

アドホックネットワークにおける
中継範囲絞り込みパケット転送方式の研究

Study on Packet Forwarding Mechanism
by Narrowing Relay Range in Ad Hoc Networks

2017 年 2 月

早稲田大学大学院 基幹理工学研究科

情報理工・情報通信専攻 情報通信ネットワーク研究

山崎 託

Taku YAMAZAKI

本博士論文は、電子情報通信学会に著作権譲渡した発表文献 [1.1]～[4.22] ([2.2], [2.4], [3.1], [3.2], [3.8], [3.10], [3.12], [3.13], [4.1]～[4.7], [4.10], [4.14], [4.16], [4.17]～[4.19] を除く) の翻案権を用いて作成したものであり、その著作権は電子情報通信学会に帰属する。電子情報通信学会には、翻案権と公衆送信権の利用許諾を得ている。

ただし、本博士論文には電子情報通信学会以外の団体が著作権を保有している部分が若干含まれており、これらについては許諾を得ることができなかつたため黒塗りによって非公開とする。

目次

第 1 章	序論	1
1.1	研究の背景と目的	1
1.2	研究の概要	2
第 2 章	アドホックネットワーク	6
2.1	まえがき	6
2.2	アドホックネットワークの特徴	6
2.3	アドホックネットワークの通信制御とその問題点	8
2.4	むすび	14
第 3 章	優先端末を利用した近傍協力再送制御	15
3.1	まえがき	15
3.2	アドホックネットワークにおける再送制御	16
3.2.1	一般的な再送制御	16
3.2.2	DRNT	18
3.2.3	CTB	19
3.2.4	TRM	20
3.3	優先端末を利用した近傍協力再送制御の原理	22
3.3.1	従来手法における問題点	22
3.3.2	IEEE 802.11 の拡張	23
3.3.3	優先再送端末選択	25
3.3.4	冗長な再送制御の抑制	27
3.3.5	提案手法の動作例	28
3.4	性能評価	29
3.4.1	シミュレーション環境	29
3.4.2	評価結果	31
3.5	むすび	41
第 4 章	利用領域制限付きの確率的な転送制御	42
4.1	まえがき	42
4.2	無線通信の同報性に基づく転送制御	43
4.2.1	IDMH	43

4.2.2	ExOR	45
4.2.3	LFBL	45
4.3	利用領域制限付きの確率的な転送制御の原理	46
4.3.1	経路と経路近傍の端末を利用した転送制御	46
4.3.2	転送待機時間算出	48
4.3.3	経路端末と転送領域の更新	49
4.4	性能評価	50
4.4.1	シミュレーション環境	50
4.4.2	評価結果	51
4.5	むすび	56
第 5 章	端末指定を利用した確率的な経路制御	57
5.1	まえがき	57
5.2	転送待機時間に基づく確率的経路制御	58
5.2.1	SSR	60
5.2.2	SRP	62
5.2.3	LFBL	63
5.3	端末指定を利用した確率的な経路制御の原理	65
5.3.1	優先転送端末を利用した転送制御	65
5.3.2	シグモイド関数に基づく待機時間算出	72
5.3.3	優先転送端末の更新	74
5.3.4	領域制限形再送制御	76
5.3.5	ホップ数に基づく明示的確認応答	77
5.4	性能評価	79
5.4.1	シミュレーション環境	79
5.4.2	評価結果	81
5.5	むすび	89
第 6 章	結論	90
6.1	本論文の主たる結果	90
6.2	今後の展望	92
	謝辞	93

参考文献	94
发表文献	100
图目次	105
表目次	108

第 1 章 序論

1.1 研究の背景と目的

近年，移動体通信網の発達によりスマートフォンなどの高機能な携帯形の無線通信端末が広く普及している [1]. これらの携帯端末は，移動体通信網の基地局や無線 LAN (Local Area Network) のアクセスポイントを通じて時間や場所を問わずにインターネットと接続することが可能である. しかし，イベント会場などにおいてデータを配布する際に多くのユーザがインターネットを通じて同時に情報の取得を行った場合，多量の通信資源を消費しアクセスポイントに多大な負荷がかかるため，通信設備の一時的な増強が必要となる. また，災害時などにおいて既存の通信設備が故障した場合，ネットワークが切断され，被災者の安否確認や避難所などでのネットワークへの接続が困難となる.

上述した環境下において，既存の通信設備に依存せずに無線通信端末のみを利用してネットワークを構築し通信を行う技術として，アドホックネットワークが注目されている. アドホックネットワークでは，ネットワークに参加している各端末が通信を中継するマルチホップ伝送を用いることで，自身の通信範囲外となる端末と通信を行うことが可能である. これにより，既存のネットワークに依存しない自律分散的なネットワークを構築することで，既存のネットワークとの接続が困難な環境下での一時的なインフラの構築や効率的な情報配信が可能となる.

一般的にアドホックネットワークでは，既存のネットワークとの接続性を維持するため IEEE 802.11 MAC [4] などの既存の無線通信技術を利用し，TCP/IP (Transmission Control Protocol / Internet Protocol) [5, 6] プロトコルスタックに基づいた自律分散形のマルチホップネットワークを形成する. そのため，アドホックネットワークは，既存技術を利用して構築されるが，各端末が中継端末となることから既存の有線ネットワークとは大きく異なる特徴をもつ. まず，無線通信機能をもつ携帯端末を利用してネットワークを構築するため，各端末は移動が可能である. そのため，ネットワークトポロジーはその時々に応じて常に変化し，適切な経路もトポロジーの変化に伴い大きく変化する. これにより，構築した経路は時間とともに不適切な経路となる可能性があり，不必要に迂回した非効率な中継の発生や経路の再構築が発生し，通信資源の消費に繋がる. 更に，データは複数の無線リンクを経由してマルチホップ伝送されるため，従来の有線ネットワークと比較して各リンクの信頼性は通信環境の変化による影響で大きく変動する. これにより，一時的な電波干渉による各リンクでのデータ

の損失やリンクの切断が発生し、損失を回復するための各リンクでの再送制御や、リンク切断に伴う経路の再構築が発生する可能性があり、通信資源の消費や通信負荷が発生する問題がある。また、信頼性の低下に伴い、従来のネットワークで利用される通信方式を直接適用した場合、非効率な通信制御が行われ、大きな通信効率の低下を招く可能性がある。

本論文では、上述したアドホックネットワークの特徴に起因する問題を解決するため、従来の有線ネットワークとは異なり、通信範囲内であればデータ受信が可能となる特徴である無線通信の同報性に着目し、通信環境やトポロジーの変化に適応した通信方式の提案を行う。

1.2 研究の概要

本論文では、無線アドホックネットワークで課題となる通信の信頼性と効率の改善を目的とし、無線通信の特徴である同報性に着目した通信方式の検討を行う。本論文では、電波干渉などの一時的な要因により発生する損失に適応するためのデータリンク層での制御、端末移動などを含め様々な通信環境の変化に適応したネットワーク層での経路制御についての検討を行う。図 1.1 及び以下に本論文の構成を示す。

第 1 章は序論であり、研究の背景、目的、及び概要について述べている。

第 2 章は、アドホックネットワークの概要やアドホックネットワークで用いられる通信制御、及びその特徴に起因する問題点について検討している。アドホックネットワークでは、移動可能な端末を利用した自律分散形ネットワークを構築するため、既存の有線ネットワークとは大きく異なる特徴をもつ。代表的な特徴として各端末が中継端末となりマルチホップ伝送を行う点、データの転送に無線通信が用いられる点、各端末は移動が可能である点が挙げられる。これらの特徴に起因したアドホックネットワーク特有の通信特性が各層での通信制御に影響を与え、通信の信頼性や効率の低下を招く。本章では、特にネットワーク層で行われる経路制御とデータリンク層で行われる信頼性制御に着目し、アドホックネットワークがもつ特徴や通信特性に起因する問題点を解決するために、本論文で取り扱う課題について述べている。

第 3 章では、経路を構成する各リンクの信頼性向上を目的とした経路近傍の端末を利用した自律分散形の再送制御について検討している。アドホックネットワークでは、経路上のリンクで損失が発生した場合、データリンク層で利用される IEEE 802.11 MAC での自動再送要求 (ARQ: Automatic Repeat Request) を利用した損失データの回復が行われる。しかし、ARQ では、電波の干渉や端末の移動による影響が考慮されて

おらず、次ホップ端末が一時的に通信範囲外となった場合、再送上限回数に達するまで再送が行われる。そのため、データの再送に伴う通信遅延やリンクの切断による経路再構築が発生し、通信資源の消費や通信負荷の増加などの要因となる。上述した問題に対して、経路近傍の端末が無線通信の同報性を利用してリンクでの通信の成否を確認することで、データの損失が発生した際に近傍端末が代わりに再送を行う手法が提案されている。これらの手法では、各経路の近傍端末が、各リンクの通信を漏れ聞くことで、データの損失が発生した場合に自律的に再送を行う手法が提案されている。しかし、従来手法では各データの転送に対して制御を行う必要があり、連続的なデータの損失が発生した場合には、衝突回避や制御メッセージの交換に伴う通信遅延が発生する問題がある。また、一時的に中継経路を構築することで上述した問題に対応する手法も提案されているが、適切な中継回数を設定することが困難であり、不必要な迂回中継制御が行われる問題がある。そこで、提案手法では、優先的に再送を行う端末を一端末設定することで、連続的な損失が発生した場合による遅延の発生を抑制することで、通信環境に適応した再送制御を実現している。

第4章では、通信の信頼性や効率の改善を目的とした低負荷な転送端末選択を実現

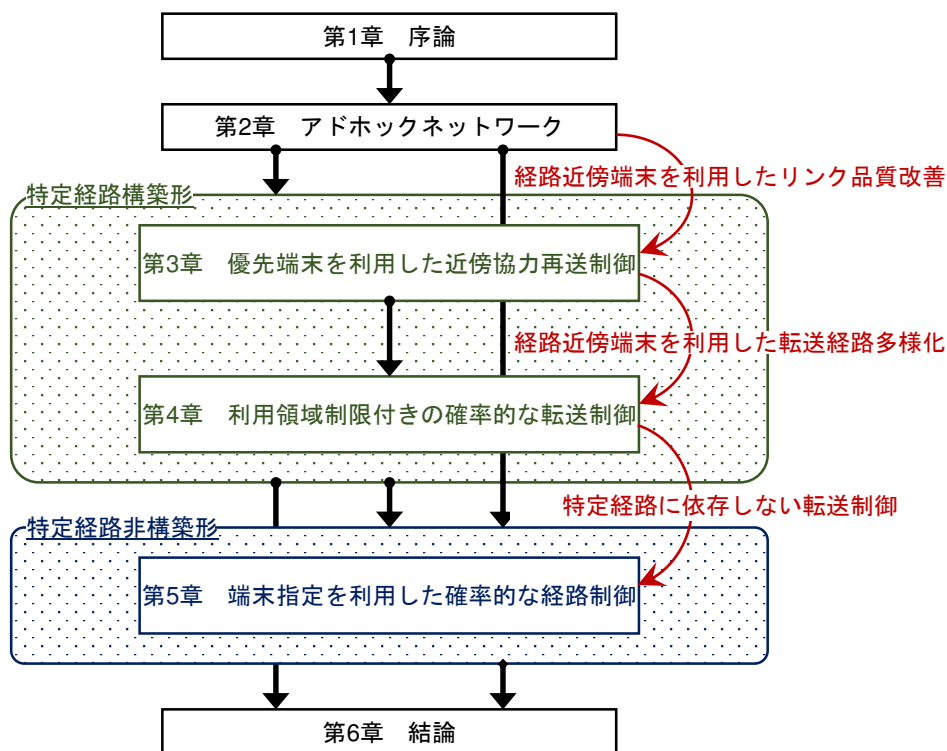


図 1.1 本論文の構成

するため、経路とその経路近傍の端末を利用した確率的経路制御について検討している。アドホックネットワークでは、電波の干渉による各リンクでの通信品質の変化や端末の移動によるネットワークトポロジーの変化が発生することから、単一の経路を構築する経路制御では、低品質なリンク上での連続的なデータの再送やリンク切断に伴う経路再構築が発生する。この問題に対し、経路の近傍端末を利用した経路の迂回や、2 ホップ先の経路端末を利用した経路の飛越しを行うことで転送経路の多様性を得る手法が提案されている。しかし、従来手法では構築した経路に強く依存した制御が行われるため、経路を大きく迂回した転送経路を選択できない問題がある。また、データを受信した端末が自律的に転送の可否を決定する確率的経路制御では、ネットワーク内に存在する端末が自律的にデータの転送に参加してしまうため、転送に利用する領域が拡大し、通信資源の消費が増加する問題がある。本章では、無線通信の同報性に基づき構築した経路とその近傍領域を利用する確率的経路制御を提案している。これにより、経路上でデータの損失した場合に、データを受信した近傍端末が自律的に算出した待機時間に基づき転送を行うことで、通信信頼性と通信効率の改善を実現している。また、データの転送を行った端末が適応的に経路の更新を行うことで、経路の再構築を行うことなくトポロジーの変化への適応を実現している。

第5章では、確率的経路制御における転送端末選択の改善、通信環境や端末密度が確率的経路制御に与える影響の緩和を行うことで、通信の信頼性や効率の改善の目的とした確率的経路制御について検討している。従来、待機時間に基づく確率的経路制御では、送信されたデータを受信した複数の端末の中から、各端末が算出する待機時間に基づき転送端末選択を行う。しかし、各端末はデータを転送する前に常に転送待機を行う必要があるため、各ホップでの待機遅延が発生する。また、従来の確率的経路制御での転送待機時間算出では、あて先端末に近い端末が先にデータの転送を行うとは限らず、不必要な迂回転送が発生する可能性があり、通信資源の消費や通信負荷の増加が発生する。更に、従来の確率的経路制御では複数の端末を利用した転送制御を前提としているため、性能が端末密度に強く依存しており、端末密度が低下した場合や、転送に利用する領域内に疎な領域を含む場合、エンドエンド間での信頼性が大きく低下してしまう場合がある。本章では、待機時間を利用することなく優先的に転送する端末を利用する確率的経路制御の提案、及び受信端末の中で最もあて先端末に近い端末が常に優先して転送を行う待機時間算出式を提案し、待機時間に起因する通信遅延の発生や不必要な迂回転送の発生を抑制している。更に、各ホップでの自律的な再送制御を利用することで、端末密度に起因する信頼性低下の抑制を実現している。

第6章は結論であり、本論文で得られた成果をまとめ、考察している。

最後に、本論文における約束事に関して述べる.

- 章, 節は次のような順序で大項目から小項目へと移る.
例: 第 3 章, **3.2**, **3.2.1**
- 式, 図, 及び表は, 章単位で通し番号をつける.
例: 式 (3.1), 図 3.1, 表 3.1
- 参考文献は, 文章中及び文章の末尾に文献番号で示す.
- 本論文では各層での通信を区別するため, ネットワーク層ではパケット, データリンク層ではフレームをそれぞれ用いる.

第2章 アドホックネットワーク

2.1 まえがき

アドホックネットワークは、スマートフォンなどの携帯可能な無線通信端末を利用して既存の通信設備に依存することなく構成される。また、各端末が互いに通信を中継するマルチホップ通信を利用することで、自身の通信範囲外にいる端末との通信が可能であり、アドホックネットワークでは自律分散的なネットワークを構築することが可能である。しかし、各端末は無線通信を利用するため電波干渉などによる通信品質の変化が発生し、携帯可能な端末を利用するため端末の移動によるトポロジーの変化が発生する。

本章では、本論文の主題となるアドホックネットワークの概要、特徴、及びその特徴に基づいた通信制御について述べ、高信頼かつ高効率な通信を実現するための技術的課題について述べる。

2.2 アドホックネットワークの特徴

インターネットなどの既存の通信環境は、通信機器同士を直接接続し固定的なネットワークを構築することで実現されている。近年では無線通信技術の発達や移動体通信網の普及により、末端の通信には無線通信が多く利用されているが、設置されたアクセスポイントや基地局を経由してネットワークに接続する。アドホックネットワークでは、上述したような既存のネットワークとは異なり、ネットワークに参加する各端末がネットワークを構成する一部となり、自律分散的なネットワークを構築することで通信を行う。アドホックネットワークにおけるデータ送信例を図 2.1 に示す。図のように、アドホックネットワークでは、自身の通信範囲内にあて先端末が存在しない場合においても、ネットワークに参加している各端末が通信の中継を行うマルチホップ通信を利用することで、自身の通信範囲に依存しない通信を実現している。

アドホックネットワークでは、上述した機能を実現するため、下記のような特徴をもつ。

(1) 無線通信

アドホックネットワークでは、既存の通信設備に依らずに各端末同士が無線通信を利用することで直接データの送信を行う。そのため、他の端末が通信範囲内に存在する場合、端末位置に依らずにデータの送信を行うことが可能である。しかし、無線通

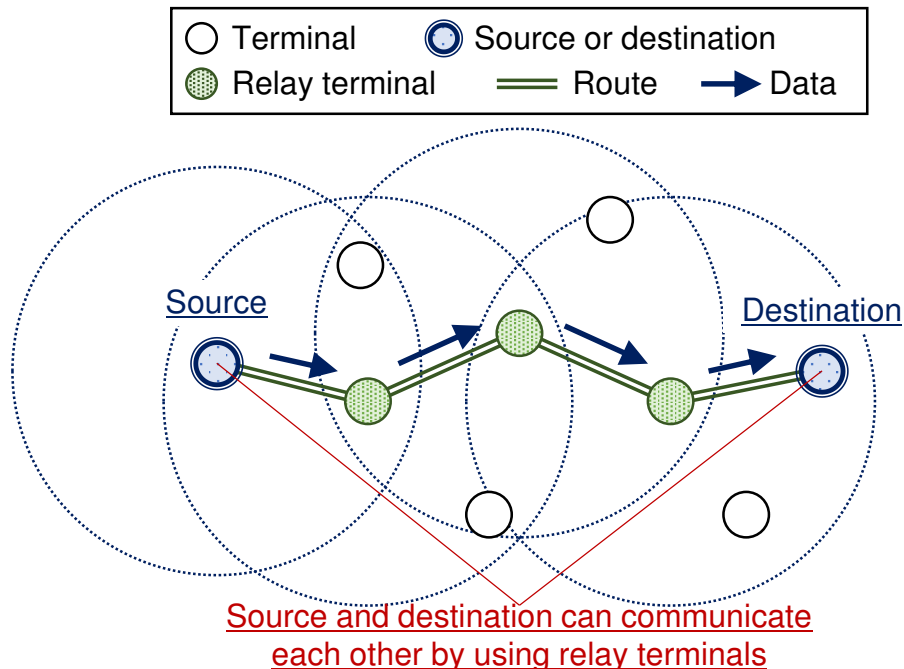


図 2.1 アドホックネットワークにおけるデータ送信例

信では電波干渉や障害物などの影響により電波強度が大きく変化するため、有線による通信と比較すると、通信品質が不安定であり、送信したデータの損失が発生する可能性がある。

(2) マルチホップ伝送

アドホックネットワークでは、複数の端末を利用して自律分散的なネットワークが構成されることから、ネットワークに参加している全ての端末が自身の通信範囲内に存在するとは限らない。そのため、アドホックネットワークでは、通信範囲外に存在する端末にデータを送信したい場合、自身の通信範囲内に存在する端末が通信を中継し、データの転送を繰り返すことで、通信範囲外となる端末までデータを伝送するマルチホップ伝送が用いられる。一般的に、インターネットなどの既存のネットワークではネットワークを構成する各ルータが中継の役割を担うが、アドホックネットワークでは各端末がルータの機能をもつことで、自律分散的なネットワークを構築する。しかし、アドホックネットワークでは、通信品質は様々な要因により大きく変化することから、通信品質の変化に適応した経路の構築を行う必要がある。

(3) 端末移動

アドホックネットワークでは、携帯端末を利用してネットワークが構成されるため、各端末は移動が可能であり、ネットワークのトポロジーは端末の移動に伴い大きく変

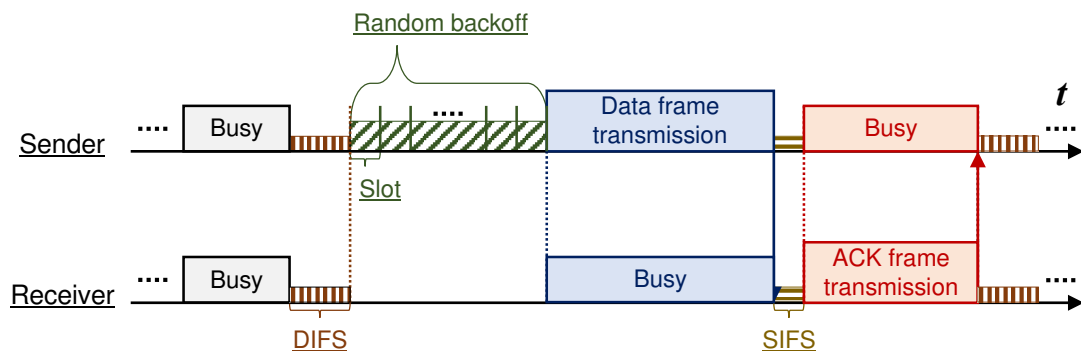


図 2.3 IEEE 802.11 における通信例

のため、アクセス制御に CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) を用いることで、バックオフに基づく衝突回避を行う。また、無線通信では有線通信に比べ通信品質が大きく変化するため、送信したフレームの損失が高い確率で発生する。そのため、IEEE 802.11 では、自動再送要求 (ARQ: Automatic Repeat Request) を利用した送信フレームの受信確認及び再送制御を行うことで、信頼性を改善している。IEEE 802.11 におけるフレーム送信の例を図 2.3 に示す。自身が送信フレームをもち、他端末の送信信号が検出できなくなったとき、DIFS (Distributed Interframe Space) で定義されている時間待機する。DIFS 経過後も、同様に他端末の送信信号が検出できない場合、ランダムなバックオフ時間待機する。待機中に他端末によるフレーム送信が検出できない場合、データフレームの送信を行う。待機中に他端末がフレーム送信を開始した場合、送信待機を中止し、フレーム送信の終了を待ち、再度 DIFS で定義されている時間待機する。上述した制御を行うことで、IEEE 802.11 では各端末間での衝突回避を行う。また、データフレーム送信後、送信端末はデータフレームを受信した端末からの確認応答 (ACK: Acknowledgement) フレームを一定時間待機する。一定時間内に、ACK フレームが確認できない場合、送信したフレームを損失したと判断し、データフレームの再送を行う。このようにフレームの損失確認と再送を一定回数繰り返すことで、各リンクの通信信頼性を向上させている。

上述したように、無線通信におけるデータリンク層での通信制御では、バックオフ制御に基づきフレーム送信前に待機を行うことで、フレームを送信する端末間で互いに衝突の回避を行う。しかし、図 2.4 (a) に示すように、送信端末の通信範囲外の端末が同じあて先端末に対して同時にデータフレーム送信をはじめた場合、データフレームの送信を行っている両端末は互いの通信を検出することができず、データフレーム送信の衝突が発生する可能性がある。これを隠れ端末問題 (Hidden Terminal Problem)

と呼ぶ。

この問題を解決するため、データフレームの送信前に送信元端末とあて先端末間で制御フレームを交換し、あて先端末近傍に存在する端末のデータフレーム送信を制限する RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send) [4, 8] が提案されている。RTS/CTS では、データフレーム送信前に RTS フレームを送信し、RTS フレームを受信したあて先端末は、通信が可能である場合には CTS フレームをブロードキャストする。CTS フレームを受信した送信元端末は、データフレームの送信を開始する。CTS フレームを受信したあて先端末の近傍端末は、送信元端末とあて先端末間でのデータフレームや ACK フレームの送受信にかかる時間に基づいて算出される NAV (Network Allocation Vector) を設定し待機する。これにより、NAV 期間内では、あて先端末の近傍に存在する端末のフレーム送信を抑制することで、データフレーム送信の衝突を回避する。

RTS/CTS では、仮想的なキャリア検知を行うことで、通信範囲外の端末が同一のあて先端末にフレームを送信する際に生じる問題を解決している。しかし、図 2.4 (b) に示すように、自身の通信範囲外に存在する端末が RTS フレームを送信し、自身の近傍に存在する端末が CTS フレームを送信したとき、自身は受信した CTS フレームの情報に従い NAV を設定し待機する。このとき、他の端末が自身に対して RTS フレームを送信した場合、自身は NAV によりフレーム送信が制限されているため、CTS フレームを応答することができない。そのため、過剰に通信が抑制され、通信性能が低下する問題がある。これをさらし端末問題 (Exposed Terminal Problem) と

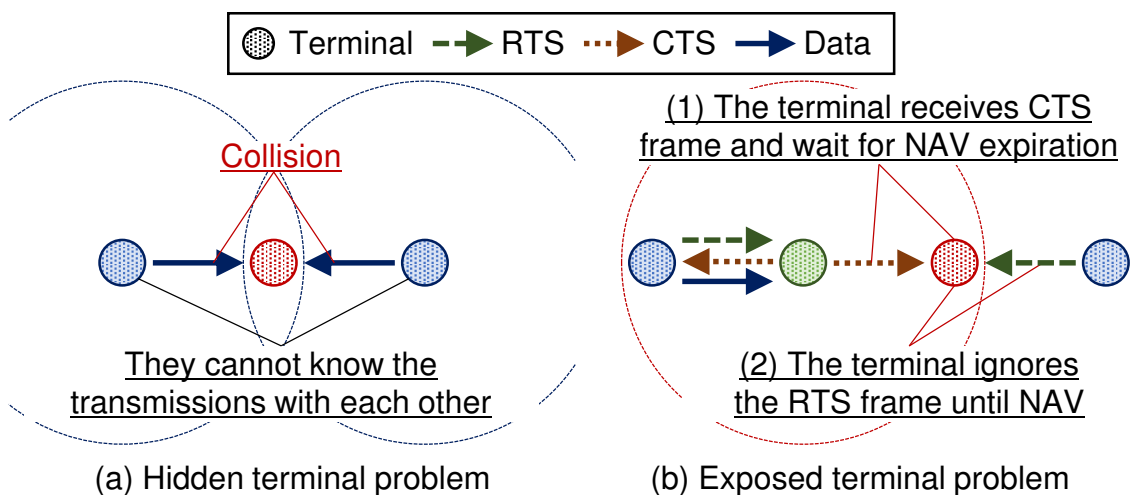


図 2.4 隠れ端末問題とさらし端末問題

呼ぶ。また、上述した問題に加え、アドホックネットワークでは RTS/CTS に起因する問題 [9,10] や、キャプチャ効果に起因する問題 [11,12] が発生する可能性がある。

(2) ネットワーク層

アドホックネットワークでは、2.2 で述べたように、ネットワークを自律分散的に構築する必要がある。そのため、OSPF (Open Shortest Path First) [13] などの既存の有線ネットワーク向けに提案された経路制御を直接適用することは困難であると考えられる。そこで、自律分散的に経路を構築することが可能な経路制御が多く提案されている [14]。これらの経路制御は、経路の構築や管理の方式に応じて、主にリアクティブ形 (オンデマンド形) とプロアクティブ形 (テーブル駆動形) に大別される。DSR (Dynamic Source Routing) [17,18] や AODV (Ad-Hoc On-Demand Distance Vector) [19,20] に代表されるリアクティブ形経路制御では、通信要求が発生した際に必要に応じて経路の構築を行う。そのため、制御による通信負荷が少なく、各端末の電力消費を抑制できるという利点がある。しかし、データパケットの転送に利用される経路は送信要求発生時に構築されるため、リアクティブ形経路制御では経路構築に伴う待機遅延が発生する。DSDV (Destination-Sequenced Distance-Vector Routing) [15] や OLSR (Optimized Link State Routing Protocol) [16] に代表されるプロアクティブ形では、制御メッセージを交換することで、常に経路の構築や維持を行う。そのため、各端末は事前に経路を保持しているため、経路の構築による待機遅延が発生することなく即座にデータパケットを送信することが可能である。しかし、常に制御メッセージを交換し、経路を維持する必要があるため、制御メッセージによる通信負荷や電力消費が発生する。なお、アドホックネットワークでは携帯形の無線端末を利用することで、自律的に構成することを想定するため、本論文ではリアクティブ形の経路制御を主な検討の対象とする。アドホックネットワークにおける代表的な経路制御を以下の (a) ~ (c) に示す。

(a) 単一経路形経路制御

アドホックネットワークでは、送信元端末からあて先端末間のデータパケット伝送を行うため、構築した単一の経路に沿ってパケットの伝送を行う手法 [14] が提案されている。DSR (Dynamic Source Routing) [17,18] や AODV (Ad-Hoc On-Demand Distance Vector) [19,20] が提案されている。単一経路形経路制御の動作例を図 2.5 に示す。これらの手法では、自身のパケット送信前に送信元端末とあて先端末間で制御メッセージを交換することで、あて先端末までの経路構築を行う。経路構築後、送信元端末は構築した経路に沿ってパケットの送信を行う。そのため、通信資源の消費を最小限に抑えたパケット伝送を行うことができる。しかし、通信環境の変化やトポロ

ジーの変化によって経路に沿ったパケットの転送が困難となった場合、経路の再構築を行う必要がある。そのため、経路再構築に伴う制御パケットが送信され、通信資源の消費や通信効率の低下が発生する可能性がある。

(b) 複数経路形経路制御

単一経路形経路制御では、構築した単一の経路に沿ってあて先端末までのデータパケット伝送を行う。しかし、上述した通り、経路再構築に伴う制御パケット拡散による通信資源の消費や再構築が完了するまでの待機遅延が発生する問題がある。そこで、事前に複数の経路を構築することで、経路の切断やパケットの損失に対応する複数経路形経路制御 [21] が提案されている。代表的なプロトコルとして AOMDV (Ad-Hoc On-Demand Multipath Distance Vector Routing) [22] などが提案されている。複数経路形経路制御では、経路構築時に複数の経路を構築し、複数の経路を同時に利用したパケットの伝送 [22] や経路の切断に備えた代替経路の保持 [23] などを行うことで通信効率の改善を実現している。複数経路形経路制御の動作例を図 2.6 に示す。図のように、複数の経路に沿ってパケット伝送を行うことで、一方の経路でパケットの損失があった場合や、トポロジーの変化に伴う経路の切断があった場合にも、パケット伝送を継続することが可能である。しかし、複数の経路の構築、維持を行う必要があることから、制御パケットによる通信負荷が発生する可能性がある。

(c) 確率的経路制御

従来の特定の経路を構築する経路制御とは異なり、無線通信の同報性を利用した確率的経路制御である OR (Opportunistic Routing) [24–26] が提案されている。代表

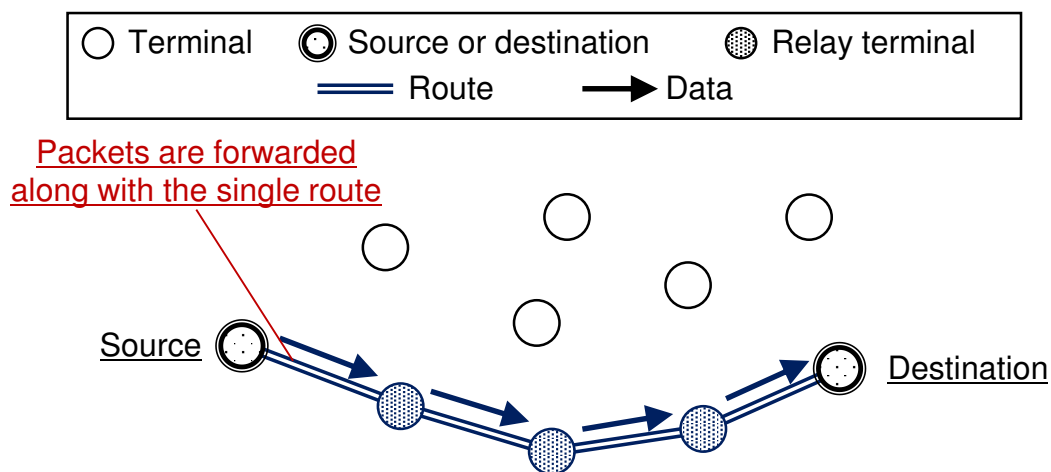


図 2.5 単一経路形経路制御における経路構築例

的なプロトコルとして ExOR (Extremely Opportunistic Routing) [27,28] や MORE (MAC-Independent Opportunistic Routing) [29], OPRAH (Opportunistic Routing in Dynamic Ad Hoc Networks) [30] などが提案されている。確率的経路制御では、パケットを受信した端末が自律的に自身の転送の可否を決定することで、特定の経路に依らない転送制御を行う。確率的経路制御の動作例を図 2.7 に示す。図のように、パケットを受信した端末が自律的に自身がパケットを転送すべきか否かを判断し、パケットの転送が必要である場合にのみパケットの転送を行う。一方、他端末の転送パケットや確認応答パケットを受信することで、不必要となった転送を停止することで、

