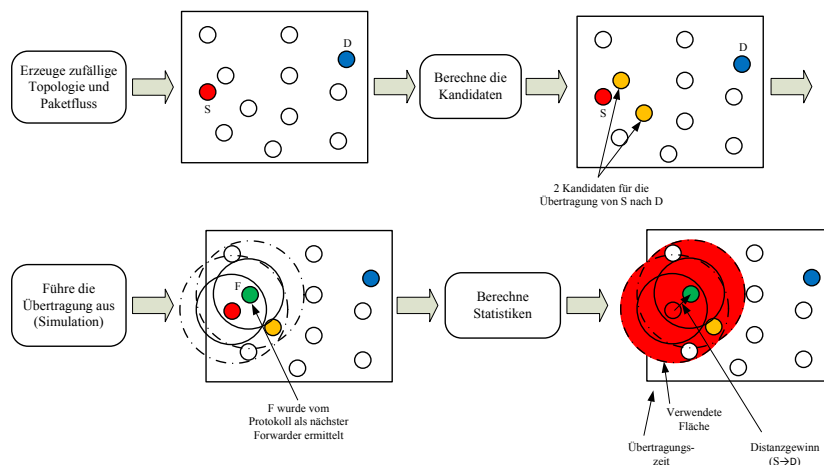


Abbildung 8.53: Experiment zur Ermittlung der Übertragungszeit, des Distanzgewinns und der dabei verwendeten Fläche durch eine opportunistische Übertragung.

hoch wie bei DSR und damit am höchsten, da hier die Kandidaten tendenziell dichter am Zielknoten sind. In Abb. 8.55 ist die mittlere Anzahl (MAC-) Übertragungen pro Hop (inkl. Neuübertragungen) gezeigt. DSR benötigt die meisten Neuübertragungen. Bei MCEXOR mit 3 Kandidaten ist die Übertragung am robustesten. Schauen wir uns nun die durch eine Übertragung beanspruchte Fläche, d.h. den Flächeninhalt pro (MAC-) Übertragung, an (Abb. 8.56). Dieser ist bei MCEXOR der Größe 3 aufgrund der Größe des Slotted-Ack am größten. Im ungünstigsten Fall wird das Ack von allen 3 Kandidaten versendet, wodurch die beanspruchte Fläche am größten ist. Gegenüber DSR vergrößert sich die benötigte Fläche bei MCEXOR mit 2 und 3 Kandidaten um bis zu 17% bzw. 31%. Interessanter ist aber die Berücksichtigung der Neuübertragungen (Abb. 8.57), es werden die Flächeninhalte sowohl der erfolgreichen als auch fehlgeschlagenen Übertragungen berücksichtigt. Hier nimmt MCEXOR der Größe 2 aufgrund seiner geringeren Neuübertragungen nahezu denselben Flächeninhalt wie DSR ein. Der größte Wert wird von MCEXOR der Größe 3 erreicht. Abschließend ist in Abb. 8.58 die auf die Fläche normierte Transport-

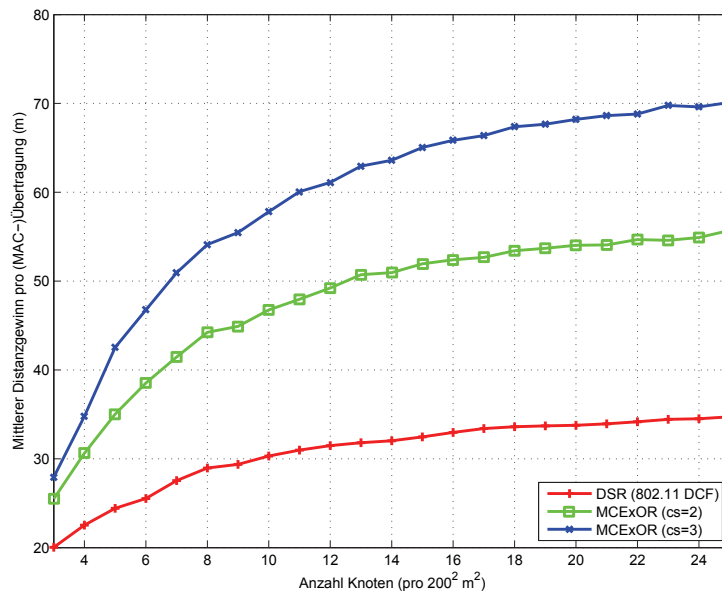


Abbildung 8.54: Mittlerer Distanzgewinn pro (MAC-) Übertragung (m).

kapazität dargestellt. Dies ist die wichtigste Metrik. Hier übersteigen MCExOR mit 2 und 3 Kandidaten DSR um bis zu 51% bzw. 71%. Der Unterschied zwischen den zwei MCExOR-Varianten beträgt jedoch lediglich 13%. In der Betrachtung der Gesamtkapazität (Abb. 8.51) war MCExOR mit 3 Kandidaten häufig sogar schlechter als MCExOR mit nur 2 Kandidaten. Dies kann damit zusammenhängen, dass der eingesetzte CSMA/CA-MAC einen interferenzfreien Mediumzugriff nicht garantieren kann⁶. Es kommt zu Paketverlusten aufgrund von Hidden-Node.

Die Behauptung 8 ist damit falsch.

Einfluss der Umgebungsparameter Im Folgenden klären wir die Frage, welchen Einfluss der Abstand Δ zwischen den beiden Schwellwerten für das Empfangen und Sensing hat. Wir erhöhen daher den Sensing-Schwellwert auf $\tau = -111$ dB, wodurch der Abstand zwischen Empfangs- und Sensing-Schwellwert von 5 auf 20 dB steigt. Folgende Resultate ergeben sich. Da sich der Empfangsradius nicht veränderte, bleibt die Anzahl (MAC-) Übertragungen pro Hop sowie der Distanzgewinn pro (MAC-) Übertragung konstant. Anders sieht es beim Flächeninhalt pro Hop aus, dieser vergrößert sich um +496%, 446% und 415% bei DSR, MCExOR-2 bzw. 3. Es verschiebt sich das Verhältnis zu Gunsten von MCExOR. Schließlich sinkt die Transportkapazität pro Fläche aufgrund der größeren Fläche signifikant und beträgt nur noch 17, 18 bzw. 19% des vorherigen Wertes (Abb. 8.59). Die Reduktion bei MCExOR-3 fällt am kleinsten aus. MCExOR profitiert daher von Umgebungen mit großem Δ . Zu einem ähnlich Ergebnis kommt man, wenn man den Einfluss des Pfadverlust-exponenten analysiert. Verringert man diesen z.B. von 3,5 auf 2, so profitiert

⁶Bei dem Protokollmodell von Gupta et al. ist dies jedoch der Fall.

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

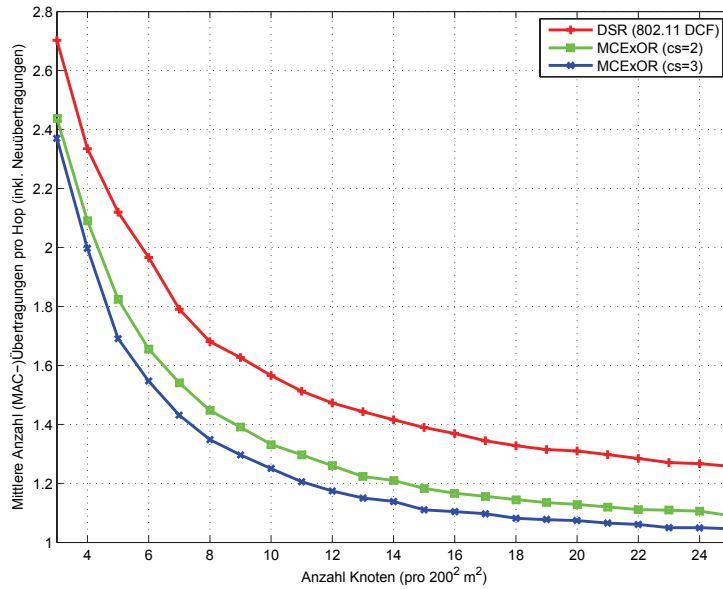


Abbildung 8.55: Mittlere Anzahl (MAC-) Übertragungen pro Hop (inkl. Neuübertragungen).

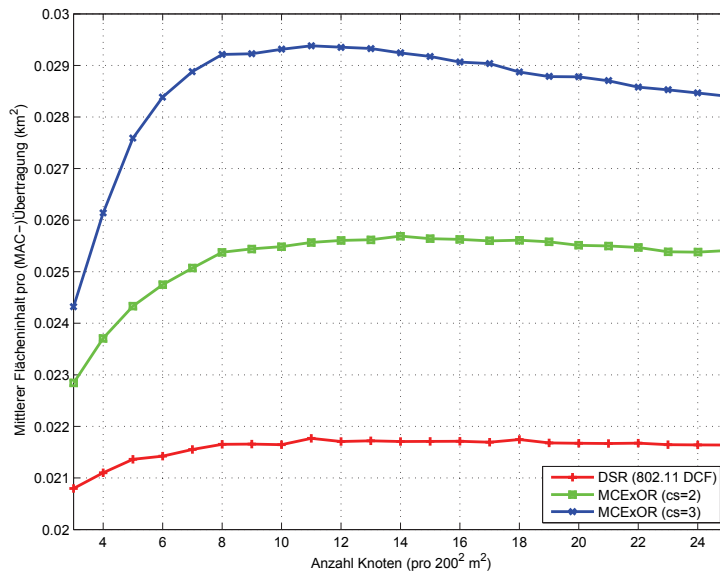


Abbildung 8.56: Mittlerer Flächeninhalt pro (MAC-)Übertragung (m²).

