

PROPOSTAS E AVALIAÇÕES DE PROTOCOLOS DE ACESSO  
ALTERNATIVOS AO PADRÃO IEEE 802.11E

Fernando Carlos Azeredo Verissimo

DISSERTAÇÃO SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO  
DOS PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVER-  
SIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS  
NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS  
EM ENGENHARIA DE SISTEMAS E COMPUTAÇÃO.

Aprovada por:

---

Prof. Luís Felipe Magalhães de Moraes, Ph. D.

---

Prof. Claudio Luis de Amorim, Ph. D.

---

Prof. Luís Alfredo Vidal de Carvalho, D. Sc.

---

Prof. Marcio Portes de Albuquerque, Dr.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

AGOSTO DE 2005

VERISSIMO, FERNANDO CARLOS  
AZEREDO

Propostas e Avaliações de Protocolos de  
Acesso Alternativos ao Padrão IEEE 802.11e  
[Rio de Janeiro] 2005

XX, 124 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ,  
M.Sc., Engenharia de Sistemas e Com-  
putação, 2005)

Dissertação - Universidade Federal do Rio  
de Janeiro, COPPE

1. Diferenciação de Serviços
2. Redes sem Fio
3. Protocolos de Acesso ao Meio
4. Modelos de Tráfego
5. Avaliação de Desempenho

I. COPPE/UFRJ    II. Título (série)

# Dedicatória

*Aos meus pais, Dionisio e Irene e à minha esposa, Débora*

# Agradecimentos

Aos amigos Carlos Eduardo Rocha-Miranda, Francisco de Paula Storino, Luiz Bevilacqua, Paulo de Góes Filho, Ricardo Gattass e à Academia Brasileira de Ciências, por acreditarem e incentivarem os meus estudos.

Ao professor Luís Felipe M. de Moraes, pela orientação e amizade.

Aos professores Cláudio Luis de Amorim, Luís Alfredo Vidal de Carvalho e Marcio Portes de Albuquerque, pelas sugestões de melhora desse trabalho.

Aos amigos Bruno Astuto A. Nunes, Carlos Alberto Vieira Campos, Daniel Cavas Otero, Demetrio S. D. Carrión, Luis Rodrigo Oliveira Gonçalves, Micheline Christop Lima de Freitas e a todos os colegas do laboratório Ravel, pela troca de idéias e pela amizade que se formou ao longo destes anos.

Aos amigos Carla Marília dos Santos, Heitor Pessoa Bispo dos Santos, Sônia Regina Cardoso Jacklen e a todos os funcionários da Academia Brasileira de Ciências, pela compreensão e ajuda durante todos esses anos.

Ao PESC e à COPPE, pelo suporte operacional.

Resumo da Dissertação apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Mestre em Ciências (M.Sc.)

PROPOSTAS E AVALIAÇÕES DE PROTOCOLOS DE ACESSO  
ALTERNATIVOS AO PADRÃO IEEE 802.11E

Fernando Carlos Azeredo Verissimo

Agosto/2005

Orientador: Luís Felipe Magalhães de Moraes

Programa: Engenharia de Sistemas e Computação

Este trabalho aborda aspectos de desempenho e Qualidade de Serviços (*QoS*) de aplicações de rede em ambientes sem fio que utilizam o protocolo IEEE 802.11, também conhecido comercialmente como *Wi-Fi*. Neste contexto, são apresentadas novas propostas de variações do padrão 802.11e, no que tange a forma de acesso à camada *MAC*, visando proporcionar uma maior vazão no canal e menores retardos aos pacotes que trafegam na rede. Partindo do método de acesso ao meio conhecido como *DCF*, um esquema baseado em contenção, é proposta uma nova forma de incrementar e decrementar o tamanho das janelas de disputa, visando atenuar os efeitos das rajadas de colisões dos pacotes competindo pelo canal. Além disso, para o método de acesso ao meio conhecido como *PCF*, é proposta uma disciplina para escalonamento dos pacotes existente nas filas de transmissão de cada estação, de forma a melhorar a eficiência dos intervalos de transmissão dedicados a cada uma delas. Neste caso, deixa-se de escalonar aquelas estações cujas filas encontram-se vazias, para aumentar o intervalo de transmissão dedicado àquelas estações que possuem alta demanda pelo meio. Resultados de simulações demonstram os ganhos proporcionados pelas propostas apresentadas, principalmente em relação às métricas envolvendo a vazão dos pacotes pertencentes às classes de tráfego com maior prioridade. As novas propostas demonstram melhoras ainda mais acentuadas quando o tráfego no canal gerado pelas estações é assimétrico.

Abstract of Dissertation presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Master of Science (M.Sc.)

PROPOSALS AND EVALUATIONS OF ALTERNATIVE ACCESS  
PROTOCOLS TO THE IEEE 802.11E STANDARD

Fernando Carlos Azeredo Verissimo

August/2005

Advisor: Luís Felipe Magalhães de Moraes

Department: Systems Engineering and Computer Science

This work focuses on aspects related to the performance and Quality of Services (QoS) of applications of wireless network environments that use the protocol IEEE 802.11, also known commercially as Wi-Fi. In this context, alternative proposals to the 802.11e standard are presented, on what is related to the access way to the MAC layer, aiming to provide a greater throughput in the channel and to reduce the delay of the packages transmitted on the network. Starting from the medium access method it known as DCF, a protocol based on contention, is proposed a new form to increase and to decrease the size of the contention windows, aiming to attenuate the effect of the burst of collisions of the packages competing for the channel. Moreover, for the access method known as PCF, it is proposed a scheduling discipline for the packages existing in the transmission queue of each station, in a way to optimize the efficiency of the intervals of transmission dedicated to each one of them. In this in case, there is no scheduling for those stations which queues are found empty, in order to increase the transmission interval dedicated to those stations that have high demand for the channel. Results of simulations demonstrate the advantages proportionated by the presented proposals, mainly in relation to the measures involving the throughput of packages of the higher priority classes. The new proposals demonstrate more accented improvements when the traffic in the channel generated by the stations is asymmetrical.

# Lista de Acrônimos

AC :	<i>Access Category;</i>
AEDCF :	<i>Adaptive Enhanced Distributed Coordination Function;</i>
AIFS :	<i>Arbitration Interframe Space;</i>
AIFSC :	<i>Arbitration Interframe Space Counter;</i>
ATM :	<i>Asynchronous Transfer Mode;</i>
BC :	<i>Backoff Counter;</i>
BSS :	<i>Basic Service Set;</i>
CAC :	<i>Call Admission Control;</i>
CAP :	<i>Controlled Access Period;</i>
CBR :	<i>Constant Bit Rate;</i>
CFP :	<i>Contention Free Period;</i>
CP :	<i>Contention Period;</i>
CSMA :	<i>Carrier Sense Multiple Access;</i>
CSMA/CA :	<i>Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance;</i>
CSMA/CD :	<i>Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection;</i>
CW :	<i>Contention Windows;</i>
DAR :	<i>Discrete Autoregressive;</i>
DCF :	<i>Distributed Coordination Function;</i>
DIFS :	<i>DCF Interframe Space;</i>
DFWMAC :	<i>Distributed Foundation Wireless MAC;</i>
DSSS :	<i>Direct Sequence Spread Spectrum;</i>
EDCF :	<i>Enhanced Distributed Coordination Function;</i>
EL :	<i>Exaustiva e Limitada;</i>
ETSI :	<i>European Telecommunications Standards Institute;</i>

FBM :	<i>Fractional Brownian Motion;</i>
FDMA :	<i>Frequency Division Multiplex Access;</i>
FCFS :	<i>First Come First Serve;</i>
FHSS :	<i>Frequency Hopping Spread Spectrum;</i>
FIFO :	<i>First In First Out;</i>
FOHCF :	<i>Feedback Optimized Hybrid Coordination Function;</i>
GPS :	<i>Generalized Processor Sharing;</i>
HC :	<i>Hybrid Controller;</i>
HCCA :	<i>HCF Controlled Channel Access;</i>
HCF :	<i>Hybrid Coordination Function;</i>
HOL :	<i>Head of the Line;</i>
IEEE :	<i>Institute of Electric and Electronic Engineers;</i>
IPP :	<i>Interrupted Poisson Process;</i>
IT :	<i>Inventory Time;</i>
LCV :	<i>Limitada com Ciclos Variáveis;</i>
MAC :	<i>Medium Access Control;</i>
MMPP :	<i>Markov Modulated Poisson Process;</i>
MSAP :	<i>Minislotted Alternating Priorities;</i>
mSI :	<i>Minimum Service Interval;</i>
MSI :	<i>Maximum Service Interval;</i>
OFDM :	<i>Orthogonal Frequency Division Multiplex;</i>
OP :	<i>Opportunity;</i>
PCF :	<i>Point Coordination Function;</i>
PDA :	<i>Personal Digital Assistant;</i>
PGPS :	<i>Packet-by-Packet Generalized Processor Sharing;</i>
PIFS :	<i>PCF Interframe Space;</i>
QoS :	<i>Quality of Service;</i>
QSTA :	<i>QoS Enhanced Station;</i>
RAEDCF :	<i>Random Adaptive Enhanced Distributed Coordination Function;</i>

RAVEL : Laboratório de Redes de Alta Velocidade;  
SI : *Service Interval*;  
SIFS : *Short Interframe Space*;  
TDD : *Time Division Duplex*;  
TDMA : *Time Division Multiplex Access*;  
TES : *Transform-Expand-Sample*;  
TSPEC: *Traffic Specification*;  
TXOP : *Transmission Opportunity*;  
VBR : *Variable Bit Rate*;  
WEP : *Wired Equivalent Privacy*;  
WFQ : *Weighted Fair Queueing*;  
WLAN : *Wireless Local Area Network*;

# Sumário

<b>Resumo</b>	<b>v</b>
<b>Abstract</b>	<b>vi</b>
<b>Lista de Acrônimos</b>	<b>vii</b>
<b>Lista de Figuras</b>	<b>xv</b>
<b>Lista de Tabelas</b>	<b>xix</b>
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 Protocolos de Acesso ao Meio . . . . .	2
1.1.1 Contextualização . . . . .	2
1.1.2 Principais Protocolos Utilizados no Ambiente sem Fio local . .	6
IEEE 802.11 . . . . .	6
<i>Bluetooth</i> . . . . .	7
Hiperlan . . . . .	8
HomeRF . . . . .	9
1.2 Qualidade de Serviço . . . . .	9
1.2.1 Conceitos . . . . .	9
1.2.2 Escalonamento . . . . .	13

Exaustiva, <i>Gated</i> e Limitada . . . . .	14
<i>Head of The Line</i> . . . . .	14
<i>Generalized Processor Sharing</i> . . . . .	15
1.2.3 Serviços Integrados e Diferenciados . . . . .	16
1.3 Trabalhos relacionados e objetivos deste trabalho . . . . .	17
1.4 Estrutura do Trabalho . . . . .	17
1.5 Encerramento do Capítulo . . . . .	18
<b>2 Qualidade de Serviço em Redes sem Fio</b>	<b>19</b>
2.1 Introdução . . . . .	19
2.2 802.11 . . . . .	20
2.2.1 DCF . . . . .	23
2.2.2 PCF . . . . .	25
2.2.3 Considerações sobre o padrão 802.11 . . . . .	27
2.3 802.11e . . . . .	28
2.3.1 EDCF . . . . .	29
2.3.2 HCF . . . . .	31
2.4 Considerações Sobre o 802.11e . . . . .	33
2.5 Encerramento do Capítulo . . . . .	34
<b>3 Modelos de Tráfego</b>	<b>35</b>
3.1 Introdução . . . . .	35
3.2 Modelos de Tráfego Existentes na Literatura . . . . .	36
3.2.1 Modelo de Poisson . . . . .	36
3.2.2 Modelo <i>On-off</i> . . . . .	36
Modelo <i>On-off</i> Exponencial . . . . .	36

Modelo <i>On-off</i> Pareto . . . . .	37
3.2.3 Processos Markovianos . . . . .	37
3.2.4 Modelo de Fluxos . . . . .	38
3.2.5 Modelo Auto-Similar . . . . .	38
3.3 Tipos de Modelos de Tráfego . . . . .	39
3.4 Modelos usados neste trabalho . . . . .	42
3.4.1 Tráfego de Voz . . . . .	42
3.4.2 Tráfego de Dados . . . . .	44
A distribuição de Pareto . . . . .	46
3.5 Gerenciamento de <i>Buffer</i> . . . . .	48
3.6 Encerramento do Capítulo . . . . .	54
<b>4 Ferramenta para Simulação</b>	<b>55</b>
4.1 Motivação . . . . .	55
4.2 A Ferramenta de Simulação . . . . .	55
4.2.1 Arquitetura do Simulador . . . . .	56
4.2.2 Cálculo Matemático para a Simulação . . . . .	61
4.3 Métricas . . . . .	63
4.3.1 Retardo Médio . . . . .	63
4.3.2 Perdas . . . . .	64
4.3.3 Vazão . . . . .	64
4.4 Encerramento do Capítulo . . . . .	65
<b>5 Métodos de acesso simulados</b>	<b>66</b>
5.1 IEEE 802.11e EDCF . . . . .	66
5.1.1 Descrição . . . . .	66

5.1.2	Funcionamento do EDCF	68
5.1.3	Implementação	70
5.2	IEEE 802.11e RAEDCF	71
5.2.1	Descrição	71
5.2.2	Funcionamento do RAEDCF	71
5.3	IEEE 802.11e HCF	72
5.3.1	Descrição	72
5.3.2	Implementação	76
5.4	Disciplina Limitada com Ciclos Variáveis	77
5.4.1	Descrição	77
5.4.2	Implementação	79
5.5	Disciplinas Exaustiva e Limitada	80
5.5.1	Descrição	80
5.5.2	Implementação	81
5.6	Disciplina Otimizada	81
5.6.1	Descrição	82
5.6.2	Implementação	82
5.7	IEEE 802.11e HCF + EDCF	84
5.7.1	Descrição	84
5.8	Considerações sobre as disciplinas estudadas	84
<b>6</b>	<b>Avaliação e Comparação das Disciplinas de Escalonamento</b>	<b>86</b>
6.1	Introdução	86
6.2	Parâmetros Utilizados nas Simulações	86
6.3	Avaliação dos protocolos	88
6.3.1	IEEE 802.11E EDCF	88

Em função do tráfego de entrada . . . . .	89
6.3.2 IEEE 802.11E EDCF com filas saturadas . . . . .	90
6.3.3 IEEE 802.11E RAEDCF . . . . .	93
6.3.4 IEEE 802.11E HCF . . . . .	95
6.3.5 Disciplinas Limitada com Ciclos Variáveis . . . . .	99
6.3.6 Disciplinas Exhaustiva e Limitada . . . . .	99
6.3.7 Disciplina Otimizada . . . . .	102
Tráfego assimétrico . . . . .	102
Resultados . . . . .	104
6.4 Avaliação do funcionamento conjunto . . . . .	104
6.4.1 HCF + EDCF . . . . .	107
6.4.2 HCF com Disciplinas Limitada com Ciclos Variáveis + EDCF	107
6.4.3 HCF com Disciplinas Exhaustiva e Limitada + EDCF . . . . .	107
6.4.4 Considerações acerca das simulações em conjunto . . . . .	107
<b>7 Conclusões e Trabalhos Futuros</b>	<b>112</b>
7.1 Conclusões . . . . .	112
7.2 Trabalhos Futuros . . . . .	113
<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>115</b>

# Lista de Figuras

1.1	C é terminal escondido para A, e vice-versa. . . . .	6
2.1	Beacons e período livre de contenções. . . . .	21
2.2	Mecanismo de backoff no DCF. . . . .	22
2.3	Estrutura do acesso ao meio no modo DCF. . . . .	24
2.4	Estrutura do acesso ao meio no modo DCF com o uso dos pacotes de reserva do meio. . . . .	26
2.5	Estrutura do acesso ao meio no modo EDCF. . . . .	30
2.6	Categorias de acesso utilizadas no modo EDCF. . . . .	31
2.7	Estrutura do acesso ao meio no modo HCF. . . . .	32
3.1	Fonte <i>On-off</i> . . . . .	40
3.2	Fonte <i>On-off</i> utilizada para a modelagem do tráfego de voz. . . . .	43
3.3	Tráfego gerado com a utilização da equação 3.5 na escala de 1.000ms. . . . .	46
3.4	Tráfego gerado com a utilização da equação 3.5 na escala de 100ms. . . . .	47
3.5	Tráfego gerado com a utilização da equação 3.5 na escala de 10ms. . . . .	48
3.6	Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 10.000ms. . . . .	49
3.7	Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 1.000ms. . . . .	50
3.8	Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 100ms. . . . .	51
3.9	Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 10ms. . . . .	52

3.10	Função densidade de Pareto . . . . .	53
4.1	Processo de simulação. . . . .	58
5.1	Como o EDCF trata a disputa pelo acesso ao meio . . . . .	67
5.2	Escalonamento do IEEE 802.11e HCF. . . . .	75
5.3	Escalonamento realizado pelo 802.11e HCF . . . . .	77
5.4	Escalonamento realizado pela disciplina limitada com ciclos variáveis	79
5.5	Escalonamento realizado pelas disciplinas exaustiva e limitada. . . . .	81
5.6	Escalonamento realizado pela disciplina otimizada. . . . .	83
6.1	Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF.	89
6.2	Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF. . . . .	90
6.3	Vazão em função do tráfego de chegada (em kpbs) no sistema com 47 estações no modo IEEE 802.11E EDCF. . . . .	91
6.4	Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF com filas saturadas. . . . .	92
6.5	Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF com filas saturadas. . . . .	92
6.6	Número de colisões internas e externas no EDCF. . . . .	93
6.7	Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11E RAEDCF. . . . .	94
6.8	Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11E RAEDCF. . . . .	94
6.9	Vazão em função do número de estações nos modos EDCF e RAEDCF.	96
6.10	Retardo médio em função do número de estações nos modos EDCF, AEDCF e RAEDCF. . . . .	96

6.11	Comparação da vazão do protocolo EDCF e RAEDCF com filas saturadas. . . . .	97
6.12	Comparação do Retardo médio do protocolo EDCF e RAEDCF com filas saturadas. . . . .	97
6.13	Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF.	98
6.14	Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF. . . . .	98
6.15	Duração média do ciclo interrogação na disciplina e escalonamento proposto pelo IEEE 802.11e HCF. . . . .	100
6.16	Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF na disciplina Limitada com Ciclos Variáveis. . . . .	100
6.17	Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF na disciplina Limitada com Ciclos Variáveis. . . . .	101
6.18	Duração média do ciclo interrogação na disciplina Limitada com Ciclos Variáveis. . . . .	101
6.19	Vazão em função do número de estações na utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada. . . . .	103
6.20	Retardo Médio (em segundos) na utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada. . . . .	103
6.21	Duração média do ciclo interrogação na na utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada. . . . .	105
6.22	Vazão no HCF com tráfego assimétrico. . . . .	105
6.23	Retardo médio no HCF com tráfego assimétrico. . . . .	106
6.24	Vazão no FOHCF com tráfego assimétrico. . . . .	106
6.25	Retardo médio no FOHCF com tráfego assimétrico. . . . .	108
6.26	Vazão do sistema montado com o HCF e o EDCF. . . . .	108
6.27	Retardo médio do sistema montado com o HCF e o EDCF. . . . .	109

6.28	Vazão do sistema montado com o HCF com Disciplina Limitada com Ciclos Variáveis e o EDCF. . . . .	109
6.29	Retardo médio do sistema montado com o HCF com Disciplina Limitada com Ciclos Variáveis e o EDCF. . . . .	110
6.30	Vazão do sistema montado com o HCF com Disciplinas Exhaustiva e Limitada e o EDCF. . . . .	110
6.31	Retardo médio do sistema montado com o HCF com Disciplinas Exhaustiva e Limitada e o EDCF. . . . .	111

# Lista de Tabelas

1.1	Características de cada tipo de protocolo de acesso ao meio. . . . .	4
1.2	Tipos de Hipelan. . . . .	9
2.1	Principais parâmetros do protocolo definido pelo padrão 802.11. . . .	23
2.2	Principais grupos de trabalho do padrão 802.11. . . . .	28
2.3	Mapeamento de Prioridade para AC. . . . .	29
3.1	Tipos de aplicações e características do tráfego. . . . .	39
3.2	Modelos de tráfego utilizados na representação de fontes VBR . . . .	40
3.3	Modelo utilizados nas simulações realizadas. . . . .	42
3.4	Matriz geradora infinitesimal das fontes de voz utilizadas . . . . .	43
4.1	Descrição do arquivo de entrada de parâmetros do simulador. . . . .	57
4.2	Eventos tratados pela ferramenta de simulação. . . . .	58
5.1	Parâmetros utilizados na simulação da disciplina baseada no escalonador proposto pelo IEEE 802.11e HCF. . . . .	77
6.1	Parâmetros utilizados na camada MAC. . . . .	87
6.2	Parâmetros utilizados na modelagem da fonte <i>On-off</i> Exponencial, utilizada para o tráfego de voz (classe 1). . . . .	87
6.3	Parâmetros utilizados na modelagem da fonte autosimilar, utilizada para o tráfego de dados (classe 3). . . . .	88

6.4	Parâmetros utilizados na modelagem dos algoritmos de contenção. . .	88
6.5	Valores de tráfego de entrada para as classes AC1 e AC3 . . . . .	90

# Capítulo 1

## Introdução

OS avanços da comunicação nos últimos anos possibilitaram o surgimento de várias tecnologias que, desde então, procuraram atender a real necessidade de seus usuários, com a melhor qualidade possível. No início eram máquinas mono-usuário, e muito se teve que evoluir até chegar as redes de computadores atuais. Já faz algum tempo, o mercado está apostando numa das mais novas e revolucionárias tendências tecnológicas: A comunicação por redes sem fio (wireless networks). A vida do homem pós-moderno é agitada, exige mobilidade, agilidade e liberdade. Esses homens também precisam, cada vez mais, se comunicar onde quer que estejam. Então, os dispositivos de comunicação móvel tornam-se cada vez mais comuns. Os telefones celulares, PDAs (*Personal Digital Assistant*), Notebooks, entre outros, são dispositivos acessórios que a cada dia são mais comuns. O custo vem caindo a cada ano e alguns modelos de PDA são objetos de promoção de vendas de assinatura de jornais e revistas, distribuídos em grande quantidade para o público em geral. Já as empresas prestadoras de serviço, que comercializam serviços específicos para dispositivos móveis começaram a surgir só no início do ano passado, e ainda são modestas e prestam serviços básicos, mas só enquanto a demanda por mais serviços não aumentar. A tendência mundial é a de se criar cada vez mais redes mistas, com trechos mais distantes ou de difícil acesso utilizando-se de tecnologias de rede sem fio e as redes locais utilizando-se de redes cabeadas. Salvo casos atípicos, onde, por exemplo, uma rede local é instalada em um prédio ou lugar de valor histórico,

que, por isso, não se pode passar cabos pelas paredes (já fragilizadas com ação do tempo). Também fala-se muito na criação das redes pessoais (PAN), que seriam as redes formadas pelos aparelhos pessoais, como o telefone celular ou o PDA. Essas redes, por serem formadas por aparelhos tão móveis quanto os seus usuários, só fazem sentido se usarem tecnologia sem fio. Entretanto, o diâmetro máximo da rede como essa não ultrapassa os 9 ou 10 metros, devido a limitações tecnológicas.

Desde o início, motivados pelo exposto acima, nossas pesquisas vêm sendo endereçadas a esse nicho de tecnologia: As redes sem-fio. Há dois tipos de redes sem fio: a rede infra-estruturada, onde um ponto de acesso central controla todo o acesso ao meio, decidindo quem irá acessar o meio em um determinado instante. Nesse modo, qualquer transmissão é enviada a este ponto de acesso para depois ser encaminhada à estação destino. Há também a rede *ad hoc*, onde não existe a figura do ponto central, e todas as transmissões são enviadas diretamente de estação para estação.

Os aspectos e problemas relativos a mobilidade dos dispositivos de uma rede sem-fio encontram-se bem resumidos em [1], onde são apresentados diversos modelos de mobilidade. Em [2] são descritos os principais modelos utilizados na literatura e apresentados dois novos modelos de mobilidade, que são estudados em maiores detalhes em [3].

Esta dissertação objetiva melhorar a vazão dos pacotes transmitidos através de redes locais sem fio, aperfeiçoando-se a diferenciação de serviços.

## 1.1 Protocolos de Acesso ao Meio

### 1.1.1 Contextualização

A mobilidade é a principal característica das redes sem fio, pois permite ao usuário permanecer conectado à rede, mesmo enquanto se move. Um usuário pode utilizar seu dispositivo e permanecer conectado durante sua locomoção entre dois pontos. Esta facilidade, no entanto, ocasiona problemas no projeto destas redes.

Quando se trata de rede infra-estruturada, a disposição do usuário no interior da área de cobertura de um ponto de acesso é que garante a manutenção de transição de um ponto de acesso para o outro (*handoff*). Em redes *ad hoc*, a mobilidade traz problemas no estabelecimento de rotas e na vazão total dos fluxos de pacotes na rede [4] [5].

Muitos desses problemas são resolvidos com protocolos de acesso ao meio, que decidem, por diversos métodos, qual dispositivo terá a vez de transmitir. Estudos feitos há décadas atrás indicam a vantagem do compartilhamento de recursos, observada principalmente através do ganho estatístico obtido com a lei dos grande números, ocasionando aumento no desempenho e diminuição nos custos [6].