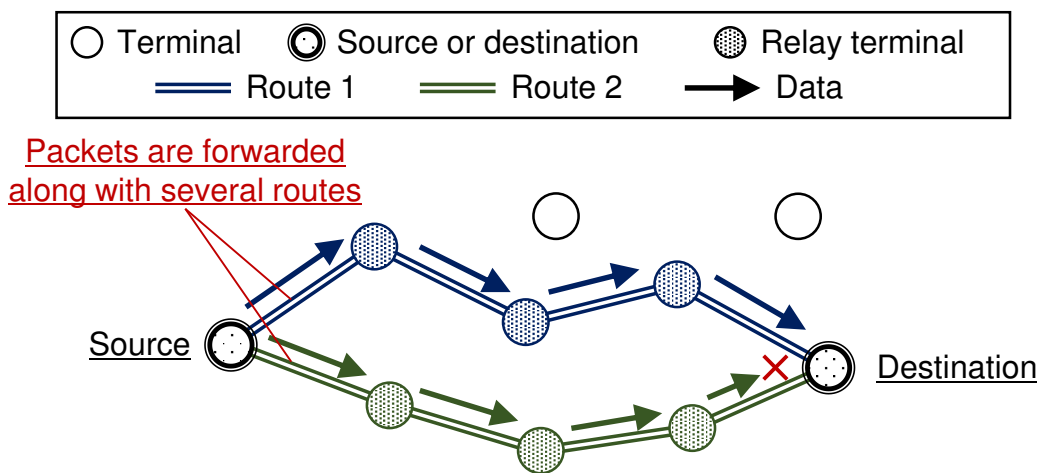


図 2.6 複数経路形経路制御における経路構築例

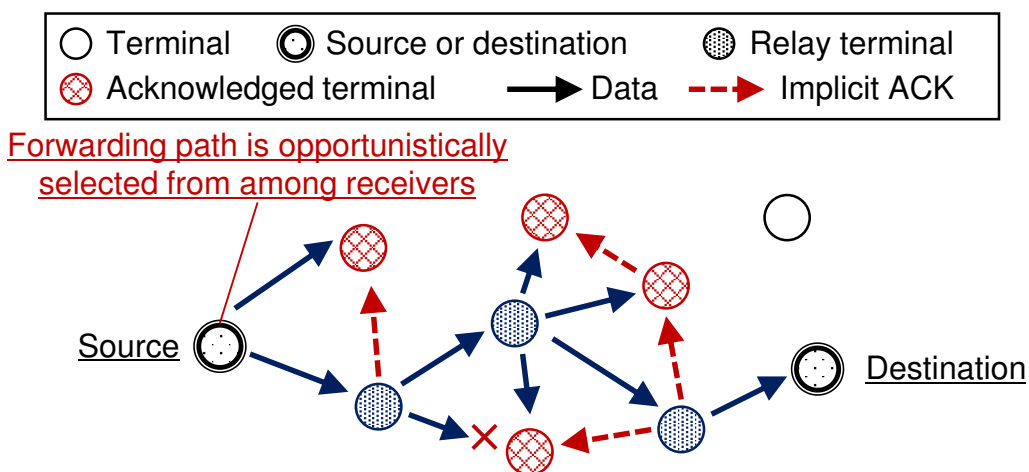


図 2.7 確率的経路制御における経路構築例

通信資源の消費を抑制している。しかし、複数の転送端末を利用することから、多くのデータパケットが送信され通信負荷となる場合や、複数の端末を転送に利用することを前提としているため、端末密度の変化により性能が大きく変動してしまう問題がある。

2.4 むすび

本章では、アドホックネットワークの概要とアドホックネットワークにおける一般的な通信制御について述べた。**2.2**では、アドホックネットワークの概要を示し、アドホックネットワークの通信制御における特徴と従来の通信制御との相違点について述べた。アドホックネットワークでは通信モデルには既存の通信モデルを用いるが、有線通信を大きく異なる特徴を有することから、既存の通信制御を直接適用すると通信効率の低下が発生する場合や、適用が困難な場合がある可能性を示した。**2.3**では、アドホックネットワークで応用可能である通信技術、及びアドホックネットワークに対して提案された通信制御を述べ、それぞれの基本的な動作について述べた。

第3章 優先端末を利用した近傍協力再送制御

3.1 まえがき

端末が高い移動性をもつアドホックネットワークでは、DSR (Dynamic Source Routing) [17,18] や AODV (Ad-Hoc On-Demand Distance Vector) [19,20] といった通信の要求に応じてあて先端末までの単一の経路を構築する経路制御が多く検討されている。しかし、これらの経路制御では、送信元端末からあて先端末までのホップ数に基づき経路の構築を行うため、経路に選択された中継端末間のリンク品質が考慮されておらず、通信成功率が低いリンクが選択され、パケット損失の発生や経路の切断の原因となる可能性がある。

上述した問題に対し、事前に代替経路を構築しておくことで、経路が切断した際に構築済みの代替経路を利用することで、エンドエンド間での通信の切断を抑制する複数経路形経路制御 [21] が提案されている。しかし、代替経路の構築や維持が必要となるため、通信資源を多く消費する可能性がある。更に、端末が高い移動性をもつ環境では、適切な代替経路の構築や維持を行うことが困難となる。

電波干渉などによる一時的な要因で発生した通信品質の低下による影響を回避するため、経路の近傍端末が一時的な損失フレームの回復や不安定なリンクの迂回を行い、フレームの再送を行う手法 [31–34] や、一時的な迂回中継経路を構築する一時的経路変更手法 [35] が提案されている。これらの手法では、各リンクで行われるデータリンク層での再送制御に注目し、近傍端末がデータフレームを漏れ聞くことで再送制御、及び中継制御を行うことで通信効率の低下を抑制している。しかし、再送制御手法では、各データフレームごとに成功の可否を判断しているため、再送制御における遅延の増加が問題となる。更に、再送されたデータフレームが誰が送信したフレームかを判別することが困難であることから、近傍端末間での不必要な再送制御が発生する可能性があり、通信負荷が増加する要因となる可能性がある。また、一時的経路変更手法では、適切な経路変更期間を設定することが困難であることから、不必要な迂回中継転送が発生する可能性があり、通信効率の低下が問題となる。

本章では、上述した問題点を解決する経路近傍端末利用形再送制御 (ARTS: Autonomous Retransmission Terminal Selection) を提案する。提案手法では、再送制御を行った経路近傍の端末が優先的に再送制御を行う優先再送端末となることで、効率的かつ自律分散的な再送制御を実現する。また、コンピュータシミュレーションを用いることで、従来手法との比較を行い、提案手法の有効性を明らかにする。

3.2 アドホックネットワークにおける再送制御

3.2.1 一般的な再送制御

アドホックネットワークでは、損失発生時に主に各リンクでの再送制御やエンドエンド間での再送制御が行われる。データリンク層で一般的に用いられる IEEE 802.11 [4] では、電波干渉や障害物など様々な要因により、フレームの転送を失敗する可能性がある。そこで、自動再送要求 (ARQ: Automatic Repeat Request) を用いることで損失したフレームの回復を行う。ARQ によってフレームの損失が回復できなかった場合、上位層にフレーム送信の失敗が通知され、経路の再構築が行われる。経路再構築後、トランスポート層に TCP (Transmission Control Protocol) [36] が利用されるなど、上位層での信頼性制御が行われている場合、送信元端末とあて先端末でのエンドエンド間での再送制御が行われる。各リンクでの再送制御とエンドエンド間での再送制御を以下に示す。

(1) 各リンクでの再送制御

無線通信における一般的な再送制御として、データリンク層プロトコルで用いられる IEEE 802.11 によって行われる ARQ がある。図 3.1 に ARQ の動作例を示す。ARQ では、送信したデータフレームに対する確認応答 (ACK: Acknowledgement) フレームを用い、各リンクでの通信成否を確認している。あて先端末に対してデータフレームを送信した後、データフレームの送信元端末は一定時間 ACK の応答待ちを行う。一定時間内に ACK フレームが返答されなかった場合、データフレームが損失したと判断し、フレームの再送を行う。同一のデータフレーム再送回数が設定されたしきい値に達した場合、送信元端末はリンク切断が発生したと判断し、当該フレームを破棄する。これにより、各リンクの通信の成否を判断し、再送制御を用いることで

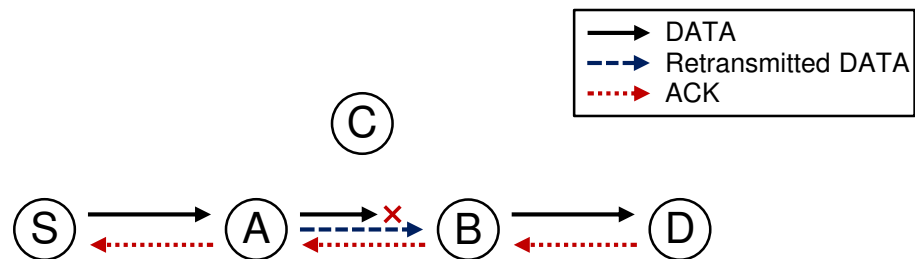


図 3.1 各リンクでの再送制御

各リンクの信頼性確保が行われる。しかし、ARQには、リンク状態を考慮せずに制御が行われるという問題点がある。ARQでの再送制御は、設定された時間内に上限回数に達するまで連続的に行われるため、電波干渉などの一時的な影響により一定時間リンクが利用不可能となっている場合においても、リンク品質の回復を待つことなくフレーム再送が行われる。そのため、不必要な再送や再送に伴って発生する通信負荷の増加が発生する問題がある。

(2) エンドエンド間での再送制御

上述したデータリンク層での再送回数がしきい値に達した場合、ネットワーク層での経路制御によるエンドエンド間での経路再構築が行われる。AODVなどの一般的な経路制御では、リンク切断がデータリンク層より通知された際、エンドエンド間での送信元端末や経路の近傍端末に、経路不達 (RERR: Route Error) パケットが送信される。RERRを受信した送信元端末は、経路要求 (RREQ: Route Request) パケットを再度フラッディングし、あて先端末からの経路応答 (RREP: Route Reply) パケットを確認することで、経路を再構築する。経路再構築後、損失したパケットに対して、トランスポート層プロトコルのTCPによるエンドエンド間での再送制御が行われる。図3.2にエンドエンド間での再送制御の動作例を示す。これらの再送制御の問題点として、経路の再構築完了までの待機時間による通信遅延の増加や、制御パケットによるネットワーク負荷の増加がある。また、電波干渉などの一時的な影響によりリンク切断が発生し、エンドエンド間の経路再構築が行われた場合、経路再構築前より通信品質が劣化した経路が選択される可能性がある。更に、TCPで行われるエンドエンド間での再送制御は、TCPの送信元端末からあて先端末間で行われるため、データリンク層での再送制御と比較して伝送遅延や通信負荷の増加が懸念される。

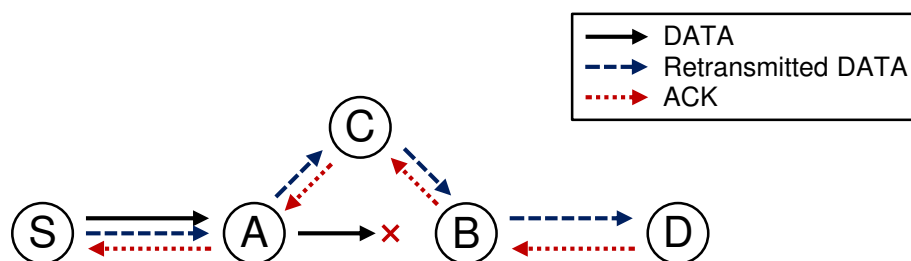


図 3.2 エンドエンド間での再送制御

3.2.2 DRNT

近傍端末を利用した分散再送制御 (DRNT: Distributed Retransmission Method Using Neighbour Terminal) [31, 32] は, 経路近傍の端末が漏れ聞いたデータフレームを一時的に保持し, 保持しているデータフレームに対する ACK フレームが確認できない場合に, 保持しているフレームを再送することでリンクで発生する損失フレームを回復する手法である. DRNT では, ハローパケットを一定時間ごとにブロードキャストすることで, 自身の存在を近傍端末に通知することで, 各端末は近傍端末を把握する. DRNT では, 自身もつ近傍端末テーブルにあて先端末が存在する場合, 一定時間保持する. 一定時間経過後, 保持するデータフレームに対する ACK フレームが確認できない場合, 保持しているデータフレームを送信することで, 送信元端末の代わりにデータフレームの再送を行う.

DRNT における再送手順を図 3.3 に示す. 経路上の端末 A が次ホップ端末 B へデータフレームの送信を行った際に, フレーム損失が発生した場合を想定する. このとき, 無線通信の特徴から, 端末 A の近傍端末である端末 C も端末 B へ送信したデータフレームを漏れ聞くことが可能である. 端末 A から送信されたデータフレームを漏れ聞いた近傍端末である端末 C は, データフレームのあて先である端末 B が自身の近傍端末テーブルに存在するか確認し, 存在する場合には一定時間保持する. 次に, データフレームを保持している経路の近傍端末 C は, 一定時間経過後にあて先端末 B からの ACK が確認できない場合, A-B 間のリンクでフレーム損失が発生したと認識

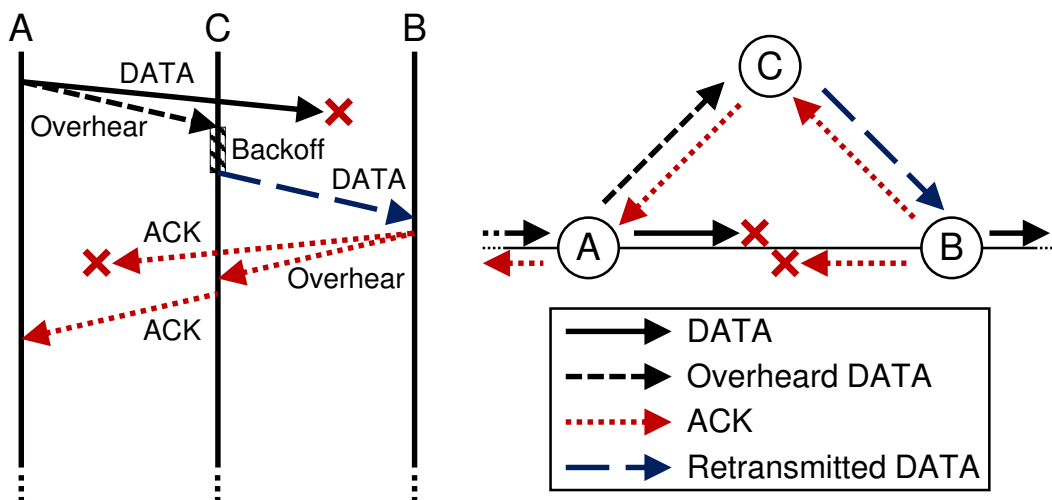


図 3.3 DRNT の動作手順

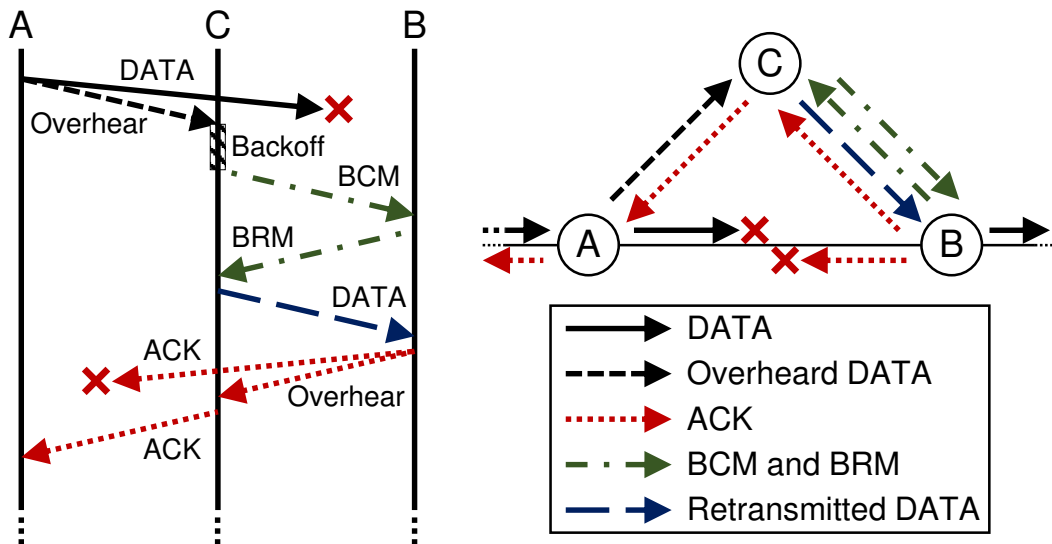


図 3.4 CTB の動作手順

し、保持しているデータフレームを利用して再送を行う。この際、再送されるデータフレームヘッダの送信元アドレスは、本来の送信元である端末 A とする。端末 C からの再送フレームを受信した端末 B は、通常の通信制御と同様に、送信元端末 A に ACK を返答する。しかし A-B 間のリンクは、フレームの伝送損失が発生したリンクであるため、フレーム損失が再度発生する可能性がある。そのため、データフレームの再送を行った端末 C では、端末 B からの ACK フレームを漏れ聞いた場合、自律的に端末 A に ACK を中継する。また、リンク A-B の近傍に端末が複数存在する場合、再送フレーム間で衝突が発生する可能性があるため、再送を行うまでのタイムアウト時間をランダムタイマによって調整する。

3.2.3 CTB

環境認識形経路バイパス法 (CTB: Cognitive Temporary Bypassing) [33,34] では、DRNT と同様に、経路近傍の端末が漏れ聞きを利用して一時的にデータフレームを保持し、自律的に再送を行う手法が提案されている。CTB では、DRNT 同様に近傍端末の認識にハローパケットを用いる。CTB では、BCM (Bypass Candidate Message), BRM (Bypass Request Message) という 2 種類のメッセージを用いて、経路近傍の端末間でのキャリア検知や再送制御を行う。BCM は、送信元端末からのデータフレームを漏れ聞いた近傍端末により、データフレーム損失を検知した場合に送信される。BCM には、損失したフレームのシーケンス番号及び送信元端末のアド

レスが含まれている。BCMを受信したあて先端末は、BCMに含まれるシーケンス番号に対応するデータフレームの受信の成否を確認する。あて先端末が受信を確認できなかった場合、BRMを近傍端末に返信することで、損失したデータフレームを要求する。返信されたBRMを受信した近傍端末は、自身が漏れ聞き、保持しているデータフレームをあて先端末に送信する。あて先端末は、受信したデータフレームに対し、ACKフレームを応答する。このとき、データフレームの再送を行った近傍端末は、DRNTと同様にACKフレームを送信元端末に転送する。これにより、ACKフレーム未受信によるタイムアウトによって発生する送信元端末によるデータフレームの再送を削減することができる。

CTBにおける再送手順を図3.4に示す。ある経路上の端末Aが次ホップ端末Bへデータフレームの送信を行った際に、フレーム損失が発生した場合を想定する。この際、DRNTと同様に、経路の近傍端末Cは、送信元端末Aから送信されたデータフレームを漏れ聞き、自身があて先端末Bに再送可能な場合、一時的にデータフレームを保持する。あて先端末BからのACKフレームを近傍端末Cが確認できない場合、リンクA-B間でフレーム損失が発生したと認識し、BCMをあて先端末Bに送信する。BCMを受信したあて先端末Bは、自身に対するフレーム送信が失敗したと認識し、近傍端末による再送を要求するため、BRMを端末Cに返答する。BRMを受信した端末Cは、保持しているデータフレームをあて先端末Bへ送信し、返送されたACKフレームを送信元端末Aへ中継する。

このように、CTBでは、DRNTと同様に経路の近傍端末を利用した再送制御を実現し、制御メッセージを利用したキャリア検知、及び通信効率の向上を実現している。しかし、DRNTと同様に、近傍端末による再送制御がフレーム単位で行われるため、通信遅延増加による通信効率の低下、及び複数の近傍端末が存在する環境下での制御メッセージによる通信負荷の増加が問題となる。

3.2.4 TRM

一時的経路変更手法 (TRM: Temporary Route Modification) [35] では、連続したフレーム損失発生時にDRNTの性能が低下する問題に対し、近傍端末を経由して一定回数連続迂回中継制御を行うことで、フレーム送信ごとに発生していたACK確認待ち時間を低減し通信遅延を低減することで通信効率の向上を図っている。TRMでは、DRNTやCTB同様に、近傍端末の認識にハローパケットを用いる。TRMでは、DRNT同様に経路近傍の端末がデータフレームを漏れ聞いた後、あて先端末から

の ACK フレームを確認することでフレーム損失の有無を確認している。TRM では、近傍端末を經由して連続した中継制御を行うため、制御メッセージ及び承認メッセージを用いる。制御メッセージには、損失したデータフレームの送信元、あて先アドレス、制御メッセージの送信元アドレス、及び中継回数を含む。中継回数とは、近傍端末を經由した迂回中継回数を示し、初期値を 2 とし、あらかじめ設定した期間内に再度中継制御が要求されるごとに 2 倍に増加させる。制御メッセージは、経路近傍の端末が送信元端末からのデータフレームに対する ACK フレームが確認できなかった場合、あて先端末に対して送信される。制御メッセージを受信したあて先端末は、制御メッセージに格納されている送信元アドレス、中継端末アドレス、中継回数を確認し、承認メッセージを返答する。承認メッセージを受信した近傍端末は、自身が中継端末であると認識し、送信元端末に制御メッセージを送信する。制御メッセージを受信した送信元端末は、あて先端末へのリンクが利用できないと認識し、近傍端末を經由した迂回中継制御を制御メッセージ内に含まれる中継回数実行する。

TRM における中継制御手順を図 3.5 に示す。ある経路上の端末 A が次ホップ端末 B へデータフレームの送信を行った際に、フレーム損失が発生した場合を想定する。この際、DRNT や CTB と同様に、経路の近傍端末 C は、送信元端末 A から送信されたデータフレームを漏れ聞き、自身があて先端末 B に再送可能である場合、一時的にデータフレームを保持する。あて先端末 B からの ACK フレームを近傍端末 C が検

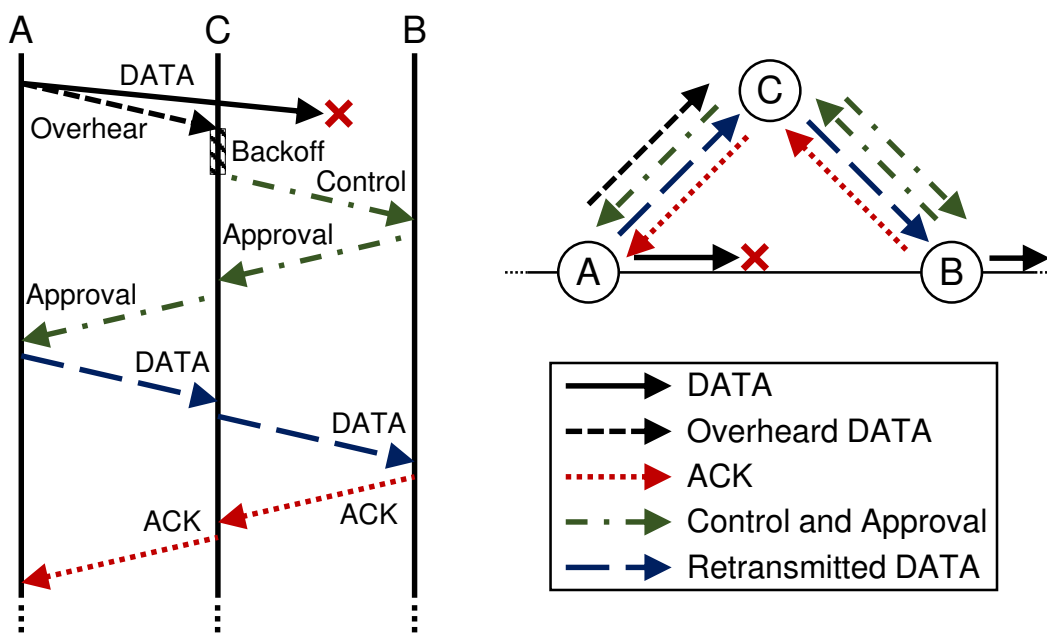


図 3.5 TRM の動作手順

知できない場合、リンク A-B 間でフレーム損失が発生したと認識し、制御メッセージをあて先端末 B に送信する。制御メッセージを受信したあて先端末 B は、自身に対するフレーム送信が失敗したと認識し、近傍端末による中継制御を許可する承認メッセージを近傍端末 C に送信する。このとき、複数端末から制御メッセージを受信した場合、先着した制御メッセージのみに承認メッセージを返答する。あて先端末 B からの承認メッセージを受信した近傍端末 C は、自身が中継端末として選択されたと認識し、中継制御を行うために、送信元端末 A にあて先端末 B へ送信した制御メッセージと同様のメッセージを送信する。これにより、送信元端末 A 及びあて先端末 B は、近傍端末 C を中継端末として認識し、一時的な経路変更を行う。

このように、TRM では、経路の近傍端末を利用し、一時的な経路変更を行うことで、連続的なフレーム損失に対応している。しかし、中継回数が固定値であるため、リンクが回復した後も迂回中継制御による冗長な中継フレームが発生する可能性があることや、制御負荷が課題となる。更に、アドホックネットワークでの通信環境やトポロジーは常に変化しているため、各リンクの最適な中継回数の設定が困難であるという問題がある。

3.3 優先端末を利用した近傍協力再送制御の原理

3.3.1 従来手法における問題点

前述のとおり、従来手法では、経路の近傍端末を利用した再送制御及び中継制御を行うことで、一時的に利用不可能となったリンクを回避し、通信環境に適応したフレーム再送を行い、エンドエンド間での接続確率向上を実現している。しかし、DRNT では、再送時に制御メッセージを用いないことから、近傍端末密度の増加に従い、再送フレーム同士の衝突やネットワーク負荷の増加が懸念される。CTB では、制御メッセージを用いることで、端末間での再送フレームの衝突が抑制される一方で、制御メッセージ同士での衝突が懸念される。更に、これらの従来手法では、送信元端末から送信されたフレームと近傍端末による再送フレームが同一であり、送信端末がそれらを区別することができないため、近傍端末間によって冗長な再送制御が行われ、ネットワーク負荷の増加を引き起こす可能性がある。近傍端末を経由し、一定回数中継制御を行う TRM では、連続的な損失に対応しているが、中継制御処理がオーバーヘッドとなる。加えて、TRM では、中継回数が初期値を 2 とし状況に応じて増加するため、リンク復旧後も中継処理が継続される可能性があり、冗長な中継フレームが発生し、通信環境によっては適切な値とならない場合がある。

そこで本章では、近傍端末を用いた再送制御時に、MAC フレームヘッダの未使用領域に再送を行う近傍端末のアドレスを格納することで、近傍端末による再送か否かを判別可能にし、再送制御を行った近傍端末による自律的な優先再送制御や近傍端末間での冗長な再送制御の抑制を実現する手法を提案する。

3.3.2 IEEE 802.11 の拡張

提案手法では、従来手法と同様に近傍端末の把握にハローパケットを用いる。各端末は、ハローパケットを一定時間ごとにブロードキャストすることで、近傍端末に自身の存在を認識させる。加えて、提案手法では近傍端末とあて先端末間で制御メッセージとそれに対する応答メッセージを交換することで再送制御に必要な情報の交換を行う。提案手法の動作手順を図 3.6 に示す。制御メッセージと応答メッセージには、保持しているデータフレームのシーケンス番号、送信元端末のアドレス、あて先端末のアドレス、再送する端末のアドレスを格納する。これらの制御メッセージでは、RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send) で用いられる送信停止制御は行わない。また、再送制御を行う近傍端末は、制御メッセージやデータフレームの送信時に無線チャネルがビジー状態であった場合、保持しているデータフレームを破棄し再送制御を取り止める。

提案手法では、送信元端末の ARQ による再送制御と近傍端末による再送制御の重

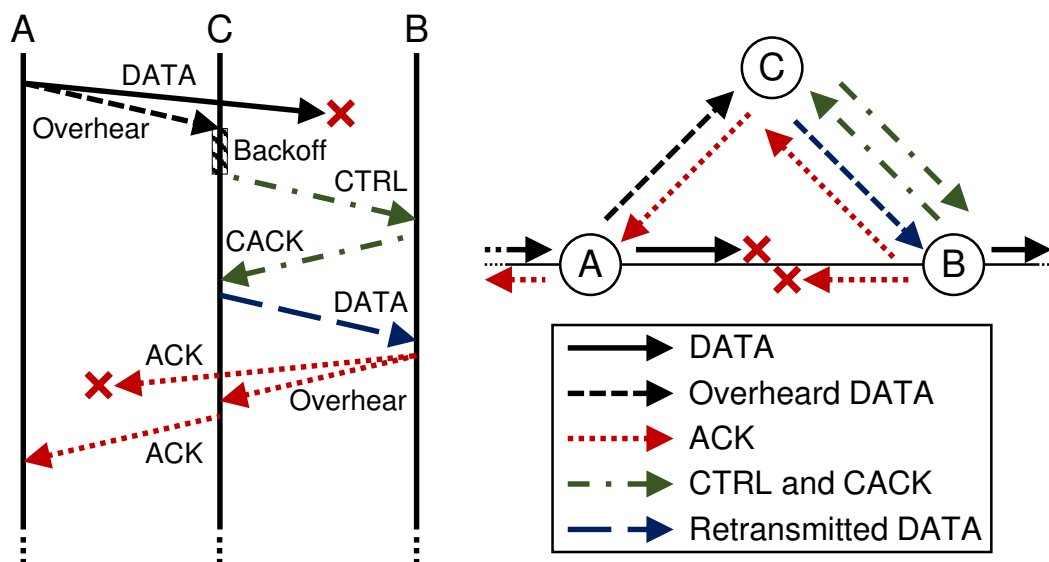


図 3.6 提案手法の動作手順

複した制御を防ぐため、送信元端末 s があて先端末 d にデータフレームを送信した際の再送待機時間 $t_s(d)$ を式 (3.1) を用いて変更する。

$$\begin{aligned} t_s(d) &= t_{\text{arq}} + t_{\text{neighbour}} \\ &= mt_{sl} + t_d + 5t_{si} + 5t_c \end{aligned} \quad (3.1)$$

$$t_{\text{arq}} = t_{si} + t_c \quad (3.2)$$

$$t_{\text{neighbour}} = mt_{sl} + t_d + 4t_{si} + 4t_c \quad (3.3)$$

ここで、 t_{sl} はスロット待機時間、 t_{si} は SIFS (Short Interframe Space) 待機時間、 t_d はデータフレーム送信時間、 t_c は ACK フレームを含む制御メッセージ送信時間、 m は最大スロット数を示す。式 (3.1) の $t_s(d)$ は、送信元端末があて先端末から送信される ACK フレームを確認できず、データフレームを再送するまでの待機時間を示しており、式 (3.2) と式 (3.3) の和により算出される。式 (3.2) の t_{arq} は、あて先端末が送信元端末によって送信されたデータフレームを直接受信することに成功した場合の待機時間であり、あて先端末による ACK フレーム送信時間を示している。式 (3.3) の $t_{\text{neighbour}}$ は、送信元端末があて先端末による ACK フレームを受信できず、近傍端末によって行われる再送制御のための待機時間であり、(a) 近傍端末による制御メッセージ間での衝突回避時間及び制御メッセージ送信時間 $mt_{sl} + t_c$ 、(b) 制御メッセージを受信したあて先端末による応答メッセージ送信時間 $t_{si} + t_c$ 、(c) 応答メッセージを受信した近傍端末によるデータフレーム送信時間 $t_{si} + t_d$ 、(d) データフレームを受信したあて先端末による ACK フレーム送信時間と ACK フレームを漏れ聞いた近傍端末による ACK フレーム中継時間 $2t_{si} + 2t_c$ の和である。このように、提案手法では、式 (3.1) の $t_s(d)$ を再送待機時間として用いることで、近傍端末による再送制御を考慮した ARQ を行う。送信元端末は、再送待機時間内にあて先端末からの ACK フレームを確認できなかった場合、保持している再送回数を増加させ、データフレームの再送を行う。このとき、データフレームの再送回数が再送上限回数 (SRL: Short Retry Limit) に達した場合、データフレームを再送せず破棄する。

優先再送端末選択及び近傍端末間での冗長的な再送制御の抑制を実現するため、提案手法では、IEEE 802.11 MAC フレームヘッダのアドレス 3 領域を利用する。図 3.7 にフレームヘッダを示す。アドレス 3 領域は、無線 LAN アクセスポイントとの接続の際にアクセスポイントの MAC アドレスを格納する領域であり、アドホックネットワークでは未使用である。近傍端末は、データフレーム再送時に自身のアドレスをアドレス 3 領域に格納する。これにより、再送されたデータフレームを受信した端末は、データフレームの送信端末を判別することが可能となる。つまり、受信したデータフレームのアドレス 3 領域にアドレスが格納されていれば、近傍端末による再送データ

Frame control	Duration /ID	Address1	Address2	Address3	Sequence control	Address4
2Byte	2Byte	6Byte	6Byte	6Byte	2Byte	6Byte

図 3.7 IEEE 802.11 MAC フレームヘッダ

フレーム，そうでなければ，送信元端末によって送信されたデータフレームと判別できる。

3.3.3 優先再送端末選択

提案手法では，上述した MAC フレームヘッダの拡張を利用し，各端末が再送制御を行うとともに，自律的に再送制御の優先度を設定する．従来手法では再送制御時に各端末がランダムな待機時間を用いて衝突回避を行っていたが，提案手法では，ランダムな待機時間を用いて衝突回避を行う際に発生する遅延の増加や制御メッセージ間での衝突を抑制するため，各リンクに対し，近傍端末の中から自律的に優先再送端末を設定する．提案手法における衝突回避処理のフローチャートを図 3.8 に，衝突回避後に行われる再送制御処理のフローチャートを図 3.9 に，あて先端末における制御メッセージ受信処理のフローチャートを図 3.10 に示す．提案手法では，経路の近傍端末 n が，送信元端末 s からあて先端末 d に送信されたデータフレームを漏れ聞いた際に，再送待機時間 $t_n(s, d)$ を算出し再送待機を行う． $t_n(s, d)$ を式 (3.4) により定義する．

$$t_n(s, d) = t_{si} + t_c + rp_n(s, d)t_{sl} \quad (3.4)$$

ここで， $p_n(s, d)$ は近傍端末 n での $s-d$ 間での再送優先度と， r は $[1, m]$ の一様乱数を示す． $p_n(s, d)$ は 0 または 1 の二値をとり，優先再送端末である場合は $p_n(s, d) = 0$ ，優先再送端末でない場合は $p_n(s, d) = 1$ を示す．また， $s-d$ 間での再送制御を行っていない場合も $p_n(s, d) = 1$ とする．提案手法では，近傍端末による ACK フレームの受信待機を行い，ACK フレームが確認できなかった場合に再送を行う．各近傍端末間での制御フレームが同時に送信された場合，制御フレームの衝突が発生する可能性がある．そこで，近傍端末は，あて先端末からの ACK フレームの確認待機時間 $t_{si} + t_c$ に，近傍端末間での制御メッセージの衝突回避時間 $rp_n(s, d)t_{sl}$ を加算することで，再送待機時間 $t_n(s, d)$ を算出する．近傍端末 n は， $t_n(s, d)$ が経過した後，あて先端末 d に制御メッセージを送信する．制御メッセージを受信したあて先端末 d は，制御メッ