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

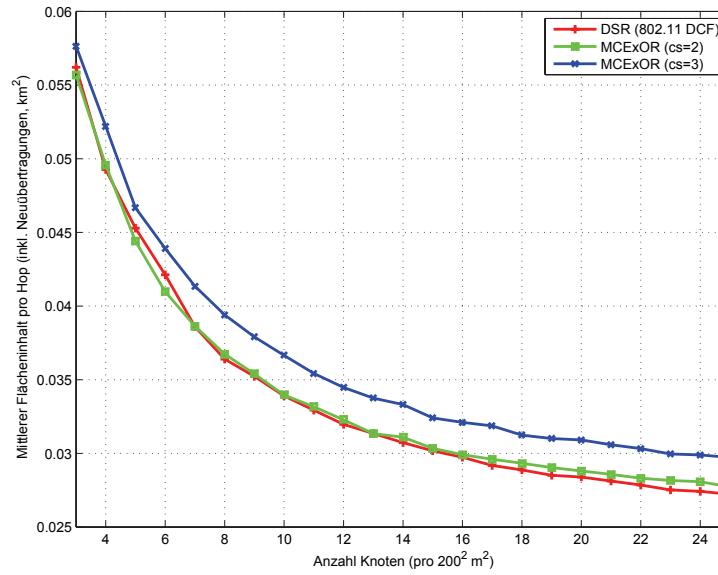


Abbildung 8.57: Mittlerer Flächeninhalt pro Hop (inkl. Neuübertragungen, m^2) (rechts).

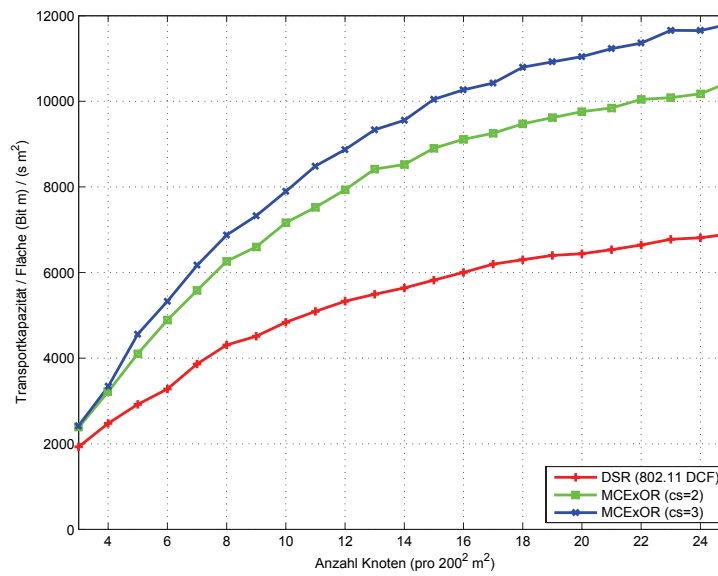


Abbildung 8.58: Mittlere Transportkapazität pro Fläche.

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

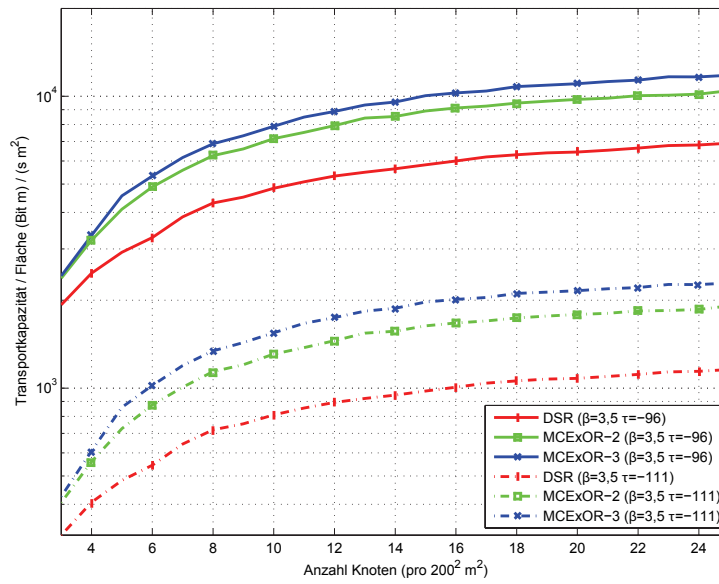


Abbildung 8.59: Mittlere Transportkapazität pro Fläche bei einem Sensing Threshold von -96 bzw. -111 dB.

MCExOR von einem günstigeren Flächenverhältnis, wodurch sich die Transportkapazität pro Fläche gegenüber DSR verbessert.

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

Zusammenfassung und Ausblick

Ziel dieser Arbeit war die Entwicklung eines Routing-/MAC-Protokolls speziell für den Einsatz in drahtlosen Maschennetzen. Durch eine systemweite Berücksichtigung der am Netzwerk beteiligten Knoten sollte mit Hilfe von kooperativen Verfahren der Durchsatz und die Latenz im Netzwerk gesteigert bzw. gesenkt werden. Die dabei entwickelten Verfahren sollten mit heute verfügbarer Hardware realisierbar sein.

Bewertung Mit der vorliegenden Arbeit konnte ich zeigen, dass Kooperation zwischen den Knoten in einem drahtlosen Maschennetz zum Aufbau von virtuellen Empfangsantennen verwendet werden kann. Die dadurch gewonnene räumliche Diversität ist praktisch nutzbar, da der zusätzliche Aufwand für die Kooperation zwischen den Knoten klein ist. Ferner ist es möglich durch Kooperation zwischen den Knoten ein virtuelles Multi-Radiosystem aufzubauen. Damit können Nachteile, resultierend aus der Verwendung von Knoten mit nur einem Radio (z.B. halbduplex bzw. Taubheit), beseitigt und deren Vorteile (z.B. niedriger Energieverbrauch bzw. kleiner Platzbedarf) beibehalten werden. Ferner eignen sich beide Protokolle besonders für den Einsatz in spontanen Maschennetzen, da sie keinerlei zentralisierte Infrastruktur benötigen.

Mit Hilfe von Simulationen und analytischen Betrachtungen konnte ich die Leistungsfähigkeit von MCEXOR und MCHOR sowohl gegenüber herkömmlichen Protokollen wie DSR als auch gegenüber anderen opportunistischen Protokollen wie MDF aufzeigen. So kann der Durchsatz bei Verwendung beider Protokolle um ein Vielfaches gesteigert werden.

Ausblick MCEXOR und MCHOR wurden zu Evaluationszwecken in einem Netzwerksimulator umgesetzt, einige Aspekte allerdings nur analytisch betrachtet. Zur Zeit wird ein Prototyp entwickelt, mit welchem es möglich sein wird, realistischere Aussagen über die Leistungsfähigkeit beider Protokolle machen zu können.

Ein wesentlicher Aspekt im Zusammenhang mit opportunistischen Protokollen wie MCEXOR und MCHOR ist die Zukunft von IEEE 802.11s⁷. Dieser Standard basiert auf der IEEE 802.11-Protokollfamilie und spezifiziert sowohl das Routing als auch den Mediumzugriff für den Einsatz in drahtlosen Maschennetzen. Beim Routing stehen das Hybrid Wireless Mesh Protocol

⁷Dieser Standard lag zum Zeitpunkt der Dissertation lediglich als Draft-Version vor.

(HWMP) und das Radio Aware OLSR (RA-OLSR) zur Verfügung. Bis auf eine Anpassung der verwendeten Routingmetriken handelt es sich jedoch bei beiden Verfahren um traditionelles Routing. So ist HWMP eine Erweiterung von AODV [89], wobei es sich bei RA-OLSR um das OLSR [29] handelt. Beim Mediumzugriff kommt 802.11e EDCA als eine Erweiterung von 802.11 DCF zum Einsatz. Optional sind Erweiterungen wie das Common Channel Framework (CCF) vorgesehen, das ein Framework für die Implementierung von Multi-Kanal-Protokollen zur Verfügung stellt. Eine opportunistische Komponente fehlt hingegen in 802.11s. Bei der Konzeption von MCExOR und MCHOR wurde darauf geachtet, dass diese sich an 802.11 anlehnen und somit sich mit wenigen Modifikationen in 802.11 realisieren lassen. Ich hoffe daher, dass in einem zukünftigen Standard von 802.11s eine opportunistische Komponente wie MCExOR oder MCHOR zu finden sein wird.

Verzeichnisse

Abkürzungsverzeichnis

AARF	Adaptive Auto Rate Fallback
ACI	Adjacent Channel Interference
Ack	Acknowledgment
AMC	Adaptive Modulation Coding
AODV	Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing
ARF	Auto Rate Fallback
ARQ	Automatic Repeat-reQuest
AWGN	Additive White Gaussian Noise
BER	Bit Error Rate
BO	Backoff
CCA	Clear Channel Assessment
CCF	Common Channel Framework
CH	Common Hopping
CRC	Cyclic Redundancy Check
CS	Carrier Sensing
CSMA	Carrier Sense Multiple Access
CSMA/CA	CSMA Collision Avoidance
CTS	Clear To Send
CW	contention window
DCC	Dedicated Control Channel
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	Distributed Coordination Function Interframe Spacing
DSCA	Distributed Subcarrier Allocation
DSDV	Destination-Sequenced Distance-Vector Routing
DSR	Dynamic Source Routing
DSSS	Direct-Sequence Spread Spectrum
Dst	Destination
E2E	
ETT	Expected Transmission Time
ETX	Expected Transmission Count
ExOR	Extreme Opportunistic Routing
FCS	Frame Check Sequence
FEC	Forward Error Correction
FIFO	First In First Out
FTP	File Transfer Protocol
HWMP	Hybrid Wireless Mesh Protocol
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IFS	Inter Frame Spacing

KAPITEL 8: EVALUATION MIT HILFE VON SIMULATIONEN

IP	Internet Protocol
ISM	Industrial, Scientific and Medical
LOS	Line Of Sight
MAC	Medium Access Control
Mbps	Mega Bit Per Second
MCBC	multi-channel broadcast
MCExOR	Multi-Channel Extreme Opportunistic Routing
MCHOR	Multi-Channel Hybrid Opportunistic Routing
MCRP	Multi-Channel Routing Protocol
MDF	Multiuser Diversity Forwarding in Multihop Packet Radio Networks
MORE	MAC-independent Opportunistic Routing + Encoding
MPRN	Multihop Packet Radio Networks
MR	Multiple Rendezvous
NAV	Network Allocation Vector
NRRU	No Resource Reuse
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OFDMA	Orthogonal Frequency-Division Multiple Access
OLSR	Optimized Link State Routing Protocol
PDR	Packet Delivery Ratio
PER	Packet Error Rate
PLCP	Physical Layer Convergence Protocol
QoS	Quality of Service
RA-OLSR	Radio Aware OLSR
RBAR	Receiver Based Auto-Rate
RREP	Route Reply
RREQ	Route Request
RRU	Resource Reuse
RSSI	Received Signal Strength Indication
RTS	Request To Send
SDF	Selection Diversity Forwarding
SIFS	Short Interframe Spacing
SL-Ack	Slotted Ack
SNIR	Signal-to-Noise-plus-Interference Ratio
SNR	Signal-to-Noise Ratio
SP	Split Phase
Src	Source
STC	Space Time Code
TCP	Transmission Control Protocol
TDMA	Time-Division Multiple Access
UDP	User Datagram Protocol
VoIP	Voice over IP
WCETT	Weighted Cumulative Expected Transmission Time
WLAN	Wireless Local Area Networks
ZRP	Zone Routing Protocol

