

Douglas Dími Demarch

Uma Proposta de
Escalonamento Confiável para
Redes Sem Fio Baseadas no
Padrão IEEE 802.11/11e

Florianópolis

2007

UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

**Uma Proposta de
Escalonamento Confiável para
Redes Sem Fio Baseadas no
Padrão IEEE 802.11/11e**

Dissertação submetida à Universidade Federal de Santa Catarina
como requisito parcial à obtenção do grau de

Mestre em Engenharia Elétrica

por

Douglas Dími Demarch

Florianópolis, Março de 2007

Uma Proposta de Escalonamento Confiável para Redes Sem Fio Baseadas no Padrão IEEE 802.11/11e

Douglas Dími Demarch

Esta dissertação foi julgada adequada para a obtenção do título de **Mestre em Engenharia** na especialidade **Engenharia Elétrica**, área de concentração **Controle, Automação e Informática Industrial**, e aprovada em sua forma final pelo curso de Pós-Graduação.

Florianópolis, Março de 2007.

Prof. Dr. Leandro Buss Becker, orientador

Prof. Dr. Nelson Sadowski
Coordenador do curso de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica
da Universidade Federal de Santa Catarina.

Banca Examinadora

Prof. Dr. Leandro Buss Becker, orientador

Prof. Dr. Carlos Barros Montez

Prof. Dr. Antônio Augusto Medeiros Fröhlich

Resumo

Este trabalho investiga o problema de escalonamento de recursos de rede no contexto de sistemas móveis cooperativos que trocam mensagens com requisitos de tempo real firmes utilizando uma rede sem fio compatível com o adendo IEEE 802.11e. Assim, devido a aspectos físicos da comunicação sem fio, a retransmissão de mensagens é um problema crucial, especialmente em uma aplicação de tempo real. Experimentos realizados neste contexto mostraram que a abordagem regular para retransmissões proposta pelo adendo IEEE 802.11e não é suficiente para aplicações de tempo real que necessitam um certo nível de confiabilidade. Para tratar este problema, este trabalho propõe uma nova abordagem que integra retransmissão e escalonamento de mensagens de forma combinada na camada de acesso ao meio. De acordo com a abordagem proposta, o algoritmo de escalonamento é capaz de lidar com os erros de transmissão residuais e aumentar o grau de confiabilidade para as mensagens de tempo real. Assim, a solução proposta é flexível para lidar com falhas inesperadas e suportar requisitos adicionais de qualidade de serviço aumentando a robustez e a adaptabilidade do sistema. A abordagem proposta é avaliada através de simulações em diferentes cenários de carga de tráfego. Os resultados obtidos são analisados comparativamente com a abordagem padrão para escalonamento e retransmissão do adendo IEEE 802.11e. Estes resultados confirmam os benefícios da proposta.

Abstract

This work investigates the problem of scheduling network resources in the context of a cooperative mobile multi-robot system that exchange messages with firm real-time constraints using a wireless network compliant with the IEEE 802.11e amendment. Given the physical characteristics of wireless communication, messages retransmission becomes a crucial issue, especially in a real-time application. Experiments performed in the context of this work show that the regular approach for retransmission proposed in the IEEE 802.11e amendment is not enough for real-time applications that require a certain level of reliability. To tackle this problem, the current work proposes a new approach that integrates messages scheduling and retransmission in a combined manner at the MAC layer. According to the proposed solution, the scheduling algorithm is able to deal with residual transmission errors and increase the reliability level of the real-time messages. It provides flexibility to deal with unexpected failures and supports additional quality of service requirements increasing the robustness and adaptability of the system. The proposed approach is evaluated through simulations for different scenarios of traffic load. Obtained results are analyzed comparatively with the standard approach for scheduling and retransmission of the IEEE 802.11e amendment. The results confirm the benefits of the proposal.

Sumário

Resumo	iv
Abstract	v
Lista de Figuras	viii
Lista de Tabelas	ix
Lista de Abreviaturas	x
1 Introdução	1
1.1 Motivação	2
1.2 Objetivos	2
1.3 Organização do Trabalho	3
2 Tecnologia IEEE 802.11	4
2.1 Visão Geral	4
2.2 Acesso ao Meio IEEE 802.11	7
2.2.1 Acesso por Contenção DCF	7
2.2.2 Acesso Controlado PCF	10
2.2.3 Limitações de QoS	12
2.3 Acesso ao Meio IEEE 802.11e	13
2.3.1 Acesso por Contenção EDCA	15
2.3.2 Acesso Controlado HCCA	16
2.3.3 Especificações de Tráfego	18
2.3.4 Controle de Admissão e Escalonamento	23
2.3.5 Escalonador de Referência	27
2.4 Trabalhos Relacionados	29
2.5 Considerações Finais	32
3 Ambiente de Simulação para o 802.11e	34
3.1 Network Simulator Versão 2 - NS-2	34

3.2	Suporte IEEE 802.11/11e no NS-2	35
3.3	Novo Suporte EDCA/HCCA	37
4	Avaliação do Padrão 802.11e	42
4.1	Cenário de Simulação	43
4.2	Resultados das Simulações	45
4.3	Conclusões Preliminares	47
4.4	Novo Cenário de Aplicação	48
4.4.1	Requisitos de Comunicação	49
5	Proposta de Escalonamento Confiável	51
5.1	Visão Geral da Proposta de Escalonamento	51
5.2	Análise Probabilística	53
5.3	Detalhamento da Proposta de Escalonamento	56
5.3.1	Controle de Admissão	57
5.3.2	Escalonamento	58
5.3.3	Retransmissão	58
6	Experimentos de Simulação sobre a Proposta de Escalonamento	61
6.1	Cenários de Simulação	61
6.2	Experimento 1: Mudança de Topologia	64
6.3	Experimento 2: Explosão de Erros	67
6.4	Conclusões Preliminares	68
7	Conclusões e Trabalhos Futuros	70
	Referências Bibliográficas	73

Lista de Figuras

2.1	Exemplo de incremento exponencial da janela de contenção	8
2.2	Algumas relações entre IFS	9
2.3	Troca de quadros RTS/CTS e atualização do NAV	11
2.4	Operação alternada entre CP e CFP	12
2.5	Arquitetura da camada MAC com HCF	14
2.6	Estrutura de filas FIFO e categorias de acesso	16
2.7	Relações de IFS para acesso priorizado via EDCA	17
2.8	Seqüência de troca de pacotes usando o HCCA	18
2.9	Operação básica do escalonador de referência	28
3.1	Diagrama modular da implementação 802.11 do NS-2	38
3.2	Diagrama modular da extensão 802.11e com suporte EDCA/HCCA	39
4.1	Sistema de robôs móveis	43
4.2	Cenário de simulação	44
4.3	Atraso médio na entrega das mensagens de tempo real	46
4.4	Atraso médio na entrega para o conjunto de tráfegos escalonados	46
4.5	Atraso na entrega para os fluxos 25 e 26	47
4.6	Throughput do tráfego de melhor esforço	47
5.1	Estratégia de retransmissão imediata	59
5.2	Estratégia de retransmissão enfileirada	60
6.1	Primeira topologia de simulação	62
6.2	Segunda topologia de simulação	62
6.3	Máximo tempo adicional conjunto para a 1a topologia	66
6.4	Máximo tempo adicional conjunto para a 2a topologia	66
6.5	Resposta para diferentes durações de explosões de erros	68
6.6	Máximo tempo adicional conjunto para explosões de 80ms de duração	68

Lista de Tabelas

2.1	Comparativo entre os adendos a, b, g, n e legado	6
2.2	Principais situações de uso dos IFS	8
2.3	Valor dos parâmetros de contenção	10
2.4	Mapeamento da prioridade de usuário para categoria de acesso	16
2.5	Valores default para os parâmetros das categorias de acesso	16
2.6	Definições básicas dos parâmetros de especificação de tráfego	19
2.7	Especificações de Tráfego admissíveis para diferentes tipos de tráfego .	24
4.1	Especificações de tráfego	44
6.1	Parâmetros <i>default</i> dos modelos de erro	63
6.2	Especificações de tráfego	63
6.3	Resumo dos cálculos para o provisionamento das retransmissões	64
6.4	Taxa de perda de pacotes (%) sem tempo conjunto para retransmissões	65
6.5	<i>Jitter</i> médio por TID em milissegundos	67
6.6	<i>Jitter</i> máximo por TID em milissegundos	67

Lista de Abreviaturas

ADDTS	<i>Add Traffic Stream</i>
AIFS	<i>Arbitrary IFS</i>
AIFSN	<i>Arbitrary IFS Number</i>
AODV	<i>Ad Hoc On-Demand Distance Vector</i>
AP	<i>Access Point</i>
APSD	<i>Automatic Power Save Delivery</i>
BSA	<i>Basic Service Area</i>
BSS	<i>Basic Service Set</i>
CAP	<i>Controlled Access Phase</i>
CBR	<i>Constat Bit Rate</i>
CFP	<i>Contention Free Period</i>
CMU	<i>Carnegie Mellon University</i>
CP	<i>Contention Period</i>
CSMA/CA.	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance</i>
CTS	<i>Clear To Send</i>
CW	<i>Contention Window</i>
DARPA	<i>Defense Advanced Research Projects Agency</i>
DCF	<i>Distributed Coordination Function</i>
DELTS	<i>Delete Traffic Stream</i>
DIFS	<i>DCF Interframe Space</i>
DLP	<i>Direct Link Protocol</i>
DSDV	<i>Destination-Sequenced Distance-Vector Routing</i>
DSR	<i>Dynamic Source Routing</i>
DSSS	<i>Direct-Sequence Spread Spectrum</i>
DVMRP	<i>Distance Vector Multicast Routing Protocol</i>
EDCA	<i>Enhanced Distributed Channel Access</i>
EDF	<i>Earliest Deadline First</i>
EIFS	<i>Extended Interframe Space</i>
FIFO	<i>First In, First Out</i>
FTP	<i>File Transfer Protocol</i>
HCCA	<i>HCF Controlled Channel Access</i>

HCF	<i>Hybrid Coordination Function</i>
HEMM	<i>HCCA, EDCA Mixed Mode</i>
HTTP	<i>Hypertext Transfer Protocol</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
IFS	<i>Interframe Space</i>
ISI	<i>Information Sciences Institute</i>
MAC	<i>Medium Access Control</i>
MSDU	<i>MAC Service Data Unit</i>
NAV	<i>Network Allocation Vector</i>
NEST	<i>Network Simulation Testbed</i>
NSF	<i>National Science Foundation</i>
OSPF	<i>Open Shortest Path First</i>
oTcl	<i>Object Toll Command Language</i>
PC	<i>Point Coordinator</i>
PCF	<i>Point Coordination Function</i>
PIFS	<i>PCF Interframe Space</i>
QAP	<i>QoS-enhanced AP</i>
QoS	<i>Quality of Service</i>
QSTA	<i>QoS-enhanced STA</i>
RIP	<i>Routing Information Protocol</i>
RTS	<i>Request To Send</i>
S-APSD	<i>Scheduled APSD</i>
SIFS	<i>Short Interframe Space</i>
SRM	<i>Scalable Reliable Multicast</i>
SP	<i>Service Period</i>
STA	<i>Station</i>
TC	<i>Traffic Class</i>
TCP	<i>Transfer Control Protocol</i>
TID	<i>Traffic Identifier</i>
TORA	<i>Temporally Ordered Routing Algorithm</i>
TS	<i>Traffic Stream</i>
TSID	<i>Traffic Stream Identifier</i>
TSPEC	<i>Traffic Specification</i>
TXOP	<i>Transmission Opportunity</i>
U-APSD	<i>Unsheduled APSD</i>
UDP	<i>User Datagram Protocol</i>
UP	<i>User Priority</i>
VINT	<i>Virtual InterNetwork Testbed</i>
VoIP	<i>Voice over IP</i>

Capítulo 1

Introdução

O uso de tecnologias de comunicação sem fio para transmissão digital de dados apresentou um crescimento substancial nos últimos anos. A cada ano, novas tecnologias e formas de utilização destas tecnologias vêm se incorporando ao dia-a-dia das pessoas. As redes locais sem fio, por exemplo, estão cada vez mais presentes no cenário cotidiano. Junto a esta tecnologia surgem novos serviços como o acesso instantâneo e móvel à Internet em *shopping centers*, aeroportos e outros locais públicos. Um grande desafio atualmente é o uso de tecnologias de rede sem fio em aplicações de robótica móvel. Tais aplicações usualmente possuem requisitos de tempo real. Assim, a infraestrutura de comunicação deve ser capaz de oferecer suporte para estes requisitos. Particularmente, neste trabalho serão endereçados os sistemas de tempo real de alta disponibilidade. Nestes sistemas a perda de *deadlines* deve estar identificada ou relacionada por uma probabilidade previamente definida. Assim, quanto menor esta probabilidade, maior será a disponibilidade do sistema ou da infraestrutura de comunicação. Outro ponto importante a ser considerado refere-se à segurança. Redes sem fio são extremamente vulneráveis a ataques. Todavia, o estudo deste problema está fora do escopo deste trabalho e assume-se, portanto, que o ambiente é isolado deste tipo específico de interferência.

Com relação à infraestrutura de comunicação, o primeiro grande desafio é a própria escolha da tecnologia de comunicação com respeito à sua capacidade de comunicação e à possibilidade de determinação dos tempos de acesso ao meio. Em particular, o uso de uma tecnologia amplamente difundida como a tecnologia IEEE 802.11 [1], por exemplo, pode oferecer outros benefícios como preço, disponibilidade, estabilidade entre outros. Em relação à capacidade de comunicação, a tecnologia IEEE 802.11 tem evoluído continuamente e significativamente. No que se refere ao acesso ao meio, o adendo IEEE 802.11e [2] trouxe uma alternativa bastante promissora para a manipulação de tráfegos com requisitos de comunicação parametrizados. Desta forma, a tecnologia IEEE 802.11 aparece como uma alternativa viável e bastante atraente principalmente em decorrência

da publicação do novo adendo IEEE 802.11e.

Assim, este trabalho se propõe a investigar o problema de escalonamento dos recursos de redes compatíveis com o adendo IEEE 802.11e visando satisfazer as necessidades de comunicação de aplicações móveis com requisitos de tempo real e de alta disponibilidade.

1.1 Motivação

A crescente popularidade de aplicações de tempo real impulsionou o desenvolvimento do adendo IEEE 802.11e. O IEEE 802.11e adiciona suporte para qualidade de serviço (*Quality of Service* - QoS) parametrizado e priorizado ao acesso ao meio do padrão IEEE 802.11. QoS parametrizado é um requisito expresso em termos de valores quantitativos tais como taxa de transferência, limite de atraso e *jitter*. QoS priorizado é expresso em termos de prioridades relativas de envio. Além, disso o novo adendo também permite a implementação de diferentes algoritmos de escalonamento. Estas novos recursos abrem espaço para o uso da tecnologia IEEE 802.11 em aplicações com requisitos de tempo real mais estritos como as aplicações de robótica móvel de alta disponibilidade. Entretanto, os avanços introduzidos no acesso ao meio não resolvem o problema da susceptibilidade da tecnologia de rede sem fio a erros de transmissão devido a interferências, reflexão e atenuação do sinal. Assim, erros residuais ainda são percebidos na camada de acesso ao meio apesar dos esforços da camada física para garantir a confiabilidade nas transmissões através de técnicas de correção de erro e modulação em escala. Portanto, para assegurar um grau de confiabilidade compatível com aplicações de tempo real de alta disponibilidade, a camada MAC deve ser capaz de identificar e tratar os erros residuais da camada física. Além disso, restrições de tempo real significam limites ou *deadlines* parametrizados para o tempo de entrega dos pacotes. Logo, o tratamento dos erros residuais deve ser feito dentro de intervalo tempo fixo e normalmente muito curto.

Os trabalhos atuais nesta área estão essencialmente focados em atender requisitos de tráfego multimídia e de desempenho da rede e, usualmente, assumem que o meio é livre de erros. Assim, o tratamento das falhas residuais através de mecanismos de escalonamento visando a satisfação de requisitos de tempo real de sistemas móveis de alta disponibilidade ainda não foi endereçado pela comunidade científica.

1.2 Objetivos

O objetivo maior deste trabalho é investigar o problema de escalonamento dos recursos de comunicação em redes compatíveis com o adendo IEEE 802.11e visando

satisfazer os requisitos de comunicação de tempo real para aplicações móveis de alta disponibilidade. O atendimento deste objetivo está relacionado à elaboração de uma proposta de escalonamento de mensagens. Entretanto, devido à natureza da tecnologia de redes sem fio e da aplicação móvel, esta proposta deve estar apta a lidar com erros residuais na camada de acesso ao meio e fornecer grau de confiabilidade

expresso por uma probabilidade. Além disso, devido à falta de equipamentos certificados que implementem o adendo IEEE 802.11e a avaliação da proposta de escalonamento apresentada deve ser feita através de simulações. Nota-se, que embora o uso de simulações possa ser questionado em termos de seus resultados absolutos as avaliações comparativas não perdem sua validade.

Assim, entre os objetivos específicos deste trabalho encontram-se:

- Estudo da tecnologia IEEE 802.11e;
- Avaliação dos trabalhos atuais referentes aos mecanismos de escalonamento desenhados para esta tecnologia;
- Avaliação dos recursos de simulação disponíveis para esta tecnologia;
- Formulação de uma proposta de escalonamento que possa atender os requisitos de tempo real de um sistema móvel de alta disponibilidade;
- Avaliação da proposta através de simulações.

1.3 Organização do Trabalho

As demais seções deste trabalho são organizadas da seguinte forma. O capítulo 2 descreve a tecnologia de redes sem fio IEEE 802.11 com ênfase no adendo IEEE 802.11e e faz uma síntese dos trabalhos relacionados com o fornecimento de qualidade de serviço nestas redes. O capítulo 3 apresenta o ambiente de simulação e as extensões de software disponíveis para a simulação da tecnologia IEEE 802.11e neste ambiente; o capítulo 4 faz uma avaliação preliminar da tecnologia IEEE 802.11e e das ferramentas de simulação disponíveis. Além disso, este capítulo define os requisitos de comunicação que devem ser atendidos pela infraestrutura de comunicação de forma a orientar o desenvolvimento de uma nova proposta de escalonamento; o capítulo 5 apresenta uma proposta de escalonamento visando atender os requisitos de comunicação expostos no capítulo anterior; o capítulo 6 mostra os cenários de simulação utilizados e os resultados obtidos na avaliação da mecanismo de escalonamento proposto. Finalmente, conclusões e trabalhos futuros estão presentes no capítulo 7.

Capítulo 2

Tecnologia IEEE 802.11

Este capítulo tem por objetivo introduzir a tecnologia de rede IEEE 802.11 e relacionar os trabalhos mais recentes relativos ao provimento de qualidade de serviço nestas redes. Assim, o capítulo está dividido em quatro seções principais. A seção 2.1 fornece uma visão geral da tecnologia de rede sem fio IEEE 802.11. A seção 2.2 contém uma descrição detalhada dos mecanismos de controle de acesso ao meio do padrão IEEE 802.11 e suas limitações no provimento de QoS. A seção 2.3 apresenta os avanços introduzidos pelo adendo IEEE 802.11e para fornecer mecanismos de controle de acesso ao meio capazes de satisfazer requisitos de QoS priorizados ou parametrizados. A seção 2.4 apresenta os trabalhos relacionados à avaliação dos mecanismos de controle de acesso ao meio do adendo IEEE 802.11e algumas propostas de escalonamento e de controle de admissão desenvolvidas para esta tecnologia. Por fim, a seção 2.5 traz algumas considerações sobre os trabalhos correntes na área de escalonamento e o direcionamento a ser adotado neste trabalho.

2.1 Visão Geral

O termo IEEE 802.11 ou 802.11x denota um conjunto de padrões desenvolvidos para o estabelecimento de redes locais sem fio. IEEE 802.11 é também usado para fazer referência ao padrão 802.11 original ou legado. Usualmente, os termos *padrão*, *adendo* ou ainda *extensão* são utilizados para se referir às diferentes variantes do padrão IEEE 802.11. Na interpretação do IEEE existe um único padrão, o IEEE 802.11, que é continuamente atualizado através de adendos ou extensões tais como o IEEE 802.11a e o IEEE 802.11b. Uma nova versão do padrão IEEE 802.11 é produzida periodicamente, combinando as versões anteriores com todos os adendos publicados até aquela data.

A família 802.11 inclui especificações relativas à camada física, acesso ao meio e segurança. As especificações da camada física compreendem técnicas de modulação do sinal para transmissão. Neste contexto encontram-se os adendos b, a e g. Técnicas

de segurança foram originalmente incluídas e posteriormente melhoradas através do adendo i. O adendo n traz uma nova técnica de modulação de elevada taxa de transmissão que está em desenvolvimento. Outros adendos (c, f, h, j) são melhorias de serviços e extensões ou correções de especificações prévias.

A versão original do padrão 802.11 publicada em 1997 especifica duas taxas de transferência de dados de 1 e 2 megabits (Mbit/s). O padrão original também define um método de acesso ao meio baseado no protocolo *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance* (CSMA/CA). A estrutura básica de uma rede IEEE 802.11 é denominada *Basic Service Set* (BSS) e a área de cobertura em que ocorre a comunicação é denominada *Basic Service Area* (BSA). Esta área está delimitada pelas características de propagação do sinal no meio de comunicação. A IEEE 802.11 suporta dois tipos diferentes de BSS: o tipo independente (ou ad-hoc) e o tipo infraestruturado. O tipo independente consiste de estações conectadas no modo peer-to-peer comunicando-se diretamente umas com as outras. No tipo infraestruturado as estações comunicam-se através de um ponto de acesso comum, o *Access Point* (AP). O ponto de acesso também é responsável pelo BSS, garantindo ou negando a associação das estações. As estações, por sua vez, não podem estar conectadas a mais de um AP simultaneamente.

O adendo 802.11b foi o primeiro padrão da camada física amplamente aceito seguido pelos adendos 802.11a e 802.11g. Os adendos 802.11b e 802.11g utilizam a banda de 2.4 gigahertz (GHz) e, por este motivo, sofrem interferência de equipamentos microondas, telefones sem fio e outros dispositivos que usam esta mesma banda. O adendo 802.11a usa a banda de 5 GHz, portanto não é afetado por produtos operando na faixa de 2.4 GHz. O adendo 802.11b, ratificado em 1999, tem uma taxa de transferência máxima de 11 Mbit/s. O grande aumento no *throughput* proporcionado pelo adendo 802.11b comparado ao padrão original em conjunto com uma redução substancial de preço levaram à rápida aceitação do adendo 802.11b como a principal tecnologia de redes sem fio. A tecnologia 802.11b pode operar à taxa de 11 Mbit/s, mas quando a qualidade do sinal deteriora esta taxa é reduzida para 5.5, 2 ou 1 Mbit/s, pois taxas de transmissão menores usam métodos mais redundantes e menos complexos de codificação dos dados sendo menos suscetíveis a falhas por atenuação e interferência no sinal. Tipicamente a área de cobertura suportada pela tecnologia 802.11b está em torno de 30 m à taxa de 11 Mbit/s e 90 m à taxa de 1 Mbit/s.

O adendo 802.11a, também ratificado em 1999, opera na banda de 5 GHz com uma taxa de transmissão máxima de 54 Mbit/s. A taxa de transmissão é seletivamente reduzida para 48, 36, 24, 18, 12, 9 e 6 Mbit/s caso seja necessário. Como a banda de 2.4 GHz é altamente utilizada, o uso da tecnologia 802.11a tem como vantagem uma menor interferência. Entretanto, a portadora de alta frequência também traz desvantagens, pois o sinal é mais absorvido pelo ambiente reduzindo a área de cobertura à linha de visão e, conseqüentemente, exigindo mais pontos de acesso. A tecnologia 802.11a não

foi amplamente adotada, sobretudo devido aos seguintes fatores:

- Desvantagens inerentes à tecnologia IEEE 802.11a como seu alcance limitado, por exemplo;
- Implementações iniciais ruins que tornaram o alcance do 802.11a ainda menor;
- Questões relativas à regulamentação do uso da frequência de 5 GHz.

Os fabricantes de equipamentos 802.11a responderam à falta de sucesso no mercado melhorando as implementações e incorporando aos produtos a possibilidade de operar com os diferentes padrões b, a ou g, seletiva (no caso das estações clientes) ou simultaneamente (no caso dos pontos de acesso).

Em meados de 2003, o adendo 802.11g foi ratificado. Este padrão funciona na banda de 2.4 GHz como o 802.11b, mas opera a uma taxa máxima de transmissão de 54 Mbit/s como o 802.11a. O hardware 802.11g funciona com hardware 802.11b, todavia a presença de um participante 802.11b reduz significativamente a taxa de transmissão de uma rede 802.11g. O número máximo de dispositivos em uma rede 802.11g é um pouco maior que em uma rede 802.11b, mas a área em que um nó ou cliente pode atingir a taxa máxima de transmissão de 54 Mbit/s é usualmente menor do que no padrão 802.11b. Apesar da grande aceitação, o 802.11g sofre as mesmas interferências do 802.11b.

No início de 2004, o IEEE anunciou a formação de um novo grupo de trabalho para desenvolver o adendo 802.11n que funcionará na banda em 2.4 e 5 GHz, operando a uma taxa de transmissão de 540Mbit/s. A tabela 2.1 fornece uma visão comparativa entre as tecnologias a,b,g, e o padrão legado.

Adendo	Publicação	Banda de Frequência	Taxa Máxima
802.11	1997	2.4 GHz	2 Mbit/s
802.11a	1999	5 GHz	54 Mbit/s
802.11b	1999	2.4 GHz	11 Mbit/s
802.11g	2003	2.4 GHz	54 Mbit/s
802.11n	–	2.4 GHz ou 5 GHz	540 Mbit/s

Tabela 2.1: Comparativo entre os adendos a, b, g, n e legado

Como o IEEE somente desenvolve e publica as especificações, mas não testa a conformidade de equipamentos, um grupo chamado *Wi-Fi Alliance* lançou um programa de certificação que concede o selo Wi-Fi aos equipamentos em conformidade com os padrões 802.11a, b, g, garantindo assim a interoperabilidade de equipamentos de diferentes fabricantes.