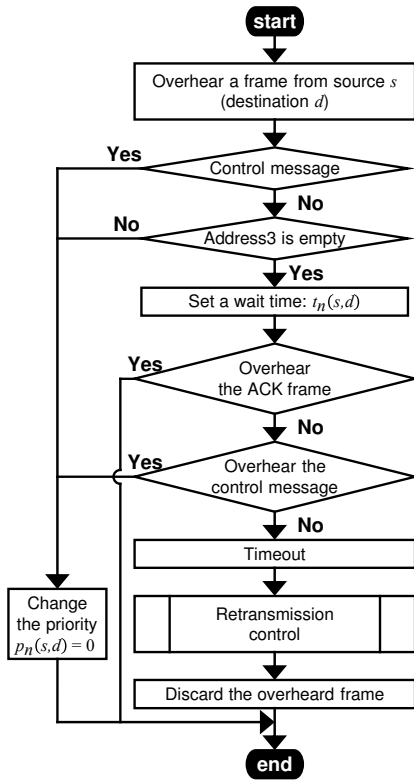


図 3.8 フローチャート: 衝突回避処理

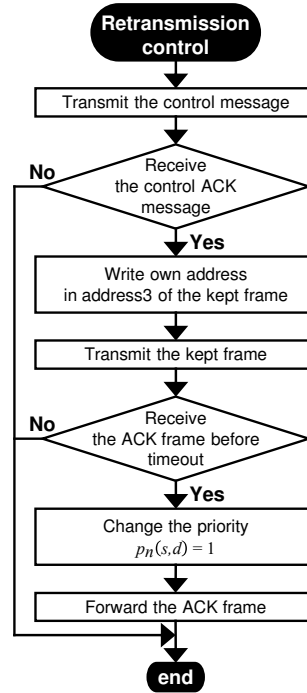


図 3.9 フローチャート: 再送制御処理

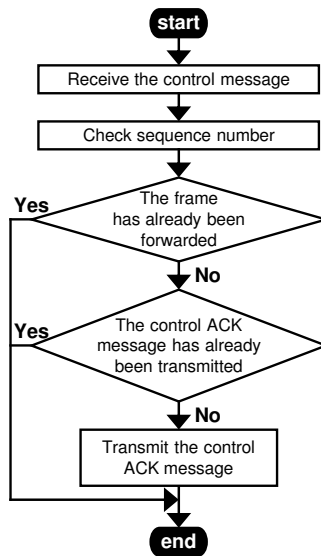


図 3.10 フローチャート: あて先端末における制御メッセージ受信処理

セージに格納しているシーケンス番号から、自身が受信済みであるデータフレームか否かを確認し、未受信である場合近傍端末 n に応答メッセージを送信する。次に、応答メッセージを受信した近傍端末 n は、保持しているデータフレームのアドレス 3 領域に自身のアドレスを格納し、あて先端末 d に送信する。データフレームを受信したあて先端末 d は、送信元端末 s に ACK フレームを送信する。送信元端末 s が送信した ACK フレームを漏れ聞いた近傍端末 n は、自身の再送制御が成功したと認識し、再送を行った $s-d$ 間の再送優先度 $p_n(s, d)$ を 0 とすることで優先再送端末となり、漏れ聞いた ACK フレームを送信元端末 s に転送する。このとき、近傍端末 n は、優先再送の有効期間を設定する。ここで、有効期間は、経路制御プロトコルにおける経路の有効期間を用いる。その後、この近傍端末 n は、 $p_n(s, d) = 0$ であるため、式 (3.4) より、 $t_n(s, d) = t_{si} + t_c$ となることから、同一リンクに対しより短い再送待機時間を用いて優先的に再送制御を実施する。一方、端末 n は、優先再送を行っている $s-d$ 間のリンクで他の近傍端末による再送制御、つまり他の近傍端末への応答メッセージや他の近傍端末による再送データフレームを検知した場合、 $p_n(s, d) = 1$ に変更し、通常再送端末に戻る。また、再送制御が行われず、一定時間経過した場合も同様に、 $p_n(s, d) = 1$ に変更する。

上述した優先度制御を行うことで、各優先再送端末は、他の近傍端末による再送制御を検知した場合に、優先再送制御を停止する。これにより、各リンクに対し、単一の優先再送端末の設定、及び優先再送端末を用いた自律的な再送待機時間増加の抑制を実現できる。

3.3.4 冗長な再送制御の抑制

DRNT や CTB などの従来手法では、送信元端末による送信データフレームと近傍端末による再送データフレームを区別することができない。そのため、近傍端末間において冗長な再送制御が行われ、データフレームの伝送成功率の改善に寄与する可能性がある一方で、不必要な再送制御が発生する可能性がある。提案手法では、データフレームを漏れ聞いた近傍端末が受信したデータフレームのアドレス 3 領域を確認することで、送信されたデータフレームの送信元を判別し、送信元端末によって送信されたデータフレームのみ再送制御を行い、近傍端末により送信された再送データフレームは破棄する。これにより、提案手法では、冗長な再送制御の発生を抑制し、制御フレームの抑制やネットワーク負荷の低減を実現する。

御を停止する。制御メッセージを受信したあて先端末 D は、制御メッセージに含まれる情報から、当該フレームを受信しているかどうかを確認し、未受信の場合には応答メッセージ (CACK) を端末 A に返答する。応答メッセージを受信した端末 A は、保持しているデータフレームのアドレス 3 領域に自身のアドレスを格納し、あて先端末 D へ再送する。その後、端末 A は、あて先端末から返送された ACK フレームを送信元端末 A に中継すると同時に、自身による再送が成功したと判断し、S-D 間の再送優先度 $p_A(S,D)$ を 0 に変更する。これにより、端末 A はより短い再送待機時間となるため、優先的な再送制御が可能となる。

3.4 性能評価

3.4.1 シミュレーション環境

本章では QualNet 5.1 [37] を用いたコンピュータシミュレーションによる性能評価を行う。比較対象には近傍端末を利用した再送制御手法を適用しない通常の IEEE 802.11, DRNT, CTB, TRM, 及び提案手法である ARTS を用いる。各シミュレーションで共通となる条件を以下に示す。各端末の無線通信方式には IEEE 802.11b [38] を利用し、通信半径は 100m, 通信速度は 11Mbps とする。なお, RTS/CTS は利用しない。経路制御には AODV を利用し, 各端末はハローパケットを 1 秒間隔でブロードキャストする。本シミュレーションでは, 電波減衰モデルに 2 波モデルを用いる。フェージングモデルにはレイリーフェージングを用いる。本シミュレーションでは, 市街地などの環境において携帯端末や社債端末などの移動端末での利用を想定し最大ドップラー周波数は 30Hz とする。また, あて先端末はパケットの受信順序の逆転を許容せず, 受信済みパケットより新しいパケットにのみ受信処理を行う。

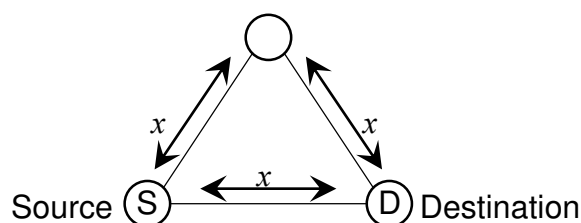


図 3.12 性能評価 1: シミュレーショントポロジー

(1) 性能評価 1

性能評価 1 では各手法の基本的な性能評価を行うため、図 3.12 のトポロジーで送信元端末 S からあて先端末 D に UDP (User Datagram Protocol) [39] を用いて 1,000Byte のパケットを 100 個送信する。各リンクのパケット伝送成功率がエンドエンド間での伝送成功率に与える影響を評価するため、各端末間距離 x を 10m から 100m まで変化させた。各手法における衝突回避のための最大スロット数 m は 8 とし、各手法の影響を評価するため SRL は 1 に設定する。

(2) 性能評価 2

性能評価 2 では、ランダムな通信環境においてトランスポートプロトコルと衝突回避のための最大スロット数 m をそれぞれ変更した場合の性能評価を行う。1,000m 四方のシミュレーション領域に 100 端末をランダムに配置し、移動モデルをランダムウェイポイント (移動速度 0~10m/s, ウェイティングタイム 20 秒) とする。各端末はランダムなあて先に通信セッション平均生起間隔 60 秒、データサイズ 1MByte のデータを TCP, または UDP を用いて送信する。SRL は 7 に設定する。更に、各手法における最大スロット数 m が通信性能へ与える影響を評価するため、衝突回避のための最大スロット数 m を 4, 8, 16 と変化させた。

(3) 性能評価 3

性能評価 3 では、ランダムな通信環境において端末密度を変化させた場合の性能評価を行う。300m~1,800m 四方のシミュレーション領域に 100 端末をランダムに配置し、移動モデルをランダムウェイポイント (移動速度 0~10m/s, ウェイティングタイム 20 秒) とする。各端末はランダムなあて先に通信セッション平均生起間隔 60 秒、データサイズ 1MByte のデータを TCP で送信する。各手法における衝突回避のための最大スロット数 m は 8, SRL は 7 に設定する。

(4) 性能評価 4

性能評価 4 では、ランダムな通信環境において各端末の移動速度を変化させた場合の性能評価を行う。1,000m 四方のシミュレーション領域に 100 端末をランダムに配置し、移動モデルをランダムウェイポイント (ウェイティングタイム 20 秒) とし、各端末の移動速度を固定し 2m/s から 20m/s まで変化させた。各端末はランダムなあて先に通信セッション平均生起間隔 60 秒、データサイズ 1MByte のデータを TCP で送信する。各手法における衝突回避のための最大スロット数 m は 8, SRL は 7 に設定する。

評価指標

評価指標として、性能評価 1 ではエンドエンド間でのパケット伝送成功率、性能評

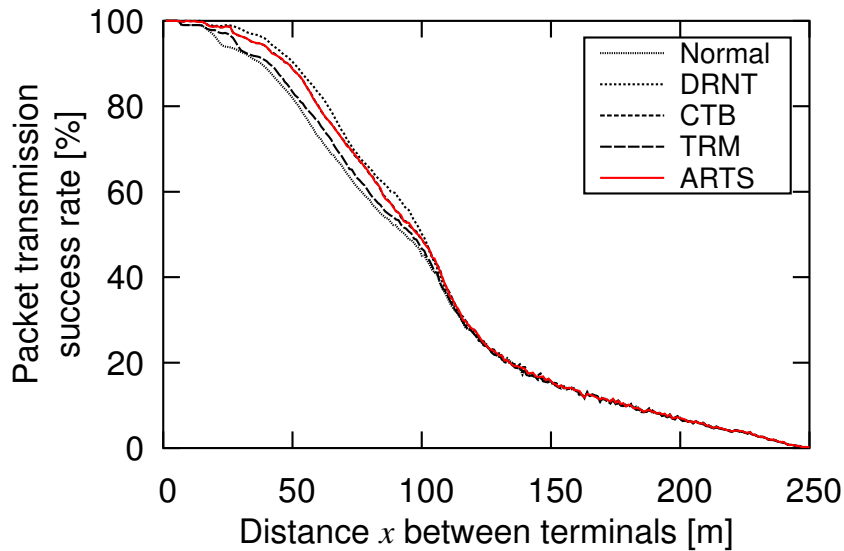


図 3.13 性能評価 1: S-D 間のパケット伝送成功率

価 2~4 では IEEE 802.11 における ACK フレームタイムアウト確率，及びエンドエンド間でのパケット伝送成功率，スループット，遅延時間を用いる．ACK フレームタイムアウト確率は，送信したデータフレームに対する ACK フレームが受信できず，タイムアウトとなる確率を示す．タイムアウトが発生した場合，リンクでの送信元端末が次ホップのあて先端末に対してデータフレームの再送を行うため，各リンクでの転送効率を評価することができる．エンドエンド間でのパケット伝送成功率は，送信元端末によって送信されたパケットがあて先端末に到達した割合を示している．この値より，エンドエンド間での通信効率への影響を評価する．エンドエンド間での遅延時間は，各パケットのエンドエンド間の通信遅延を示す．従来手法，及び提案手法による近傍端末を利用した制御を行った場合，通信ホップ数が一時的に増加すると考えられるため，ホップ数増加による通信遅延への影響を評価する．エンドエンド間でのスループットは，受信が完了したセッションに対する単位時間あたりの受信データ量を示し，重複したパケットや制御パケットを含まず，エンドエンド間での転送効率を示す．以上の評価指標を用いることで，通信効率及び再送効率の評価を行う．

3.4.2 評価結果

(1) 性能評価 1

図 3.12 のトポロジーにおける S-D 間のパケット伝送成功率を図 3.13 に示す．結果

から、再送制御及び中継制御を用いない通常の通信と比較し、各手法ではパケット伝送成功率が向上していることが分かる。特に、DRNTでは他の手法と比較して改善割合が大きい。これは、データフレーム再送時に制御メッセージを利用せず、直接データフレームを再送するためであると考えられる。一方、CTBや提案手法ではフレーム再送前に近傍端末とあて先端末間で制御メッセージを交換、TRMでは中継制御を行う際に近傍端末、あて先端末、送信元端末間で制御メッセージを交換する。そのため、これらの手法では、いずれかの制御メッセージを損失した場合、制御を中止するため、DRNTと比較してパケット伝送成功率が減少しているためと考えられる。制御メッセージを利用する再送制御手法であるCTBと提案手法では、ほぼ同程度のパケット伝送成功率となっている。これは、フレーム再送時の制御手順が類似していることから、単純なトポロジー上では制御に差が生じにくいためであると考えられる。また、中継制御手法であるTRMでは交換する制御メッセージが他の手法より多いことから、制御メッセージ損失の影響により、パケット伝送成功率が低くなったと考えられる。また、フレームの中継回数は初期値を2としてべき乗的に増加させた固定回数が設定されるため、リンクが回復した後も継続的に迂回中継制御が行われて冗長な中継制御が発生し、パケット伝送成功率が低下したと考えられる。

(2) 性能評価 2

性能評価2における評価結果を表3.1、表3.2に示す。まず、トランスポートプロトコルにUDPを用いた場合、通常の通信と比較して、各手法を用いることでACKフレームタイムアウト確率が減少していることが分かる。特に、提案手法の減少割合が大きい。これは優先再送端末となった近傍端末が優先的に再送制御を行うことで、近傍端末間での制御メッセージの衝突を低減しているためと考えられる。一方で、他の手法と比較してDRNTの改善割合が小さい。DRNTでは制御メッセージを用いずに直接データフレームの再送を行うことから、制御メッセージを用いる他の手法と比較して再送データフレームの衝突発生確率が高くなる。よって、DRNTではACKフレームタイムアウト確率の改善割合が小さくなったと考えられる。エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットでは、通常の通信と比較し、CTB、TRM、及び提案手法を用いることで改善していることが分かる。これは、近傍端末を用いた再送及び中継制御により、データフレームの再送効率が改善したことで、エンドエンド間での通信効率が改善したためと考えられる。特に、提案手法では優先再送端末による通信環境に適応した再送制御や、冗長な再送制御を抑制することで、改善割合が大きくなったと考えられる。DRNTではACKフレームタイムアウト確率が減少している一方で、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットの低下が発生してい

表 3.1 性能評価 2: ACK フレームタイムアウト確率とエンドエンド間パケット伝送成功率

	最大 スロット数	ACK フレーム タイムアウト確率 [%]		エンドエンド間 パケット伝送成功率 [%]	
		UDP	UDP	UDP	TCP
Normal		14.99	21.96	22.04	92.57
DRNT	4	11.88	16.81	20.95	92.10
	8	11.78	16.97	21.22	92.33
	16	11.82	17.18	21.41	92.25
CTB	4	7.556	9.602	25.40	95.93
	8	7.304	9.407	26.04	96.03
	16	7.532	9.568	25.83	96.22
TRM	4	8.330	12.37	24.23	93.86
	8	8.219	12.26	24.50	94.04
	16	8.118	12.15	24.60	94.04
ARTS	4	5.825	7.945	26.50	96.90
	8	5.445	7.499	26.99	97.10
	16	5.061	7.183	27.43	97.02

表 3.2 性能評価 2: エンドエンド間スループットとエンドエンド間遅延

	最大 スロット数	エンドエンド間 スループット [kbps]		エンドエンド間 遅延 [ミリ秒]	
		UDP	TCP	UDP	TCP
Normal		137.1	151.5	15.55	52.42
DRNT	4	130.9	136.3	18.54	53.52
	8	130.5	139.9	18.64	52.94
	16	133.8	140.6	17.86	52.41
CTB	4	169.1	173.2	17.73	53.52
	8	175.7	173.5	18.89	46.26
	16	174.7	178.4	19.84	46.67
TRM	4	156.6	126.1	18.01	51.06
	8	159.8	126.6	16.09	51.39
	16	160.5	132.0	18.62	51.38
ARTS	4	188.7	195.4	20.85	36.07
	8	191.8	198.5	21.18	35.22
	16	197.0	205.2	19.67	34.39

る。これは、送信元端末による送信フレームと近傍端末による再送フレームを区別することができないことと、制御メッセージを用いた受信確認を行わずに直接データフレームを再送することから冗長な再送制御が発生し、通信効率が低下したと考えられる。CTB や提案手法では、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットが改善する一方で、エンドエンド間での遅延が増加していることが分かる。これらの再送制御手法では、再送制御時に近傍端末とあて先端末間で制御メッセージの交換、及び近傍端末を経由したデータフレームの再送が行われる。そのため、ホップ数が一時的に増加し、遅延が増加してしまうためであると考えられる。

トランスポートプロトコルに TCP を用いた場合、UDP を用いた場合と同様に、各手法を用いることで ACK フレームタイムアウト確率が減少していることが分かる。これらの手法はデータリンク層で再送制御及び中継制御を行っているため、上位のトランスポートプロトコルの影響を受けず、UDP を用いた場合と同様の結果が得られたと考えられる。また、エンドエンド間でのパケット伝送成功率においても、UDP を用いた場合と同様に、CTB, TRM, 提案手法を用いることで改善していることが分かる。更に、CTB や提案手法ではエンドエンド間でのスループットが向上している。これら再送制御手法では、損失の有無を確認した後にフレームを再送することから、他の手法と比較して冗長なフレームの再送が発生する可能性が低いと考えられる。そのため、再送制御による負荷が比較的に低く、通信効率が向上したと考えられる。一方、TRM ではパケット伝送成功率に改善が見られるが、エンドエンド間でのスループットは低下している。これは TRM の中継制御がパケット伝送成功率の改善に寄与する一方で、エンド端末間での経路長の延長や冗長的な中継制御の発生により、通信効率が低下したためであると考えられる。エンドエンド間遅延では、UDP を用いた場合とは異なり、CTB や提案手法を用いることで減少していることが分かる。特に、提案手法では顕著な改善が見られる。TCP では、パケット損失時にエンドエンド間での再送制御を伴うため、パケット損失がエンドエンド間での遅延に大きな影響を与える。そのため、提案手法による再送制御では、経路の一時的な迂回によって通信遅延が一時的に増加するが、パケット損失を回避することが可能であるため、TCP による再送制御を抑制することが可能である。

次に、最大スロット数を変化させた場合、最大スロット数を 8 または 16 とした CTB, TRM, 提案手法を用いることで ACK フレームタイムアウト確率が減少していることが分かる。CTB や TRM では、再送待機時間がスロット時間と乱数の積を用いて算出されるため、最大スロット数の増加に従い、異なる再送待機時間が算出される確率が高くなる。結果、制御メッセージ間や再送フレーム間での衝突発生確率が減少

したと考えられる。提案手法では、優先再送端末が再送制御を行わなかった場合にのみ、乱数とスロット時間の積を用いた再送制御が行われる。更に、近傍端末間での冗長な再送制御を行わないため、送信元端末の ARQ による再送フレームやあて先端末による ACK フレームとの衝突を抑制している。そのため、ACK フレームタイムアウト確率の減少が顕著であると考えられる。次に、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットでは、各手法を用いることでそれぞれ改善していることが分かる。しかし、DRNT では、スロット数の増加に従いエンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットの改善が見られるが、制御メッセージを用いずにデータフレームを再送することから制御負荷が高く、他の手法には及ばない。また、TRM では、最大スロット数の増加によるエンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットの改善割合が小さいことが分かる。最大スロット数が中継制御開始時にのみ影響を与えるため、各フレーム単位で最大スロット数の影響を受ける再送制御手法と比較して、影響が小さいためであると考えられる。エンドエンド間での遅延では、UDP を用いた場合、CTB や TRM では最大スロット数を 16 とすることで遅延が増加することが分かる。最大スロット数の増加により、各再送端末における平均再送待機時間が長くなるため、衝突発生確率が減少する一方で、エンドエンド間での遅延が増加したと考えられる。提案手法では、最大スロット数を 16 とすることで、エンドエンド間での遅延が減少していることが分かる。提案手法では、優先再送端末が他の近傍端末に優先して短い再送待機時間で再送制御を行う。そのため、最大スロット数の増加により発生する遅延の増加を抑制したと考えられる。TCP を用いた場合、CTB や提案手法では、最大スロット数を増加させることで、エンドエンド間での遅延が減少していることが分かる。これは、最大スロット数の増加により、エンドエンド間での伝送成功率が改善していることから、パケット損失を回避し、TCP による再送制御を更に抑制したため、エンドエンド間での遅延がより減少したと考えられる。

(3) 性能評価 3

端末密度を変化させた場合の評価結果を図 3.14～図 3.17 に示す。まず図 3.14 より、各手法を用いることで、ACK フレームタイムアウト確率が減少しているが、シミュレーション領域の拡大、すなわち端末密度の低下に従い通常の通信と比較して改善割合が小さくなることが分かる。これは、端末密度が低下することで各リンクの近傍端末数が減少し、再送制御のための近傍端末の確保が困難となり、各手法による差が小さくなったためであると考えられる。図 3.15、図 3.16 より、通常の通信や従来手法と比較して、提案手法ではエンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットは大きな改善が見られる。一方、DRNT では、制御メッセージを用いず、直接フレー

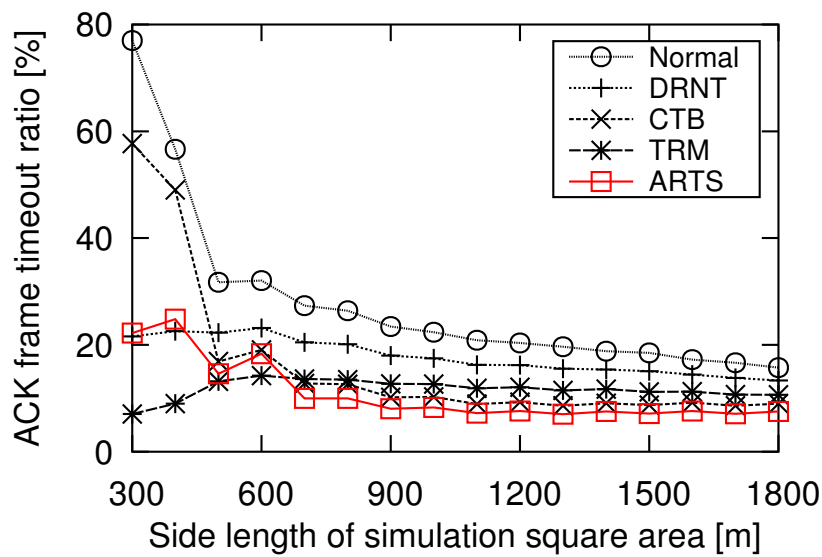


図 3.14 性能評価 3: ACK フレームタイムアウト確率

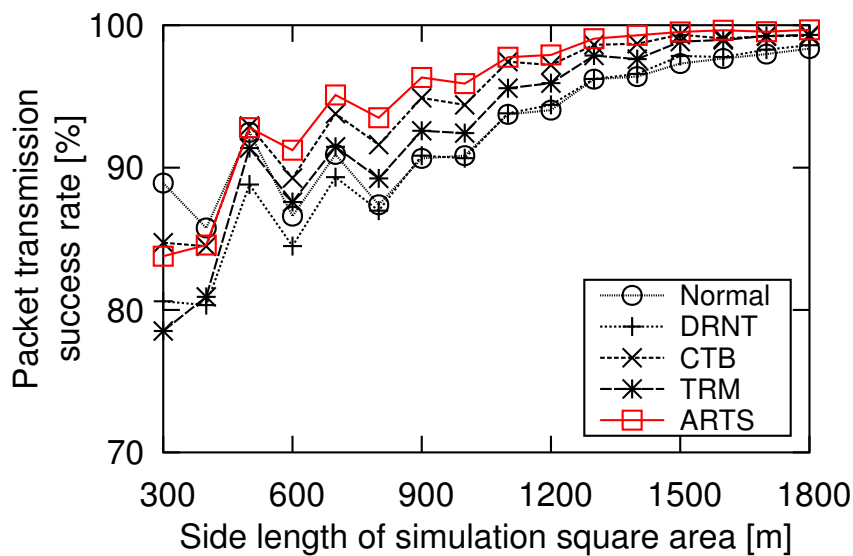


図 3.15 性能評価 3: エンドエンド間パケット伝送成功率

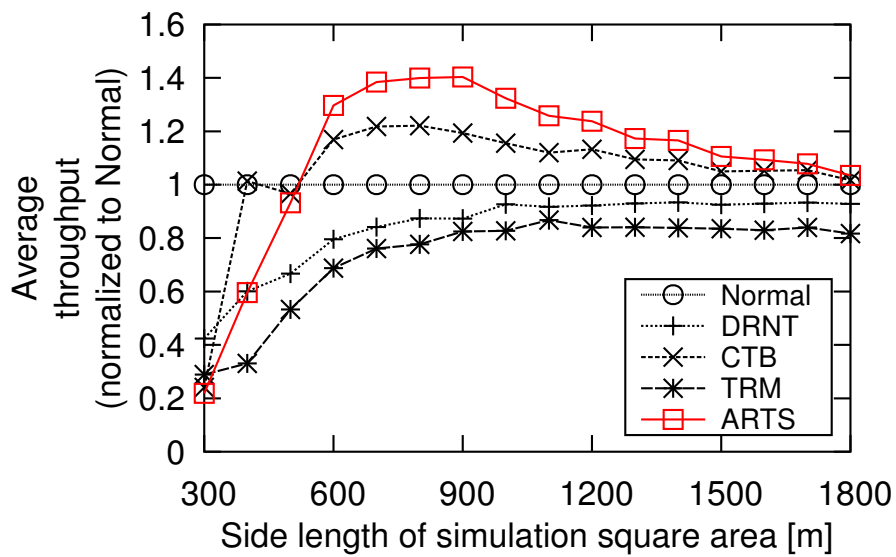


図 3.16 性能評価 3: エンドエンド間スループット

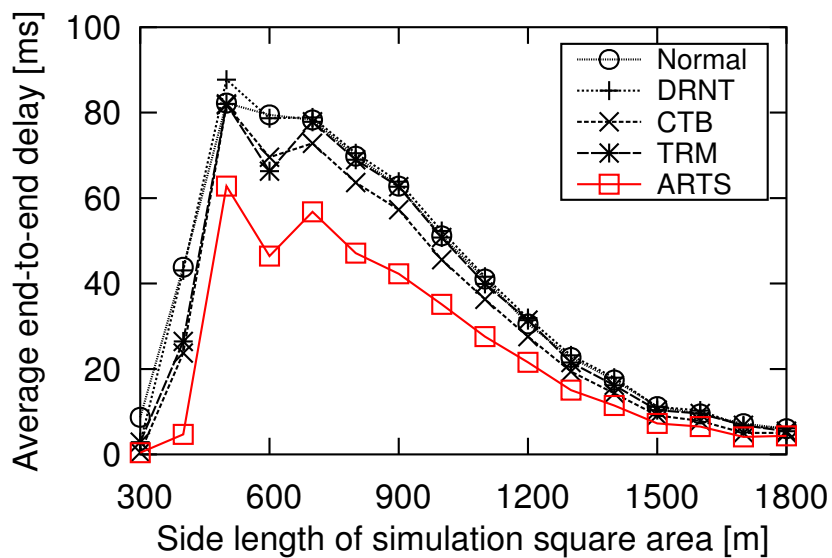


図 3.17 性能評価 3: エンドエンド間遅延

ムを再送するため、データフレーム衝突や冗長な再送制御により十分な改善効果が得られない。また、TRMでは、各リンクでの連続的な迂回中継制御による経路長の延長によってACKフレームタイムアウト確率は減少しているが、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットが低下している。これに対し、CTBや提案手法では、各リンクで適応的に再送制御を行うことができるため、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットが向上している。特に、提案手法では、冗長な再送制御を抑制することで、制御負荷の減少やARQとの干渉を減らすことができ、CTBと比較して改善割合が大きくなる。更に、図3.17より、提案手法ではエンドエンド間での遅延が改善していることが分かる。これは、提案手法を用いることで、エンドエンド間でのパケット伝送成功率が向上し、TCPによるエンドエンド間での再送が抑制されるため、遅延を大きく改善することができていると考えられる。

(4) 性能評価 4

移動速度を変化させた場合の評価結果を図3.18～図3.21に示す。まず、図3.18より、各手法を用いることでACKフレームタイムアウト確率が減少している一方で、移動速度の増加に従い通常の通信と各手法との差が小さくなることが分かる。これは、各手法とも近傍端末を用いた再送制御や中継制御を行うため、各端末が移動することでトポロジーが頻繁に変化し、適切な再送制御や中継制御を行うことが困難となるためと考えられる。次に、図3.19、図3.20より、端末の移動性が低い環境では、CTBや提案手法を用いることで、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットが大きく改善していることが分かる。しかし、各手法ともに移動速度の増加に従って、パケット伝送成功率やスループットの低下が見られる。提案手法では、近傍端末が自律的に優先再送端末となることで待機時間を低減した再送を実現している。端末の移動性が高い環境ではトポロジーの変化が頻発するため、適切な優先再送端末の設定が困難となり、CTBと同様にランダムな時間を用いた再送待機時間が設定され、CTBとの性能差が小さくなると考えられる。また、TRMでは、端末の移動性が低い環境では、エンドエンド間でのパケット伝送成功率の改善が見られる一方で、移動速度の増加に従い、性能の低下が見られる。これは、端末の移動性が高い環境ではTRMの中継制御が困難であるためと考えられる。つまり、端末の移動性が低い環境においては、中継端末による効率的な中継制御を行うことができるが、移動速度の増加に従い、適切な中継端末の選択を行うことができず、連続的な中継制御が困難になると考えられる。更に、図3.21より、提案手法では通常の通信と比較しエンドエンド間遅延を低減している。上述したとおり、端末の移動性が高い環境では適切な優先再送端末の設定が困難となるため、遅延の改善割合は小さくなるが、シミュレーション全域にわたっ

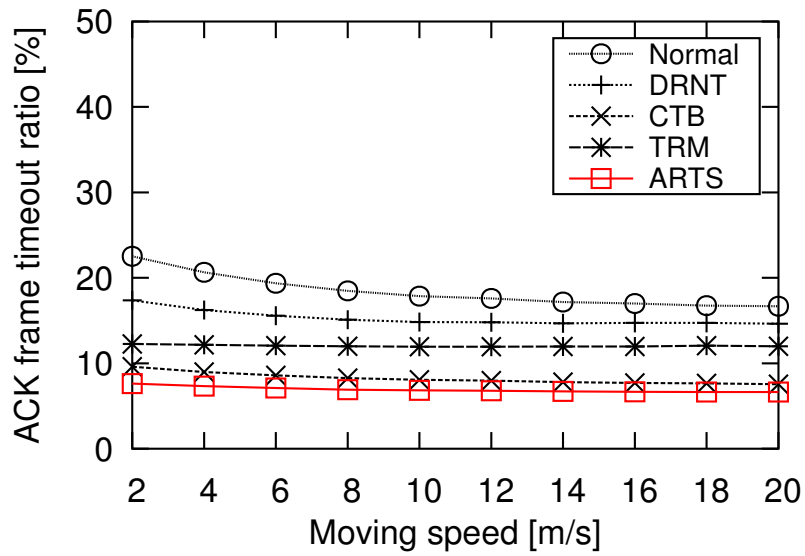


図 3.18 性能評価 4: ACK フレームタイムアウト確率

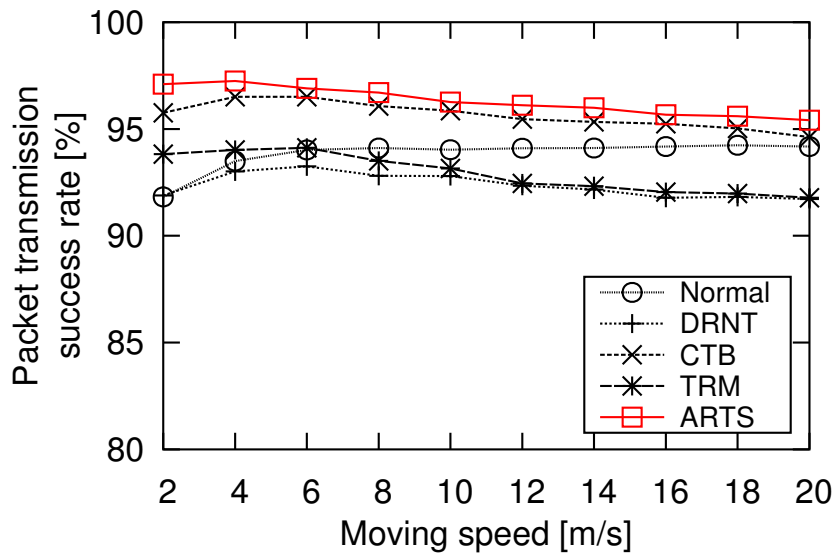


図 3.19 性能評価 4: エンドエンド間パケット伝送成功率

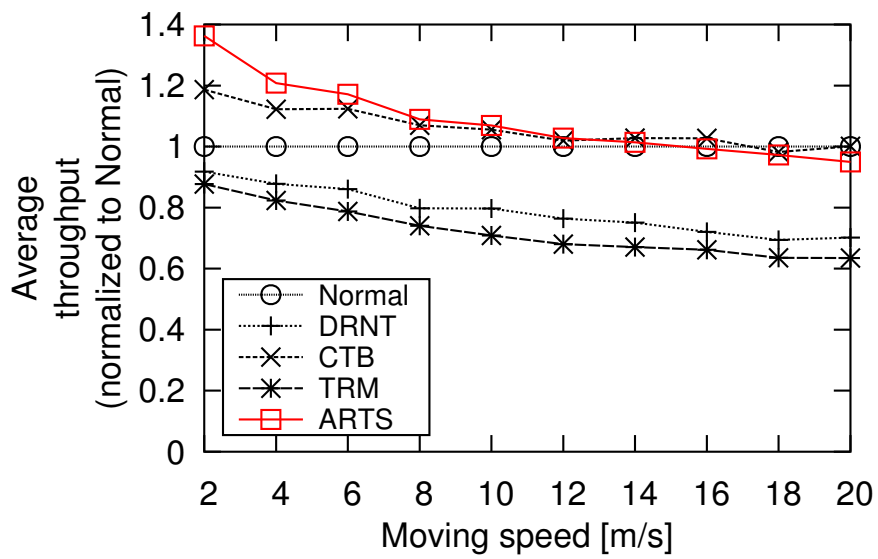


図 3.20 性能評価 4: エンドエンド間スループット

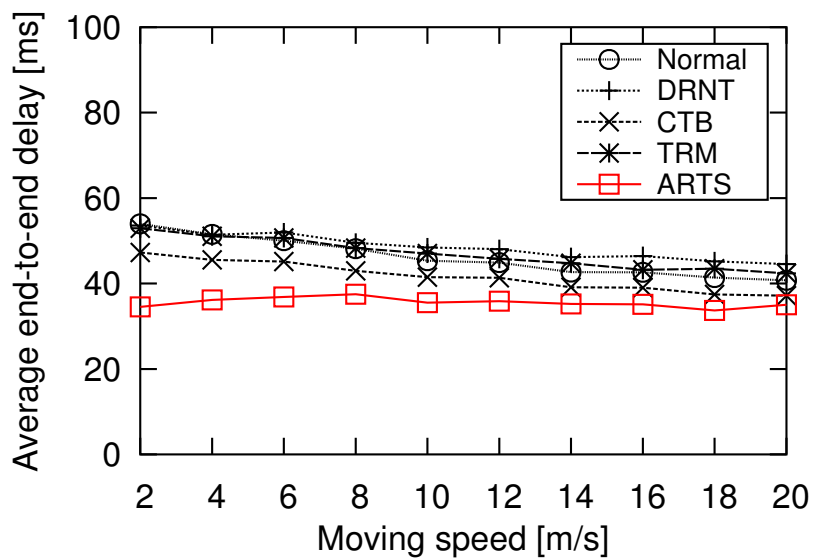


図 3.21 性能評価 4: エンドエンド間遅延

て提案手法を用いたときのエンドエンド間遅延が最も短くなっている。

3.5 むすび

本章では、経路の近傍端末による再送制御、及び再送を行った端末による自律的な優先再送端末選択により、信頼性と通信効率の向上を実現する手法を提案し、性能評価を行った。従来の再送制御や中継制御では、各近傍端末がフレームごとに通信の可否の確認を行うことや、適切な中継回数の決定が困難であることから、通信効率が低下するという問題があった。これらの問題に対し、近傍端末が自律的に優先再送端末か否かを認識して再送を行うことで、効率的な再送制御を実現した。また、近傍端末間での冗長な再送制御を抑制することで、通信効率の向上を実現した。提案手法では、TCP を用いた場合、エンドエンド間でのパケット伝送成功率、スループット、遅延が改善するため、特定のサービスに依存せずに通信効率の向上を実現できると考えられる。また、UDP を用いた場合、エンドエンド間でのパケット伝送成功率やスループットが改善するが、遅延の増加が発生する。そこで、遅延に大きく依存しない映像配信など片方向形の配信サービスにおいて、通信効率の向上を実現できると考えられる。