Literaturverzeichnis

- [1] Cisco Aironet 802.11a/b/g Wireless CardBus Adapter. <http://www.cisco.com/>
- [2] Übersicht über im Einsatz befindliche drahtlose Community Maschennetzwerke. : Übersicht über im Einsatz befindliche drahtlose Community Maschennetzwerke, <http://www.toaster.net/wireless/community.html>
- [3] 802.11, IEEE: IEEE P802.11, The Working Group for Wireless LANs. <http://grouper.ieee.org/groups/802/11/>, 1997
- [4] AGUAYO, Daniel ; BICKET, John ; BISWAS, Sanjit ; JUDD, Glenn ; MORRIS, Robert: Link-level measurements from an 802.11b mesh network. In: *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.* 34 (2004), Nr. 4, S. 121–132
- [5] AHLWEDE, R. ; NING, Cai ; LI, S.-Y.R. ; YEUNG, R.W: Network information flow. In: *IEEE Transactions on Information Theory* 46 (2000), S. 1204 – 1216
- [6] ALAMOUTI, S. M.: A simple transmit diversity technique for wireless communications. In: *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on* 16 (1998), Nr. 8, S. 1451–1458
- [7] ANDERSEN, J. B. ; RAPPAPORT, T. S. ; YOSHIDA, S.: Propagation measurements and models for wireless communications channels. In: *Communications Magazine, IEEE* 33 (1995), Nr. 1, S. 42–49
- [8] BAHL, P. ; CHANDRA, R. ; DUNAGAN, J.: *SSCH: Slotted seeded channel hopping for capacity improvement in IEEE 802.11 ad-hoc wireless networks.* citeseer.ist.psu.edu/article/bahl04ssch.html. Version: 2004
- [9] BALANIS, Constantine A.: *Antenna Theory. Analysis and Design.* Wiley & Sons, 2005
- [10] BARR, Rimon ; HAAS, Zygmunt J. ; RENESSE, Robbert van: JiST: an efficient approach to simulation using virtual machines. In: *Software: Practice and Experience* 35 (2005), Nr. 6, S. 539–576
- [11] BENDER, P. ; BLACK, P. ; GROB, M. ; PADOVANI, R. ; SINDHUSHAYANA, N. ; VITERBI, A.: CDMA/HDR: A bandwidth-efficient high-speed wireless data service for nomadic users. In: *IEEE Communications Magazine* 38, no. 7 (2000)

LITERATURVERZEICHNIS

- [12] BERLIN, HU: *Berlin Extreme Weatherconditions (Berlex)*. <http://sar.informatik.hu-berlin.de/research/projects/2006-Berlex/berlex.htm>
- [13] BERLIN, HU ; POTSDAM, GFZ: *SAFER*. <http://www.saferproject.net/>. Version: 2008
- [14] BERLIN, HU ; POTSDAM, GFZ ; KARLSRUHE, Universitaet ; KOERI ; CEDIM: *An Earthquake Disaster Information System for Marmara*. http://sar.informatik.hu-berlin.de/research/geo_sensor_networks/geo_sensor_networks.htm
- [15] BIANCHI, G.: Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. In: *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on 18* (2000), Nr. 3, S. 535–547
- [16] BICKET, John ; AGUAYO, Daniel ; BISWAS, Sanjit ; MORRIS, Robert: Architecture and evaluation of an unplanned 802.11b mesh network. In: *MobiCom '05: Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA : ACM Press, 2005. – ISBN 1595930205, 31–42
- [17] BISWAS, S. ; MORRIS, R.: Opportunistic Routing in Multi-Hop Wireless Networks. In: *in Proc. 2nd Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets-II)*, Cambridge, MA (2003)
- [18] BISWAS, Sanjit ; MORRIS, Robert: ExOR: opportunistic multi-hop routing for wireless networks. In: *Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications (SIGCOMM)* Bd. 35, 2005, S. 133–144
- [19] BOYER, J. ; FALCONER, D.D. ; YANIKOMEROGLU, H.: Multihop diversity in wireless relaying channels. In: *IEEE Trans. Commun.* 52 (2004), S. 1820–1830
- [20] CAVERS, J. K.: Multiuser transmitter diversity through adaptive downlink beamforming. In: *in Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conf., New Orleans, LA, (1999)*
- [21] CHACHULSKI, Szymon ; JENNINGS, Michael ; KATTI, Sachin ; KATABI, Dina: Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing. In: *SIGCOMM '07: Proceedings of the 2007 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*. New York, NY, USA : ACM, 2007. – ISBN 978–1–59593–713–1, S. 169–180
- [22] CHEBROLU, Kameswari ; RAMAN, Bhaskaran ; SEN, Sayandeep: Long-distance 802.11b links: performance measurements and experience. In: *MobiCom'06: Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA : ACM Press, 2006. – ISBN 1595932860, 74–85
- [23] CHEN, Jenhui ; SHEU, Shiann-Tsong ; YANG, Chin-An: A new multichannel access protocol for IEEE 802.11 ad hoc wireless LANs. In: *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications* 3 (2003), S. 2291 – 2296

LITERATURVERZEICHNIS

- [24] CHENG, Chen-Mou ; HSIAO, Pai-Hsiang ; KUNG, H. T. ; VLAH, Dario: WSN07-1: Adjacent Channel Interference in Dual-radio 802.11a Nodes and Its Impact on Multi-hop Networking. In: *GLOBECOM'06: Global Telecommunications Conference. IEEE*. San Francisco, CA, USA, 2006, 1–6
- [25] CHENG, Yung-Da ; SHEU, Jang-Ping: A group-based multi-channel MAC protocol for wireless ad hoc networks. In: *Parallel and Distributed Systems* 1 (2007), S. 1–8
- [26] CHOUDHURY, R. ; VAIDYA, Nitin: Deafness: A mac problem in ad hoc networks when using directional antennas. In: *IEEE ICNP* (2004)
- [27] CHOUDHURY, R. R. ; VAIDYA, N.: MAC-Layer anycasting in wireless ad hoc networks. In: *in Proc. 2nd Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets-II), Cambridge, MA* (2003)
- [28] CLARKE, R. H.: A statistical theory of mobile radio reception. In: *Bell Sys. Tech. J.* 47 (1968), S. 957–1000
- [29] CLAUSEN, T. ; JACQUET, P.: *Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*. aaa: Internet Engineering Task Force, Oktober 2003. (3626) . <http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>
- [30] COVER, T.M. ; THOMAS, J.: *Elements of Information Theory*. Wiley & Sons, 1991
- [31] DE COUTO, Douglas S. J. ; AGUAYO, Daniel ; BICKET, John ; MORRIS, Robert: A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. (2003), S. 134–146
- [32] DOHLER, M. ; GKELIAS, A. ; AGHVAMI, H.: 2-Hop distributed MIMO communication system. In: *IEEE Electron. Lett.* (2003)
- [33] DOHLER, M. ; SAID, F. ; AGHVAMI, H.: Concept of virtual antenna arrays. In: *IEEE Globecom 2002* (2002)
- [34] DRAVES, Richard ; PADHYE, Jitendra ; ZILL, Brian: Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. In: *MobiCom'04: International Conference on Mobile Computing and Networking*, 2004, S. 114–128
- [35] EGLI, J.J.: Radio Propagation Above 40 MC/s over Irregular Terrain. In: *Proc. IRE* (1957), S. 1383–1391
- [36] ERIKSSON, J. ; FALOUTSOS, Michalis ; KRISHNAMURTHY, Srikanth: Scalable Ad Hoc Routing: The Case for Dynamic Addressing. In: *INFOCOM*, 2004
- [37] ESSELING, N. ; WALKE, B. ; PABST, R.: Performance evaluation of a fixed relay concept for next generation wireless systems. In: *PIMRC 2004* (2004), S. 9
- [38] ETSI: TR 101 112, Selection Procedures for the Choice of Radio Transmission Technologies of the UMTS (UMTS 30.03). In: *Tech. Rep., European Telecommunications Standards Institute* (1998)