Cabe destacar que o problema de compartilhamento de recursos torna-se um problema de filas [7], na medida em que diversos clientes (estações) disputam acesso por um mesmo meio físico de transmissão. No entanto, uma peculiaridade deste ambiente é que cada estação possui uma demanda variável e não tem informações sobre o estado das demais, ou seja, formam-se diversas filas em contenção por um único meio de transmissão. A partir desta situação surge a necessidade de um mecanismo que crie uma estrutura cooperativa de filas, coordenando o acesso ao meio entre as diversas estações. Esta coordenação é obtida através do protocolo de acesso ao meio.

Os protocolos de acesso ao meio podem ser agrupados em três tipos principais [8]:

**Acesso Aleatório** Neste tipo cada estações acessam o meio aleatoriamente. Não é possível ter um controle independente da demanda desse meio. Algumas versões destes protocolos segmentam o tempo em segmentos (ou mini-segmentos) e transmitem apenas no início de cada um destes segmentos, com o objetivo de aumentar o desempenho do acesso ao meio, entretanto se a estação transmitirá no início de um determinado segmento (*slot*) é uma incognita. De uma forma ou de outra, como há uma coordenação do acesso, a probabilidade de duas ou mais estações tentarem acessar o meio ao mesmo tempo é maior que zero, o que causa o que se chama de colisão. Diversas técnicas podem ser incorpo-

radas ao protocolo dependendo do ambiente em que eles são utilizados, como a detecção de colisão, *backoff*<sup>1</sup> e prevenção de colisão (*collision avoidance*), assim como diferentes técnicas de resolução de colisão.

**Alocação Fixa** Nesta categoria o canal é subdividido na frequência (FDMA) ou no tempo (TDMA) [9], sendo cada segmento (ou faixa de frequência) alocado de forma fixa para cada estação. Caso uma ou mais estações não possuam pacotes para transmitir, parte do tempo (ou da frequência) será desperdiçado, caso outras estações possam ter pacotes aguardando transmissão.

**Alocação por Demanda** Nesta categoria a alocação do canal é efetuada de acordo com a necessidade de cada estação (e/ou aplicação). Protocolos deste tipo são os de interrogação (*polling*) e de reservas explícitas. No caso de protocolos de interrogação, esta pode ser centralizada, onde uma estação central determina a ordem e efetua as interrogações, ou distribuída. Os protocolos de reserva utilizam alguma política de escalonamento para coordenar o acesso de cada estação de acordo com sua demanda.

Na tabela 1.1 estes tipos de protocolos são comparados quanto às suas perdas e tipo de controle. Conforme mencionado anteriormente, o custo de cada tipo de protocolo é observado através da perda de capacidade. No caso de protocolos de acesso aleatório essa perda ocorre devido a colisões, quando duas ou mais estações transmitem pacotes sobrepostos. Em protocolos de alocação fixa, a perda ocorre devido a parte do canal não ser utilizada em algumas situações e em protocolos de alocação sob demanda devido ao *overhead* gerado pelo tráfego de informações de controle.

<b>Tipo de Protocolo</b>	<b>Tipo de Controle</b>	<b>Perda de Capacidade</b>
Acesso Aleatório	inexistente / baixo	colisões
Alocação Fixa	fixo	segmentos não utilizados
Alocação por Demanda	dinâmico	<i>overhead</i>

Tabela 1.1: Características de cada tipo de protocolo de acesso ao meio.

---

<sup>1</sup>Será explicado satisfatoriamente na seção 5.1.2

Muitos estudos sobre o desempenho de diversos protocolos de acesso foram feitos, utilizando modelos matemáticos que em geral supõem um modelo de tráfego caracterizado pelo intervalo exponencial entre chegadas de pacotes (que resulta em uma taxa de chegada com distribuição de Poisson).

KLEINROCK publicou um estudo [10] com resultados de alguns dos protocolos que representam as categorias expostas acima. Neste estudo é possível observar o bom desempenho de protocolos de acesso aleatório e de alocação sob demanda em relação ao escalonamento perfeito (fila M/D/1). Além disso também é possível observar o impacto do número de estações no desempenho de protocolos de alocação fixa (TDMA, FDMA), acesso aleatório (ALOHA, S-ALOHA e CSMA) e protocolos de alocação por demanda (MSAP [11]). De acordo com estes resultados, enquanto os protocolos de alocação fixa são extremamente sensíveis ao número de estações em contenção pelo meio, os protocolos de acesso aleatório são mais sensíveis ao tráfego no canal. Já os protocolos de alocação por demanda representam um meio termo entre ambos.

Um parâmetro importante no desempenho destes protocolos é o parâmetro “a”, definido como a razão entre o retardo de propagação máximo entre dois nós da rede e o tempo de transmissão de um pacote. Estudos mostram a grande influência do valor deste parâmetro na capacidade do protocolo [12, 9, 8, 13]. O meio de transmissão sem fio é caracterizado por um baixo valor do parâmetro “a”.

Um problema que impacta o desempenho de protocolos de acesso aleatório no ambiente sem-fio é o efeito de **terminais escondidos** [9, 14]. Um terminal C está escondido quando ele está dentro do alcance do receptor (terminal B), mas fora do alcance do transmissor (terminal A), o que cria a possibilidade de C transmitir para B, e simultaneamente à transmissão de A para B, ocasionando uma colisão em B (figura 1.1). Também existe o problema complementar, de terminais expostos, que ocasiona uma sub-utilização do canal, pois uma estação que poderia transmitir sem que ocorresse colisão o deixa de fazer por detectar portadora no canal. Em [14] é apresentado um modelo para analisar o efeito de terminais escondidos, e um protocolo denominado BTMA (*Busy-Tone Multiple Access*) é proposto e analisado como solução para este problema.

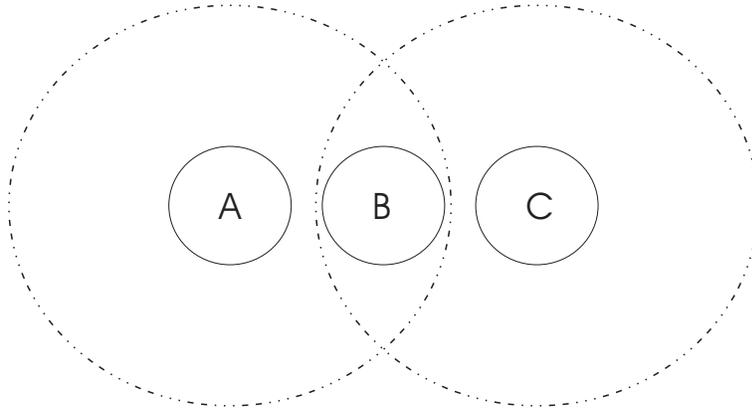


Figura 1.1: C é terminal escondido para A, e vice-versa.

## 1.1.2 Principais Protocolos Utilizados no Ambiente sem Fio local

### IEEE 802.11

Este é um padrão projetado pelo IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) e é baseado no CSMA, porém incorporando técnicas para prevenção de colisões (*collision avoidance*), sendo denominado CSMA/CA. É um dos mais recentes padrões de redes sem fio. O padrão IEEE 802.11 possui três variações básicas:

**802.11a.** Utiliza a faixa de frequência de 5 Ghz e a multiplexação por divisão ortogonal de frequência (OFDM), possuindo uma taxa de transmissão de até 54 Mbps. A distância máxima entre duas estações é de 20 metros.

**802.11b.** Utiliza a faixa de frequência de 2.4 Ghz, e a técnica DSSS (*Direct-Sequence Spread Spectrum*) para espalhamento de espectro. Possui uma taxa de transmissão de até 11 Mbps, e a distância máxima entre duas estações é de 100 metros.

**802.11g.** Utiliza a faixa de frequência de 2.4 Ghz, e a técnica DSSS (*Direct-Sequence Spread Spectrum*) para espalhamento de espectro. Possui uma taxa de transmissão de até 54 Mbps, e a distância máxima entre duas estações é de 100 metros.

Para esse trabalho, o protocolo que nos interessa é o relativo ao meio utilizado no padrão 802.11, que será descrito em maiores detalhes no capítulo 2.

## ***Bluetooth***

*Bluetooth* é uma tecnologia de comunicação sem fio de curta distância inicialmente desenvolvido pela Ericsson em 1995 e em seguida promovido pelo SIG (Special Interest Group - <http://www.bluetooth.com/>), composto por mais de 2000 empresas, dentre elas a própria Ericsson, Nokia e Motorola entre outras.

O *Bluetooth* tem como principal objetivo servir como um substituto aos cabos utilizados para conectar dispositivos eletrônicos, como periféricos de um computador.

O alcance médio é de 10 metros, consumindo 1 mW, ou seja, baixo consumo que possibilita a utilização de diversos dispositivos móveis como os hoje divulgados fones de ouvido (*headsets*) para celular.

A tecnologia utiliza a banda ISM (Industrial Scientific and Medical) de 2.4 GHz, utilizando modulação GFSK (Gauss Frequency Shift Keying) e a tecnologia de transmissão FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum) e TDD (Time Division Duplex). O FHSS no *Bluetooth* utiliza 79 canais de 1 MHz e o acesso ao meio é feito através de métodos de acesso de interrogação (*polling*).

Redes *Bluetooth* são consideradas *ad hoc* por não preverem infra-estrutura inicial para a comunicação, ou seja, os dispositivos se conectam desde que estejam dentro de uma área de cobertura mútua e desejem estabelecer um canal de comunicação.

A partir deste momento os dispositivos elegem um mestre para sua rede que pode ter até 7 dispositivos escravos. Esta rede se chama *piconet* e o mestre é o responsável por escalonar o acesso de cada dispositivo ao meio.

*Piconets* podem se comunicar através de dispositivos que façam função de *bridge* nestas redes, estes dispositivos podem ser escravos ou mestres em suas *piconets* iniciais. Esta rede maior é denominada de *scatternet*.

O protocolo prevê a utilização do meio através de conexões assíncronas e sín-

cronas, sendo a primeira preferencialmente utilizada para dados e a segunda para voz. A taxa de transmissão da versão 1 do protocolo chega a 723 kbps e a versão 2 (EDR - Enhanced Data Rate) cerca de 2.0 Mbps.

O nome *Bluetooth* advém do Rei Dinamarquês *Herald Blåtand* (*Herold Bluetooth* em inglês) que unificou as tribos presentes nas atuais Dinamarca, Suécia e Noruega. A logomarca do *Bluetooth* utiliza-se de caracteres rúnicos que representam as letras H e B. Mais detalhes sobre esta tecnologia podem ser encontrados em [15, 16, 17, 18].

## Hiperlan

O padrão Hiperlan (*High Performance Local Area Network*) foi proposto pela ETSI em 1996, mais tarde reformulado no padrão Hiperlan/2, cuja especificação foi publicada em 1999.

Este padrão utiliza a faixa de frequência de 5 Ghz, operando com taxas de 54 Mbps e tendo um alcance de 50 metros, sendo a principal alternativa ao IEEE 802.11a. O protocolo de acesso ao meio utilizado no Hiperlan é o EY-NPMA (*Elimination Yield Non-preemptive Priority Multiple Access*), que divide o acesso ao meio em três fases:

**Priorização:** Nesta fase é determinada a maior prioridade pendente de transmissão entre os nós participantes da rede. O padrão Hiperlan define 5 níveis de prioridade, e garante que pacotes de prioridades altas serão sempre transmitidos na frente dos pacotes de prioridade mais baixa.

**Contenção:** Caso existam dois ou mais pacotes cuja prioridade seja a identificada na fase anterior, são eliminados todos com exceção de um. Esta fase é subdividida nos períodos *elimination* e *yield*.

**Transmissão:** O pacote não eliminado é transmitido.

Existem 4 tipos de Hiperlan, todos criados pelo ETSI (*European Telecommunications Standards Institute*):

Mais detalhes sobre o padrão Hiperlan podem ser encontrados em [16, 19].

Tipo	Descrição	Diâmetro	Velocidade
1	WLAN	50m	23,5 Mbps
2	ATM fixas	50-100m	> 20 Mbps
3	WLL	5000m	> 20 Mbps

Tabela 1.2: Tipos de Hipelan.

## HomeRF

Esse padrão foi desenvolvido pelo *HomeRF Working Group*, que é presidido pela Proxim. É um protocolo totalmente voltado para redes domésticas, operando em redes *ad hocs*, ou podem operar em redes estruturadas, como ponto de acesso central, voltado para pequenas redes profissionais. Se for necessário o tráfego de voz, então é obrigatório montar a rede *HomeRF* sobre uma estrutura que permita um roteamento ligeiro. Seguem as características principais:

- Opera na faixa de frequência de 2,4 GHz.
- Utiliza método de espalhamento de frequência FHSS.
- Opera em distâncias até 45 metros.
- Autenticação e Criptografia através do WEP.

## 1.2 Qualidade de Serviço

### 1.2.1 Conceitos

O aumento no número de usuários do sistema de rede sem fio acarreta também no aumento do número de aplicações de rede. O aumento do número de aplicações invariavelmente traz aumento na complexidade de alguns deles. Hoje já há demanda por fluxos de voz, vídeo e dados concomitantemente numa mesma estação. Estas aplicações requerem um tratamento especial com relação à qualidade de serviços (QoS) atingida, pois caso determinados parâmetros de QoS não sejam respeitados,

observam-se efeitos de *starvation*<sup>2</sup>, onde a quantidade de informações transmitidas impede o correto entendimento das mesmas, tornando o acesso ao meio ineficiente.

A idéia de Qualidade de Serviço (*Quality of Service - QoS*) foi primeiro descrita pela ISO (*International Organization for Standardization*) para medir a qualidade dos serviços oferecidos por uma rede de comunicações, hoje sabemos que o QoS é um conceito que provê qualidade. Esse conceito, inicialmente focado na rede, evoluiu para uma noção mais ampla, contemplando as múltiplas camadas da interação usuário-sistema. Nahrstedt [20] apresenta um modelo que envolve aspectos relacionados à própria percepção do usuário (*Perceptual QoS*), aos requisitos das aplicações (*Application QoS*) e aos recursos disponíveis no sistema (*System QoS*), seja no equipamento do usuário (*Device QoS*) ou na rede em si (*Network QoS*).

A Qualidade de Serviço envolve ainda questões de ordem organizacional e administrativa, como segurança, privacidade, contabilidade/política de preços dos serviços, estabelecimento e monitoração de contratos de serviços e grau de disponibilidade da rede (em termos de tempo médio entre falhas e tempo médio de reparo).

A forma mais simples de oferecer Qualidade de Serviço é o superdimensionamento da rede [21], no qual se procura garantir que a quantidade de recursos disponíveis seja sempre superior à demanda. Essa primeira abordagem, embora simples, tem como desvantagem o custo elevado, pois exige investimentos altos na infra-estrutura. Tais investimentos devem considerar um excesso de demanda, além das estimativas de demanda atual e futura, para permitir que a rede continue atendendo às expectativas mesmo em situações excepcionais, difíceis de prever, como um crescimento repentino no número de usuários ou o desenvolvimento de uma nova aplicação que consuma um volume maior de recursos da rede.

Uma segunda abordagem, ao mesmo tempo mais barata e mais complexa que a primeira, envolve a inclusão de mecanismos que buscam racionalizar o uso dos recursos disponíveis na rede. Esses mecanismos estabelecem níveis de serviço e permitem a convivência na mesma rede de tráfegos com requisitos distintos de qua-

---

<sup>2</sup>*Starvation* é o fenômeno observado quando o recurso nunca é alocado para uma entidade, pois está sendo alocado essencialmente para outras

lidade. Tráfegos pertencentes a níveis de serviço diferentes são tratados de forma que o nível mais prioritário possa sempre dispor dos recursos de que necessita, ainda que em detrimento dos níveis menos prioritários. Ao mesmo tempo, tráfegos pertencentes a um mesmo nível de serviço são tratados de forma que suas demandas sejam atendidas de forma justa.

Os mecanismos de diferenciação, os níveis de serviço oferecidos e os parâmetros de desempenho da rede utilizados para satisfazer os requisitos das aplicações são geralmente definidos em uma Arquitetura ou uma Estrutura de QoS (*QoS Framework*). Existem várias propostas, criadas para cada tipo de rede: para Redes ATM (*Asynchronous Transfer Mode*), para redes IP e para redes celulares de 3ª Geração, por exemplo. Como há várias questões em aberto em muitos dos aspectos relacionados à QoS, as divergências de concepção dessas arquiteturas geram problemas de mapeamento entre níveis de serviço quando é necessária a comunicação entre redes com arquiteturas diferentes.

Dentre as métricas de QoS mais utilizadas na literatura destacam-se o retardo médio, o *jitter*, a taxa de perda e a banda obtida. No entanto, é necessário ter um bom entendimento da natureza e requisitos do tráfego multimídia para se obter um bom nível de QoS em redes com este tipo de tráfego.

Enquanto o tráfego de dados é sensível à taxa de perdas, o tráfego multimídia (consistindo basicamente de voz e vídeo) é mais sensível ao retardo e à variação do retardo (*jitter*) do que à taxa de perdas em si. Estudos mostram que no tráfego multimídia a perda de alguns pacotes não interferem no correto entendimento do conteúdo que está sendo transmitido, ao passo que um grande retardo ou uma variância grande neste retardo traz graves conseqüências [22].

A partir deste entendimento algumas propostas criam classes de tráfego baseadas nos requisitos de QoS de cada aplicação. Acrescenta-se então alguma disciplina de escalonamento que diferencie estas classes na hora de coordenar o acesso ao meio entre elas, criando uma diferenciação de serviços na camada MAC. O padrão ATM para redes banda larga define cinco classes de tráfego [23]:

**RT-VBR** (*Real-Time VBR*). Representa aplicações VBR com grande restrição

quanto ao retardo e  *jitter*. Nesta classe enquadram-se aplicações de vídeo e voz que utilizam compressão de dados.

**NRT-VBR** (*Nonreal-Time VBR*). Representa aplicações com características de rajadas (VBR) e que também possuem algumas restrições quanto ao retardo e  *jitter*, porém não tão altas quanto na classe RT-VBR.

**CBR** (*Constant Bit Rate*). Representa aplicações com taxas constantes, como voz sem compressão e sem detecção de silêncio. A alocação do canal de transmissão a este tipo de aplicação em geral é mais fácil devido à demanda ser constante.

**ABR** (*Available Bit Rate*). Esta classe é caracterizada por aplicações que requerem uma taxa de perda específica e apenas uma taxa mínima de transmissão (banda). A taxa de transmissão para esta classe pode variar para acomodar condições de tráfego existentes na rede.

**UBR** (*Unspecified Bit Rate*). Não oferece nenhuma garantia de QoS, apenas alocando o canal a esta classe quando o mesmo está disponível.

Ainda levando em consideração requisitos de QoS, CHOI [24] utiliza apenas duas classes de tráfego, uma delas subdividida em outras duas. A seguir estas classes estão descritas:

**Classe I** Tráfego de tempo real. Análogo à classe RT-VBR do padrão ATM, possui grande exigência quanto ao retardo porém tolera alguma taxa de perdas. Ideal para aplicações multimídia.

**Classe II-A** Classe que não exige garantia de retardo (*nonreal-time*), porém é sensível ao mesmo. Nesta classe se enquadram aplicações como o *remote login*, telnet, SSH, etc.

**Classe II-B** Classe sensível a erros mas não ao retardo, como serviços de *e-mail* e transmissão de dados em geral.

Com a definição de classes de tráfego, que leva em consideração os requisitos de QoS de cada tipo de aplicação, surge a necessidade de disciplinas de escalonamento

que coordenem o acesso ao meio baseadas na classe a qual a aplicação pertence, ou seja, cada pacote que trafega na rede pode ser marcado como pertencente a uma classe e sua transmissão ocorrerá de acordo com esta classificação.

É importante destacar que de um lado existe o desempenho do protocolo de acesso, que pode ser analisada com as métricas mencionadas anteriormente, e de outro lado existe a qualidade de serviço atingida em aplicações multimídia. Ao se utilizar um protocolo de acesso que suporte o tráfego multimídia é interessante analisá-lo tanto sob o ponto de vista do desempenho do protocolo quanto sob o ponto de vista da QoS oferecida a este tipo de tráfego.

Alguns trabalhos existentes na literatura também procuram obter QoS na camada de rede. Muitos destes trabalhos utilizam modelos de mobilidade para predição do deslocamento das estações e reserva antecipada de recursos. Em [25] são referenciados diversos trabalhos que utilizam técnicas similares. Já em redes *ad hoc* os modelos de mobilidade podem ser utilizados para predição do particionamento da rede [1], de forma a agir antecipadamente e garantir maiores níveis de QoS.

Existem redes especializadas onde só existem aplicações que produzem tráfego do mesmo tipo, por exemplo uma rede para aplicação de vídeo sobre demanda, onde canais estariam reservados para esse tipo de tráfego.

Neste caso a diferenciação de serviço é ineficaz, pois não traria benefícios. Em [26], o autor apresenta uma proposta onde são utilizados pontos de acesso co-localizados operando em diferentes canais de redes no padrão IEEE 802.11a/g com objetivo de aumentar a escalabilidade do sistema. Para isso, introduz novas heurísticas de controle de associação baseadas na aplicação de VoD (Vídeo sobre Demanda) para explorar a largura de banda agregada disponibilizada pelos múltiplos pontos de acesso.

## 1.2.2 Escalonamento

A disciplina de escalonamento diz respeito à política de transmissão de pacotes utilizada. Uma das principais formas de prover qualidade de serviços numa rede de

computadores é incorporar disciplinas de escalonamento ao protocolo de acesso ao meio, para que seja obtida a diferenciação de serviços na camada MAC. Conforme será apresentado no capítulo 2, o 802.11e atinge a diferenciação de serviços através da aplicação de uma disciplina de escalonamento que prioriza o tráfego de determinados fluxos.

Diversas são as disciplinas de escalonamento propostas na literatura, e dentre as principais e mais básicas é possível destacar:

### **Exaustiva, *Gated* e Limitada**

Estas são as disciplinas mais básicas, utilizadas principalmente em protocolos de interrogação (*polling*). A disciplina exaustiva consiste em transmitir até que o *buffer* da estação considerada esteja completamente vazio, passando em seguida para a próxima estação. A disciplina *gated* consiste em transmitir todos os pacotes que estavam no *buffer* da estação no momento em que ela recebeu a permissão para acessar o canal, porém os pacotes que chegarem ao *buffer* após o início da transmissão serão transmitidos apenas no próximo ciclo. Já a disciplina limitada consiste em respeitar um limite de transmissão, seja em tempo ou em número de pacotes, onde no momento em que o limite de transmissão é atingido, a estação corrente deixa de transmitir e a permissão de transmissão passa para a próxima estação, independente do estado do *buffer* da estação corrente.

Diversos estudos comparativos destas disciplinas são feitos por TAKAGI [27].

### ***Head of The Line***

Em uma descrição inicial, a disciplina consiste em respeitar as prioridades de cada pacote, ou seja, pacotes de classe  $k$  serão transmitidos sempre na frente dos pacotes de classe  $j$ , sendo  $k < j$  (a classe  $k$  é mais prioritária que a classe  $j$ ).

Esta disciplina encontra-se descrita também em [9]. Nela pode ser incluído o conceito de preempção.

## Generalized Processor Sharing

A disciplina GPS [28] consiste em atribuir um peso para cada classe de prioridades e servir cada uma delas de acordo com este peso. Definindo  $S_i(\tau, t)$  como a quantidade de tráfego da sessão  $i$  servida no intervalo  $(\tau, t]$  e  $\phi_i$  como um número real positivo onde  $1 \leq i \leq N$ , a propriedade que define um servidor GPS é dada pela equação 1.1.

$$\frac{S_i(\tau, t)}{S_j(\tau, t)} \geq \frac{\phi_i}{\phi_j}; i, j = 1, 2, \dots, N \quad (1.1)$$

Ou seja, considerando  $R$  como a banda (fixa) total disponível, a taxa (banda obtida)  $g$  da sessão  $i$ ,  $g_i$ , pode ser calculada a partir da equação 1.2.

$$g_i = \frac{\phi_i}{\sum_j \phi_j} R \quad (1.2)$$

Esta disciplina pode ser visualizada imaginando-se um fluxo contínuo de dados, separado por classe de prioridades, sendo cada classe  $i$  servida de acordo com o peso  $\phi_i$ . Na prática, no entanto, só é possível servir um pacote por vez, portanto a técnica foi adaptada e denominada PGPS (*Packet-by-Packet Generalized Processor Sharing*), também conhecida como WFQ (*Weighted Fair Queueing*). Em [28] uma implementação da disciplina PGPS baseada em *virtual time* é descrita, e aliando esta técnica a uma implementação do *leaky bucket* para suavizar o tráfego mostra-se que é possível obter limites quanto ao retardo máximo obtido.

A disciplina PGPS caracteriza-se por ser *work-conserving*, ou seja, caso uma classe não tenha pacotes a serem servidos, o servidor vai para a próxima, nunca ficando ocioso quando existem pacotes a serem servidos. Uma implementação mais simples de PGPS consiste em servir  $n$  pacotes de cada classe, ou seja, para cada classe  $i$  são servidos  $n_i$  pacotes. Caso  $\forall i, n_i = 1$ , a disciplina torna-se uma implementação de *round-robin* [22].