2.2 Acesso ao Meio IEEE 802.11

O padrão 802.11 especifica dois mecanismos ou funções de controle de acesso ao meio (*Medium Access Control* - MAC): o obrigatório *Distributed Coordination Function* (DCF), e o opcional *Point Coordination Function* (PCF). DCF é um mecanismo de acesso múltiplo no qual todas as estações competem igualmente de forma autônoma pelo meio. PCF é um mecanismo no qual uma estação coordenadora controla o acesso ao meio das demais estações através do envio de quadros de *polling*.

2.2.1 Acesso por Contenção DCF

DCF é baseado no protocolo CSMA/CA. O CSMA/CA exige intervalos mínimos entre transmissões sucessivas denominados *Interframe Space* (IFS). Antes de tentar transmitir, as estações devem detectar se o meio encontra-se livre por um determinado IFS. O processo de detecção do meio é composto de um estágio de detecção física e outro de detecção virtual. A detecção física é realizada pela análise da atividade no meio e a detecção virtual é feita com auxílios do vetor de alocação de rede (*Network Allocation Vector* - NAV). O NAV é um temporizador mantido em cada estação que indica a quantidade de tempo que o meio irá permanecer ocupado. Este tempo é obtido através do campo duração presente no cabeçalho dos quadros trocados pelas estações.

Assim, se o meio estiver livre e a fila da estação vazia no momento da chegada de um pacote de dados, a estação pode iniciar a transmissão se detectar que o meio permaneceu livre por um intervalo denominado DCF IFS (DIFS). Se o meio estiver ocupado, ou tornar-se ocupado antes de decorrer o intervalo DIFS, a estação deve diferir o acesso aguardando a finalização da transmissão corrente. Ao final da transmissão corrente, a estação inicia então uma disputa (contenção) pelo meio. Neste momento, para evitar colisões, cada estação que deseja transmitir deve calcular um intervalo adicional, o intervalo de *backoff*, em que o meio deverá ser detectado livre antes de iniciar uma transmissão. Este intervalo adicional é representado por um contador aleatório, o contador de *backoff*, múltiplo de um *SlotTime* e uniformemente distribuído entre zero a o valor da janela de contenção (*Contention Window* - CW). O valor do *SlotTime* depende da camada física. O valor da janela de contenção é um inteiro que exprime um valor múltiplo de um *SlotTime*. A partir de um valor inicial mínimo (CWmin), a janela de contenção é duplicada até atingir um valor final máximo (CWmax) a cada tentativa de transmissão mal sucedida. Este processo é conhecido como *backoff* exponencial. A figura 2.1 ilustra um exemplo de incremento exponencial da janela de contenção. Após uma transmissão bem sucedida, o que é inferido pela recepção de um quadro de reconhecimento, o valor da janela de contenção é reinicializado com o valor mínimo.

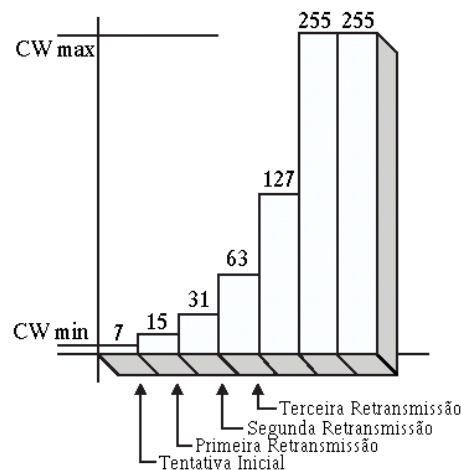


Figura 2.1: Exemplo de incremento exponencial da janela de contenção

Após a estação detectar o meio livre por uma duração equivalente a DIFS, o contador de *backoff* é subtraído toda vez que o meio permanece livre por um *SlotTime*. Se o meio se tornar ocupado, o contador de *backoff* é congelado até o meio ser detectado livre por outro período de DIFS. O tempo que a estação deve aguardar antes de começar a observar o meio novamente é armazenado no cabeçalho do pacote enviado pela estação que ganhou o acesso anteriormente. Se o contador de *backoff* atinge zero e o meio ainda está livre a estação pode começar a transmitir. É possível que duas ou mais estações comecem a transmitir ao mesmo tempo e neste caso ocorre uma colisão. As colisões são inferidas pela falta de envio de reconhecimento (*Acknowledge* - ACK) pelo receptor. O tempo de duração entre o término do envio do pacote de dados e o início do envio do reconhecimento é denominado *Short Interframe Space* (SIFS). Se um reconhecimento não for recebido o emissor assume que existe uma colisão e escalona uma retransmissão entrando em processo de *backoff* novamente. Isto se repete até que o limite máximo de retransmissões seja atingido, sendo o pacote descartado após este limite. A figura 2.2 resume algumas relações entre IFS e ilustra alguns aspectos do acesso ao meio que foram expostos. A tabela 2.2 resume as situações principais nas quais cada IFS é utilizado.

IFS	Uso
SIFS	Antes de um quadro de ACK ou CTS e durante a operação do PCF
PIFS	Usado pelo <i>Point Coordinator</i> (PC) para ganhar acesso ao meio
DIFS	Mínimo tempo ocioso para acesso por contenção via DCF
EIFS	Substitui o DIFS depois de um erro de transmissão

Tabela 2.2: Principais situações de uso dos IFS

Os valores de SIFS e *SlotTime* são determinados pela camada física e PIFS e DIFS são derivados através das equações 2.1 e 2.2.

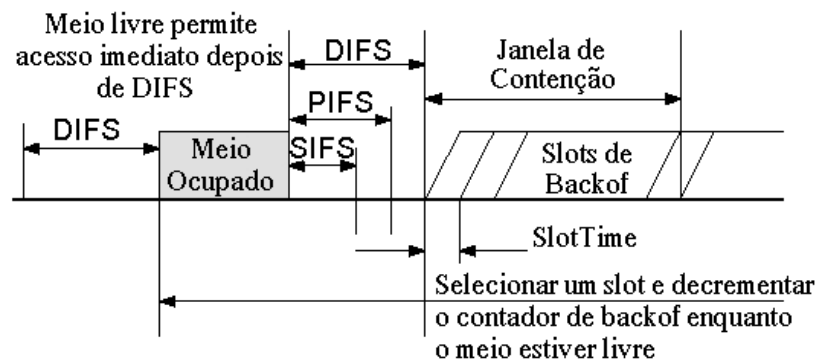


Figura 2.2: Algumas relações entre IFS

$$PIFS = SIFS + SlotTime \quad (2.1)$$

$$DIFS = SIFS + 2 \times SlotTime \quad (2.2)$$

O *Extendend IFS* (EIFS) é derivado de SIFS, DIFS e do tempo necessário para transmitir um quadro de reconhecimento à taxa de básica de 1 Mbit/s como conforme a equação 2.3.

$$EIFS = SIFS + DIFS + (8 \times ACKSize) + PHYHeaderLength \quad (2.3)$$

onde:

$ACKSize$ é o comprimento, em bytes, de um quadro de reconhecimento;

$PHYHeaderLength$ é o comprimento do cabeçalho da camada física que inclui o comprimento do preâmbulo de um quadro ($PreambleLength$) e o comprimento do protocolo de controle ($PLCPHeaderLength$).

A tabela 2.3 apresenta o valor dos parâmetros de contenção para os padrões 802.11,a,b e g.

Além das colisões, é muito comum o problema de estações ocultas que ocorre quando algumas estações não conseguem escutar umas as outras e acabam transmitindo para um receptor em comum ao mesmo tempo. Para minimizar este problema um esquema opcional denominado *Request To Send / Clear To Send* (RTS/CTS) pode ser associado ao DCF quando o tamanho dos pacotes de dados exceder um determinado limite ($RTS_Threshold$).

¹O adendo IEEE 802.11b define dois tipos diferentes de preâmbulo e cabeçalho: o tipo longo que é obrigatório e o tipo curto que é opcional. O tipo longo possui interoperabilidade com o padrão legado IEEE 802.11.

²O valor de CWmin deve ser de 31 us no padrão 802.11g se as taxas de transmissão suportadas são de 1, 2, 5.5. e 11 Mbit/s apenas.

Parâmetro	Valor			
	802.11b ¹	802.11a	802.11g	802.11g+b
SlotTime	20 us	9 us	9 us	20 us
SIFS	10 us	16 us	10 us	10 us
DIFS	50 us	34 us	28 us	50 us
PreambleLength	72 us/144 us	20 us	20 us	72 us/144 us
PLCPHeaderLength	24 us/48 us	4 us	4 us	24 us/48 us
Taxa Mínima (Mbit/s)	1	6	6	1
RTS Size (Bytes)	20	20	20	20
CTS Size (Bytes)	14	14	14	14
ACK Size (Bytes)	14	14	14	14
CWmin (Slots)	31	15	15	15/31 ²
CWmax (Slots)	1023	1023	1023	1023

Tabela 2.3: Valor dos parâmetros de contenção

Com o RTS/CTS habilitado, antes de enviar um pacote de dados, o emissor envia um quadro RTS. O receptor por sua vez responde com um quadro CTS após SIFS. Cada estação que escuta a negociação RTS/CTS atualiza seu NAV com a duração encontrada nestes pacotes. Assim, uma colisão pode ocorrer somente com o pacote RTS e será detectada através da ausência do pacote CTS. Desta maneira, o desempenho da rede pode ser significativamente melhorado quando existem estações ocultas porque as colisões de pacotes RTS/CTS são menos prejudiciais do que colisões com grandes pacotes de dados. Todavia, quando os pacotes de dados são de pequeno tamanho, o *overhead* inserido pelo mecanismo de RTS/CTS é considerável e recomenda-se que esta opção seja desabilitada. É importante observar que os pacotes de dados também possuem um campo no cabeçalho para especificar a duração da transmissão que serve para atualizar o NAV das estações. A figura 2.3 ilustra a troca de quadros RTS/CTS entre origem e destino e a atualização do NAV das demais estações. Nota-se pela figura que o NAV das estações que não participam da transmissão é atualizado em duas oportunidades. A primeira ocorre após a leitura do quadro RTS da estação origem e a segunda após a leitura do quadro CTS enviado pela estação destino. O tempo que deve ser utilizado na atualização do NAV está contido nos frames RTS/CTS. Após atualizar o NAV as estações devem diferir o acesso ao meio para após o término do tempo do NAV.

2.2.2 Acesso Controlado PCF

PCF usa um esquema centralizado baseado em *polling* e livre de contenção definindo um nó principal ou ponto coordenador (*Point Coordinator* - PC) localizado junto ao ponto de acesso. O ponto coordenador pode iniciar uma transmissão depois de detectar o meio livre por PCF IFS (PIFS). Portanto, o ponto coordenador tem maior prioridade

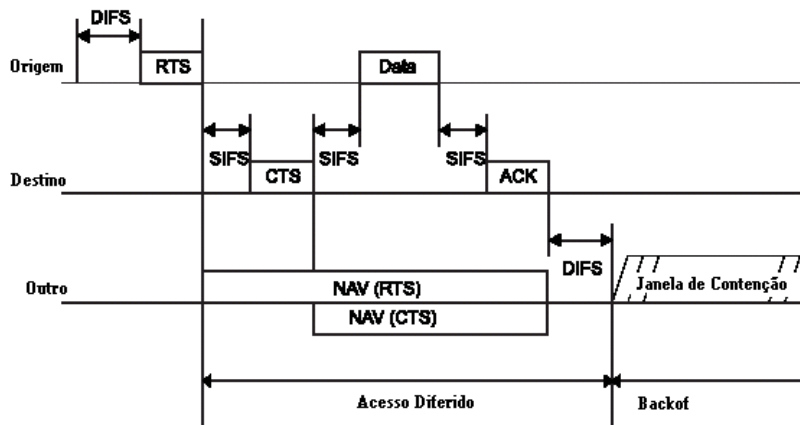


Figura 2.3: Troca de quadros RTS/CTS e atualização do NAV

de acesso que as demais estações já que PIFS é menor que DIFS e também não exige que o procedimento de *backof* seja executado. Para evitar colisões, PIFS é maior que SIFS, logo PCF não interfere nos reconhecimentos, fragmentos de dados ou no mecanismo de RTS/CTS. Depois que o PC ganha o controle do meio inicia-se um período livre de contenção (*Contention Free Period* - CFP). Durante o período livre de contenção, o ponto coordenador envia quadros de *polling* para uma lista de estações solicitando o envio de seus pacotes de dados, bem como, envia seus próprios dados para as estações. No período livre de contenção, as estações somente podem iniciar uma transmissão depois de receber um quadro de *polling* e o tamanho do pacote de dados transmitido pode chegar até o máximo permitido pelo MAC (2304 bytes se houver criptografia). O período livre de contenção alterna-se com um período de contenção (*Contention Period* - CP). O intervalo de repetição do período livre de contenção inicia-se com um quadro de *beacon*. O *beacon* é um quadro de gerenciamento gerado em intervalos regulares usado para distribuir parâmetros dos protocolos DCF e PCF e para manter a sincronização do NAV de cada estação.

Durante o período de contenção, DCF é utilizado. A alternância entre períodos com e sem contenção deve permitir que ao menos um pacote de dados de tamanho máximo seja transmitido no período de contenção (via DCF). A transmissão de dados durante o período de contenção pode gerar um atraso na liberação do quadro de *beacon* e por consequência uma redução no comprimento do período livre de contenção. A figura 2.4 ilustra a operação alternada entre os períodos com e sem contenção e demonstra uma situação de atraso no envio do quadro de *beacon* devido à ocupação do meio pelo DCF durante o período de contenção.

Quando o ponto coordenador envia o quadro de *polling* para uma estação ele pode enviar um pacote de dados de carona (*piggybacked*). A estação receptora pode então retornar seus dados ao mesmo tempo em que envia o reconhecimento dos dados enviados pelo PC, também de carona. Mais ainda, quando o ponto coordenador envia o *polling*

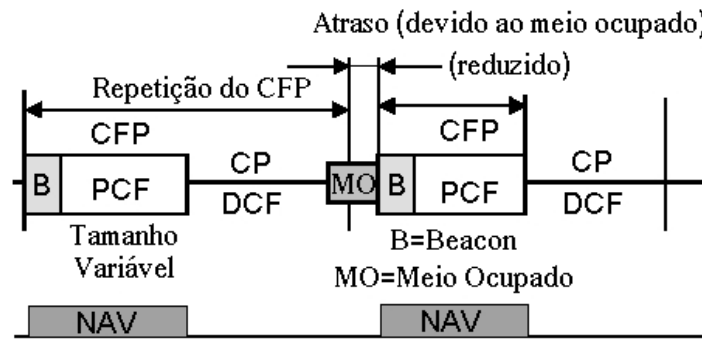


Figura 2.4: Operação alternada entre CP e CFP

para as estações, além de dados, o ponto coordenador também pode enviar quadros de reconhecimentos de transmissões anteriores junto ao quadro de *polling*. As transmissões PCF são separadas por SIFS exceto quando uma estação não responde ao *polling* dentro de um intervalo PIFS. Neste caso, o ponto coordenador pula para a próxima estação em sua lista. Estações silenciosas são removidas da lista de *polling*, mas podem ser reconsideradas posteriormente. O ponto coordenador pode terminar o período livre de contenção em qualquer momento através da transmissão de um pacote de encerramento (*CF-End*), sendo que cada estação deve zerar seu NAV e iniciar as transmissões em modo de contenção (via DCF).

2.2.3 Limitações de QoS

Enlaces de redes sem fio possuem características especiais tais como altas taxas de perda de dados e explosões (*burst*) de perda de dados. Portanto, fornecer serviços de QoS para as aplicações é um dos maiores desafios para a camada MAC de uma rede sem fio. O padrão IEEE 802.11e classifica os tipos a qualidade de serviço em parametrizada e priorizada. Qualidade de serviço parametrizada é caracterizada por apresentar requisitos expressos em termos de valores quantitativos tais como taxa de transmissão de dados, limite de atraso e limite de jitter. Qualidade de serviço priorizada é caracterizada por apresentar requisitos relativos de prioridade sem requisitos quantitativos.

Neste contexto, pode-se apontar que a maior deficiência do DCF é não fornecer suporte de acesso priorizado, pois todas as estações operam com os mesmos parâmetros para acessar o meio, portanto tem a mesma prioridade de acesso. Conseqüentemente, não há mecanismo para diferenciar estações ou tráfegos.

Embora tenha sido projetado para fornecer garantias mais estritas de QoS, PCF não oferece suporte para caracterização (ou parametrização) de tráfego. Além disso, PCF apresenta três grandes problemas que o levam a um fraco desempenho em termos de QoS:

- PCF define somente um algoritmo de escalonamento circular que não consegue manipular os vários requisitos de QoS de diferentes tipos de tráfego;
- PCF sofre de atrasos imprevisíveis nos pacotes de dados devido à falta de controle dos tempos de transmissão das estações e a atrasos no envio dos quadros de *beacon*.
- PCF não consegue prever e controlar de maneira precisa o tempo das transmissões das estações após o *polling*, pois cada estação pode transmitir um pacote de dados de qualquer comprimento entre 0 e 2034 bytes. Além disso, a taxa de transmissão de uma estação pode mudar de acordo com variações nas condições do meio de comunicação.

Um problema comum para ambos, DCF e PCF, é que não há mecanismos de controle de admissão especificados no padrão. Portanto, quando a carga de tráfego é muito alta, o desempenho das duas funções pode ser degradado. Uma explanação mais detalhada das limitações de QoS do padrão 802.11 pode ser encontrada em [3] e [4].

2.3 Acesso ao Meio IEEE 802.11e

As limitações de QoS do padrão 802.11 motivaram o desenvolvimento do adendo 802.11e. O adendo 802.11e define uma função de coordenação híbrida (*Hybrid Coordination Function* - HCF) que combina e melhora aspectos dos métodos de acesso com e sem contenção habilitando as estações a fornecer serviços de QoS parametrizado e priorizado e mantendo a compatibilidade com os métodos de acesso legados DCF e PCF. A função de coordenação híbrida define um método de acesso ao meio baseado em contenção, o *Enhanced Distributed Channel Access* (EDCA) que opera concorrentemente com um método baseado em *polling*, o *HCF-Controlled Channel Access* (HCCA). A coordenação entre estes dois métodos de acesso é feita pelo coordenador híbrido (*Hybrid Coordinator* - HC) que é localizado no ponto de acesso. QoS parametrizado é fornecido através do HCCA e QoS priorizado é fornecido pelo EDCA através de categorias de acesso ao meio (*Access Categories* - AC) com prioridades diferenciadas. O ponto de acesso e as estações que implementam as facilidades de QoS são designados respectivamente por *QoS-enhanced AP* (QAP) e *QoS-enhanced STA* (QSTA). A figura 2.5 mostra a nova arquitetura proposta para a camada MAC pelo adendo IEEE 802.11e.

A função híbrida introduz o conceito de oportunidade de transmissão (*Transmission Opportunity* - TXOP) que é um intervalo de tempo durante o qual uma estação pode transmitir múltiplos pacotes. Uma oportunidade de transmissão pode ser obtida através do EDCA (EDCA-TXOP) ou do HCCA (HCCA-TXOP). O valor máximo de uma oportunidade de transmissão deve respeitar limites impostos (*TXOPLimit*)

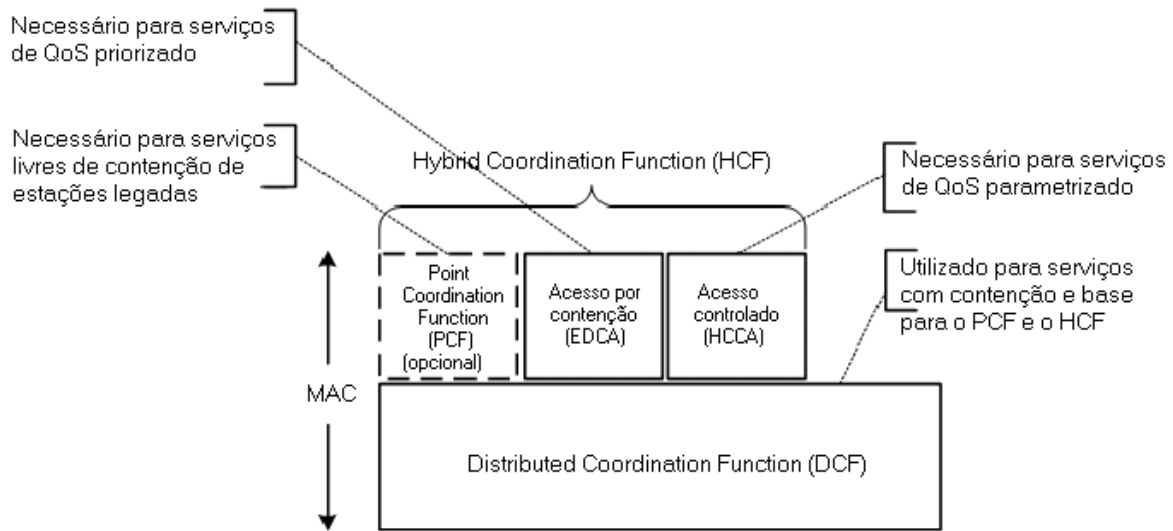


Figura 2.5: Arquitetura da camada MAC com HCF

pela categoria de acesso, no caso do EDCA, ou pelo coordenador híbrido, no caso de oportunidade de transmissão obtidas através de negociação tanto no HCCA quanto no EDCA. As oportunidades de transmissão também devem obedecer a limites impostos por leis e regulamentações de cada país, bem como, limites impostos pelo próprio protocolo. As oportunidades de transmissão ajudam a resolver o problema dos tempos de transmissão e atrasos imprevisíveis encontrado no padrão legado. As oportunidades de transmissão também ajudam a resolver uma anomalia de desempenho do padrão legado que ocorre quando estações operando com taxas de transmissão diferenciadas levam a uma situação na qual estações mais lentas comprometem seriamente o desempenho de estações mais rápidas. Com o uso de oportunidades de transmissão é possível proporcionar um grau de justiça na distribuição do tempo de alocação do meio para cada estação.

A função híbrida também introduz novos quadros de gerenciamento que permitem troca de informações sobre o tipo de tráfego, as especificações de tráfego (*Traffic Specification* - TSPEC). Assim, as especificações de tráfego permitem às estações descreverem requisitos de QoS de classes (*Traffic Class* - TC) ou fluxos (*Traffic Stream* - TS) de tráfegos específicos, tais como taxa de transmissão média e de pico, tamanho médio e máximo dos pacotes, limite de atraso e período máximo de serviço. Portanto, as especificações de tráfego representam um grande avanço permitindo a implementação de QoS parametrizado que era praticamente inexistente no padrão original.

Combinando estes dois novos conceitos, oportunidade de transmissão e especificação de tráfego, o adendo 802.11e permite a implementação de diferentes algoritmos de escalonamento e controle de admissão que podem ser baseados no HCCA ou EDCA separadamente ou de maneira mista (*HCCA, EDCA Mixed Mode* - HEMM).

Existem ainda duas novas características adicionadas que não estão diretamente ligadas a QoS mas podem melhorar a eficiência da camada MAC: o reconhecimento em bloco (*BlockACK*) e o protocolo de enlace direto (*Direct Link Protocol - DLP*).

O reconhecimento em bloco permite que pacotes de dados sejam transmitidos em blocos nos quais cada fragmento é separado por SIFS sem necessidade de reconhecimento imediato. Ao final do bloco de dados, o emissor transmite um quadro solicitando o envio de reconhecimento e o receptor deve responder com um quadro de reconhecimento de bloco indicando os pacotes ou fragmentos que foram recebidos com sucesso.

O protocolo de enlace direto permite o estabelecimento de enlaces ou conexões diretas entre duas estações operando no modo infraestruturado, o que não é possível no padrão legado. DLP permite que emissor e receptor troquem informações sobre taxas de transmissão, elementos de segurança e outros dados para o estabelecimento do enlace direto. Estabelecido o enlace, se nenhum pacote for trocado por um determinado período de tempo (*DLPIdleTimeout*) o enlace é considerado inativo e as estações têm de se comunicar via ponto de acesso novamente. TS

2.3.1 Acesso por Contenção EDCA

EDCA é o substituto do DCF. EDCA introduz quatro categorias de acesso para tráfego priorizado. Cada categoria de acesso se comporta como uma entidade DCF independente com parâmetros de contenção próprios ($CW_{min}[AC]$, $CW_{max}[AC]$, $AIFS[AC]$ e $TXOPLimit[AC]$), os quais são anunciados periodicamente pelo coordenador híbrido nos quadros de *beacon*. O *Arbitrary IFS* (AIFS) foi introduzido pelo EDCA para substituir o DIFS no DCF. Cada AIFS é um IFS com um tamanho arbitrário dado pela fórmula 2.4, onde $AIFSN[AC]$ é um inteiro denominado *Arbitration IFS Number*.

$$AIFS[AC] = SIFS + AIFSN[AC] \times SlotTime; \quad (2.4)$$

Cada categoria de acesso pode ser associada com uma fila individual do tipo *First, In First Out* (FIFO) como demonstrado pela figura 2.6.

Estas filas são endereçadas através do mapeamento do valor da prioridade de usuário (*User Priority - UP*) atribuída a cada pacote de dados pelas camadas superiores de acordo com a tabela 2.4. Assim, diferentes tipos de aplicações, como tráfego de segundo plano (*background*), melhor esforço (*best effort*), vídeo e voz, podem ser direcionadas para diferentes categorias de acesso (AC_BK, AC_BE, AC_VI e AC_VO respectivamente). Categorias de acesso com valores menores para $CW_{min}[AC]$, $CW_{max}[AC]$, and $AIFS[AC]$ tem prioridade maior para acessar o meio.