LITERATURVERZEICHNIS

- [39] FALL, Kevin ; VARADHAN, Kannan: *NS2 Netzwerk Simulator Handbuch*. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/doc/index.html>, 2007
- [40] FORKEL, I. ; SCHINNENBURG, M. ; ANG, M.: Generation of Two-Dimensional Correlated Shadowing for Mobile Radio Network Simulation. (2004), Sep, 5. <http://www.comnets.rwth-aachen.de>
- [41] FREIFUNK, Berlin: *OLSR-Experiment*. <http://berlin.freifunk.net/>
- [42] FRIIS, H. T.: A Note on a Simple Transmission Formula. In: *Proceedings of the IRE* 34 (1946), Nr. 5, S. 254–256
- [43] GANESAN, D. ; GOVINDAN, R. ; SHENKER, S. ; ESTRIN, D.: Highlyresilient energy-efficient multipath routing in wireless sensor networks. In: *ACM Mobile Computing and Communications Review*, 2001
- [44] GANESAN, D. ; KRISHNAMACHARI, B. ; WOO, A. ; CULLER, D. ; ESTRIN, D. ; WICKER, S.: Complex behavior at scale: An experimental study of low-power wireless sensor networks / UCLA CS Department. 2002. – Forschungsbericht
- [45] GAST, Matthew: *802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide, Second Edition*. O'Reilly Media, Inc., 2005
- [46] GASTPAR, M. ; VETTERLI, M.: On the capacity of wireless networks: the relay case. In: *IEEE INFOCOM 2002* 3 (2002), S. 1577–1586
- [47] GOKHALE, Dattatraya ; SEN, Sayandeep ; CHEBROLU, Kameswari ; RAMAN, Bhaskaran: On the Feasibility of the Link Abstraction in (Rural) Mesh Networks. In: *IEEE INFOCOM* (2008)
- [48] GOLDSMITH, Andrea: *Wireless Communications*. Cambridge University Press, 2005
- [49] GUDMUNDSON, M.: Correlation Model for Shadow Fading in Mobile Radio Systems. In: *Electronics Letters* 27 (1991), S. 2145–2146
- [50] GUPTA, P. ; KUMAR, P. R.: The capacity of wireless networks. In: *IEEE Transactions on Information Theory* 46 (2000), Nr. 2, S. 388–404
- [51] HAYKIN, S.: *Communication Systems*. Wiley & Sons, 2001
- [52] HEISKALA, Juha ; TERRY, John: *A Theoretical and Practical Guide*. SAMS publishing, 2002
- [53] HERHOLD, P. ; ZIMMERMANN, E. ; FETTWEIS, G.: A simple cooperative extension to wireless relaying. In: *Int. Zurich Seminar on Commun. (IZS)* (2004), S. 36–39
- [54] HERHOLD, P. ; ZIMMERMANN, E. ; FETTWEIS, G.: Cooperative multihop transmission in wireless networks. In: *Journal on Computer Networks* 49 (2005), S. 299–324
- [55] HOLLAND, G. ; VAIDYA, N. ; BAHL, P.: A rate-adaptive MAC protocol for multi-hop wireless networks. In: *In Proc. ACM/IEEE MobiCom* (2001)

LITERATURVERZEICHNIS

- [56] HOLLAND, Gavin ; VAIDYA, Nitin: Analysis of TCP performance over mobile ad hoc networks. In: *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA : ACM, 1999. – ISBN 1-58113-142-9, S. 219-230
- [57] JAIN, Shweta ; DAS, Samir R.: *Exploiting Path Diversity in the Link Layer in Wireless Ad Hoc Networks*. <http://dx.doi.org/10.1109/WOWMOM.2005.42>. Version: 2005
- [58] JAKES, William C. ; COX, Donald C.: *Microwave Mobile Communications*. (1994). <http://portal.acm.org/citation.cfm?id=561302>. ISBN 0780310691
- [59] JOA-NG, Mario ; LU, I-Tai: Spread Spectrum Medium Access Protocol with Collision Avoidance in Mobile Ad-hoc Wireless Networks. In: *INFOCOM (1999)*, 776-783. citeseer.ist.psu.edu/joa-ng99spread.html
- [60] JOHNSON, J. B.: Thermal Agitation of Electricity in Conductors. In: *Physical Review* 32 (1928), July, Nr. 1, 97+. <http://dx.doi.org/10.1103/PhysRev.32.97>. – DOI 10.1103/PhysRev.32.97
- [61] KAMERMAN, A. ; MONTEBAN, L.: WaveLAN-II: A high-performance wireless lan for the unlicensed band. In: *AT+T Bell Laboratories Technical Journal* (1997), S. 118-133
- [62] KARL, Holger ; WILLIG, Andreas: *Protocols and Architectures for Wireless Sensor Networks*. Wiley, 2005
- [63] KNOPP, R. ; HUMBLET, P. A.: Information capacity and power control in single-cell multiuser communications. In: *Communications, 1995. ICC 95 Seattle, Gateway to Globalization, 1995 IEEE International Conference on* 1 (1995), S. 331-335 vol.1
- [64] KOPPARTY, S. ; KRISHNAMURTHY, S. V. ; FALOUTSOS, M. ; TRIPATHI, S. K.: Split TCP for mobile ad hoc networks. In: *Global Telecommunications Conference, 2002*
- [65] KURTH, M. ; ZUBOW, A. ; REDLICH, J. P.: Cooperative Opportunistic Routing Using Transmit Diversity in Wireless Mesh Networks. In: *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE, 2008*, 1310-1318
- [66] KURTH, Mathias ; ZUBOW, Anatolij ; REDLICH, Jens-Peter: Multi-channel link-level measurements in 802.11 mesh networks. In: *IWCMC '06: Proceeding of the 2006 international conference on Communications and mobile computing*. New York, NY, USA : ACM Press, 2006. – ISBN 1595933069, 937-944
- [67] KYASANUR, Pradeep ; VAIDYA, Nitin H.: Capacity of multi-channel wireless networks: impact of number of channels and interfaces. In: *Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking* (2005), S. 43-57. <http://dx.doi.org/10.1145/1080829.1080835>. – DOI 10.1145/1080829.1080835. ISBN 1-59593-020-5

LITERATURVERZEICHNIS

- [68] KYASANUR, Pradeep ; VAIDYA, Nitin H.: Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks. In: *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.* 10 (2006), Nr. 1, S. 31–43. <http://dx.doi.org/10.1145/1119759.1119762>. – DOI 10.1145/1119759.1119762. – ISSN 1559–1662
- [69] LACAGE, M. ; MANSHAEL, H. ; TURLETTI, T.: IEEE 802.11 Rate Adaptation: A Practical Approach. In: *Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique* 5208 (2004)
- [70] LANEMAN, J. ; TSE, D. ; WORNELL, G.: Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior. In: *IEEE Transactions on Information Theory* 50 (2004), S. 3062–3080
- [71] LARSSON, P.: Selection Diversity Forwarding in a multihop packet radio network with fading channel and capture. In: *MC2R 5* (2001), S. 47–54
- [72] LARSSON, P. ; JOHANSSON, N.: Multiuser Diversity Forwarding in Multihop Packet Radio Networks. In: *WCNC 2005* (2005)
- [73] LEE, William C. Y.: *Mobile Communications Design Fundamentals*. (1992). <http://portal.acm.org/citation.cfm?id=530392>. ISBN 0471574465
- [74] LI, Jinyang ; BLAKE, Charles ; DE COUTO, Douglas S. J. ; LEE, Hu I. ; MORRIS, Robert: Capacity of Ad Hoc wireless networks. In: *International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*. New York, NY, USA, 2001, S. 61–69
- [75] LINNARTZ, Jean-Paul: *Wireless Communication: The Interactive Multimedia CD-ROM (CD-ROM)*. Springer, 2001
- [76] MAHAJAN, Ratul ; RODRIG, Maya ; WETHERALL, David ; ZAHORJAN, John: Analyzing the MAC-level behavior of wireless networks in the wild. In: *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.* 36 (2006), Nr. 4, 75–86. <http://dx.doi.org/10.1145/1151659.1159923>. – DOI 10.1145/1151659.1159923. – ISSN 0146–4833
- [77] MEULEN, E. van d.: Transmission of information in a t-terminal discrete memoryless channel. In: *Department of Statistics, University of California, Berkeley, CA, Technical Report* (1968)
- [78] MILLER, G. ; THOMPSON, K.: The nature of the beast: recent traffic measurements from an Internet backbone. In: *INET '98* (1998). <http://www.caida.org/publications/papers/1998/Inet98/Inet98.pdf>
- [79] MIU, A. K. ; BALAKRISHNAN, H. ; KOKSAL, C. E.: Improving loss resilience with multi-radio diversity in wireless networks. In: *MOBICOM*, 2005
- [80] MO, Jeonghoon ; SO, Hoi-Sheung W. ; WALRAND, Jean: Comparison of multi-channel MAC protocols. In: *MSWiM '05: Proceedings of the 8th ACM international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and*

LITERATURVERZEICHNIS

- mobile systems*. New York, NY, USA : ACM, 2005. – ISBN 1–59593–188–0, S. 209–218
- [81] MUELLER, Rudolf: *Rauschen (Halbleiter-Elektronik)*. Springer, 2007
- [82] NACHTIGALL, Jens ; ZUBOW, Anatolij ; REDLICH, Jens-Peter: Towards Adjacent Channel Interference in Multi-Radio Systems using IEEE 802.11. In: *IWCMC '08: Proceeding of the 2008 international conference on Communications and mobile computing*, 2008
- [83] NI, Sze-Yao ; TSENG, Yu-Chee ; CHEN, Yuh-Shyan ; SHEU, Jang-Ping: The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In: *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA : ACM, 1999. – ISBN 1–58113–142–9, S. 151–162
- [84] PAPAGIANNAKI, K. ; YARVIS, M. ; CONNER, W.: Experimental characterization of home wireless networks and design implications. In: *In Proc. of Infocom (2006)*
- [85] PARK, C.G. ; PARK, T. ; SHIN, D.W: A simple method for generating correlated binary variates. In: *The American Statistician* 50 (1996), S. 306–310
- [86] PARKVALL, S. ; DAHLMAN, E. ; FRENGER, P. ; BEMING, P. ; PERSSON, M.: The high speed packet data evolution of WCDMA. In: *in Proc. IEEE Vehicular Technology Conf. Spring (2001)*
- [87] PARSONS, J.D.: *The Mobile Radio Propagation Channel*. John Wiley & Sons, 1992
- [88] PAULRAJ, Arogyaswami ; GORE, Dhananjay ; NABAR, Rohit: *Introduction to Space-Time Wireless Communications*. Cambridge University Press, 2003
- [89] PERKINS, C. ; BELDING-ROYER, E. ; DAS, S.: *Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*. <http://www.ietf.org/>: Internet Engineering Task Force, Juli 2003. (3561). <http://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt>
- [90] RAJARAMANN, R.: Topology Control and Routing in Ad Hoc Networks: A Survey. In: *ACM SIGACT News* 33 (2002), S. 60–73
- [91] RAMAN, B. ; CHEBROLU, K.: Experiences in using WiFi for Rural Internet in India. In: *IEEE Communications Magazine, Special Issue on New Directions In Networking Technologies In Emerging Economies (2007)*
- [92] RAPPAPORT, Theodore S.: *Wireless Communications: Principles and Practice*. 2nd. Prentice Hall PTR, 2002. – ISBN 0130422320
- [93] REIS, C. ; MAHAJAN, R. ; RODRIG, M. ; WETHERALL, D. ; ZAHORJAN, J.: Measurement-based models of delivery and interference. In: *SIGCOMM*, 2006