第4章 利用領域制限付きの確率的な転送制御

4.1 まえがき

アドホックネットワークでは、無線通信を用いることや各端末が自由に移動可能であることから、電波干渉によるパケットの損失や端末移動によるトポロジーの変化が発生するため、AODV (Ad-Hoc On-Demand Distance Vector) [19,20] などの経路制御では、一時的な要因により経路を構成するリンクが切断される。

上述した問題に対し、経路に対して1ホップの迂回を行う環境認識形バイパス法 (CTB: Cognitive Temporary Bypassing) [33,34] と、経路を1ホップ飛越しを行う動的経路飛越法 (DMHS: Dynamic Multi-Hop Shortcut) [40] を組み合わせた統合動的マルチホップ伝送法 (IDMH: Integrated Dynamic Multi-Hopping) [41] が提案されている。IDMHでは、構築した経路の近傍端末が経路上のパケット転送を補助することで、通信環境に適応した転送経路選択を実現している。しかし、IDMHでは、上述した制御を実現するためにデータリンク層とネットワーク層間で密な協調動作を必要とする。また、転送制御は構築した経路に強く依存しているため、経路の近傍端末間では、転送制御を行うことができない。

特定の経路に依存せず、通信環境やトポロジーの変化に対応する確率的経路制御 (OR: Opportunistic Routing) [24-26] が提案されている。ORでは、転送端末を特定の経路に限定せず、ホップ数、パケット伝送成功率、受信信号強度、地理的情報などの情報から、転送に適した端末を適応的に選択する。これにより、動的な転送端末選択や転送経路の冗長化を実現している。しかし、通信成功率などに基づいたOR [27-29] では、アドホックネットワークなどの通信環境の変化が著しい環境下では通信成功率は大きく変動するため、環境の変化に適応することが困難となる。アドホックネットワーク向けに提案されている転送待機時間に基づくOR [52,53] では、転送待機時間に基づきパケットの受信端末が一度待機を行うことで他端末による転送を確認し、自身による転送の必要性を判断することで、経路の冗長化と不必要な転送パケットの抑制を実現している。しかし、これらの手法では、各端末が自律的に転送の可否を決定するため、パケットがネットワークに広く伝搬し通信資源を多く消費する。また、迂回転送時には、各ホップで一定の待機時間が発生するため、経路長の延長に伴い遅延が増大する可能性がある。

本章では、上述した問題を解決する経路上の端末と経路の近傍領域内の端末を利用した領域制限形OR (ROR: Area-Restricted Opportunistic Routing) を提案する。

提案手法では、構築した経路と経路近傍の端末を利用した転送経路の冗長化を行い転送に利用する領域を制限することで、伝送成功率や通信効率の改善とともに、ネットワーク内へのパケットの拡散を防ぎ、通信資源の過剰な消費を抑制する。また、提案手法では、各パケット伝送ごとに次のパケット伝送で利用する経路を指定することで、トポロジー変化に適応した経路端末選択を行う。また、コンピュータシミュレーションを用いることで、従来手法との比較を行い、提案手法の有効性を明らかにする。

4.2 無線通信の同報性に基づく転送制御

4.2.1 IDMH

統合した統合動的マルチホップパケット伝送法 (IDMH: Integrated Dynamic Multi-Hopping) [41] では、経路近傍の端末を利用した 1 ホップ迂回を行う環境認識形経路バイパス法 (CTB: Cognitive Temporary Bypassing) [33,34] と経路の 1 ホップ飛越しを行う動的経路飛越法 (DMHS: Dynamic Multi-Hop Shortcut) [40] を統合的に利用することで、柔軟な転送経路選択を実現している。図 4.1 に IDMH の動作概要を示す。以下では、CTB と DMHS の制御についてそれぞれ述べる。

(1) CTB

CTB は、データフレームを漏れ聞いた近傍端末が漏れ聞いたリンクでのフレームの損失を判断し、漏れ聞いたデータフレームを再送することで、経路の 1 ホップ迂回を行う手法である。送信元端末が送信したデータフレームを漏れ聞いた近傍端末は、漏れ

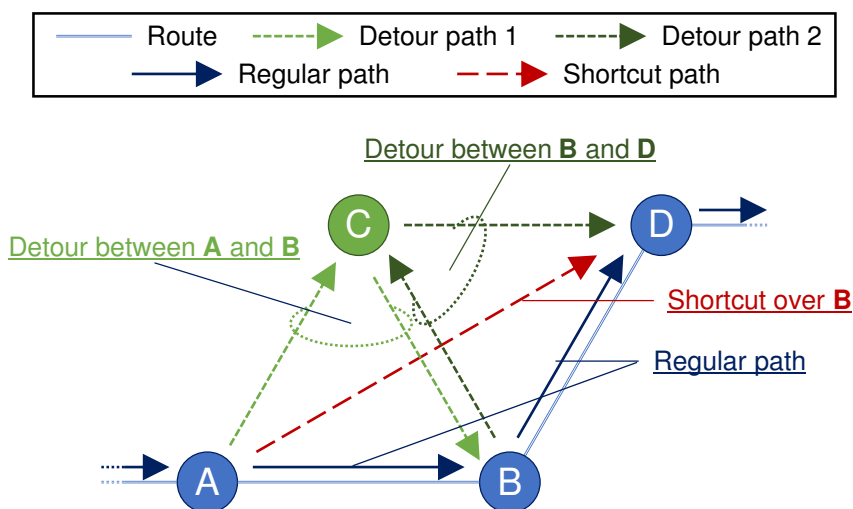


図 4.1 IDMH の動作例

聞いたデータフレームを一定期間保持する。近傍端末は、待機時間内に損失したデータフレームに対する ACK フレームを確認できなかった場合、データフレームの受信が正しく行われず損失したと判断し、データフレームのあて先端末に BCM (Bypass Candidate Message) を送信することで、自身が送信元端末の代わりに再送が可能であることを通知する。BCM を受信したあて先端末は、該当するデータフレームが受信済みであるか否かを確認し、未受信である場合、BRM (Bypass Request Message) を近傍端末に返信することで、損失フレームの再送を要求する。BRM を受信した近傍端末は、送信元端末の代わりにデータフレームを再送する。

上述した制御を各フレーム転送時に行うことで、経路を構成する各リンクでの信頼性を向上させている。しかし、連続的にフレームの損失が発生するような状況下では、再送制御のたびに制御メッセージ交換が必要となり、オーバーヘッドの増大が問題となる。また、この制御は 1 ホップ迂回した転送制御のみに限定されているため、複数の迂回端末を経由した転送制御は不可能である。

(2) DMHS

DMHS は、一時的な通信環境の変化などの影響で受信に成功した 2 ホップ先の端末が先に転送を行うことで、経路の 1 ホップ飛越を行う手法である。DMHS では飛越し制御を実現するために、2 ホップ先の端末の情報を格納できるように拡張した経路応答 (RREP: Route Reply) パケットを利用する。経路応答パケットを転送する各経路端末は、経路応答パケットから 2 ホップ先の端末の情報を取得し、パケット転送時に利用する。各端末は、データパケットを転送する際、データリンク層でのデータフレームに従来利用される情報に加え、IEEE 802.11 MAC ヘッダの Address3 領域に 2 ホップ先の端末アドレスを指定して送信する。これにより、データフレームを受信した端末は、受信したフレームのヘッダを参照することで、自身が 2 ホップの端末であるか否かを確認することができる。2 ホップ先の端末がデータフレームを受信した場合、1 ホップ前の端末に制御メッセージを送信し、2 ホップ先の端末が受信に成功したことを通知し、不必要なデータフレーム転送を停止する。

上述した制御を行うことで、DMHS では自律的な 1 ホップ飛越しを行い、ホップ数の増加に起因する遅延の発生と通信資源の有効利用を実現している。しかし、DMHS では、経路上の 2 ホップ先の端末までしか指定できず、3 ホップ以上先の端末がデータフレームを受信できた場合には、転送を行うことができない。

IDMH は、(1) と (2) を組み合わせ、1 ホップ迂回と 1 ホップ飛越しを統合的に利用し、経路上に存在する端末、経路近傍に存在する端末、2 ホップ先の端末を利用して多様な転送経路選択を行う。また、IDMH では、データリンク層と協調動作を行い

ホップ数の少ない転送経路選択となるように優先度を決定することで、通信資源の有効利用を実現している。このように、転送経路を多様化することで、通信環境に適応した転送経路選択を実現しているが、選択される転送経路は構築された経路に依存しているため、図 4.1 における A-C-D といった転送経路を選択することはできない。

4.2.2 ExOR

ExOR (Extremely Opportunistic Routing) [27, 28] では、パケットヘッダに格納された転送端末表に基づいた転送端末選択を行う。転送端末表は、送信元端末によって作成され、転送先の候補となる端末を優先度の高い端末から順に格納する。ここで、優先度はリンクの通信成功率を基に算出したあて先端末までの推定転送回数 (ETX: Expected Transmission Count) を利用して決定される。送信元端末は、パケット送信時に、作成した転送端末表をヘッダに格納しパケットを送信する。パケットを受信した各端末は、パケットヘッダに格納された転送端末表より、優先度の高い端末から順にパケットを転送する。もし、自身より優先度の高い端末による転送パケットを受信した場合、そのパケットを確認応答 (ACK: Acknowledgement) とすることで自身の転送を停止し、冗長な転送を抑制する。このように、ETX に基づき複数回の転送端末を明示的に選択し、転送経路を冗長化することで、信頼性の向上を実現している。

しかし、ExOR では、転送端末選択に ETX を利用することから、ネットワーク規模の拡大に従って計算負荷が指数的に増大する。更に、端末が高い移動性をもつ環境下では、短期間で ETX が大きく変動するため、通信環境への適応が困難である。

4.2.3 LFBL

LFBL (Listen First, Broadcast Later) [52, 53] では、各端末がもつあて先端末までの論理的な距離情報を利用して算出される転送待機時間に基づいた転送端末選択を行う。LFBL では、送信元端末とあて先端末間で要求パケットと応答パケットを交換し、これらのパケットを受信した各端末は両端末までの距離情報を取得し保持する。なお、距離情報にはホップ数や受信信号強度が用いられる。各端末は、データパケットを送信する際、あて先端末までの距離情報をパケットヘッダに格納し送信する。データパケットを受信した各端末は、自身が保持する距離情報とパケットヘッダに格納された距離情報を比較し、あて先端末までの距離に応じた転送待機時間を算出する。待機時間中によりあて先端末に近い端末からのデータパケットを受信した場合、これを暗黙

的確認応答 (Implicit Acknowledgement) とし、転送を停止する。このように、各端末が自律的に算出する転送待機時間に基づき転送端末選択を行うことで、あて先端末までパケットの転送を行う。

しかし、LFBL では、各端末が自律的に転送の可否を決定するため、複数の端末が転送を行い、不必要な転送が発生し、通信資源を消費する可能性がある。また、パケットを受信したネットワーク内の端末が自律的に転送制御に参加するため、パケットがネットワーク内に広く拡散する可能性がある。

4.3 利用領域制限付きの確率的な転送制御の原理

前述のとおり、従来手法では、複数の転送端末を利用し、通信環境に応じた転送経路選択を実現している。しかし、IDMH では、経路構築時に得られた次ホップ端末と次々ホップ端末の情報に基づき転送端末選択を行うことから、経路近傍の端末間などでの転送は考慮されておらず、十分に経路を多様化することができない。また、LFBL では、パケットを受信した端末が自律的に転送に参加することから、ネットワーク内に送信パケットが拡散し、通信資源を消費する可能性がある。

そこで本章では、構築した経路と経路近傍の領域に存在する端末を利用した確率的経路制御 (ROR: Area-Restricted Opportunistic Routing) を提案する。なお、経路上の端末を経路端末、経路の近傍領域に存在する端末を経路近傍端末とする。提案手法では、転送に参加する端末を経路の近傍領域に制限することで、通信資源の消費を抑制する。更に、トポロジーの変化による通信経路の変化に適応するため、各パケット転送ごとに、次のパケット転送の中心となる経路端末を指定することで、トポロジーの変化に適応した経路選択を実現する。

4.3.1 経路と経路近傍の端末を利用した転送制御

ROR では、従来の AODV などでの経路探索と同様に、送信元端末が経路要求パケットのフラッディングを行うことであて先端末を探索し、あて先端末が経路応答パケットを返答することで、通信を確立する。ROR での経路構築手順を以下に示す。

経路構築と転送領域の決定

1. 通信要求発生時、送信元端末は経路要求パケットをフラッディングし、あて先端末までの経路を探索する。なお、経路要求パケットにはあて先端末アドレス、送信元端末アドレス、送信元端末までのホップ数、シーケンス番号が格納される。

2. 経路要求パケットを受信した各端末は、送信元端末までのホップ数と、送信元端末への次ホップ端末を記録し、経路要求パケットを送信する。なお、各端末は同一のシーケンス番号に対して一度のみ送信を行う。
3. 経路要求パケットを受信したあて先端末は、経路応答パケットを経路要求パケットの送信元端末に対して送信する。なお、経路応答パケットには、送信元端末アドレス、あて先端末アドレス、エンドエンド間でのホップ数、パケットの送信端末とあて先端末間のホップ数が記録され、経路要求パケットが経由した経路の逆経路を利用して転送される。
4. 経路応答パケットを漏れ聞いた各端末は、次回のデータパケット転送に参加する経路近傍端末となり、自身とあて先端末間のホップ数を記録する。また、パケットに格納されているエンドエンド間でのホップ数と、パケットを送信した端末と前ホップ端末とあて先端末間のホップ数を利用して送信元端末までの推定ホップ数を算出して記録する。なお、複数の経路応答パケットを漏れ聞いた場合、以前記録した送信元端末までの推定ホップ数と比較し、より大きい推定ホップ数を記録する。
5. 経路要求パケットの送信元端末は経路応答パケットを受信したとき、データパケット送信を開始する。
6. 送信元端末は、一定時間内に応答パケットが受信できなかった場合、あて先端末の探索が失敗したと判断し、探索範囲を広げ、経路要求パケットを再度フラグディングする。

上述した制御を行うことで、エンドエンド間での通信の確立と経路の構築、及びパケット転送に参加する経路の近傍領域の決定を行う。経路構築後、送信元端末は構築した経路を利用してデータパケットの送信を行う。図 4.2 に ROR におけるデータパケット転送の動作例を示す。また、以下にデータパケット転送の動作手順を示す。

転送待機時間に基づく領域制限形転送制御

1. 経路応答パケットを受信した送信元端末は、データパケットを送信する。なお、データパケットには、送信元端末アドレス、あて先端末アドレス、前ホップ端末アドレス、パケットの送信端末と送信元端末間のホップ数、前ホップ端末が経路端末であるか否かを判別する二値をヘッダに記録し送信する。
2. データパケットを受信した転送端末候補は、受信パケットに記録されている送信元端末までのホップ数と自身が保持する送信元端末までのホップ数を比較する。このとき、自身が保持するホップ数が大きい場合、転送待機時間を算出し、

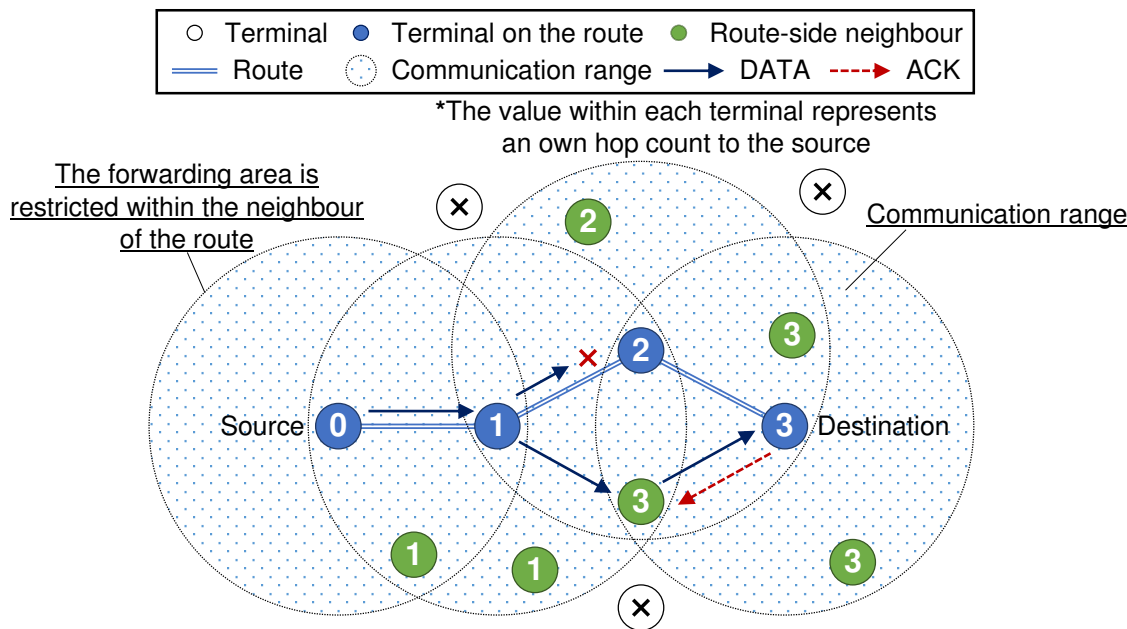


図 4.2 ROR におけるパケット転送例

転送待機を行う。なお、転送待機時間算出の詳細は 4.3.2 で述べる。

3. 待機時間内に、自身より送信元端末から遠い端末からの転送パケットを受信した場合、これを ACK と認識し、転送を停止する。待機時間内に確認できない場合、転送端末候補は、パケットヘッダに記録されている送信元端末までのホップ数を自身がもつ送信元端末までのホップ数を用いて更新し、パケットを転送する。
4. あて先端末がパケットを受信した場合、データパケットの代わりに ACK パケットを送信することで、自身の近傍に存在する端末に対しパケットの受信を通知する。なお、ACK パケットには、送信元端末までのホップ数と前ホップでの送信端末アドレスを格納する。

上記の手順で経路とその近傍の端末を利用したデータパケット転送を行うことで、特定の経路に依存しないパケット伝送を実現している。

4.3.2 転送待機時間算出

ROR では、経路端末と経路近傍の端末を利用したパケット転送を行うことから、送信されたパケットを同時に受信した複数の端末が次の転送端末候補となる。そのため、不必要なデータパケット転送の発生と端末間でのパケットの衝突を回避するため、各

端末が自律的に転送待機時間を利用する．パケットを受信した端末 r が算出する転送待機時間 b_r を式 (4.1) に示す．

$$b_r = \begin{cases} uT_{\text{slot}} & (e_r = 1) \\ (M_{\text{slot}} + u)T_{\text{slot}} & (\text{otherwise}) \end{cases} \quad (4.1)$$

ここで， T_{slot} はスロット時間， M_{slot} は最大スロット数， u は $(0, M_{\text{slot}})$ の整数乱数， e_r は，経路端末である場合は 1，経路近傍端末である場合は 0 となる二値である．式 (4.1) を用いることで ROR では，経路端末は経路近傍端末に比べて短い待機時間を算出することで，優先的にパケット転送を行う．経路近傍端末では，経路端末によるパケット転送が確認できない場合，待機時間に従いパケットを転送することで，経路端末を補助することが可能となる．

4.3.3 経路端末と転送領域の更新

ROR では，経路とその近傍領域を利用した転送制御を行うことから，端末の移動などによるトポロジーの変化に従って経路端末を変更する必要がある．そこで，ROR では，パケットヘッダに前ホップでの送信端末アドレスを記録することで，各パケット転送時に経路端末の更新を行う．図 4.3 に ROR における経路更新を示す．パケットを受信した各端末は，ヘッダに記録された前ホップ送信端末アドレスが自身のアドレス

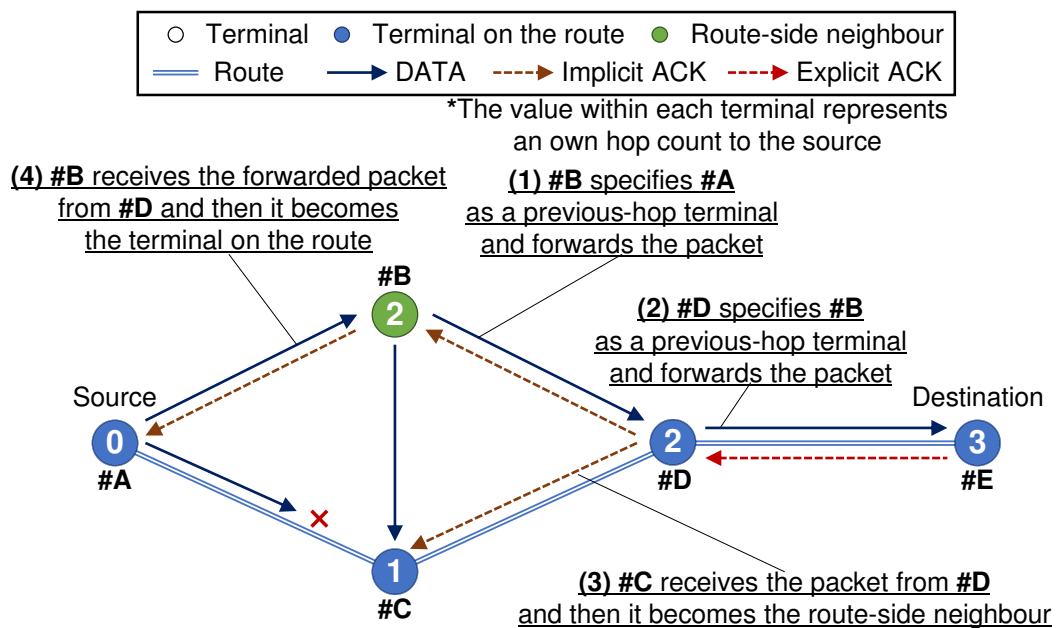


図 4.3 ROR における経路更新

である場合、次回のパケット転送における経路端末となる。一方、自身のアドレスではない場合、パケットヘッダに格納された情報から経路端末からのパケットであるかを確認する。経路端末が送信したパケットである場合、新たなパケットを受信した際に、自身は経路近傍端末としてパケット転送に参加する。経路端末が送信したパケットを一定期間受信できなかった場合、近傍端末は近傍領域外であると判断し、転送端末候補から外れる。これにより、各パケットの転送時に転送端末候補の更新を行う。

4.4 性能評価

4.4.1 シミュレーション環境

本章では QualNet 5.1 [37] を用いたコンピュータシミュレーションによる性能評価を行う。比較対象には AODV, LFBL, 及び提案手法である ROR を用いる。本シミュレーションでは 500m 四方のシミュレーション領域に端末をランダムに配置する。各端末の無線通信方式には IEEE 802.11a [42] を利用し、通信半径は 100m, 通信速度は 6Mbps とする。なお, RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send) は利用しない。電波減衰モデルには 2 波モデルを用いる。また, あて先端末はパケットの受信順序の逆転を許容せず, 受信済みパケットより新しいパケットにのみ受信処理を行う。データ送信には, 全端末から 2 端末ランダムに選択し, 双方向に 1,024Byte のパケットを UDP (User Datagram Protocol) [39] で 1,000 個送信する。また, あて先端末はパケットの受信順序の逆転を許容せず, 受信済みパケットより新しいパケットにのみ受信処理を行う。

(1) 性能評価 1

性能評価 1 では, ランダムな通信環境において端末密度を変化させた場合の性能評価を行う。移動モデルはランダムウェイポイント (移動速度 0~10m/s, ウェイティングタイム 0 秒) とし, 端末数を 20 から 200 まで 20 ごとに变化させた。

(2) 性能評価 2

性能評価 2 では, ランダムな通信環境において各端末の移動速度を変化させた場合の性能評価を行う。シミュレーション領域に 160 端末をランダムに配置し, 移動モデルをランダムウェイポイント (ウェイティングタイム 0 秒) とし, 各端末の移動速度を固定し 2m/s から 20m/s まで变化させた。

評価指標

評価指標にはエンドエンド間でのパケット伝送成功率, 遅延, 及び合計送信パケット数を用いる。エンドエンド間でのパケット伝送成功率は, 送信元端末によって送信

されたパケットがあて先端末に到達した割合を示している。ROR では、経路上の端末と経路近傍の領域に存在する端末を利用したパケット転送を行うため、特定の経路に従いパケットの転送を行う AODV などの手法と比較して、エンドエンド間でのパケット伝送成功率が改善すると考えられる。一方で、Opportunistic Routing などの手法と比較した場合、ROR では利用する領域を制限していることから、経路の多様性は低下すると考えられる。そのため、パケット伝送成功率を評価指標とすることで、経路の近傍領域に限定することが経路の多様性に与える影響を評価する。エンドエンド間での遅延時間は、各パケットのエンドエンド間の通信遅延を示す。LFBL や ROR では、転送待機時間を利用してパケットを転送することから、AODV と比較して、遅延の増加が発生すると考えられる。また、ROR と LFBL を比較した場合、LFBL では、完全に分散的に転送端末を利用することから、経路端末が短い待機時間で優先的に転送を行うことができる ROR と比較した場合、遅延の増加が発生すると考えられる。そのため、エンドエンド間での遅延を評価指標とすることで、転送待機時間が遅延に与える影響を評価する。LFBL や ROR では、パケットを受信した各端末が自律的に転送端末候補となる。そのため、経路の冗長化が行える一方で、送信パケット数の増加が発生し、通信資源を消費すると考えられる。そのため、送信パケット数を評価指標とすることで、経路の冗長化が送信するパケット数に与える影響を評価する。

4.4.2 評価結果

(1) 性能評価 1

性能評価 1 における評価結果を図 4.4～図 4.6 に示す。まず図 4.4 より、ROR では AODV と比較して端末密度の増加に従い、パケット伝送成功率が向上していることが分かる。これは、端末密度の増加に伴い、経路の近傍端末が増加することで、経路の多様化が可能になったためであると考えられる。しかし、ROR では、LFBL と比較して低いパケット伝送成功率となっていることが分かる。ROR では、パケットの転送に利用する領域を経路近傍領域内に制限している。LFBL では、制限せずにパケットの転送を行うことから、特定の経路に依らずに複数の転送経路を利用することも可能である。そのため、転送に利用する領域を特定経路の近傍に制限している ROR と比較して、多様な転送経路を利用することが可能であるため、高いパケット伝送成功率を実現していると考えられる。

図 4.5 より、AODV や LFBL と比較して、ROR では低い通信遅延を実現していること分かる。ROR は、従来の単一経路形の経路制御とは異なり、パケットの損失が

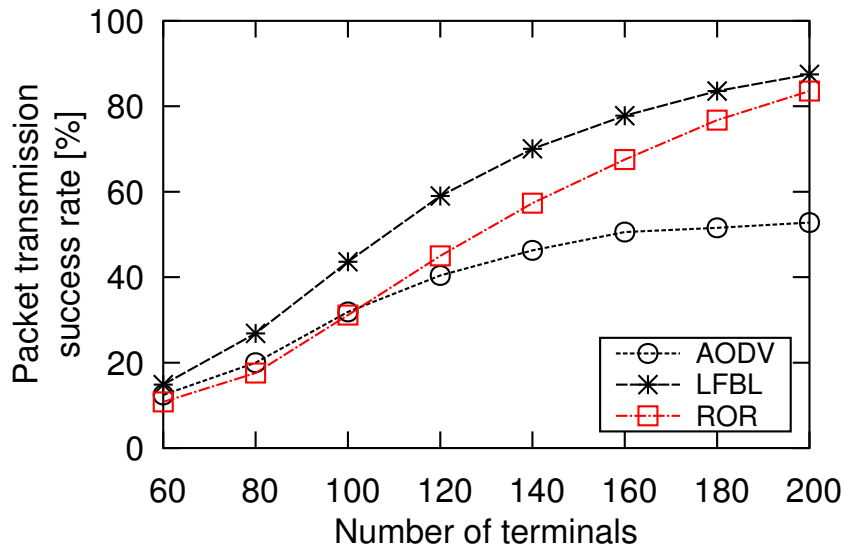


図 4.4 性能評価 1: エンドエンド間パケット伝送成功率

生じた場合にも経路の近傍端末が経路端末に代わりパケットの転送を行うことで、経路を再構築することなくパケットの転送が可能である。そのため、経路再構築による通信遅延が発生しないため、AODVと比較して通信遅延が減少したと考えられる。また、RORでは、経路端末の転送待機時間を経路近傍の端末と比較して、短い待機時間に設定することで、経路端末が短い待機時間で優先的にパケットを転送し、各ホップでの待機時間を削減することで、LFBLと比較して短い通信遅延となったことが分かる。

図 4.6 より、RORではAODVと比較して、端末密度の増加に伴い、送信パケット数が増加していることが分かる。これは、経路端末と経路近傍の端末を用いることで、転送経路を冗長化しているため、送信されたパケットが複数の端末によって転送される可能性がある。特に、端末密度が高い環境下では、送信されたパケットはより多くの端末によって受信される。そのため、全ての端末が同一パケットを再受信することで、確認応答とすることが困難となり、多くの端末が同一パケットを転送したと考えられる。そのため、単一の経路に沿ってパケットを転送するAODVに比べ、送信パケット数が増加したと考えられる。また、RORはLFBLと比較した場合、合計送信パケット数が大きく減少していることが分かる。RORでは、パケット伝送に利用する領域を制限して転送経路を多様化している。一方、領域を制限せずにパケットの転送を行うLFBLでは、送信されたパケットがネットワーク内に広く拡散するため、RORと比較して送信パケット数が増加したと考えられる。

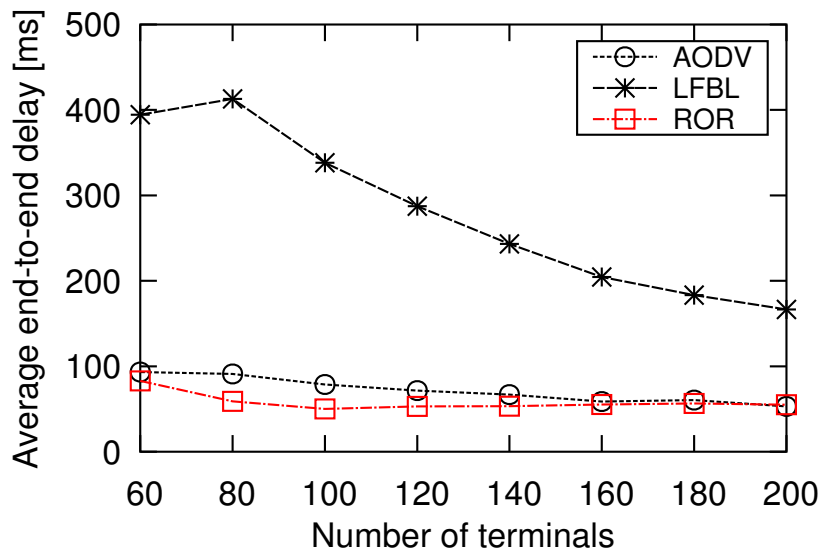


図 4.5 性能評価 1: エンドエンド間遅延

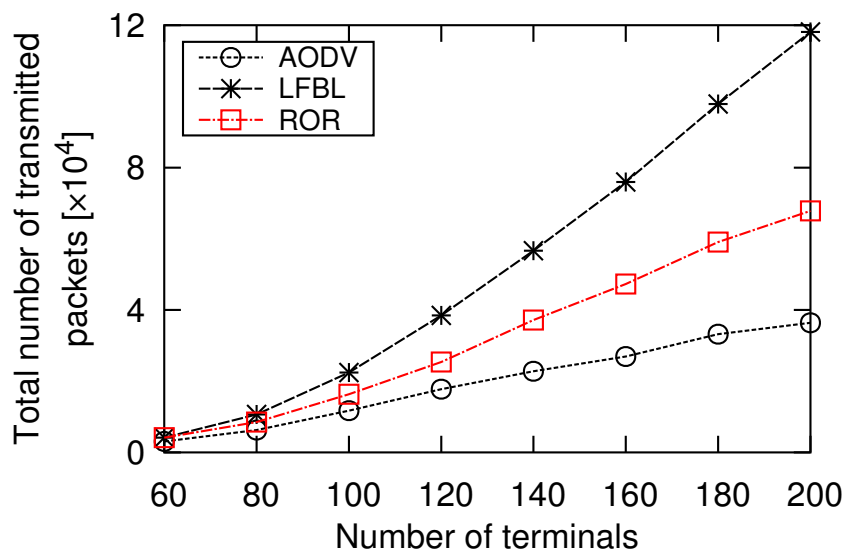


図 4.6 性能評価 1: 合計送信パケット数

(2) 性能評価 2

評価結果を図 4.7～図 4.9 に示す。図 4.7 より、LFBL や ROR では、端末の移動速度によるパケット伝送成功率の変化が小さいことが分かる。一方、AODV では端末の移動速度の増加に伴い、パケット伝送成功率が低下していることが分かる。これは、構築した経路に沿ってパケットの転送を行う AODV では、端末移動によるトポロジーの変化に対応できず、パケット損失が発生したためであると考えられる。提案手法では、AODV と同様に構築した経路を用いてパケットの転送を行うが、経路の近傍端末を利用して経路を多様化し、各パケット転送時に経路端末の更新を行うことで、端末移動によるトポロジーの変化に適応できていることが分かる。ROR では、高速度環境下においても、パケット伝送成功率の大きな低下がみられないことから、端末が高い移動性をもつ場合にも適切に経路変更が行われたと考えられる。また、低速度環境下では、AODV と ROR のパケット伝送成功率がほぼ同等となっていることが分かる。ROR では、転送までの待機時間を設定することで、経路端末によるパケット転送を優先している。そのため、端末移動が少なくトポロジーの変化が小さい場合、AODV と ROR は類似した経路を利用してパケットの転送を行っていると考えられる。