A tabela 2.5 resume os parâmetros de contenção default para todas as categorias de acesso. Observa-se que os temporizadores de diferentes categorias de acesso po-

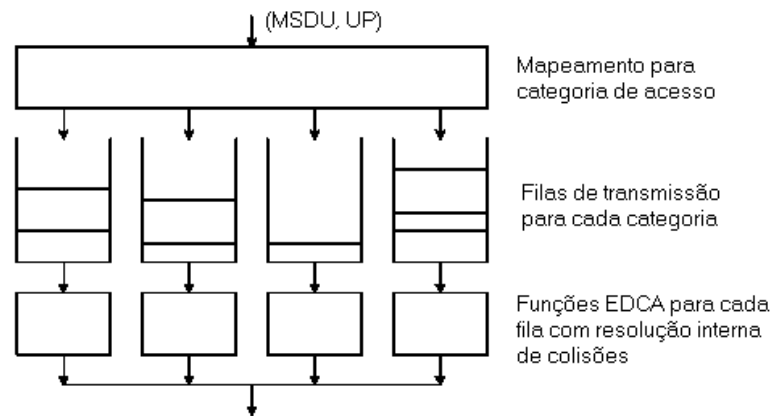


Figura 2.6: Estrutura de filas FIFO e categorias de acesso

Prioridade	UP	AC	Designação
menor	1	AC_BK	segundo plano
	2	AC_BK	segundo plano
.	0	AC_BE	melhor esforço
.	3	AC_BE	melhor esforço
.	4	AC_VI	vídeo
	5	AC_VI	vídeo
	6	AC_VO	voz
maior	7	AC_VO	voz

Tabela 2.4: Mapeamento da prioridade de usuário para categoria de acesso

dem chegar a zero ao mesmo tempo causando colisão. Neste caso, um escalonador virtual dentro de cada estação tem de assegurar que a categoria de acesso com a maior prioridade ganhe o controle do meio.

AC	CWmin	CWmax	AIFSN	<i>TXOP Limit</i>	
				802.11b	802.11a,g
AC_BK	aCWmin	aCWmax	7	0	0
AC_BE	aCWmin	aCWmax	3	0	0
AC_VI	$(aCWmin + 1)/2 - 1$	aCWmin	2	6.016 ms	3.008 ms
AC_VO	$(aCWmin + 1)/4 - 1$	$(aCWmin + 1)/2 - 1$	2	3.264 ms	1.504 ms

Tabela 2.5: Valores default para os parâmetros das categorias de acesso

A figura 2.7 ilustra as relações entre AIFS bem como alguns IFS definidos pelo padrão 802.11 original.

2.3.2 Acesso Controlado HCCA

HCCA é o substituto do PCF. HCCA foi projetado para fornecer recursos de qualidade de serviço parametrizado. HCCA tem maior prioridade que EDCA para acessar

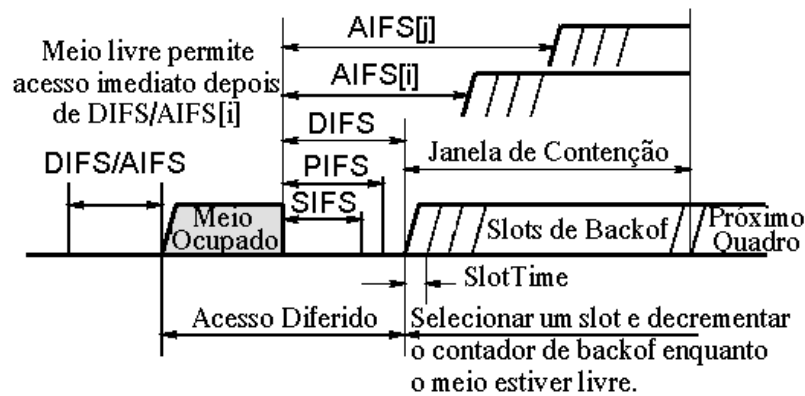


Figura 2.7: Relações de IFS para acesso priorizado via EDCA

o meio, pois tem que esperar somente PIFS. Quando ganha controle do meio inicia-se uma fase de acesso controlado (*Controlled Access Phase - CAP*). A fase controlada pode ocorrer tanto no período livre do contensão quanto no período de contensão. Entretanto, para compartilhar o meio com o EDCA, a duração máxima de uma fase controlada pelo HCCA dentro de um intervalo de *beacon* é limitada por uma variável (*CAPLimit*). Durante a fase controlada, o coordenador híbrido envia pacotes de dados e *polling* para as estações de acordo com um algoritmo de escalonamento. Para ser adicionado ao escalonamento do coordenador híbrido, uma estação deve enviar um pedido de reserva de QoS utilizando o quadro de gerenciamento para envio de especificações de tráfego. Os dados enviados para as estações pelo ponto de acesso são chamados de tráfego *downlink* ao passo que os dados enviados pelas estações ao ponto de acesso em resposta a pacotes de *polling* são chamados de tráfego *uplink*.

HCCA permite oito filas de tráfego (ou classes) para cada nó, as quais são endereçadas por um identificador de tráfego (*Traffic Identifier - TID*). O pacote de *polling* carrega a informação sobre o tamanho da oportunidade de transmissão e para qual TID o *polling* é destinado embora a necessidade de responder com um pacote pertencente a este TID não seja obrigatória. Assim, as estações são responsáveis por escalonar localmente seus pacotes e o escalonador, a priori, tem que alocar as oportunidades de transmissão por estação já que ele não está inteiramente apto a endereçar um TID exclusivamente.

O valor da oportunidade de transmissão para cada *polling* é limitado pelas leis de cada país e pelo próprio protocolo que somente permite uma faixa que vai de 32 a 8160 us. A parte não utilizada deve ser retornada ao coordenador híbrido através do envio de um pacote nulo ou através do uso de um campo específico presente no pacote de dados. As estações também podem usar o pacote de dados para notificar ao coordenador híbrido a ocupação atual de suas filas.

A recuperação de erros residuais na camada de acesso ao meio é feita através de retransmissões. Assim, uma estação pode iniciar uma retransmissão quando detecta a

ausência de uma resposta esperada e caso exista tempo suficiente na oportunidade de transmissão corrente. Sugere-se que o número de retransmissões ou o tempo disponível para retransmissões seja calculado e notificado ao coordenador híbrido pelas estações através de um campo específico da especificação de tráfego. Assim, cada estação seria responsável pela garantia de confiabilidade na transmissão de seus pacotes. A figura 2.8 mostra uma seqüência de troca de pacotes de *uplink* e *downlink* utilizando o HCCA. Esta seqüência representa o envio de um pacote de dados da estação 1 (QSTA 1) para a estação 2(QSTA 2).

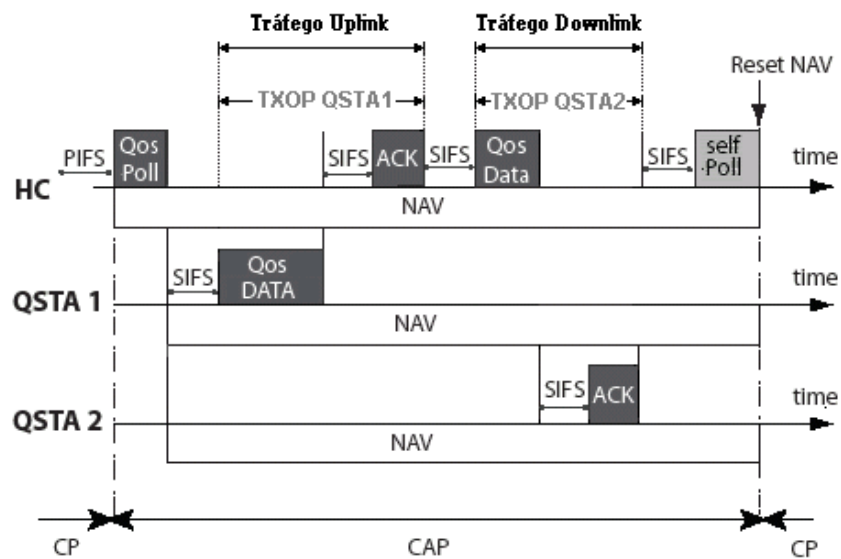


Figura 2.8: Seqüência de troca de pacotes usando o HCCA

2.3.3 Especificações de Tráfego

A especificações de tráfego consistem em uma estrutura de dados contendo um conjunto de parâmetros que define as características e expectativas de QoS de um fluxo ou classe de tráfego de uma estação. Este conjunto de parâmetros contempla informações que podem não ser necessárias, ou podem não estar disponíveis para uma instância particular de um tráfego com QoS parametrizado.

A tabela 2.6 resume esta estrutura de dados, especificando o tamanho e os valores possíveis de cada elemento ou campo. Um subconjunto especial de parâmetros desta estrutura é composto pelo campo *TS Info* que contém informações de identificação e configuração relativas ao fluxo ou classe de tráfego a que se refere a especificação de tráfego. Os campos restantes contém os parâmetros com os requisitos de QoS. Nestes campos, deve ser atribuído o valor 0 (zero) nos casos em que a estação não tenha informações suficientes para especificar o parâmetro. O coordenador híbrido pode mudar os valores de parâmetros não especificados para qualquer valor conveniente,

podendo inclusive deixar estes parâmetros como não especificados

	Parâmetro		Tamanho	Valores
T S E C	T	<i>Traffic Type</i>	1 bit	<periodic, aperiodic>
	S	<i>TID</i>	4 bits	< 0..15 >
	I	<i>Direction</i>	2 bits	<uplink, downlink, direct link, bi-directional link>
	N	<i>Access Policy</i>	2 bits	<HCCA, EDCA, HEMM>
	F	<i>Aggregation</i>	1 bit	<on/off>
	O	<i>APSD</i>	1 bit	<on/off>
		<i>User Priority</i>	3 bits	<0 .. 7>
		<i>Ack Policy</i>	2 bits	<normal, no, block>
		<i>Schedule</i>	1 bit	<on/off>
		<i>Nominal MSDU Size</i>	2 bytes	< 0..2 ¹⁵ > bytes
		<i>Max. MSDU Size</i>	2 bytes	< 0..2 ¹⁶ > bytes
		<i>Min. Service Interval</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > us
		<i>Max. Service Interval</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > us
		<i>Inactivity Interval</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > us
		<i>Suspension Interval</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > us
	<i>Service Start Time</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > us	
	<i>Min. Data Rate</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > bps	
	<i>Mean Data Rate</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > bps	
	<i>Peak Data Rate</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > bps	
	<i>Max. Burst Size</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > bytes	
	<i>Delay Bound</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > us	
	<i>Min PHY Rate</i>	4 bytes	< 0..2 ³² > bps	
	<i>Surplus Bandwidth</i>	2 bytes	< (0..2 ³), (0..2 ¹³) > (real)	
	<i>Medium Time</i>	2 bytes	< 0..2 ¹⁶ > unidades de 32us	

Tabela 2.6: Definições básicas dos parâmetros de especificação de tráfego

Descrição dos Parâmetros

O *Traffic Type* especifica se o fluxo de dados possui um padrão periódico ou aperiódico. Tráfegos periódicos podem ter tamanho constante ou variável, mas são gerados a um taxa de transmissão fixa. Tráfegos aperiódicos são caracterizados pela sua natureza assíncrona.

O *Traffic Identifier* (TID) é um inteiro que identifica o fluxo ou a classe de tráfego.

O campo *Direction* identifica a direção do tráfego. Assim, *uplink* compreende os dados enviados da estação para o ponto de acesso e *downlink* os dados enviados do ponto de acesso para a estação. O *direct link* designa dados trocados entre estações sem passar pelo ponto de acesso e, por fim, *bi-directional link* especifica simultaneamente tráfegos de *uplink* e *downlink* com os mesmos parâmetros.

A combinação do TID com *Direction* identifica o fluxo de tráfego no contexto da estação para a qual a especificação de tráfego se aplica. Uma estação pode usar o

mesmo valor de TID para um fluxo *downlink* concomitantemente a um fluxo *uplink* ou *direct link*, mas não para um fluxo *uplink* e *direct link* simultaneamente. O mesmo TID pode ser usado por múltiplos fluxos ou classes de tráfego em diferentes estações.

O campo *Access Policy* indica o tipo de acesso ao meio que deve ser utilizado para o fluxo de dados. Assim, é possível utilizar o EDCA, o HCCA ou o HCCA, *EDCA Mixed Mode* (HEMM).

O campo *Aggregation* é utilizado para ativar o escalonamento agregado e é somente válido quando o método de acesso é o HCCA ou quando houver uma combinação específica entre método de acesso EDCA e o campo *Schedule*. O escalonamento agregado consiste no envio dos dados e *polling* a uma estação em particular, dentro de um único intervalo contíguo de tempo denominado período de serviço (*Service Period* - SP).

O campo APSD (*Automatic Power Save Delivery*) é utilizado para ativar o modo de economia de energia. Para economizar energia as estações devem dormir quando não estão transmitindo ou recebendo dados. Assim, é necessário um mecanismo que forneça algum grau de sincronismo nas recepções de forma a permitir que as estações possam dormir. O APSD é um mecanismo de liberação automática de pacotes *downlink* que pode ser feito de duas formas: *Unsheduled APSD* (U-APSD) e *Scheduled APSD* (S-APSD). No U-APSD quando a estação acorda ela envia um pacote gatilho que pertence a uma determinada categoria de acesso. O ponto de acesso ao receber este pacote inicia um período de serviço e começa a enviar os pacotes liberados para aquela categoria de acesso. No S-APSD as estações negociam um escalonamento para um determinado fluxo de tráfego e o ponto de acesso começa a transmitir em intervalos regulares a partir de um tempo inicial. As estações por sua vez devem acordar a partir deste tempo inicial e em intervalos regulares.

O *User Priority* (UP) indica o valor que deve ser utilizado como UP para o transporte de pacotes pertencentes a este fluxo de tráfego para os casos em que seja necessária priorização relativa.

O campo *Ack Policy* é utilizado para indicar se a camada MAC deve enviar reconhecimentos para os pacotes pertencentes a este TID e de que forma estes reconhecimentos devem ser feitos. Assim, este parâmetro pode indicar não necessidade de reconhecimento, reconhecimento normal ou reconhecimento em bloco.

O campo *Schedule* é usado para habilitar o escalonamento. Quando o campo *Access Policy* for EDCA este parâmetro é utilizado em conjunto com o parâmetro APSD para determinar se o escalonamento deverá ser do tipo U-APSD, S-APSD. Quando o campo *Access Policy* for diferente de EDCA o campo *Schedule* deve ficar ativado. Quando os campos *Schedule* e APSD estão ativados, o ponto de acesso deve ativar também o parâmetro *Aggregation*, indicando que um escalonamento agregado está sendo fornecido para a estação.

Nominal/Maximum MSDU Size especificam respectivamente o tamanho nominal e

máximo das MSDU. O tamanho nominal pode ser fixo ou variável. No primeiro caso o tamanho nominal é o tamanho real.

Minimum/Maximum Service Interval especificam respectivamente o intervalo mínimo e máximo entre o início de dois SP sucessivos.

O campo *Inactivity Interval* especifica a quantidade mínima de tempo que pode transcorrer sem a chegada ou transferência de uma MSDU antes deste fluxo de tráfego ser removido pelo coordenador híbrido.

O *Suspension Interval* especifica a quantidade mínima de tempo que pode transcorrer sem a chegada ou transferência de uma MSDU antes que a geração de *polling* para este fluxo de tráfego seja interrompida. O valor do *Suspension Interval* é sempre menor ou igual ao *Inactivity Interval* exceto para o valor de 4.294.967.295 que desabilita este recurso e indica que o *polling* para este fluxo de tráfego também não pode ser interrompido pelo *Inactivity Interval*.

O *Service Start Time* especifica o tempo no qual o SP inicia-se. Este parâmetro é utilizado para auxiliar as estações configuradas para economizar energia e se o APSD não estiver habilitado deve-se atribuir o valor zero (não especificado) ao parâmetro.

Minimum/Mean/Peak Data Rate especificam respectivamente taxa de transmissão mínima, média e máxima e não incluem o *overhead* das camadas MAC e PHY.

O *Burst Size* especifica o tamanho máximo de *burst* de uma MSDU na taxa de pico (*Peak Data Rate*). Um valor zero indica que não há *burst*.

O *Delay Bound* especifica o tempo máximo permitido para se transmitir uma MSDU, medido entre o tempo que marca a chegada da MSDU à camada MAC local e o tempo para completar corretamente a transmissão (ou retransmissão) da MSDU para o destino. A transmissão completa inclui o tempo de transmissão de quadros de reconhecimento, se presentes.

O campo *Minimum PHY Rate* especifica a taxa de transmissão mínima na camada física a ser utilizada para este TS.

O *Surplus Bandwidth Allowance* especifica o tempo excedente (e banda) acima e sobre as taxas de transmissão requeridas pela aplicação para transportar uma MSDU. Os 13 bits menos significativos indicam a parte decimal enquanto os 3 bits mais significativos indicam a parte inteira. Este campo leva em consideração as retransmissões já que as informações sobre as taxas de transmissão não consideram as retransmissões. Este parâmetro representa a taxa entre o tempo necessário para completar uma transmissão com sucesso dentro dos limites de atraso e *throughput* (mesmo quando houver ocorrência de erros no meio de transmissão) e o tempo alocado para transmissão com base nas informações de taxas de transmissão fornecidas. Desta forma, este valor deve ser maior do que 1. O valor 1 indica que nenhum tempo adicional está sendo solicitado.

O *Medium Time* especifica o tempo admitido para acessar o meio. Este parâmetro não é utilizado pelo HCCA.

Especificação dos Parâmetros

As especificações de tráfego são construídas com base em requisitos de aplicação através de uma interface de gerenciamento de serviço. Não existem especificações normativas sobre como as especificações de tráfego devem ser geradas, todavia algumas orientações são dadas sobre como e onde certos parâmetros podem ser escolhidos. Assim, os seguintes parâmetros são tipicamente fornecidos pelas aplicações: *Nominal MSDU Size*, *Maximum MSDU Size*, *Minimum Service Interval*, *Maximum Service Interval*, *Inactivity Interval*, *Minimum Data Rate*, *Mean Data Rate*, *Burst Size*, *Peak Data Rate*, e *Delay Bound*. Já os parâmetros *Minimum PHY Rate* e *Surplus Bandwidth Allowance* são gerados localmente pela na camada MAC. Os parâmetros *Maximum Service Interval* e *Minimum Service Interval* podem também ser gerados na camada MAC. Observa-se ainda que uma especificação de tráfego pode ser gerada autonomamente na camada MAC sem qualquer inicialização por parte da aplicação. Todavia, se uma especificação de tráfego é subsequente gerada pela aplicação, a especificação de tráfego gerada autonomamente será sobrescrita.

Tipicamente, parâmetros não determinados pela aplicação são determinados na camada MAC levando em conta as seguintes considerações:

1. Existe uma probabilidade de não transmitir o pacote dentro do limite de atraso.
2. O tamanho dos pacotes pode ser considerado fixo para aplicações com taxa de bit constante (*Constant Bit Rate* - CBR)
3. Existem requisitos de *throughput* e atraso para a aplicação
4. Assume-se um modelo de erro para o canal.
5. Existem limites para oportunidades de transmissão que podem variar de acordo com a legislação de cada país.

Assim, o *Minimum Service Interval*, se determinado dentro da camada MAC, pode tipicamente ser determinado como $Nominal\ MSDU\ Size / Mean\ Data\ Rate$;

O *Maximum Service Interval* pode ser calculado como $Delay\ Bound / Number\ of\ Retries$. Este valor, o *Maximum Service Interval*, deve ser maior que o *Minimum Service Interval* se este estiver especificado. O *Number of Retries* pode ser escolhido para satisfazer uma probabilidade particular de descartar o pacote por ter excedido seu limite de atraso.

Tipicamente, os limites para as oportunidades de transmissão são escolhidos para ser o menor possível, obedecendo as restrições impostas pelo *overhead* introduzido pelos quadros de *polling*, reconhecimento e do próprio pacote de dados com objetivo de maximizar o *throughput*.

O modelo de erros do canal é normalmente definido por uma taxa de erros e uma relação de dependência para representação de situações específicas. Por exemplo, um canal que causa erros de maneira independentemente no qual a probabilidade de erro é a mesma para todos os pacotes de mesmo tamanho em qualquer tempo é denominado um canal de erro independente e identicamente distribuído. Neste caso, considerando p a probabilidade de descartar um quadro, e p_e sendo a probabilidade de um quadro não ser transmitido com sucesso (o que inclui o quadro de reconhecimento), o número de retransmissões n_r necessárias para manter a probabilidade de descartar um quadro antes de expirar o tempo de atraso, denotada por p_d , é dada pela equação 2.5.

$$p_d = p_e^{(n_r+1)} \quad (2.5)$$

onde $p_e = [1 - (1 - p)^2]$

Assim, para um canal com $p_e = 0,1$ e uma $p_d = 10^{-8}$ seriam necessárias 7 retransmissões. É possível, também, utilizar métodos baseados em distribuições estatísticas como a distribuição binomial e calcular probabilidades conjuntas para uma determinada quantidade de quadros. Os valores obtidos através destes cálculos podem ser notificados através do campo *Surplus Bandwidth Allowance*.

Para passar pelo controle de admissão, algumas composições de parâmetros podem ser categoricamente rejeitadas se o escalonador não consegue criar um escalonamento representativo para a especificação de tráfego. Assim, deve existir um número mínimo de parâmetros especificados na especificação de tráfego para que esta se torne admissível. Obviamente, assim como o próprio controle de admissão, este conjunto depende do escalonador adotado, da capacidade do canal, das condições do enlace, dos limites de retransmissão e dos requisitos de QoS do tráfego a ser escalonado. A tabela 2.7 traz várias combinações mínimas de parâmetros de especificações de tráfego admissíveis. Nesta tabela *E* significa especificado, *C* significa condicionalmente especificado, *X* significa não especificado e *I* significa indiferente.

2.3.4 Controle de Admissão e Escalonamento

O controle de admissão depende geralmente do escalonador adotado, da capacidade do canal, das condições do enlace, dos limites de retransmissão e dos requisitos de QoS dos tráfegos a serem escalonados. O adendo IEEE 802.11e permite dois tipos de controle de admissão: um para o método de acesso ao meio baseado em contenção (EDCA) e outro para o método de acesso ao meio controlado (HCCA). Em ambos os casos o controle de admissão é realizado através da negociação de quadros de gerenciamento para a troca de especificações de tráfego. Assim, uma estação que deseja garantias de QoS para um determinado tráfego deve enviar um quadro requisitando a admissão de uma especificação de tráfego (*ADDS Request*). O ponto de acesso ou coordenador

híbrido deve aceitar ou negar o pedido baseado em um algoritmo local e notificar a estação sobre sua decisão através de um quadro de resposta (*ADDTs response*). Este quadro de resposta pode conter algumas modificações em relação a especificação de tráfego original. Neste quadro também seguem um conjunto de informações adicionais sobre o escalonamento (*Schedule Element*) que podem ser usadas pela estação para gerenciamento de energia, escalonamento interno e/ou outros propósitos. Estas informações também podem ser enviadas separadamente a qualquer momento através de um quadro específico (*Schedule Frame*). Há também um quadro utilizado para requisitar a remoção de uma especificação de tráfego (*DELTS Request*) que pode ser enviado tanto pelo ponto de acesso para as estações ou vice versa. Neste caso não há necessidade de um quadro de resposta.

Parâmetro	HCCA				EDCA
	Contínuo	CBR	VBR	Sem-QoS	CBR
<i>Nominal MSDU Size</i>	E	E	X	I	E
<i>Min. Service Interval</i>	E	C ³	C ⁴	I	I
<i>Max. Service Interval</i>	E	C ⁵	C ⁶	I	I
<i>Inactivity Interval</i>	E				I
<i>Suspension Interval</i>	I				
<i>Min. Data Rate</i>	C ⁷	C ⁸	X	I	I
<i>Mean Data Rate</i>	E	E	I	I	I
<i>Peak Data Rate</i>	C ⁹	C ¹⁰	I	I	I
<i>Max. Burst Size</i>	X	X	S	I	I
<i>Delay Bound</i>	E	E	I	X	X
<i>Min. PHY Rate</i>	E				
<i>Surplus Bandwidth</i>	C ¹¹			I	E
<i>Medium Time</i>	Calculado pelo HC				

Tabela 2.7: Especificações de Tráfego admissíveis para diferentes tipos de tráfego

Escalonamento e Controle de Admissão Usando EDCA

O escalonamento e o controle de admissão para o EDCA não é obrigatório, mas o ponto de acesso deve ao menos estar apto a sinalizar para as estações se há necessidade de controle de admissão para uma determinada categoria de acesso. Esta sinalização é feita junto com os demais parâmetros do EDCA nos quadros de associação e *beacon*,

³Tipicamente usado para VoIP. Se especificado é igual a *Nominal MSDU Size / Mean Data Rate*

⁴Se *Mean Data Rate* estiver especificado deve ser igual a *Mean Data Rate / Nominal MSDU Size*

⁵Tipicamente usado par áudio e vídeo e igual a *Delay Bound / Number of Retries*

⁶Se *Delay Bound* estiver especificado deve ser igual a *Delay Bound / Number of Retries*

⁷Deve ser especificado se *Mean Data Rate* estiver especificado

⁸Deve ser igual a *Mean Data Rate*

⁹Deve ser especificado se *Minimum Data Rate* estiver como indiferente

¹⁰Deve ser igual a *Mean Data Rate*

¹¹Deve ser especificado se *Delay Bound* estiver presente

mas, enquanto os parâmetros $CW_{min}[AC]$, $CW_{max}[AC]$, $AIFS[AC]$, $TXOP_limit[AC]$ são ajustados ao longo do tempo, o *flag* que indica se o controle de admissão é necessário deve permanecer inalterado. Para solicitar admissão de tráfegos em qualquer direção (*uplink*, *downlink*, *direct*, ou *bidirectional*) em uma categoria de acesso na qual o controle de admissão seja obrigatório, a estação deve enviar um quadro de requisição (*ADDTS Request*). O ponto de acesso deve associar a prioridade de usuário recebida no quadro de requisição com a categoria de acesso apropriada de acordo com o mapeamento definido na tabela 2.4.

Independentemente do controle de admissão ser exigido para uma determinada categoria de acesso, o ponto de acesso sempre deve responder a requisição com um quadro de resposta (*ADDTS Response*) indicando se aceita ou não o tráfego requisitado com base em um algoritmo local. Para as categorias de acesso nas quais não haja necessidade de controle de admissão, as estações podem transmitir tráfego sem negociação de especificações de tráfego. Entretanto, se uma estação deseja transmitir pacotes sem controle de admissão usando uma categoria de acesso que requer controle de admissão, a estação deve transmitir estes pacotes usando os parâmetros de contenção de uma categoria de acesso de menor prioridade, obedecendo as relações de prioridade constantes na tabela 2.4, e que não necessite controle de admissão. Todas as categorias de acesso com prioridade maior que uma categoria de acesso que demande controle de admissão também devem exigir controle de admissão obrigatoriamente.