### 1.2.3 Serviços Integrados e Diferenciados

Existem duas abordagens genéricas na literatura para o provimento de QoS em redes de computadores. A primeira, denominada serviços integrados, é orientada à conexão, e nela existe um controle por fluxo dos dados que estão trafegando. Na segunda, denominada serviços diferenciados, o controle do tráfego não é feito por fluxo, mas sim por classe, ou conjunto de fluxos.

Os serviços integrados são exemplificados pela arquitetura ATM [23]. Nesta arquitetura cada fluxo de tráfego especifica os requisitos de QoS e caracteriza o tipo de tráfego, a partir disto se o fluxo passar pelo controle de admissão, os pacotes serão aceitos e transportados. Mecanismos de policiamento são utilizados para garantir a conformidade do tráfego que está sendo gerado com o que foi admitido durante o estabelecimento da conexão. Procura-se garantir a manutenção da qualidade contratada, seja por limites determinísticos ou estatísticos.

Já para os serviços diferenciados existe a definição de classes de serviço, e cada pacote que trafega na rede é marcado de acordo com a classe a que pertence. A classe determina como o pacote será tratado, por exemplo, utilizando uma das disciplinas de escalonamento descritas anteriormente para privilegiar a transmissão de pacotes de classes prioritárias. Funções de policiamento também podem ser utilizadas para limitar o tráfego de cada classe de acordo com estatísticas pré-definidas. Ações podem ser tomadas quando clientes estiverem gerando pacotes a taxas mais altas que as estabelecidas, como o descarte ou enfileiramento de parte dos pacotes gerados.

As técnicas utilizadas em ambas as abordagens são similares, variando-se apenas a granularidade (tratamento por fluxo ou por conjunto de fluxos). Com a abordagem de serviços integrados é possível obter níveis de QoS por aplicação, o que é importante em redes multimídia devido às diferentes características de cada tipo de tráfego. No caso da diferenciação por conjunto de fluxos (sem um controle de admissão, que seria feito por fluxo) existe a possibilidade dos fluxos individuais sofrerem um efeito parecido com o de *starvation*, ou seja, aplicações de vídeo e voz terem um retardo excessivo assim como aplicações de dados uma alta taxa de perdas, devido ao tráfego de cada classe estar muito alto.

Uma descrição mais completa sobre os serviços integrados e diferenciados pode ser encontrada em [22]. Neste trabalho encontra-se mais aplicação da técnica de abordagem por serviços diferenciados.

## 1.3 Trabalhos relacionados e objetivos deste trabalho

A idéia desse trabalho surgiu de dois trabalhos lidos e complementares: o primeiro foi a dissertação do colega Daniel Cavas Otero, [29], e o segundo um artigo de ZHENNING KONG e outros, [30].

O objetivo desse trabalho é comparar alternativas para diferenciação de serviços na camada de controle ao meio de acesso em redes locais sem fio, tanto no seu modo de contenção, como no modo de interrogação, enfatizando o distinto tratamento que se dá aos fluxos de dados de classes de prioridade distintas, por exemplo, um fluxo de uma video conferência e um fluxo de um download de arquivo em um site FTP.

O trabalho visa, utilizando a ferramenta própria, simular os vários ambientes, e fazer comparação através de gráficos, não sem antes contextualizar o leitor na assunto pesquisado.

Além disso, nossa contribuição toca na adaptividade da configuração dos tamanhos das janelas de contenção, no protocolo de contenção do padrão IEEE 802.11 (seção 5.2), e, também, na sugestão de uma nova disciplina de escalonamento para a interrogação do mesmo padrão (seção 5.6). O embasamento teórico pode ser conseguido na seção 2.3.

## 1.4 Estrutura do Trabalho

O trabalho é estruturado de forma a dar um embasamento na área de redes locais sem fio e a diferenciação de serviços. No próximo capítulo fazemos uma descrição do protocolo IEEE 802.11e.

No capítulo 3 teremos um estudo de de diversos modelos de tráfego propostos pela literatura, e em seguida dois destes modelos são selecionados. Esses modelos serão usados como parâmetros das disciplinas de escalonamento propostas, conforme será descrito no capítulo 5. Já no capítulo 4 é feita uma descrição do ambiente de simulação utilizado, incluindo a motivação para a realização de simulações, a ferramenta desenvolvida, o embasamento matemático e as métricas adotadas.

No capítulo 5 são descritas as disciplinas de escalonamento que foram selecionadas para implementação. Dois desses protocolos fazem parte está em fase de padronização, e as outras duas outras foram propostas.

No capítulo 6 é feita uma avaliação e comparação das disciplinas estudadas.

O capítulo 7 conclui a dissertação, consolidando os resultados apresentados no capítulo anterior e extraindo as conclusões e observações relevantes. Neste capítulo também são feitas recomendações para trabalhos futuros.

## 1.5 Encerramento do Capítulo

Este capítulo teve-se a descrever a motivação para o estudo de redes locais sem fio, dos protocolos de acesso ao meio e de qualidade de serviço.

Foi discutido também padrões de redes sem fio mais conhecidas, como a IEEE 802.11, Bluetooth, Hiperlan e HomeRF, com ênfase no primeiro, que é alvo de estudo aprofundado em todas essa monografia.

Foi visto os três tipos de métodos de acesso: Aleatório, Alocação Fixa e Alocação por Demanda.

# Capítulo 2

## Qualidade de Serviço em Redes sem Fio

### 2.1 Introdução

PARA o nosso trabalho, é importante descrevermos minuciosamente os mecanismos de diferenciação do IEEE 802.11e, seus protocolos de acesso ao meio, e compará-los com o padrão IEEE 802.11. E é isso que veremos a seguir. Afim de criar um protocolo capaz de prover qualidade e diferenciação de serviços em redes sem fio, o IEEE (*Institute of Electronics and Electrical Engineers*), criou um grupo de trabalho chamado 802.11e. O objetivo era melhorar a camada MAC para suportar os requisitos de Qualidade de Serviço. Esses melhoramentos, adicionados às mudanças feitas na camada física com os resultados dos grupos 802.11a e 802.11b, vai melhorar de uma forma geral o desempenho do sistema, e expandir as ofertas para aplicações no padrão 802.11. Como exemplos para essas aplicações, citamos a transmissão de voz, vídeo e dados sobre redes sem fio, conferências multimídia, distribuição de *streams* de vídeo, melhoria de segurança das aplicações, e o surgimento de aplicações móveis ou nômades.

No entanto, e como será mostrado neste trabalho, apesar dos avanços quanto à diferenciação de serviços, a proposta atual do 802.11e ainda apresenta alguns problemas quanto ao desempenho no tráfego de aplicações multimídia, o que representa

uma oportunidade para novas propostas e soluções [31, 32].

Na próxima seção será descrito o funcionamento do protocolo adotado no padrão IEEE 802.11, também denominado DFWMAC (*Distributed Foundation Wireless MAC*), em seus dois modos de operação, DCF e PCF. Após isto será descrito o funcionamento proposto pelo *draft* 4.1 do IEEE 802.11e [33], onde também serão abordados dois modos de operação, EDCF e HCF.

## 2.2 802.11

O protocolo de acesso no padrão IEEE 802.11, definido em 1999, no documento "Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications"[34]. O documento especifica as camadas física e de controle de acesso ao meio, como todos os protocolos da família 802.x. O protocolo baseia-se no CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*) [12], que é um protocolo de acesso aleatório que utiliza a técnica de detecção de portadora para aumentar a eficiência do acesso ao meio.

A arquitetura do 802.11 possui várias ferramentas que funcionam em conjunto afim de promover suporte a mobilidade. O conjunto básico de serviços (BBS) é o conjunto fundamental para a arquitetura do 802.11 [34]. Um BBS é definido como um grupo de estações que estão sobre o controle direto de uma única função de coordenação, que determina quando uma estação pode transmitir e receber dados.

No 802.11 existem dois tipos de redes sem-fio: *ad hoc* e intra-estruturada. Nesse trabalho sempre referenciaremos as redes infra-estruturadas. Nesse tipo de rede, é utilizado um ponto central, que também chamaremos de ponto de acesso mais a frente, que é responsável por quase toda funcionalidade da rede.

Em [35] é bem resumida os tipos de camadas físicas definidas no 802.11: FHSS (*Frequency Hopping Spread Spectrum*), DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*) e infravermelho.

O protocolo CSMA é um dos mais utilizados em redes locais cabeadas, e possui diversas versões, assim como algumas técnicas para ganhos de eficiência no acesso ao meio. Uma das técnicas mais utilizadas para aumento de desempenho do pro-

protocolo é a detecção de colisões (*collision detection*), onde a estação que transmite também escuta o meio e é capaz de detectar se está ocorrendo uma colisão, o que a faria interromper a transmissão. O meio de transmissão sem fio, entretanto, possui algumas limitações que impedem a utilização de algumas destas técnicas, incluindo a detecção de colisão utilizada no protocolo CSMA/CD. Embora o método de acesso CSMA/CD seja muito utilizado nas redes 802.3, ele não é adequado nesse caso, pois a detecção de colisões é muito difícil por assumir que todas as estações ouvem as outras, por requerer um rádio *full-duplex* de custo elevado e porque a taxa de erro de bit na camada MAC do 802.11 é de  $10^{-5}$ [16].

O MAC IEEE 802.11 define dois modos de transmissão para pacotes de data: o DCF (*Distributed Coordination Function*) baseado no CSMA/CA e a o livre de contenção PCF (*Point Coordination Function*), onde o ponto de acesso controla toda transmissão baseada no mecanismo de interrogação.

Os modos DCF ou PCF são multiplexados no tempo em um superquadro, o qual é formado por um período livre de contenção (CFP), seguido por um período de contenção (CP) posicionado em intervalos regulares (vide figura 2.1). O ponto de acesso transmite quadros de *beacon* periódicos de forma a gerenciar a entrega das informações nos terminais. Os limites entre CFPs e CPs são marcados por *beacons* transportando um DTMI (*Delivery Traffic Indication Message*). Os terminais podem usar das informações presentes nos beacons para se associar com o ponto de acesso, o qual é executado durante o CP. Essa associação é obrigatória se o terminal precisa ter suas transmissões comandadas pelo PCF, que é normalmente requisitada por um dado sensível ao QoS.

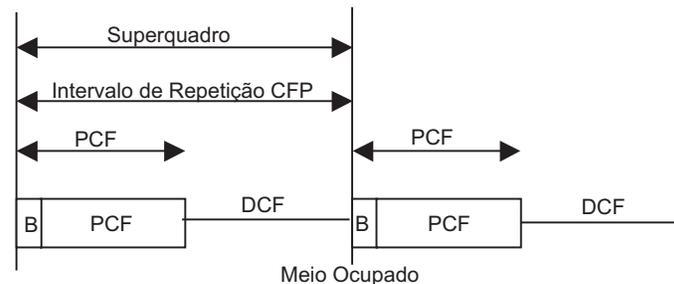


Figura 2.1: Beacons e período livre de contenções.

As prioridades de pacotes são implementações definindo IFSs (*Interframe Spaces*) de três diferentes tamanhos:

**SIFS** *Short Interframe Space* - Este é o menor IFS. É usado para transmissões de quadros de alta prioridade: pacotes de ACK (confirmação de recebimento de pacotes) de quadros de dados, quadros CTS, quadros PCF e todo quadro de DCF DATA frames, exceto o primeiro fragmento de uma rajada.

**PIFS** *PCF Interframe Space* - Maior que SIFS. Depois de expirado o intervalo, quadros de qualquer modo de PCF podem ser transmitidos. É usado para o controle de *polling* no modo PCF.

**DIFS** *DCF Interframe Space* - Maior do que PIFS. Depois que o intervalo expirar, qualquer modo de quadros DCF podem ser transmitidos assíncrono de acordo com o mecanismo de *backoff* do CSMA. Utilizado para a transmissão de dados em geral (incluindo o de aplicações multimídia).

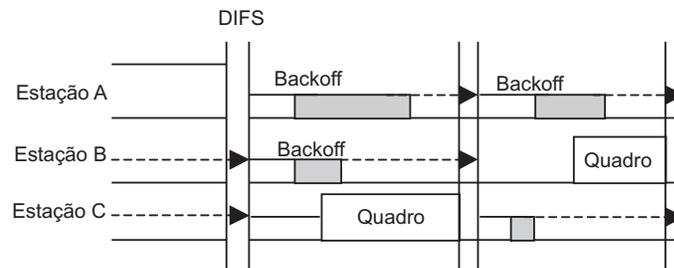


Figura 2.2: Mecanismo de backoff no DCF.

Dependendo do tamanho do intervalo entre as transmissões, é possível para os dispositivos, identificar qual é o próximo passo a ser seguido.

O modo DCF pode ser utilizado de duas formas, sendo uma a sua forma básica, e outra com a extensão RTS/CTS, que será descrita mais adiante. Estas opções dão origem aos seguintes métodos de acesso:

- DFWMAC-DCF básico utilizando CSMA/CA;
- DFWMAC-DCF com extensão RTS/CTS;

- DFWMAC-PCF utilizando *polling*.

Cabe observar que o modo de operação DCF pode ser utilizado tanto no modo infra-estruturado, quanto no modo *ad hoc*, enquanto que o modo de operação PCF apenas pode ser utilizado no modo de funcionamento infraestruturado.

### 2.2.1 DCF

Conforme mencionado, o modo de operação DCF utiliza o método de acesso aleatório CSMA/CA. O DCF é o mecanismo básico de acesso ao meio do 802.11. Como todo protocolo de acesso aleatório, neste modo o 802.11 está sujeito a colisões [9, 7], que diminuem a eficiência do acesso ao meio. Para evitar colisões, o protocolo baseia-se na utilização do conceito de *interframe space* e *backoff time*. Antes de iniciar a transmissão de um pacote pendente, toda estação espera durante um determinado intervalo de tempo, composto por um ou mais *interframe spaces*, e um intervalo aleatório denominado *backoff time*. A tabela 2.1 apresenta os principais parâmetros utilizados no protocolo DFWMAC, definido pelo padrão 802.11.

Tipo	Parâmetros
<i>Interframe Space</i>	SIFS, PIFS, DIFS
Janela de Contenção	$CW_{min}, CW_{max}$
<i>Backoff</i>	PF

Tabela 2.1: Principais parâmetros do protocolo definido pelo padrão 802.11.

Quando um pacote chega à camada MAC, a estação primeiramente espera que o meio permaneça livre durante um intervalo de tempo igual ao *interframe space* em questão. Em seguida, para pacotes de dados, a estação começa a contar o tempo, com o auxílio de um *backoff counter* (BC), até que ele se iguale ao *backoff time*, que foi escolhido aleatoriamente entre 1 e a janela de contenção (CW) corrente. Ao passar o tempo de *backoff* a estação transmite o pacote, porém, caso o meio volte a ficar ocupado antes disso, a estação pára a contagem de tempo, espera até que o meio permaneça desocupado durante o *interframe space* novamente e então continua a contagem do tempo de *backoff*, decrescido de uma unidade. É justamente

o *backoff time* que garante a uniformidade de oportunidades entre os fluxos de mesma prioridade.

Além dos já citados parâmetros SIFS, PIFS e DIFS, esse protocolo ainda usa o parâmetro PF para aumentar a janela de contenção em caso de colisões. Ao ocorrer uma colisão, a janela de contenção corrente é multiplicada por PF para que um novo tempo de *backoff* seja escolhido. No padrão 802.11 o valor de PF é 2. A figura 2.3 mostra a estrutura do acesso ao meio no modo DCF

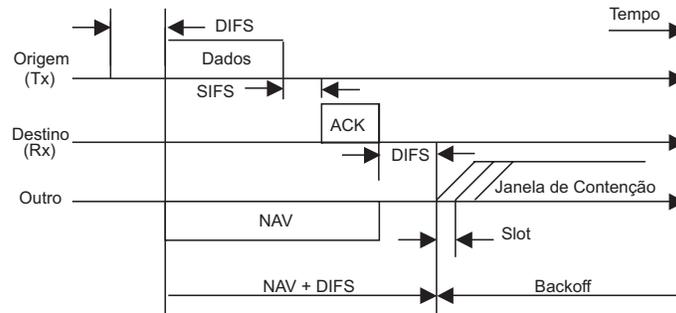


Figura 2.3: Estrutura do acesso ao meio no modo DCF.

Devido ao meio de transmissão sem fio estar sujeito a erros e colisões, a técnica de ARQ [36] é implementada na camada MAC. Sempre que um pacote é transmitido, é aguardado um pacote de ACK após um determinado intervalo de tempo, e quando este pacote não chega assume-se que houve colisão, o que ocasiona a retransmissão do pacote, após a alteração do valor da janela de contenção (até que este chegue ao valor máximo definido), e do incremento do contador de colisões consecutivas.

A operação do protocolo no modo DCF pode ser resumida nos seguintes passos:

1. Escuta o meio até que ele permaneça livre durante DIFS, logo após transmite o pacote e vai para (2);
2. Aguarda um ACK que é enviado pelo receptor após SIFS (contando a partir do fim do envio do pacote);
  - (a) Caso não receba houve colisão. Dobra o valor da janela de contenção atual (se permanecer abaixo do valor máximo), incrementa o contador de

- colisões consecutivas e se este não tiver atingido o valor máximo vai para (3), caso contrário vai para (2b);
- (b) Caso o contador de colisões consecutivas tenha atingido o valor máximo, descarta o pacote, zera o contador, e caso ainda existam pacotes a serem transmitidos vai para (3);
  - (c) Recebido o ACK se ainda existirem pacotes a serem transmitidos vai para (3);
3. Escolhe aleatoriamente um valor de *backoff* dentro da janela de contenção atual e continua escutando o meio;
- (a) Ao sentir o meio livre durante um intervalo de tempo igual a DIFS inicia (ou continua) a contagem do tempo de *backoff*;
  - (b) Se durante este *backoff* o meio é sentido ocupado pausa a contagem, permanece escutando o canal e volta para (3a);
  - (c) Ao terminar o tempo de *backoff* transmite o pacote e vai para (2).

Um problema que ocorre em protocolos de acesso aleatório quando utilizados em um ambiente sem fio é o de terminais escondidos [9, 14], descrito na seção 1.1. Para tratar este problema, o padrão 802.11 propõe a utilização de mensagens de RTS/CTS. A figura 2.4 mostra o esquema do DCF com o uso dos quadros de RTS e CTS. Ao desejar transmitir um pacote, uma estação A transmite primeiramente um pacote de RTS (*request-to-send*), e quando o destinatário da mensagem recebe este pacote, caso esteja disponível responde com um pacote de CTS (*clear-to-send*), reservando o canal para a transmissão da mensagem da estação A. A estação Outra, se for um terminal escondido, não ouvirá o pacote RTS, mas certamente ouvirá o pacote CTS e aguardará o tempo determinado pelos parâmetros de NAV para voltar a competir pelo meio.

### 2.2.2 PCF

Apesar da implementação do DCF ser obrigatória pelo padrão, o modo PCF não é obrigatório. O modo de operação PCF utiliza o método de acesso baseado em

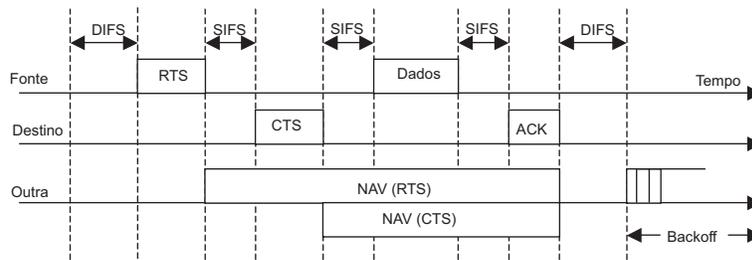


Figura 2.4: Estrutura do acesso ao meio no modo DCF com o uso dos pacotes de reserva do meio.

interrogação (*polling*), onde um único ponto controla o acesso ao meio de todas as estações, através de consulta a cada estação, provendo um acesso livre de contenção. Neste modo existe um PC (*Point Coordinator*), que funciona no próprio ponto de acesso, e que é responsável por realizar a interrogação das estações que utilizam este modo de operação.

No protocolo 802.11 o tempo é segmentado em superquadros, com um tamanho variável e delimitados por quadros especiais denominados quadros de *beacon*. Cada superquadro compreende um período livre de contenção (modo PCF) e um período com contenção (modo DCF), como na figura 2.1. O coordenador de ponto inicia e controla o tempo livre de contenção. Ele escuta o meio por PIFS segundos e então começa o período livre de contenção (CFP - *Contention Free Period*). Logo após a transmissão de um quadro de *beacon*, feita pelo ponto de acesso, inicia-se o período livre de contenção, que possui uma duração máxima, determinada pelo parâmetro CFPMaxDuration. Após o CFP, inicia-se o período de contenção, onde é utilizado o modo DCF. Como, por definição, PIFS é menor que DIFS, não existe o perigo de uma estação “falar” antes do ponto de coordenação.

Durante o CFP, o PC é responsável por enviar mensagens às estações, que podem ser do tipo CF-Poll (apenas interrogação), Data (apenas transmissão de dados), ou Data+CF-Poll (transmissão de dados e interrogação). As estações, por outro lado, respondem com mensagens do tipo CF-ACK, quando não possuem pacotes pendentes, ou Data+CF-ACK, caso contrário. O CFP termina quando esgota-se o tempo máximo de duração ou quando o ponto de acesso transmite uma mensagem

do tipo CF-END.

### 2.2.3 Considerações sobre o padrão 802.11

Maiores detalhes sobre o funcionamento do protocolo utilizado no padrão IEEE 802.11 podem ser encontrados em [34, 16, 37], e comparações dos modos DCF e PCF considerando um tráfego multimídia podem ser encontradas em [38].

Os resultados obtidos em KÖPSEL *et al.* [38] estão de acordo com os resultados mostrados em KUROSE *et al.* [13], onde observa-se que para um tráfego baixo, os protocolos de acesso aleatório possuem um baixo retardo de acesso ao canal, enquanto que protocolos baseados em interrogação possuem maior *overhead*, porém a medida que o tráfego cresce, protocolos baseados em interrogação permitem a manutenção de um baixo retardo de acesso, enquanto que os protocolos baseados em acesso aleatório passam a sofrer de um retardo excessivamente grande.

O modo DCF é o mais utilizado comercialmente e possui a característica de ser melhor esforço (*best-effort*) e não suportar nenhuma diferenciação de serviços. Já o modo PCF, por ser baseado em *polling*, suporta alguma diferenciação através da priorização de determinadas estações (este tipo de priorização é descrito em [39, 40]), porém, o tipo de interrogação (*polling*) realizado é bastante limitado. Dentre estas limitações é possível destacar a restrição do interrogação ao período CFP, a falta de um gerenciamento do interrogação, isto é, a utilização de uma disciplina com parâmetros adequados (pode acontecer do período máximo de interrogação terminar antes que uma estação tenha encerrado sua transmissão, ou alguma estação com um tráfego alto monopolizar o canal no período CFP), e a imprevisibilidade do início do superquadro, e conseqüentemente do CFP, devido à variação do intervalo de transmissão de *beacons*

Desta forma, observa-se que o IEEE 802.11 não apresenta bons resultados quando utilizado para a transmissão de tráfego multimídia, no que diz respeito à diferenciação e qualidade de serviços. Com o objetivo de criar formas de diferenciação de serviços neste protocolo foi criado em 1999 o grupo IEEE 802.11e, que publicou o primeiro *draft* no final de 2001, e continua trabalhando na definição do novo

padrão que engloba estas melhorias. O grupo E faz parte dos grupos de trabalho que estudam diversas melhorias para o padrão. A tabela 2.2 lista alguns dos grupos atualmente formados, com uma breve descrição de cada um deles. Maiores detalhes podem ser obtidos em [41].

<b>Grupo</b>	<b>Objetivo</b>
E	Prover QoS através de melhorias na camada MAC
I	Incluir mecanismos de segurança e autenticação na camada MAC.
N	Aumentar a vazão obtida na camada MAC

Tabela 2.2: Principais grupos de trabalho do padrão 802.11.

A seguir são descritas as principais características do 802.11e, englobando os dois modos de operação propostos.

## 2.3 802.11e

Conforme mencionado, o 802.11e inclui propostas com o objetivo de implementar diferenciação de serviços na camada MAC, utilizada para a manutenção de aspectos de QoS.

O 802.11e é formado basicamente por duas funções de coordenação, ou modos de operação: O EDCF (*Enhanced Distributed Coordination Function*), que é uma extensão do modo DCF, descrito na seção anterior, que implementa mecanismos de diferenciação de serviços, e o HCF (*Hybrid Coordination Function*), que é uma melhoria do modo PCF.

Apesar dos modos EDCF e HCF serem baseados respectivamente no DCF e PCF, considera-se que a função de coordenação principal do 802.11e é o modo HCF, e que o EDCF faz parte do modo HCF. Este fato contrasta com a organização do 802.11 atual, onde o modo DCF é justamente a função de coordenação principal, e o PCF é um modo opcional e pouco implementado comercialmente.

Nas seções a seguir os modos EDCF e HCF serão descritos em maiores detalhes, conforme especificação do *draft* 4.1 do grupo de trabalho 802.11e [33].

### 2.3.1 EDCF

O modo EDCF, assim com o DCF do atual 802.11, é baseado no protocolo de acesso aleatório CSMA/CA, já dito em seções anteriores. No entanto, o protocolo suporta 8 níveis de prioridade, que são mapeados em 4 categorias de acesso.

Diversos estudos apresentaram propostas para a diferenciação de serviços no 802.11, dentre os quais é possível destacar AAD *et al.* [42], CAMPBELL *et al.* [43] e BANCHS *et al.* [44]. O EDCF engloba propostas similares às descritas em [42] e [43], através dos mecanismos descritos a seguir.