LITERATURVERZEICHNIS

- [94] RHEE, Wonjong ; YU, Wei ; CIOFFI, John M.: Utilizing Multiuser Diversity for Multiple Antenna Systems. In: *in Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conf.* (2000). <http://citeseer.ist.psu.edu/470482.html>
- [95] ROBERTS, L.: ALOHA Packet System With and Without Slots and Capture. In: *Computer Systems Review* (1975)
- [96] ROBINSON, Joshua ; PAPAGIANNAKI, Konstantina ; DIOT, Christophe ; GUO, Xingang ; KRISHNAMURTHY, Lakshman: Experimenting with a Multi-Radio Mesh Networking Testbed. In: *WiNMee'05: Proceedings of the First Workshop on Wireless Network Measurements*. Riva del Garda, Italy, April 2005
- [97] SENDONARIS, A. ; ERKIP, E. ; AAZHANG, B.: User cooperation diversity – part I: System description. In: *IEEE Communications Magazine* 51 (2003), S. 1927–1938
- [98] SENDONARIS, A. ; ERKIP, E. ; AAZHANG, B.: User cooperation diversity – part II: Implementation aspects and performance analysis. In: *IEEE Communications Magazine* 51 (2003), S. 1939–1948
- [99] SHANNON, C. E.: Communication in the presence of noise. In: *Proc. Institute of Radio Engineers* 37 (1949), S. 10–21
- [100] SHANNON, C. E.: The Mathematical Theory of Communication. In: *University of Illinois Press* (1949)
- [101] SHETH, A. ; NEDEVSKI, S. ; PATRA, R. ; SURANA, S. ; BREWER, E. ; SUBRAMANIAN, L.: Packet Loss Characterization in WiFi-based Long Distance Networks. In: *INFOCOM* (2007)
- [102] SO, Hoi-Sheung W. ; WALRAND, Jean: McMAC: A Multi-Channel MAC Proposal for Ad-Hoc Wireless Networks. In: *In Proc. of IEEE WCNC* (2007)
- [103] SO, Jungmin ; VAIDYA, Nitin: A Routing Protocol for Utilizing Multiple Channels in Multi-Hop Wireless Networks with a Single Transceiver. In: *University of Illinois at Urbana-Champaign* (2004)
- [104] SO, Jungmin ; VAIDYA, Nitin H.: Multi-channel mac for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver. In: *Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing* (2004), 222–233. <http://dx.doi.org/10.1145/989459.989487>. – DOI 10.1145/989459.989487. ISBN 1581138490
- [105] SUBRAMANIAN, Anand P. ; BUDDHIKOT, Milind M. ; MILLER, Scott: Interference Aware Routing in Multi-Radio Wireless Mesh Networks. (2006)
- [106] SUZUKI, H.: A statistical model for urban radio propagation. In: *IEEE Transactions on Communications, COM-25(7)* (1977), S. 673–680
- [107] TANENBAUM, A.: *Computer Networks*. Prentice Hall, 1996

LITERATURVERZEICHNIS

- [108] TAROKH, V. ; SESHADRI, N. ; CALDERBANK, A. R.: Space-time codes for high data rate wireless communication: performance criterion and code construction. In: *Information Theory, IEEE Transactions on* 44 (1998), Nr. 2, S. 744–765
- [109] TAY, Y. C. ; CHUA, K. C.: A capacity analysis for the IEEE 802.11 MAC protocol. In: *Wirel. Netw.* 7 (2001), Nr. 2, 159–171. <http://dx.doi.org/10.1023/A:1016637622896>. – DOI 10.1023/A:1016637622896. – ISSN 1022–0038
- [110] TRAPPE, Wade: Cognitive Radio Research in the U.S.: Overview, Challenges and Directions / WINLAB Rutgers University. Version: 2007. http://www.winlab.rutgers.edu/~wenyuan/sdr07/papers/CR_6.07_SDRWorkshop.ppt. 2007. – Forschungsbericht
- [111] TSE, David ; VISWANATH, Pramod: *Fundamentals of Wireless Communication*. Cambridge University Press, 2005
- [112] TYAMALOUKAS, Asimakis ; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. J.: Channel-Hopping Multiple Access. In: *ICC (2000)*, 415–419. citeseer.ist.psu.edu/article/tzamaloukas00channelhopping.html
- [113] TZAMALOUKAS, A. ; GARCIA-LUNA-ACEVES, J.: Channel-Hopping Multiple Access with Packet Trains for Ad Hoc Networks. In: *In Proceedings IEEE Mobile Multimedia Communications (2000)*. citeseer.ist.psu.edu/article/tzamaloukas00channel.html
- [114] VALENTI, M. ; CORREAL, N.: *Exploiting macrodiversity in dense multihop networks and relay channels*. <http://citeseer.ist.psu.edu/532405.html>. Version: 2003
- [115] VISWANATH, P. ; TSE, D. ; LARROIA, R.: Opportunistic Beamforming using Dumb Antennas. In: *IEEE Transactions on Information Theory (2002)*. <http://citeseer.ist.psu.edu/viswanath02opportunistic.html>
- [116] WALKE, Bernhard H. ; MANGOLD, Stefan ; BERLEMANN, Lars: *IEEE 802 Wireless Systems: Protocols, Multi-Hop Mesh/Relaying, Performance and Spectrum Coexistence*. Wiley, 2007
- [117] WANG, Feng ; ZHANG, Yongguang: Improving TCP performance over mobile ad-hoc networks with out-of-order detection and response. In: *MobiHoc '02: Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*. New York, NY, USA : ACM, 2002. – ISBN 1–58113–501–7, S. 217–225
- [118] WELBURN, L. R. ; CAVERS, J. K. ; SOWERBY, K. W.: Multiuser macrodiversity detection in asynchronous DS-CDMA systems. In: *Wireless Communications, IEEE Transactions on* 3 (2004), Nr. 2, 544–554. <http://dx.doi.org/10.1109/TWC.2003.821122>. – DOI 10.1109/TWC.2003.821122

LITERATURVERZEICHNIS

- [119] WILLIG, A. ; KUBISCH, M. ; HOENE, C. ; WOLISZ, A.: Measurements of a wireless link in an industrial environment using an IEEE 802.11-compliant physical layer. In: *IEEE Transactions on Industrial Electronics* 43 (2002), S. 1265–1282
- [120] WITTNEBEN, A. ; RANKOV, B.: Impact of cooperative relays on the capacity of rank deficient MIMO channels. In: *IST Mobile Wireless Communications Summit 2003* (2003)
- [121] YAGHOUBI, Hassan: Scalable OFDMA Physical Layer in IEEE 802.16 WirelessMAN. In: *Intel Technology Journal* 8 (2004)
- [122] YANG, Chun-Chuan ; TSENG, Li-Pin: Fisheye zone routing protocol: A multi-level zone routing protocol for mobile ad hoc networks. In: *Comput. Commun.* 30 (2007), Nr. 2, S. 261–268. <http://dx.doi.org/10.1016/j.comcom.2006.08.014>. – DOI 10.1016/j.comcom.2006.08.014. – ISSN 0140-3664
- [123] YANG, Yaling ; WANG, Jun ; KRAVETS, Robin: Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks / University of Illinois at Urbana-Champaign. 2005. – Forschungsbericht
- [124] YU, Xin: Improving TCP performance over mobile ad hoc networks by exploiting cross-layer information awareness. In: *MobiCom '04: Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA : ACM, 2004. – ISBN 1-58113-868-7, S. 231–244
- [125] ZHAO, Suli ; WU, Zhibin ; ACHARYA, A. ; RAYCHAUDHURI, D.: PARMA: a PHY/MAC aware routing metric for ad-hoc wireless networks with multi-rate radios. In: *WOWMOM, 2005*
- [126] ZHONG, Zifei ; NELAKUDITI, Srihari: On the Efficacy of Opportunistic Routing. In: *IEEE Communications Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON), 2007*
- [127] ZUBOW, A. ; KURTH, M. ; REDLICH, J. P.: Opportunistic Protocols in Multi-rate Environments. In: *Sensor Technologies and Applications, 2008. SENSORCOMM '08. Second International Conference on* (2008), 743–751. <http://dx.doi.org/10.1109/SENSORCOMM.2008.24>. – DOI 10.1109/SENSORCOMM.2008.24
- [128] ZUBOW, Anatolij ; KURTH, Mathias ; REDLICH, Jens-Peter: Multi-Channel Opportunistic Routing in Multi-Hop Wireless Networks / Humboldt University Berlin. 2006. – Forschungsbericht
- [129] ZUBOW, Anatolij ; KURTH, Mathias ; REDLICH, Jens-Peter: Multi-Channel Opportunistic Routing. In: *EW'07: European Wireless Conference 2007, 2007*
- [130] ZUBOW, Anatolij ; KURTH, Mathias ; REDLICH, Jens-Peter: An Opportunistic Cross-Layer Protocol for Multi-Channel Wireless Networks. In: *18th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2007*

LITERATURVERZEICHNIS

- [131] ZUBOW, Anatolij ; KURTH, Mathias ; REDLICH, Jens-Peter: Considerations on Forwarder Selection for Opportunistic Protocols in Wireless Networks. In: *EW'08: European Wireless Conference 2008*, 2008
- [132] ZUBOW, Anatolij ; KURTH, Mathias ; REDLICH, Jens-Peter: Opportunistic Protocols in Multi-Rate Environments. In: *MESH'08: International Conference on Advances in Mesh Networks (MESH)*, 2008