図 4.8 より、ROR では、AODV や LFBL と比較して、通信遅延を低減できていることが分かる。また、LFBL や ROR では、移動速度の増加による通信遅延の変化が少ないが、AODV では、端末の移動速度の増加に伴い、通信遅延が増加していること

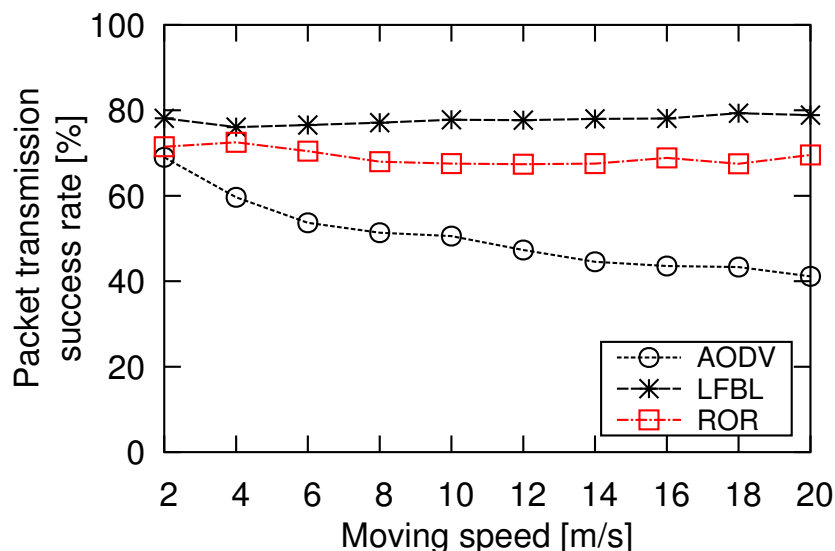


図 4.7 性能評価 2: エンドエンド間パケット伝送成功率

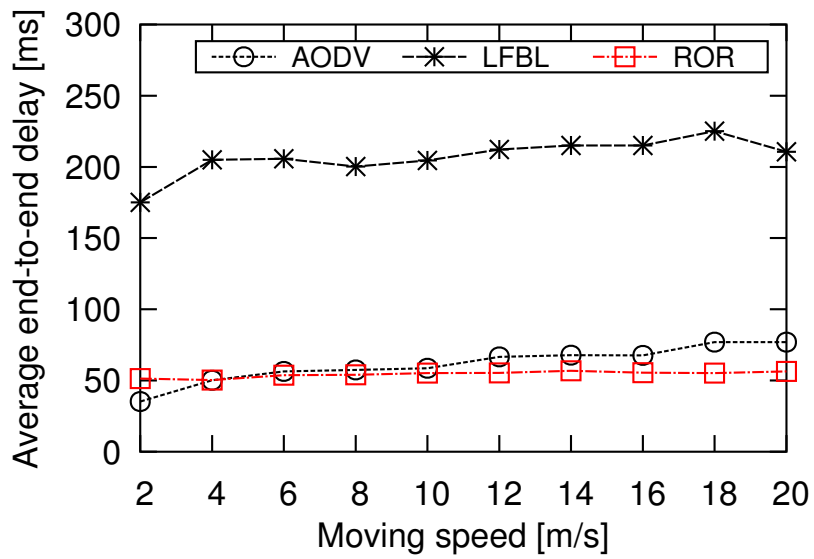


図 4.8 性能評価 2: エンドエンド間遅延

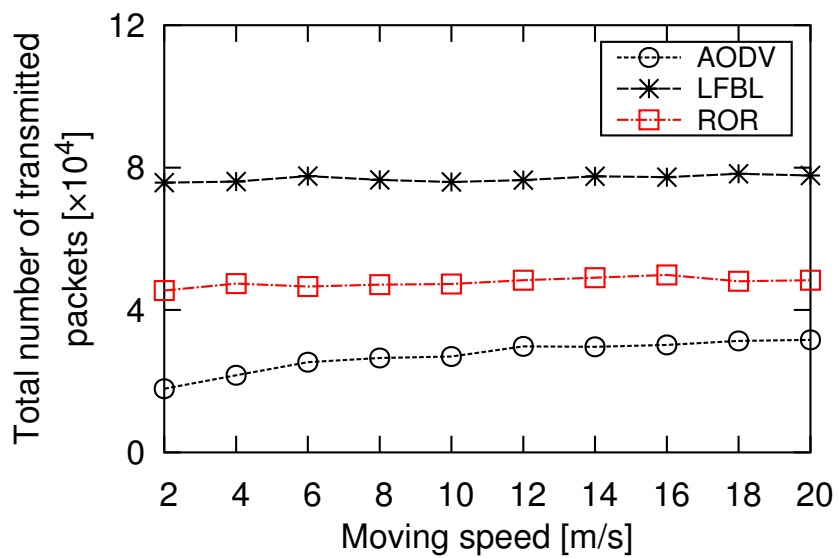


図 4.9 性能評価 2: 合計送信パケット数

が分かる。これは、AODV では端末移動によるトポロジーの変化により経路の再構築が発生し遅延が生じたためであると考えられる。しかし、端末の移動速度が非常に小さい場合、提案手法の通信遅延は AODV の通信遅延と比較して増加していることが分かる。これは、提案手法では経路末端であってもパケット転送までに短い待機時間が設定されるため、端末移動が少なくトポロジーの変化が小さい環境では、ROR の待機時間による通信遅延の増加が AODV の経路再構築の遅延よりも大きくなったためであると考えられる。

次に図 4.9 より、LFBL や ROR では、端末の移動速度による送信パケット数の変化が小さいことがわかる。一方、AODV では、端末の移動速度の増加に伴い送信パケット数が増加していることが分かる。これは、経路の再構築が行われることで、制御パケットの送信が増加したためであると考えられる。一方、ROR では、制御パケットを用いて経路の変更を行うのではなく、パケット伝送ごとにパケットヘッダに格納された情報を用いて経路情報の更新を行うため、送信パケット数の増加が小さくなったと考えられる。

4.5 むすび

本章では、パケットの転送を行う端末を経路の近傍領域に制限することで、経路の多様性を得るとともに、通信資源の消費を削減する確率的経路制御を提案し、性能評価を行った。従来のデータリンク層と強調し経路の近傍端末を利用した転送制御を行う手法では、十分に経路の多様性を得ることができない問題があった。また、従来の転送待機時間に基づく確率的経路制御では、ネットワーク内の端末が自律的に転送に参加することで、通信資源を過剰に消費する問題があった。これらの問題に対し、確率的経路制御を行う端末を特定の経路の近傍領域に制限することで、通信資源の消費の削減と通信効率の改善を実現した。

第5章 端末指定を利用した確率的な経路制御

5.1 まえがき

アドホックネットワークでは、無線通信を用いることや各端末が自由に移動可能であることから、電波干渉によるパケットの損失や端末移動によるトポロジーの変化が発生する。しかし、従来の AODV (Ad-Hoc On-Demand Distance Vector) [19,20] などの特定の経路を構築する経路制御では、一時的な要因により通信が行えない場合にも、経路を構成するリンクが切断されたと判断し、経路の再構築が行われる。そのため、通信遅延の増加や通信資源の消費が発生する問題がある。

このような問題を解決するため、データリンク層とネットワーク層で協調動作することで一時的な通信環境の変化に適応する手法 [41] が提案されている。しかし、この手法では、通信環境に適応し経路の迂回や飛越しを行うが、データリンク層の拡張や、データリンク層とネットワーク層間で密な協調動作を必要とする。また、経路の迂回や飛越しを行う端末は、構築した経路とその近傍端末のみに限定される。

通信環境やネットワークトポロジーの変化に対応するため、特定の経路に依存せずにパケットの転送を行う確率的経路制御 (OR: Opportunistic Routing) [24–26] が提案されている。OR では、転送端末を特定の経路に限定せず、ホップ数、パケット伝送成功率、受信信号強度、地理的情報などの情報から、転送に適した端末を適応的に選択する。これにより、動的な転送端末選択や転送経路の冗長化を実現している。

データリンク層と協調動作する OR [43,44] では、協調動作により衝突を抑制した効率的な優先度制御を行うことができるが、データリンク層の拡張を必要とする。また、適切な転送端末候補を事前に選択する必要がある。

通信成功率に基づき転送端末を選択する OR [27–29,45] では、通信成功率に基づいて決定される優先度に応じた転送端末選択を行うが、アドホックネットワークなどの通信環境の変化が著しい環境下では通信成功率は大きく変動するため、環境の変化に適応することが困難となる。

位置情報に基づき転送端末を選択する OR [46–48] では、位置情報を利用しあて先端末により近い端末を優先した転送端末選択を行うが、各端末が GPS (Global Positioning System) を搭載する必要がある。各端末は自身の位置を正しく捕捉する必要がある。

特定の経路とその近傍領域を利用した OR [54,55] では、構築した特定の経路に加えその経路近傍領域の端末を利用した転送端末選択を行うが、パケットの転送に利用す

る領域を制限しているため、領域内に十分な転送端末候補が存在しない場合、転送経路の多様性を得ることが困難となる。

アドホックネットワークやセンサネットワーク向けに待機時間に基づき転送端末を選択する OR [49–53] が提案されている。これらの手法では、パケットを受信した各端末が保持する情報とパケットヘッダに格納された情報から転送待機時間を算出し、待機時間内に他端末による転送パケットを確認できない場合、自身を転送端末に設定してパケットを転送する。これにより、パケットの受信端末が自律的に他端末による転送を確認し、自身による転送の必要性の有無を判断することで、転送経路の多様化と不必要な転送パケットの抑制を実現している。しかし、従来の転送待機時間に基づく OR では、転送端末選択の基準となる待機時間の算出が乱数に大きく依存しているため、よりあて先端末に近い端末が必ずしも先にパケットを転送するとは限らず、不必要な転送パケットの増加や通信効率の低下が発生する可能性がある。更に、これらの手法は性能が端末密度に依存しており、転送に利用する領域に端末密度が疎な領域を含む場合、転送に参加する端末が減少することで経路の多様性を得られず、パケット伝送成功率が低下する問題がある。

本章では、上述した問題点を解決する転送端末指定を利用した転送待機時間に基づく OR (PRIOR: Prioritized Forwarding for Opportunistic Routing) を提案する。提案手法では、待機時間に基づいた転送端末選択に加え、待機時間を用いずにパケットの転送を行う端末を一端末指定することで、転送待機時間による待機遅延の増加を抑制する。更に、提案手法では、シグモイド関数に基づいた転送待機時間算出式を利用することで、常にあて先端末に近い端末が優先される効率的な転送端末選択を実現する。上述した制御に加え、端末密度が低下した際の通信性能の低下を抑制するため、各ホップでの再送制御を行うことで、低端末密度下での性能低下の抑制する。更に、明示的確認応答を用いた不必要なパケット転送の停止を行うことで、通信資源の消費を抑制する。また、コンピュータシミュレーションを用いることで、従来手法との比較を行い、提案手法の有効性を明らかにする。

5.2 転送待機時間に基づく確率的経路制御

転送待機時間に基づく OR [49–53] では、従来の AODV などのリアクティブ形の経路制御プロトコルなどと同様に、送信元端末とあて先端末間で要求パケットと応答パケットを交換することで、通信を開始する。

また、各端末はコスト表をもち、各コスト情報には、あて先端末アドレス、ホップ

数、シーケンス番号、コスト情報の生存期限などが記録される。なお、各コスト情報は、受信パケットの逆経路の情報を利用して更新されるため、これらの手法では、通信は常に双方向で行われる必要がある。そのため、各端末は、パケット受信時にコスト情報の更新を行うことから、通信トポロジーや通信環境の変化に適応することが可能である。以下では、従来手法におけるあて先端末探索と転送待機時間に基づくパケット転送についてそれぞれ述べる。

あて先端末探索

1. 通信要求発生時、送信元端末はあて先端末までのコスト情報をもたない場合、送信元端末は要求パケットをフラッディングすることであて先端末を探索する。なお、要求パケットには、送信元端末アドレス、あて先端末アドレス、送信元端末までのホップ数、シーケンス番号、TTL (Time To Live) が格納されている。
2. 要求パケットを受信した各端末は、受信パケットに記録されているシーケンス番号を確認することで、自身が送信済みか否かを確認する。未送信である場合、端末は要求パケットに記録されている送信元端末までのホップ数を増加させ、要求パケットを送信する。既に送信済みである場合、端末は要求パケットを破棄する。
3. あて先端末は要求パケットを受信したとき、応答パケットを送信する。ここで、要求パケットを受信したネットワーク内の端末は、送信元端末までのコスト情報をもつことから、応答パケットはこの逆経路のコスト情報を利用することで算出される転送待機時間に基づき転送が行われる。
4. 送信元端末は、一定時間内に応答パケットを受信できなかった場合、あて先端末の探索が失敗したと判断し、シーケンス番号と TTL を増加させることで探索範囲を広げ、要求パケットを再度フラッディングする。なお、要求パケットのフラッディング回数がしきい値に達した場合、送信元端末はあて先端末が存在しないものと判断し、自身が保持するデータパケットを全て破棄し、送信を終了する。

転送待機時間に基づく転送制御

1. 応答パケットやデータパケットを受信したとき、各端末は転送待機時間に基づいたパケット転送を行う。なお、応答パケットやデータパケットには、送信元端末アドレス、あて先端末アドレス、あて先端末までのホップ数、送信元端末までのホップ数、シーケンス番号などが格納されている。各受信端末 r は、自身

がもつコスト情報 h_{rd} とヘッダに格納されたコスト情報 h_{id} を利用し、あて先端末までの推定ホップ数 \hat{h}_{rd} と自身もつホップ数 h_{rd} との差 δ_r を算出する。

$$\hat{h}_{rd} = h_{id} - 1 \quad (5.1)$$

$$\delta_r = h_{rd} - \hat{h}_{rd} \quad (5.2)$$

ここで、 h_{id} はパケットヘッダに記録されている前ホップ端末 i とあて先端末 d 間のホップ数、 h_{rd} は自身 r がもつあて先端末 d までのホップ数、 \hat{h}_{rd} はパケットを受信した端末 r とあて先端末 d 間の推定ホップ数、 δ_r は自身もつホップ数 h_{rd} と推定ホップ数 \hat{h}_{rd} の差を示している。なお、パケットが迂回や飛越しが行われずに1ホップずつ転送された場合、 h_{rd} は、 $h_{id} - 1$ と同値となる。つまり、推定ホップ数 \hat{h}_{rd} は、 h_{rd} と同値となる。よって、受信端末がもつホップ数 h_{rd} と推定ホップ数 \hat{h}_{rd} の差 δ_r を算出することで、受信したパケットを自身が転送した場合、あて先端末にどの程度近づくかを判別することが可能となる。ここで、 $\delta_r = 0$ となった場合には順路となり、あて先端末に1ホップ近づく経路、 $\delta_r > 0$ となった場合には迂回経路となり、 δ_r ホップ迂回した経路、 $\delta_r < 0$ である場合には飛越し経路となり、 $|\delta_r|$ ホップ飛越しした経路をそれぞれ示している。

2. 各受信端末 r は δ_r に基づき転送待機時間 b_r を算出し転送待機を行い、転送端末候補となる。なお、各手法での転送待機時間算出の詳細については各小節で述べる。
3. 待機時間内に同一パケットを受信した場合、これを暗黙的確認応答 (Implicit Acknowledgement) と判断し、転送を停止する。なお、暗黙的確認応答と判断する条件は各手法ともに異なるため、詳細については各小節で述べる。
4. 待機時間内に他端末による転送が確認できない場合、自身が転送端末となり、パケットヘッダに格納されている情報を更新し、パケットの転送を行う。

転送待機時間に基づく OR では、上述した手順に従って制御が行われる。なお、各手法の詳細な制御等については以下の各小節で述べる。

5.2.1 SSR

SSR (Self-Selective Routing) [49, 50] では、自身が迂回中継端末であるか否かに応じて勾配が異なる二つの関数を利用した式 (5.3) を用いて転送待機時間 b_r の算出を

行う。

$$b_r = \begin{cases} \frac{uT_{\text{SSR}}}{1 - \delta_r} & (\delta_r \leq 0) \\ (1 + u\delta_r)T_{\text{SSR}} & (\text{otherwise}) \end{cases} \quad (5.3)$$

ここで、 T_{SSR} は定数、 u は $(0, 1)$ の一様乱数である。 $T_{\text{SSR}} = 0.5$ とした場合の SSR での転送待機時間算出の例を図 5.1 に示す。 SSR では、飛越し経路や順路の端末は固定待機時間を用いずに δ_r に応じて上限が増加するランダム待機時間を利用して待機時間を算出する。 迂回経路の端末である場合、 δ_r に応じて上限が増加するランダム待機時間に固定待機時間を加えることで待機時間を算出する。 これにより、あて先端末により近い端末がより短い待機時間を算出する確率が高くなり、迂回経路の端末には常に固定待機時間を加算することで、飛越し経路や順路の端末は優先的に転送を行うことが可能である。 また、SSR ではパケットを転送した端末が同一パケットを再受信した場合、パケット転送に成功したと判断し、不必要なパケット転送を抑制するため、明示的確認応答 (ACK: Explicit Acknowledgement) パケットを送信する。 ACK パケットを受信した端末は、自身のパケット転送を停止することで、不必要なパケットの転送を抑制する。 パケットを受信したあて先端末は、受信したパケットの代わりに ACK パケットを送信することで、自身の近傍に存在する端末のパケット転送を停止する。

SSR では、 δ_r に応じて転送待機時間 b_r の上限を変化させることで、あて先端末に近い端末が先にパケットを転送する確率が増加するように転送待機時間 b_r を算出し

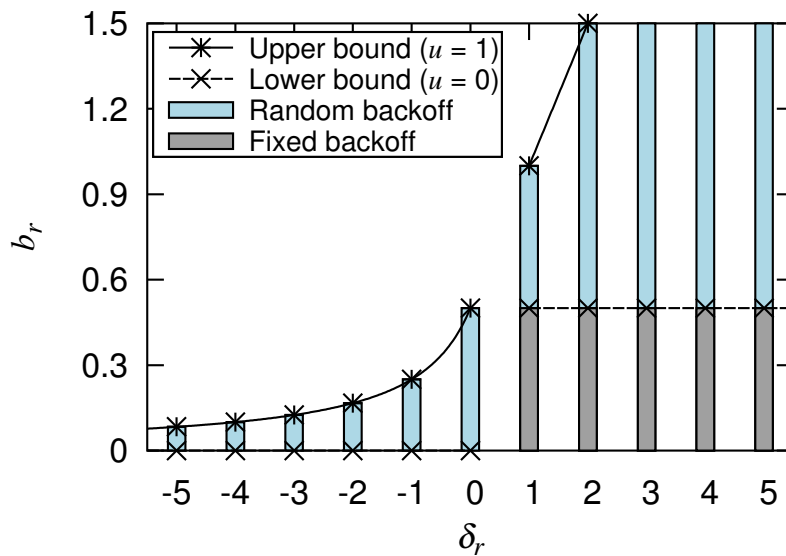


図 5.1 SSR における転送待機時間算出 ($T_{\text{SSR}} = 0.5$)

ている。しかし、転送待機時間 b_r の下限は、迂回経路であるか否かにより決定されるため、転送の可否は乱数に強く依存する。そのため、自身が他の転送端末候補よりあて先端末に近い場合でも、自身より遠い端末が先にパケットを転送する可能性がある。更に、SSR では ACK パケットを用いることで不必要なパケット転送の停止を行うが、ACK パケットを受信した全ての端末がパケットの転送を停止する。そのため、必要なパケット転送までが停止される可能性がある。また、SSR は、複数の転送端末を利用してパケットを転送することを想定しているため、端末密度が疎である場合や、転送に利用する領域に疎な領域が含まれている場合、十分に転送経路を多様化することができず、信頼性の低下が発生する問題がある。

5.2.2 SRP

SRP (Self-Selecting Reliable Routing Protocol) [51] は SSR の拡張の一つであり、式 (5.4) を用いて転送待機時間 b_r を算出する。

$$b_r = \begin{cases} uT_{\text{pri}} & (e_{rd} = 1) \\ \frac{uT_{\text{srp}}}{4} & (e_{rd} = 0 \wedge \delta_r = 0) \\ \frac{(1+u)T_{\text{srp}}}{4} & (e_{rd} = 0 \wedge \delta_r < 0) \\ \frac{(1+u)T_{\text{srp}}}{2} & (e_{rd} = 0 \wedge \delta_r = 1) \end{cases} \quad (5.4)$$

ここで、 T_{srp} 、 T_{pri} は定数、 e_{rd} は端末 r が直前のデータパケットを転送したか否かを示す二値である。 e_{rd} は端末 r が直前のデータパケットを転送済みである場合 $e_{rd} = 1$ となり、転送済みでない場合 $e_{rd} = 0$ となる。また、SRP では、過剰な迂回転送を抑制するため、応答パケットとデータパケットにも TTL を設定する。TTL は、送信元端末によるデータパケット送信時に設定され、 $h_{sd} + \log_2 h_{sd}$ とする。 $T_{\text{srp}} = 1$ とした場合の SRP における転送待機時間算出の例を図 5.2 に示す。SRP では、直前のパケットを自身が転送していた場合、 $e_{rd} = 1$ となり、短い転送待機時間でパケット転送を行うことが可能である。また、 $\delta_r > 1$ である場合、受信端末 r はパケットを転送せずに破棄する。そのため、SRP では一時的に 2 ホップ以上迂回する転送制御は行われない。転送待機時間算出後、転送端末候補 r は $\delta_r > 0$ となる同一パケットを受信した場合、暗黙的確認応答と判断しパケットの転送を停止する。他端末による転送が確認できない場合、転送端末候補はパケットの転送を行い再度待機する。待機時間内に同一パケットを受信した場合、転送端末は ACK パケットの送信を行う。待機時間内に

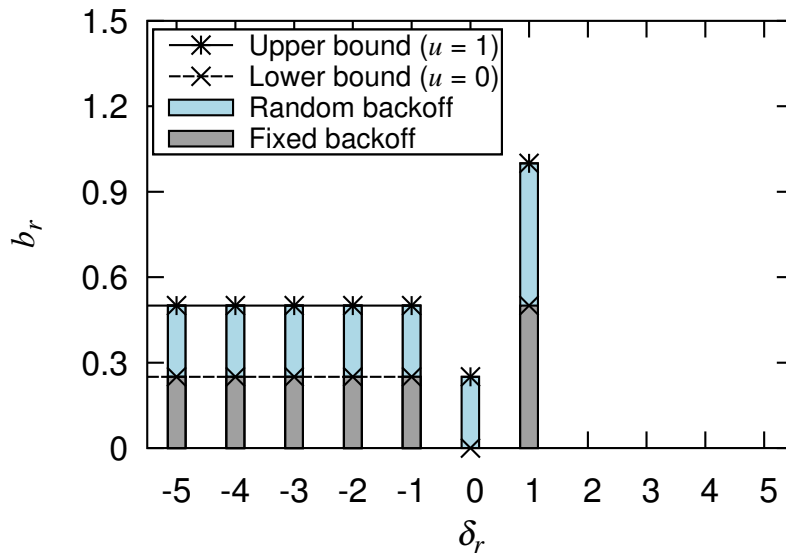


図 5.2 SRP における転送待機時間算出 ($T_{srp} = 1.0$)

同一パケットを受信できなかった場合、転送端末はパケットの再送を行い再度待機する。待機時間内に同一パケットを再度受信できなかった場合、転送端末は経路を修復するため自身もつホップ数 h_{rd} を 2 増加させることで、転送に利用する領域を拡大する。ここで、増加させたホップ数 h_{rd} が TTL より小さい場合、転送端末は増加させたホップ数 h_{rd} をパケットに記録し再送する。

SRP では SSR 同様の明示的確認応答を行うことから、SSR 同様に必要なパケット転送まで停止してしまう問題がある。更に、SRP は経路修復機能をもつが、各パケット転送時に一定以上の迂回経路を用いないように制限している。そのため、上述した制限により転送に利用する領域が限定され、不必要なパケット転送が抑制できる可能性がある一方、即時的に異なる転送経路を選択することが困難となり、経路の多様性が得られない可能性がある。また、直前のパケットの転送結果に基づいた待機時間の抑制を行っているが、直前のパケットを複数の端末が転送する可能性があるため、直前のパケットを転送した端末群内での衝突回避が必要となる。

5.2.3 LFBL

LFBL (Listen First, Broadcast Later) [52,53] では Pure Random, Slotted Random, DVR (Distance + Variance + Random) の 3 つの転送待機時間算出式が提案されているが、Pure Random では乱数のみによる待機時間算出、Slotted Random で

は中継端末候補群を δ_r に応じて二分し乱数を用いた待機時間算出, DVR での待機時間算出の詳細は説明されていないため, 本章での LFBL には Slotted Random を待機時間算出式に利用する. LFBL における待機時間算出を式 (5.5) に示す.

$$b_r = \begin{cases} uT_{\text{fb1}} & (\delta_r \leq 0) \\ (1 + u)T_{\text{fb1}} & (\text{otherwise}) \end{cases} \quad (5.5)$$

ここで T_{fb1} は定数である. $T_{\text{fb1}} = 0.5$ とした場合の LFBL における転送待機時間算出の例を図 5.3 に示す. LFBL では迂回経路か否かに応じて転送端末候補群を二分する. $\delta_r \leq 0$ である飛越し経路上や順路上の端末は, 固定待機時間を用いずにランダム待機時間のみを利用して転送待機時間を算出する. $\delta_r > 0$ である迂回経路上の端末は, 飛越し経路もしくは順路の端末群を優先するため, 固定的な待機時間にランダム待機時間を加えることで転送待機時間を算出する. 転送待機時間内に $\delta_r > 0$ となる同一パケットを受信した場合, 転送端末候補はこれを暗黙的確認応答と判断し転送を停止する. $\delta_r \leq 0$ となる同一パケットを受信した場合, 転送端末候補 r は転送待機時間 b_r を再計算し再度待機を行う.

LFBL では, 転送端末候補群を二分し, それぞれ転送待機時間の上限と下限を固定としている. そのため, 同一の群内での転送端末選択は乱数に強く依存する. そのため, あて先端末に近い端末が優先的に転送を行うとは限らず, 不必要なホップ数や送信パケットの増加が発生する可能性がある. また, 明示的確認応答を用いないことか

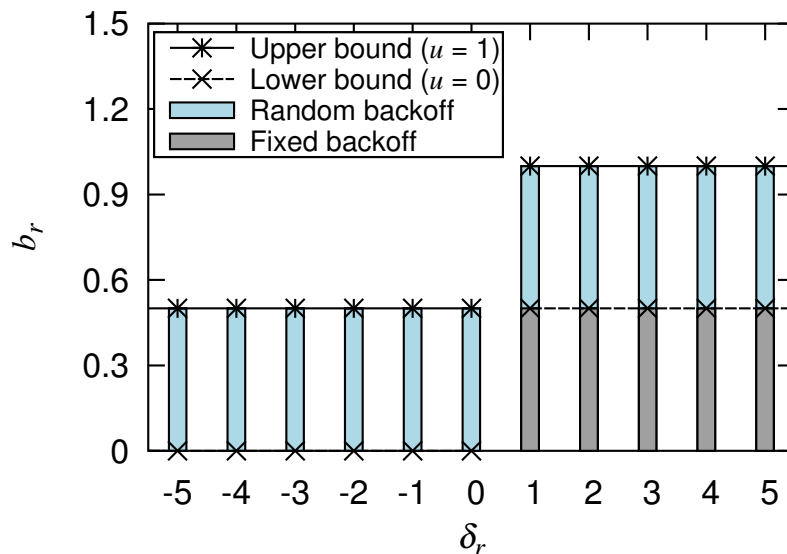


図 5.3 LFBL における転送待機時間算出 ($T_{\text{fb1}} = 0.5$)

ら、パケット転送の停止には、暗黙的確認応答のみが用いられる。そのため、適切にパケットの転送を停止することができず、不必要なパケット転送が発生し、通信資源を消費する可能性がある。また、LFBLはSSRと同様に、複数の転送端末を利用してパケットを転送することを想定しているため、端末密度が疎である場合や、転送に利用する領域に疎な領域が含まれている場合、信頼性の低下が発生する問題がある。

5.3 端末指定を利用した確率的な経路制御の原理

前述の通り、従来手法では、各端末が算出する待機時間に基づいた転送端末選択を行う。しかし、転送待機時間による待機遅延の発生や、待機時間算出式に起因する不適切な転送端末選択が問題となる。また、複数の転送端末候補が存在することを前提とした転送制御が行われるため、端末密度が低下した場合、性能が大きく低下する問題がある。更に、明示的確認応答による不必要なパケット転送の停止が行われるが、受信した全ての端末が転送を停止してしまうため、必要なパケット転送も停止する問題がある。

そこで本章では、転送端末指定を利用した転送待機時間に基づくOR (PRIOR: Prioritized Forwarding for Opportunistic Routing) を提案する。PRIORでは、各転送端末が、待機することなくパケットを転送することができる次ホップの転送端末である優先転送端末 (PF: Prioritized Forwarder) を一端末指定する。更に、転送待機時間算出における問題点を解決するため、あて先端末により近い端末が常に優先的にパケットを転送するシグモイド関数に基づいた待機時間算出式を提案する。また、従来手法では、端末密度が疎な環境下において十分に経路の多様化できずに性能低下が発生する問題があったが、PRIORでは、端末密度の低下による影響を緩和するため、各ホップでの再送制御を提案する。更に、必要なパケット転送に影響を与えずに不必要なパケット転送のみを停止するホップ数に基づいた明示的確認応答を提案する。

5.3.1 優先転送端末を利用した転送制御

上述した通り、PRIORでは転送待機することなくパケットの転送を行う優先転送端末を利用したパケット転送を行う。そのため、各転送端末候補は、パケット転送時に明示的に次ホップの優先転送端末を指定する。ここで、パケットヘッダに記録されている優先転送端末は、各転送端末によってパケット転送毎に更新される。また、PRIORの動作を実現するために、下記の条件を必要とする。

- ブロードキャストの利用
- 双方向通信
- パケットを送信した端末の情報

PRIOR では、従来手法同様に、各端末が常にブロードキャストを利用してパケットの送信を行う。これにより、データリンク層での再送制御などの様々な制御の影響を受けずに通信を行う。また、PRIOR では、従来手法同様に、コスト情報の維持や更新を逆経路のパケットを利用して行うことから、双方向通信を必要とする。上記の条件に加えて、PRIOR では、パケットを送信した端末の情報を利用する。この情報はデータリンク層のプロトコルから取得されるが、取得や利用ができない場合、パケットヘッダに送信端末アドレスを付与することで利用する。

PRIOR では、各端末がコスト表をもち、各コスト情報には、あて先端末アドレス、ホップ数、優先転送端末アドレス、シーケンス番号、コスト情報の生存期限が記録される。コスト情報の更新は従来手法と同様であり、逆経路のパケットの情報を利用して更新される。なお、各パケットは送信元端末アドレスとシーケンス番号に基づき一意に特定が可能なものとする。

パケット受信処理のフローチャートを図 5.5 に示す。各端末は、パケットを受信した際に以下の条件に基づきコスト情報の記録、更新を行う。

1. パケットを受信した端末は、あて先端末へのコスト情報をもたない。
2. パケットを受信した端末は、あて先端末へのコスト情報をもつが、受信パケットに記録されているシーケンス番号が、自身をもつコスト情報に記録されたシーケンス番号より大きい。
3. パケットを受信した端末は、あて先端末へのコスト情報をもち、受信パケットに記録されたシーケンス番号と自身をもつコスト情報に記録されたシーケンス番号が同一であるが、受信パケットに記録されている送信元端末までのホップ数が、自身をもつコスト情報に記録された送信元端末までのホップ数より小さい。

上述した何れかの条件を満たす場合、パケットを受信した端末は、パケットに記録されている情報を利用して、送信元端末へのコスト情報の記録や更新を行う。このとき、パケットを送信した前ホップ端末を優先転送端末として記録する。これにより、PRIOR では、各パケット転送時にコスト情報を更新することで、ネットワークポロジの変化に適応することが可能である。次に、あて先端末探索と転送待機時間を用いた転送制御について述べる。

あて先端末探索

送信元端末によるあて先端末探索処理のフローチャートを図 5.5 に，要求パケット受信処理のフローチャートを図 5.6 に示す．あて先端末探索の動作手順を以下に示す．

黒塗り部分:外部団体の著作権により非公開

転送待機時間に基づく転送制御

PRIOR におけるパケット転送例を図 5.7 に，データパケットや応答パケットの受信処理のフローチャートを図 5.8 に，パケット転送処理のフローチャートを図 5.6 に示す．転送待機時間に基づく応答パケットとデータパケットの転送手順を以下に示す．

1. 応答パケットやデータパケットを受信したとき，各端末は優先転送端末との関係性と，転送待機時間に基づいたパケット転送を行う．ここで，応答パケットやデータパケットには，送信元端末アドレス，あて先端末アドレス，優先転送端末，あて先端末までのホップ数，送信元端末までのホップ数，シーケンス番

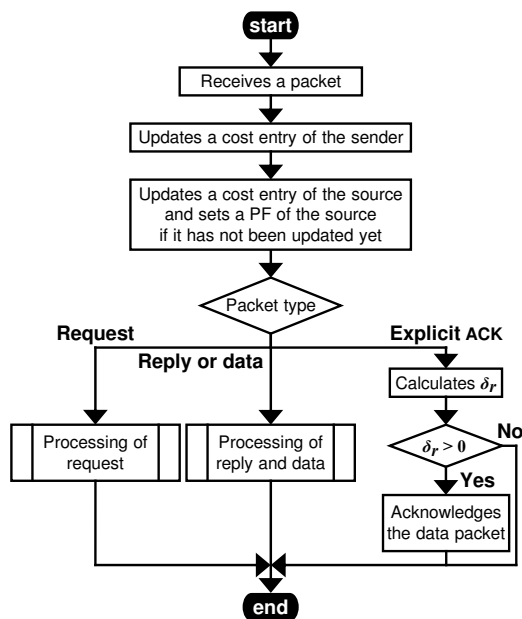


図 5.4 フローチャート: パケット受信処理

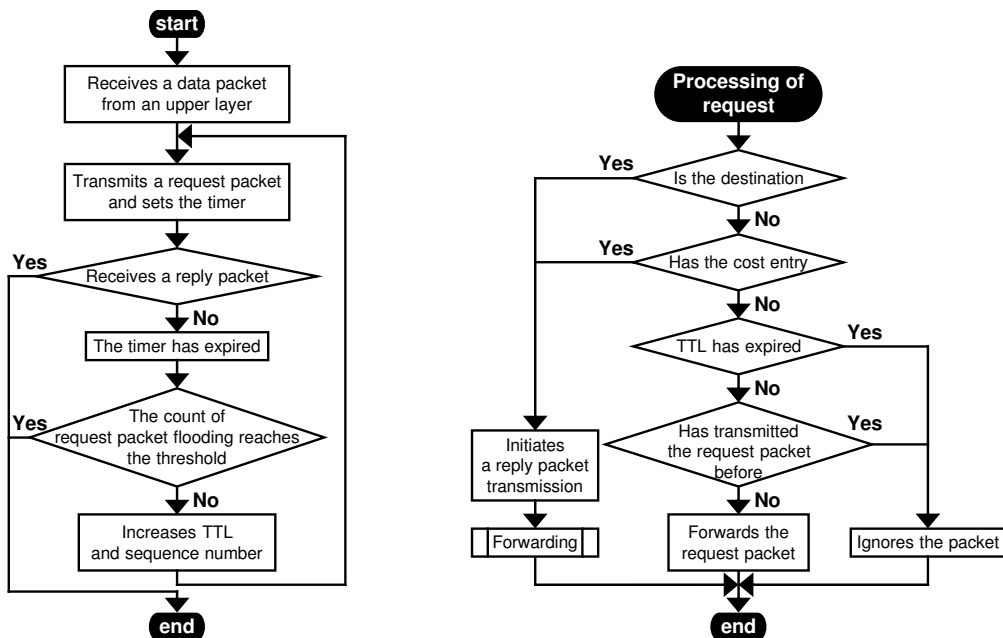


図 5.5 フローチャート: 送信元端末における通信要求処理

図 5.6 フローチャート: 要求パケット受信処理

号, TTL などが格納されている. なお, 送信端末アドレスを他層から取得できない場合, パケット送信時に送信端末アドレスをヘッダに記録する. また, 送信元端末は, 自身がつめて先端末までのホップ数の二倍の値を TTL として設定する.