Cada pacote que chega à camada MAC vem das camadas superiores marcado com sua respectiva prioridade, variando entre 0 e 7. Ao chegar na camada MAC, esta prioridade é mapeada em uma categoria de acesso, denominada AC (*access category*), de acordo com a tabela 2.3.

Prioridade	Categoria de Acesso	Tipo
1	0	<i>Best Effort</i>
2	0	<i>Best Effort</i>
0	0	<i>Best Effort</i>
3	1	<i>Video Probe</i>
4	2	Video
5	2	Video
6	3	Voice
7	3	Voice

Tabela 2.3: Mapeamento de Prioridade para AC.

Cabe observar que este tipo de priorização foi definido a partir das especificações contidas em [45].

Cada categoria de acesso utiliza determinados parâmetros da camada MAC, cujos valores são utilizados para obter a diferenciação de serviços do protocolo. Os parâmetros utilizados por cada categoria são:  $AIFS[AC]$ ,  $CW_{min}[AC]$  e  $CW_{max}[AC]$ , onde AC varia entre 0 e 3, conforme a tabela 2.3.  $AIFS[AC]$  é calculado da seguinte forma:  $AIFS[AC] = SIFS + AIFS[AC] \times SlotTime$ , onde  $AIFS[AC]$  é um inteiro

maior que zero. O valor de *backoff* é escolhido aleatoriamente entre  $[1, 1 + CW[AC]]$ , onde  $CW[AC]$  é o valor da janela de contenção corrente, que está entre  $CW_{min}[AC]$  e  $CW_{max}[AC]$ . O fator multiplicativo, PF, utilizado para aumentar a janela de contenção no caso de colisões, já falado na seção 2.2.1, também assume, aqui, o valor 2.

A diferenciação é obtida por categoria de acesso, justamente através da diferença de valores dos parâmetros descritos, denominados de parâmetros do EDCF. Estes parâmetros são enviados pelo ponto de acesso para todas as estações através de quadros de *beacon*. Basicamente, quanto menor forem os parâmetros descritos, menor será o retardo para que a estação acesse o meio. No entanto, é importante observar que estes valores também influenciam a probabilidade de colisões. A figura 2.5 exibe a estrutura do acesso ao meio quando o EDCF é utilizado.

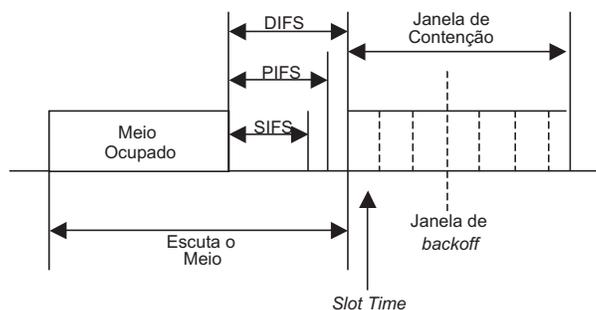


Figura 2.5: Estrutura do acesso ao meio no modo EDCF.

Da forma que foi estruturado o protocolo, cada categoria de acesso compete com as demais mesmo em uma única estação, ou seja, podem acontecer colisões denominadas colisões virtuais ou colisões internas, quando duas ou mais categorias existentes em uma única estação tentam transmitir simultaneamente. Neste caso a categoria prioritária tem sua transmissão realizada e as demais assumem que ocorreu uma colisão no acesso ao meio, ou seja, as medidas com relação ao incremento da janela de contenção e escolha de um novo tempo de *backoff* são tomadas, da forma descrita na seção 2.2.1. A figura 2.6 mostra a estrutura das categorias de acesso, presente em todas as estações que suportam o protocolo.

A estação pode transmitir um pacote de cada vez que conquista o direito de acessar o meio, mas existe ainda a possibilidade de uma estação transmitir mais

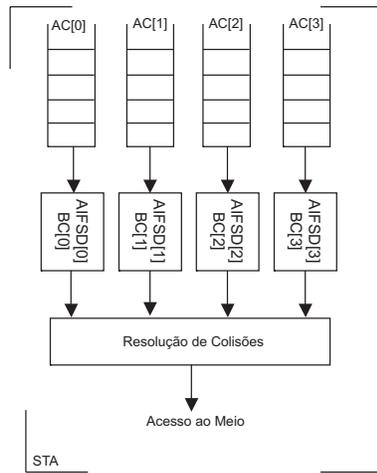


Figura 2.6: Categorias de acesso utilizadas no modo EDCF.

de um quadro de forma consecutiva, com um espaço de SIFS entre cada quadro. Através dos quadros de *beacon* a estação informa o parâmetro EDCF TXOP, que determina o limite de tempo que uma estação possui para transmitir quadros de uma categoria, a partir do momento em que ela adquire o acesso ao meio.

Estudos sobre o desempenho do modo EDCF podem ser encontrados em [31, 32, 46, 47, 48].

Desta forma, observa-se que o modo EDCF suporta a diferenciação de serviços através de suas quatro categorias de acesso. No entanto, por ser baseado em um protocolo de acesso aleatório, garantias não podem ser feitas. Com o objetivo de melhorar a diferenciação de serviços foi definido o modo HCF, descrito a seguir.

### 2.3.2 HCF

O modo HCF é descrito como a função de coordenação primária da proposta IEEE 802.11e, caracterizada por alternar entre períodos de acesso aleatório, regidos pelo EDCF, e períodos de interrogação (*polling*), conforme funcionamento descrito a seguir.

A entidade principal deste modo é o HC (*Hybrid Controller*) e ele possui duas funções principais: realizar o controle de admissão de conexões (CAC) e gerenciar a

interrogação, desta forma coordenando o acesso ao meio.

No 802.11e, o tempo também é segmentado em segmentos (*slots*) denominados superquadros (*superframes*), delimitados pela transmissão de quadros de *beacon*. O HC realiza a interrogação das estações em qualquer ponto do superquadro, não se limitando a um período específico como no 802.11 PCF. Para manter a compatibilidade com o 802.11, a proposta prevê a possibilidade de um período de CFP após a transmissão do *beacon*, porém recomenda-se que este período seja igual a zero, e que apenas as regras do HCF sejam utilizadas.

A figura 2.7 mostra o funcionamento do 802.11e neste modo, ou seja, o período CFP opcional, seguido de períodos alternados de interrogação, denominados CAPs (*Controlled Access Periods*), e de contenção, seguindo as regras do EDCF. Observa-se que a qualquer momento o HC pode interromper a contenção (EDCF) e iniciar o período de acesso controlado (CAP), transmitindo mensagens de interrogação. O período de contenção é retomado após o término do CAP.

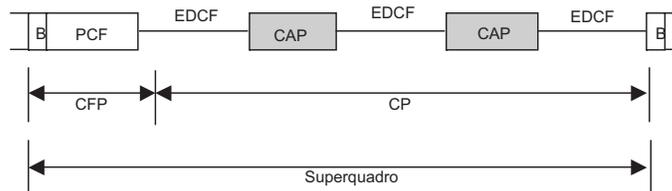


Figura 2.7: Estrutura do acesso ao meio no modo HCF.

A disciplina de interrogação utilizada no 802.11e HCF é a limitada, ou seja, cada estação tem um período máximo de tempo por superquadro em que pode acessar o canal. A determinação do valor deste limite é responsabilidade do escalonador utilizado.

O escalonamento das transmissões é feito em dois níveis. Um escalonador presente no HC determina a duração máxima do acesso ao meio por superquadro de cada estação, e um outro escalonador presente em cada estação determina, dentro deste limite, quanto tempo será utilizado para cada fluxo admitido no HCCA (*HCF Controlled Channel Access*). O HC realiza então a interrogação das estações de acordo com o escalonador central, enquanto que ao receber mensagens de inter-

rogação as estações transmitem dados de suas aplicações de acordo com seu escalonador. O 802.11e propõe um escalonador básico, que será descrito em maiores detalhes no capítulo 5. Basicamente cada estação envia ao HC uma requisição de admissão de conexão para cada fluxo que deseja transmitir no modo HCCA, assim como o TSPEC (*Traffic Specification*) de cada um deles, informando a respectiva característica estatística de cada fluxo de dados assim como seus requisitos de QoS. Com estes dados o HC realiza o CAC, e caso esta conexão seja admitida estes dados também são utilizados para a determinação de dois parâmetros, que são o SI (*Service Interval*), que diz respeito ao intervalo entre interrogações sucessivos de uma mesma estação, e a duração do TXOP (*Transmission Opportunity*), período pelo qual a estação pode transmitir pacotes sucessivamente em um superquadro.

Para uma melhor coexistência da interrogação e do EDCF no modo HCF, a proposta prevê a utilização de parâmetros que limitem a duração máxima do período de interrogação em cada superquadro. Os parâmetros são o DOT11CAPRATE e o DOT11CAPMAX, que juntos definem um *time token bucket* que limita o período CAP dentro de cada superquadro.

Descrições sobre este modo podem ser encontradas em [32, 49, 50, 31].

## 2.4 Considerações Sobre o 802.11e

O padrão 802.11 baseia-se na utilização de um protocolo de acesso aleatório, o CSMA/CA, porém conta também com o método de acesso baseado em interrogação (*polling*). Por não suportar a diferenciação de serviços e nenhum nível de QoS o IEEE está trabalhando no 802.11e, descrito na seção anterior.

O 802.11e mantém a compatibilidade com o 802.11, suportando o modo PCF, porém acrescentando novas opções que flexibilizam a interrogação realizada, fazendo com que ele não esteja restrito ao CFP. Além disso, existe o escalonador que atribui a duração máxima da interrogação de cada estação, o que pode ser utilizado para aumentar o nível de QoS obtido.

Mesmo em seu modo de acesso aleatório (EDCF), o 802.11e suporta diferenciação

de serviços, porém, para um maior nível de QoS, principalmente a um tráfego alto, recomenda-se a utilização do HCCA.

## 2.5 Encerramento do Capítulo

Esta dissertação não explica, em detalhes, os mecanismos de controle de admissão de conexões. Para uma melhor compreensão dos problemas relacionados ao CAC, sugere-se a leitura de [51].

# Capítulo 3

## Modelos de Tráfego

### 3.1 Introdução

O estudo de modelos de tráfegos se faz necessário cada vez que queremos avaliar um modelo de redes. É preciso saber como os usuários (ou um grupo de usuários) ou as aplicações se comportam antes de poder avaliar a competência de um sistema de redes.

A grande maioria das redes, grandes ou pequenas, são ligadas à Internet, e sofrem influencia do tráfego que parte ou vem da grande rede. Entretanto, até hoje não existe um modelo de tráfego que represente a Internet, embora existam vários que assemelham-se em alguns aspectos.

Um bom modelo deve levar em consideração o tipo de tráfego que se espera da rede, o tempo entre as invocações das aplicações, número de bytes transferidos numa conexão, a distribuição de probabilidade do intervalo de chegada dos pacotes e a duração da conexão. Poucas aplicações são responsáveis pela maioria do tráfego (WWW, FTP, etc...), e poucas aplicações duram um longo tempo [52].

A seguir se poderá estudar a respeito dos principais modelos de tráfego existentes na literatura. Este capítulo também classifica os modelos e detalha aqueles escolhidos para serem usados nesta dissertação.

## 3.2 Modelos de Tráfego Existentes na Literatura

Um dos modelos mais empregados na literatura desde a década de 70 é o que supõe a geração de pacotes seguindo a distribuição de Poisson (seção 3.2.1). Esta distribuição aproxima de forma muito boa o tipo de tráfego onde muitas estações geram um tráfego muito pequeno (tráfego em rajada), no entanto, com o número cada vez maior de aplicações de diferentes características que utilizam a infra-estrutura de rede, outros modelos têm sido propostos e analisados.

### 3.2.1 Modelo de Poisson

O modelo baseado no processo de Poisson tem sido utilizado no dimensionamento de redes por ser analiticamente o mais simples. No entanto, apresenta diversas limitações, como a não realização de uma boa captura da correlação das chegadas, e nem do crescimento abrupto do tráfego (fatores básicos que afetam o desempenho em filas). Suas limitações fazem com que ele não seja o mais indicado para ser usado em diversos casos, como por exemplo na modelagem de fluxo agregados e de fluxos que apresentam dependência de longo alcance.

### 3.2.2 Modelo *On-off*

Uma fonte *On-off* é uma fonte de tráfego em rajadas definida como uma fonte que alterna entre períodos ativos de emissão (períodos *On*) e períodos inativos (períodos *Off*). Durante um período ativo os pacotes são gerados à uma taxa de pico constante (caracterizando uma rajada), enquanto que no período inativo nenhum pacote é emitido.

#### Modelo *On-off* Exponencial

Os períodos de tempo nos estados *On* e *Off* obedecem distribuição exponencial, em tempo contínuo, e geométrica, em tempo discreto. O modelo pode ser representado através de uma cadeia de Markov de dois estados, o estado *On*, onde a fonte

gera pacotes a uma taxa fixa (CBR) e o estado *Off*, onde não ocorre a geração de pacotes, e duas taxas de transição,  $\alpha$ , a taxa de transição de *On* para *Off*, e  $\beta$ , a taxa de *Off* para *On*. A taxa de geração de pacotes no estado *On* também pode ser considerada com distribuição de Poisson e média  $\lambda_{On}$ . O modelo *On-off* Exponencial é muito popular por ser simples e genérico o suficiente para modelar tanto voz quanto dados e vídeo. Porém, ele é mais apropriado ao tráfego de voz. Com este modelo torna-se possível reproduzir correlações e o crescimento abrupto do tráfego real, o que não se obtém usando o processo de Poisson. Figura 3.1.

### Modelo *On-off* Pareto

O modelo *On-off* Pareto é um modelo *On-off* no qual os períodos *On-off* são distribuídos de acordo com a distribuição de Pareto. Estudos realizados recentemente por Willinger et al. [53] mostraram, analiticamente e através de medidas, que a superposição de várias fontes *On-off* com estrita alternância de períodos *On* e *Off*, e cujos períodos *On* ou períodos *Off* exibem o efeito Noé (alta variabilidade ou variância infinita) pode gerar tráfego agregado de rede que exhibe o efeito Joseph (auto-similar ou com dependência de longo alcance). Esses estudos mostraram que o modelo *On-off* com distribuições que exibem o efeito Noé (por exemplo, períodos *On-off* distribuídos de acordo com a distribuição de Pareto) aproximam de maneira fiel o comportamento do tráfego de dados a nível de fontes individuais.

### 3.2.3 Processos Markovianos

Alguns modelos baseados no processo de Markov são o MMPP (Processo de Poisson Modulado por Markov), o IPP (Interrupted Poisson Process) e o IBP (Interrupted Bernoulli Process). As características (boa captura da correlação das chegadas e o crescimento abrupto do tráfego) não abrangidas pelo modelo de Poisson são modeladas pelo MMPP. É um modelo que permite um grande número de níveis de atividade. Um processo desse tipo foi usado para modelar o processo de chegadas agregadas de diversas fontes de voz e dados. Um MMPP multi-estado foi usado para modelar a superposição de tráfego multimídia. O IPP e o IBP são

indicados para o tráfego de voz.

### 3.2.4 Modelo de Fluxos

Os modelos de fluxos formam uma classe de modelos onde as células são geradas continuamente (como um fluxo), em vez de em instantes individuais de tempo. São apropriados à casos onde unidades individuais são numerosas relativamente à uma escala de tempo escolhida. É apropriado para as células.

### 3.2.5 Modelo Auto-Similar

O tráfego auto-similar, medido em redes Ethernet, não seria bem modelado por processos como o de Poisson, por possuírem características bem diferentes. Visualmente, a auto-similaridade do tráfego manifesta-se como uma invariância em relação à escala de tempo. Se forem construídos gráficos "Pacotes/Unidade de Tempo" x "Unidade de Tempo", para diversas unidades de tempo, pode-se verificar que o tráfego parece o mesmo na escala de horas, minutos, segundos e milissegundos. Estimativas do parâmetro de auto-similaridade das amostras obtidas mostraram que à medida que aumenta a utilização da rede Ethernet (o numero de fontes ativas) o crescimento abrupto do tráfego intensifica [54]. Isso revela uma forte discordância entre o tráfego medido numa rede real e os modelos de tráfego utilizados correntemente, tais como Poisson e processos de Poisson modelados por Markov. Nesses modelos, o tráfego agregado torna-se mais suave (menos explosivo) com o aumento da quantidade de fontes. Foi preciso, então, definir modelos específicos para este tipo de tráfego, como o processo modelado por Markov para o tráfego auto-similar. Uma vantagem desse processo é que com ele é possível reutilizar as técnicas analíticas de teoria das filas, já bem conhecidas, na avaliação de desempenho e no projeto de redes de computadores.

### 3.3 Tipos de Modelos de Tráfego

É muito comum se ver três classes de aplicações existentes em redes multimídia: voz, vídeo e dados. Sob o ponto de vista da característica do tráfego, é possível classificar estes grupos de aplicações em duas categorias: CBR (*constant bit-rate*) e VBR (*variable bit-rate*). Aplicações de voz enquadram-se na categoria CBR quando não utilizam compressão ou detecção de silêncio, ou VBR caso utilizem uma destas técnicas. Aplicações de vídeo são tipicamente VBR por utilizarem compressão, e aplicações de dados caracterizam-se por rajadas, enquadrando-se também na categoria VBR. A tabela 3.1 resume esta classificação.

A seguir os principais modelos usados para caracterizar fontes de dados, voz e vídeo.

Aplicação	Categoria	Exemplo
Voz	CBR/VBR	Conferência (apenas voz), <i>I-Phone</i> , etc.
Vídeo	VBR	Vídeo-Conferência, Vídeo sob demanda, etc.
Dados	VBR	ftp, <i>e-mail</i> , <i>remote login</i> , etc.

Tabela 3.1: Tipos de aplicações e características do tráfego.

Quanto aos modelos de tráfego utilizados para representar as fontes caracterizadas acima, diversas são as propostas existentes na literatura [55]. É possível agrupar os modelos de tráfego em dois tipos: SRD (*Short-Range Dependent*) e LRD (*Long-Range Dependent*). Os modelos SRD caracterizam-se por uma curva de auto-correlação que decai exponencialmente em função do tempo, aproximando-se do zero mais rapidamente do que nos modelos LRD, onde esta curva caracteriza-se pelo formato de “cauda longa”. A tabela 3.2 resume alguns dos principais modelos utilizados.

Dentre os modelos markovianos, existe o MMPP (*Markov Modulated Poisson Process*), de  $N + 1$  estados que representam a multiplexação de  $N$  fontes *On-off*. Cada estado representa o número de fontes ativas (que vai de 0 a  $N$ ), onde a taxa é a soma das taxas individuais de cada fonte, ou seja, o estado  $n$  ( $n = 0, \dots, N$ ) possui a taxa  $n\lambda$ , onde  $\lambda$  é a taxa de cada fonte no estado *On*.

Dependência de Curta Duração (SRD)	markovianos	<i>On-off</i> / IPP
		MMPP
		Fluido
	autoregressivos	DAR
		ARMA / ARIMA
		TES
Dependência de Longa Duração (LRD)	autosimilares	F-ARIMA
		FBM
		<i>On-off</i> (Pareto)

Tabela 3.2: Modelos de tráfego utilizados na representação de fontes VBR

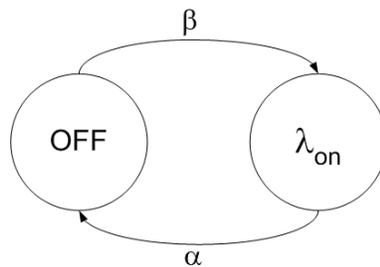


Figura 3.1: Fonte *On-off*.

O modelo MMPP também é utilizado em [23] para representar uma fonte de vídeo VBR. Neste modelo é feita uma quantização em  $N$  níveis do *trace* de uma seqüência real de vídeo, a partir da qual é gerado um histograma. A partir do histograma cria-se uma cadeia de Markov com  $N$  estados, onde cada estado gera pacotes seguindo uma distribuição de Poisson com taxa média igual à taxa do nível em questão. As taxas de transição também são estimadas a partir da seqüência de vídeo.

Um outro modelo markoviano encontrado na literatura é o modelo de fluido [56], onde em uma cadeia de Markov de  $N$  estados representa-se um fluxo contínuo de dados através de taxas fixas. Este modelo é bastante utilizado para o estudo da ocupação do *buffer* de multiplexadores ATM e cálculo da probabilidade de perda de pacotes, assim como para a caracterização de fontes VBR.

Além dos modelos markovianos, uma outra categoria de modelos SRD é a de autoregressivos, onde uma variável aleatória (representando por exemplo a taxa de geração de pacotes de uma fonte) é definida em função das anteriores seguindo uma janela de tempo pré-definida, adicionando-se também uma parcela de *white noise*. Como exemplos de modelos desta categoria pode-se citar o DAR (*Discrete Autoregressive*), o ARMA (*Autoregressive Moving Average*), o ARIMA (*Autoregressive Integrated Moving Average*) e o TES (*Transform-Expand-Sample*).

Apesar da maior parte dos modelos utilizados na literatura serem markovianos, o que se deve principalmente ao fato dos modelos markovianos serem de fácil análise, estudos feitos há alguns anos caracterizaram o tráfego real observado em redes banda larga como autosimilar [57], possuindo a propriedade de dependência de longa duração. Baseado nestes estudos foram propostos modelos LRD para a caracterização de fontes VBR e do tráfego em redes multimídia. Dentre estes modelos pode-se destacar o F-ARIMA (*Fractional ARIMA*), o FBM (*Fractional Brownian Motion*) e um outro modelo que propõe a superposição de fontes *On-off* onde em cada uma delas a distribuição do tempo de permanência em cada estado é a de Pareto, possuindo uma variância infinita (contrastando com as fontes *On-off* descritas no início desta seção, cuja distribuição utilizada é a exponencial). Através da superposição de muitas fontes *On-off* com estas características atinge-se o comportamento autosimilar do tráfego.

Muito tem sido questionado quanto a acurácia e aplicabilidade de cada modelo, em especial dos modelos markovianos e autosimilares. Em [58] é desenvolvido um estudo onde mostra-se que para *buffers* finitos (não muito grandes) modelos markovianos apresentam ótimos resultados quanto ao cálculo da ocupação do *buffer* e probabilidade de perda, minimizando ou até mesmo anulando os efeitos da dependência de longa duração. Em [59] é apresentado um modelo markoviano que captura características de dependência de longa duração através da superposição quatro fontes MMPP, cada uma delas com apenas dois estados. Em [60] são propostos modelos autoregressivos que capturam bem o comportamento de fontes de vídeo VBR.

Em [61] foi feito um estudo através de simulações de alguns protocolos de acesso

ao meio para redes ATM sem fio. Neste estudo foi suposto um tráfego multimídia considerando os três tipos de fontes descritos na tabela 3.1. Para fontes de dados foi utilizado o modelo *On-off* com distribuição de Pareto (autosimilar), para fontes de voz foi utilizado o modelo markoviano de fontes *On-off* com distribuição de Exponencial e para fontes de vídeo foi utilizado o modelo DAR.

Em [62] a modelagem de todo tráfego foi feita através de processos markovianos. Neste estudo utilizou-se o modelo MMPP de dois estados para representar a multiplexação de fontes *On-off* Exponencial tanto para o tráfego de voz como para o de vídeo e dados. Estes modelos possibilitaram a resolução analítica para algumas métricas de desempenho.

### 3.4 Modelos usados neste trabalho

Esse trabalho visa estudar a capacidade de priorizar fluxos distintos do protocolo adotado pelo IEEE e os sugeridos. Para tal, precisamos usar, sem perda de generalidade, somente duas classes de acesso. Para cada classe, usamos um modelo de tráfego diferente representados na tabela 3.1. A tabela 3.3 resume os modelos de tráfego adotados para as simulações realizadas, que serão detalhados mais adiante nesta seção.

Classe	Aplicação	Tipo	Modelo
Classe 1	Voz	VBR	<i>On-off</i>
Classe 3	Dados	VBR	Autosimilar

Tabela 3.3: Modelo utilizados nas simulações realizadas.

#### 3.4.1 Tráfego de Voz

Como classe *AC1* escolhemos o Tráfego de Voz, e para representá-lo foi adotado o modelo de fonte *On-off* com distribuição Exponencial. Este modelo tem sido largamente utilizado para representar este tipo de tráfego [61, 38, 63], e vem sendo desenvolvido desde que foi publicado um estudo que identificava o comportamento

alternado entre períodos de atividade e silêncio em conversações telefônicas [64].

Para reproduzir o comportamento de uma fonte de voz sob codificação PCM com detecção de silêncio, a taxa de geração de pacotes foi fixada em 64 Kbps durante o período  $On$ . Esta taxa vem da observação que a codificação PCM coleta amostras de 8 bits a cada  $125 \mu s$  [65], gerando 8.000 amostras por segundo ou 64.000 bits por segundo. A média do tempo de permanência em cada estado foi estabelecida em 1.8 segundos para o estado  $Off$  e 1.2 segundos para o estado  $On$ .

Com estes valores, sabendo-se que a taxa de transição de um estado para o outro é calculada como o inverso da média do tempo de permanência neste estado, chegam-se às seguintes taxas de transição:

$$Q_{01} = \frac{1}{1.8} \approx 0.55$$

$$Q_{10} = \frac{1}{1.2} \approx 0.83$$

Ou seja, obtém-se a cadeia de Markov representada na figura 3.2, com a matriz geradora infinitesimal representada na tabela 3.4, onde  $\lambda = 64000/b$ , onde esta taxa é constante e  $b$  é o tamanho do pacote considerado no ambiente em questão.