Abbildungsverzeichnis

2.1	Das Verhältnis der Empfangs- und Sendestärke des Kanals variiert über mehrere Zeitskalen hinweg (Illustration, modifiziert aus [48]).	11
2.2	Abbildung zeigt einen Sendeturm und drei mögliche Positionen für den Empfänger. Die Position des Empfängers hat dabei einen wesentlichen Einfluss auf den beobachteten Pfadverlust des Signals.	13
2.3	Mehrwegsausbreitung sowie Stärke des empfangenen Signals (RSSI) bei relativer Bewegung des Senders zum Empfänger unter dem Einfluss von Multi-Path-Fading (modifiziert aus [116]).	16
2.4	Der mobile drahtlose Kanal mit Pfadverlust im großem Umfang (γ) überlagert von Shadowing ($\bar{\gamma}$) und Multi-Path-Fading $\bar{\gamma}$. (a) Kohärenzzeit des Shadowing, (b) Kohärenzzeit des Multi-Path-Fading.	19
2.5	Paketfehlerrate (PER) vs. Signalqualität (SNR) in einem AWGN (oben) sowie einem Fading-Kanal (unten). Es wurden die in IEEE 802.11a spezifizierten Bitraten verwendet. Ferner hatten die Pakete eine Größe von 1500 Bytes.	21
2.6	Antennen-Diversität: (a) Empfangsdiversität, (b) Sendediversität, (c) Empfangs- und Sendediversität.	23
2.7	Ein Radioempfänger empfängt ein Signalgemisch, bestehend aus dem gewünschten Signal, Interferenz von anderen Nutzern sowie Rauschen. In dem hier illustrierten Beispiel kommuniziert Nutzer A mit C und Nutzer B mit D.	24
2.8	Im Netzwerk (links) wird das gemeinsame Radiomedium von den Knoten A, B und C gleichzeitig verwendet. Die zugehörige Abbildung (rechts) illustriert schematisch das Zustandekommen des am Empfänger X wahrgenommenen SNIR Wertes. . . .	25
2.9	In einem Netzwerk mit nur einem Nutzer (oben) und drei Nutzern (unten) und einem typischen Fading-Kanal (Rayleigh-Fading). Um Multi-User-Diversität auszunutzen, wird zu jedem Zeitpunkt der Nutzer mit den „besten“ Kanaleigenschaften ausgewählt (dargestellt als runde Markierung).	28
2.10	Multi-User Diversität in IEEE 802.16 - Adaptive Modulation Coding (links) und Distributed Subcarrier Allocation (rechts). . . .	29

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

2.11	Kanalaufteilung in 802.11b (links oben) und 802.11g OFDM (unten) (angepasst aus [45]). Die nach 802.11g/a erlaubte Übertragungsmaske für OFDM sowie die mit Hilfe eines Spektrumanalysators aufgezeichnete Maske einer realen 802.11a-Übertragung [24].	32
3.1	Relay-Netzwerk: Knoten A und D liegen außerhalb ihrer gegenseitigen Funkreichweite. Für eine Kommunikation sind diese auf die Hilfe der Relay-Knoten (R_1, R_2, \dots) angewiesen.	37
3.2	Beispiel für ein Multi-Hop-Netzwerk, welches RRU mit $k' = 2$ verwendet. Die Übertragung von Knoten 0 zu 1 interferiert mit dem Empfang an Knoten $k - 1$, da beide die Ressource A verwenden. Interferenz tritt auch auf, wenn sowohl Knoten 1 als auch Knoten $k - 1$ simultan senden.	38
3.3	Übersicht über verschiedene Verfahren zur Erzeugung von Antennenfeldern auf Empfängerseite. Hierbei steht BC für Broadcast und MA für den Mehrnutzerzugriff.	39
3.4	Mediumzugriff in IEEE 802.11 mit Hilfe von DCF. In der Abbildung wurden ACK-Pakete sowie SIFS weggelassen.	44
3.5	Mediumzugriff mit vorheriger Kanal-Reservierung mit Hilfe von 802.11 RTS/CTS.	45
3.6	Hidden-Node Problem. Knoten 2 befindet sich im Empfangsbereich der Knoten 1 und 3. Die Knoten 1 und 3 liegen jedoch nicht im Carrier-Sense-Bereich des jeweils anderen Knoten. Bei einer zeitlich überlappenden Übertragung von 1 und 3 kann es zu Interferenz an Knoten 2 und damit zu Paketverlust kommen.	45
4.1	Mit Hilfe von Kooperation kann ein virtuelles Antennenfeld (links) und ein virtuelles Multi-Radiosystem (rechts) erzeugt werden. Hierbei steht BC für Broadcast und MA für den Mehrnutzerzugriff.	61
4.2	Basis-Mediumzugriff in SDF (modifiziert aus [71]).	64
4.3	Basis-Mediumzugriff in ExOR (modifiziert aus [17]).	66
4.4	Saturationsdurchsatz in 802.11 DCF in Abhängigkeit von der Fenstergröße CW_MAX ($CW_MIN=15$). Als physikalische Schicht wurde 802.11a verwendet.	69
4.5	Basis-Mediumzugriff in MDF (modifiziert aus [72]).	70
4.6	Mediumzugriff nach dem Dedicated Control Channel Protokoll.	75
4.7	Mediumzugriff nach dem Common Hopping Verfahren.	75
4.8	Mediumzugriff nach dem Split Phase Verfahren.	76
4.9	Mediumzugriffsverfahren in MCHOR.	82
5.1	Netzwerk mit den Knoten A, B und C. Der von einem Knoten verwendete Heimatkanal ist in der rechten oberen Ecke dargestellt. So wird von Knoten A der Kanal 1 als Heimatkanal verwendet.	86

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

5.2	Das durch den globalen Algorithmus erzeugte Layout (Heimatkanäle). In G_0 verwenden alle Knoten den Kanal 1. Nach Ausführung des Algorithmus entstehen 3 neue Teilgraphen auf den Kanälen 1, 2 und 3. In jedem Teilgraphen wurden die Kanten zwischen Knoten, die nicht den jeweiligen Heimatkanal verwenden, entfernt. So entstand der Teilgraph G_1 aus G_0 dadurch, dass alle Kanten zwischen Knoten, die nicht Kanal 1 verwendeten, entfernt wurden.	91
5.3	Voronoi Diagramm illustriert das Ergebnis der Heimatkanalzuweisung im Netzwerk. Grüne, hellgrüne und gelbe Bereiche entsprechen den Kanälen 1, 2 und 3.	92
5.4	Beispielnetz. Die Kanten repräsentieren die Übertragungswahrscheinlichkeiten von Links. Der von einem Knoten verwendete Heimatkanal ist in der oberen rechten Ecke angezeigt, wobei die Zahl in der unteren Ecke die Pfadmetrik (hier ETX) des kürzesten Pfades zum Zielknoten F repräsentiert.	95
5.5	Mediumzugriff in MCEXOR.	99
5.6	Markow-Kette mit 8 Zuständen modelliert eine 802.11 DCF Unicast Übertragung.	101
5.7	Markow-Modell für MCEXOR im Falle einer Kandidatenmenge der Größe 2.	103
5.8	Mit Hilfe der Link Probes informiert ein Knoten seine Nachbarn über die von ihm empfangenen Link Probes. Hierzu werden die IDs der empfangenen Link Probes übermittelt. Mit Hilfe dieser Information kann nun ein Knoten die Verlustrate zu einer beliebigen Kandidatenmenge bestimmen.	106
5.9	Mit Hilfe von Heuristiken kann die Menge der potentiellen Kandidaten eingeschränkt werden.	109
5.10	Mediumzugriff in MCHOR.	110
5.11	MCHOR kann in Umgebungen mit asymmetrischen Links verwendet werden.	112
5.12	Markow-Modell für MCHOR im Falle einer Kandidatenmenge der Größe 2.	113
5.13	Arten von Knoten in einem Maschennetz: (a) Relay-Knoten, (b) Quelle, (c) Senke, (d) sowohl Quelle als auch Senke, (e) sowohl Quelle als auch Relay-Knoten, (f) sowohl Quelle als auch Relay-Knoten und (g) sowohl Quelle, Senke als auch Relay-Knoten. . .	116
5.14	In einem Maschennetz nehmen Knoten unterschiedliche Rollen ein.	118
5.15	Im Beispielnetz stellen durchgezogene Kanten Nachbarschaftsbeziehungen (Knoten in direkter Funkreichweite) dar. Die gestrichelten Kanten repräsentieren potentielle Kandidaten für Knoten U_2	119
5.16	Slotted-Ack für eine Kandidatenmenge der Größe 3.	123

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

5.17	Slotted-Ack der Größe 2. In der oberen Abbildung wird das Datenpaket von beiden Kandidaten erfolgreich empfangen und auch bestätigt. In Gegensatz dazu wird in der unteren Abbildung das Datenpaket von lediglich einem der Kandidaten (niedrigste Priorität) empfangen und bestätigt. Dies führt dazu, dass das Medium zwischen dem Datenpaket und dem nachfolgenden Ack für die Dauer $T = 2 \cdot T_{SIFS} + T_{Ack}$ frei bleibt und von konkurrierenden Stationen (hier B) verwendet werden kann. . .	124
5.18	Abbildung illustriert die Funktionsweise des komprimierten Slotted-Ack. Hierbei werden situationsabhängig die Zeitpunkte für das Versenden der Ack-Pakete vorgezogen, um „Lücken“ im Medium zu verhindern.	125
5.19	Mediumzugriff in MCEXOR (a) und MCHOR (b). Im Gegensatz zu MCHOR erfolgt bei MCEXOR die Paketübertragung ohne vorheriges Probing.	127
5.20	Kanalwechsel am Beispiel von MCEXOR. Vor einer Paketübertragung muss der Sender auf den Heimatkanal der Empfänger (Kandidaten) wechseln. Nach Abschluss der Übertragung kehrt er wieder auf seinen Heimatkanal zurück.	128
6.1	Karte zeigt die Experimentstandorte. S1 und S2 sind die Senderstandorte, wobei R1 – R133 die Standorte der Empfänger darstellen (Google Maps).	132
6.2	SNR vs. Distanz (802.11b, 1 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) bei Kanal 6 und 14 (Mittelwert \pm Std.). Auf Kanal 14 lag keine RF-Verunreinigung durch fremde WiFi-Netze vor.	134
6.3	SNR vs. Distanz (802.11b, 1 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) für die Kanäle 6 (oben) und 14 (unten). Es sind der Median (rot) sowie das 95% Konfidenzintervall (graue Fläche) dargestellt. Die Links wurden bzgl. ihres SNR-Medianwertes in absteigender Reihenfolge sortiert.	135
6.4	Mittlerer SNR vs. PER (802.11b, 1 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) für die Kanäle 6 und 14.	136
6.5	Mittlerer SNR vs. PER (802.11a, 6/9/12 Mbps, Paketgröße 1000 Bytes) für den Kanal 183. Es sind sowohl gemessene Werte (M) als auch Werte, die mit Hilfe von Simulation (S) ermittelt wurden, dargestellt.	137
6.6	Mittlerer SNR vs. PER (802.11b, 1 Mbps, Kanal 6) bei einer Paketgröße von 10 und 1000 Bytes.	137
6.7	Kumulative Verteilungsfunktion der mittleren Paketfehlerraten aller Links bei Verwendung von 802.11b/g (Paketgröße 1000 Bytes, Kanal 6).	138
6.8	Netzwerk mit einem Paketfluss von Knoten S nach D über die Relay-Knoten $R_1 - R_4$. Die Kantengewichte repräsentieren Mittelwerte der Übertragungswahrscheinlichkeiten.	139
6.9	Aufbau des Experiments. Der Knoten S versendet Pakete (Broadcast) und simuliert damit eine opportunistische Übertragung zu den Kandidaten R_1-R_N	141