Escalonamento e Controle de Admissão para o HCCA

O coordenador híbrido é responsável por garantir ou negar o serviço de *polling* para um fluxo de tráfego baseado nos parâmetros da especificação de tráfego associada. O coordenador híbrido não deve modificar ou excluir uma especificação de tráfego admitida exceto nos casos estabelecidos em norma ou autorizados pela estação. Devido à sua natureza, a comunicação sem fio impede o fornecimento de garantias absolutas para o cumprimento de requisitos de QoS. Todavia, em um ambiente controlado livre de interferências, o comportamento do escalonador pode ser aferido para determinar se satisfazem os requisitos de serviço exigidos. Assim, o comportamento normativo para o escalonador deve satisfazer as seguintes exigências:

1. O escalonador deve ser implementado de tal forma que, sob condições de operação controladas, todas as estações com fluxos de tráfego admitidos recebem oportunidade de transmissão que satisfazem os requisitos de serviço de suas especificações de tráfego.
2. Se um fluxo de tráfego é admitido pelo coordenador híbrido, o escalonador deve servir a estação durante um período de serviço (*Service Period* - SP). Um período

de serviço é um intervalo de tempo contíguo que é repetido em intervalos regulares, no qual um conjunto de um ou mais quadros de *downlink* e um ou mais quadros de *polling* são garantidos para a estação. Se requisitado pela estação, o coordenador híbrido pode agregar todos os fluxos de tráfego da estação em um único período de serviço.

3. A duração mínima de uma oportunidade de transmissão deve garantir ao menos o tempo para transmitir um pacote de tamanho máximo (*Maximum MSDU Size*) à taxa de transmissão mínima (*Minimum PHY Rate*) especificados na especificação de tráfego. Se o tamanho máximo não estiver especificado, a duração da oportunidade de transmissão deve permitir a transmissão de um pacote de tamanho nominal (*Nominal MSDU Size*) à taxa de transmissão mínima (*Minimum PHY Rate*) especificados na especificação de tráfego. Se o parâmetro *Minimum PHY Rate* está especificado na especificação de tráfego do quadro de resposta (*ADDS Response*), o coordenador híbrido deve usar este valor para calcular as oportunidades de transmissão, caso contrário, o coordenador híbrido pode usar a taxa observada no meio físico.
4. Um conjunto mínimo de parâmetros deve ser especificado durante a negociação de uma especificação de tráfego. Assim, para o quadro de requisição (*ADDS Request*) devem ser especificados os parâmetros *Mean Data Rate*, *Nominal MSDU Size*, *Minimum PHY Rate*, *Surplus Bandwidth Allowance*, e pelo menos um entre o *Maximum Service Interval* ou *Delay Bound*. No quadro de resposta (*ADDS Response*) estes parâmetros são *Mean Data Rate*, *Nominal MSDU Size*, *Minimum PHY Rate*, *Surplus Bandwidth Allowance*, e *Maximum Service Interval*. Se qualquer um destes parâmetros não for especificado no quadro de requisição, o coordenador híbrido pode substituir os valores não especificados (como no caso do *Minimum PHY Rate* que pode ser substituído pela taxa observada) e admitir o TS ou pode rejeitar o fluxo de tráfego. Se o coordenador admite o fluxo de tráfego com um conjunto alternativo de parâmetros, estes parâmetros devem ser indicados para a estação no quadro de resposta. Se ambos, *Maximum Service Interval* e *Delay Bound*, forem especificados, o coordenador pode utilizar somente o *Maximum Service Interval*. Qualquer outro parâmetro que seja especificado deve ser considerado pelo escalonador de forma a gerar um escalonamento em conformidade com o que requer o parâmetro especificado. O coordenador também pode usar o valor do campo UP para controle de admissão e/ou escalonamento. Os parâmetros obrigatórios podem ser especificados pela aplicação ou gerados autonomamente na camada MAC.
5. Durante qualquer intervalo $[t_1, t_2]$ a duração total da oportunidade de transmissão

deve ser maior que o tempo necessário para transmitir todas as MSDU, de tamanho nominal à taxa média, no período $[t_1, t_2 - D]$. O valor D deve ser utilizado para especificar o *Maximum Service Interval* ou o *Delay Bound* na especificação de tráfego.

Não há um algoritmo de escalonamento e/ou controle de admissão estabelecido pela norma. Todavia, um exemplo compatível com as exigências estabelecidas acima é fornecido como referência no adendo e está descrito na seção a seguir.

2.3.5 Escalonador de Referência

O escalonador de referência proposto no adendo IEEE 802.11e consiste de um escalonador com controle de admissão que usa o conjunto mínimo obrigatório de parâmetros de especificações de tráfego, ou seja, *Mean Data Rate*, *Nominal MSDU Size*, e *Maximum Service Interval* ou *Delay Bound*. Se ambos, *Maximum Service Interval* e *Delay Bound*, são especificados pela estação na especificação de tráfego, o escalonador usa o *Maximum Service Interval*. O escalonamento de um fluxo de tráfego é realizado em duas etapas: o cálculo do *Scheduled Service Interval* (SI) e o cálculo da oportunidade de transmissão do fluxo de tráfego.

O intervalo de serviço deve ser um número menor que o mínimo valor de todos os *Maximum Service Interval* de todos os fluxos admitidos e deve ser um submúltiplo do intervalo de *beacon*.

Para o cálculo da duração da oportunidade de transmissão de um fluxo admitido, o escalonador usa os parâmetros *Mean Data Rate* (ρ) e *Nominal MSDU Size* (L) presentes na especificação de tráfego negociada, o parâmetro *Scheduled Service Interval* (SI) calculado acima, o *Physical Transmission Rate* (R), o *Maximum Allowable Size of MSDU* (M), e *overheads* em unidades de tempo (O). O *Physical Transmission Rate* (R_i) equivale ao parâmetro *Minimum PHY Rate* da especificação de tráfego, mas o coordenador pode também utilizar a taxa observada no meio físico denotada por R . Os *overheads* incluem a duração de IFS e dos quadros de reconhecimento e *polling*. Para simplificar, o cálculo dos *overheads* está omitido nas formulações a seguir. Assim, a duração da oportunidade de transmissão é calculada conforme os passos a seguir:

1. O escalonador calcula o número de MSDU que chegam a taxa *Mean Data Rate* durante o intervalo de serviço através da equação 2.6.

$$N_i = \left\lceil \frac{SI \times \rho_i}{L_i} \right\rceil \quad (2.6)$$

2. O escalonador calcula a duração da oportunidade de transmissão como o máximo entre o tempo para transmitir N_i quadros à taxa R_i e o tempo para transmitir

um quadro de tamanho máximo à taxa R_i , somando-se os respectivos *overheads* de cada termo, conforme a equação 2.7.

$$TXOP_i = \max \left(\frac{N_i \times L_i}{R_i} + O_i, \frac{M}{R_i} + O_i \right) \quad (2.7)$$

O escalonamento é processado de maneira circular. A figura 2.9 mostra a operação básica do escalonador de referência para fluxos das estações de i até k . O intervalo de *beacon* é de 100 ms e o *Maximum Service Interval* para todas os fluxos é de 60 ms. O escalonador calcula um *Scheduled Service Interval* (SI) de 50 ms de acordo com os procedimentos explicados acima.

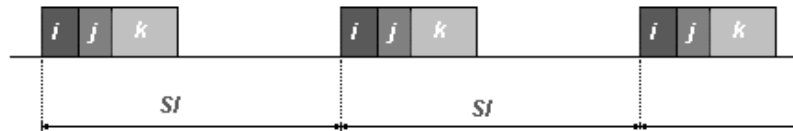


Figura 2.9: Operação básica do escalonador de referência

Se um novo fluxo é admitido com um *Maximum Service Interval* menor que o intervalo de serviço corrente, o escalonador precisa alterar o intervalo de serviço corrente para um valor menor ou igual ao *Maximum Service Interval* do novo fluxo admitido. Portanto, a duração das oportunidades de transmissão de todos os fluxos admitidos deve ser recalculada considerando o novo intervalo de serviço.

Se um fluxo é descartado, o escalonador pode utilizar o tempo disponível para tráfego de contenção e também pode reorganizar a distribuição de oportunidades de transmissão entre as estações.

Diferentes modificações podem ser feitas para melhorar o escalonador. Por exemplo, o escalonador pode utilizar diferentes intervalos de serviço para diferentes estações e/ou adicionar tempo para retransmissões durante a alocação das oportunidades de transmissão.

O controle de admissão utiliza os mesmos parâmetros do escalonador. Quando um novo fluxo requisita admissão, o controle de admissão realiza a primeira e a segunda etapa apresentadas para o escalonador e determina se o fluxo pode ser admitido se este satisfaz a equação 2.8.

$$\frac{TXOP_{K+1}}{SI} + \sum_{i=1}^k \frac{TXOP_i}{SI} \leq \frac{T - T_{CP}}{T} \quad (2.8)$$

onde:

k é o número total de fluxos existentes;

$k + 1$ é usado para indexar o fluxo que está sendo processado;

T indica o intervalo de beacon;

T_{CP} indica o tempo reservado para tráfego de contenção.

O controle de admissão deve garantir que o tempo alocado para a fase controlada (CAP) não exceda o limite imposto pela configuração, representado pela variável *dot11CAPlimit*. Assim como o escalonador, o controle de admissão pode levar em consideração a alocação de tempo adicional para retransmissões. Outras modificações também podem ser feitas como, por exemplo, um controle de admissão que leva em conta o valor do campo *User Priority* (UP) da especificação de tráfego.

2.4 Trabalhos Relacionados

O adendo IEEE 802.11e [2] foi publicado apenas no final de 2005, mas seu desenvolvimento teve início ainda no ano de 2001. Além disso, a preocupação com requisitos de QoS em redes baseadas no padrão IEEE 802.11 já havia sido objeto de pesquisa muito antes disso. Por exemplo, Lindgren, Almquist e Schelén em [5] fazem comparação de quatro mecanismos diferentes que foram propostos anteriormente para fornecer QoS em redes IEEE 802.11. Em [6], Lindgren, Almquist e Schelén incluem na comparação a proposta inicial que deu origem ao EDCA, inicialmente designado como EDCF (Enhanced DCF).

Assim, muitos trabalhos foram realizados antes da publicação final do adendo. Uma grande parte destes trabalhos objetiva apresentar as tecnologias de acesso ao meio (DCF, PCF, EDCA e HCCA) e fazer avaliações de desempenho através de simulações que, usualmente, consideram cenários envolvendo tráfego de dados de multimídia. Nesta linha encontram-se os trabalhos de Grilo e Nunes em [7], Mangold et al. em [8] e [3], Lindgren, Almquist e Schelén em [9], Wu et al. em [10], Choi et al. em [11], Kim e Kim em [12], Chen, Gu e Zhang em [13], Romdhani, Ni e Turletti em [14], Ni e Turletti em [15] e Ni em [4].

Em particular, o trabalho de Ni em [4], destaca algumas conclusões importantes:

- Embora EDCA seja capaz de fornecer diferenciação de serviço, a adaptação nos parâmetros de *backoff* é bastante útil quando as condições do canal de comunicação variam ao longo do tempo. Resultados de simulações mostram que com um simples mecanismo de ajuste baseado na proposta de EDCA adaptativo definido por Romdhani, Ni e Turletti em [16] o atraso provocado em tráfegos de vídeo e de *background* pode ser bastante reduzido em relação ao EDCA padrão nas situações de alta carga de tráfego.
- O escalonador de referência apresenta bom desempenho quando o tráfego se mantém a taxas constantes (*Constant Bit Rate* - CBR), entretanto, quando o

tráfego se processa a taxas variáveis (*Variable Bit Rate* - VBR), pode ser necessário o uso de técnicas de escalonamento adaptativo como as propostas de Grilo, Macedo e Nunes em [17] e de Ansel, Ni e Turletti em [18]).

Assim, conclui-se que o uso de técnicas adaptativas que levam em considerações as flutuações de tráfego e taxas de transmissão podem melhorar substancialmente o desempenho de ambos, EDCA e HCCA, sob condições de variação de tráfego.

Este assunto é melhor explorado por Ramos, Panigrahi e Dey em [19], fornecendo um resumo dos desafios que ainda precisam ser endereçados para possibilitar um suporte de QoS mais abrangente para redes baseadas no IEEE 802.11e. O trabalho descreve os desafios ainda existentes e fornece um resumo das técnicas que podem ser utilizadas para tratar estes problemas. Adicionalmente, este trabalho também apresenta várias direções futuras para a melhora de QoS em redes sem fio. Especificamente, destacam-se três grandes desafios: a variação das condições da rede, a variação das características das aplicações e o gerenciamento dos recursos de rede.

Os dois fatores principais relacionados com a variação nas condições da rede são as condições do canal de comunicação e a carga da rede. A variação nas condições do canal ocorre nas redes sem fio devido à perda de potência durante a propagação do sinal, efeitos da reflexão do sinal (múltiplos caminhos), e interferências. Estas variações podem levar a um aumento nas retransmissões e descarte de pacotes, ocasionando aumento na latência e degradação no *throughput*. São consideradas variações na carga da rede o aumento ou a diminuição no número de nós. Como as redes sem fio compartilham o meio de transmissão, a carga da rede influencia diretamente o desempenho de cada nó. Embora algumas condições do canal de comunicação possam ser resolvidas pela camada física através de técnicas de correção de erro e modulação escalonada, ainda existem efeitos residuais observados na camada MAC. Para tratar estes efeitos residuais, foram desenvolvidas algumas técnicas que adaptam parâmetros da camada MAC visando melhorar a diferenciação de serviço de uma forma equilibrada ou justa. Nesta linha encontra-se o já citado trabalho de Romdhani, Ni e Turletti em [16] e os trabalhos de Malli et al. em [20] e Ksentini, Guéroui e Naimi em [21].

As variações das características das aplicações estão relacionadas à carga de tráfego e os requisitos de QoS das aplicações. Os requisitos de QoS de um fluxo de dados, tais como *throughput*, *delay* e *jitter*, bem como a carga da rede podem variar significativamente dependendo do tipo de aplicação e também podem variar com o tempo. Desta forma, o escalonador de referência, por exemplo, pode não ser indicado para tráfegos com requisitos dinâmicos tais como tráfegos com taxas variáveis como foi observado por Ni em [4]. Alguns trabalhos que levam em conta a variabilidade do tráfego e dos requisitos de QoS sugerem alterações no algoritmo de escalonamento usado com o HCCA. São propostas que visam adaptar parâmetros como a oportunidade de trans-

missão, o intervalo de serviço e o escalonamento das mensagens de *polling*. Assim, Grilo, Macedo e Nunes em [17] propõem um esquema de ajuste da oportunidade de transmissão em torno de um valor médio e a alteração do *Service Interval* de cada nó baseado nas características do tráfego. A ordem de *polling* é determinada por um algoritmo *Earliest Deadline First* (EDF). Ansel, Ni e Turletti em [22] apresentam um esquema denominado *Flexible HCF* (FHF) que procura tratar a variabilidade dos fluxos de tráfego ajustando a oportunidade de transmissão de cada fluxo através da estimação do tamanho das filas. Desta forma, o coordenador aumenta ou diminui a oportunidade de transmissão alocada com base na demanda de cada fila. Ramos, Panigrahi e Dey em [23] endereçam a questão da variabilidade do tráfego propondo um mecanismo de *polling* adicional. A decisão de enviar um *polling* adicional feita pelo coordenador é baseada na informação sobre o tamanho das filas dos nós e é limitada pelo tempo remanescente na CAP.

O gerenciamento dos recursos de rede deve incluir técnicas de coordenação entre os períodos com e sem contenção e mecanismos de controle de admissão de forma a garantir os requisitos de QoS mais estritos ao mesmo tempo em que fornece níveis compatíveis de diferenciação entre serviços considerando os objetivos da rede como um todo.

Em termos de coordenação entre EDCA e HCCA, Ramos, Panigrahi e Dey em [23] descrevem um algoritmo que monitora a rede e decide o modo de acesso apropriado com base na ocupação das filas de acesso e na carga estimada. Maury em [24] também realiza uma análise através de simulações visando o uso do HEMM em ambientes industriais.

Na área de controle de admissão, além do controle de admissão projetado para o escalonador de referência, existem trabalhos como o de Grilo, Macedo e Nunes em [17] no qual o coordenador procura limitar a duração das transmissões de cada categoria de acesso através de um orçamento (*budget*) que é anunciado nos quadros de *beacon*. Sempre que um pacote de uma categoria de acesso é enviado, o orçamento desta categoria de acesso é reduzido. Quando o orçamento de uma categoria de acesso se esgota, as estações que desejam transmitir naquela categoria de acesso devem aguardar o próximo quadro de *beacon*.

Outro trabalho nesta área é proposto por Pong e Moors em [25]. Nesta proposta o coordenador limita o número de nós em cada período de contenção aceitando ou negando a entrada de novos fluxos com base na estimativa dos efeitos da admissão no *throughput* dos fluxos já aceitos. O *throughput* de cada fluxo é calculado com base na estatística de colisões da rede e comparado com a largura de banda necessária ao fluxo. Se um nó não consegue atingir o *throughput* desejado o coordenador altera um dos parâmetros (janela de contenção ou oportunidade de transmissão) visando aumentar a probabilidade de acesso à rede do nó.

Gao, Cai e Ngan em [26] fornecem um extenso *survey* dos recentes avanços na área de controle de admissão. Este *survey* engloba pesquisas para EDCA e HCCA. Neste trabalho, o controle de admissão para o EDCA é classificado em duas categorias: baseado em medidas e baseado em modelos. No controle baseado em medidas as decisões sobre admissão são feitas com base em medidas continuamente extraídas da rede como *throughput* e *delay*. Exemplos destes mecanismos são propostos por Xiao e Li em [27] e [28], Barry, Campbell e Veres em [29], Ahn et al. em [30] e Zhang e Zeadally em [31].

O controle baseado em modelos consiste em construir métricas de desempenho para avaliar o estado da rede e auxiliar na tomada de decisão sobre a admissão. Mecanismos de controle de admissão baseado em modelos são propostos por Pong e Moors em [25] e por Banchs, Perez-Costa e Qiao em [32].

Diferentemente do EDCA, não existem muitos trabalhos de pesquisa em controle de admissão para o HCCA. Gao, Cai e Zhang em [33] propõem um controle de admissão que considera a variação na taxa de transferência na camada física devido à mobilidade das estações e às características inerentes das redes sem fio. Fan et al. em [34] propõe um controle de admissão para tráfegos VBR.

Outros trabalhos investigando os algoritmos de escalonamento que rodam no AP incluem a proposta de Lim et al. em [35] que permite o escalonamento de tráfegos como voz e vídeo e áudio de alta definição, enquanto faz um uso eficiente da banda do canal de comunicação permitindo elevado *throughput* para tráfegos em *background*.

Há ainda trabalhos que fornecem *frameworks* para simular algoritmos de escalonamento como o desenvolvido por Cicconetti et al. em [36] e por Fallah, Elfeitori e Alnuweiri em [37]. Cicconetti et al. em [36] propõe um *framework* de software, utilizando o *Network Simulator 2* (NS-2), para simular HCCA permitindo fácil integração de diferentes algoritmos de escalonamento. Fallah, Elfeitori e Alnuweiri em [37] propõem um *framework* de escalonamento que introduz o conceito de pacotes virtuais emulados no AP com objetivo de centralizar o processo de escalonamento.

2.5 Considerações Finais

Nota-se que os trabalhos atuais estão essencialmente focados em atender requisitos de tráfego multimídia e de desempenho da rede e, usualmente, assumem que o meio é livre de erros. Assim, apesar dos grandes avanços introduzidos pelo adendo IEEE 802.11e ainda não existem propostas de escalonamento baseadas nesta tecnologia com objetivo de atender aplicações com requisitos firmes de tempo real tais como sistemas móveis de robôs, por exemplo. O primeiro grande desafio neste contexto é a própria escolha da tecnologia de comunicação com respeito à sua capacidade de comunicação e

ao determinismo do acesso ao meio. Existem também muitos outros fatores que podem ser considerados nesta escolha como preço, disponibilidade, peso, economia de energia entre outros que não foram endereçadas neste trabalho. Assim, em relação a capacidade de comunicação, a tecnologia 802.11 tem evoluído continuamente e significativamente. No que se refere ao acesso ao meio o adendo 802.11e trouxe, através do HCCA, uma alternativa bastante atraente para a manipulação de tráfegos com requisitos de comunicação parametrizados com alta probabilidade de determinação do tempo de acesso ao meio. Não se pode dizer que o HCCA introduz um acesso ao meio determinista porque há um componente probabilístico intrínseco na definição da tecnologia, haja vista que os espaços entre quadros apenas fornecem uma maior probabilidade (e não exclusividade) no acesso ao meio mesmo na fase controlada. Obviamente, a qualidade dos dispositivos comunicantes tem influência direta neste aspecto, pois quanto mais se aproximarem das especificações maior será o grau de determinismo obtido. Neste trabalho, esta componente probabilística inerente ao HCCA será desconsiderada dando ênfase ao problema das falhas residuais não recuperadas na camada física que podem ter uma influência muito maior na determinação dos tempos de entrega. Neste contexto, o tratamento das falhas residuais através de mecanismos de escalonamento baseados no HCCA ainda não foi devidamente endereçado pela comunidade científica. Este será o tema central a ser desenvolvido neste trabalho com auxílio de simulações. É importante dizer que a tecnologia IEEE 802.11e, especialmente o HCCA, ainda não está significativamente presente no mercado. De fato, ainda não existem sequer ferramentas de simulação gratuitamente disponíveis que implementem inteira e/ou satisfatoriamente o adendo IEEE 802.11e. Assim, uma parte importante deste trabalho trata da avaliação e desenvolvimento de extensões de software para simular o adendo IEE 802.11e. Este trabalho se apresenta no capítulo a seguir.

Capítulo 3

Ambiente de Simulação para o 802.11e

Este capítulo apresenta na seção 3.1 a ferramenta ou ambiente de simulação conhecida como Network Simulator versão 2 (NS-2) [38]. Esta ferramenta está disponível gratuitamente e foi utilizada nos experimentos realizados ao longo do trabalho. Apesar de cobrir um amplo número de protocolos o NS-2 ainda não possui suporte nativo para a tecnologia IEEE 802.11e. Desta forma, na seção 3.2 são apresentadas as extensões ao NS-2 com suporte IEEE 802.11e que estão disponíveis gratuitamente na Internet. A avaliação destas extensões faz parte dos trabalhos desenvolvidos. Por fim, a seção 3.3 apresenta os detalhes da nova extensão ao NS-2 desenvolvida no contexto deste trabalho e que oferece suporte para ambos os métodos de acesso (EDCA e HCCA) do adendo IEEE 802.11e.

3.1 Network Simulator Versão 2 - NS-2

O Network Simulator versão 2 (NS-2) é um simulador de eventos discretos que cobre um amplo número de protocolos, tipos e elementos de rede. O NS-2 suporta protocolos de aplicação (HTTP e FTP), transporte (UDP e TCP), roteamento *unicast* e *multicast* para redes com fio (RIP, OSPF, SRM, DVMRP) e sem fio (DSDV, AODV, DSR, TORA).

O NS teve sua origem a partir do simulador REAL (*Realistic and Large*), que por sua vez derivou do NEST (*Network Simulation Testbed*) da universidade de Columbia. REAL foi desenvolvido por S. Keshav da Universidade de Cornell com o intuito de ser uma ferramenta para o estudo do comportamento dinâmico do controle de fluxo e congestionamento em redes comutadas por pacotes. Posteriormente, o NS surgiu como uma variante do REAL e em 1995 seu desenvolvimento foi suportado como parte do projeto VINT (*Virtual InterNetwork Testbed*). Atualmente seu desenvolvimento e

distribuição são mantidos pelo ISI (*Information Sciences Institute*), financiado pela DARPA (*Defense Advanced Research Projects Agency*) e NSF (*National Science Foundation*). A distribuição do NS é gratuita, inclusive o código fonte, que pode ser alterado para refletir a pesquisa que está sendo desenvolvida. Assim, ao longo dos anos, o NS sempre recebeu várias contribuições de outros pesquisadores, incluindo o código para redes sem fio dos projetos *UCB Daedalus* e *CMU Monarch* e da *Sun Microsystems*.

O NS-2 roda em diversos tipos de sistemas Unix (FreeBSD, Linux, SunOS, Solaris). O NS-2 é um simulador orientado a objeto escrito em C++ em conjunto com um interpretador orientado a objeto OTcl (*Object Toll Command Language*). Assim, existem duas hierarquias de classes: as classes compiladas do C++ e as classes interpretadas do OTcl. As classes compiladas em C++ permitem tempos de execução mais rápidos e as classes interpretadas OTcl fornecem flexibilidade para a configuração de diferentes cenários de simulação. Assim, o usuário pode definir protocolos específicos, aplicações e topologias em um *script* OTcl. O OTcl pode fazer uso de objetos compilados em C++ através de um processo de ligação (*linkage*) via TclCL (*Tcl with Classes*) criando uma relação entre objetos C++ e objetos OTcl.

Para rodar simulações, um *script* escrito em OTcl precisa ser feito de forma que o NS possa rodar um cenário de simulação. Os resultados das simulações são mostrados em formato de texto em um arquivo contendo informações sobre os eventos registrados na rede. Estes textos podem ser analisados com ferramentas de processamento de textos como o *awk* e *sed* ou ainda através de outras linguagens como python e perl. Posteriormente estes resultados podem ser dispostos em tabelas ou gráficos. Embora a distribuição do NS-2 forneça um software para o traçado de gráficos, o *xgraph*, melhores resultados são obtidos utilizando-se a ferramenta *gnuplot* [39].