2. 応答パケットやデータパケットを受信したとき, 受信端末はパケットが受信済みか否か確認する. 未受信である場合, パケットの送信端末は自身がつめた優先転送端末と同一か確認する. 同一である場合, パケットを転送せずに破棄する.

3.

黒塗り部分: 外部団体の著作権により非公開

4. 自身が優先転送端末でない場合, 各受信端末 r は式 (5.2) を用いて算出した δ_r に基づき転送待機時間 b_r を算出し転送待機を行い, 転送端末候補となる. なお, 転送待機時間算出の詳細は 5.3.2 で述べる.
5. 待機時間内に同一パケットを受信した場合, δ_r を算出する. $\delta_r > 0$ となった場合, 転送端末候補は受信パケットを暗黙的確認応答と判断し, 転送を停止する. $\delta_r \leq 0$ となった場合, パケットを無視する.

図 5.7 は, 端末 A と端末 B がお互いに通信範囲内であり, 近傍関係であることから, お互いの通信を暗黙的確認応答として用いることが可能である. しかし, 端末 A と端末 B がお互いに通信範囲外である場合, 互いの通信を検知できず, 冗長なパケット転送が発生する可能性がある. これを解決するため, 明示的確認応答を用いることで不必要なパケット転送の停止を行う. PRIOR における明示的確認応答の詳細は 5.3.5 で述べる.

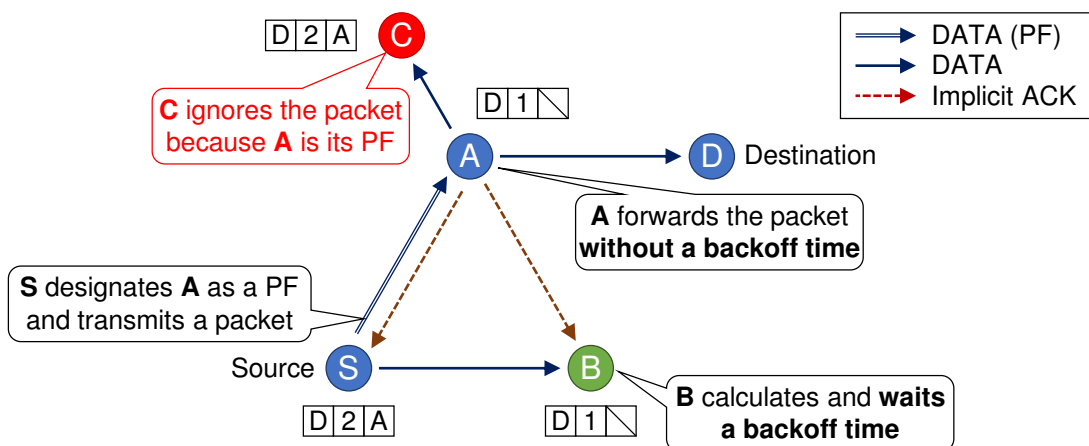


図 5.7 PRIOR におけるパケット転送例

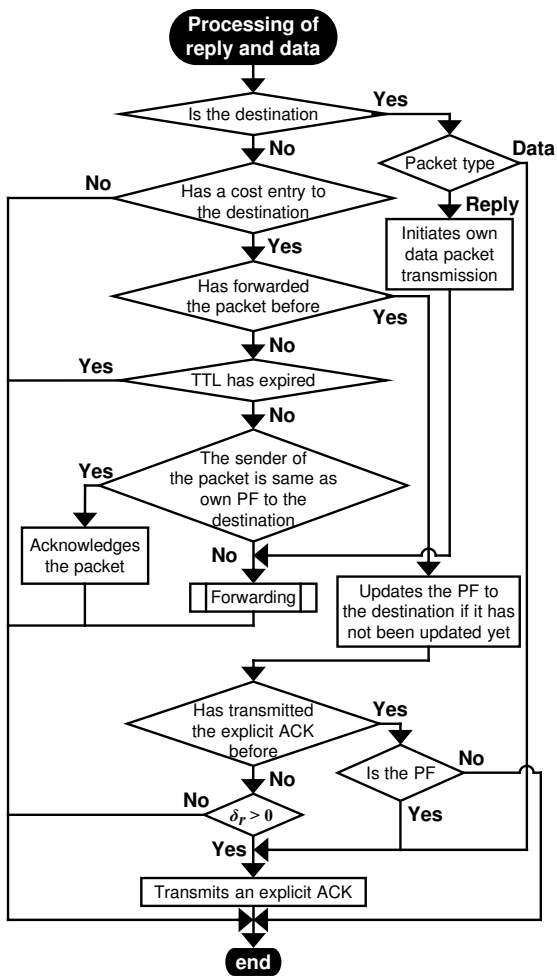


図 5.8 フローチャート: データパケット受信処理

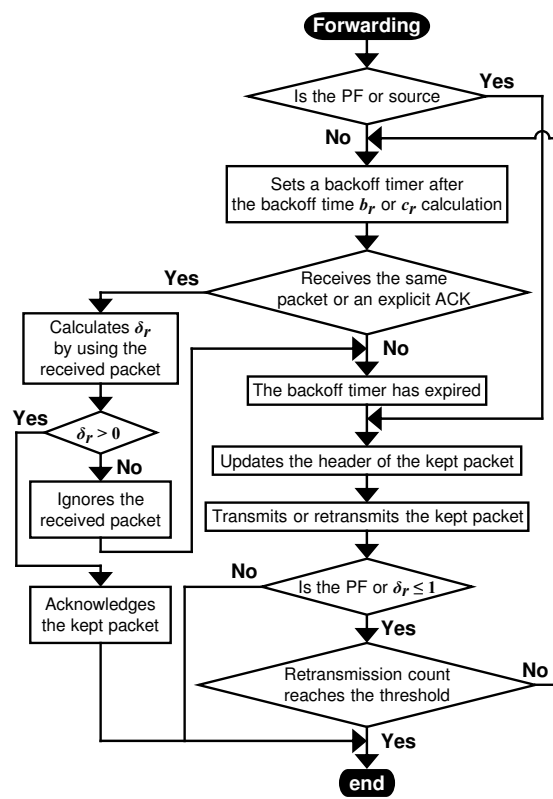


図 5.9 フローチャート: パケット転送処理

図 5.10, 図 5.11 は, QualNet 5.1 [37] を用いて, PRIOR で構築された転送経路の例を示している. このシミュレーションでは, 単一の双方向フローを送信元端末とあて先端末間で発生させ, 10 秒経過したときに各端末がもつ情報を示している. 各端末は, 分散的に送信元端末とあて先端末それぞれへのコスト情報を持ち, 自身の近傍端末から優先転送端末を動的に設定することで, 柔軟な優先転送端末設定を行うことが可能である.

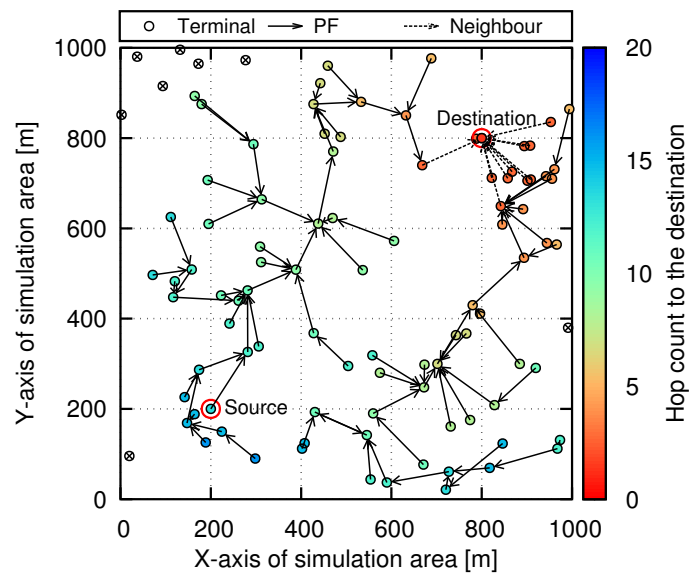


図 5.10 PRIOR におけるあて先端末への転送経路例

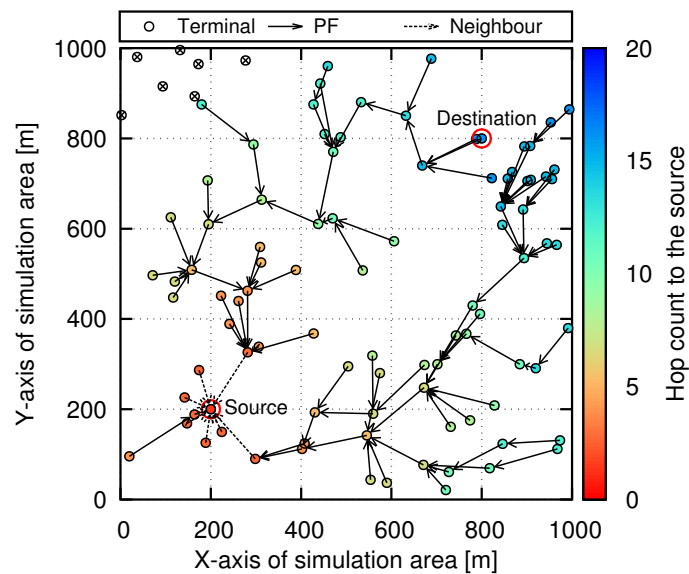


図 5.11 PRIOR における送信元端末への転送経路例

5.3.2 シグモイド関数に基づく待機時間算出

転送待機時間に基づく OR では、各端末が自律的に算出する転送待機時間に基づきパケットの転送を行うことで、特定の経路に依存せず転送経路の多様性を得ることができる。しかし、従来手法の転送待機時間算出では、適切な転送端末選択が行えず、あて先端末により近い端末がパケットを受信した場合にも先に転送できるとは限らないという問題があった。そのため、不必要な転送パケットやホップ数の増加に伴う通信資源の消費が発生する可能性がある。

そこで、パケットを受信した端末間で常にあて先端末に近い端末が優先されるシグモイド関数に基づいた転送待機時間算出を提案する。端末密度が十分に高い環境下において、送信元端末とあて先端末間で双方向にパケットが転送されているものとし、転送に参加している各端末は自身もつコスト情報を正しく更新できているものとする。このような状況下で、端末 i がパケットを送信したとき、送信されたパケットを受信した端末 r は、受信パケットに記録されている h_{id} と自身もつ h_{rd} を利用して δ_r を算出する。パケット受信時における δ_r 算出の例を図 5.12 に示す。ここで、受信端末 r が送信端末 i の近傍端末である場合、受信端末 r がもつ h_{rd} は、 $h_{id}-1 \leq h_{rd} \leq h_{id}+1$ の範囲内となると考えられる。受信端末 r は式 (5.2) より、自身もつホップ数 h_{rd} から推定ホップ数 \hat{h}_{rd} を減算することで δ_r を算出する。よって、送信端末 i の近傍端末であるパケットの受信端末 r が算出する δ_r は $0 \leq \delta_r \leq 2$ の範囲内となる。一方

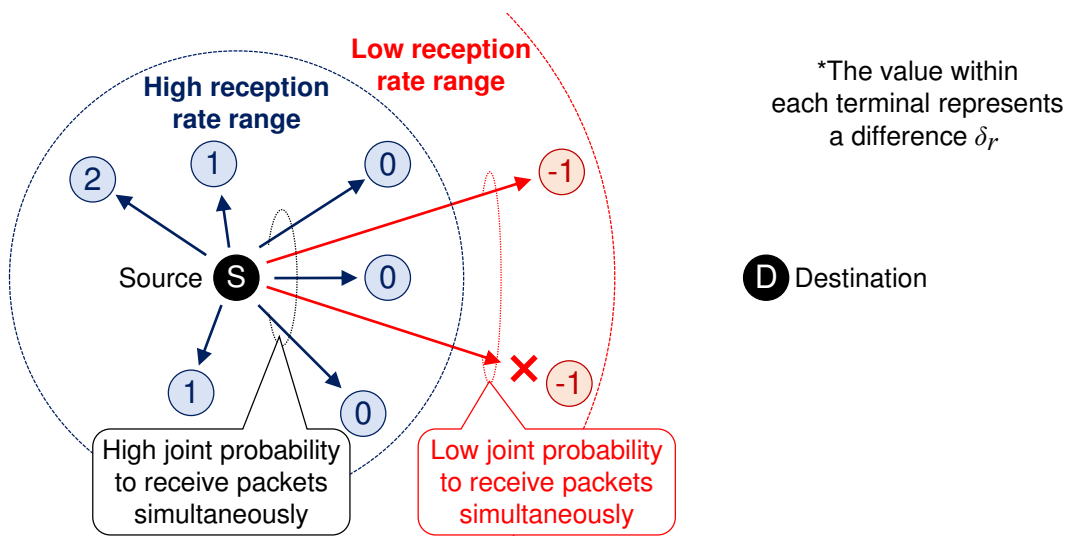


図 5.12 各端末のパケット受信時における δ_r 算出例

で、受信端末 r が送信端末 i の近傍端末でない場合、とり得る中継経路は経路の飛越しや 3 ホップ以上の迂回となると考えられる。このとき、受信端末 r が算出する δ_r は、 $\delta_r < 0$ もしくは $\delta_r > 2$ となる。よって、受信端末 r が $0 \leq \delta_r \leq 2$ の範囲内である場合、送信端末の近傍範囲内であることから、 $\delta_r < 0$ や $\delta_r > 2$ の範囲内となる端末と比較して、高い受信成功率を伴ってパケットを受信したと考えられる。そのため、同一の δ_r となる端末間で複数の端末が同時に受信する確率が高いと考えられ、衝突回避のための乱数幅を増加させる必要がある。一方、偶発的に受信に成功した $\delta_r < 0$ もしくは $\delta_r > 2$ となる端末では、各端末の受信成功率が低いため同時に複数の端末が受信する確率は著しく低下すると考えられ、衝突回避のための乱数幅は近傍端末群と比較して小さいもので良いと考えられる。

そこで、提案手法では上述した特徴に基づき、 δ_r の増加もしくは減少に応じてそれぞれ 0 もしくは 1 に収束するシグモイド関数に基づいた固定転送待機時間算出及びシグモイド関数の変化量に基づいたランダム転送待機時間算出を行う。固定転送待機時間 $s_r(\delta_r)$ は式 (5.6) より算出される。

$$s_r(\delta_r) = \frac{1}{1 + \exp(-\alpha(\delta_r - \beta))} \quad (5.6)$$

ここで、 α は $s_r(\delta_r)$ のゲイン、 β は変曲点の位相を変化させる変数である。受信端末 r は、シグモイド関数に基づき δ_r に応じて算出される固定待機時間 $s_r(\delta_r)$ を用いることで、 δ_r ごとに優先度が与えられる。つまり、 $s_r(\delta_r)$ は各 δ_r ごとに算出される転送待機時間 b_r の下限となる。更に、受信端末 r は、 $s_r(\delta_r)$ の変化量を利用してランダム待機時間を算出し、上記の固定待機時間に加算する。ランダム待機時間 $\mu_r(\delta_r)$ は式 (5.7) より算出される。

$$\mu_r(\delta_r) = u(s_r(\delta_r + \gamma) - s_r(\delta_r)) \quad (5.7)$$

ここで、 γ は各 δ_r 間の境界を、 u は (0, 1) の一様乱数を示している。ランダム待機時間 $\mu_r(\delta_r)$ は $s_r(\delta_r + \gamma)$ と $s_r(\delta_r)$ の差に基づいて算出され、変曲点に近いほど大きい乱数幅となることで、近傍端末群には大きな乱数幅を与え、それ以外の端末群には小さい乱数幅を与える。転送待機時間 b_r は、算出した固定待機時間 $s_r(\delta_r)$ とランダム待機時間 $\mu_r(\delta_r)$ を用いて算出される。

$$b_r = T_{\max}(s_r(\delta_r) + \mu_r(\delta_r)) \quad (5.8)$$

ここで T_{\max} は最大転送待機時間である。受信端末 r は、算出した固定待機時間 $s_r(\delta_r)$ とランダム待機時間 $\mu_r(\delta_r)$ を加算し、最大転送待機時間 T_{\max} を乗算することで、転

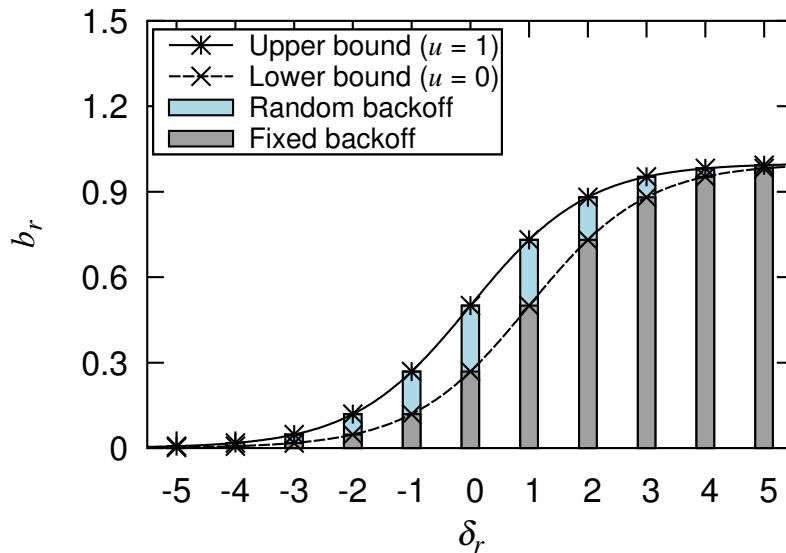


図 5.13 PRIOR における転送待機時間算出 ($T_{\max} = 1, \alpha = \beta = \gamma = 1$)

送待機時間 b_r を算出する. $T_{\max} = 1$ とした場合の PRIOR での転送待機時間算出の例を図 5.13 に示す. 図のように, 自身の近傍に存在する端末には, 複数の端末が転送端末候補となるため, ランダム待機時間幅を増加させることで衝突回避を行い, 自身の近傍に存在しない端末には, 近傍端末に比べ転送端末候補は少なくなるため, ランダム待機時間幅を減少させることで, 不必要な待機時間を削減する.

5.3.3 優先転送端末の更新

PRIOR では, 各端末が優先転送端末をもつが, アドホックネットワークでは各端末が移動するため, トポロジーの変化により優先転送端末が不適当なものになる可能性がある. PRIOR では, 順経路と逆経路の packets を利用した優先転送端末の更新を行う. 優先転送端末の更新例を図 5.14, 図 5.15 に示す. なお, 更新は各 packets に対して一度のみ行われる.

図 5.14 に順経路の packets を利用した優先転送端末の更新例を示している. まず, packets を転送した端末は, 自身が送信した packets が優先転送端末によって転送されたか否かを確認する. 優先転送端末によって転送された場合, 優先転送端末は近傍に存在しているため, 何も行わない. 優先転送端末以外の端末によって転送された場合, 転送端末は優先転送端末を受信した packets の送信端末に変更する.

図 5.15 に逆経路の packets を利用した優先転送端末の更新例を示している. packets

トを受信した端末は、パケットを送信した端末が逆経路の優先転送端末であるか否かを確認する。逆経路の優先転送端末である場合、優先転送端末を利用して転送が行われているため、何も行わない。逆経路の優先転送端末でない場合、逆経路の優先転送端末を受信したパケットの送信端末に変更する。これにより、双方向の通信を利用して、優先転送端末の更新を行うことで、トポロジーの変化に適応する。

また、PRIOR では、上述したように優先転送端末を用いることから、端末が高速で移動する環境下では性能が低下する可能性がある。そのため、移動速度が PRIOR の性能に与える影響を 5.4 でコンピュータシミュレーションを用いて性能評価を行っている。

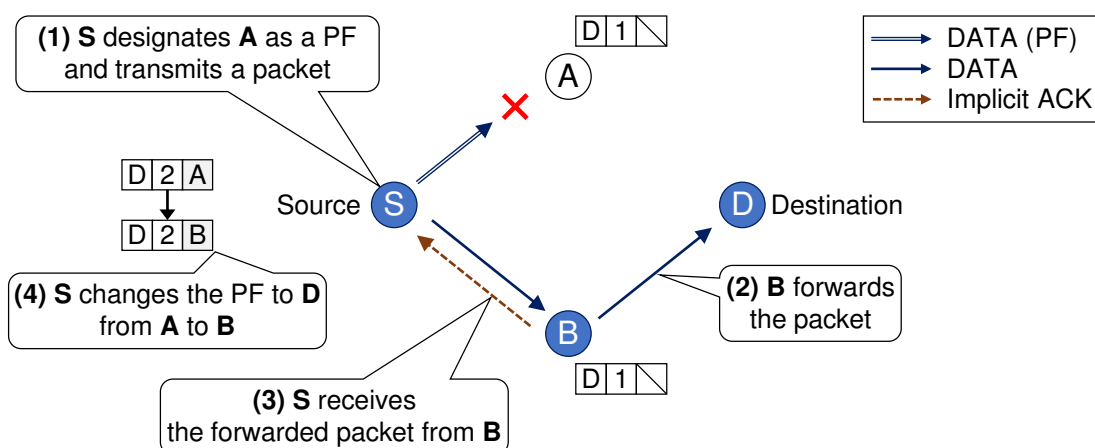


図 5.14 順経路パケットを利用した優先転送端末の更新

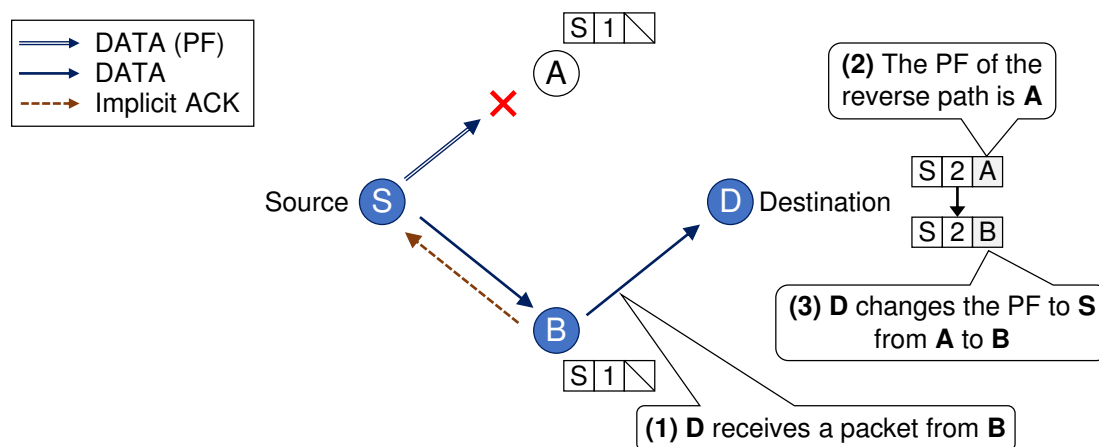


図 5.15 逆経路パケットを利用した優先転送端末の更新

5.3.4 領域制限形再送制御

従来の OR では、転送に利用する領域内に疎な領域を含む場合、複数の端末を利用したパケット転送ができず、経路の多様性を得ることが困難となる。そこで、PRIOR では各ホップでの再送制御を行うことで、疎な領域でのパケット転送を補助する。また、全ての端末が自律的に再送制御を行った場合、通信資源を過剰に消費してしまう可能性がある。そこで、優先転送端末との近傍関係に基づいた領域制限形の再送制御を提案する。

図 5.16 に PRIOR における再送制御の動作例を示す。各転送端末はパケット転送時に自身が更新する直前にパケットに記録されていた優先転送端末との近傍関係を確認する。転送端末が優先転送端末である場合、再送制御を開始する。転送端末が優先転送端末の近傍端末であり、 $\delta_r \leq 1$ である場合、再送制御を開始する。ここで、各端末は、自身もつ優先転送端末までのコスト情報を確認することで、近傍端末か否かを確認する。なお、コスト情報に記録されたホップ数が 1 である場合、近傍端末とする。そうでない場合、端末 r は優先転送端末の近傍端末でないため、保持しているパケットを破棄し再送制御を行わない。再送制御を開始した転送端末は、式 (5.9) より再送待機時間 c_r を算出する。

$$c_r = b_r + \epsilon T_{\max} \quad (5.9)$$

ここで ϵ は、直前のパケット転送との衝突を回避するためのインターバルである。そ

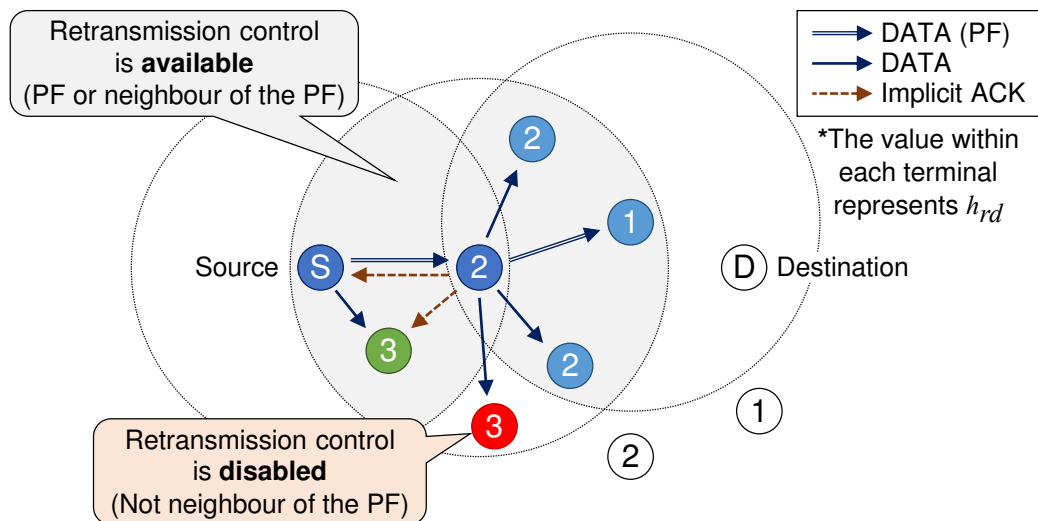


図 5.16 PRIOR における領域制限形再送制御

のため、 ϵ は十分に大きい値を設定する必要がある。再送待機中に同一パケットを受信した場合、転送端末は δ_r を計算する。このとき、 $\delta_r \leq 0$ である場合、端末 r は受信パケットを暗黙的確認応答と判断し、再送制御を停止する。待機時間内に暗黙的確認応答が行われなかった場合、端末はパケットの転送が失敗したと判断し、パケットの再送を行う。再送回数がしきい値に達してない場合、再度再送待機時間を計算し、再送待機を行う。再送回数がしきい値に達した場合、端末は再送制御を終了し、保持しているパケットを破棄する。

5.3.5 ホップ数に基づく明示的確認応答

転送待機時間に基づく OR では、自身が転送したパケットと同一のパケットを再度受信することで、暗黙的確認応答を行う。しかし、転送端末がパケットの再受信に失敗した場合、不必要なパケットの転送や再送が行われ、通信資源を消費する。SSR や SRP では、明示的確認応答を利用することで上述した問題に対応しているが、ACK パケットを受信した全ての端末が転送を停止するため、自身よりあて先端末に近い端末が受信した場合などの場合にも転送が停止され、必要なパケット転送が停止される可能性がある。

上述した従来手法の明示的確認応答の問題点を解決するため、各端末がもつホップ数に基づいた明示的確認応答を提案する。PRIOR では、ACK パケットに送信元アドレス、あて先端末までのホップ数、シーケンス番号を格納する。図 5.17 と図 5.18 に PRIOR における明示的確認応答の例を示す。なお、本機能を有効にした PRIOR を PRIOR-E と呼称する。

図 5.17 は後方領域に存在する端末や不必要に迂回した転送となる転送端末候補への ACK パケット送信例を示している。パケットを転送した端末は、転送したパケットと同一のパケットを受信した場合、自身の転送が成功したと判断し ACK パケットを送信する。ACK パケットを受信した各端末は δ_r を算出し、 $\delta_r > 0$ である場合、受信端末は ACK パケットを送信した端末より迂回した転送を行う端末であるため、自身の転送を停止する。 $\delta_r \leq 0$ である場合、自身は ACK パケットを送信した端末よりあて先端末により近い端末であるため、ACK パケットを無視する。また、あて先端末は、データパケット受信時に、データパケットの代わりに ACK パケットを送信することで自身の近傍端末に転送が完了したことを通知し、近傍端末のパケット転送を停止する。なお、あて先端末は既に同一のデータパケットを受信済みであった場合にも、再度 ACK パケットを送信する。

図 5.18 は確認応答を行えずに孤立した端末に対する ACK パケット送信例を示している。再送制御が有効であり、自身の近傍端末全てが転送を完了していた場合、自身が送信や再送するパケットが転送されず、自身の転送が失敗したと誤認し、不必要に再送が繰り返される可能性がある。そこで、優先転送端末は、自身が既に確認応答済みである場合にも ACK パケットを送信することで孤立した端末のパケット転送を停止する。これにより、近傍端末全てが確認応答済みである場合にも確認応答を行うことが可能となる。