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

6.10	Mittlere Verlustrate (\pm Std.) in Abhängigkeit von der Distanz zwischen den Empfängerknoten: (a) für jeden Empfängerknoten einzeln (R_1 - R_3), (b) wenn die von den drei Knoten empfangenen Pakete miteinander kombiniert werden ($\text{union}(R_1, R_2, R_3)$) und (c) die berechnete Verlustrate der opportunistischen Übertragung bestehend aus den Knoten R_1 - R_3 , wenn wir annehmen, dass die einzelnen Verlustraten unabhängig sind ($\text{p-indep}(R_1, R_2, R_3)$).	142
6.11	Korrelation der durch ein Knotenpaar empfangenen Pakete (corr) in Abhängigkeit von der Distanz zwischen den Knoten.	142
6.12	Platzierung der Knoten: (a) Multi-Radiosystem M mit 2 Radios M_0 und M_1 , (b) 2 Knoten M_0 und M_1 mit je einem Radio.	145
6.13	Mittlerer Durchsatz bei einem Antennenabstand von $d_1 = 15$ cm. Das Radio L hat dabei mit einer Stärke von 16 dBm gesendet. Es wurde 802.11b (DSSS) verwendet.	146
6.14	Mittlerer Durchsatz bei einem Antennenabstand von $d_1 = 15$ cm. Das Radio L hat dabei mit einer Stärke von 16 dBm gesendet. Es wurde 802.11g (OFDM) verwendet.	147
6.15	Mittlerer Durchsatz bei einem Antennenabstand von $d_1 = 15$ cm. Das Radio L hat dabei mit einer Stärke von 6 dBm gesendet. Es wurde 802.11b (DSSS) verwendet.	147
7.1	Ausfallwahrscheinlichkeit des drahtlosen Kanals für unterschiedliche Radiomodelle.	152
7.2	Multi-Hop Relay-Netz: (a) konventionelles und (b) kooperatives Relaying.	153
7.3	E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle Relaying für unterschiedliche Routenlängen (2 bzw. 10) sowie verschiedene Kanalmodelle.	155
7.4	E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle und kooperative Relaying bei einem Rician-Kanal für eine Routenlänge von 10 Hops.	156
7.5	E2E-Ausfallwahrscheinlichkeit für das konventionelle und kooperative Relaying bei einem Shadowing-Kanal ($\sigma = 3,5$ dB) für eine Routenlänge von 10 Hops.	156
7.6	Szenario für die Evaluierung des isolierten Unicast und Anycast-Durchsatzes.	157
7.7	Durchsatz von Unicast- sowie Anycast-Protokollen mit unterschiedlicher Anycast-Größe. Die obere Abbildung zeigt den Durchsatz bei Verwendung von Anycast mit fixer Länge der Ack-Phase. In der unteren Abbildung hängt die Dauer der Ack-Phase von der Größe der Anycast-Gruppe ab. Die Größe des Datenpakets ist 1514 Bytes.	158

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

7.8	Kollisionswahrscheinlichkeit (oben) und Kanalausnutzung (unten) für 802.11 Unicast sowie für eine opportunistische Übertragung mit Slotted-Ack der Größe 2 bzw. 3. Bei der opportunistischen Übertragung gehen wir von zwei Szenarien aus. Einerseits betrachten wir die Fälle, in denen alle Empfänger das Paket erfolgreich empfangen und damit alle Ack-Pakete versendet werden ($Anycast_{2/3}$). Dies stellt den günstigsten Fall dar. Im ungünstigsten Fall wird das Datenpaket lediglich vom Kandidaten mit der niedrigsten Priorität empfangen und bestätigt. D.h., dass im Falle der Kandidatenmenge der Größe 2 und 3 immer das erste bzw. die ersten beiden Ack-Paket(e) verlorengelassen ($Anycast_{2/3}^*$).	162
7.9	Kollisionswahrscheinlichkeit (oben) und Kanalausnutzung (unten) für die 802.11 Unicast sowie für opportunistische Übertragungen der Größe 2-6, die mit dem komprimierten Slotted Ack realisiert wurden. Bei allen hier betrachteten opportunistische Übertragungen der Größe n nehmen wir an, dass immer die ersten $n - 1$ Ack-Pakete verlorengelassen sind.	163
7.10	Netzwerk mit einem Paketfluss von Knoten A nach C illustriert den Einfluss der Größe der Kandidatenmenge auf die Multikanaltaubheit und damit auch auf den Durchsatz.	164
7.11	Bei einer Kandidatenmenge der Größe 1 schlägt jede 2. Datenübertragung fehl. Zusätzlich kann auch die nachfolgende Neuübertragung mit der Wahrscheinlichkeit von p_{deaf} fehlschlagen.	165
7.12	Bei einer Kandidatenmenge der Größe 2 schlägt mit einer Wahrscheinlichkeit von p_{deaf} jede 3. Datenübertragung fehl.	165
7.13	Bei einer Kandidatenmenge der Größe 3 schlägt keine Übertragung fehl, da zu jedem Zeitpunkt der Datenübertragung des Senders mindestens ein Kandidat sich auf seinem Heimatkanal befindet.	166
7.14	Multikanal-Taubheit bei einer Kandidatenmenge der Größe 2.	166
7.15	Markow-Modell zur Bestimmung der Wahrscheinlichkeit von Taubheit in MCEXOR.	168
7.16	Durchsatz für das Szenario aus Abb. 7.10 in Abhängigkeit von der Anzahl der Kandidaten sowie der minimalen Backoff-Fenstergröße ($S_{Data} = 1460$ Bytes).	169
7.17	Durchsatz für das Szenario aus Abb. 7.10 in Abhängigkeit von der Anzahl der Kandidaten, der minimalen Backoff-Fenstergröße sowie der Kanalumschaltzeit T_{RFSW} ($S_{Data} = 1460$ Bytes).	170
8.1	Illustration der Radiokette im Paketsimulator.	173
8.2	Modifiziertes Radiomodell zur Unterstützung mehrerer Kanäle sowie ACI.	174
8.3	Mittlerer Durchsatz - der Kanal 1 wird von Fluss F_1 verwendet, wobei für F_2 der verwendete Kanal variiert wird.	179

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

8.4	Jede Linie im Diagramm repräsentiert einen unterschiedlichen Empfänger. Im oberen Diagramm liegt eine geringe räumliche Korrelation des Shadowing ($d_{corr} = 1m$) vor, wobei im unteren Diagramm diese hoch ist ($d_{corr} = 10m$).	180
8.5	Durch das Vergrößern der Dekorrelationsdistanz (m) verringert sich der Durchsatz einer opportunistischen Übertragung.	181
8.6	Vergleich des einfachen Algorithmus zur Kandidatenauswahl (A) mit dem Algorithmus A*, welcher explizit den Umstand berücksichtigt, dass die Verlustraten an den Kandidaten korreliert sein können. Als Dekorrelationsdistanz wurde $d_{corr} = 10m$ verwendet.	182
8.7	Einfluss der Kanalanzahl auf die Latenz der reaktiven Routensuche. Es wurde eine Kanalumschaltzeit von $T_{RFSW} = 80 \mu s$ verwendet.	183
8.8	Einfluss der Kanalumschaltzeit (T_{RFSW}) und Kanalanzahl auf die Latenz der reaktiven Routensuche.	183
8.9	Netztopologie - der 1. Hop erfolgt auf Kanal 1, wobei der 2. Hop den Kanal 2 verwendet. Die Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten ($R_1 - R_n$) sowie deren Abstand zum Sender bzw. Empfänger (d) wurden variiert.	184
8.10	Einfluss der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten auf den Durchsatz bei einer Kanalumschaltzeit von $80 \mu s$	185
8.11	Einfluss der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten auf den Durchsatz unter Verwendung von 802.11 Hardware (Kanalumschaltzeit von $1280 \mu s$).	185
8.12	Einfluss der Anzahl der zur Verfügung stehenden Relay-Knoten auf die E2E-Latenz bei einer Distanz zwischen Sender und Relay-Knoten von $d = 50m$	186
8.13	Das Ein-Hop Szenario für die Evaluation des Durchsatzes. Der Abstand (d) zwischen S und den Knoten R_1-R_n wurde variiert.	187
8.14	UDP-Durchsatz im <i>Fast-Fading</i> -Kanal ($T_{shad} = T_{ray} = 0ms$).	188
8.15	UDP-Durchsatz im <i>Slow-Fading</i> -Kanal ($T_{shad} = 10ms, T_{ray} = 2,2ms$).	189
8.16	Mittlerer UDP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5 dB$) und zufälliger Knotenplatzierung.	190
8.17	Mittlerer UDP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8 dB$) und zufälliger Platzierung der Knoten.	191
8.18	Mittlerer TCP/IP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5 dB$) und zufälliger Platzierung der Knoten. Es wurde eine initiale TCP-Fenstergröße von 20 verwendet.	192
8.19	Mittlerer TCP/IP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8 dB$) und zufälliger Platzierung der Knoten. Es wurde eine initiale TCP-Fenstergröße von 20 verwendet.	192
8.20	Mittlerer UDP-Durchsatz in einer Multi-Hop-Umgebung mit mehreren Flüssen (1-5) und einer hohen Abschattung ($\sigma = 8 dB$). Die Knoten wurden zufällig platziert.	193