3.2 Suporte IEEE 802.11/11e no NS-2

A distribuição principal do NS-2 oferece suporte para o protocolo de acesso ao meio DCF. Os pacotes *unicast* são transmitidos no padrão RTS/CTS/DATA/ACK e pacotes *broadcast* são simplesmente difundidos através de um pacote de dados (DATA). Cada nó acessa o meio compartilhado através de uma interface de rede que está sujeita a colisões e a um modelo de propagação de sinal. Cada pacote transmitido carrega consigo informações relacionadas à interface como potência da transmissão e comprimento de onda. Estas informações são utilizadas pelo modelo de propagação na interface de rede do nó receptor para determinar se o pacote possui a mínima potência exigida para ser recebido, capturado e/ou detectado. Este modelo aproxima-se da interface *Direct-Sequence Spread Spectrum (DSSS) Lucent Wavelan*.

O NS-2 suporta os modelos de propagação *Free Space*, *Two Ray Ground*, e *Sha-*

dowling para calcular a potência do sinal no nó receptor. A força do sinal é usada para determinar se o pacote foi transmitido com sucesso. O modelo *Free Space* é usado para simular perdas de propagação devido à atenuação do sinal sem obstáculos ou interferências. O modelo *Two Ray Ground* é utilizado para simular efeitos da reflexão do sinal. O modelo *Shadowing* simula os efeitos ou sombras causadas por obstruções localizadas entre transmissor e receptor.

O NS-2 também permite a inclusão de modelos de erros para simular as perdas no canal de comunicação. Assim, os erros podem ser gerados a partir de um modelo simples, tal como uma simples taxa de erros constante, ou a partir de modelos estatísticos e empíricos mais complexos. Para suportar uma ampla variedade de modelos, a unidade de erro pode ser expressa em termos de pacotes, bits ou tempo. O modelo de erro para uma rede sem fio pode ser adicionado no canal de saída ou de entrada. Um modelo de erro adicionado ao canal de saída de um nó faz com que todos os receptores sofram o mesmo grau de erro já que o erro é determinado antes do pacote ser enviado. Por outro lado, um modelo de erro adicionado na entrada de um nó faz com que cada receptor tenha um grau diferente de erro já que cada nó calcula seus erros de maneira independente.

Com relação ao suporte para os métodos de acesso introduzidos pelo adendo IEEE 802.11e, existem algumas extensões ou *patches* disponíveis na Internet que não fazem parte da distribuição principal do NS-2. Estas contribuições estão enumeradas a seguir.

1. Claudio Casetti / Politecnico di Torino [40]
2. Ni Qiang / Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique [41]
3. Mathieu Lacage / Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique [42]
4. Telecommunication Networks Group / Technical University of Berlin [43]
5. Computer Networking Group / University of Pisa [44]

As extensões 1 e 2 são baseadas em versões muito antigas do NS e do adendo IEEE 802.11e. A extensão 3 é bastante promissora, mas ainda está em estágio de desenvolvimento e testes. Não apresenta documentação disponível e também não é compatível com os padrões de configuração e saída de dados estabelecidos pela implementação atual do padrão IEEE 802.11 no NS. A extensão 4 suporta apenas o método EDCA. A extensão 5 fornece uma implementação do método HCCA e foi inicialmente usada neste trabalho para avaliar a resposta do escalonador de referência para tráfegos de tempo real firmes sob condições ideais, ou seja, sem ocorrência de erros no canal de comunicação. Os resultados desta avaliação são apresentados no capítulo a seguir e estão

disponíveis no artigo [45]. Apesar de possuir uma boa documentação esta extensão apresenta-se incompleta e com alguns erros. Alguns destes erros foram corrigidos na fase inicial deste trabalho para que se pudesse fazer uma avaliação preliminar do escalonador de referência com auxílio desta extensão. Para isto, esta extensão também foi ampliada para suportar a operação concorrente entre HCCA e DCF. Estas alterações constituem parte da contribuição proveniente deste trabalho e estão disponíveis em [46]. Todavia, esta implementação ainda apresenta uma integração deficiente com a implementação nativa do 802.11 e apresenta problemas na simulação com modelos de erros. Estes fatores aliados à falta de suporte levaram ao desenvolvimento de uma nova extensão ao NS-2 com suporte para EDCA e HCCA. A seção a seguir apresenta os detalhes desta nova implementação desenvolvida no decorrer deste trabalho.

3.3 Novo Suporte EDCA/HCCA

Uma característica importante do NS-2 é a possibilidade de expandir seu código adicionando novos protocolos de maneira modular seguindo uma hierarquia de classes estabelecida. Além disso, o amplo número de implementações existentes facilita o reaproveitamento de classes e módulos. A extensão desenvolvida objetiva fornecer suporte EDCA e HCCA para o NS-2. Esta extensão foi desenvolvida com base na implementação corrente do 802.11 que faz parte da distribuição principal e apresenta-se estruturada de acordo com a figura 3.1.

A nova extensão foi desenvolvida visando aproveitar ao máximo o código já existente utilizando a estrutura apresentada na figura 3.2.

Parte da implementação foi feita em OTcl (arquivos.tcl) e outra em C++ (arquivos .cc e .h). Estes arquivos estão detalhados a seguir.

- ns-2.29/tcl/lan/ns-mac.tcl: contém os valores *default* de parâmetros da camada MAC.
- ns-2.29/tcl/lib/ns-default.tcl: contém os valores *default* de parâmetros da camada MAC.
- ns-2.29/tcl/lib/ns-edcaset.tcl: contém os valores *default* dos parâmetros de contenção das categorias de acesso EDCA.
- ns-2.29/tcl/lib/ns-mobilenode.tcl: altera a estrutura dos nós. Cria uma fila para cada função EDCA e uma fila para a função HCCA.
- ns-2.29/tcl/mobility/noah.tcl: adiciona o protocolo NOAH (No Ad-Hoc Routing).

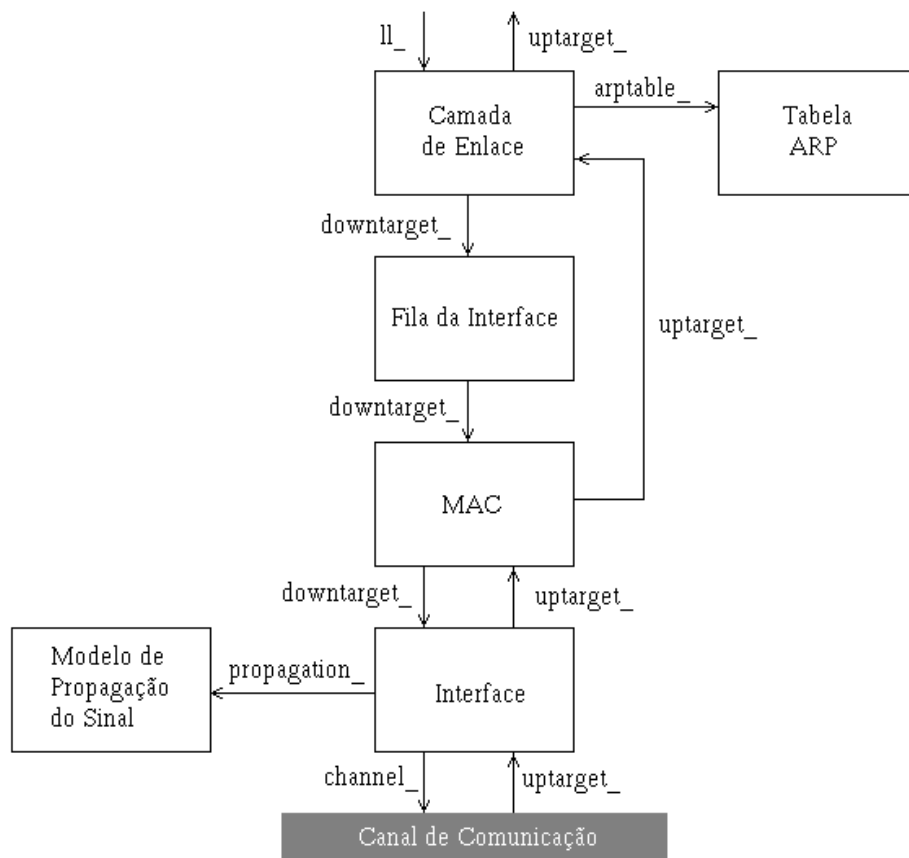


Figura 3.1: Diagrama modular da implementação 802.11 do NS-2

- ns-2.29/tcl/lan/ns-mac-802.11e.tcl: adiciona suporte para trace dos eventos.
- ns-2.29/mac/802.11e/hcf-splitter.[cc,h]: contém a classe *splitter* que é utilizada para distribuir os pacotes recebidos da camada de enlace entre as filas EDCA e HCCA.
- ns-2.29/mac/802.11e/hcf-timers.[cc,h]: contém as classes destinadas ao instanciamento de *timers* do HCF.
- ns-2.29/mac/802.11e/mac-edca.[cc,h]: contém a classe EDCA. Cada função EDCA que trata uma das categorias de acesso é uma instância desta classe.
- ns-2.29/mac/802.11e/mac-hcca.[cc,h]: contém a classe HCCA.
- ns-2.29/mac/802.11e/mac-hcf.[cc,h]: contém a classe *Mac802_11e* que instancia a camada MAC do nó e faz a coordenação entre HCCA e EDCA. Também contém classes para leitura, escrita e armazenamento de parâmetros da camada MAC (E_MAC_MIB) e da camada física (E_PHY_MIB).

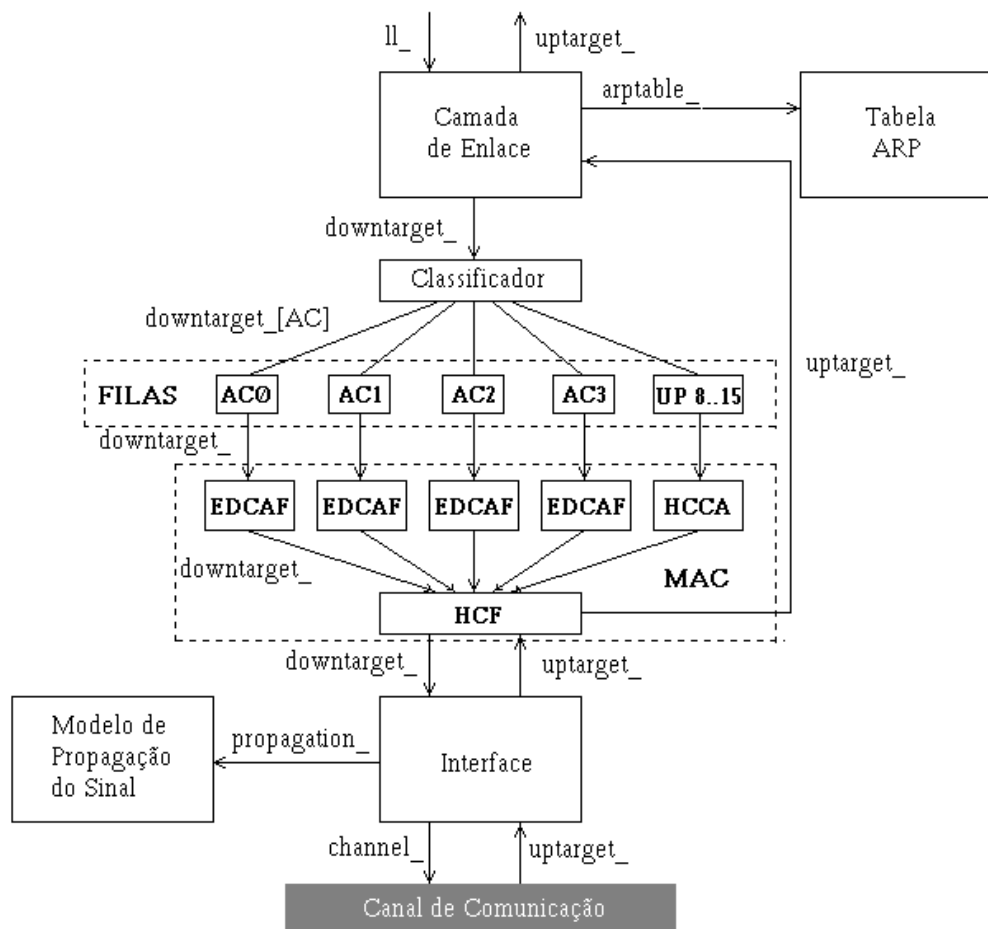


Figura 3.2: Diagrama modular da extensão 802.11e com suporte EDCA/HCCA

- ns-2.29/mac/802.11e/mac-scheduler.[cc,h]: implementa o escalonador de referência e variantes propostas neste trabalho.
- ns-2.29/mac/802.11e/mac-tspec.[cc,h]: contém a classe *Tspec* utilizada para ler e armazenar os campos das especificações de tráfego.
- ns-2.29/queue/drop-tail.[cc,h]: suporte a novos métodos para pesquisa de pacotes com base no TID e no endereço de destino. Utilizado na fila HCCA.
- ns-2.29/queue/priqueue.cc: suporte a novos métodos para pesquisa de pacotes com base no TID e no endereço de destino. Utilizado na fila HCCA.
- ns-2.29/queue/queue.[cc,h]: suporte a novos métodos para pesquisa de pacotes com base no TID e no endereço de destino. Utilizado na fila HCCA.
- ns-2.29/trace/cmu-trace.h: inclusão de novas definições para impressão de traces.
- /noah/noah.[cc,h]: incorporação do NOAH (No Ad-Hoc Routing Agent).

- `/common/packet.h`: macro para *cast* do cabeçalho 802.11e.

Para utilizar os recursos disponíveis nesta nova extensão foram criados alguns novos comandos. Para configurar os nós 802.11e, novos valores de parâmetros foram acrescentados ao comando *node-config* como segue:

```
$ns node-config -adhocRouting NOAH # adiciona suporte para roteamento
não ad-hoc
$ns node-config -macType Mac/802_11e # adiciona suporte para MAC IEEE
80211.e
```

Os comandos a seguir são utilizados para configurar parâmetros no ponto de acesso. Para tanto, a partir da instância do nó do ponto de acesso (QAP) deve-se pegar a referência para a camada MAC deste nó como segue:

```
set mac_ [$qap getMac 0]
```

e então executar os seguintes comandos:

```
set addr_ [$mac_ id] # pega o endereço/identificação do MAC
$mac_ bss-id $addr_ # configura este endereço como endereço do BSS
$mac_ cfp-period 0.1 # configura o período do CFP
$mac_ cap-limit 0.08 # configura a duração máxima de uma CAP
$mac_ scheduler reference # configura o tipo de escalonador
$mac_ retry-mode enqueued # configura o modo de retransmissão
(imediate, enqueued, standard)
```

```
set retryq_ [new "Queue/DropTail"] # cria a fila de retransmissões
$retryq_ set blocked_ true # bloqueia a fila de retransmissões
$retryq_ set unblock.on_resume_ false # desabilita desbloqueio
automático
$mac_ retry-queue $retryq_ # passa a referência da fila para a camada
MAC
```

```
$mac_ ts-retry-limit 8 5 # configura o número máximo de retransmissões
por TID
```

A camada MAC de cada estação (QSTA) também deve receber a identificação do BSS através do comando:

```
[$qsta getMac 0 ] bss-id $addr_
```

Para configurar uma especificação de tráfego estão disponíveis os seguintes comandos:

```
set tspec_ [new TSpec] # cria uma especificação de tráfego
# os comandos a seguir são utilizados para especificar os valores dos
parâmetros da especificação de tráfego. O significado de cada um pode
ser encontrado na tabela 2.6. $tspec_ set-qsta qsta
$tspec_ set-tsid 8
$tspec_ set-traffic-type periodic
$tspec_ set-link-direction uplink
$tspec_ set-minimum-service-interval 0.0
$tspec_ set-maximum-service-interval 0.1
$tspec_ set-delay-bound 0.1
$tspec_ set-nominal-msdu-size 220
$tspec_ set-maximal-msdu-size 220
$tspec_ set-mean-data-rate 16000
$tspec_ set-peak-data-rate 16000
$tspec_ set-surplus-bandwidth 5.0
$tspec_ set-enhanced-bandwidth 1.75 # configura o tempo adicional
conjunto para retransmissões
[$qsta getMac 0 ] tspec $tspec($1) # armazena a especificação de
tráfego na estação
$mac_ tspec $tspec($1) # submete a especificação de tráfego ao
escalador
```

Esta extensão faz parte das contribuições deste trabalho e está disponível em [46]. Neste endereço também se encontram exemplos completos de *scripts* incluindo aqueles que foram utilizados nos experimentos realizados neste trabalho.

Capítulo 4

Avaliação do Padrão 802.11e

Este capítulo apresenta uma avaliação inicial do escalonador de referência através de simulações. O objetivo desta avaliação é verificar se o escalonador de referência descrito na seção 2.3.5 é capaz de satisfazer requisitos de tráfegos de tempo real enquanto opera concorrentemente com tráfegos de melhor esforço sob o controle do DCF. Além disso, esta tarefa também proporciona um primeiro contato com os NS-2 e as extensões para simular o adendo IEEE 802.11e. Os resultados desta avaliação foram publicados em [45].

A escolha do DCF em vez de EDCA para o tráfego de melhor esforço se deve a dois motivos. O primeiro motivo é de ordem técnica, dado a indisponibilidade de extensões à ferramenta de simulação NS-2 que implementem os métodos HCCA e EDCA concomitantemente de forma satisfatória. O segundo motivo é que, de fato, não há interesse em priorizar os tráfegos de melhor esforço neste experimento, visto que o interesse fundamental é avaliar o mecanismo HCCA e o escalonador de referência. Todavia, é importante salientar que as diferenças introduzidas pelo EDCA influenciam no tempo de atraso da entrada na fase controlada e, portanto, os resultados apresentados aqui não podem ser diretamente utilizados para representar a operação concorrente do HCCA com EDCA.

A avaliação é realizada utilizando o NS-2 com a extensão proposta por Cicconetti et al. em [36] com a extensão adicional desenvolvida neste trabalho para suportar a operação concorrente entre HCCA e DCF. Este pacote adicional é parte da contribuição deste trabalho e está disponível em [46].

As seções remanescentes deste capítulo estão organizadas como segue. A seção 4.1 apresenta o cenário de simulação. A análise dos resultados obtidos está presente na seção 4.2. A seção 4.3 apresenta algumas conclusões preliminares e baseado nessas conclusões, a seção 4.4 apresenta um novo cenário de aplicação de maior generalidade e aplicabilidade que é adotado na continuação do trabalho. A partir deste novo cenário são estabelecidos novos requisitos de comunicação que devem ser atendidos pela infra-

estrutura de comunicação.

4.1 Cenário de Simulação

A aplicação simulada consiste de um conjunto de robôs móveis controlados por um servidor central. O servidor (S) possui tráfego de melhor esforço com os robôs (X, Y, Z, W) e também mensagens de posicionamento para controlar seus movimentos. Estas mensagens de posicionamento têm restrições firmes de tempo real e consistem de vetores v_i contendo a velocidade, direção e posição corrente de cada robô. A informação de posição é um identificador de 1 a 15 que indica que o robô está dentro ou próximo de uma área circular denominada base. Este cenário é inspirado no problema de coordenação e posicionamento de veículos autônomos num ambiente fabril. A figura 4.1 ilustra o sistema.

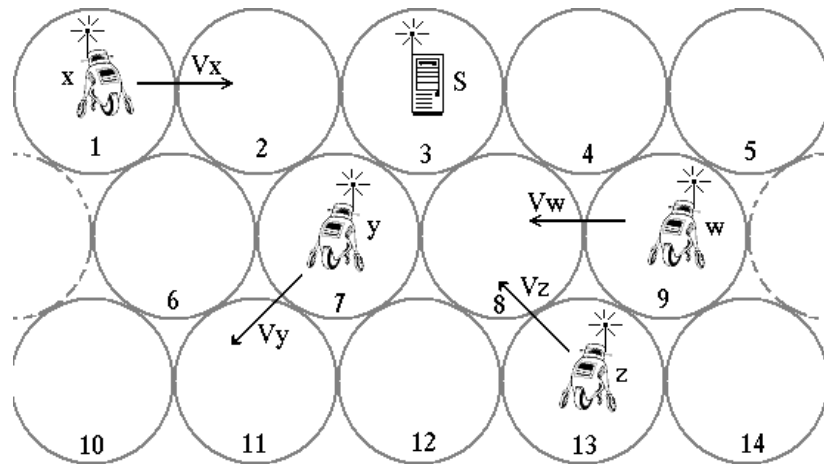


Figura 4.1: Sistema de robôs móveis

O cenário de simulação desenvolvido consiste de estações de QoS (QSTA) representando os robôs e um ponto de acesso (QAP) que representa o servidor. O ponto de acesso implementa o escalonador de referência definido no adendo IEEE 802.11e. As estações estão habilitadas a acessar o meio via DCF ou HCCA. Todas as estações operam no modo IEEE 802.11b (11Mbps) e assume-se que o canal de comunicação é livre de erros e não existem estações escondidas. Outros mecanismos como RTS/CTS, fragmentação na camada MAC e *piggybacking* estão desabilitados

As restrições de tempo real das mensagens de posicionamento variam de acordo com o movimento relativo dos robôs, velocidade, área das bases e assim por diante. Portanto, existem momentos em que a perda de um único *deadline* na entrega de uma mensagem pode causar a parada de vários robôs (levando o sistema para um estado seguro mas indesejável) ou até mesmo colisões entre os robôs.

Como os requisitos ou restrições de tempo real podem variar, assume-se um cenário

de pior caso em que as mensagens de posicionamento são representadas por pacotes de 200 bytes gerados a 64 kbps. O período e o *deadline* destas mensagens é de 25 ms. Assume-se também que perdas de deadline na entrega de mensagens não são permitidas. O tráfego de melhor esforço é constituído de pacotes UDP de 1500 bytes gerados a 6 Mbps igualmente distribuídos entre todas as estações.

Cada estação tem um fluxo de tempo real *uplink* (da estação para o ponto de acesso) a 64 kbps e o ponto de acesso tem um fluxo de tempo real *downlink* (do ponto de acesso para a estação) com cada estação também a 64 kbps cada. Estes fluxos são numerados em ordem crescente de forma que os fluxos pares designam os tráfegos *uplink* e os ímpares designam os tráfegos *downlink*. A figura 4.2 ilustra este cenário.

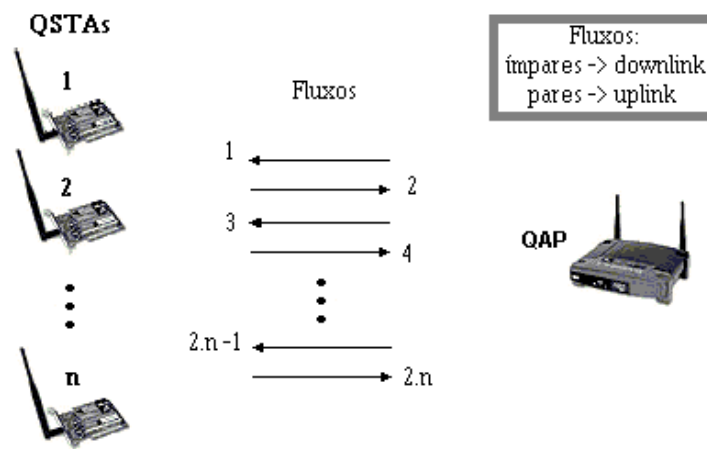


Figura 4.2: Cenário de simulação

As especificações de tráfego submetidas ao escalonador de referência estão apresentadas na tabela 4.1.

		Parâmetro	Valor
T S P E C	T	<i>Traffic Type</i>	periodic
	S	<i>TSID</i>	8
	I	<i>Direction</i>	uplink (par) / downlink (ímpar)
	N	<i>Access Policy</i>	HCCA
	F	<i>Ack Policy</i>	normal
	O		
		<i>Nominal MSDU Size</i>	200 bytes
		<i>Mean Data Rate</i>	64 kbps
		<i>Delay Bound</i>	25 ms
		<i>Min PHY Rate</i>	1 Mbps
		<i>Surplus Bandwidth</i>	1.0 (up) / 1.0 (down)

Tabela 4.1: Especificações de tráfego

O tráfego de melhor esforço é distribuído entre as estações de forma que cada estação, incluindo o ponto de acesso, libera uma fração de 6 Mbps. O comprimento

das filas de pacotes do DCF e do HCCA é de 20 pacotes. Todas as simulações iniciam-se no tempo de 20 s e terminam em 60 s. O tamanho das filas influencia no valor do atraso na liberação dos pacotes.

Diversos experimentos de simulação foram conduzidos de forma a fornecer resultados que permitam uma análise comparativa da resposta dos mecanismos de acesso HCCA e DCF no transporte de tráfego de tempo real e de melhor esforço concorrentemente.

Assim, foram realizados experimentos considerando variações no número de estações e no acesso ao meio usado pelo tráfego de tempo real. A partir destes experimentos foram extraídas medidas de throughput e atraso. Estas medidas são apresentadas e analisadas na seção a seguir.

4.2 Resultados das Simulações

A exposição e análise dos resultados obtidos têm como principais objetivos:

1. Verificar a diferença entre as respostas obtidas com HCCA e DCF no transporte do tráfego de tempo real;
2. Verificar se o escalonador de referência é capaz de satisfazer requisitos de tráfegos de tempo real;
3. Verificar os limites do controle de admissão do escalonador de referência;
4. Verificar os efeitos sofridos pelo tráfego de melhor esforço devido à atuação do escalonador de referência;

Neste contexto, a figura 4.3 mostra o atraso médio sofrido pelo tráfego de tempo real (RT) operando com DCF e com HCCA. Como pode ser observado na figura, os resultados obtidos sob controle do método DCF são inapropriados para tratamento de tráfego de tempo real visto que foram obtidos atrasos médios da ordem de 60 ms quando operando com 4 estações e de 120 ms quando operando com 8 estações. O HCCA por sua vez, proporciona uma resposta muito superior sendo que o atraso médio do tráfego de tempo real em ambos os casos não ultrapassa 10 ms.