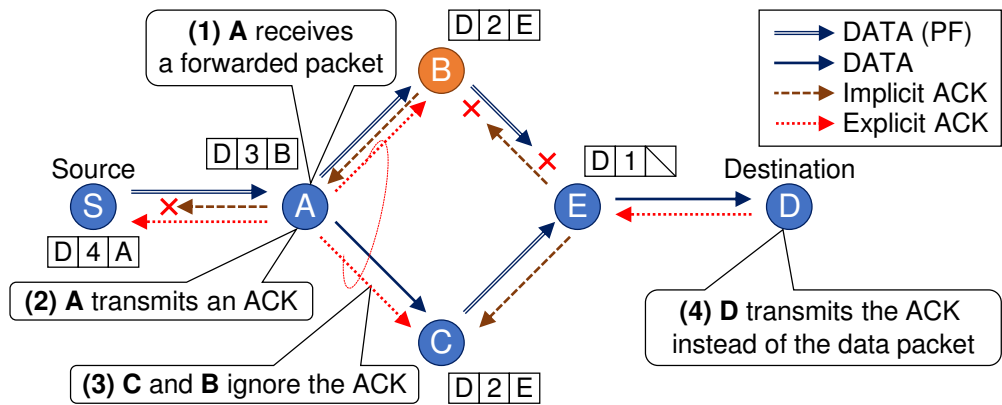


図 5.17 後方領域への明示的確認応答

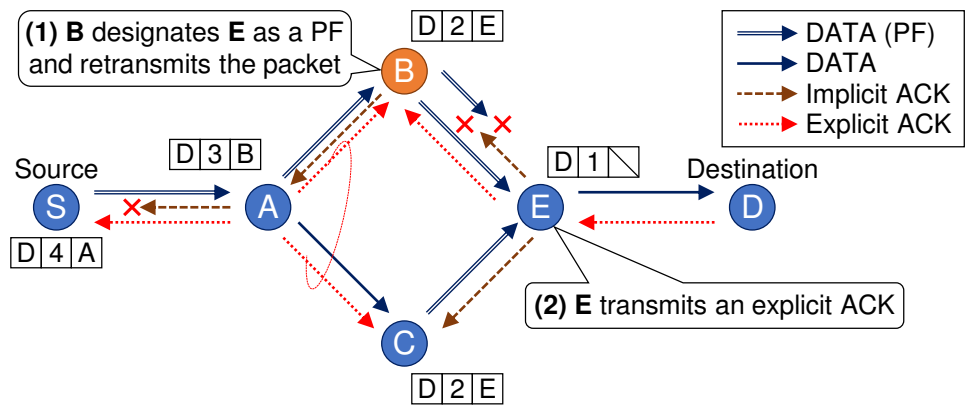


図 5.18 孤立端末への明示的確認応答

5.4 性能評価

5.4.1 シミュレーション環境

本章では QualNet 5.1 [37] を用いたコンピュータシミュレーションによる性能評価を行う。比較対象には AODV, SSR, SRP, LFBL, 及び提案手法である PRIOR, 明示的確認応答を有効にした PRIOR である PRIOR-E を用いる。本シミュレーションでは 1,000m 四方のシミュレーション領域に端末をランダムに配置する。各端末の無線通信方式には IEEE 802.11b [38] を利用し、通信半径は 150m, 通信速度は 11Mbps とする。なお, RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send) は利用しない。電波減衰モデルに 2 波モデルを用いる。データ送信には, 全端末から 2 端末ランダムに選択し, 双方向に 1,000Byte のパケットを UDP (User Datagram Protocol) [39] で 1,000 個送信する。本シミュレーションでは, 再送制御を行う場合と行わない場合それぞれについて評価を行う。AODV は再送制御の機能をもたないが, データパケットはユニキャストを利用して送信される。そのため, IEEE 802.11 MAC の ARQ を利用することが可能である。SSR と LFBL は再送機能をもたず, データパケットはブロードキャストを利用して送信される。そのため, IEEE 802.11 MAC の ARQ を利用することができないことから, SSR と LFBL では再送制御を利用することはできない。SRP は再送機能をもつが, 経路修復機能と組み合わせて利用される。そのため, 文献 [51] で提案されている動作を再現するため最大再送回数 n を 2 とする。AODV, PRIOR, 及び PRIOR-E では最大再送回数を自由に変更することが可能である。そのため, 最大再送回数 n を 0, 1, 3 と変化させ, それぞれ性能評価を行う。各コスト表のコスト情報の保持期間は 3 秒とする。各手法の転送待機時間を算出する変数 T_{SSR} と T_{lfbl} は 2.5 ミリ秒, T_{pri} は 0.5 ミリ秒, T_{srp} と T_{max} は 5 ミリ秒とする。PRIOR における待機時間算出時の変数である α , γ 各 δ_r 間で算出される待機時間幅の干渉を防ぐため 1 とする。なお, δ_r が 0 のときのランダム待機時間を最大化するため, β は 0.5 とする。再送制御と直前のパケット転送間での干渉を防ぐため ϵ は 3 とする。また, あて先端末はパケットの受信順序の逆転を許容せず, 受信済みパケットより新しいパケットにのみ受信処理を行う。

(1) 性能評価 1

性能評価 1 では, 端末密度が各手法に与える影響を評価する。移動モデルにはランダムウェイポイント (移動速度 0m/s から 10m/s, ウェイティングタイム 0 秒) とし, 端末数を 20 から 200 まで 20 ごとに变化させた。

(2) 性能評価 2

性能評価 2 では、移動速度が各手法に与える影響を評価する。端末数は 100 とし、移動モデルにはランダムウェイポイント（ウェイティングタイム 0 秒）とし、各端末の移動速度を 2m/s から 20m/s まで 2m/s ごとに固定的に変化させた。

評価指標

評価指標として、エンドエンド間でのパケット伝送成功率、通信遅延、ホップ数に加え合計送信パケット数を用いる。エンドエンド間でのパケット伝送成功率は、送信元端末によって送信されたパケットがあて先端末に到達した割合を示している。提案手法では複数の端末を利用してパケットを転送することから、従来の経路制御と比較してパケット伝送成功率が改善すると考えられる。更に、各ホップでの再送制御を組み合わせることから、複数の端末を利用したパケット転送が困難な環境下においても伝送成功率の改善が得られると考えられる。そこでパケット伝送成功率を評価指標とすることで、各制御がパケット伝送成功率に与える影響を評価する。エンドエンド間での通信遅延は、各パケットのエンドエンド間での通信遅延を示す。提案手法では優先転送端末を利用することで転送待機することなくパケットを転送することが可能である。そのため、従来手法と比較して各ホップでの待機時間が減少する可能性があるため、エンドエンド間での通信遅延が小さくなると考えられる。一方で、再送制御利用時には、パケット伝送成功率の改善が得られる一方、再送待機時間による通信遅延の増加が懸念される。そのため、エンドエンド間での遅延を評価指標とすることで、優先転送端末を利用した優先転送、提案手法による待機時間算出、各ホップでの再送制御がエンドエンド間での通信遅延に与える影響を評価する。ホップ数は各パケットがあて先端末に到達するまでに経由したホップ数を示している。提案手法の待機時間算出では、あて先端末に近い端末が常に優先的に転送することが可能となる。そのため、従来手法と比較して、不必要な迂回転送が発生する可能性が少なくなることから、ホップ数が減少する可能性がある。そこで、ホップ数を評価指標とすることで、各手法の待機時間算出や、制御の差異がホップ数に与える影響を評価する。合計送信パケット数はシミュレーション時間内に送信された合計パケット数を示している。OR では複数の中継経路を利用してパケットを転送することから、AODV などの従来の単一経路形の経路制御と比較して送信パケット数が増加する可能性がある。また、SSR, SRP, PRIOR-E では ACK パケットを利用することで不必要なパケット転送を停止することが可能である、そのため、合計送信パケット数を評価指標とすることで、単一経路形の経路制御や、ACK パケット利用の可否が送信パケット数に与える影響を評価する。

5.4.2 評価結果

(1) 性能評価 1

図 5.19～図 5.22 に性能評価 1 の評価結果を示す。図 5.19 はパケット伝送成功率を示している。結果より、AODV, SSR, SRP は低いパケット伝送成功率となっていることがわかる。AODV では単一の経路を利用してパケットの転送を行うことから、端末密度が増加した際にもパケット伝送成功率の改善を得ることが困難である。SSR や SRP では端末密度の増加に従いパケット伝送成功率が改善しているが、LFBL, PRIOR, PRIOR-E ほどの改善は得られていない。これは、SSR や SRP では、明示的確認応答を利用した不必要なパケット転送の抑制が行われているが、SSR や SRP で用いられる ACK パケットでは受信範囲にいる全ての端末が転送を停止することから、必要なパケット転送も停止する可能性がある。その結果、過剰にパケット転送が抑制され、パケット伝送成功率が低下したと考えられる。LFBL, PRIOR ($n = 0$), PRIOR-E ($n = 0$) では AODV, SSR, SRP と比較して高いパケット伝送成功率を実現している。SSR や SRP とは対照的に、LFBL や PRIOR では、明示的確認応答に頼らず同一のデータパケットを再受信することで確認応答としている。そのため、各転送端末候補がより転送を行う機会を得やすいため、パケット伝送成功率が向上したと考えられる。PRIOR-E ($n = 0$) では、LFBL や PRIOR と比較して、わずかにパケット伝送成功率の低下が発生している。これは、PRIOR-E で用いられる明示的確認応答では、ホップ数を考慮することで不必要なパケット転送に限定した転送の停止を行っているが、必要なパケット転送もわずかに抑制され、パケット転送がわずかに低下したと考えられる。PRIOR ($n = 1, 3$), PRIOR-E ($n = 1, 3$) では、再送制御を利用することで端末密度が低下した場合においても高いパケット伝送成功率を実現している。また、PRIOR-E ($n = 3$) では端末密度に依らず、パケット伝送成功率の改善されている。PRIOR と PRIOR-E では、再送制御を OR と組み合わせることで、端末密度が疎な環境下では、再送制御によるパケット転送の補助が行われることで、端末密度に依存しない転送制御を実現している。しかし、明示的確認応答を無効にしている PRIOR では、端末密度が高い環境下においてパケット伝送成功率の低下が発生している。これは、明示的確認応答を無効にしているため、各端末がパケットの再受信のみを利用した暗黙的確認応答を行うことから、パケットの再受信の失敗などが発生した場合、不必要なパケット転送が発生する。その結果、通信資源を過剰に消費することで通信負荷となり、パケット伝送成功率が低下したと考えられる。

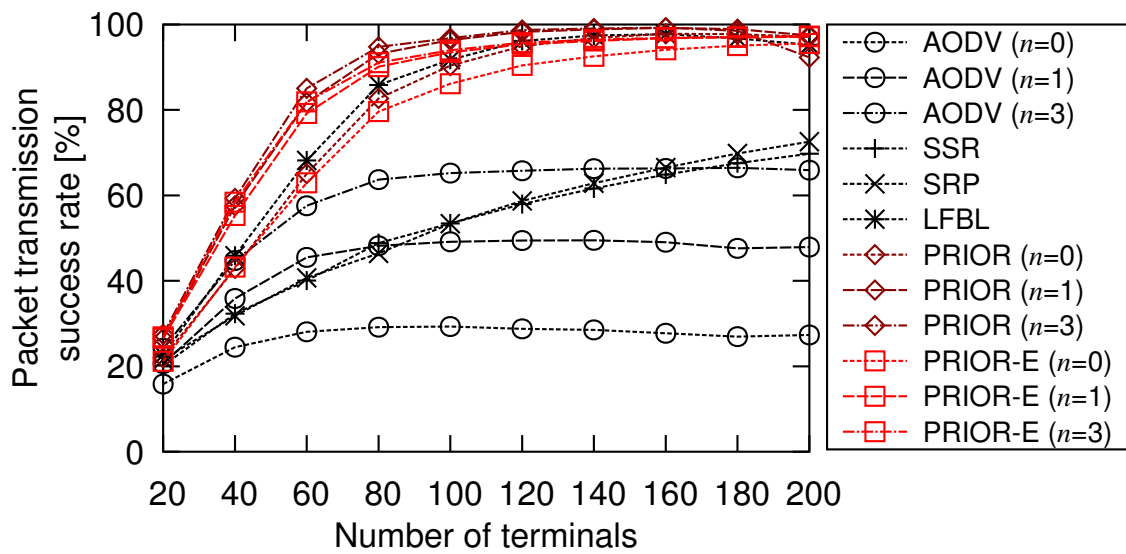


図 5.19 性能評価 1: パケット伝送成功率

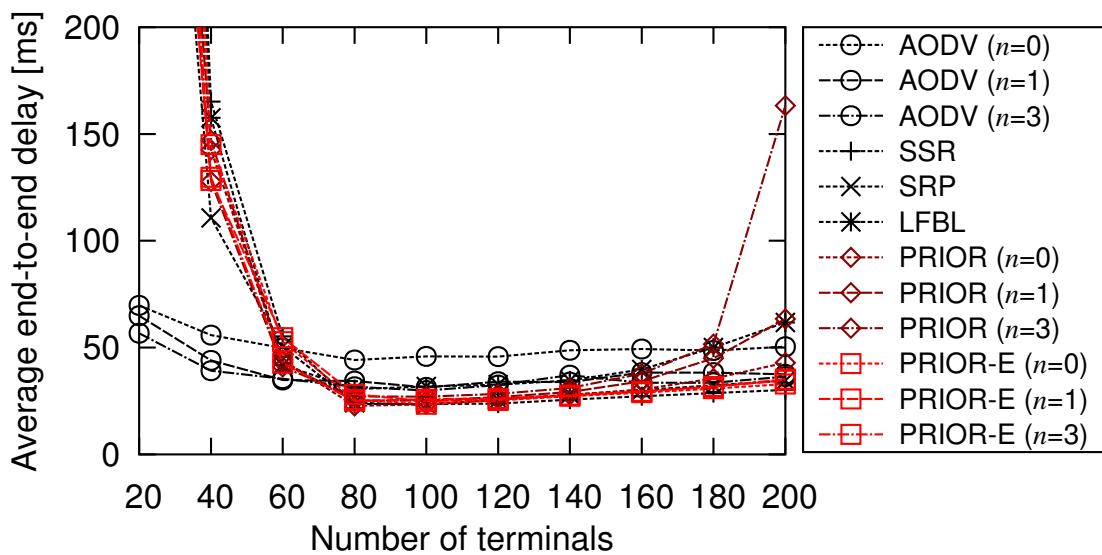


図 5.20 性能評価 1: エンドエンド間での伝送遅延

図 5.21 に平均ホップ数を示す。結果より、AODV では全手法の中でも最も低いホップ数を実現している。AODV は経路構築時における最短経路を用いてパケットを転送する。そのため、単一の経路に依存せずにパケットを転送する OR に比べ、短いホップ数でパケットを転送できたと考えられる。SSR, SRP, PRIOR-E では、明示的確認応答を利用して不必要に迂回したパケット転送を抑制していることから、LFBL や PRIOR と比較して短いホップ数となっている。特に、PRIOR-E では、パケット伝送成功率を低下させることなくホップ数の短縮を実現している。これは、PRIOR-E で用いられる明示的確認応答では、ACK パケット受信時に確認応答とする基準にホップ数を用いることで、不必要なパケット転送を判別することができていると考えられる。さらに、再送制御を有効にした場合においても、PRIOR-E ではホップ数の増加割合が小さい。これは、明示的確認応答により再送制御を正しく停止することに成功しているため、不必要な再送制御が発生せず、必要なパケット転送のみが行われていることが分かる。一方、LFBL では、端末密度に依らず他の手法と比較して長いホップ数となっていることが分かる。上述したように、LFBL では、明示的確認応答を利用せずに同一パケットの再受信による暗黙的確認応答を行う。また、再受信時に確認応答となる条件を、自身よりあて先端末に近い端末がパケットを転送した場合に限定している。また、LFBL での待機時間算出では、迂回となるか否かのみを考慮して転送端末選択を行うことから不必要な迂回転送が発生し、ホップ数が増加したと考えられる。PRIOR ($n = 3$) もまた高端末密度下でホップ数が大きく増加している。PRIOR ($n = 3$) では、明示的確認応答を無効にしており、再送制御を有効にしていることから、高端末密度下では、通信負荷が増大する。その結果、通信負荷が増大した領域を迂回するためのパケット転送が発生し、ホップ数が増加したと考えられる。

図 5.20 はエンドエンド間での通信遅延を示している。結果より、AODV では端末密度に依らず安定した通信遅延を実現している。AODV では転送待機時間を必要とせず、最短経路に基づいてパケットを転送することから、遅延が可能な限り削減できていると考えられる。しかし、端末密度の増加に従い、通信遅延は相対的に増加していることが分かる。AODV では、パケット損失発生時にデータリンク層での ARQ を利用してパケットの再送を行うため、再送前に ARQ による再送待機が行われる。更に、一定回数パケットの再送が失敗した場合、AODV では経路の再構築を行う必要があるため、待機による遅延が発生する。一方、OR では、パケットの再送や経路再構築をすることなく、自律的に異なる転送経路選択してパケットを転送することが可能である。そのため、高端末密度下では、多様な転送経路選択を行うことができ、通信遅延を低減することができたと考えられる。特に PRIOR ($n = 0$) や PRIOR-E ($n = 0, 1, 3$) で

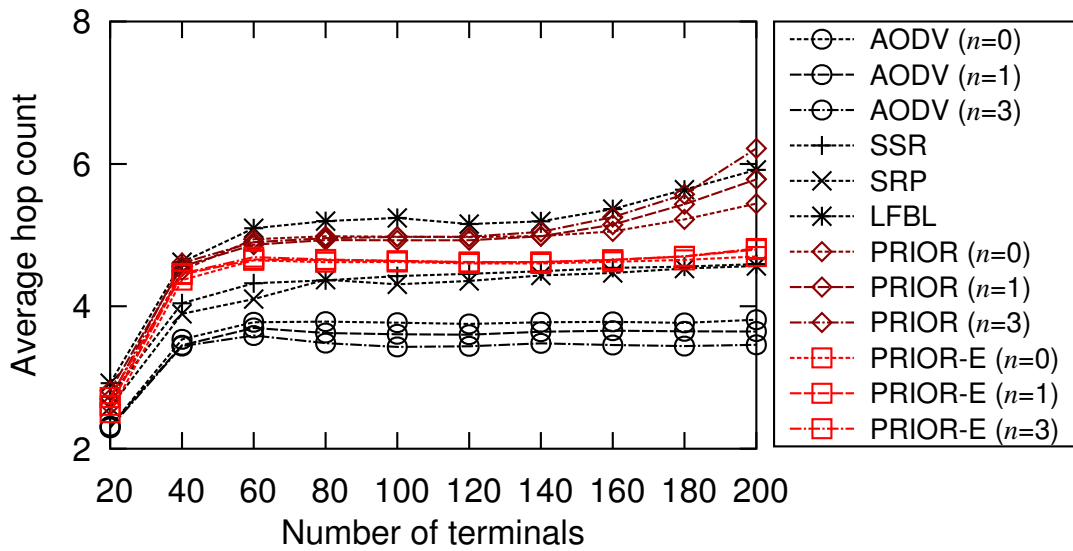


図 5.21 性能評価 1: 平均ホップ数

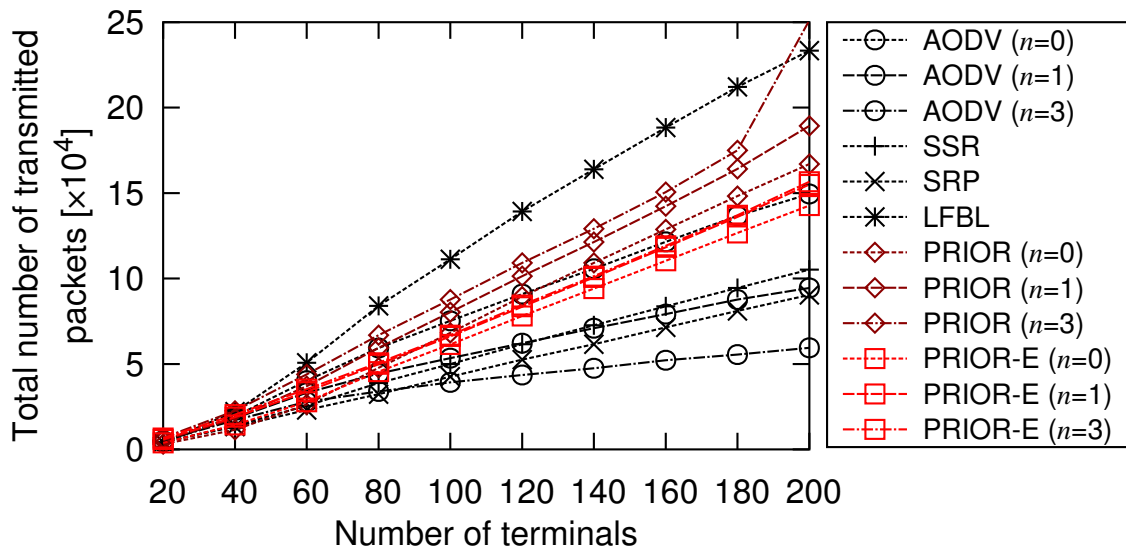


図 5.22 性能評価 1: 合計送信パケット数

は、端末数が 60~200 端末のときに通信遅延が大きく減少している。また、SSR も非常に小さい通信遅延となっているが、SSR では明示的確認応答により無差別にパケット転送が停止され、迂回転送が過剰に抑制されてしまうため、通信遅延が減少しているが、パケット伝送成功率も大きく低下している。PRIOR や PRIOR-E では、優先転送端末やあて先端末に近い端末が常に優先される待機時間算出式を用いることで、転送端末選択が改善され、パケット伝送成功率を減少させることなく、遅延を低減できていることが分かる。

図 5.22 は合計送信パケット数を示している。高端末密度下では、AODV ($n = 3$) は最も小さい合計送信パケット数となっていることが分かる。AODV では、OR と異なり、単一の転送経路を利用してパケット転送を行う。そのため、複数の転送経路を利用する OR と比較して、合計送信パケット数が小さくなったと考えられる。対照的に LFBL や PRIOR ($n = 3$) では、合計送信パケット数が著しく増加していることが分かる。これは、LFBL や PRIOR では、明示的確認応答を利用せずに同一のデータパケットの再受信に基づいた暗黙的確認応答を行う。そのため、データパケットの再受信に失敗した場合、パケットの転送が行われなかったと誤認し、不必要なパケット転送の発生につながり、合計送信パケット数が増加したと考えられる。PRIOR-E ($n = 1, 3$) では AODV, SSR, SRP と比較して高い合計送信パケット数となっているが、LFBL や PRIOR ($n = 1, 3$) と比較すると非常に少ない送信パケット数となっている。また、図 5.19 より PRIOR-E($n = 1, 3$) では、非常に高いパケット伝送成功率を達成している。そのため、PRIOR-E では、OR に各ホップでの再送制御と明示的確認応答を組み合わせることで、低負荷で高いパケット伝送成功率を実現できていることが分かる。

(2) 性能評価 2

図 5.23 はエンドエンド間でのパケット伝送成功率を示している。結果より、AODV では、移動速度の増加に従いパケット伝送成功率がわずかに低下している。これは、移動に伴い経路の再構築が行われるが、近傍端末を利用することで経路を効率的に再構築できているため、大きな低下にはならなかったと考えられる。OR では適応的に転送経路を変更することで、移動速度の増加による大きなパケット伝送成功率の低下は見られない。特に PRIOR ($n = 1, 3$), PRIOR-E ($n = 1, 3$) では、端末の移動速度に依らず、高いパケット伝送成功率を実現している。そのため、PRIOR や PRIOR-E では優先転送端末を利用しているが、トポロジーが短時間で変化する環境下においても、パケット伝送成功率には大きな影響を与えないことが分かる。また、低速環境下では、各手法ともにパケット伝送成功率の低下がみられる。これは、低速環境下ではトポロジーの変化が乏しいことから、初期に生成されたトポロジーに大きく依存する。その

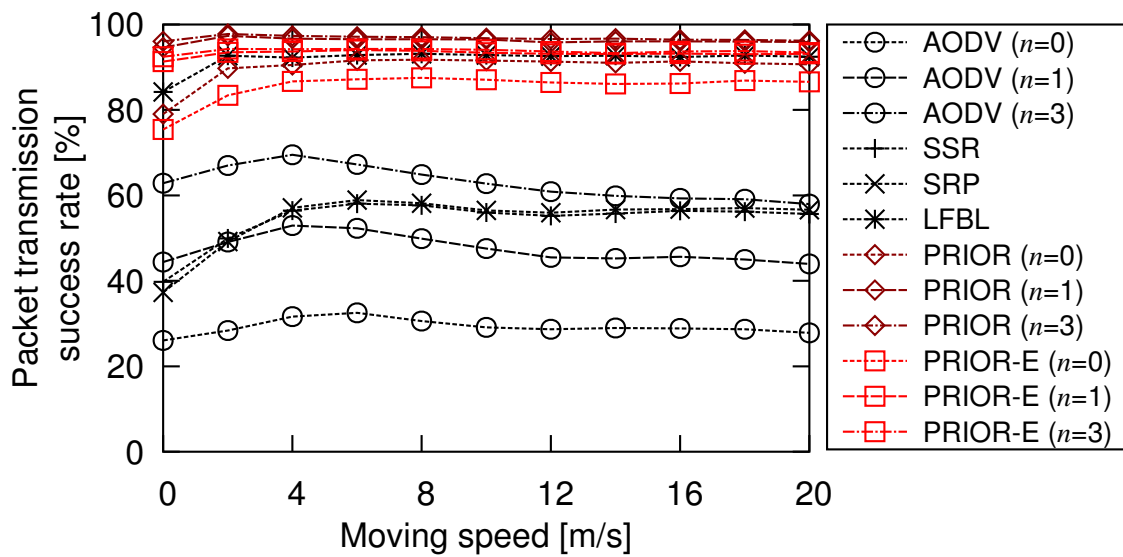


図 5.23 性能評価 2: パケット伝送成功率

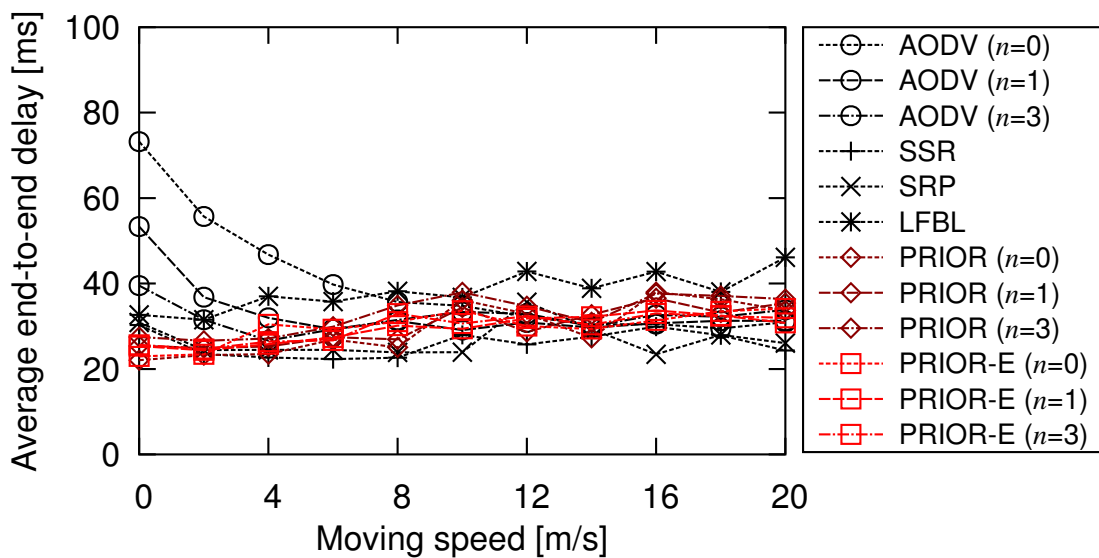


図 5.24 性能評価 2: エンドエンド間での伝送遅延

ため、端末の位置に偏りが生じた場合、エンドエンド間の中継経路に疎な環境が含まれる可能性や、エンドエンド間の距離が非常に遠いものとなる可能性がある。このような環境下では、中継経路の多様性を十分に得ることが困難であることや、エンドエンド間の距離に起因して著しく性能が低下することから、多くのプロトコルで通信性能が低下したと考えられる。

図 5.25 は平均ホップ数を示している。性能評価 1 と同様に、AODV は最も小さいホップ数となっているが、各 OR では低速環境下でのホップ数の増加がみられる。上述したように低速環境下では、生成されたトポロジーの影響を強く受ける。しかし、OR では、迂回転送を利用することで、上述した偏りの影響を低減していることがわかる。高速環境下においては、PRIOR や PRIOR-E では、SSR や SRP と比較して、相対的に高いホップ数となっている。これは、高速環境下では、優先転送端末が短時間で変更されてしまうことから、有効的に優先転送端末を利用することが難しくなることや、各端末がもつ情報が実際の環境のものと差異が生じることから、不必要な迂回転送が行われていると考えられる。

図 5.24 はエンドエンド間での通信遅延を示している。AODV ($n = 0, 1$) では、低速環境下においてエンドエンド間の通信遅延増加がみられる。AODV では経路構築時の最短経路を利用してパケット転送を行うことから、各中継端末間の距離が長くなる傾向があるため、各リンクの品質が低下する可能性がある。また、上述したように、低速環境下ではトポロジーの変化が乏しいことから、エンドエンド間の距離は生成されたトポロジーに強く依存する。そのため、低いリンク品質に起因した経路再構築が頻発し、エンドエンド間での通信遅延増加の要因となったと考えられる。そのため、AODV ($n = 3$) では再送制御により各リンク品質の改善が得られることから、エンドエンド間での通信遅延が減少していることが分かる。一方、OR では経路を再構築することなく、変化したトポロジーに即した転送経路を選択することができることから、ホップ数の増加がみられる一方で、通信遅延は低減できていることが分かる。特に、高速環境下において、SRP では、2 ホップを超える迂回転送を行わないため、低い通信遅延を実現している。対照的に、PRIOR や PRIOR-E では、優先転送端末を利用した通信遅延の低減が行われることから、低速環境下では低い通信遅延を実現している。更に、高速環境下においても、低い通信遅延と高いパケット伝送成功率を実現しているが、移動速度の増加に従い通信遅延の増加が発生していることが分かる。

図 5.26 は合計送信パケット数を示している。全てのプロトコルで移動速度の増加に従い、合計送信パケット数の増加がみられる。AODV では、再送や経路再構築にともなうパケット送信が発生したためであると考えられ、OR では、実際のトポロジーと

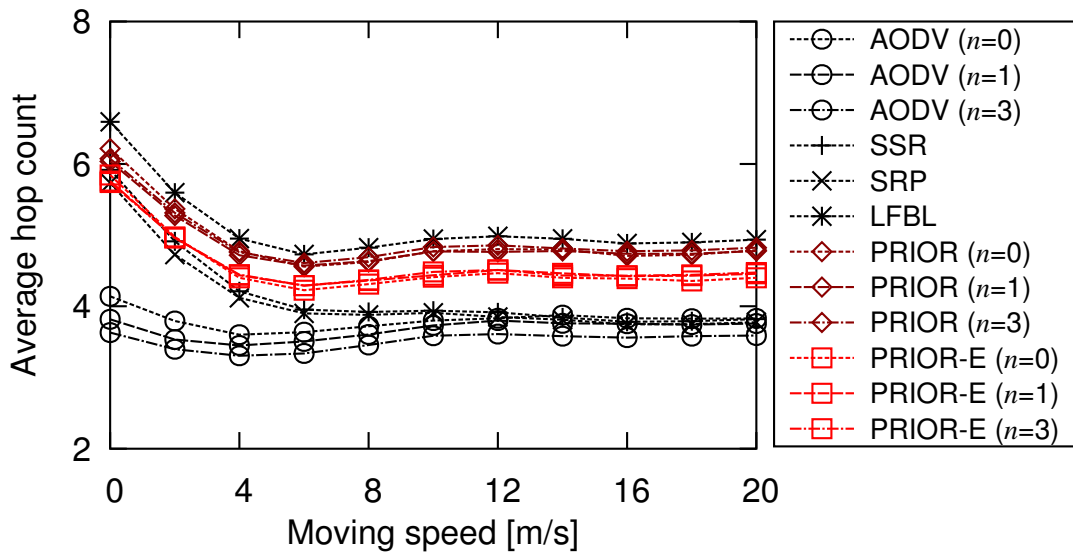


図 5.25 性能評価 2: 平均ホップ数

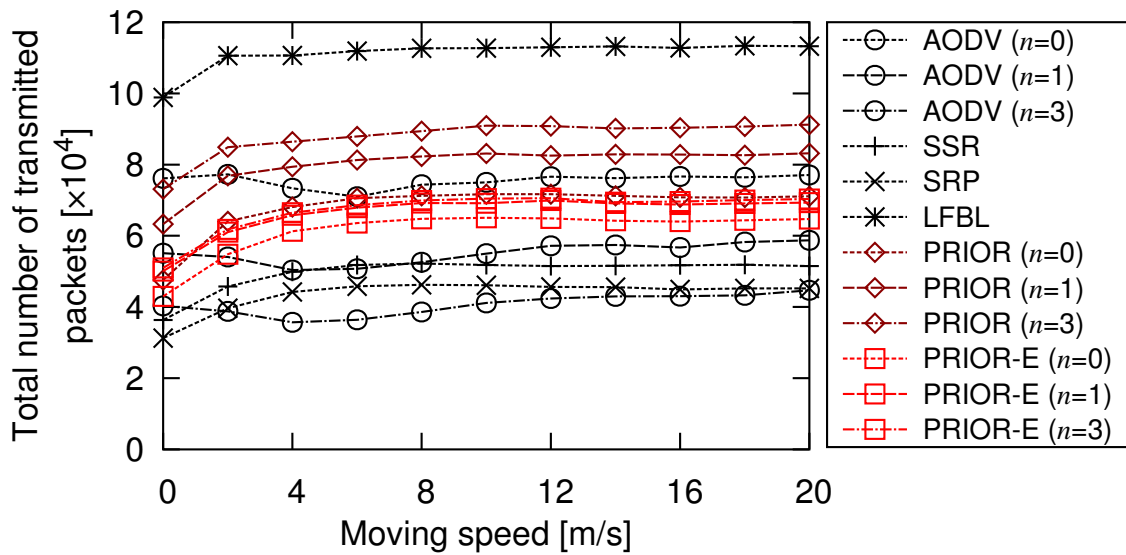


図 5.26 性能評価 2: 合計送信パケット数

各端末がもつコスト情報との差が発生することで、 unnecessary パケット転送が発生したためであると考えられる。

5.5 むすび

本章では、アドホックネットワークにおける転送待機時間に基づく確率的経路制御の提案を行い、性能評価を行った。従来手法では、あて先端末に近い端末が優先的にパケットを転送するとは限らず、 unnecessary 転送パケットやホップ数の増加が発生する問題があった。そこで提案手法では、優先転送端末を利用した待機時間発生抑制や、あて先端末により近い端末が優先的に転送できるように待機時間を算出することで、効率的な転送端末選択を実現した。また、従来手法では、複数の転送端末が存在することを前提とした転送制御が行われていたため、端末密度が疎な環境下では性能が低下する問題があった。提案手法では、各ホップでの再送制御を組み合わせることで、端末密度による影響を緩和し、性能低下抑制を実現した。更に、従来手法では、明示的確認応答を利用した unnecessary パケット転送抑制が行われていたが、必要なパケット転送も停止される問題があった。提案手法では、各端末がもつ情報に基づき unnecessary パケット転送のみを停止する明示的確認応答を行うことで、信頼性を低下させることなく、通信負荷の低減を実現した。

第6章 結論

6.1 本論文の主たる結果

本論文では、従来のネットワークとの接続性を維持した汎用的なアドホックネットワークにおける通信制御の検討を行った。アドホックネットワークでは、移動が可能な無線通信端末を用いて自律分散形ネットワークを形成することから、端末の移動によるトポロジーの変化や一時的な通信環境の変化による損失率の大きな変動が発生する。そのため、有線通信で用いられる従来の通信制御を利用した場合、大きく異なる通信特性に起因した非効率な制御が行われ、性能が大きく低下する問題を示した。このような、アドホックネットワーク固有の問題に対応するため、有線通信とは異なり、送信された信号を複数の端末が同時に受信できる特徴である無線通信の同報性に着目することで得られる経路の多様性を利用し、多様な転送経路の中から必要な転送経路に絞り込むことで、低負荷かつ柔軟な通信制御を提案した。以下では本論文で論じた研究内容について述べる。