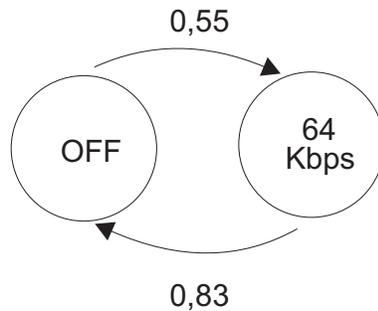


Figura 3.2: Fonte  $On-off$  utilizada para a modelagem do tráfego de voz.

$$Q = \begin{vmatrix} -0.55 & 0.55 \\ 0.83 & -0.83 \end{vmatrix}$$

Tabela 3.4: Matriz geradora infinitesimal das fontes de voz utilizadas

Com estes parâmetros é possível calcular a taxa média de transmissão de cada fonte. A probabilidade de uma fonte estar no estado  $On$  é dada pela equação 3.1, e

a taxa média de transmissão pela equação 3.2. Considerando-se os valores utilizados (1.2 para  $On$  e 1.8 para  $Off$ ), a aplicação da equação 3.1 resulta no valor de 0.4, que aplicado na equação 3.2 produz o valor 25.6 Kbps.

$$P(On) = \frac{\overline{On}}{\overline{On} + \overline{Off}} \quad (3.1)$$

$$\bar{\lambda} = P(On) \times \lambda \quad (3.2)$$

### 3.4.2 Tráfego de Dados

Como classe de acesso de menor prioridade, chamada por *AC3*, usamos o tráfego de dados, e para representá-lo foi adotado o modelo autosimilar, representado através da superposição de minifontes *On-off* onde o tempo de permanência em cada estado segue a distribuição de Pareto, sendo esta uma das técnicas mencionadas na seção 3.2.

Diversos são os métodos utilizados na literatura para a geração de tráfego com dependência de longa duração utilizando a superposição de minifontes *On-off*. Em [66] este modelo é explorado, porém não é dada ênfase aos parâmetros recomendados. Em [67] este modelo é detalhado e exemplificado através de simulações com alguns parâmetros sugeridos. Já em [68] e [69] é proposto um método baseado na utilização da distribuição de Pareto de cauda truncada (também denominada pseudo-pareto). Nesta proposta, o autor inicia com a equação 3.3, utilizada para a geração de números seguindo a distribuição de Pareto.

No método proposto em [68], a partir da equação 3.3 (onde  $U$  representa um número aleatório gerado segundo a distribuição uniforme) o autor recomenda que cada minifonte possua os parâmetros  $\alpha_{On} = 1.4$ , o que faz com que o parâmetro de hurst permaneça em 0.8,  $b_{On} = 1$ , que faz com que o tempo mínimo no estado  $On$  seja suficiente para a transmissão de 1 pacote,  $\alpha_{Off} = 1.2$ , e  $b_{Off}$  calculado através das equações 3.4 e 3.5. A equação 3.4 representa o tráfego total como o somatório do tráfego de cada minifonte, e a equação 3.5 define  $b_{Off}$  em função do tráfego

desejado, sendo  $S$  o menor número não nulo gerado aleatoriamente com distribuição uniforme.

$$X = \frac{b}{U^{1/\alpha}} \quad (3.3)$$

$$L = \sum_{i=1}^N L_i \quad (3.4)$$

$$b_{Off} = b_{On} \times \frac{\alpha_{On}}{\alpha_{Off}} \times \frac{\alpha_{Off} - 1}{\alpha_{On} - 1} \times \frac{1 - S^{\frac{\alpha_{On}-1}{\alpha_{On}}}}{1 - S^{\frac{\alpha_{Off}-1}{\alpha_{Off}}}} \times \left( \frac{1}{L_i} - 1 \right) \quad (3.5)$$

Esta proposta também sugere a utilização do conceito de *packet-trains*, ou seja, os pacotes são gerados sucessivamente quando a minifonte está no estado  $On$  (o intervalo entre chegadas de pacotes é constante e igual ao tempo de transmissão do mesmo), e o que determina o tráfego no canal é justamente o valor de  $b_{Off}$ , que fixa o tempo mínimo de permanência no estado  $Off$ . Ainda nesta proposta é recomendada a utilização de diversas minifontes superpostas.

Este modelo foi implementado inicialmente com o objetivo de gerar o tráfego autosimilar de classe 3, porém, a análise do *trace* dos pacotes gerados resultou nos gráficos mostrados na figuras 3.3, 3.4 e 3.5. A implementação foi feita considerando o tempo segmentado em segmentos de duração igual ao tempo de transmissão de um pacote, e os pacotes chegavam em grupo apenas no final de cada segmento.

Conforme mostrado nestas figuras, variando-se a escala de tempo observa-se a estabilização do tráfego, o que não é um comportamento característico do modelo autosimilar (com a ressalva de que a estabilização ocorre à medida em que a escala de tempo é reduzida). Com a obtenção deste resultado, outras alternativas para a geração de tráfego autosimilar foram buscadas na literatura.

Uma segunda alternativa testada consiste na utilização de minifontes que seguem a distribuição de Pareto representada na equação 3.3 para o tempo de permanência em cada estado. Além disso,  $\alpha_{On} = 1.4$ ,  $b_{On} = 1$ ,  $\alpha_{Off} = 1.2$  e  $b_{Off} = 1$ . Já a taxa de transmissão no estado  $On$  foi definida como sendo constante (CBR). Foram realizadas simulações supondo a multiplexação de 10 minifontes para cada estação,

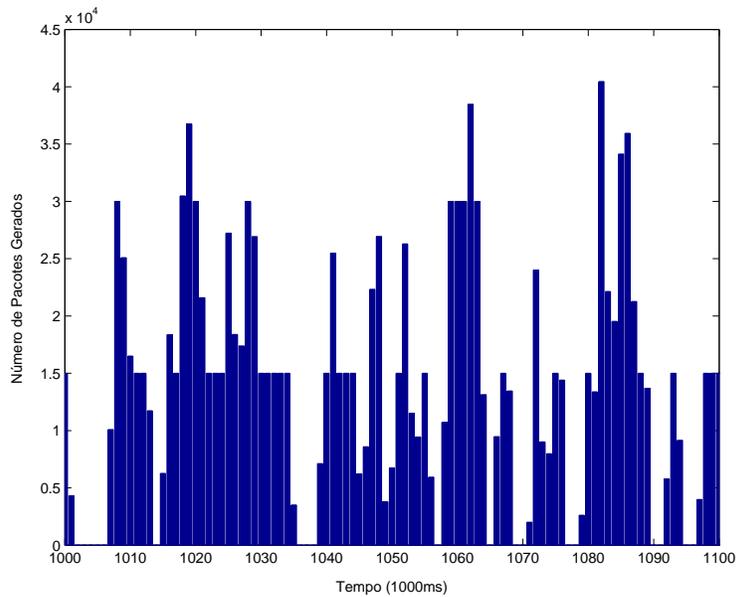


Figura 3.3: Tráfego gerado com a utilização da equação 3.5 na escala de 1.000ms.

e o *trace* dos pacotes gerados foi estudado de forma que pudesse ser observado o comportamento do tráfego sob diversas escalas de tempo. Este resultado está sumarizado nas figuras 3.6, 3.7, 3.8 e 3.9. Nestas figuras foi utilizada uma taxa de 64 Kbps (CBR) para a transmissão no estado *On*.

Cabe observar que estas estatísticas foram geradas a partir do processamento do log gerado pela ferramenta de simulação que será descrita mais adiante, tendo sido realizado através de um programa escrito em C++ especificamente para este fim, listado no apêndice B do trabalho do colega Daniel Cavas Otero [29].

## A distribuição de Pareto

A distribuição de Pareto tem esse nome por causa de um economista italiano chamado Vifredo Pareto. Essa distribuição também é conhecida pelo nome de Bradford, principalmente fora do mundo da Economia. DE SOUZA e CAMPOS dizem em [70] que a distribuição de Pareto tem um papel fundamental nos tempos entre chegadas de pacotes do serviço TELNET e no tamanho da explosão dos dados do serviço FTP. Diz-se dessa distribuição que ela é do tipo de distribuição de cauda pesada.

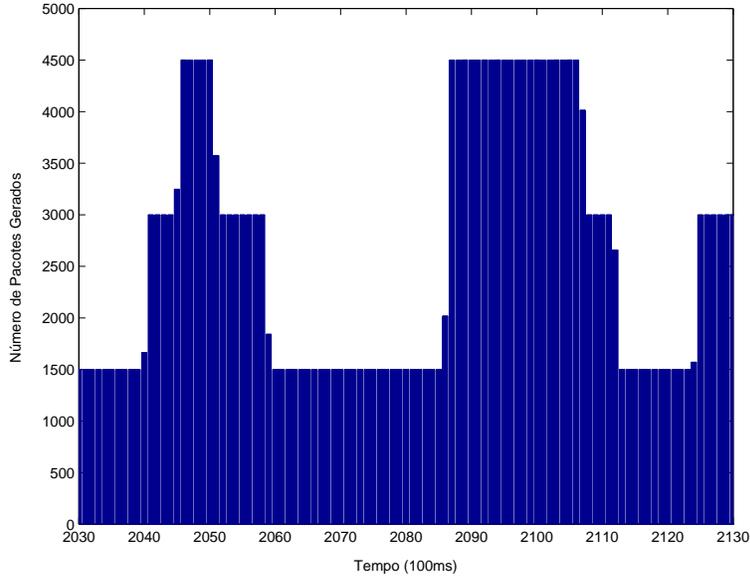


Figura 3.4: Tráfego gerado com a utilização da equação 3.5 na escala de 100ms.

A equação 3.6 mostra a função distribuição de Pareto, e a equação 3.7, e a figura 3.10 mostram a função de densidade de Pareto.

No nosso trabalho, a distribuição de Pareto é usada para gerar pseudoaleatoriamente o tempo em que cada fonte de transmissão de pacotes da classe de Dados está no estado *On* ou *Off*. Os parâmetros  $a$  e  $b$  são diferentes para cada estado. A equação 3.8 mostra como é conseguido o valor pseudoaleatório.

$$F(x) = 1 - \left(\frac{b}{x}\right)^a \quad x \geq b \quad (3.6)$$

$$f(x) = ab^a x^{-(a+1)} \quad x \geq 1 \quad (3.7)$$

$$Par(a, b) = \left(\frac{b}{U(0, 1)^{1/a}}\right) \quad (3.8)$$

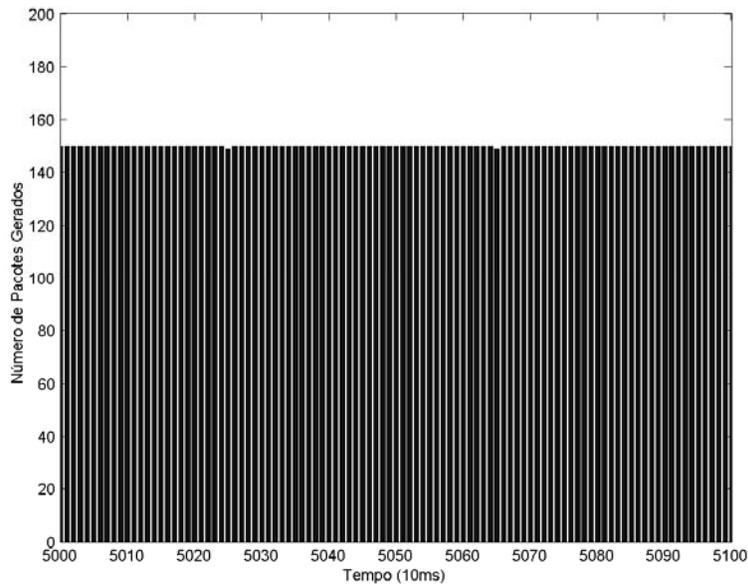


Figura 3.5: Tráfego gerado com a utilização da equação 3.5 na escala de 10ms.

### 3.5 Gerenciamento de *Buffer*

Nesta seção será feita uma breve descrição de algumas políticas de alocação de *buffer* e considerações sobre o desempenho de cada uma delas, segundo estudos publicados na literatura.

O gerenciamento do *buffer* diz respeito à política utilizada para o compartilhamento do espaço, limitado, para o armazenamento de pacotes em cada nó (estação) de uma rede de computadores, ou seja, para a alocação de *buffer*. Conforme será mencionado, diversas são estas políticas, e também os resultados obtidos em termos de métricas como a probabilidade de bloqueio, utilização e retardo. A probabilidade de bloqueio diz respeito à probabilidade de um pacote encontrar o *buffer* completamente cheio ao chegar no sistema, a utilização é definida como  $\rho(1 - P_b)$  onde  $P_b$  é a probabilidade de bloqueio e  $\rho$  é a taxa de chegada, e o retardo diz respeito ao tempo de espera em fila dos pacotes que chegam ao sistema. Inicialmente serão descritas cinco políticas básicas, e em seguida algumas políticas complementares também propostas na literatura.

As cinco primeiras políticas de alocação de *buffer* descritas foram estudadas por KAMOUN e KLEINROCK em [71], e algumas delas também por IRLAND em [72].

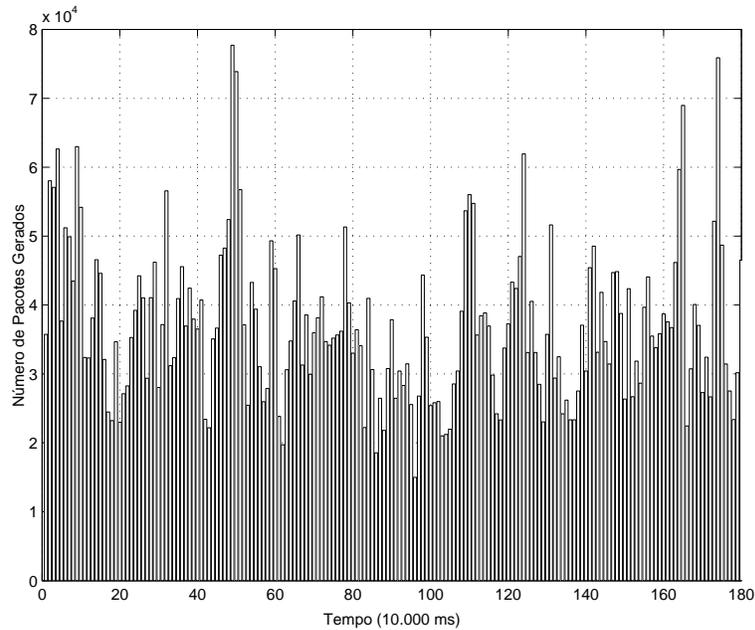


Figura 3.6: Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 10.000ms.

Estas políticas foram posteriormente categorizadas como *static threshold schemes*. A seguir é feita uma breve descrição de cada uma delas, considerando um sistema com  $K$  classes.

**CP** Sigla para *Complete Partitioning*. Esta é uma das políticas mais simples, e consiste em reservar um espaço fixo para cada classe, ou seja, não há compartilhamento de espaço, e todo o espaço (finito) é dividido de forma permanente entre as  $K$  classes.

**CS** Sigla para *Complete Sharing*. Nesta política o espaço é totalmente compartilhado entre as classes, ou seja, ao chegar um pacote de qualquer uma das classes, ele é admitido caso haja algum espaço disponível no *buffer*. Não há reserva de espaço para cada uma das classes.

**SMXQ** Sigla para *Sharing with Maximum Queue Lengths*. Esta política assemelha-se à CS, porém existe um limite para o número de pacotes que podem ser armazenados por classe. A soma destes limites é superior à capacidade do *buffer*, de forma a permitir o compartilhamento (se esta soma fosse igual à capacidade o resultado seria a técnica CP).

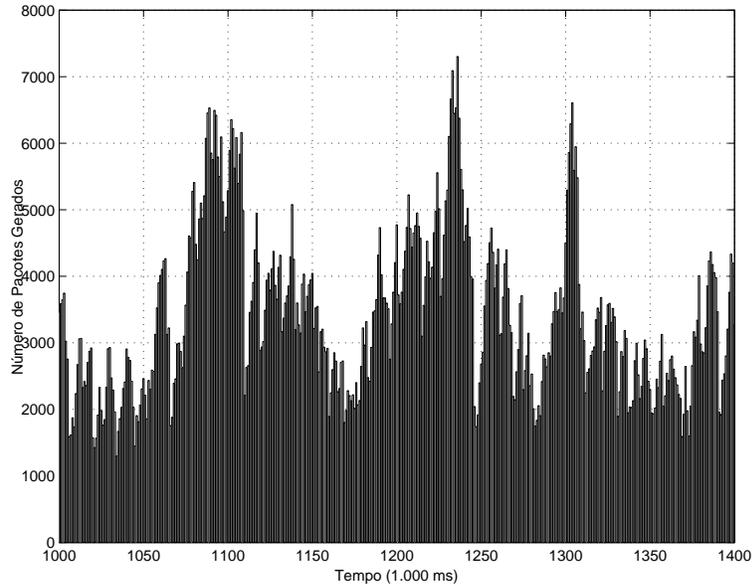


Figura 3.7: Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 1.000ms.

**SMA** Sigla para *Sharing with a Minimum Allocation*. Nesta política existe um espaço mínimo de *buffer* reservado para cada classe, sendo o espaço restante compartilhado entre as diversas classes.

**SMQMA** Sigla para *Sharing with a Maximum Queue and Minimum Allocation*. Esta política consiste em uma combinação entre as duas anteriores (SMA e SMXQ), ou seja, cada classe conta com um espaço mínimo reservado e um espaço máximo que pode ocupar no *buffer*.

Para um melhor entendimento da diferença entre as políticas CP e CS, estas foram representadas matematicamente através das equações 3.9 (CP) e 3.10 (CS), considerando-se um sistema com  $K$  classes de prioridade, um *buffer* com o tamanho total de  $M$  pacotes, sendo  $X_k$  o espaço de *buffer* reservado à classe  $k$  ( $1 \leq k \leq K$ ).

$$\sum_{k=1}^K X_k = M \quad (3.9)$$

$$X_k = M; k = 1, 2, \dots, K \quad (3.10)$$

Uma comparação rápida e intuitiva entre estas duas políticas, que são as mais básicas, mostra que a CP possibilita a não utilização de algum espaço disponível,

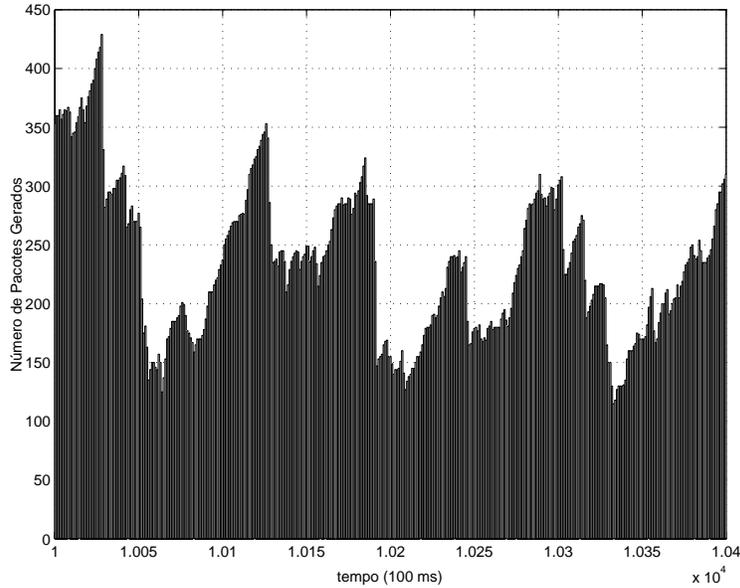


Figura 3.8: Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 100ms.

caso uma das classes esteja com o seu *buffer* totalmente cheio e alguma outra não, fato este que não ocorre com a utilização da política CS. No entanto, a política CS possibilita a monopolização do *buffer* por uma das classes. A SMXQ reduz um pouco o problema constatado na CS, porém ainda existe o risco de pacotes de alguma classe encontrarem o *buffer* cheio devido ao alto tráfego de outras classes. Já a política SMA garante que um espaço mínimo será reservado para cada classe, porém, no caso de um alto tráfego das demais classes, uma classe pode ser prejudicada por ter apenas o espaço mínimo alocado. Finalmente, a disciplina SMQMA combina a SMXQ e a SMA na tentativa de apresentar uma solução ótima.

Em [71] foi realizado um estudo comparativo entre as políticas descritas acima, através da observação de que a distribuição de probabilidade da ocupação do *buffer* é um problema conhecido de rede de filas [52]. O estudo da ocupação do *buffer* em estado estacionário permitiu a dedução de fórmulas para as métricas previamente citadas.

Considerando um tráfego balanceado, as políticas CS e CP representam os extremos de todas as métricas de desempenho consideradas. A CP é a que apresenta o menor retardo mesmo a um alto tráfego, porém apresentando uma maior proba-

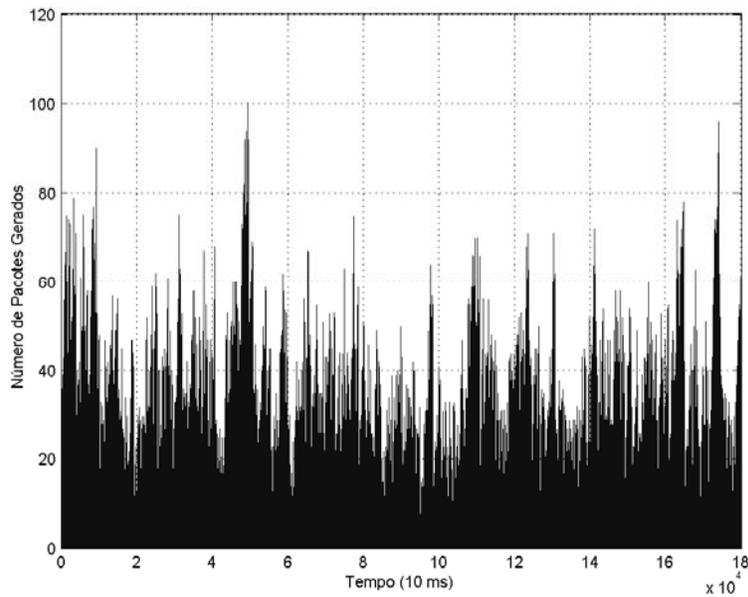


Figura 3.9: Trace do tráfego de classe 3 (autosimilar) na escala de 10ms.

bilidade de bloqueio (a um tráfego baixo), que no entanto se iguala à probabilidade de bloqueio da CS a um tráfego alto. No entanto, considerando um tráfego não balanceado entre as diversas classes, a utilização da política CP torna-se mais indicada, conforme estudo realizado em [73], pois com a política CS, a probabilidade de bloqueio de uma classe prioritária que apresenta um tráfego baixo é afetada pelo alto tráfego de uma classe menos prioritária.

A política CP também é a que apresenta a maior utilização constatada. Já as políticas SMXQ e SMA, segundo demonstrado em [71], representam um meio termo entre a política CP e a política CS.

Todas as políticas descritas até então baseiam-se no descarte de pacotes que chegam e encontram o *buffer* completamente cheio, sendo este comportamento denominado *drop-tail*. Uma outra classe de políticas implementa uma solução alternativa à *drop-tail*, denominada *push-out*, que está bem descrita em [73]. A técnica *push-out* baseia-se na utilização de uma política de resolução retardada (*delayed resolution policy*, ou DRP), descrita em [74], que consiste em aceitar todos os pacotes até que o *buffer* esteja completamente cheio, e em seguida, caso chegue um novo pacote, escolher qual o pacote que será descartado, que pode ser o recém-chegado (esta

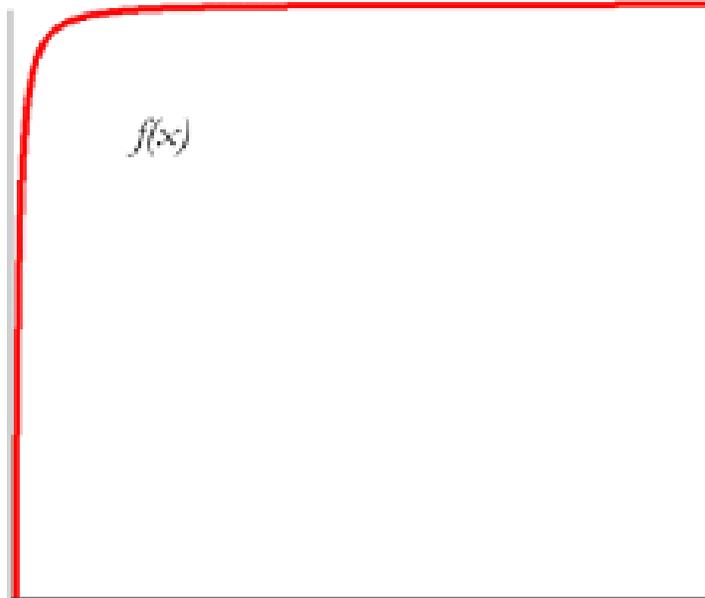


Figura 3.10: Função densidade de Pareto

solução seria CS com *drop-tail*) ou algum previamente aceito (*push-out*). Diversas são as formas propostas de escolha do pacote a ser descartado. Algumas consistem em descartar o pacote da maior fila [75], outras consistem em estabelecer um limite virtual para cada classe e descartar da classe que excedeu este limite virtual [76, 77]. Em outras palavras, a técnica *push-out* consiste em substituir um pacote previamente aceito pelo novo pacote que encontrou o *buffer* cheio ao chegar no sistema, o que pode ser feito segundo diferentes critérios.