A figura 4.4 mostra uma visão ampliada do o atraso médio (em uma janela de 2 segundos) do tráfego de tempo real sob controle do escalonador de referência para 4, 8 e 13 estações (limite imposto pelo controle de admissão). Observa-se que o atraso médio mantém-se dentro do limite de 25 ms imposto pelo tráfego de tempo real, mesmo para o pior caso representado pelo experimento com 13 estações. Todavia, a satisfação dos requisitos de tempo real não pode ser ratificada com base no atraso médio. Desta forma, a figura 4.5 mostra uma visão ampliada do atraso absoluto sofrido pelos dos

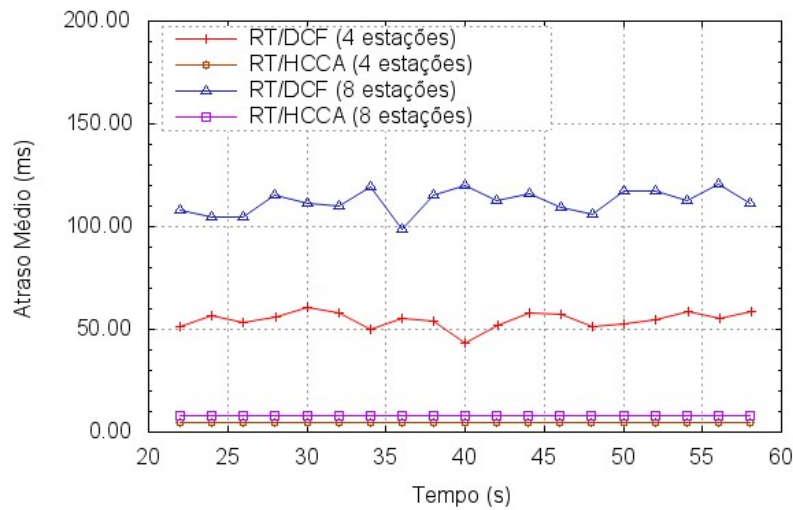


Figura 4.3: Atraso médio na entrega das mensagens de tempo real

fluxos 25 e 26 quando o escalonador está operando na capacidade máxima permitida pelo controle de admissão (13 estações). Estes fluxos são os últimos a serem atendidos pelo escalonador e conseqüentemente devem apresentar os maiores atrasos absolutos. No pior caso, este valor máximo não ultrapassa os 25 ms impostos pelas especificações de tráfego submetidas ao escalonador.

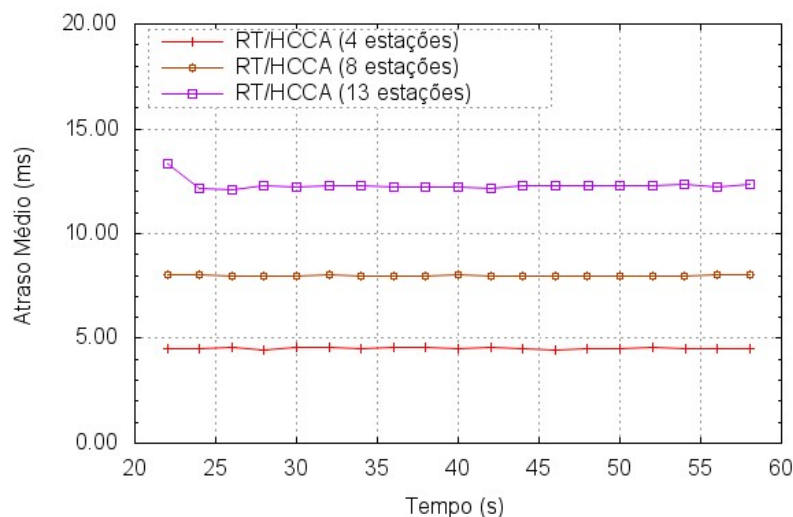


Figura 4.4: Atraso médio na entrega para o conjunto de tráfegos escalonados

Este resultado comprova que o escalonador de referência é capaz de satisfazer requisitos de tempo real como limite de atraso na entrega das mensagens. A variação do atraso demonstrada pela figura 4.5 é decorrente dos atrasos ocorridos no início da fase controlada devido ao tráfego de contenção enviado via DCF.

A figura 4.6 demonstram os efeitos colaterais no *throughput* do tráfego de melhor esforço, mostrando que para assegurar os requisitos do tráfego de tempo real o

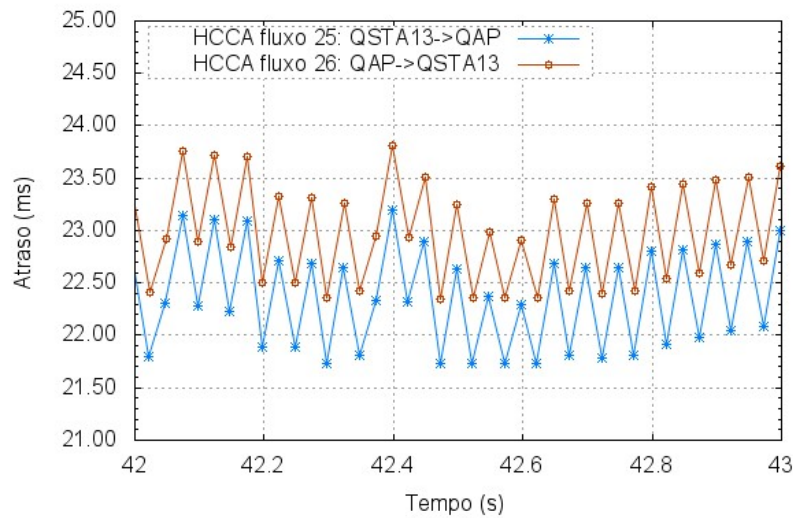


Figura 4.5: Atraso na entrega para os fluxos 25 e 26

throughput do tráfego melhor esforço é naturalmente reduzido.

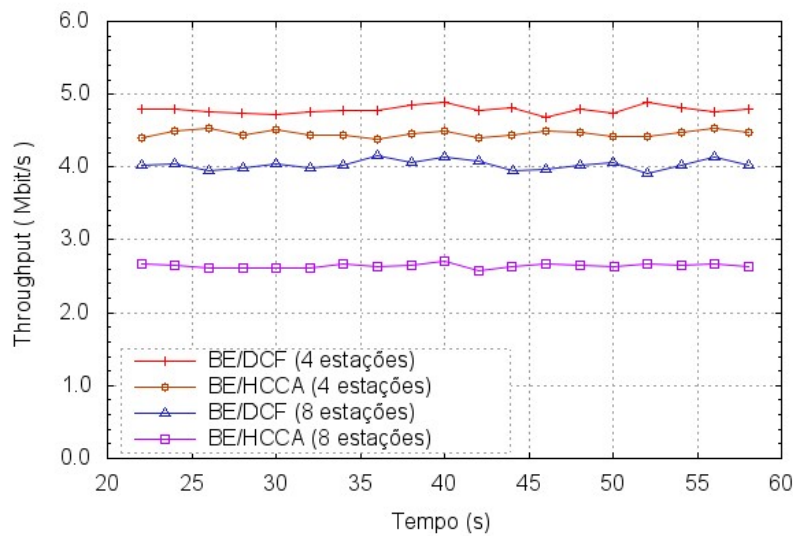


Figura 4.6: Throughput do tráfego de melhor esforço

4.3 Conclusões Preliminares

Os resultados confirmam a capacidade do HCCA para manipular tráfegos com requisitos de qualidade de serviço. Verifica-se também que, em um canal livre de erros, o HCCA é capaz satisfazer requisitos de tráfegos de tempo real enquanto opera concorrentemente com tráfegos do tipo melhor esforço transmitidos via DCF. Como consequência observa-se que o *throughput* do tráfego de melhor esforço sob controle do DCF é reduzido. Tais resultados estão em conformidade com o comportamento

esperado de ambos os métodos de acesso. O HCCA, em particular, foi justamente projetado para atender requisitos de qualidade de serviço como o *deadline* na entrega de um pacote por exemplo. Desta forma nas condições do experimento realizado é perfeitamente natural que o HCCA seja capaz de satisfazer aos requisitos expostos.

Todavia, devido à natureza da tecnologia de redes sem fio é comum a ocorrência de falhas residuais na camada MAC, as quais não foram consideradas neste experimento. Portanto, para aproximar-se de um modelo com aplicabilidade real, o escalonamento deve ser capaz de lidar com estes erros residuais. Para isto, o controle de admissão deve reservar um tempo adicional para retransmissões e o escalonamento deve viabilizar o uso adequado deste tempo de forma a garantir o grau de confiabilidade necessário e maximizar o desempenho da rede. Aqui cabe destacar que ao assumir uma hipótese de pior caso o desempenho da rede pode ser significativamente degradado. No experimento realizado, ao assumir que todas as mensagens possuem o mesmo *deadline* e/ou que a perda de *deadline* na entrega de uma única mensagem ocasiona a parada ou colisão no sistema tem-se uma hipótese de pior caso. Neste exemplo, ao assumir o pior caso há um ganho em termos de simplicidade na representação do sistema e das mensagens a serem escalonadas, mas certamente o desempenho da rede fica prejudicado. Desta forma, de nada adianta um mecanismo de escalonamento e controle de admissão altamente sofisticado se a modelagem da aplicação é deficiente ou muito pessimista, sobretudo porque as redes sem fio ainda padecem de limitações em termos de capacidade de transmissão. Esta situação se torna ainda mais relevante quando há necessidade de reservar recursos para retransmissões.

Portanto, o cenário de aplicação utilizado nesta avaliação preliminar pode ser mais bem explorado de forma a fornecer uma representação que proporcione maior generalidade e aplicabilidade. Assim, a seção a seguir propõe um novo cenário de aplicação que é utilizado como base para estabelecer os requisitos de comunicação que devem ser satisfeitos pela infraestrutura de comunicação.

4.4 Novo Cenário de Aplicação

A aplicação simulada no estudo de caso para definir os requisitos que devem ser satisfeitos pela infraestrutura de comunicação consiste de um time de robôs heterogêneos trabalhando de maneira coordenada e cooperativa para atingir um objetivo comum. Cada robô é responsável pela execução de uma ou mais tarefas e precisa coordenar suas ações e também trocar informações através da passagem de mensagens. Robôs heterogêneos significa que cada robô pode ter diferentes funcionalidades motoras, sensoriais e atuadoras, introduzindo necessidades de comunicação diferenciadas já que a distribuição das tarefas entre os robôs impõe diferentes restrições de tempo, de carga

de tráfego e relações de importância entre mensagens.

No modelo adotado, existe um robô líder que troca mensagens para controlar o movimento do time. Isto inclui o envio e recepção de mensagens de controle e *feedback* contendo informação sobre posição e velocidade dos robôs. Ao mesmo tempo, os demais robôs realizam tarefas menos complexas como leitura de sensores de temperatura e/ou pressão e assim por diante. Estas informações também precisam ser trocadas através da passagem de mensagens.

Todas estas mensagens podem ter restrições firmes de tempo real e, portanto, necessitam confiabilidade da infraestrutura de comunicação. Todavia, informações relativas ao controle de movimento são usualmente cruciais, pois podem levar a situações de colisão física, danificando os robôs, parando o serviço e comprometendo o atendimento do objetivo do time. Portanto, para aumentar a robustez do sistema, estas mensagens devem ter um maior nível de importância do que mensagens contendo leitura de sensores de forma que, em caso de falta de recursos, tais como comunicação ou processamento, o sistema possa degradar da forma menos prejudicial possível. Isto significa que é preferível que tarefas e mensagens com menor importância sejam as primeiras a serem descartadas. Além disso, a dinâmica deste tipo de sistema e da própria tecnologia de rede sem fio exige adaptabilidade da infraestrutura de comunicação para lidar com falhas inesperadas ou para satisfazer requisitos adicionais de qualidade de serviço. Concomitantemente, existem tráfegos que não são de tempo real compartilhando o meio de comunicação e requisitos de escalabilidade (como o aumento do número de robôs, por exemplo) de forma que a infraestrutura de comunicação deve se preocupar também com o desempenho da rede.

Seguindo o modelo proposto, o comportamento esperado do meio de comunicação está descrito na forma de requisitos na próxima subseção.

4.4.1 Requisitos de Comunicação

Do exposto, do ponto de vista da aplicação, os seguintes requisitos devem ser satisfeitos pela estrutura de comunicação disponível.

1. **Confiabilidade:** um alto grau de confiabilidade deve ser fornecido de forma que as mensagens escalonadas sejam transmitidas com sucesso antes de expirar seus *deadlines*.
2. **Previsibilidade:** a infraestrutura de comunicação deve ser capaz de degradar de forma previsível e menos prejudicial possível para o sistema. Assim, na falta de recurso de rede devido a situações inesperadas o escalonamento deve estar apto a descartar as mensagens em ordem da menor para a maior prioridade.

Assim, é importante salientar que neste trabalho previsibilidade não é sinônimo de confiabilidade.

3. **Adaptabilidade:** a infraestrutura de comunicação deve ser flexível para se adaptar às variações na condição do canal de comunicação, alocando os recursos de comunicação de forma que o sistema ou aplicação atinja seu objetivo.

Adaptabilidade exige que a infraestrutura de comunicação processe as transmissões e retransmissões de mensagens de forma proporcionar o melhor uso da rede do ponto de vista da aplicação e não de nós individuais.

4. **Desempenho:** deve haver um controle de admissão com um limite mais severo possível, de forma a maximizar a utilização e a escalabilidade da rede enquanto mantém o grau de confiabilidade definido para as mensagens com restrições de tempo.

Em face deste conjunto de requisitos de comunicação proveniente do novo cenário de aplicação proposto torna-se necessário a elaboração de uma nova proposta de escalonamento da infraestrutura de comunicação. Todavia, tal proposta não deve limitar-se a satisfazer valores absolutos de tais requisitos, mas deve ser dotada de capacidade de ajuste de resposta do escalonamento de acordo com as necessidades da aplicação. Desta forma, esta proposta de escalonamento estaria direcionada a qualquer aplicação que possa traduzir suas necessidades de comunicação em termos dos requisitos de confiabilidade, previsibilidade, adaptabilidade e desempenho expostos. Este é, portanto, o direcionamento que será adotado na seqüência deste trabalho. Assim, a seção a seguir apresenta uma proposta de escalonamento em linha com o que foi exposto.

Capítulo 5

Proposta de Escalonamento Confiável

Este capítulo apresenta o mecanismo de escalonamento proposto para satisfazer os requisitos da infraestrutura de comunicação identificados no capítulo anterior. Assim, a seção 5.1 apresenta uma visão geral da proposta, a qual integra escalonamento e retransmissão. Já a seção 5.2 apresenta a análise probabilística utilizada para definir o número de retransmissões e o tempo adicional que deve ser reservado pelo escalonador e pelo controle de admissão. Este tempo deve proporcionar um grau de confiabilidade para que as mensagens escalonadas sejam transmitidas com sucesso dentro do *deadline*. Por fim, a seção 5.3 apresenta em detalhes o funcionamento da proposta de escalonamento.

5.1 Visão Geral da Proposta de Escalonamento

O mecanismo para escalonamento e retransmissão proposto objetiva satisfazer os requisitos de comunicação descritos no capítulo 4. Este mecanismo é baseado no HCCA e, portanto é adequado para sistemas com necessidades dinâmicas e diversificadas de comunicação possibilitando a negociação de requisitos parametrizados de tráfego em tempo de execução. O mecanismo é dito centralizado devido ao fato de que as decisões sobre o escalonamento e retransmissão de pacotes são tomadas inteiramente pelo escalonador do HC. O termo também faz oposição ao procedimento padrão de recuperação de falhas que deixa as retransmissões a encargo de cada nó e pode, portanto, ser chamada de uma abordagem distribuída. Assim, quando um nó detecta a ausência de um pacote esperado, na abordagem centralizada, em vez de retransmitir, o nó fica aguardando uma nova oportunidade (*polling*), até que o *deadline* do pacote expire. Caso esta oportunidade não ocorra o pacote é descartado.

Para satisfazer os requisitos de confiabilidade e desempenho esta abordagem cen-

tralizada propõe um método probabilístico para calcular o tempo a ser reservado para retransmissões sendo que o escalonador reserva um tempo de retransmissão conjunto para todo o grupo de *streams* escalonadas e uma oportunidade de transmissão limitada para cada *stream* individualmente. O alto *overhead* dos quadros de reconhecimento e *polling* e as limitações de largura de banda da tecnologia de rede sem fio requerem um controle de admissão eficiente para melhorar o desempenho da rede. Assim, o tempo conjunto é utilizado para estabelecer os limites do controle de admissão do escalonador já que um controle de admissão baseado na soma de todas as oportunidades de transmissão das *streams* de cada nó resultaria em um limite de aceitação muito pequeno.

Previsibilidade aqui é conseguida através de um escalonamento com níveis de prioridades utilizando-se do escalonador de referência modificado para organizar as *streams* em ordem crescente de TID (de 8 até 15). Portanto, TID menores tem maior prioridade ou precedência para acessar o meio habilitando um escalonamento de rede com oito níveis possíveis de prioridades globais e/ou locais. Assim, no caso de falta de recursos de rede devido às falhas inesperadas, o descarte de mensagens é feito em ordem das mensagens de menor para as de maior prioridade. Além disso, a previsibilidade pode ser melhorada atribuindo-se diferentes graus de confiabilidade para cada TID.

O requisito de adaptabilidade é garantido pelo mecanismo de retransmissão integrado que permite a implementação de diferentes estratégias de retransmissão. Além disso, a abordagem centralizada proporciona uma melhor visão do estado da rede já que o escalonador é localizado junto ao HC que está em contato direto com todos os nós. Assim, a abordagem proposta integra duas estratégias de retransmissão ao escalonamento denominadas imediata e enfileirada, como detalhado a seguir.

1. **Retransmissão Imediata:** objetiva satisfazer requisitos de *jitter*. Nesta estratégia o escalonador começa o procedimento de retransmissão imediatamente após detectar a ausência de uma resposta esperada ou depois de finalizada a oportunidade de transmissão concedida a uma estação nos casos em que receba um quadro corrompido.
2. **Retransmissão Enfileirada:** objetiva melhorar a resposta do escalonamento em situações de explosão (*burst*) de erros. Nesta estratégia, o pacote pendente (*polling* ou dado) é enfileirado para ser retransmitido depois que o escalonador termina a lista de *polling* e não existam pacotes (*downlink*) em suas filas de saída.

Por fim, deve se observar que uma abordagem centralizada exige que a oportunidade de transmissão de cada pacote de *polling* não exceda o tempo necessário para transmitir somente um pacote de dados em resposta.

5.2 Análise Probabilística

Para calcular a quantidade adicional de tempo que deve ser reservada para retransmissões assume-se que o canal de comunicação causa erros de maneira independente de um pacote para outro e que estes erros são uniformemente distribuídos. Normalmente, a probabilidade de erro em um canal de comunicação sem fio é proporcional ao tamanho dos pacotes. Isto se deve a fato de que pacotes maiores levam mais tempo para serem transmitidos o que aumenta a probabilidade de haver perdas por interferência ou efeitos de reflexão do sinal. Todavia, a tecnologia 802.11 trabalha com diferentes taxas de transmissão e embora taxas de transmissão menores causem um aumento no tempo de transmissão dos pacotes, elas usam métodos de codificação dos dados menos complexos e mais redundantes e são menos susceptíveis a falhas. A análise desenvolvida a seguir considera apenas duas taxas de transmissão, a taxa para o envio dos pacotes de dados e a taxa básica para o envio dos quadros de *polling* e reconhecimento. Observe que, apesar do quadro de *polling* estar definido como um pacote de dados, ele deve ser transmitido à taxa básica para atualizar os temporizadores de todas as estações. Assim, diferentes probabilidades de erro são atribuídas para os pacotes de dados (p_d), reconhecimento (p_a) e *polling* (p_p), já que eles possuem diferentes tamanhos e/ou taxas de transmissão. Assim, a probabilidade de sucesso de uma transmissão *uplink* ou *downlink* pode ser expressa através das equações 5.1 e 5.2.

$$p_{up} = (1 - p_p) \cdot (1 - p_d) \cdot (1 - p_a) \quad (5.1)$$

$$p_{down} = (1 - p_d) \cdot (1 - p_a) \quad (5.2)$$

Observe que um quadro de reconhecimento positivo corrompido não representa uma recepção incorreta pelo nó que está enviando o reconhecimento. Mesmo assim, quando se usa uma política de reconhecimentos individuais positivos, um reconhecimento negativo (ou não reconhecimento) é representado pela ausência de um pacote de reconhecimento esperado ou quando o pacote recebido está corrompido. Observe que um pacote corrompido também representa a ausência de reconhecimento porque a estação receptora deste pacote não é capaz de determinar o sucesso ou falha da transmissão baseando-se somente na indicação de meio ocupado. Isto é necessário para que interferências de outras estações não sejam interpretadas como reconhecimentos positivos. Portanto, a recepção de um pacote de reconhecimento corrompido aciona um procedimento de retransmissão que resulta em uma detecção de duplicatas no nó receptor e, conseqüentemente, ocasiona um uso ineficiente do canal de comunicação. Além disso, um pacote de dados não reconhecido permanece na fila de envio e pode vir a utilizar recursos de retransmissão que não foram reservados para ele compromete-

tendo a confiabilidade de outras transmissões. Assim, para desconsiderar o termo que referencia a probabilidade do quadro de reconhecimento (p_a) nas equações 5.1 e 5.2 as tentativas de retransmissão de uma mensagem não devem exceder o número máximo de retransmissões permitido para esta mensagem. O escalonamento proposto limita as tentativas de retransmissão pelo *deadline* da mensagem e, portanto, a probabilidade de erro do quadro de reconhecimento não será excluída.

Agora, o primeiro passo é calcular o número adicional de retransmissões que deve ser reservado para que se possa garantir um grau de confiabilidade para cada *stream* individualmente. Em um canal de comunicação em que os erros são independentes e uniformemente distribuídos, a probabilidade de um pacote qualquer ser descartado p_{drop} depois de n_r retransmissões sucessivas, com a probabilidade do pacote não ser transmitido corretamente denotada por p_e , é dada pela equação 5.3.

$$p_{drop} = p_e^{n_r+1} \quad (5.3)$$

Então, para uma probabilidade de sucesso de p_r , o número de retransmissões pode ser obtido pela equação 5.4.

$$n_r = \frac{\log(1 - p_r)}{\log(p_e)} - 1 \quad (5.4)$$

Assim, o número de tentativas de retransmissão que deve ser reservado para uma *stream uplink* ($n_{r/up}$) ou *downlink* ($n_{r/down}$) pode ser obtido substituindo-se p_e por $(1 - p_{up})$ e $(1 - p_{down})$, respectivamente. A partir daí, o parâmetro *surplus bandwidth allowance* da especificação de tráfego deve ser propriamente configurado para notificar ao escalonador que ele deve fornecer um tempo adicional para $n_{r/up}$ e/ou $n_{r/down}$ retransmissões.

O segundo passo é calcular o tempo adicional conjunto que deve ser utilizado para estabelecer o limite do controle de admissão para garantir o mesmo grau de confiabilidade calculado para as *streams* individualmente. Observe que a soma dos tempos adicionais de cada *stream* levaria a um limite de aceitação muito pequeno. Além disso, se existirem graus diferenciados de confiabilidade entre as *streams* escalonadas o controle de admissão deve considerar o maior grau de confiabilidade dentre todas as *streams*.

Em teoria de probabilidade, a distribuição binomial é a distribuição discreta de probabilidades do número de sucessos em uma seqüência de n experimentos independentes do tipo verdadeiro ou falso, cada um com uma probabilidade de sucesso p . Este experimento é também chamado de teste de Bernoulli. Portanto, considerando que as transmissões de pacotes seguem a distribuição binomial e considerando n como o número total de transmissões incluindo as retransmissões, a probabilidade de pelo menos k resultados bem sucedidos, denotada por $p_{success}$, pode ser calculada pela função

de distribuição cumulativa descrita pela equação 5.5.

$$p_{success} = \sum_{j=k+1}^n \binom{n}{k} \cdot p^j \cdot (1-p)^{n-j} \quad (5.5)$$

onde:

$$\binom{n}{k} = \frac{n!}{k! \cdot (n-k)!} \quad (5.6)$$

A função de distribuição de probabilidade pode também ser expressa em termos da função beta incompleta regularizada, como mostrado na equação 5.7.

$$p_{success} = I_{(p)}(k+1, n-k) \quad (5.7)$$

A função beta incompleta regularizada fornece uma maneira muito melhor para avaliar a probabilidade expressa pela função de distribuição cumulativa, especialmente para valores elevados de n . Observe que como n não pode ser isolado nestas expressões ele deve ser obtido de maneira iterativa. Assim, o número discreto de retransmissões pode ser obtido através da equação 5.8.

$$N_r = \lceil n \rceil - k \quad (5.8)$$

Assim, considerando o conjunto de k_{up} e k_{down} streams aceitas pelo escalonador e uma probabilidade de sucesso exigida p_r , o número de retransmissões para tráfegos *uplink* e *downlink*, $N_{r/up}$ e $N_{r/down}$, pode ser obtido substituindo-se k e p por (k_{up}, p_{up}) e (k_{down}, p_{down}) , respectivamente, e $p_{success}$ por p_r .

Então, conhecendo o tempo total da fase controlada (T_{CAP}) que foi alocado para todas as streams escalonadas e o tempo necessário para se transmitir um pacote de *polling* (T_{poll}), que é igual para todas as streams, é possível expressar o tempo adicional para retransmissões como uma taxa relativa ao tempo da fase controlada, como demonstrado na equação 5.9.

$$T_r = \frac{N_{r/data} \cdot \frac{T_{CAP} - k_{up} \cdot T_{poll}}{k_{up} + k_{down}} + N_{r/poll} \cdot T_{poll}}{T_{CAP}} \quad (5.9)$$

com $N_{r/data} = N_{r/up} + N_{r/down}$ e $N_{r/poll} = N_{r/up}$.

Desta forma, o controle de admissão pode determinar o tempo que deve ser reservado para as retransmissões e com base nesta informação negar ou aceitar novos fluxos de tempo real.