(1) 第3章 優先端末を利用した近傍協力再送制御

第3章では、経路上の各リンクで発生するフレーム損失に対し、経路近傍に存在する端末が、送信元端末に代わり、フレームの再送を行う効率的な再送制御を提案した。従来、データリンク層では、ARQを用いることでフレーム損失有無の確認、及び損失したフレームの回復を行っていた。しかし、電波の干渉や端末の移動による影響が考慮されておらず、次ホップ端末が一時的に通信範囲外となった場合、再送上限回数に達するまで再送が行われる問題があった。これに対して、経路近傍の端末が、無線通信の同報性を利用してリンクでの通信の成否を確認することで、フレーム損失が発生した際に近傍端末が代わりにフレーム再送を行う手法が提案されている。これらの手法では、各経路の近傍端末が、各リンクの通信を漏れ聞くことで、フレーム損失が発生した場合に自律的に再送を行う手法が提案されている。しかし、従来手法では各フレームに対し制御を行う必要があり、連続的にフレームの損失が発生した場合には、衝突回避や制御メッセージの交換に伴う通信遅延が発生する問題がある。また、一時的に中継経路を構築することで、上述した問題に対応する手法も提案されているが、適切な中継回数を設定することが困難であり、不必要な迂回中継制御が行われる問題があった。そこで、提案手法では、優先的に再送を行う端末を一端末設定することで、連続的な損失が発生した場合による遅延の発生を抑制することで、通信環境に適応した再送制御を実現した。

(2) 第4章 利用領域制限付きの確率的な転送制御

第4章では、構築した経路の近傍領域内に存在する端末が、経路端末に代わりデータパケットの転送を行う確率的経路制御を提案した。従来、送信元端末とあて先端末間で単一の経路を構築する経路制御が多く検討されているが、これらの手法では端末の移動や電波干渉などの影響によって構築した経路が切断され、経路再構築が発生するなどの問題があった。この問題に対し、データリンク層と協調することで、経路の近傍端末を利用した経路の迂回や2ホップ先の経路端末を利用した経路の飛越を行う手法が提案されている。しかし、従来手法では構築した経路に強く依存した制御が行われるため、経路を大きく介した転送経路を選択できない問題があった。また、パケットを受信した端末が自律的に転送の可否を決定する確率的経路制御が提案されている。しかし、従来手法では、ネットワーク内に存在する各端末が自律的にデータの転送に参加してしまうため、転送とともに転送に利用する領域が拡大し、通信資源の消費が増加する問題があった。そこで提案手法では、転送に利用する領域を特定経路近傍の領域に制限した確率的経路制御を行うことで、通信資源の過剰な消費を抑制した柔軟な転送制御を実現した。また、パケットの転送を行った端末が適応的に経路の更新を行うことで、経路の再構築を行うことなくトポロジーの変化への適応を実現している。

(3) 第5章 端末指定を利用した確率的な経路制御

第5章では、パケットを受信した各端末が自身が転送に適した端末か否かを自律的に判断し、データパケットの転送を行う経路非依存形の確率的転送制御を提案した。アドホックネットワークでは、電波の干渉による通信環境の変化や端末の移動によるトポロジーの変化が発生する。そこで、転送待機時間に基づき転送端末選択を行う確率的経路制御が提案されている。しかし、従来手法では、乱数に依存した転送待機時間算出が行われていたため、効率的な転送端末選択が行われない問題があった。また、各パケット転送時に常に転送待機時間が用いられるため、ホップ数の増加に従い待機遅延が増加する問題があった。そこで、提案手法では、あて先端末により近い端末が常に優先的に転送を行う転送待機時間算出を行うことで、効率的な転送端末選択を実現した。更に、転送待機時間を用いることなく転送を行う優先転送端末を用いることで、各ホップでの待機遅延の発生を抑制した。また、確率的経路制御では、複数の端末を利用した転送を想定しているため、端末密度の変化などにより、端末密度が疎である場合や転送に利用する領域に疎な領域を含む場合、通信の信頼性や効率が大きく低下する問題があった。提案手法では、OR向けの各ホップでの再送制御を行うことで、端末密度が疎な領域を含む環境下での信頼性の改善を実現した。確率的経路制御では、各端末は互いが送信したパケットを受信することで転送の暗黙的確認応答とし

ているが、自身が送信したパケットの再受信に失敗した場合、不必要なパケット転送が行われ、通信資源を消費する問題があった。この問題に対し、従来手法では、明示的確認応答を利用した不必要な転送の抑制が行われているが、確認応答パケットを受信した全ての端末が転送を停止してしまうため、必要なパケット転送までもが停止される問題があった。提案手法では、各端末が持つホップ数を利用した明示的確認応答を行うことで、必要なパケット転送停止の発生を抑制するとともに、不必要なパケット転送を抑制した。

6.2 今後の展望

本論文では、無線通信の同報性に着目することで得られる多様な転送経路の中から、必要な転送経路に絞り込むことで低負荷かつ柔軟な通信制御の検討を行った。本論文で取り扱った確率的経路制御では、通信範囲内の複数の端末がデータの転送に参加し転送経路を多様化しているが、端末密度の増加に従い多くの端末がパケットの転送に参加し、送信元端末が送信したデータ量に対し多くの通信資源を消費する可能性がある。更に、アドホックネットワークでは複数の端末が同時に通信が可能であるため、複数の通信が同時に行われることで輻輳が発生する可能性がある。そのため、通信資源を過剰消費を抑制する通信環境に適応した輻輳制御や転送に利用する領域の制御を検討する必要がある。

また、アドホックネットワークでは、既存のネットワークと大きく異なる特徴をもつことから、実環境への適用を考えた場合には本論文で取り扱った課題の他にも多くの検討すべき課題 [56] が存在する。特に近年では、既存の通信モデル [5,6] にとらわれず、遅延耐性ネットワーク (DTN: Delay Tolerant Networking) [57] やコンテンツ指向ネットワーク (CCN: Content Centric Network) [58] などの通信モデルに基づいた新しい通信構造 [59] が検討されている。これらのモデルでは、既存の通信モデルに依存しない通信制御を検討することで、従来の通信モデルでは実現が困難であった効率化が実現できる可能性がある。アドホックネットワークにおいても、既存の通信モデルとは大きく異なる特徴を有することから、特定の通信モデルに依存せずアドホックネットワークに適応した新たな通信の構造が必要となる可能性がある。そのためには、アドホックネットワークの特徴に基づいた要素技術の検討が必要となると考えられ、本論文の検討で得られた結果が、アドホックネットワークに代表される無線マルチホップネットワークの実用化の一助になれば幸いである。

謝辞

本研究を進めるにあたり、数多くのご指導やご助言を賜り、日頃の打合せなど様々な場面において懇切丁寧なご指導をして頂きました指導教員の田中良明教授に深く感謝致します。また、学会発表や学会活動の機会を与えてくださったとともに、原稿執筆に至るまでご指導を頂いたことも深く感謝致します。

芝浦工業大学システム理工学部電子情報システム学科の三好匠教授には、学部の頃から現在に至るまで懇切丁寧なご指導並びに有益なご助言を賜りましたこと、深く感謝致します。また、研究のみならず、研究者としての心構えや進路に関するご意見など、様々なご意見を頂戴致しましたこと深く御礼申し上げます。

電気通信大学大学院情報システム学研究科の山本嶺助教には、学部の頃から現在に至るまで、日頃より多くの有益なご助言やご意見、様々なお話を賜り、研究の支えとなったこと、深く感謝致します。

首都大学東京システムデザイン学部の朝香卓也教授には修士の頃から現在に至るまで、共同での研究に取り組む中で、多くの有益なご助言やご意見を賜りましたこと、深く感謝致します。

朝日大学経営学部経営情報学科の矢守恭子教授、新潟大学工学部情報工学科の山崎達也教授、情報通信研究機構の徐蘇鋼博士には研究室でのゼミや毎年恒例の夏期合同合宿にて貴重なご意見を頂戴致しましたことを深く御礼申し上げます。

早稲田大学基幹理工学部先生方、助手、助教の皆様、事務所の皆様にお世話になったこと、心より御礼申し上げます。特に助手、助教の皆様には、日頃の生活の中で大変お世話になったこと、深く感謝致します。また、早稲田大学基幹理工学部田中研究室の皆様には、日頃より様々なお話を頂き、研究の支えとなったこと、深く感謝致します。特に、共に研究に取り組んで頂いた白井達也氏、坂口友彬氏、Nava Krishna Chaitanya JAVVAJI 氏に深く御礼申し上げます。

芝浦工業大学システム理工学部電子情報システム学科三好研究室の皆様には公私ともにお世話になったこと、深く感謝いたします。共に研究に取り組んで頂いた荒木涼太郎氏、藤岡智氏、岩上新之介氏、植田凌太氏のみならず、全ての方と共に研究生活を送れたことを感謝致します。

最後になりましたが、私を支えてくださった両親、親戚、友人の皆様にご心より感謝致します。

2016年11月3日 山崎 託

参考文献

- [1] 総務省, “情報通信白書平成 27 年版, ”
<http://www.soumu.go.jp/johotsusintokei/whitepaper/h27.html>
- [2] I. Chlamtac, M. Conti, and J.J.-N. Liu, “Mobile ad hoc networking: Imperatives and challenges,” *Ad Hoc Networks*, vol.1, issue 1, pp.13–64, July 2003.
- [3] S. Corson and J. Macker, “Mobile ad hoc networking (MANET): Routing protocol performance issues and evaluation considerations,” *IETF, RFC 2501*, Jan. 1999.
- [4] IEEE Standard, “Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification,” *IEEE Std. 802.11-2012*, March 2012.
- [5] R. Braden (Ed.), “Requirements for internet hosts – communication layers,” *IETF, RFC 1122*, Oct. 1989.
- [6] R. Braden (Ed.), “Requirements for internet hosts – application and support,” *IETF, RFC 1123*, Oct. 1989.
- [7] International Standard, “Information technology – open systems interconnection – basic reference model: The basic model,” *ISO/IEC 7498-1:1994*, pp.1–59, Nov. 1994.
- [8] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, “MACAW: A media access protocol for wireless LAN’s,” *ACM SIGCOMM Cump. Commun. Rev.*, vol.24, issue 4, pp.212–225, Oct. 1994.
- [9] S. Ray, J.B. Carruthers, and D. Starobinski, “RTS/CTS-induced congestion in ad hoc wireless LANs,” *Proc. IEEE Wireless Commun. and Netw. 2003 (WCNC 2003)*, vol.3, pp.1516–1521, New Orleans, USA, March 2003.
- [10] S. Ray and D. Starobinski, “On false blocking in RTS/CTS-based multi-hop wireless networks,” *IEEE Trans. Veh. Tech.*, vol.56, issue 2, pp.849–862, March 2007.
- [11] M Gerla, K. Tang, and R. Bagrodia, “TCP performance in wireless multi-hop networks,” *Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Comput. Syst. and Applications (WMCSA 1999)*, pp.41–50, New Orleans, USA, Feb. 1999.
- [12] S. Xu and T. Saadawi, “Revealing the problems with 802.11 medium access control protocol in multi-hop wireless ad hoc networks,” *Computer Networks*, vol.38, issue 4, pp.531–548, March 2002.

- [13] J. Moy, “OSPF version 2,” IETF, RFC 2328, April 1998.
- [14] A. Boukerche, B. Turgut, N. Aydin, M.Z. Ahmad, L. Bölöni, and D. Turgut “Routing protocols in ad hoc networks: A survey,” *Computer Networks*, vol.55, issue 13, pp.3032–3080, Sept. 2011.
- [15] C. E. Perkins and P. Bhagwat, “Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers,” *ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol.24, issue 4, pp.234–244, Oct. 1994.
- [16] T. Clausen and P. Jacquet, “Optimized link state routing protocol (OLSR),” IETF, RFC 3626, Oct. 2003.
- [17] D. B. Johnson and D. A. Maltz, “Dynamic source routing in ad hoc wireless networks,” *Mobile Computing*, vol.353, pp.153–181, 1996.
- [18] D. Johnson, Y. Hu, and D. Maltz, “The dynamic source routing protocol (DSR) for mobile ad hoc networks for IPv4,” IETF, RFC 4728, Feb. 2007.
- [19] C.E. Perkins and E.M. Royer, “Ad-hoc on-demand distance vector routing,” *Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Comput. Syst. and Applications (WMCSA 1999)*, pp.90–100, New Orleans, USA, Feb. 1999.
- [20] C.E. Perkins, E.M. Royer, and S. Das, “Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing,” IETF, RFC 3561, July 2003.
- [21] M. Tarique, K.E. Tepe, S. Adibi, and S. Erfani “Survey of multipath routing protocols for mobile ad hoc networks,” *Journal of Netw. and Comput. Applications*, vol.32, issue 6, pp.1125–1143, Nov. 2009.
- [22] M.K. Marina and S.R. Das, “Ad hoc on-demand multipath distance vector routing,” *Wireless Commun. and Mobile Comput.*, vol.6, issue 7, pp.969–988, Nov. 2006.
- [23] A. Nasipuri and S.R. Das, “On-demand multipath routing for mobile ad hoc networks,” *Proc. 8th Int. Conf. Comput. Commun. Netw. (ICCCN 1999)* pp.64–70, Boston, USA, Oct. 1999.
- [24] H. Liu, B. Zhang, H.T. Mouftah, X. Shen, and J. Ma, “Opportunistic routing for wireless ad hoc and sensor networks: Present and future directions,” *IEEE Commun. Mag.*, vol.47, issue 12, pp.103–109, Dec. 2009.
- [25] A. Boukerche and A. Darehshoorzadeh, “Opportunistic routing in wireless networks: Models, algorithms, and classifications,” *Journal on ACM Comput.*

- Surveys (CSUR), vol.47, issue 2, no.22, Jan. 2015.
- [26] N. Chakchouk, “A survey on opportunistic routing in wireless communication networks,” *IEEE Commun. Surveys & Tutorials*, vol.17, no.4, pp.2214–2241, March 2015.
 - [27] S. Biswas and R. Morris, “Opportunistic routing in multi-hop wireless networks,” *ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol.34, issue 1, pp.69–74, Jan. 2004.
 - [28] S. Biswas and R. Morris, “ExOR: Opportunistic multi-hop routing for wireless networks,” *ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol.35, issue 4, pp.133–144, Oct. 2005.
 - [29] S. Chachulski, M. Jennings, S. Katti, and D. Katabi, “Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing,” *ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol.37, issue 4, pp.169–180, Oct. 2007.
 - [30] C. Westphal, “Opportunistic routing in dynamic ad hoc networks: The OPRAH protocol,” *Proc. 2006 IEEE Int. Conf. Mobile Adhoc and Sensor Syst. (IEEE MASS 2006)*, pp.570–573, Vancouver, Canada, Oct. 2007.
 - [31] 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける経路の近傍端末を利用した分散再送制御方式,” *信学技報*, vol.106, no.577, NS2006-215, pp.295–298, March 2007.
 - [32] R. Yamamoto and T. Miyoshi, “Distributed retransmission method using neighbor terminals for ad hoc networks,” *Proc. 14th Asia-Pacific Conf. Commun. (APCC 2008)*, Tokyo, Japan, Oct. 2008.
 - [33] K. Nagao and Y. Yamao, “Cognitive temporary bypassing for reliable multi-hop transmission in wireless ad hoc networks,” *IEICE Trans. Commun.*, vol.E93-B, no.12, pp.3391–3399, Dec. 2010.
 - [34] K. Nagao, Y. Kadowaki, and Y. Yamao, “Multi-hop transmission performance of cognitive temporary bypassing for wireless ad hoc networks,” *Proc. 6th IEEE Consumer Commun. and Netw. Conf. (IEEE CCNC 2009)*, pp.706–710, Las Vegas, USA, Jan. 2009.
 - [35] 吉沢 剛, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける一時的経路変更方式,” *信学技報*, vol.108, no.134, NS2008-37, pp.67–70, July 2008.
 - [36] J. Postel (Ed.), “Transmission control protocol,” *IETF, RFC 793*, Sept. 1981.
 - [37] QualNet, website.

<http://web.scalable-networks.com/qualnet-network-simulator>

- [38] IEEE Standard, “Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Higher speed physical layer (PHY) extension in the 2.4 GHz band,” IEEE Std. 802.11b-1999, March 1999.
- [39] J. Postel, “User datagram protocol,” IETF, RFC 768, Aug. 1980.
- [40] Y. Yamao, Y. Kadowaki, and K. Nagao, “Dynamic multi-hopping for efficient and reliable transmission in wireless ad hoc networks,” Proc. 14th Asia-Pacific Conf. Commun. (APCC 2008), Tokyo, Japan, Oct. 2008.
- [41] Y. Matsuzawa, Y. Yamao, K. Otake, and K. Ishibashi, “Multi-hop transmission performance of integrated dynamic multi-hopping for wireless ad hoc networks,” Proc. 11th IEEE Consumer Commun. and Netw. Conf. (IEEE CCNC 2014), pp.635–640, Las Vegas, USA, Jan. 2014.
- [42] IEEE Standard, “Wireless medium access Control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High speed physical layer in the 5 GHz band,” IEEE Std. 802.11a-1999, Sept. 1999.
- [43] S. Jain and S.R. Das, “Exploiting path diversity in the link layer in wireless ad hoc networks,” Proc. 6th IEEE Int. Symp. World of Wireless Mobile and Multimedia Netw. 2005 (WoWMoM 2005), pp.22–30, Taormina, Italy, June 2005.
- [44] S. Jain and S.R. Das, “Exploiting path diversity in the link layer in wireless ad hoc networks,” Ad Hoc Networks, vol.6, issue 5, pp.805–825, July 2008.
- [45] Z. Zhong, J. Wang, S. Nelakuditi, and G.-H. Lu, “On selection of candidates for opportunistic anypath forwarding,” ACM SIGMOBILE Mobile Comput. Commun. Rev., vol.10, issue 4, pp.1–2, Oct. 2006.
- [46] M. Zorzi and R.R. Rao, “Geographic random forwarding (GeRaF) for ad hoc sensor networks: Multihop performance,” IEEE Trans. Mobile Comput., vol.2, issue 4, pp.337–348, Oct.–Dec. 2003.
- [47] M. Zorzi and R.R. Rao, “Geographic random forwarding (GeRaF) for ad hoc and sensor networks: Energy and latency performance,” IEEE Trans. Mobile Comput., vol.2, issue 4, pp.349–365, Oct.–Dec. 2003.
- [48] B. Zhao, R.I. Seshadri, and M.C. Valenti, “Geographic random forwarding with hybrid-ARQ for ad hoc networks with rapid sleep cycles,” Proc. Global Telecommun. Conf. (IEEE GLOBECOM 2004), vol.5, pp.3047–3052, Dallas,

USA, Oct.–Nov. 2004.

- [49] G.G. Chen, J.W. Branch, and B.K. Szymanski, “Self-selective routing for wireless ad hoc networks,” *Proc. IEEE Int. Conf. Wireless and Mobile Comput., Netw. and Commun. (WiMob 2005)*, vol.3, pp.57–64, Montreal, Canada, Aug. 2005.
- [50] G.G. Chen, J.W. Branch, and B.K. Szymanski, “A self-selection technique for flooding and routing in wireless ad-hoc networks,” *Journal of Netw. and Syst. Management*, vol.14, issue 3, pp.359–380, Sept. 2006.
- [51] E. Gelenbe, P. Liu, B.K. Szymanski, and, C. Morrell, “Cognitive and self-selective routing for sensor networks,” *Computational Management Science*, vol.8, issue 3, pp.237–258, Aug. 2009.
- [52] M. Meisel, V. Pappas, and L. Zhang, “Listen first, broadcast later: Topology-agnostic forwarding under high dynamics,” *Proc. Annual Conf. of Int. Tech. Alliance (ACITA 2010)*, London, UK, Sept. 2010.
- [53] M. Meisel, V. Pappas, and L. Zhang, “Ad hoc networking via named data,” *Proc. 5th ACM Int. Workshop on Mobility in the Evolving Internet Architecture (MobiArch 2010)*, pp.3–8, Chicago, USA, Sept. 2010.
- [54] Z. Wang, Y. Chen, and C. Li, “CORMAN: A novel cooperative opportunistic routing scheme in mobile ad hoc networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Commun.*, vol.30, issue 2, pp.289–296, Feb. 2012.
- [55] 荒木涼太郎, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける伝送領域制限形 Opportunistic Routing, ” *信学技報*, vol.115, no.483, NS2015-243, pp.435–440, March 2016.
- [56] M. Conti and S. Giordano, “Mobile ad hoc networking: Milestones, challenges, and new research directions,” *IEEE Commun. Mag.*, vol.52, issue 1, pp.85–96, Jan. 2014.
- [57] V. Cerf, S. Burleigh, L. Torgerson, R. Durst, K. Scott, K. Fall, and H. Weiss, “Delay-tolerant networking architecture,” *IETF, RFC4838*, April 2007.
- [58] V. Jacobson, D. Smetters, J. Thornton. M/ Plass, N. Briggs, and R. Braynard, “Networking named content,” *Proc. 5th Int. Conf. Emerging Netw. Experiments and Tech. (ACM CoNEXT 2009)*, pp.1–12, Rome, Italy, Dec. 2009.
- [59] T. Hasegawa, “A survey of the research on future internet and network ar-

chitectures,” IEICE Trans. Commun., vol.E96-B, no.6, pp.1385–1401, June 2013.

発表文献

1. 論文

- [1.1] **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, T. Asaka, and Y. Tanaka, “PRIOR: Prioritized Forwarding for Opportunistic Routing,” IEICE Transactions on Communications, vol.E100-B, no.1, pp.28–41, January 2017. Copyright © 2017 IEICE
- [1.2] **山崎 託**, 山本 嶺, 三好 匠, 田中良明, “アドホックネットワークにおける近傍端末を利用した自律的優先再送端末選択方式,” 電子情報通信学会論文誌 (B), vol.J98-B, no.6, pp.484–496, June 2015. Copyright © 2015 IEICE

2. 国際学会

- [2.1] **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, T. Asaka, and Y. Tanaka, “Forwarding Mechanism Using Prioritized Forwarders for Opportunistic Routing,” 18th Asia-Pacific Network Operations and Management Symposium (APNOMS 2016), no.TS8-1, Kanazawa, Japan, October 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [2.2] T. Sakaguchi, **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, and Y. Tanaka “Block-based Transmission with Adaptive Reliability Control for Ad Hoc Networks,” International Technical Conference on Circuits / Systems, Computers and Communications (ITC-CSCC 2016), no.T1-1-2, pp.403–406, Okinawa, Japan, July 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [2.3] **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, T. Asaka, and Y. Tanaka, “Opportunistic Routing Using Prioritized Forwarders with Retransmission Control,” IEICE Information and Communication Technology Forum (ICTF 2016), no.A1.2, Patras, Greece, July 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [2.4] T. Shirai, **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, and Y. Tanaka, “Performance Analysis of Fixed Node Assisted Opportunistic Routing for Ad Hoc Network,” 7th International Workshop on Autonomous Self-Organizing Networks (ASON 2014), pp.260–265, Shizuoka, Japan, December 2014.
- [2.5] **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, and Y. Tanaka, “Autonomous

Retransmission Control with Neighbour Terminals for Ad Hoc Networks,” 16th Asia-Pacific Network Operations and Management Symposium (APNOMS 2014), no.TS2-3, Hsinchu, Taiwan, September 2014. Copyright © 2014 IEICE

3. 研究会

- [3.1] 植田凌太, 山崎 託, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける送信元ノード制御によるマルチパスルーチング,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.116, no.230, NS2016-76, pp.13–16, September 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [3.2] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “複数の転送端末を利用する Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会第 10 回ネットワークソフトウェア研究会予稿集, p.21, June 2016.
- [3.3] 岩上新之介, 山崎 託, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける群知能を用いた適時的パケット転送方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.116, no.8, NS2016-7, pp.31–34, April 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [3.4] 荒木涼太郎, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける伝送領域制限形 Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.115, no.483, NS2015-243, pp.435–440, March 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [3.5] 藤岡 智, 荒木涼太郎, 山崎 託, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける複数帯状経路形パケット転送方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.115, no.326, NS2015-122, pp.63–68, November 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [3.6] 荒木涼太郎, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける近傍ノード協力形マルチキャスト方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.115, no.251, NS2015-92, pp.31–36, October 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [3.7] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “端末密度と端末距離に基づく Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.115, no.206, CQ2015-73, pp.195–200, September 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [3.8] 白井達也, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 田中良明, “アドホックネットワークにおける固定ノードを用いた負荷分散 Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.114, no.477, NS2014-178, pp.13–18, March 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [3.9] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “優先転送端末と端末再

送制御を用いた Opportunistic Routing の特性解析,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.114, no.477, NS2014-179, pp.19–24, March 2015. Copyright © 2015 IEICE

- [3.10] 白井達也, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 田中良明, “固定ノードを含むアドホックネットワークにおける位置情報利用 Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.114, no.209, CQ2014-48, pp.53–58, September 2014. Copyright © 2014 IEICE
- [3.11] 荒木涼太郎, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける近傍ノード協力形パケット転送方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.114, no.6, NS2014-9, pp.45–50, April 2014. Copyright © 2014 IEICE
- [3.12] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, “アドホックネットワークにおける 2 ホップ信頼性制御を用いたブロック伝送方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.113, no.360, NS2013-159, pp.143–148, December 2013. Copyright © 2013 IEICE
- [3.13] 山本 嶺, 山崎 託, 三好 匠, 田中 良明, “MANET における伝搬遅延推定に基づく Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.112, no.463, NS2012-221, pp.325–330, March 2013. Copyright © 2013 IEICE
- [3.14] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける近傍ノード協力形再送制御方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol.112, no.350, NS2012-123, pp.37–42, December 2012. Copyright © 2012 IEICE

4. 大会

- [4.1] N.K.C. Javvaji, T. Yamazaki, R. Yamamoto, and Y. Tanaka, “Self-Organized Neighbour Cell List in LTE Networks,” 2016 IEICE Communications Society Conference, vol.2, BS-5-28, pp.S106–S107, September 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.2] 山崎 託, 山本 嶺, 田中良明, “無線センサネットワークにおける複数端末の通信負荷に基づく重み付き TDMA,” 2016 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, B-11-32, p.287, September 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.3] 坂口友彬, 山崎 託, 山本 嶺, 田中良明, “アドホックネットワークにおける適応的信頼性制御方式の再送回数の評価,” 2016 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, B-11-33, p.288, September 2016. Copyright © 2016 IEICE

- [4.4] 植田凌太, 山崎 託, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける送信元ノード制御による複数経路構築手法,” 第 21 回電子情報通信学会東京支部学生会研究発表会, no.49, p.49, March 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.5] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “Opportunistic Routing におけるホップ数と近傍関係に基づく冗長パケット削減手法,” 2016 年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, BS-2-5, pp.S-6–S-7, March 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.6] 岩上新之介, 山崎 託, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける蟻コロニー最適化を用いたオポチュニスティックルーティング,” 2016 年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-38, p.38, March 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.7] 坂口友彬, 山崎 託, 山本 嶺, 田中良明, “アドホックネットワークにおける適応形信頼性制御によるブロック伝送方式,” 2016 年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-111, p.111 March 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.8] 荒木涼太郎, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける領域制限形 Opportunistic Routing,” 2016 年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-115, p.115, March 2016. Copyright © 2016 IEICE
- [4.9] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “Opportunistic Routing における転送適性に基づく再送制御手法,” 2015 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, B-6-69, p.69, September 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [4.10] T. Shirai, **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, and Y. Tanaka, “Load Balancing Opportunistic Routing Using Fixed Nodes for Ad Hoc Networks,” 2015 IEICE General Conference, BS-3-17, pp.S-42–S43, March 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [4.11] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “優先転送端末と端末再送制御を用いた Opportunistic Routing,” 2015 年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, BS-4-10, pp.S-136–S-137, March 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [4.12] 藤岡 智, 荒木涼太郎, 山崎 託, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける近傍ノードを用いた経路分岐形パケット転送方式,” 2015 年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-42, p.42, March 2015. Copyright © 2015 IEICE
- [4.13] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, 田中良明, “アドホックネットワークにおける優先転送端末を用いた Opportunistic Routing,” 2014 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, BS-3-4, pp.S-5–S-6, September 2014. Copyright © 2014 IEICE

- [4.14] T. Shirai, **T. Yamazaki**, R. Yamamoto, T. Miyoshi, and Y. Tanaka, “Location-based Opportunistic Routing Using Fixed Nodes for Ad Hoc Networks,” 2014 IEICE Communications Society Conference, vol.2, BS-6-18, pp.S-70–S-71, September 2014. Copyright © 2014 IEICE
- [4.15] 荒木涼太郎, 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける経路の近傍ノードを利用したパケット転送方式,” 2014年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-157, p.157, March 2014. Copyright © 2014 IEICE
- [4.16] 山本 嶺, 山崎 託, 三好 匠, 田中良明, “アドホックネットワークにおける転送履歴に基づく Opportunistic Routing,” 2014年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-159, p.159, March 2014. Copyright © 2014 IEICE
- [4.17] 山本 嶺, 山崎 託, 三好 匠, 田中良明, “アドホックネットワークにおける端末移動に基づく Opportunistic Routing,” 2013年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, B-6-66, p.66, September 2013. Copyright © 2013 IEICE
- [4.18] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, 朝香卓也, “アドホックネットワークにおけるブロードキャストを利用したブロック伝送方式,” 2013年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, B-6-68, p.68, September 2013. Copyright © 2013 IEICE
- [4.19] T. Shirai, R. Yamamoto, **T. Yamazaki**, and T. Miyoshi, “Alternate Route Construction Method Using Node Mobility Prediction for Ad Hoc Multicasting,” 2013 IEICE General Conference, BS-1-44, pp.S-86–S-87, March 2013. Copyright © 2013 IEICE
- [4.20] 山本 嶺, 山崎 託, 三好 匠, 田中良明, “アドホックネットワークにおける伝搬遅延に基づくオポチュニスティック経路選択,” 2013年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-139, p.139, March 2013. Copyright © 2013 IEICE
- [4.21] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける近傍ノードを利用した連続再送制御,” 2012年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊 2, BS-2-3, p.S-5, September 2012. Copyright © 2012 IEICE
- [4.22] 山崎 託, 山本 嶺, 三好 匠, “アドホックネットワークにおける近傍ノードを利用した経路変更手法,” 2012年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-6-10, p.10, March 2012. Copyright © 2012 IEICE

目次

1.1	本論文の構成	3
2.1	アドホックネットワークにおけるデータ送信例	7
2.2	既存の通信モデル	8
2.3	IEEE 802.11 における通信例	9
2.4	隠れ端末問題とさらし端末問題	10
2.5	単一経路形経路制御における経路構築例	12
2.6	複数経路形経路制御における経路構築例	13
2.7	確率的経路制御における経路構築例	13
3.1	各リンクでの再送制御	16
3.2	エンドエンド間での再送制御	17
3.3	DRNT の動作手順	18
3.4	CTB の動作手順	19
3.5	TRM の動作手順	21
3.6	提案手法の動作手順	23
3.7	IEEE 802.11 MAC フレームヘッダ	25
3.8	フローチャート: 衝突回避処理	26
3.9	フローチャート: 再送制御処理	26
3.10	フローチャート: あて先端末における制御メッセージ受信処理	26
3.11	提案手法の動作例	28
3.12	性能評価 1: シミュレーショントポロジー	29
3.13	性能評価 1: S-D 間のパケット伝送成功率	31
3.14	性能評価 3: ACK フレームタイムアウト確率	36
3.15	性能評価 3: エンドエンド間パケット伝送成功率	36
3.16	性能評価 3: エンドエンド間スループット	37
3.17	性能評価 3: エンドエンド間遅延	37
3.18	性能評価 4: ACK フレームタイムアウト確率	39
3.19	性能評価 4: エンドエンド間パケット伝送成功率	39
3.20	性能評価 4: エンドエンド間スループット	40
3.21	性能評価 4: エンドエンド間遅延	40

4.1	IDMH の動作例	43
4.2	ROR におけるパケット転送例	48
4.3	ROR における経路更新	49
4.4	性能評価 1: エンドエンド間パケット伝送成功率	52
4.5	性能評価 1: エンドエンド間遅延	53
4.6	性能評価 1: 合計送信パケット数	53
4.7	性能評価 2: エンドエンド間パケット伝送成功率	54
4.8	性能評価 2: エンドエンド間遅延	55
4.9	性能評価 2: 合計送信パケット数	55
5.1	SSR における転送待機時間算出 ($T_{SSR} = 0.5$)	61
5.2	SRP における転送待機時間算出 ($T_{SRP} = 1.0$)	63
5.3	LFBL における転送待機時間算出 ($T_{lfbl} = 0.5$)	64
5.4	フローチャート: パケット受信処理	68
5.5	フローチャート: 送信元端末における通信要求処理	68
5.6	フローチャート: 要求パケット受信処理	68
5.7	PRIOR におけるパケット転送例	69
5.8	フローチャート: データパケット受信処理	70
5.9	フローチャート: パケット転送処理	70
5.10	PRIOR におけるあて先端末への転送経路例	71
5.11	PRIOR における送信元端末への転送経路例	71
5.12	各端末のパケット受信時における δ_r 算出例	72
5.13	PRIOR における転送待機時間算出 ($T_{max} = 1, \alpha = \beta = \gamma = 1$)	74
5.14	順経路パケットを利用した優先転送端末の更新	75
5.15	逆経路パケットを利用した優先転送端末の更新	75
5.16	PRIOR における領域制限形再送制御	76
5.17	後方領域への明示的確認応答	78
5.18	孤立端末への明示的確認応答	78
5.19	性能評価 1: パケット伝送成功率	82
5.20	性能評価 1: エンドエンド間での伝送遅延	82
5.21	性能評価 1: 平均ホップ数	84
5.22	性能評価 1: 合計送信パケット数	84
5.23	性能評価 2: パケット伝送成功率	86

5.24	性能評価 2: エンドエンド間での伝送遅延	86
5.25	性能評価 2: 平均ホップ数	88
5.26	性能評価 2: 合計送信パケット数	88

表目次

3.1	性能評価 2: ACK フレームタイムアウト確率とエンドエンド間パケット ト伝送成功率	33
3.2	性能評価 2: エンドエンド間スループットとエンドエンド間遅延 . . .	33

Copyright © 2017 IEICE