Finalmente, uma outra classe de políticas descrita em [73] é a denominada dinâmica, que consiste em adaptar a solução dinamicamente em função do estado do sistema, usualmente medido através do tráfego de cada classe.

Cabe observar que grande parte dos estudos do gerenciamento de *buffer* foi realizado tendo em vista *switches* ATM, porém eles se aplicam também ao *buffer* de estações que multiplexam o tráfego de diferentes classes, objeto de estudo desta dissertação.

## 3.6 Encerramento do Capítulo

Este capítulo é o mais importante da dissertação, pois é nele que é fundamentado as principais teorias utilizadas durante todo o estudo.

Foi visto a importância de um modelo de tráfego para o estudo do desempenho de redes. A escolha de um modelo não representativo da rede pode inviabilizar todos os resultados obtidos na simulação vista mais adiante.

Neste capítulo, também, é visitada a teoria do gerenciamento de filas, importante para os resultados que incluem retardo e probabilidade de perda de pacotes.

# Capítulo 4

## Ferramenta para Simulação

### 4.1 Motivação

**O** PTAMOS por fazer um estudo sobre os protocolos propostos nesse trabalho através de simulação. Esta opção deve-se a complexidade de se trabalhar analiticamente nesses protocolos, principalmente quando em harmonia com os modelos de tráfego descritos no capítulo 3. Em [30] foi feito um estudo analítico sobre o EDCF supondo a fila de serviço saturada, ou seja, onde o modelo de chegada é irrelevante.

Neste capítulo se descreverá o ambiente do simulador encontrado no Laboratório Ravel, pertencente à Coppe, e como ele foi alterado para consoar com os nossos objetivos.

### 4.2 A Ferramenta de Simulação

Ao utilizarmos um simulador próprio, ganhamos com o aumento do controle, sobretudo no que envolve o controle do fluxo de execução dos novos protocolos e outros parâmetros. A simplicidade do nosso simulador também é outro forte argumento a favor da dispensa do emprego de simuladores renomados, como, por exemplo, o NS [78].

Nosso simulador foi desenvolvido em C++, e o estudo das métricas que serão descritas posteriormente pôde ser efetuado na própria ferramenta, sem a necessidade da análise de seus arquivos de logs.

Não fomos originais na aplicação de dessa ferramenta. Ela foi desenvolvida pelo Robson Brasil [79], e depois usada em mais dois outros trabalhos de colegas Willyan Silva e Daniel Otero [80, 29]. Obviamente a nossa contribuição nesse simulador será incorporada no protocolo original e disponibilizada para pesquisas posteriores.

### 4.2.1 Arquitetura do Simulador

O simulador funciona em um grande laço (*loop*) que busca numa lista encadeada de eventos e ordenada por tempo. A cada ciclo desse laço, o evento mais próximo é sacado da lista, e concomitantemente outros eventos podem ser agendados, a qualquer tempo, ou seja, podem ser inseridos na lista, no seu início, meio o fim.

Os eventos são relativos à ativação da fonte de tráfego, à chegada de pacotes na fila de entrada, ao controle do acesso ao meio e à prestação do serviço. Nesse princípio, o simulador se mostra totalmente versátil, pode-se criar qualquer tipo de evento.

Como o simulador não depende do relógio da computador em que está sendo executado - porque tem seu próprio contador de tempo - os resultados também não variam em função do desempenho do computador.

Os parâmetros de entrada para o simulador estão no arquivo PARAM.DAT, localizado no diretório da ferramenta. A tabela 4.1 exhibe a estrutura deste arquivo, como exemplos numéricos (não são esses valores necessariamente que utilizamos nos nossos testes).

Todos os parâmetros podem ser usados ou não, dependendo do protocolo e da disciplina implementada.

Após leitura destes parâmetros o processo de simulação inicia, com um número de iterações especificado no parâmetro 20. As variáveis de interesse (métricas) - seção 4.3 - são coletadas e após o processamento são registradas no arquivo

Parâmetro	Valor	Descrição
1	11534336.0	Taxa de transmissão
2	8464	Tamanho do pacote
3	250	Distância máxima entre duas estações
4	2	Disciplina de serviço da classe 1
5	2	Disciplina de serviço da classe 3
6	5	Limite de TXOP para a classe 1
7	5	Limite de TXOP para a classe 3
8	35	Número de estações
9	64000	Taxa de transmissão da fonte <i>On-off</i> no estado <i>On</i>
10	1.2	Média do tempo de permanência da fonte <i>On-off</i> no estado <i>On</i>
11	1.8	Média do tempo de permanência da fonte <i>On-off</i> no estado <i>Off</i>
12	0.250	Limite de retardo para pacotes de voz (classe 1)
13	32000	Taxa de transmissão de cada minifonte de classe 3 no estado <i>On</i>
14	10	Número de minifontes Pareto para o tráfego de classe 3
15	1.4	Alfa do estado <i>On</i> utilizado na distribuição de Pareto
16	1.0	<i>B</i> do estado <i>On</i> utilizado na distribuição de Pareto
17	1.2	Alfa do estado <i>Off</i> utilizado na distribuição de Pareto
18	1.0	<i>B</i> do estado <i>Off</i> utilizado na distribuição de Pareto
19	0	FLAG que indica DEBUG
20	11	Número de repetições de cada simulação
21	0.3	Valor de arnotecimento ( $\alpha$ )

Tabela 4.1: Descrição do arquivo de entrada de parâmetros do simulador.

SIM\_RES.DAT. A figura 4.1 ilustra o processo. Além do simulador, existe um pequeno programa que altera alguns parâmetros, como o número de nós, e re-chama o simulador. Isso é indispensável quando o tempo de simulação é grande e é preciso se rodar a simulação várias vezes com parâmetros diferentes.

Além das métricas definidas, o próprio simulador já calcula o intervalo de confiança obtido para o nível de confiança especificado, conforme será descrito mais adiante.

A ferramenta é composta de três módulos, descritos a seguir. Na tabela 4.2 são descritos os eventos tratados pelo simulador.

**MAIN.C:** Módulo principal do sistema, onde estão definidas todas as funções da

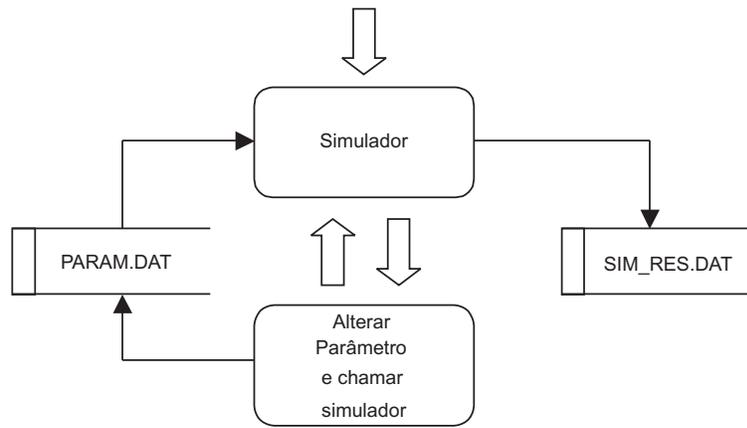


Figura 4.1: Processo de simulação.

ferramenta essenciais para a simulação, e onde os eventos são tratados.

**EVENT.C:** Módulo responsável por funções e rotinas básicas, como a inclusão em listas e filas.

**LCGRAND.C:** Módulo responsável pela geração de números aleatórios e de acordo com as distribuições utilizadas. Este módulo foi retirado de [81], porém foi complementado com algumas rotinas, incluindo a rotina de geração de números aleatórios segundo a distribuição de Pareto, que foi retirada de [82]

Evento	Descrição
ARRIVAL	Chegada de um pacote ao sistema
DEPARTURE	Saída de um pacote do sistema (serviço)
ACK	Resposta do destino a um pacote enviado
POLL	<i>Polling</i> de uma estação
SLOT	Discretização do tempo, dividindo-o em slots
ON	Entrada de uma fonte <i>On-off</i> no estado <i>On</i>
OFF	Entrada de uma fonte <i>On-off</i> no estado <i>Off</i>
PARON	Entrada de uma minifonte Pareto no estado <i>On</i>
PAROFF	Entrada de uma minifonte Pareto no estado <i>Off</i>

Tabela 4.2: Eventos tratados pela ferramenta de simulação.

A seguir é feita uma rápida descrição das funções presentes no módulo principal da ferramenta (MAIN.C):

**initParams:** Nesta função os parâmetros (variáveis) do simulador são inicializados.

A matriz geradora infinitesimal e o vetor de taxas do modelo MMPP são populados e o arquivo de parâmetros é lido.

**initAll:** Esta função calcula e inicializa as variáveis que dependem dos parâmetros de entrada lidos na função `initParams`. Nela são calculados o TXOP e o tamanho do *buffer* de cada classe, assim como o intervalo entre chegadas de pacotes, e o tempo de transmissão de cada pacote.

**showParams:** Exibe os parâmetros na tela.

**report2:** Os resultados da simulação são calculados, gravados nos arquivos de apoio ao desenho dos gráficos e registrados no arquivo `SIM_RES.DAT`. O intervalo de confiança é calculado nesta função.

**insertNode:** Esta função insere e inicializa as estações que participarão da simulação.

**gen\_event:** Esta função insere os eventos na lista de eventos.

**queueItUp:** Esta função é responsável por inserir pacotes no *buffer* de uma estação. Nela é feita a verificação se há espaço disponível para receber o pacote, caso contrário ele é descartado (segundo a política *drop tail*).

**processArrival:** Esta função processa a chegada de pacotes no sistema, gerando um novo evento de chegada para o futuro caso este seja o caso.

**processOff:** Esta função coloca a fonte *On-off* em estado *Off*, e agenda o instante em que a mesma estará novamente em *On*.

**processParOff:** Esta função coloca uma minifonte Pareto em estado *Off*, agendando o instante em que a mesma estará novamente em *On* de acordo com a distribuição de Pareto.

**processDeparture:** Nesta função é feito o processamento da saída de um pacote do sistema, ou seja, o serviço do mesmo. Também é nesta função que a disciplina de escalonamento é implementada, sendo ela uma das principais funções das ferramentas.

**processOn:** Esta função coloca a fonte *On-off* em estado *On*, e agenda o instante em que a mesma estará novamente em *Off*.

**processParOn:** Esta função coloca uma minifonte Pareto em estado *On*, agendando o instante em que a mesma estará novamente em *Off* de acordo com a distribuição de Pareto.

**processPoll:** Esta função realiza o *polling* da próxima estação, de acordo com a disciplina de escalonamento que estiver sendo utilizada. Ela é chamada pela função `processDeparture`.

**processSlot:** Essa função é chamada a cada *slotTime* segundos, discretizando assim, o tempo. Também é ela que controla, no modo de contenção, os *slots* passados em IFS, backoffs, além de analisar as colisões e agendar as partidas.

**processAck:** Essa função responde por contabilizar o recebimento do pacote de Ack do destinatário, além de controlar os *slots* passados em IFS, backoffs, além de analisar as colisões .

**processPoll:** Esta função realiza o *polling* da próxima estação, de acordo com a disciplina de escalonamento que estiver sendo utilizada. Ela é chamada pela função `processDeparture`.

**freeAll:** Nesta função é feita a liberação da memória, para que seja iniciada a próxima iteração da simulação.

**main:** Função principal do sistema, que coordena todas as demais e trata os eventos à medida em que os mesmos ocorrem.

A ferramenta de simulação também passou por um processo de otimização, visto que a inclusão dos novos modelos e funções causou grande impacto no desempenho

observado. Algumas rotinas que antes funcionavam em  $O(n)$ , como a rotina de inclusão de pacotes no *buffer* da estação, foram alteradas de forma a funcionar em  $O(1)$ , o que foi fundamental para a viabilização da realização das simulações com nível e intervalo de confiança adequados.

A ferramenta também possui um m *script* para iniciar as simulações de forma sucessiva, fazendo com que o logo após o término de uma simulação, uma alteração no PARAM.DAT ocorresse, e uma outra simulação tivesse início. Além disso, foi desenvolvido um programa em C que alterava o arquivo de parâmetros sempre que uma simulação terminava, fazendo com que a nova simulação iniciada automaticamente pelo *script* considerasse um novo cenário. Estes complementos permitiram grande automatização do processo de simulação, que passou a durar cerca de dois dias para cada gráfico, que podia conter até 13 pontos.

Foi implementado também o gerenciamento de *buffer*, que antes não era realizado na ferramenta. Foi adotada a política *complete partitioning* com *drop tail*, descrita no capítulo 3.

## 4.2.2 Cálculo Matemático para a Simulação

Em situações práticas os parâmetros utilizados para a avaliação ou comparação do comportamento do sistema sendo estudado são desconhecidos, o que cria a necessidade da utilização de estimativas para os mesmos [81]. Esta estimativa é realizada através da amostragem, onde são coletadas  $n$  observações do parâmetro em questão,  $X_1, X_2, \dots, X_n$ . Com base nestes dados a média amostral (ou aritmética) é calculada de acordo com a equação 4.1.

$$\bar{X}(n) = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n X_j \quad (4.1)$$

Observa-se que esta média amostral é uma estimativa de  $\mu$ , que é o valor esperado da variável aleatória. A precisão dessa estimativa pode ser medida através de sua variância.

$$\text{Var}(\bar{X}(n)) = E[(\bar{X}(n) - \mu)^2] = \sigma^2/n \quad (4.2)$$

Portanto podemos escolher um  $n$ , o número necessário de execuções, grande o suficiente tal que  $\sigma^2/n$  seja pequeno [83]. Para chegar perto disso, devemos iniciar a simulação  $n$  vezes (onde  $n \geq 30$ ) e então usar os valores simulados  $X_1, \dots, X_n$  para estimar  $S^2(n)$  pela equação 4.3.

$$S^2(n) = \frac{\sum_{i=1}^n [X_i - \bar{X}(n)]^2}{n - 1} \quad (4.3)$$

Pela lei forte dos grandes números é sabido que, para um número infinito de observações, a média amostral (aritmética) iguala-se ao valor esperado. Porém, como na prática o número de observações é finito, é necessária a obtenção de limites probabilísticos que determinam o quanto este valor esperado está próximo do valor esperado da variável aleatória.

Este limite probabilístico é obtido através do teorema do limite central, segundo o qual para um grande número de observações a média amostral tem distribuição normal com média  $\mu$  e variância  $\sigma^2/n$ . Com base neste teorema, determinam-se os limites  $c_1$  e  $c_2$ , onde  $P[c_1 \leq \mu \leq c_2] = 1 - \alpha$ . Neste limite, o nível de confiança é de  $100(1 - \alpha)\%$ , e o intervalo de confiança é  $[c_1, c_2]$ .

Para um número de observações suficientemente grande, o intervalo de confiança para algum nível desejado é determinado pela equação 4.4

$$\bar{X}(n) \pm z_{1-\alpha/2} \sqrt{\frac{S^2(n)}{n}} \quad (4.4)$$

No entanto, existe o problema de determinar um valor de  $n$  suficientemente grande para que este intervalo possa ser obtido. Alguns autores recomendam a utilização desta aproximação com  $n \geq 30$ , no entanto, constata-se que quanto mais assimétrica for a distribuição da variável, maior será o valor de  $n$  necessário. Uma definição alternativa que calcula o intervalo de confiança em função de  $n$  e válido para um número menor de observações é dada pela equação 4.5, onde os valores de  $t_{n-1, 1-\alpha/2}$  encontram-se tabelados (t de Student) em função de  $n$  e  $\alpha$  [81].

$$\bar{X}(n) \pm t_{n-1, 1-\alpha/2} \sqrt{\frac{S^2(n)}{n}} \quad (4.5)$$

Observa-se que quanto maior for o número de observações maior será a aproximação de  $\mu$  obtida. Para o ambiente de simulação implementado, foi considerado um nível de confiança de 90%, e foram realizadas 11 iterações de cada simulação. O estabelecimento destes valores implica na utilização do coeficiente  $t_{10,0.95}$ , que possui o valor de 1.812. Este coeficiente foi utilizado para calcular o intervalo de confiança das médias amostrais obtidas na simulação, que foi mantido pequeno. Cada iteração possui no mínimo 1.800 segundos de duração, tempo suficiente para que sejam transmitidos 17.000.000 de pacotes. Foi considerado um período de transiência equivalente ao tempo necessário para a transmissão de 3.500.000 pacotes.

Os números aleatórios foram gerados de acordo com equações apresentadas em [81, 82], que utilizam a geração de números com distribuição uniforme como base para as demais distribuições.

## 4.3 Métricas

Nesta seção serão descritas as métricas que foram implementadas e estudadas, que são a base para a comparação das disciplinas de escalonamento, que será realizada no capítulo 6. Estas métricas foram selecionadas baseadas em estudos existentes na literatura e no tipo de comparação que será efetuada, que diz respeito à diferenciação de serviços obtida.

### 4.3.1 Retardo Médio

Esta métrica consiste em observar o retardo médio por classe em função do número de estações. Quando um pacote é gerado, é incluído no cabeçalho do pacote o *timestamp* informando a hora em que o mesmo foi criado. Na ocasião da transmissão deste pacote, o *timestamp* é comparado com o relógio do sistema, e a diferença é o retardo (tempo médio de espera em fila).

O retardo médio é a principal métrica utilizada para comparar a diferenciação de serviços obtida com cada disciplina de interrogação (*polling*) ou contenção, e também foi a métrica utilizada para a comparação da diferenciação de serviços obtida em alguns protocolos de acesso ao meio, onde foram utilizados modelos analíticos descritos por MORAES *et al.* [84] e TAKAGI [85, 86, 27].

### 4.3.2 Perdas

O percentual de perda observado em cada classe de tráfego em função do número de estações também é uma das principais métricas consideradas. Cabe observar que as perdas acontecem devido a três razões:

1. Falta de espaço no *buffer*. Quando um pacote chega e o *buffer* da estação já se encontra cheio este pacote é descartado (segundo a política *drop tail*). É importante observar que foi utilizada a política *complete partitioning*, ou seja, o *buffer* de cada classe é independente do *buffer* das demais classes.
2. Estouro do limite (*deadline*) de retardo. Para pacotes de voz e vídeo existe um limite de retardo, e quando o mesmo é atingido o pacote é descartado, a perda é contabilizada e o sistema passa imediatamente para o próximo pacote.
3. Sucessivas colisões durante a disputa pelo meio durante o período de contenção. Depois de 16 colisões sucessivas, mesmo tendo a janela de contenção ampliada até o seu valor máximo, o pacote é descartado.

Para a classe não prioritária, que representa o tráfego de dados, não existe um limite máximo para o retardo, fazendo com que as perdas sejam causadas unicamente por falta de espaço no *buffer*.

### 4.3.3 Vazão

Esta métrica foi definida segundo a equação 4.6, onde  $P$  representa o tempo gasto com a transmissão de dados úteis (pacotes), e  $T$  representa o tempo total de simulação. Nestas variáveis não foi contabilizado o período de transiência.

$$S = \frac{P}{T} \quad (4.6)$$

Observa-se que a vazão máxima é obtida quando o tráfego no canal supera a capacidade máxima de transmissão do mesmo. Esta métrica é importante para a determinação do momento em que o canal de transmissão “sobrecarrega”, que é o momento em que as disciplinas de escalonamento podem ser melhor avaliadas. A observação do sistema no momento de sobrecarga permite a determinação da eficiência da diferenciação de serviços, através do comportamento do tráfego prioritário sob as disciplinas de escalonamento em questão.

## 4.4 Encerramento do Capítulo

Este capítulo deteve-se a explicar o funcionamento interno do simulador, exibindo suas partes (módulos e rotinas). Além disto, exibiu-se como o simulador trata seus parâmetros e como consegue suas métricas.

O simulador do Ravel, que ainda não foi batizado, é uma ferramenta confiável de fácil programação, dinâmica e versátil.

# Capítulo 5

## Métodos de acesso simulados

**N**ESTE capítulo será estudado os métodos de acesso ao meio do padrão IEEE 802.11e e as propostas alternativas a eles.

Se tentará explicar os métodos, seus escalonadores e suas disciplinas, sempre fazendo comparações com as outras, e deixaremos para o capítulo 6, a missão de avaliar quantitativamente essas diferenças.

Deve-se dar atenção maior às seções 5.2 e 5.6, ondem residem as maiores contribuições desta dissertação.

### 5.1 IEEE 802.11e EDCF

#### 5.1.1 Descrição

Como já vimos na seção 2.3.1, o EDCF foi projetado para melhorar o protocolo DCF e prover qualidade de serviço. O IEEE escolheu para ser o EDCF o padrão nomeado de *Virtual DCF* [87]. Esse protocolo pode prover até 4 classes de acesso (ACs). EDCF associa o menor valor de janela de contenção (CW) à classe de acesso mais prioritária, e o maior valor da janela à classe menos prioritária. Além disso, o valor do AIFS é distinto para cada AC. Na figura 5.1 vemos como o EDCF, com simplicidade, promove a disputa ao meio entre pacotes de prioridades distintas. Se alguns pacotes estiverem prontos para transmitir no mesmo momento, a fila com os

pacotes de maior prioridade, no caso o AC0, ouvirão o meio por menos tempo, ou seja, terão um AIFS com valor menor.

Para atingir a diferenciação, em vez de usar o parâmetro DIFS, como no DCF, esse protocolo usa o parâmetro AIFS, onde AIFS para um dado AC é determinado como na equação abaixo:

$$AIFS = SIFS + AIFSN \times SlotTime \quad (5.1)$$

Onde o AIFSN é o valor determinado pelo AC que faz a diferenciação, e o SlotTime é a duração de um slot. O AC com o menor AIFS tem maior prioridade.

Além disso, o  $CW_{min}$ , que é o parâmetro que representa o menor valor para a janela de contenção, é diferente para cada tipo de AC. Isso garante que a fila de maior prioridade pode sortear um valor para a janela de contenção menor do que o mínimo das filas com classes menos prioritárias.

No EDCF, os métodos de detecção do meio ocioso ou ocupado são iguais ao DCF, no entanto existe uma grande diferença no procedimento de contagem regressiva. Enquanto no DCF o pacote tenta ser enviado logo após o DIFS, no EDCF, ao fim do AIFS um valor de *backoff* é sorteado, e a estação conta até o fim do último slot de *backoff*, mesmo quando o meio está ocioso.

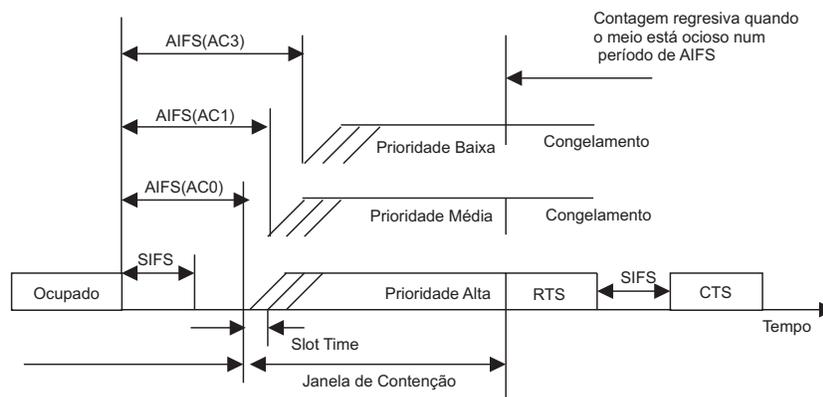


Figura 5.1: Como o EDCF trata a disputa pelo acesso ao meio

Para uma mesma estação, os diferentes tráfegos de diferentes ACs possuem diferentes filas, como mostrado na figura 2.6 (Pág. 31). Cada AC em uma estação

funciona como se fosse uma estação virtual, pois ela disputa o meio da mesma forma que as outras ACs. Quando uma colisão acontece na mesma estação, com diferentes ACs, o fluxo do AC com mais prioridade detém o meio, enquanto as demais aguardam  $AIFS_i$  segundos e sorteiam o tempo de *backoff* [88].

É importante dizer que o IEEE 802.11e também define limite de *Transmission Opportunity* (TXOP, períodos de transmissão) como sendo um intervalo de tempo quando uma determinada estação tem o direito de iniciar sua transmissão. Durante um TXOP uma estação pode transmitir vários quadros de uma mesma AC, como intervalos do tamanho de um SIFS, entre o pacote de ACK e o quadro seguinte [88]. Existem muitos trabalhos na literatura que trabalham com o EDCF disputando o meio a cada demanda de transmissão [30], mas essa estratégia, na maioria dos casos, só é usada academicamente, exatamente para medir o sistema em casos extremos.

### 5.1.2 Funcionamento do EDCF

Quando a fila de um dado AC, digamos  $i$ , não está vazia, o primeiro pacote a ser transmitido aguarda  $AIFS_i$  slots e então sorteia um valor para o *backoff* entre 1 e  $CW$ , então ele aguarda esse número de slots.

Se enquanto a fila está no período de AIFS, escutar o meio ocupado, o contador de AIFS é zerado. Se enquanto ela está no período de *backoff*, escutar o meio ocupado, ela decrementa o contador de *backoff* e entra em modo de congelamento, e fica congelada até que o meio volte a ficar ocioso, após a transmissão de todos os pacotes e de seus respectivos pacotes de Ack que recebem.