5.3 Detalhamento da Proposta de Escalonamento

Esta seção ilustra as etapas que compõem o processo de escalonamento do mecanismo proposto. Este processo começa com a construção das especificações de tráfego nas estações. As especificações de tráfego são construídas com base em requisitos de aplicação que são notificados à camada MAC através de uma interface de gerenciamento de serviço. A camada MAC pode gerar alguns parâmetros não especificados pela aplicação. Em nosso caso a camada MAC da estação é responsável pelo cálculo do tempo adicional para retransmissão para cada especificação de tráfego sendo este tempo representado pelo parâmetro *Surplus Bandwith Allowance*. Observa-se, contudo, que uma especificação de tráfego pode ser gerada autonomamente na camada MAC sem qualquer inicialização por parte da aplicação. Finalizado o processo de construção da especificação de tráfego, esta é submetida ao controle de admissão através dos quadros de negociação das especificações de tráfego. O controle de admissão depende geralmente do escalonador adotado, da capacidade do canal, das condições do enlace, dos limites de retransmissão e dos requisitos de QoS do tráfego a ser escalonado. Assim, a estação deve enviar um quadro requisitando a admissão da especificação de tráfego (*ADDTS Request*). O coordenador híbrido deve aceitar ou negar o pedido baseado em um algoritmo local e notificar a estação sobre sua decisão através de um quadro de resposta (*ADDTS response*). O mecanismo ou algoritmo de escalonamento proposto é baseado no escalonador de referência apresentado na seção 2.3.5 com algumas alterações. A primeira alteração é a inclusão de reserva de um tempo adicional conjunto (compartilhado por todas as especificações de tráfego aceitas) junto ao controle de admissão. Este tempo deve ser calculado para cada especificação de tráfego recebida e utilizado para decidir sobre a admissão da mesma. A segunda alteração trata-se do ordenamento das especificações de tráfego aceitas pelo controle de admissão de forma que uma especificação de tráfego aceita é posicionada após a última especificação de tráfego escalonada com o mesmo TID (e em ordem crescente de TID). A terceira alteração é a incorporação de estratégias de retransmissão ao escalonador. Em particular duas estratégias foram propostas. A primeira estratégia é denominada estratégia imediata e neste caso as tentativas de retransmissão são realizadas imediatamente após o escalonador detectar que houve falha na transmissão. A segunda estratégia é denominada enfileirada. Nesta estratégia o pacote perdido é colocado ao final de uma fila para ser retransmitido depois que o escalonador termina a lista de *polling* e não existam pacotes (*downlink*) em suas filas de saída.

As subseções a seguir demonstram em detalhes as etapas que compõem o processo de admissão, escalonamento e retransmissão envolvidos no mecanismo proposto neste trabalho.

5.3.1 Controle de Admissão

A submissão e admissão de especificações de tráfego ocorrem de acordo com os seguintes passos ou etapas:

1. A estação constrói as especificações de tráfego com base nos requisitos da aplicação, de acordo com as especificações constantes na seção 2.3 (ver subseções 2.3.3, 2.3.3 e 2.3.4);
2. A camada MAC da estação calcula o tempo adicional a ser reservado para retransmissão para a especificação de tráfego baseado nas equações 5.1, 5.2, 5.3 e 5.4 da seção 5.2. Este tempo é então representado pelo parâmetro Surplus Bandwith Allowance detalhado na subseção 2.3.3;
3. A estação submete a especificação de tráfego ao controle de admissão e escalonamento junto ao coordenador através de um quadro de requisição de admissão de especificação de tráfego conforme especificado na subseção 2.3.4;
4. O coordenador recebe a requisição e submete ao controle de admissão do mecanismo de escalonamento proposto;
5. O controle de admissão calcula o tempo necessário para a transmissão normal do pacote com base nas especificações do escalonador de referência constantes na subseção 2.3.5. Em seguida o controle de admissão calcula o tempo adicional conjunto (compartilhado entre todas as especificações de tráfego aceitas pelo escalonador) que deve ser reservado para retransmissões utilizando as equações 5.5, 5.7, 5.8 e 5.9 da seção 5.2. Depois disso, o controle de admissão executa o teste de admissão de acordo com a equação 2.8 contante na subseção 2.3.5 modificada para incluir o tempo reservado para retransmissões como expresso na equação 5.10 abaixo.

$$(1 + T_r) \cdot \left(\frac{TXOP_{K+1}}{SI} + \sum_{i=1}^k \frac{TXOP_i}{SI} \right) \leq \frac{T - T_{CP}}{T} \quad (5.10)$$

6. O controle de admissão notifica a estação se a especificação de tráfego foi aceita ou rejeitada através do quadro de resposta de requisição conforme especificado na subseção 2.3.4.
7. Se a especificação de tráfego foi aceita, ela é posicionada após a última especificação de tráfego escalonada com o mesmo TID (e em ordem crescente de TID). A partir daí a especificação de tráfego encontra-se sob controle do escalonador.

5.3.2 Escalonamento

O escalonamento de especificações de tráfego admitidas se processa de acordo com os passos a seguir:

1. Se houver um pacote de *downlink* esperando para ser transmitido o escalonador transmite este pacote com prioridade sobre os pacotes de *polling* (tráfego *uplink*) de mesmo TID ou superiores.
2. O escalonador efetua o *polling* para cada tráfego *uplink* na ordem de posição com tempo suficiente para o envio de um único pacote;
3. A estação responde com um pacote com TID igual ao especificado no *polling*. Caso não haja um pacote de dados com este TID na fila de espera a estação envia um quadro nulo.
4. O escalonador retorna um pacote de reconhecimento do pacote de dados ou do quadro nulo para a estação.
5. Caso ocorra falha em qualquer das etapas acima o escalonador executa uma estratégia de retransmissão.
6. O processo se repete até que todos os pacotes (*uplink* e *downlink*) tenham sido transmitidos (ressalvadas as tentativas de retransmissões fracassadas por decurso do limite reservado para retransmissões individuais) ou até que acabe o tempo da fase controlada o que inclui o tempo adicional conjunto reservado para retransmissões..

5.3.3 Retransmissão

A retransmissão de pacotes é realizada através de duas estratégias que foram incorporadas ao escalonador. Estas estratégias estão descritas a seguir:

1. **Retransmissão Imediata:** objetiva satisfazer requisitos de *jitter*. Nesta estratégia o escalonador começa o procedimento de retransmissão imediatamente após detectar a ausência de uma resposta esperada ou depois de finalizada a oportunidade de transmissão concedida a uma estação nos casos em que receba um quadro corrompido. A figura 5.1 ilustra o funcionamento de desta estratégia. A figura ilustra três situações de retransmissão. Na primeira situação o pacote de dados D1 enviado em resposta ao quadro de *polling* P1 está corrompido. Neste caso o HC envia novamente o quadro de *polling* P1 após um intervalo SIFS imediatamente depois de detectar que recebeu um pacote corrompido (D1). Na

segunda situação o quadro de reconhecimento do pacote de dados D2 está corrompido. Então o HC envia novamente o pacote de dados D2 após um intervalo SIFS imediatamente depois de detectar que recebeu um pacote corrompido (A2). Note que o pacote de dados D2 foi recebido corretamente na primeira tentativa, conseqüentemente o receptor detecta um pacote duplicado (D2) e então o descarta e envia o quadro de reconhecimento novamente. Na terceira situação o quadro de *polling* P3 está corrompido. Neste caso o HC tem de esperar PIFS para enviar P3 novamente.

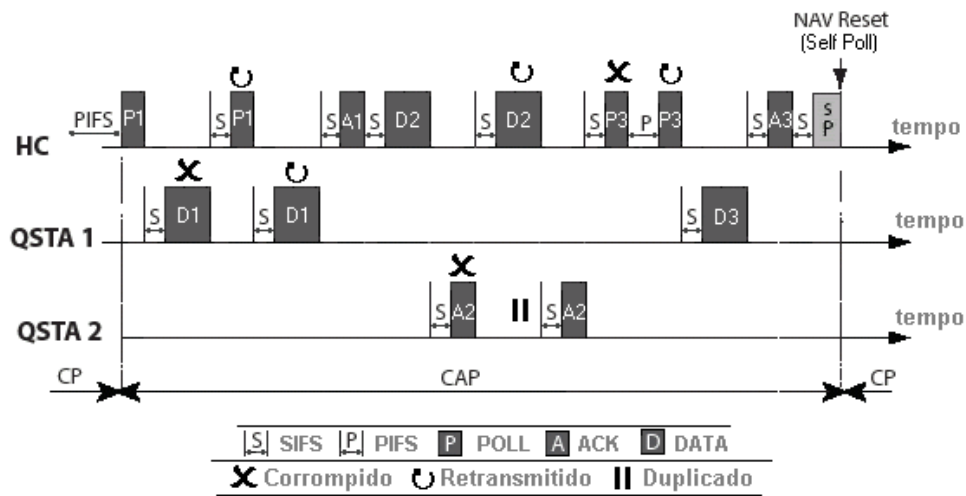


Figura 5.1: Estratégia de retransmissão imediata

- Retransmissão Enfileirada:** objetiva melhorar a resposta do escalonamento em situações de explosão (*burst*) de erros. Nesta estratégia, o pacote pendente (*polling* ou dado) é enfileirado para ser retransmitido depois que o escalonador termina a lista de *polling* e não existam pacotes (*downlink*) em suas filas de saída. A figura 5.2 ilustra o funcionamento de desta estratégia. A figura mostra quatro situações de retransmissão. Na fase 1 (período em que o escalonador ainda não terminou de percorrer a lista de *polling*) nenhuma retransmissão é realizada. Nesta fase, as situações de falhas são as mesmas utilizadas para ilustrar a retransmissão imediata na figura 5.1. Entretanto, o pacotes ou quadros corrompidos D1, A2 e P3 resultam no enfileiramento dos pacotes ou quadros P1, D2 e P3 nesta ordem. As retransmissões começam na fase 2. A primeira retransmissão ocorre com a retirada de P1 do topo da fila. A segunda retransmissão ilustra uma situação de falha na fase 2. Neste caso D2 é retirado da fila para ser retransmitido mas devido a uma falha no quadro de reconhecimento A2, D2 é novamente colocado no final da fila. Depois disso, P3 é retirado da fila de retransmitido. Por fim D2 é novamente retirado da fila para ser retransmitido. Note que ambas as retransmissões de D2 resultaram na detecção e descarte de um pacote duplicado

no receptor.

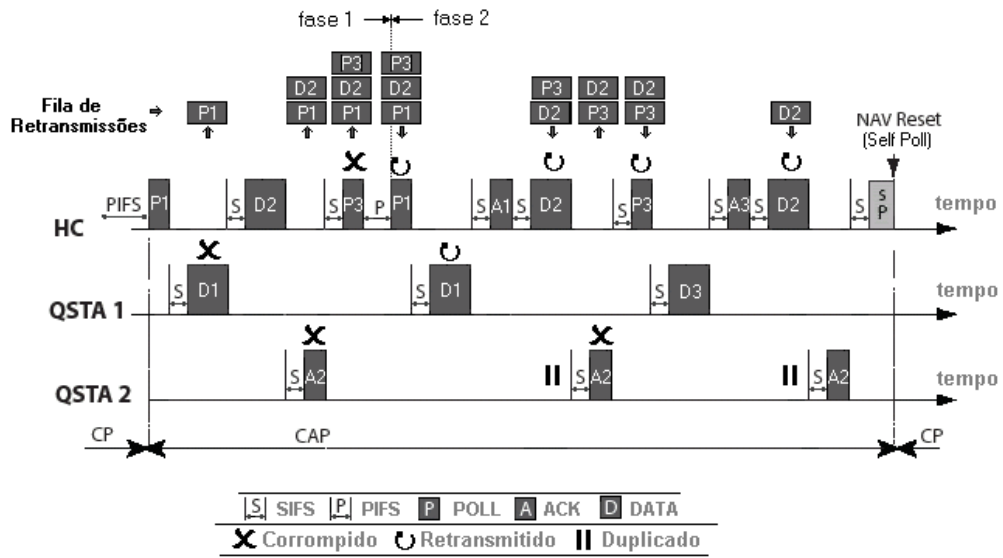


Figura 5.2: Estratégia de retransmissão enfileirada

O próximo capítulo realiza a avaliação através de simulações dos mecanismos de admissão, escalonamento e retransmissão apresentados neste capítulo.

Capítulo 6

Experimentos de Simulação sobre a Proposta de Escalonamento

A avaliação do mecanismo de escalonamento e retransmissão centralizado proposto neste trabalho foi realizada através de experimentos usando duas topologias de rede operando com a camada física IEEE 802.11b e acesso ao meio IEEE 802.11e com os parâmetros *default* para as camadas física e de acesso ao meio. Ao contrário da avaliação preliminar apresentada no capítulo 4, esta avaliação foi realizada com a nova extensão ao NS-2 desenvolvida no decurso deste trabalho e disponível em [46]. Os detalhes dos cenários de simulação estão presentes na seção 6.1. A análise dos resultados obtidos está colocada nas seções 6.2 e 6.3. Estes resultados também estão publicados em [47]. A seção 6.4 apresenta uma reflexão sobre os resultados obtidos destacando vantagens e desvantagens do mecanismo proposto e o direcionamento futuro para este trabalho.

6.1 Cenários de Simulação

Os cenários de simulação utilizados englobam duas topologias de rede e dois modelos de erros. Estes cenários visam realçar convenientemente os aspectos relativos aos requisitos de comunicação exigidos da infraestrutura de comunicação de modo a facilitar a análise da proposta de escalonamento. Todavia, estes cenários também guardam uma relação explícita com a aplicação apresentada no capítulo 4. A primeira topologia de rede, por exemplo, pode perfeitamente representar a troca de informações decorrente de uma aplicação composta de robôs heterogêneos que possuem mensagens com diferentes níveis de prioridade. A segunda topologia de rede, por sua vez, pode representar a troca de informações de posicionamento entre o robô líder e os demais robôs. A primeira topologia compreende dois nós interconectados por um AP. Cada nó possui 8 fluxos de saída de dados de tempo real com outro nó. Cada fluxo está associado com

um TID, que varia de 8 até 15. A figura 6.1 ilustra esta topologia.

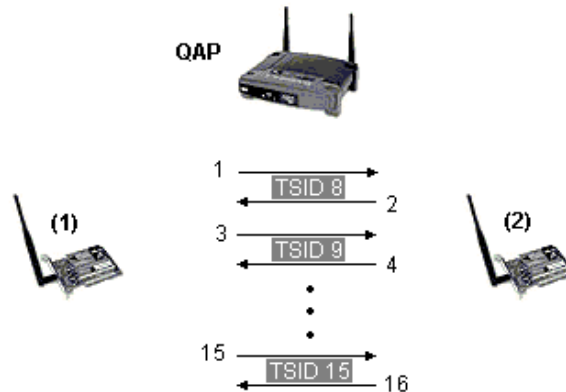


Figura 6.1: Primeira topologia de simulação

A segunda topologia consiste de nove nós interconectados por um AP. Cada nó de 1 a 8 possui um fluxo de saída e um fluxo de entrada com o nó 9. Cada par de fluxos de saída e entrada está associado a um TID diferente variando de 8 a 15. A figura 6.2 ilustra esta topologia.

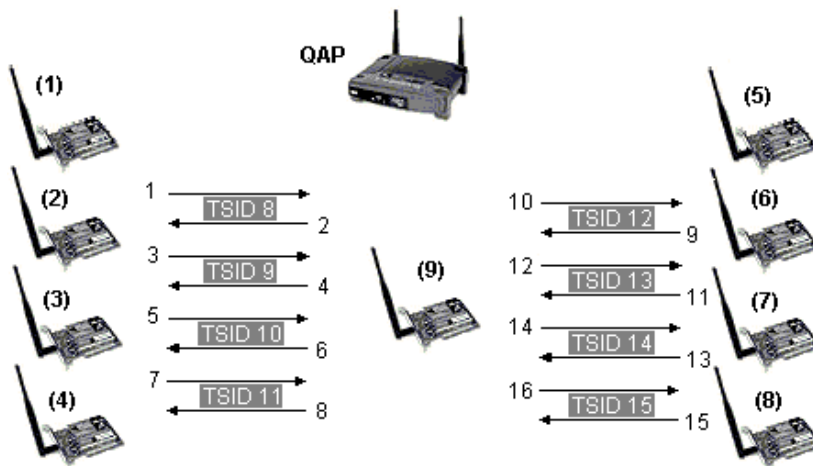


Figura 6.2: Segunda topologia de simulação

Assim, nas duas topologias o escalonador deve escalonar 16 fluxos de *downlink* e 16 fluxos de *uplink*.

Para simular os erros no canal de comunicação dois modelos de erro são utilizados: o modelo uniforme e o modelo de Markov de dois estados.

O modelo uniforme usa uma variável aleatória para gerar erros uniformemente distribuídos com uma determinada probabilidade. O modelo de Markov de dois estados é usado para simular explosões de erros. Este modelo compreende dois estados: bom e ruim. Cada estado está associado com um período médio e uma probabilidade de transição de estado. No estado ruim, existe uma alta probabilidade de erro enquanto

que no estado bom a probabilidade de erro é nula. A tabela 6.1 apresenta os parâmetros *default* utilizados nas simulações.

Modelo de Erro Uniforme	
Probabilidade de Erro 0,05	
Modelo de Erro de dois Estados de Markov	
Período Médio	Bom $(10 - k).10 \text{ ms}$ Ruim $k.10 \text{ ms}; k = 2, 4, 6, 8$
Probabilidade de Transição	Bom para Ruim 0,40 Ruim para Bom 1,00
Probabilidade de Erro	Bom 0,00 Ruim 0,90

Tabela 6.1: Parâmetros *default* dos modelos de erro

O tráfego de tempo real é representado por pacotes de 200 bytes de comprimento gerados a uma taxa de 16 kbit/s. A tabela 6.2 resume os principais parâmetros de especificação de tráfego submetidos ao escalonador.

		Parâmetro	Valor
T S P E C	T	<i>Traffic Type</i>	periodic
	S	<i>TSID</i>	8..15
	I	<i>Direction</i>	uplink / downlink
	N	<i>Access Policy</i>	HCCA
	F	<i>Ack Policy</i>	normal
	O		
		<i>Nominal MSDU Size</i>	200 bytes
		<i>Mean Data Rate</i>	16 kbps
		<i>Delay Bound</i>	100 ms
		<i>Min PHY Rate</i>	1 Mbps
	<i>Surplus Bandwidth</i>	5.0 (up) / 4.0 (down)	

Tabela 6.2: Especificações de tráfego

Os cenários de simulação compreendem dois experimentos. O primeiro experimento representa um **cenário de mudança de topologia** composto por simulações realizadas em ambas a topologias de rede em conjunto com o modelo de erros uniforme. O modelo uniforme proporciona um canal de comunicação compatível com o um canal independente e identicamente distribuído utilizado na análise probabilística. Este cenário objetiva comparar a performance da rede com as abordagens centralizadas e distribuída e também a resposta em termos de *jitter* obtida com as estratégias de retransmissão imediata e enfileirada.

O segundo experimento compreende um **cenário de explosão de erros** que adiciona o modelo de dois estados de Markov ao nó 1 da segunda topologia. Para simular

diferentes durações de explosões de erros o modelo de Markov é utilizado com diferentes períodos para os estados.

Estes experimentos foram escolhidos convenientemente de forma a proporcionar uma análise comparativa entre o mecanismo de escalonamento proposto e a solução padrão. Entretanto, estes experimento podem facilmente refletir situações concretas relacionadas à aplicação de robótica móvel apresentada no capítulo 4. O primeiro experimento, por exemplo, pode refletir uma situação de degradação do sistema em que se deseja evitar que mensagens mais prioritárias sejam descartadas. O segundo experimento pode refletir a condição de um robô defeituoso ou em local de grande interferência, reflexão ou de sombra do sinal de comunicação.

O provimento de retransmissões considerando um grau de confiabilidade de 99,99 % e um canal de comunicação com erros independentes e identicamente distribuídos a uma taxa de 5 % está resumido na tabela 6.3.

Probabilidades de Erro/Sucesso		Fluxos Escalonados	
$p_a = p_d = p_c$	5 %	k_{up}	16
p_r	99,99 %	k_{down}	16
p_{up}	85,74 %	T_{CAP}	30,526 ms
p_{down}	90,25 %	T_{poll}	492 us
Retransmissões Individuais		Retransmissões Conjuntas	
$n_{r/up}$	4	$N_{r/up}$	13
$n_{r/down}$	3	$N_{r/down}$	10
		$T_r(\%)$	75 %

Tabela 6.3: Resumo dos cálculos para o provisionamento das retransmissões

6.2 Experimento 1: Mudança de Topologia

A tabela 6.4 resume os resultados obtidos quando cada estratégia pode retransmitir até o limite imposto pelas oportunidades de transmissão individuais sem que o escalonador forneça um tempo adicional conjunto para retransmissões. Observa-se que na primeira topologia a abordagem padrão (P) apresenta resultados melhores que a abordagem centralizada (I/E) em termos de confiabilidade. Isto se deve ao fato de que na abordagem padrão os nós podem responder um quadro de *polling* com pacotes de qualquer TID reduzindo o *overhead* de *polling* inerente à abordagem centralizada. De fato, para este experimento em particular, a abordagem padrão permite que um nó envie até 7 pacotes de dados em resposta a um quadro de *polling*. Por outro lado, na segunda topologia, o desempenho da abordagem padrão degrada severamente apresentando uma confiabilidade pior que a obtida com a abordagem centralizada. Isto acontece devido

ao fato de que neste caso os nós de 1 a 8 têm somente um fluxo de saída que gera apenas uma mensagem a cada SI. Portanto, em vez de compartilhar a oportunidade de transmissão entre pacotes de diferentes TID os nós têm de enviar um pacote de dados nulo para o coordenador híbrido para retornar a parte da oportunidade de transmissão que não foi utilizada. Os resultados mostram que a estratégia imediata (I) e a estratégia padrão (P) concentram suas perdas principalmente no TID 15 enquanto que a estratégia enfileirada (E) distribui as perdas entre os TID. Todavia, a abordagem padrão não é capaz de fornecer um esquema de prioridades globais e conseqüentemente previsibilidade devido a não exigência de resposta para o TID especificado no quadro de *polling*. Portanto, a estratégia imediata é a única que é consistente com os requisitos de previsibilidade e confiabilidade exigidos para o escalonamento do tráfego do time de robôs.

Tabela 6.4: Taxa de perda de pacotes (%) sem tempo conjunto para retransmissões

TID	1a Topologia			2a Topologia		
	P	I	E	P	I	E
8	0,00	0,00	4,58	0,00	0,00	5,25
9	0,00	0,00	7,25	0,00	0,00	6,79
10	0,00	0,00	8,75	0,00	0,00	7,75
11	0,00	0,00	9,79	0,00	0,00	10,17
12	0,00	0,00	10,92	0,00	0,00	11,29
13	0,00	0,04	11,33	0,46	0,04	13,42
14	0,29	6,12	12,79	20,08	6,12	12,42
15	2,08	73,50	13,38	97,04	73,62	13,75

As figuras 6.3 e 6.4 mostram a variação do máximo tempo adicional conjunto para ambas as topologias para que não ocorram perdas. Embora a abordagem padrão exija menos tempo na primeira topologia, cerca de 8 %, este valor pode atingir até 37 % na segunda topologia o que é praticamente a mesma quantidade exigida pela abordagem centralizada em ambas as topologias. Estes resultados mostram que a abordagem centralizada é menos afetada pela topologia da rede ou pelas variações na carga de tráfego de cada nó. Observa-se ainda que existe uma diferença significativa entre o limite para controle de admissão obtido através de simulação, que fica em torno de 35 %, e o valor calculado através da análise probabilística, que foi de 75 %. De fato, para este experimento em particular, é possível desconsiderar a probabilidade de perda do quadro de reconhecimento nas equações 5.1 and 5.2, o que resulta em um limite de 56 %. Além disso, a análise probabilística pode atingir resultados mais próximos quando o número de fluxos escalonados aumenta. Mesmo assim, as abordagens através de simulações ou técnicas adaptativas em tempo de execução podem ser melhores alternativas para determinar o limite para controle de admissão e assim melhorar a utilização da rede.

A tabela 6.5 mostra o *jitter* médio sofrido pelos TID em ambas as topologias.

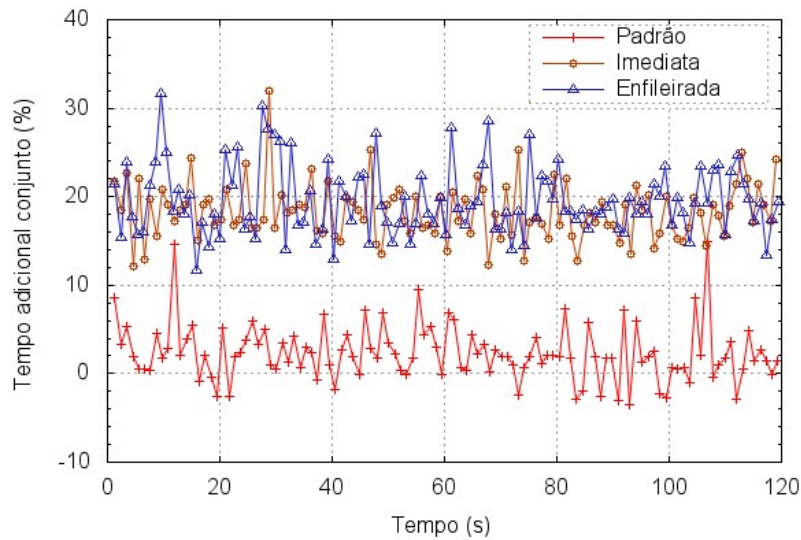


Figura 6.3: Máximo tempo adicional conjunto para a 1a topologia

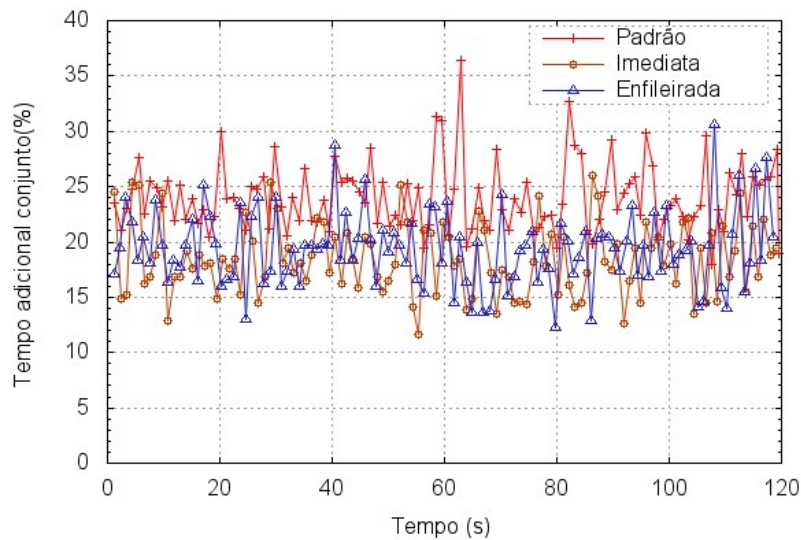


Figura 6.4: Máximo tempo adicional conjunto para a 2a topologia

A estratégia imediata tem uma resposta mais linear que a abordagem padrão que apresenta um aumento significativo no *jitter* médio do TID 14. A estratégia enfileirada pode ser considerada como a pior estratégia em termos de *jitter* o que é normal já que esta estratégia não foi concebida para tal.