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

8.21	Mittlere E2E-Latenz in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung. Es wurde UDP verwendet.	194
8.22	Mittlere E2E-Latenz in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung. Es wurde UDP verwendet.	195
8.23	Paketnummer vs. Ankunftszeit für einen beliebig ausgewählten Durchlauf in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringer Abschattung ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung auf einem Feld der Größe 400 m x 50 m. Es wurde UDP verwendet.	196
8.24	Mittlere E2E-Hop-Anzahl in einer Multi-Hop-Umgebung mit geringen Shadow-Fading ($\sigma = 3,5$ dB) und zufälliger Knotenplatzierung. Es wurde UDP verwendet.	196
8.25	Graphen illustrieren die durch die Pakete zurückgelegten Routen im Netz: DSR (oben) und MCEXOR (unten). Quelle und Senke des Flusses sind rot markiert, wobei die verwendeten Relay-Knoten grün sind. Im Fall von MCEXOR wird ferner unterschieden, ob ein Relay-Knoten häufig (grün) bzw. selten (hellgrün) verwendet worden ist.	197
8.26	Mittlerer UDP-Durchsatz in Abhängigkeit von der Kanalschaltzeit in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.	198
8.27	Mittlerer TCP/IP-Durchsatz in Abhängigkeit von der Kanalschaltzeit in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.	199
8.28	Mittlere Latenz bei Verwendung von UDP in Abhängigkeit von der Kanalschaltzeit in einer Multi-Hop-Umgebung mit hoher Abschattung ($\sigma = 8$ dB). Die Knoten wurden zufällig platziert.	199
8.29	Mittlerer Gesamtenergieverbrauch (Joule) für die erfolgreiche Zustellung eines Kilobytes an den finalen Zielknoten (Multi-Hop). Es wurde UDP verwendet.	200
8.30	Mittlerer UDP-Durchsatz in Abhängigkeit von der euklidischen Distanz zwischen Sender und Empfänger (E2E) und der mittleren Anzahl Nachbarn im Netzwerk. Die Anzahl der Kanäle wurde variiert (1-3).	201
8.31	Mittlere E2E-Latenz auf Applikationsschicht. Bei MCEXOR wurde nur ein Kanal verwendet.	202
8.32	Mittlere Mediumzeit in den Zuständen Sensing, Empfangen und Senden. Die Knoten wurden zufällig platziert, hohe Abschattung ($\sigma = 8$ dB) und einer Feldgröße von 700m x 700m. Die Zahl in den Klammern repräsentiert die Größe der Kandidatenmenge.	203
8.33	Mittlere Leistungsaufnahme pro Knoten in den Zuständen Sensing, Empfangen und Senden. Die Knoten wurden zufällig platziert.	204
8.34	Mittlere Anzahl Neuübertragungen auf der MAC-Schicht.	205
8.35	Mittlere Hop-Anzahl auf der MAC-Schicht.	206
8.36	Mittlere Anzahl Duplikate, welche von der MAC-Schicht erkannt wurden.	206

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

8.37	Mittlere Anzahl Duplikate, welche von der Routing-Schicht erkannt wurden.	207
8.38	Mittlere E2E-Übertragungswahrscheinlichkeit auf der Applikationsschicht.	208
8.39	Mittlere Anzahl der auf der MAC-Schicht versendeten Ack-Pakete.	209
8.40	Mittlerer Durchsatz (UDP) in Abhängigkeit vom verwendeten Slotted-Ack-Mechanismus. Es wurde MCEXOR mit 3 Kandidaten sowie einem Kanal verwendet.	209
8.41	Paketfehlerrate (PER) vs. Signalqualität (SNR) in Abhängigkeit von der Anzahl der Empfangsantennen in einem Fading-Kanal bei einer Bitrate von 6 Mbps (802.11g). Es wurden Pakete mit einer Größe von 1500 Bytes versendet.	210
8.42	Mittlere UDP-Durchsatz. Im Fall von MCEXOR wurde lediglich 1 Kanal verwendet. Bei DSR wurden die Anzahl der Empfangsantennen von 1 bis 3 variiert.	211
8.43	Mittlere UDP-Durchsatz. Es wurde ein $\sigma = 8$ dB sowie im Falle von MCEXOR lediglich 1 Kanal verwendet. Bei DSR wurde die Anzahl der Empfangsantennen von 1 bis 3 variiert. Ferner wurden unterschiedliche Dekorrelationsdistanzen (<i>dcorr</i>) für das Shadowing betrachtet.	212
8.44	Durchsatz in einem <i>Slow</i> -Fading-Kanal. Es wurde der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus verwendet. Die Zahlen in Klammern repräsentieren die Größe der Probing- und der Slotted-AckPhase.	214
8.45	Durchsatz in einem <i>Fast</i> -Fading-Kanal. Es wurde der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus verwendet. Die Zahlen in Klammern repräsentieren die Größe der Probing- und der Slotted-AckPhase.	214
8.46	Vergleich von MDF mit MCHOR-2 (Slotted-ACK-Phase hat die Größe 2) für eine Kandidatenmenge der Größe 3 und einem Kanal mit <i>Slow</i> -Fading. Der <i>m_err</i> -Wert in den Klammern repräsentiert die Standardabweichung des Messfehlers.	215
8.47	Vergleich von MDF mit MCHOR-3 (Slotted-ACK-Phase hat die Größe 3), wobei unterschiedliche Bitraten für die Kontrollpakete (Zahl in Klammern in Mbps) verwendet worden sind. Es wurde ein Kanal mit <i>Fast</i> -Fading verwendet, ferner der ETT-RCA Bitraten-Algorithmus.	216
8.48	Durchsatz von MCEXOR, MDF und MCHOR bei Verwendung von ETT-RCA sowie AARF. Es wurde ein Kanal mit <i>Slow</i> -Fading verwendet.	217
8.49	Durchsatz von MCEXOR, MDF und MCHOR bei Verwendung von ETT-RCA sowie AARF. Es wurde ein Kanal mit <i>Fast</i> -Fading verwendet.	218
8.50	Einfluss der Kontrollrate auf den Durchsatz von MCEXOR zusammen mit AARF in einem Kanal mit <i>Slow</i> -Fading.	218
8.51	Mittlerer Gesamtdurchsatz im Maschennetz für DSR und MCEXOR mit 2 bzw. 3 Kandidaten.	219

ABBILDUNGSVERZEICHNIS

8.52 Die durch eine Übertragung beanspruchte Fläche. Im Falle einer Unicast-Übertragung ist dies die Vereinigung der Flächen des Senders (Datenpaket) und des einzigen Empfängers (Ack-Paket). Bei einer opportunistischen Übertragung müssen zusätzlich noch die Flächen der einzelnen Kandidaten (Slotted-Ack) berücksichtigt werden. Wir betrachten hier lediglich den 2-dimensionalen Fall.	220
8.53 Experiment zur Ermittlung der Übertragungszeit, des Distanzgewinns und der dabei verwendeten Fläche durch eine opportunistische Übertragung.	221
8.54 Mittlerer Distanzgewinn pro (MAC-) Übertragung (m).	222
8.55 Mittlere Anzahl (MAC-) Übertragungen pro Hop (inkl. Neuübertragungen).	223
8.56 Mittlerer Flächeninhalt pro (MAC-)Übertragung (m^2).	223
8.57 Mittlerer Flächeninhalt pro Hop (inkl. Neuübertragungen, m^2) (rechts).	224
8.58 Mittlere Transportkapazität pro Fläche.	224
8.59 Mittlere Transportkapazität pro Fläche bei einem Sensing Threshold von -96 bzw. -111 dB.	225

Tabellenverzeichnis

2.1	Typische Werte für den Pfadverlustexponenten β in bestimmten Umgebungen [39].	15
2.2	Typische Werte für die Shadowing Standardabweichung σ in bestimmten Umgebungen [39].	15
4.1	Qualitativer Vergleich opportunistischer Protokolle für drahtlose Maschennetze.	72
4.2	Qualitativer Vergleich von Multi-Kanal-Protokollen für drahtlose Maschennetze.	77
4.3	Qualitativer Vergleich von MCEXOR und MCHOR.	83
6.1	Die im Experiment verwendeten Parameter zur Untersuchung von korrelierten Verlustraten.	141
6.2	Im Multikanal-Experiment verwendete Parameter.	145
6.3	Messergebnisse für alle betrachteten Szenarien. Die erste Zahl gibt den am nächsten gelegenen interferenzfreien Kanal für den Link $M_1 \rightarrow R$ an, wenn ein Multi-Radiosystem verwendet worden ist. Die Zahl in der Klammer betrachtet den Fall, dass anstelle eines Multi-Radiosystems (2 Radios) zwei Knoten mit je einem Radio verwendet worden sind. Der Kanal für den Link $L \rightarrow M_0$ wurde hingegen fix gelassen (Kanal 1 bzw. 36).	148
7.1	Verwendete Parameter für die Evaluation des isolierten Unicast und Anycast-Durchsatzes.	159
8.1	Numerische Werte einer typischen Sendemaske aus Abb. 2.11.	175
8.2	Standardeinstellung für die verwendeten Simulationsparameter	177
8.3	Spezifische Simulationsparameter für die Evaluation von ACI.	178
8.4	Spezifische Simulationsparameter für die Evaluation des Einflusses von korrelierten Paketverlustraten.	180
8.5	Simulationsparameter für die Evaluation des Durchsatzes in der Ein-Hop-Umgebung.	187
8.6	Leistungsaufnahme in verschiedenen Zuständen einer weit verbreiteten PCMCIA-Karte [1].	200
8.7	Simulationsparameter für die Kapazitätsanalyse.	221

Selbständigkeitserklärung

Ich erkläre hiermit, dass

- ich die vorliegende Dissertationsschrift *Kooperatives Forwarding in drahtlosen Maschennetzen* selbständig und ohne unerlaubte Hilfe angefertigt habe;
- ich mich weder bereits anderwärts um einen Doktorgrad im Promotionsfach Informatik beworben habe noch einen solchen besitze;
- mir die Promotionsordnung der Mathematisch-Naturwissenschaftlichen Fakultät II der Humboldt-Universität zu Berlin (Amtliches Mitteilungsblatt der Humboldt-Universität, Nr. 34/2006) bekannt ist.

Berlin, den 4. Mai 2009

Anatolij Zubow