Após o fim do período de *backoff* ele tenta transmitir. Se houver colisão com um outro AC da mesma estação, transmite o AC mais prioritário, enquanto o outro volta para o período de AIFS. Se ele conseguir transmitir com sucesso o  $CW$  retorna ao valor de  $CW_{min}$ .

Se houver colisão com um outro AC de estações distintas, então o valor de  $CW$  de ambos as ACs é dobrado.

O número de colisões pode chegar a 16. Depois disso o pacote é descartado, e o

processo recomeça com o pacote seguinte da fila do AC, com o  $CW$  retornando ao valor de  $CW_{min}$ . Se  $CW$  alcançar o valor máximo,  $CW_{max}$ , e o número de colisões não tiver alcançado o valor de 16, então a AC volta para o período de AIFS com o valor de  $CW$  igual a  $CW_{max}$ .

MELO FILHO et al em [89] lista as restrições que o protocolo impõe:

1.  $AIFS(i) \geq 2, \forall i$ , para evitar falha no funcionamento do MAC. O valor de  $AIFS(i)$  não pode ser 0, para evitar que esse intervalo fique igual a  $SIFS$ , nem pode ser 1, para não se igualar ao intervalo entre-quadros da função HCF, que é definido por  $SIFS \times SlotTime$ .
2.  $AIFS(i) \geq AIFS(i + 1)$ , para preservar a diferenciação. Se  $AIFS(i + 1) = AIFS(i)$ , então  $CW(i + 1) > CW(i)$  obrigatoriamente. Isso permite que as categorias menos prioritárias explorem ao máximo a capacidade do canal ao mesmo tempo em que mantém a possibilidade de diferenciação caso a atividade nas categorias mais prioritárias reinicie.
3.  $AIFS(i + 1) < AIFS(i) + CW(i)$  se a carga da categoria  $i$  for alta, para evitar o efeito de inanição na categoria  $i + 1$ , que ocorre quando a categoria menos prioritária nunca tem oportunidade de transmitir.
4.  $CW_{min}(i + 1) < CW_{max}(i), \forall i$ , conforme previsto na especificação do 802.11 [88].
5.  $CW_{min} \geq 7$  para a categoria mais prioritária, considerando-se que esse valor é um mínimo razoável para permitir um compromisso entre baixo retardo e prevenção de colisão. Para a categoria de melhor esforço (menos prioritária),  $CW_{min} \geq 31$ , a fim de evitar que tenha prioridade sobre as estações legadas (802.11/11b/11a). Em geral, uma categoria  $i$  não pode ter  $CW_{min}$  menor que  $2^{3+i} - 1$ , para que a restrição 2 também seja atendida.

KONG et al, em [30], publicaram um modelo analítico *markoviano* para o EDCF, nos moldes do modelo analítico voltado para o DCF publicado por BIANCHI em [90].

### 5.1.3 Implementação

O coração dessa implementação está na função **processSlot**, que é chamada pela primeira vez no segundo 0 da execução da simulação, e programa a sua próxima chamada para os próximos **timeSlot** segundos.

Para cada fila de classe existem dois contadores regressivos: um que conta o tempo em AIFS, AIFSC, e o outro o *backoff*, BC. O AIFSC começa com o valor apontado por  $AIFS_i$ , e a cada vez que é chamada a função **processSlot**, e a variável **noise**, que diz que o meio está ocupado ou não, tem o valor *false*, o seu valor é diminuído de uma unidade. Quando essa variável chega ao valor 0, um valor para o *backoff* é sorteado, através da função **uni**<sup>1</sup>, entre 1 e  $CW_i$ .

O mesmo procedimento ocorre com o BC, ou seja, toda vez em que **processSlot** é chamada e **noise** está com *false*, o valor do contador de *backoff* é decrescido de 1 unidade.

Na mesma função tem um mecanismo que observa quando o BC atinge 0 e dispara o processo de transmissão do pacote, não sem primeiro verificar se há outras filas, mesmo virtuais<sup>2</sup>, também pronta para enviar, o que causaria uma colisão, antes da próxima vez que a função **processSlot** fosse chamada.

No caso de colisão, é dado a essas filas o tratamento descrito na seção 5.1.2. E no caso de transmissão bem sucedida, a função **processDeparture** é agendada levando-se em conta o tempo do retardo de propagação das mensagens e tempo de envio e recebimento do RTS/CTS - apresentados na seção 2.2.1. Isso, não sem antes tomar todas as medidas que cada estação deve tomar quando percebe que o meio alterou de ocioso para ocupado:

- Reiniciar o AIFSC se estiver em período de AIFS.
- Congelar o BC, diminuindo 1 unidade, se estiver em período de *backoff*.

---

<sup>1</sup>Distribuição Uniforme [0,1]

<sup>2</sup>As filas de ACs na mesma estação tem o mesmo funcionamento das filas em estações diferentes e são chamadas de filas virtuais.

## 5.2 IEEE 802.11e RAEDCF

### 5.2.1 Descrição

Como vimos na seção 5.1.2, após a última transmissão de um pacote no EDCF, o  $CW$  retorna para  $CW_{min}$  abruptamente, independente das condições da rede.

ROMDHANI et al em [91], propõem um novo protocolo que amortece a queda do valor do  $CW$  regride até chegar a  $CW_{min}$  a cada sucesso na transmissão. E nós imputamos um pouco de aleatoriedade nessa regressão, o que nos mostrou um retardo um pouco menor com poucas estações.

### 5.2.2 Funcionamento do RAEDCF

O *Random Adaptive Enhanced Distributed Coordination Function* tem o mesmo funcionamento do EDCF. A diferença está no como agir no caso de uma transmissão bem sucedida e no caso da colisão.

Enquanto no EDCF, o valor de  $CW$  dobra no caso de uma colisão, no RAEDCF o valor de  $CW$  é multiplicado por  $PF_i$ , onde  $PF$  é o fator de persistência, que assume um valor diferente para cada  $AC_i$  (por exemplo:  $PF_0 = 2$ ,  $PF_1 = 3$  e  $PF_3 = 5$ ).

Já o novo valor do  $CW$  após uma transmissão bem sucedida na sua versão mais simples é decrescida de um fator de multiplicação (por exemplo :  $CW_{novo} = 0.5 \times CW_{antigo}$ ). Entretanto esse fator estático não é ótimo.

Nós implementamos uma técnica que é calcular uma variável,  $f_{atual}^i$ , a cada transmissão bem sucedida, onde

$$f_{atual}^i = \frac{colisoes_p^i}{total_p^i} \quad (5.2)$$

$colisoes_p^i$  é o número de colisões acontecidos na QSTA  $p$  no passo  $i$ , e  $total_p^i$  é o número total de pacotes enviados, com sucesso ou não, na QSTA  $p$  no passo  $i$ . O passo  $i$  representa o período de tempo antecedente ao atual, ou seja,  $f_{atual}^i$  é um índice de colisões de memória curta e recente. Estamos utilizando o valor de 200

segundos que antecedentes para fazer o cálculo de  $f_{atual}^i$ . Esse índice sempre terá um valor entre 0 e 1.

Para minimizar o efeito de um comportamento momentâneo da rede, nós usamos bastante tempo, e bastantes observações, para calcular  $f_{atual}^i$ , e usamos um peso,  $\alpha$ , para amortecer o efeito da última atualização.

$$f_{media}^i = (1 - \alpha) \times f_{atual}^i + \alpha \times f_{media}^{i-1} \quad (5.3)$$

Observamos que o valor de *alfa* estático, como foi definido em [91] tem um retardo ligeiramente maior do que na forma que implementamos, onde  $\alpha$  assume um valor aleatório distribuído uniformemente entre 0 e 1, a cada vez que é convocado. Isso traz mais de aleatoriedade na escolha do tamanho da janela de contenção, o que traz maior espalhamento do momento de transmissão de cada fila virtual.

Mas para garantir a diferença de prioridade entre as distintas classes, ainda é necessário colocar alguma variável que seja em função da classe. E tendo em mente que o fator usado para reconfigurar a janela de contenção não pode exceder o seu valor anterior. Então se limita o valor máximo do fator multiplicativo ( $MF$ ) em 0.8.

$$MF_i = \min((1 + (i \times 2)) \times f_{media}^i, 0.8) \quad (5.4)$$

Finalmente, então, aplica-se a equação 5.4 a janela de contenção, respeitando-se o valor mínimo da janela ( $CW_{min}$ ), como na equação:

$$CW_{novo}^i = \max(CW_{min}^i, CW_{antigo}^i \times MF_i) \quad (5.5)$$

## 5.3 IEEE 802.11e HCF

### 5.3.1 Descrição

Antes de se falar sobre as alternativas propostas para o modo de não contenção, precisa-se explicar como funciona o modo HCF, já citado no capítulo 2. A descrição

detalhada encontra-se presente em [32, 49].

Existem dois tipos de escalonadores funcionando nesse modo :

- Escalonador do HC;
- Escalonador da QSTA.

O escalonador do HC serve para controlar o tráfego entre as estações. É esse que dita o tamanho do TXOP para cada estação, decidindo qual estação vai transmitir num determinado momento (fazendo interrogação). É responsabilidade também do HC realizar o controle de admissão de novos fluxos.

Já o escalonador da QSTA é responsável por escalonar seus fluxos dentro da estação dentro do TXOP concedido pelo HC. A frente se verá que é função do escalonador da QSTA decidir quanto tempo cada fluxo irá transmitir. No padrão 802.11e, cabe ao escalonador da QSTA fazer a diferenciação.

Primeiramente, quando um novo fluxo de dados é criado, a QSTA envia a especificação do tráfego (TSPEC) para o HC, que admite ou não este novo fluxo segundo a inequação 5.8, descrita na página 75.

O escalonamento do 802.11e HCF é realizado através da determinação de dois parâmetros, que são:

***Service Interval (SI)***. Este parâmetro determina o tamanho do ciclo de interrogação (*polling*) de cada estação, ou seja, o intervalo de tempo entre cada interrogação realizada para uma estação qualquer. No escalonador em questão, o SI é o mesmo para todas as estações, ou seja, o ciclo de interrogação é fixo e constante, sendo recalculado apenas quando novas estações são admitidas ou quando estações deixam de transmitir.

***Transmission Opportunity (TXOP)***. Após determinação do SI é realizado o cálculo do TXOP, que depende dos parâmetros do TSPEC e é diferente para cada estação.

Para que estes parâmetros sejam calculados, o TSPEC precisa conter, no mínimo, a especificação da taxa média ( $\bar{\lambda}$ ), do tamanho do pacote ( $L$ ) e do intervalo de serviço máximo (MSI) ou do retardo máximo permitido. A partir desta especificação o HC calcula primeiro o SI, a partir dos seguintes passos:

1. O HC determina o menor MSI (mínimo intervalo máximo de serviço) e atribui a  $m$ , ou seja,  $m = \min(MSI)$ . Caso o MSI não seja especificado, também é possível utilizar o retardo máximo, atribuindo a  $m$  o valor do mínimo retardo máximo permitido.
2. O HC determina um número menor que  $m$  que seja submúltiplo do *beacon interval*. Este número será o valor do SI.

Como exemplo, caso uma estação apresente um tráfego cujo MSI seja  $60ms$ , e, considerando o *beacon interval* com um valor de  $100ms$ ,  $m = 60$  e  $SI = 50$ .

Para o cálculo do TXOP é necessária a especificação dos seguintes parâmetros:

- Taxa média ( $\bar{\lambda}$ );
- Taxa do canal, que é a taxa mínima da camada física negociada ( $R$ );
- Tamanho do pacote ( $L$ );
- Tamanho máximo do pacote ( $M$ );
- SI;
- *Overhead* em unidades de tempo ( $O$ ).

Com eles, através da equação 5.6 calcula-se  $N$ , que é utilizado para determinação do TXOP, segundo a equação 5.7. Observa-se que  $N$  é, na verdade, o número de pacotes que chegam durante o SI, considerando a taxa média especificada. Neste caso, o TXOP atribuído (equação 5.7) é o tempo necessário para transmitir o número médio de pacotes presentes na fila da estação, ou seja, o  $TXOP_i$  é calculado de forma a manter a fila da estação  $i$  sempre vazia, transmitindo todos os pacotes que chegaram durante o ciclo de interrogação.

$$N = \lceil \frac{SI \times \bar{\lambda}}{L} \rceil \quad (5.6)$$

$$TXOP_i = MAX(\frac{L \times N}{R} + O, \frac{M}{R} + O) \quad (5.7)$$

Para a realização do controle de admissão de um fluxo  $k + 1$ , primeiro é recalculado o SI e então calculado novo o TXOP da estação. Este fluxo é então admitido caso a desigualdade 5.8 seja satisfeita.

$$\frac{TXOP_{k+1}}{SI} + \sum_{j=1}^k \frac{TXOP_j}{SI} \leq \frac{T - T_{cp}}{T} \quad (5.8)$$

Nesta desigualdade,  $T$  é o *beacon interval* e  $T_{cp}$  é o intervalo de tempo utilizado para o EDCF.

A figura 5.2 exemplifica funcionamento do escalonador básico proposto pelo IEEE 802.11e HCF. Foi considerado um *beacon interval* de 100ms e um MSI de 60ms, fazendo com que o SI seja de 50ms. Nesta figura foram consideradas três estações,  $i$ ,  $j$  e  $k$ . O HC determina a duração do TXOP de cada uma delas, que são responsáveis por distribuir este TXOP entre seus diversos fluxos de dados. O tempo que não é atribuído a nenhuma estação em particular é utilizado por todas no modo EDCF.

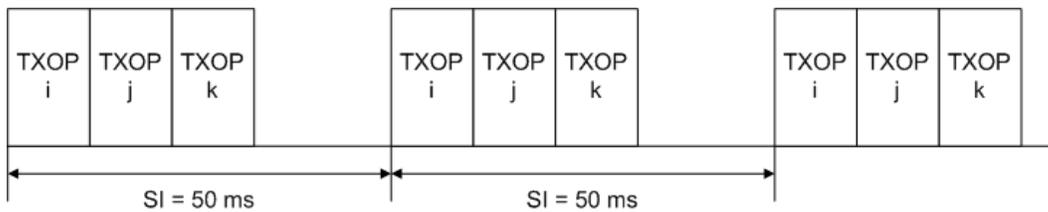


Figura 5.2: Escalonamento do IEEE 802.11e HCF.

Uma observação importante sobre esta disciplina é que o tamanho do ciclo de interrogação é fixo e igual ao SI. Nesta situação, mesmo que o *buffer* de um fluxo não esvazie durante o TXOP concedido ao mesmo, o período fora deste TXOP será destinado à transmissão de outros fluxos, incluindo as transmissões em modo EDCF.

### 5.3.2 Implementação

A implementação desta disciplina foi realizada na função `processDeparture` do módulo principal da ferramenta de simulação. Foi incluída a variável HCCA, um semáforo (*flag*) que indica se o meio de transmissão encontra-se no período livre de contenção (interrogação) ou não. Estando no período livre de contenção, apenas os pacotes de classe 1 (mais prioritários) são transmitidos<sup>3</sup>, respeitando-se os respectivos TXOP.

Após a interrogação de todas as estações é iniciado o período de transmissão de pacotes de classe 3 (dados). A duração deste período é igual ao tempo restante para que o ciclo seja igual ao SI, ou seja, mesmo que existam pacotes de classe 1 no *buffer* de alguma estação, estes só poderão ser transmitidos no próximo período livre de contenção (HCCA). Caso a última estação termine de transmitir os seus pacotes de classe 3 antes do próximo início de ciclo (SI), a primeira estação será novamente autorizada a transmitir, porém apenas pacotes de classe 3.

Completando o ciclo inicia-se um novo período HCCA, e a primeira estação recebe autorização para transmitir seus pacotes de classe 1, sendo respeitados os respectivos TXOP.

Para as simulações foi considerado um *beacon interval* de  $400ms$ , o que resultou em um SI de  $200ms$ , visto que  $m$  assumiu o valor 250, e o submúltiplo de 400 menor que 250 é justamente 200. Aplicando-se a equação 5.6 chega-se ao valor 4 para a classe 1, que é aplicado na equação 5.7, considerando um *overhead* equivalente a um retardo de propagação máximo.

Como a implementação da disciplina limita o TXOP pelo número de pacotes, o período de tempo obtido pela equação 5.7 foi novamente convertido para o número máximo de pacotes que podem ser transmitidos, número este utilizado para a simulação. Com os parâmetros descritos, chegou-se a um limite de 5 pacotes para a classe 1.

---

<sup>3</sup>Como em [30], sem receio de perder a generalidade, trabalhamos com apenas dois das quatro classes de acesso do padrão 802.11e: AC1 (voz) e AC3(dados). Respectivamente mais e menos prioritárias.

O limite de transmissão para a classe 3 foi obtido descontando-se do SI o período total utilizado para transmissões no modo HCCA. Com esta definição este limite varia em função do número de estações presentes no sistema.

A figura 5.3 ilustra o escalonamento realizado por esta disciplina considerando os parâmetros especificados na tabela 5.1.

Parâmetro	Valor
SI	200 ms
TXOP classe 1 (voz)	5 pacotes

Tabela 5.1: Parâmetros utilizados na simulação da disciplina baseada no escalonador proposto pelo IEEE 802.11e HCF.

Os pacotes de dados foram transmitidos segundo uma disciplina de interrogação (*polling*) limitada e *round-robin*, apenas para que fosse observado o comportamento das classes prioritárias sob a influência de um tráfego de baixa prioridade, mantendo a coerência com situações práticas e com o estudo analítico.



Figura 5.3: Escalonamento realizado pelo 802.11e HCF

## 5.4 Disciplina Limitada com Ciclos Variáveis

### 5.4.1 Descrição

Esta disciplina surge de algumas alterações na disciplina do 802.11e HCF. Todos os parâmetros são calculados de forma idêntica, porém o ciclo de interrogação não é fixo.

Da mesma forma, o escalonador determina o  $m$  e calcula um número menor que  $m$  que seja submúltiplo do *beacon interval*, atribuindo este valor ao  $SI$ . Em seguida, o TXOP é calculado da mesma forma descrita anteriormente, através das equações 5.6 e 5.7.

A primeira alteração surge da observação de que, como as estações possuem os três tipos de tráfego, e como o período utilizado para transmissões da classe não prioritária também é fixo, os pacotes pertencentes a esta classe poderiam ser transmitidos durante a interrogação da estação, e não após toda a interrogação das classes prioritárias. Desta forma, os ciclos de interrogação das classes prioritárias são intercalados com a transmissão de pacotes de classes não prioritárias, porém o limite imposto ao TXOP dos pacotes da classe não prioritária garante que o  $SI$  de cada fluxo prioritário seja respeitado. Com esta alteração o *overhead* por ciclo será menor, visto que ocorrerá apenas uma interrogação por estação por ciclo, e não dois como na disciplina descrita anteriormente.

A segunda e principal alteração diz respeito ao ciclo de interrogação. No escalonador proposto pelo 802.11e HCF o período de transmissão (TXOP) reservado para pacotes das classes prioritárias é fixo, e o tempo restante em cada superquadro é reservado para a transmissão de pacotes não prioritários, no modo EDCF. Em outras palavras, o ciclo tem tamanho fixo e igual ao  $SI$ . Nesta disciplina, após a transmissão da última estação, a primeira é novamente autorizada a transmitir, mesmo que todo o período reservado para a transmissão de pacotes não prioritários não tenha sido utilizado.

A segunda alteração faz com que os ciclos tenham tamanhos variáveis, e, dependendo do tráfego existente no canal, menor do que o  $SI$ . Isso faz com que as estações que possuem pacotes de alta prioridade tenham mais chances de adquirir o canal, em contrapartida reduzindo o período em que pacotes não prioritários são transmitidos.

O escalonamento desta disciplina está ilustrado na figura 5.4.

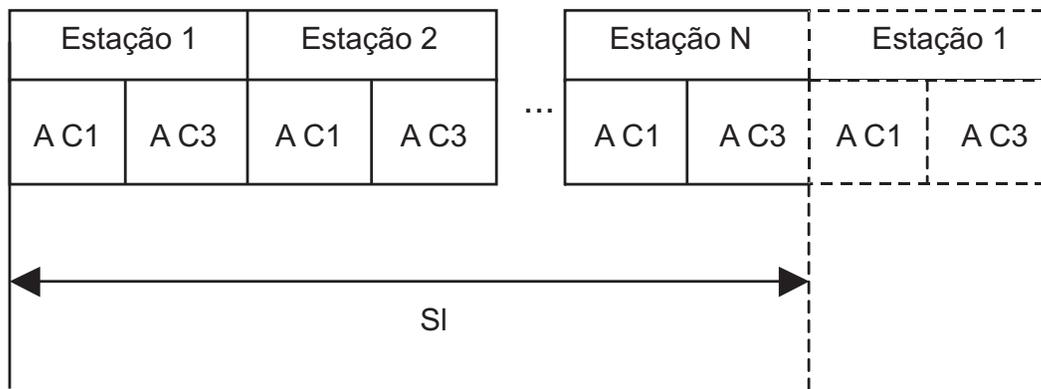


Figura 5.4: Escalonamento realizado pela disciplina limitada com ciclos variáveis

### 5.4.2 Implementação

A implementação desta disciplina foi realizada através de uma alteração no módulo principal da disciplina IEEE 802.11e HCF, na função `processDeparture`.

De acordo com a definição desta disciplina, não é necessária o semáforo HCCA, visto que existe apenas um limite de TXOP máximo para a classe não prioritária. Nesta situação, o ciclo inicia com a transmissão de pacotes de voz e vídeo, respeitando-se os TXOP previamente calculados. Após a transmissão do último pacote de vídeo permitido a estação corrente transmite seus pacotes de dados, novamente respeitando o respectivo TXOP. Após o atingimento do limite de pacotes ou o esvaziamento do *buffer* a permissão passa para a próxima classe ou estação. Após o término da transmissão da última estação o ciclo é novamente iniciado, com a primeira estação transmitindo seus pacotes de voz.

Esta característica implicou na necessidade de uma métrica adicional, que determina a duração média do ciclo. Com esta métrica, descrita no capítulo 4, é possível entender melhor o comportamento das demais variáveis do sistema.

## 5.5 Disciplinas Exaustiva e Limitada

### 5.5.1 Descrição

Uma alternativa à disciplina de escalonamento proposta para o IEEE 802.11e HCF e à disciplina limitada com ciclos variáveis consiste em alternar as disciplinas exaustiva e limitada em função da classe de tráfego do pacote a ser transmitido. Esta alternativa foi originalmente proposta por RUBIN *et al.* em [92], tendo sido estudada analiticamente supondo um tráfego de Poisson e duas classes de prioridade, sendo uma delas tratada segundo a disciplina exaustiva e a outra tratada segundo a disciplina 1-limitada. Esta alternativa foi adaptada da forma descrita a seguir.

De forma análoga à disciplina proposta pelo IEEE 802.11e HCF, foram considerados dois períodos, o HCCA, onde apenas fluxos prioritários são transmitidos, e um outro período onde pacotes de baixa prioridade são transmitidos. O período HCCA, no entanto, segue a política de interrogação exaustiva (descrita no capítulo 1), enquanto o outro período segue a disciplina limitada.

Os períodos se alternam como dois sub-ciclos. No primeiro sub-ciclo a primeira estação recebe a permissão de transmissão, realizando a transmissão de seus pacotes de voz e vídeo até que seus *buffers* estejam vazios, quando então a próxima estação recebe a interrogação. No segundo sub-ciclo a primeira estação recebe a permissão de transmissão, e realiza a transmissão de pacotes de dados até que o TXOP seja alcançado ou que seu *buffer* esteja vazio, quando então encerra sua transmissão e a próxima estação recebe permissão para transmitir.

Para o cálculo do limite de transmissão foi respeitado o SI. Após a conclusão do sub-ciclo HCCA, subtrai-se a duração deste sub-ciclo do SI calculado, obtendo-se o tempo que pode ser gasto para o sub-ciclo de transmissão de pacotes não prioritários. Subtraindo deste valor o *overhead* estimado e dividindo em seguida pelo número de estações obtém-se o período de transmissão de cada estação, que é então convertido para o número de pacotes correspondente.

O funcionamento desta disciplina de escalonamento está representado na figura 5.5

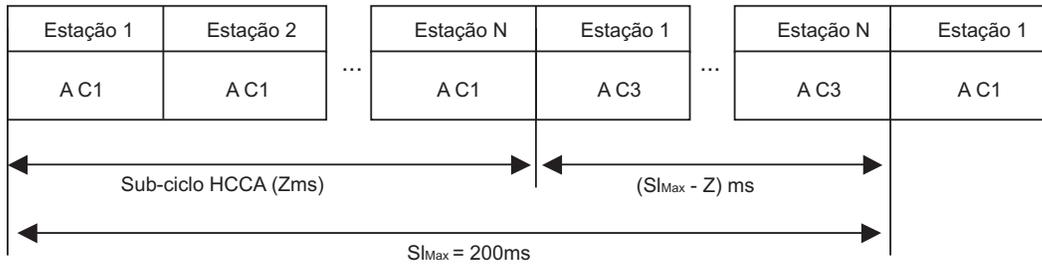


Figura 5.5: Escalonamento realizado pelas disciplinas exaustiva e limitada.