A tabela 6.6 apresenta o máximo *jitter* para cada TID em ambas a topologias. Pode ser visto que a resposta obtida com a abordagem padrão é significativamente afetada pela mudança na topologia da rede apresentando os piores resultados em comparação com a estratégia imediata. Este comportamento indesejado também é explicado pela não exigência de resposta para o TID especificado no quadro de *polling*

Tabela 6.5: *Jitter* médio por TID em milissegundos

TID	1a Topologia			2a Topologia		
	P	I	E	P	I	E
8	0,98	0,81	7,67	0,71	0,79	7,37
9	1,00	0,99	6,81	1,05	0,94	6,46
10	1,02	1,16	6,38	1,06	1,10	5,88
11	1,03	1,30	5,82	1,12	1,23	5,21
12	1,09	1,43	4,56	1,17	1,34	5,00
13	2,33	1,50	3,90	2,57	1,48	4,34
14	6,70	1,58	3,32	8,72	1,59	3,42
15	1,92	1,69	2,62	2,35	1,72	2,69

Tabela 6.6: *Jitter* máximo por TID em milissegundos

TID	1a Topologia			2a Topologia		
	S	I	E	S	I	E
8	4,63	4,41	34,83	4,52	4,11	35,84
9	4,28	4,56	34,15	5,28	4,87	32,68
10	4,53	5,26	28,56	5,28	5,63	27,82
11	4,53	5,62	26,00	12,04	5,63	26,75
12	17,16	6,03	22,65	16,81	6,61	23,50
13	18,68	6,03	18,64	20,26	6,48	19,02
14	21,17	6,14	13,88	22,77	7,12	14,07
15	7,83	6,54	14,08	10,43	7,45	13,36

6.3 Experimento 2: Explosão de Erros

A figura 6.5 resume os resultados obtidos simulando diferentes durações de explosões de erros através de variações no período médio dos estados do modelo de erro de dois estados de Markov. O gráfico mostra a taxa de perda de pacotes do nó 1 para cada estratégia de retransmissão. O gráfico também mostra a taxa de perda de pacotes quando nenhuma retransmissão é permitida. A abordagem padrão e a estratégia imediata possuem respostas similares enquanto a estratégia enfileirada apresenta menores taxas de perda de pacotes demonstrando ser mais adequada para lidar com situações de explosões de erros. Não obstante, quando a duração das explosões de erros aumenta a diferença relativa entre a estratégia enfileirada e as demais estratégias diminui. Neste experimento, também houve perdas nos demais nós (menos de 0,1 % com a duração das explosões em 80 ms) que não estão representadas no gráfico. Observa-se neste experimento que a estratégia enfileirada tem menores taxas de perda de pacotes com o mesmo provimento de retransmissões por TID. Portanto, pode-se dizer que a estratégia enfileirada é capaz de fornecer um grau de confiabilidade maior para cenários envolvendo explosões de erros.

A figura 6.6 complementa a análise da figura 6.5 mostrando o tempo adicional

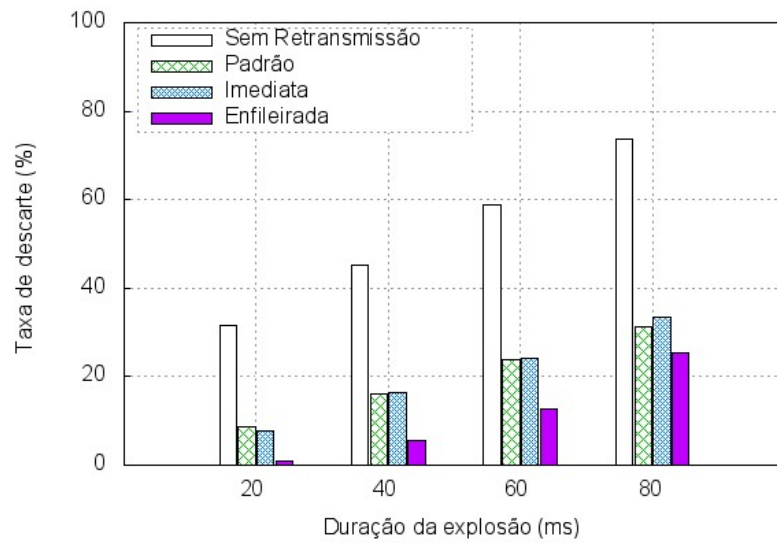


Figura 6.5: Resposta para diferentes durações de explosões de erros

conjunto quando o tempo de explosão é de 80 ms. O limite para controle de admissão não ultrapassa 50 % significando que a taxa de perda de pacotes se deve à falta de tempo nas oportunidades de transmissão individuais já que o escalonador reservou 75 % de tempo adicional para retransmissões.

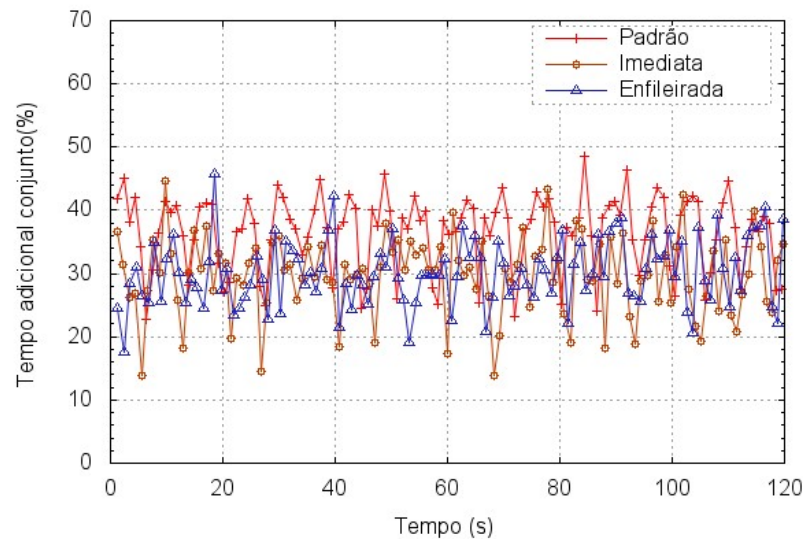


Figura 6.6: Máximo tempo adicional conjunto para explosões de 80ms de duração

6.4 Conclusões Preliminares

Os resultados obtidos mostram que a abordagem de escalonamento proposta é capaz de satisfazer os requisitos exigidos da infraestrutura de comunicação identificados no capítulo 4. A análise comparativa em relação a abordagem padrão para escalonamento de retransmissão demonstra que a abordagem proposta é mais previsível, pois

praticamente não é afetada pelas variações na distribuição da carga ou na topologia da rede. A abordagem padrão, por sua vez, apresenta uma severa degradação de desempenho, mas também pode apresentar melhores resultados nos casos em que um quadro de *polling* é usado para transmitir vários pacotes. Além disso, os resultados confirmam que a integração de estratégias de retransmissão ao algoritmo de escalonamento permite melhorar a resposta em certas situações como no caso de explosões de erros ou ainda pode ser usada para melhorar parâmetros como *jitter*, por exemplo.

O controle de admissão, entretanto, não se mostrou muito eficiente indicando que a análise probabilística para determinação dos limites de admissão talvez não seja a melhor alternativa. Neste contexto, sugere-se, como trabalho futuro, o uso de técnicas adaptativas que possam determinar o limite de admissão em tempo de execução. Outro ponto a ser aprimorado é a modelagem formal da proposta de forma a abstrair transmissões e retransmissões, utilizando para isto um sistema de atribuição dinâmica de prioridades. Neste contexto, na estratégia imediata, uma retransmissão receberia a maior prioridade de forma a ser atendida imediatamente pelo escalonador. Este modelo facilita a implementação de estratégias de retransmissão mais flexíveis que se adaptam à dinâmica das falhas da rede em tempo de execução e que levam em consideração uma ampla variedade ou combinação de parâmetros como *deadline*, *jitter*, TID perdas sucessivas de *deadlines* e assim por diante.

Capítulo 7

Conclusões e Trabalhos Futuros

Este trabalho investiga o problema de escalonamento dos recursos de rede no contexto de sistemas cooperativos móveis que trocam mensagens com restrições firmes de tempo real utilizando uma rede sem fio IEEE 802.11e. Dentre os objetivos deste trabalho estão o estudo da tecnologia de rede sem fio IEEE 802.11 com especial atenção ao adendo IEEE 802.11e, a avaliação do estado da arte no tocante aos mecanismos de escalonamento, a avaliação dos recursos de simulação disponíveis e a formulação e avaliação de uma proposta de escalonamento. Em linha com estes objetivos este trabalho foi realizado em quatro principais etapas:

1. **Estudo da tecnologia IEEE 802.11 com ênfase nos mecanismos de acesso ao meio** - O padrão IEEE 802.11 legado especifica dois mecanismos de controle de acesso ao meio, um mecanismo obrigatório baseado em contenção denominado *Distributed Coordination Function* (DCF) e um mecanismo opcional baseado em *polling* denominado *Point Coordination Function* (PCF). A popularidade de aplicações multimídia e de tempo real e as limitações dos mecanismos DCF e PCF para fornecer QoS motivaram o desenvolvimento do adendo IEEE 802.11e. O adendo IEEE 802.11e introduz dois novos métodos de acesso ao meio chamados *Enhanced Distributed Channel Access* (EDCA) e *HCF Controlled Channel Access* (HCCA). EDCA é o substituto do DCF e introduz múltiplas categorias de acesso que permitem acesso priorizado ao meio de comunicação. HCCA é o substituto do PCF permitindo garantias de serviço parametrizadas e a implementação de diferentes algoritmos de escalonamento. Em particular os avanços introduzidos pelo HCCA despertam o interesse no uso desta tecnologia em aplicações com requisitos mais estritos de tempo real como, por exemplo, aplicações de robótica móvel.
2. **Avaliação do corrente estado da arte no tocante aos mecanismos de escalonamento baseados no adendo IEEE 802.11e** - Apesar dos grandes avanços introduzidos pelo adendo IEEE 802.11e ainda não existem propostas

de escalonamento com objetivo de atender aplicações com requisitos firmes de tempo real. Há que se destacar que de nada adianta um mecanismo de escalonamento extremamente sofisticado se o mesmo não trata as falhas residuais não recuperadas pela camada física. Neste contexto, o tratamento das falhas residuais através utilizando o HCCA ainda não foi devidamente endereçado pela comunidade científica. É importante dizer que a tecnologia IEEE 802.11e, especialmente o HCCA, ainda não está significativamente presente no mercado. De fato, ainda não existem sequer ferramentas de simulação gratuitamente disponíveis que implementem inteira ou satisfatoriamente o adendo IEEE 802.11e. Assim, uma parte importante deste trabalho trata da avaliação e desenvolvimento de extensões de software para simular o adendo IEE 802.11e.

3. **Avaliação preliminar da tecnologia IEEE 802.11e e dos recursos de simulação disponíveis** - Nesta etapa foi realizada uma avaliação inicial do escalonador de referência. Para isto foram avaliadas as extensões que fornecem suporte para simulação do adendo IEEE 802.11e no ambiente de simulação NS-2. Em particular, optou-se pela extensão proposta por Cicconetti et al. em [36] com algumas correções e alterações disponíveis em [46]. Os resultados da avaliação do escalonador indicam que, em um canal livre de erros, o HCCA é capaz de fornecer garantias firmes de tempo real mesmo operando concorrentemente com altas cargas de tráfego melhor esforço. Entretanto, para aproximar-se de um modelo com aplicabilidade real, o escalonamento deve considerar a ocorrência de erros residuais na camada MAC. Para isto, o controle de admissão deve reservar um tempo adicional para retransmissões e o escalonamento deve viabilizar o uso adequado deste tempo de forma a garantir o grau de confiabilidade necessário e maximizar o desempenho da rede. Além disso, o cenário de aplicação utilizado deve fornecer uma representação de ampla aplicabilidade. Desta forma, a partir de um cenário composto por robôs móveis heterogêneos em uma configuração líder-seguidor foram estabelecidos alguns requisitos de comunicação para a infraestrutura de comunicação.
4. **Formulação e avaliação de uma proposta de escalonamento para um aplicação de robótica móvel** - A partir dos requisitos de comunicação estabelecidos foi elaborada uma proposta de escalonamento integrado com retransmissões. Esta proposta foi avaliada através de simulações utilizando o NS-2 e uma nova extensão de software para simular HCCA e EDCA. Esta extensão faz parte das contribuições deste trabalho e está disponível em [46]. A avaliação foi realizada através de simulações utilizando diferentes cenários que proporcionam uma análise comparativa em relação a abordagem padrão para escalonamento e retransmissão. Os resultados obtidos mostram que a abordagem de escala-

mento centralizado e integrado com as retransmissões que foi proposta é capaz de satisfazer os requisitos exigidos da infraestrutura de comunicação. Além disso, em comparação com a abordagem padrão, a abordagem proposta provou ser mais previsível já que praticamente não é afetada pelas variações na distribuição da carga ou na topologia da rede enquanto a abordagem padrão apresenta uma severa degradação de desempenho. Não obstante, a abordagem padrão pode apresentar melhores resultados em outros casos. Além disso, os resultados confirmam a adaptabilidade obtida através a mecanismo de retransmissão integrada mostrando, por exemplo, que a estratégia de retransmissão imediata pode ser utilizada para melhorar o *jitter* enquanto a estratégia de retransmissão enfileirada pode ser utilizada para tratamento de explosão de erros. Entretanto, a análise probabilística para provimento de retransmissões ainda precisa ser refinada. Neste contexto, abordagens através de simulações ou técnicas adaptativas em tempo de execução podem ser melhores alternativas para determinar o limite para controle de admissão e assim melhorar a utilização da rede.

Como trabalho futuro deve ser endereçada a modelagem formal do mecanismo de escalonamento proposto. O modelo formal deve abstrair se as mensagens estão sendo transmitidas ou retransmitidas usando um sistema de atribuição dinâmica de prioridades. Assim, por exemplo, na estratégia imediata, uma mensagem que precisa ser retransmitida recebe a maior prioridade e é então submetida para escalonamento. Seguindo este modelo, diferentes estratégias de retransmissão podem ser implementadas levando em consideração a dinâmica das falhas da rede em tempo de execução para decidir sobre a melhor maneira de retransmitir um pacote perdido. Assim, a decisão de retransmissão é representada pela atribuição de prioridade para a mensagem e pode ser baseada em uma ampla variedade ou combinação de parâmetros como *deadline*, *jitter*, TID perdas sucessivas de *deadlines* e assim por diante. Além disso, diferentes estratégias de retransmissão podem ser aplicadas para diferentes nós. Adicionalmente, o controle de admissão pode ser melhorado para atingir um limite mais apertado. As simulações também precisam levar em consideração diferentes modelos de erros que podem ser baseados, por exemplo, na força do sinal. Finalmente, devem ser realizados testes considerando um cenário de aplicação real.

Referências Bibliográficas

- [1] IEEE. *Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer (PHY) Specification*. Piscataway, NJ, 1999. IEEE Standard.
- [2] IEEE. *Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Medium Access Control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements*. Piscataway, NJ, November 2005. IEEE Standard.
- [3] MANGOLD, S. et al. Analysis of IEEE 802.11 for QoS Support in Wireless LANs. *IEEE Wireless Communications*, v. 10, p. 2–12, Dec 2003.
- [4] NI, Q. Performance Analysis and Enhancements for IEEE 802.11e Wireless Networks. *IEEE Network*, v. 19, n. 4, p. 21–27, 2005.
- [5] LINDGREN, A.; ALMQUIST, A.; SCHELÉN, O. Evaluation of Quality of Service Schemes for IEEE 802.11 Wireless LANs. In: *Proceedings of the 26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2001)*. [S.l.: s.n.], 2001.
- [6] LINDGREN, A.; ALMQUIST, A.; SCHELÉN, O. Quality of Service Schemes for IEEE 802.11 - A Simulation Study. In: *the Ninth International Workshop on Quality of Service (IWQoS 2001)*. Karlsruhe, Germany: [s.n.], 2001.
- [7] GRILO, A.; NUNES, M. Performance evaluation of IEEE 802.11e. In: *Proceedings of IEEE PIMRC'02*. [S.l.: s.n.], 2002.
- [8] MANGOLD, S. et al. IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service. In: *European Wireless*. [S.l.: s.n.], 2002. v. 1, p. 32–39.
- [9] LINDGREN, A.; ALMQUIST, A.; SCHELÉN, O. Quality of Service Schemes for IEEE 802.11 Wireless LANs - An Evaluation. In *Special Issue of the Journal on Special Topics in Mobile Networking and Applications (MONET) on Performance Evaluation of QoS Architectures in Mobile Networks*, v. 8, n. 3, p. 223–235, June 2003.
- [10] WU, H. T. et al. IEEE 802.11 distributed coordination function: enhancement and analysis. *J. Comput. Sci. Technol.*, Institute of Computing Technology, Beijing, China, v. 18, n. 5, p. 607–614, 2003. ISSN 1000-9000.

- [11] CHOI, S. et al. Contention-based Channel Access (EDCF) Performance Evaluation. In: *Proc. IEEE International Conference of Communications (ICC)*. [S.l.: s.n.], 2003.
- [12] KIM, J.-D.; KIM, C. kwon. Performance analysis and evaluation of IEEE 802.11e EDCF. *Wireless Communications and Mobile Computing*, v. 4, n. 1, p. 55–74, 2004.
- [13] CHEN, D.; GU, D.; ZHANG, J. Supporting Real-Time Traffic with QoS in IEEE 802.11e Based Home Networks. In: *Consumer Communications and Networking Conference (CCNC)*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 205–209.
- [14] NI, Q.; ROMDHANI, L.; TURLETTI, T. A survey of QoS enhancements for IEEE 802.11 wireless LAN. *Wireless Communication. Mobile Computing*, John Wiley and Sons Ltd., Chichester, UK, UK, v. 4, n. 5, p. 547–566, 2004. ISSN 1530-8669.
- [15] NI, Q.; TURLETTI, T. QoS Support for IEEE 802.11 Wireless LAN. In: *Wireless LANs and Bluetooth*. New York, NY, USA: Nova Science Publishers, 2005.
- [16] ROMDHANI, L.; NI, Q.; TURLETTI, T. AEDCF: Enhanced Service Differentiation for IEEE 802.11 Wireless Ad-Hoc Networks. In: *IEEE WCNC*. [S.l.: s.n.], 2003.
- [17] GRILO, A.; MACEDO, M.; NUNES, M. A Scheduling Algorithm for QoS Support in IEEE802.11 Networks. *IEEE Wireless Communications Magazine*, v. 10, n. 3, p. 36–43, June 2003.
- [18] ANSEL, P.; NI, Q.; TURLETTI, T. An Efficient Scheduling Scheme for IEEE 802.11e. In: *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks Cambridge*. [S.l.: s.n.], 2004.
- [19] RAMOS, N.; PANIGRAHI, D.; DEY, S. Quality of Service Provisioning in 802.11e Networks: Challenges, Approaches, and Future Directions. *IEEE Network*, v. 19, n. 4, p. 14–20, 2005.
- [20] MALLI, M. et al. Adaptive fair channel allocation for QoS enhancement in IEEE 802.11 wireless LANs. In: *Communications, 2004 IEEE International Conference*. New York, NY, USA: ACM Press, 2004. v. 6, p. 3470– 3475. ISBN 0-7803-8533-0.
- [21] KSENTINI, A.; GUÉROUI, A.; NAIMI, M. Adaptive transmission opportunity with admission control for IEEE 802.11e networks. In: *MSWiM '05: Proceedings of the 8th ACM international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*. New York, NY, USA: ACM Press, 2005. p. 234241. ISBN 1-59593-188-0.

- [22] ANSEL, P.; NI, Q.; TURLETTI, T. FHCF: a simple and efficient scheduling scheme for IEEE 802.11e wireless LAN. *Mobile Networks and Applications*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 11, n. 3, p. 391–403, 2006. ISSN 1383-469X.
- [23] RAMOS, N.; PANIGRAHI, D.; DEY, S. Dynamic Adaptation Policies to Improve Quality of Service of Multimedia Applications in WLAN Networks. In: *Proc. Int'l. Wksp. Broadband Wireless Multimedia*. [S.l.: s.n.], 2004.
- [24] MAURY, M. *Realtime Communications over IEEE 802.11e in Industrial Environments*. Dissertação (Mestrado) — Royal Institute of Technology, jan. 2006.
- [25] PONG, D.; MOORS, T. Call admission control for IEEE 802.11 contention access mechanism. In: *Proc. IEEE GLOBECOM'03*. [S.l.: s.n.]. v. 1.
- [26] GAO, D.; CAI, J.; NGAN, K. N. Admission control in IEEE 802.11e wireless LANs. *IEEE Network*, v. 19, n. 4, p. 6–13, 2005.
- [27] XIAO, Y.; LI, H. Evaluation of Distributed Admission Control for the IEEE 802.11e EDCA. *IEEE Communications Magazine*, v. 42, n. 9, p. 20–24, September 2004.
- [28] XIAO, Y.; LI, H. Voice and Video Transmissions with Global Data Parameter Control for the IEEE 802.11e Enhance Distributed Channel Access. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, IEEE Press, Piscataway, NJ, USA, v. 15, n. 11, p. 1041–1053, 2004. ISSN 1045-9219.
- [29] BARRY, M. G.; CAMPBELL, A. T.; VERES, A. Distributed Control Algorithms for Service Differentiation in Wireless Packet Networks. In: *INFOCOM*. [S.l.: s.n.], 2001. p. 582–590.
- [30] AHN, G.-S. et al. Supporting Service Differentiation for Real-Time and Best-Effort Traffic in Stateless Wireless Ad Hoc Networks (SWAN). *IEEE Transactions on Mobile Computing*, IEEE Educational Activities Department, Piscataway, NJ, USA, v. 1, n. 3, p. 192–207, 2002. ISSN 1536-1233.
- [31] ZHANG, L.; ZEDADALLY, S. HARMONICA: Enhanced QoS Support with Admission Control for IEEE 802.11 Contention-based Access. In: *RTAS '04: Proceedings of the 10th IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS'04)*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2004. p. 64. ISBN 0-7695-2148-7.

- [32] BANCHS, A.; PEREZ-COSTA, X.; QIAO, D. Providing throughput guarantees in IEEE 802.11e wireless LANs. In: *Proc. the 18th International Teletraffic Congress(ITC-18)*. Berlin, Germany: [s.n.], 2003. p. 174–178.
- [33] GAO, D.; CAI, J.; ZHANG, L. Physical rate-based admission control for HCCA in IEEE 802.11e WLANs. *Wireless Network*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 12, n. 4, p. 451–463, 2006. ISSN 1022-0038.
- [34] FAN, W. F. et al. Admission control for variable bit rate traffic in IEEE 802.11e WLANs. In: *Proc. IEEE LANMAN'04*. Mill Valley, CA: IEEE Computer Society, 2004. p. 61–66.
- [35] LIM, L. et al. A QoS scheduler for IEEE 802.11e WLANs. In: *Consumer Communications and Networking Conference, 2004. CCNC 2004*. [S.l.: s.n.], 2005. v. 10, n. 3, p. 199–204. ISBN 7947276.
- [36] CICCONE, C. et al. A Software Architecture for Simulating IEEE 802.11e HCCA. In: *Proceedings of IPS MoMe 2005*. [S.l.: s.n.], 2005.
- [37] FALLAH, Y. P.; ELFEITORI, A.; ALNUWEIRI, H. M. A Unified Scheduling Approach for Guaranteed Services over IEEE 802.11e Wireless LANs. In: *BROADNETS '04: Proceedings of the First International Conference on Broadband Networks (BROADNETS'04)*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2004. p. 375–384.
- [38] NS-2. *The Network Simulator 2*. 2006. Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns/index.html>>.
- [39] GNUPLOT. *GNUPLOT*. 2006. Disponível em: <<http://gnuplot.sourceforge.net/>>.
- [40] TORINO, T. N. G. P. di. *802.11e implementation for the ns simulator*. 2006. Disponível em: <<http://www.telematica.polito.it/casetti/802.11e/>>.
- [41] INSTITUT National de Recherche en Informatique et en Automatique. Disponível em: <<http://www-sop.inria.fr/planete/qni/Research.html>>. Acesso em: jan 2007.
- [42] INSTITUT National de Recherche en Informatique et en Automatique. Disponível em: <<http://spoutnik.inria.fr/ns-2-80211/>>. Acesso em: jan 2007.
- [43] TECHNICAL University of Berlin / Telecommunication Networks Group. Disponível em: <<http://www.tkn.tuberlin.de/research/802.11e.ns2/>>. Acesso em: jan 2007.

- [44] UNIVERSITY of Pisa / Computer Networking Group. Disponível em: <<http://info.iet.unipi.it/~cng/ns2hcca/>>. Acesso em: jan 2007.
- [45] DEMARCH, D.; BECKER, L. Evaluating the IEEE 802.11e Reference Scheduler for Firm Real-time Traffic. In: *Proceedings of the 8th Brazilian Workshop on Real-Time Systems*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 1, p. 3–10.
- [46] DEMARCH, D. D.; BECKER, L. B. *EDCA/HCCA patch for NS-2*. 2006. Disponível em: <<http://www.das.ufsc.br/~douglas/>>.
- [47] DEMARCH, D.; BECKER, L. A Proposal for a Centralized Retransmission Approach for Firm Real-time Traffic in IEEE 802.11e. In: *Work-in-Progress Proceedings of the 27th IEEE Real-Time Systems Symposium*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 1.