### 5.5.2 Implementação

A implementação desta disciplina foi realizada na função `processDeparture` do módulo principal da ferramenta de simulação. Foi preservada o semáforo HCCA, que indica o sub-ciclo corrente. Ao estar no período HHCA, as estações podem transmitir apenas pacotes de voz e vídeo, e fazem isto até que não existam mais pacotes destas classes em seus respectivos *buffers*, quando então a próxima estação inicia suas transmissões.

Quando a última estação finaliza sua transmissão, inicia-se então o período de transmissão de pacotes de dados, respeitando-se o TXOP que é calculado neste momento. O TXOP é calculado de acordo com a equação 5.9, onde  $N$  representa o número de estações presentes na rede,  $R$  representa a taxa de transmissão e  $L$  o tamanho do pacote.

$$TXOP = \lfloor (\frac{SI - S_1}{N} - O) \times \frac{R}{L} \rfloor \tag{5.9}$$

Para esta disciplina foi acrescentada uma métrica que calcula o TXOP médio atribuído à classe 3, visto que a cada ciclo este valor muda.

## 5.6 Disciplina Otimizada

Observa-se, durante a simulação do HCF, que com um número pequeno de estações competindo pelo meio, ou seja, com uma baixa taxa de chega de pacotes, a maioria das vezes que o HC visita a estação (interrogação), ele a encontra sem

pacotes para transmitir, seja na fila de maior prioridade (AC1), ou na fila de menor prioridade (AC3).

Então, imaginou-se que seria mais otimizado o tempo se o HC não tivesse que visitar todas as estações, mas apenas as que tivessem pacotes a transmitir.

Seria muito custoso para o HC fazer um inventário online das filas de cada estação. Por isso pensamos em propor um inventário no final de cada ciclo, aproveitando o tempo final do SI.

### 5.6.1 Descrição

A proposta foi apelidada de FOHCF (*Feedback Optimized Hybrid Coordination Function*), e entendemos que ela tenta aproveitar o tempo final do ciclo de interrogação que, com baixo tráfego de chegada, é desperdiçado com visitas às estações sem pacotes para transmitir.

### 5.6.2 Implementação

Chamamos de IT (*Inventory Time*) o tempo necessário para que o HC sinalizasse a todas as estações o início do período, e para que todas as estações possam enviar o equivalente a 1 bit para cada classe de acesso, anunciando quais de suas filas virtuais têm pacotes a transmitir. Leva-se em consideração um tempo entre cada informação vinda de cada estação para o HC, para margem de erro, como sendo o valor de três vezes e meia o tempo da informação. Como exemplo, calculamos esse tempo para um sistema com 50 estações, e ele chega até um pouco menos de 0,02 ms.

Durante esse IT, o protocolo funciona de forma similar às técnicas de acesso ao meio chamadas de mini-segmentadas [11].

Obviamente esse algoritmo somente é eficiente quando o IT é menor que o tempo que se economiza não visitando inutilmente uma estação.

É importante dizer que o custo de se visitar inutilmente é grande se comparável as técnicas de envio pelos protocolos mini-segmentados. A cada visita há um gasto

de envio de um pacote selecionado a estação e à fila virtual a transmitir e um retorno dessa fila informando que não há pacotes na fila. LEVY e SIDI [93] lembram que quando um sistema está extremamente carregado, o tempo gasto entre a interrogação de cada estação é desprezível se comparado com o tempo em que as transmissões estão sendo feitas, entretanto, aqui, estamos usando disciplinas exaustivas em um sistema como número baixo de estações, justamente quando o FOHCF é mais eficiente.

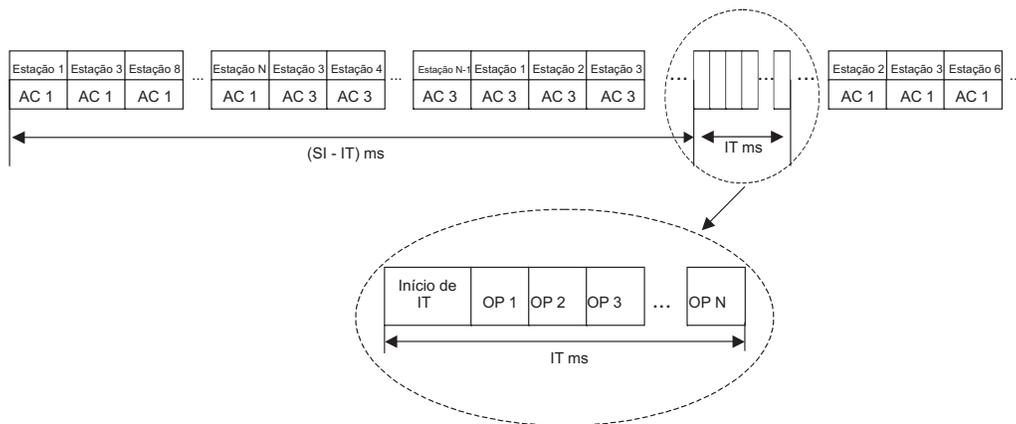


Figura 5.6: Escalonamento realizado pela disciplina otimizada.

O HC, depois de visitar todas as estações que tenham pacotes de classe AC1 e AC3 para transmitir, e ainda estiver dentro do mesmo ciclo, começa a visitar todas as estações ignorando as informações de inventário buscando por pacotes da classe AC3. O funcionamento desta disciplina de escalonamento está representado na figura 5.6.

Por causa disso podemos constatar que a classe AC3 é a mais beneficiada nessa disciplina, reduzindo o seu tempo médio de retardo, uma vez que os pacotes da fila de AC3 que chegarem durante um ciclo, tendo tempo, ainda poderão ser transmitidos durante o mesmo ciclo.

## 5.7 IEEE 802.11e HCF + EDCF

### 5.7.1 Descrição

Fizemos também uma simulação em que coloca os modos livres de contenção, com o modo em contenção. Antes é preciso descrever o processo de transição dos dois modos.

- No protocolo EDCF, a estação que conquista o direito de transmitir um pacote, pode transmitir uma rajada de pacotes durante o TXOP (*Transmission Opportunity*). O TXOP termina quando não há mais pacotes para serem transmitidos ou quando alcança a duração máxima, que aqui, neste protocolo é representado pela variável **dot11DefaultCPTXOPLimit**, disponibilizada no *802.11 Management Information Base* (MIB).
- O período de contenção termina passando para o período livre de contenção quando o meio fica PIFS sem transmissão, ou o tempo de transmissão alcança o valor de  $((1 - \mathbf{aCFPRate}/64) \times \mathbf{dot11CAPRate})$  (figura 2.7, na página 32).
- O período de contenção recomeça vindo o período livre de contenção quando o meio fica PIFS sem transmissão, ou o tempo de transmissão alcança o valor de  $(\mathbf{aCFPRate}/64) \times \mathbf{dot11CAPRate}$  (figura 2.7, na página 32).

Mais detalhes sobre a transição do período de contenção (CP) para o período livre de contenção (CFP) podem ser vistos em [94].

## 5.8 Considerações sobre as disciplinas estudadas

No que tange o ambiente durante o período com contenção foi observado durante a implementação dos protocolos que a colisão de filas dá aleatoriedade ao sistema. O sistema eficiente envolve a busca do número suficientemente alto de colisões para a

distribuição uniforme das demandas pelo meio pelo tempo, e suficientemente baixo para não impactar demais no retardo da transmissão.

No que tange o ambiente durante o período livre de contenção, vimos a importância de um escalonador eficiente e otimizado, que seja ao mesmo tempo justo e objetivo.

No próximo capítulo será avaliado todos os protocolos e suas disciplinas, principalmente se verá o ganho obtido com a proposta do protocolo de contenção adaptativo e de disciplina de escalonamento otimizado.

# Capítulo 6

## Avaliação e Comparação das Disciplinas de Escalonamento

### 6.1 Introdução

**N**ESTE capítulo serão apresentados os resultados da avaliação das disciplinas descritas no capítulo 5. Estes resultados foram obtidos com a utilização da ferramenta de simulação descrita no capítulo 4, levando em consideração os modelos de tráfego descritos no capítulo 3.

Como dissemos no capítulo 4, todo o trabalho de análise foi feito com o uso de um simulador próprio, e os resultados serão apresentados agora na forma de gráficos. Na próxima seção serão listados os parâmetros utilizados na ferramenta de simulação, contextualizando o ambiente e permitindo o melhor entendimento dos resultados apresentados em seguida.

### 6.2 Parâmetros Utilizados nas Simulações

As simulações foram realizadas considerando-se um nível de confiança de 90%, com um tempo de simulação de pelo menos 1.800 segundos. Foram realizadas 11 repetições de cada simulação para a obtenção de um intervalo de confiança adequado,

com um erro de 2,5% para mais ou para menos.

Os gráficos exibem no eixo das abscissas o número de estações competindo pelo meio. Os pontos são : 1, 2, 5, 10, 20, 30, 45, 50, 60, 80 e 100. Toda vez que se mostrou interessante exibir mais estações, foi feito. Alguns pontos que não adicionariam informação a análise visual, foram omitidos. As tabelas 6.1, 6.2, e 6.3 especificam, respectivamente, os parâmetros utilizados na camada MAC, na fonte *On-off* Exponencial e nas minifontes *On-off* Pareto, e a tabela 6.4 os parâmetros utilizados para simulação dos algoritmos de contenção.

Parâmetro	Valor
Taxa de Transmissão	11 Mbps
Tamanho do pacote	1058 bytes
Distância máxima entre duas estações	250 metros
Gerenciamento de <i>buffer</i>	<i>Complete partitioning + drop tail</i>

Tabela 6.1: Parâmetros utilizados na camada MAC.

Parâmetro	Valor
Tempo médio de permanência em <i>On</i>	1.2 segundos
Tempo médio de permanência em <i>Off</i>	1.8 segundos
Taxa em <i>On</i>	64 Kbps
Retardo máximo	250 milisegundos

Tabela 6.2: Parâmetros utilizados na modelagem da fonte *On-off* Exponencial, utilizada para o tráfego de voz (classe 1).

As taxas médias geradas por cada fonte foram validadas com o modelo analítico apresentado no capítulo 3. Observou-se o batimento dos parâmetros, visto que a taxa média do tráfego de voz ficou em aproximadamente 25.6 Kbps. O tráfego de dados, que não resolvido analiticamente devido à complexidade das minifontes Pareto, apresentou uma taxa que variava entre 190 Kbps e 230 Kbps (com moda em 197 Kbps).

Parâmetro	Valor
Quantidade de minifontes	10
$\alpha_{On}$	1.4
$b_{On}$	1.0
$\alpha_{Off}$	1.2
$b_{Off}$	1.0
Taxa de geração de pacotes em $On$	32 Kbps

Tabela 6.3: Parâmetros utilizados na modelagem da fonte autosimilar, utilizada para o tráfego de dados (classe 3).

Parâmetro	Valor
Tamanho do pacote de ACK	38 bytes
Tamanho do pacote de RTS	44 bytes
Tamanho do pacote de CTS	38 bytes
Tempo do segmento	20 ms

Tabela 6.4: Parâmetros utilizados na modelagem dos algoritmos de contenção.

## 6.3 Avaliação dos protocolos

### 6.3.1 IEEE 802.11E EDCF

Conforme observaremos na figura 6.1, esse protocolo funciona bem para a diferenciação. O linha que representa a vazão da classe mais prioritária cresce a uma velocidade constante, de acordo com o aumento do número de estações, e por conseguinte o aumento do fluxo de entrada dessa classe. A vazão alcança 0,09 no ponto 45 e 0,2 no ponto 100.

Enquanto isso, o fluxo de classe 3, de menor prioridade, mas de maior trafego de entrada (fluxo de dados), cresce até encontrar a vazão máxima total do protocolo, por volta de 0,76 (AC1 com 0,09 e AC3 com 0,66), quando esse classe começa a ceder vazão para a classe 1.

Podemos constatar isso mais claramente na figura 6.2. O retardo da AC1 é

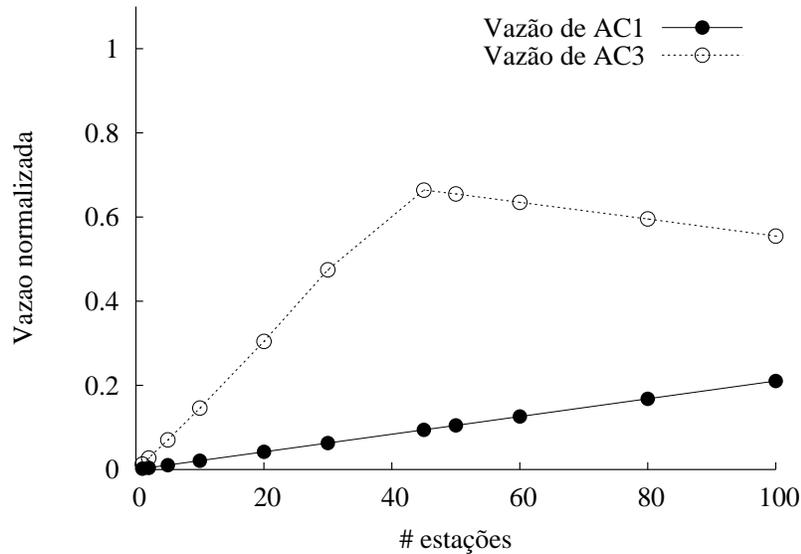


Figura 6.1: Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF.

muito pequeno em todos os números de estações. A sua linha representativa fica o tempo todo sobre o eixo das abscissas, já a linha que representa AC3, começa a achar resistência por volta de 40 estações.

Observa-se que o retardo médio da classe AC3 cresce demasiadamente rápido chegando a alcançar valores que podem comprometer a rede, quando se tem mais de 100 estações.

### Em função do tráfego de entrada

Os gráficos exibidos nesse capítulo são, em sua maioria, em função do número de estações competindo pelo meio. Se tivermos um tráfego idêntico em todas as estações, e aumentarmos o número de estações, estamos indiretamente aumentando o tráfego de chegada no sistema como um todo, entretanto existe uma diferença entre esse procedimento e o de manter o número de estações constante, aumentando o tráfego de chegada em cada estação. As disciplinas de escalonamento interno certamente influenciarão a diferença entre os dois sistemas.

Veremos na figura 6.3 as diferenças, sendo o número de estações constante de 47 estações. O valor do tráfego de chegada total no sistema pode ser visto na tabela

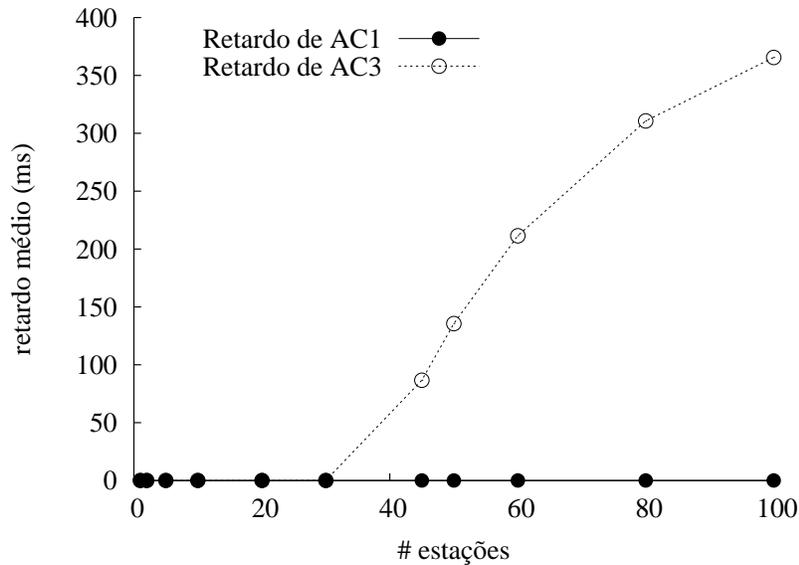


Figura 6.2: Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF.

6.5, seguindo parâmetros da tabela 6.2 e 6.3. Foi observado durante a simulação que gerou o gráfico 6.1, que a vazão máxima ocorre a partir do número de 47 estações.

Taxa AC1	Taxa AC3	Taxa filtrada p/estação	Taxa 47 estações (kbps)
16.000	8.000	55.865	2.625.232
32.000	16.000	111.712	5.250.464
64.000	32.000	223.424	10.500.928
128.000	64.000	446.848	21.001.856

Tabela 6.5: Valores de tráfego de entrada para as classes AC1 e AC3

### 6.3.2 IEEE 802.11E EDCF com filas saturadas

Fizemos também uma simulação especial. Para repetir a experiência de KONG et al em [30] simulamos o mesmo algoritmo com filas saturadas e infinitas.

Para tanto, fizemos uma alteração no simulador para ignorar os processos que tratam do tráfego de entrada. Programamos o simulador para colocar um pacote em cada fila inicialmente, e uma chegada de pacote em cada fila imediatamente antes de um pacote ser atendido daquela respectiva fila, fazendo assim que sempre haja

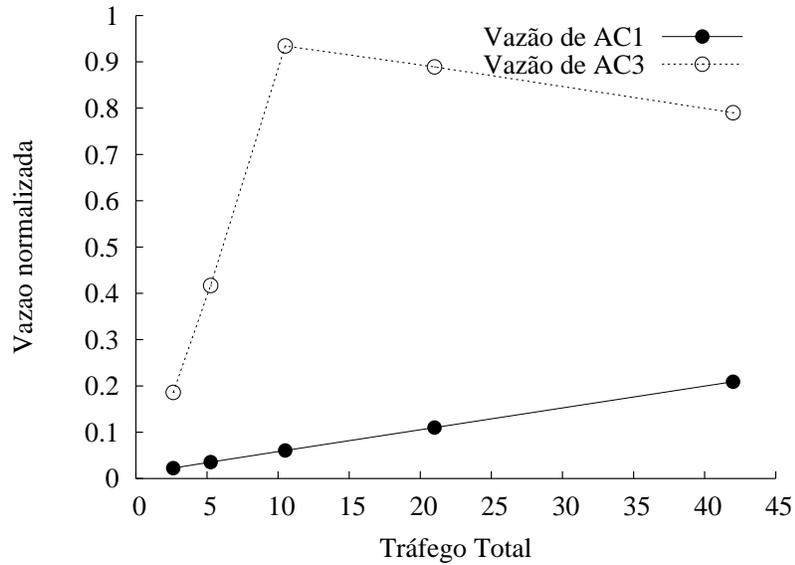


Figura 6.3: Vazão em função do tráfego de chegada (em kpbs) no sistema com 47 estações no modo IEEE 802.11E EDCF.

pelo menos um pacote na fila o tempo todo.

Com esses resultados podemos observar que o sistema funciona bem, mantendo quase uma constância na vazão normalizada (figura 6.4), com a classe AC3 um pouco abaixo de 0,6 e AC1 um pouco acima de 0,2, como no trabalho de [30], tanto para a classe mais prioritária, quanto para a menos prioritária.

Já o gráfico de retardo médio dessa simulação atua da mesma forma que o gráfico de retardo médio do EDCF, ou seja, mantém o retardo da classe mais prioritária perto de zero, e eleva rapidamente os valores de retardo da classe menos prioritária (figura 6.5). Enquanto AC1 não tem retardo maior que 80 ms em 100 estações, o AC3 cresce quase que constantemente na taxa de 6,9 ms por estação.

Para melhor entender o funcionamento do EDCF com filas saturadas, preparamos um gráfico com o número de colisões normalizadas<sup>1</sup> internas e externas, seja do protocolo EDCF com tráfego descrito nas tabelas 6.2 e 6.3, seja no mesmo protocolo com filas saturadas. A figura 6.6 mostra que as colisões externas são mais comuns, e

<sup>1</sup>A colisão normalizada foi definida como o somatório do número de colisões de toda simulação, em todas as estações, divididos pelo número de pacotes transmitidos, com sucesso ou não, e dividido pelo número de estações disputando o meio.

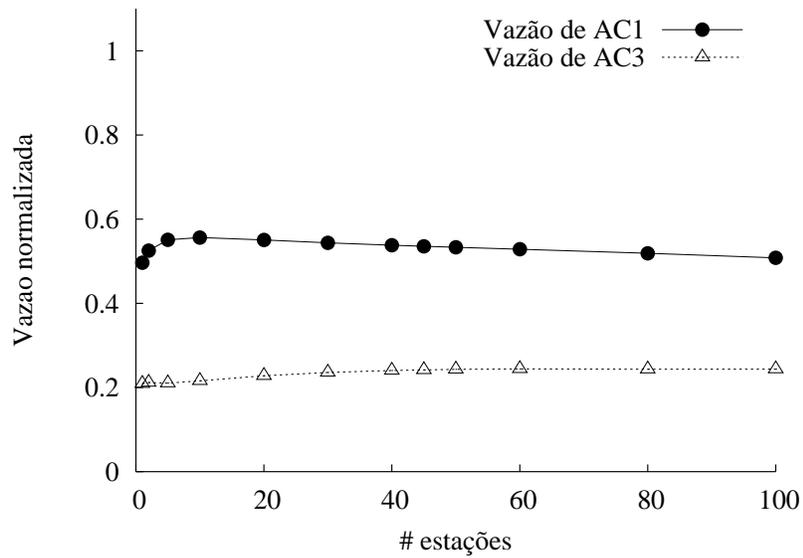


Figura 6.4: Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF com filas saturadas.

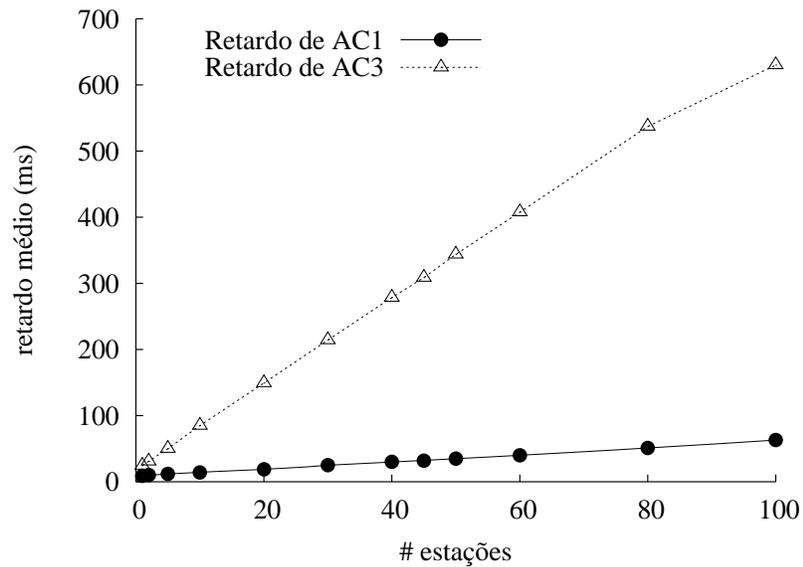


Figura 6.5: Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11E EDCF com filas saturadas.

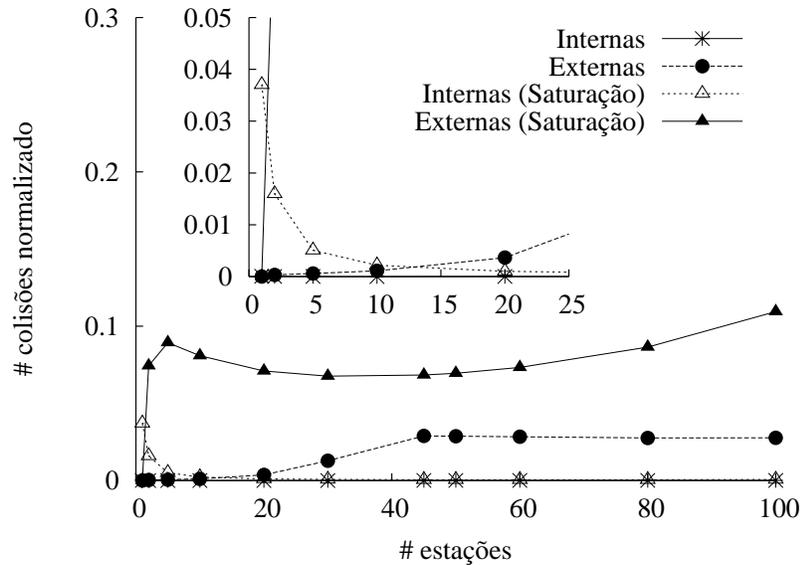


Figura 6.6: Número de colisões internas e externas no EDCF.

as elas acontecem em maior concentração quando o fluxo de entrada é muito grande.

As colisões externas em EDCF nunca ultrapassam o valor de 0,03. Já as colisões externas em EDCF com saturação de fila assume o valor 0,089 em 5, chegam ao vale em 30 estações com o valor 0,067 e ultrapassam 0,1 em 100 estações. As colisões internas são somente significantes com 1 e 2 estações no EDCF com filas saturadas, quando respectivamente assumem os valores 0,037 e 0,015.

### 6.3.3 IEEE 802.11E RAEDCF

Nessa simulação usamos o protocolo descrito na seção 5.2.2 (página 71), com os mesmos parâmetros usados para o EDCF (tabela 6.4).

As figuras 6.7 e 6.8 mostram, respectivamente, a vazão e o retardo médio do protocolo RAEDCF. No gráfico da vazão podemos ver que o RAEDCF tem desempenho um pouco melhor do que o EDCF.

Na figura 6.9 pode-se observar uma maior vazão na classe mais prioritária, AC1, quando usa-se o protocolo RAEDCF, comparando-se com o protocolo EDCF. O fato é melhor visualmente observado a partir de 30 estações competindo pelo meio. Em contrapartida, observa-se uma perda na vazão da classe menos prioritária, AC3.

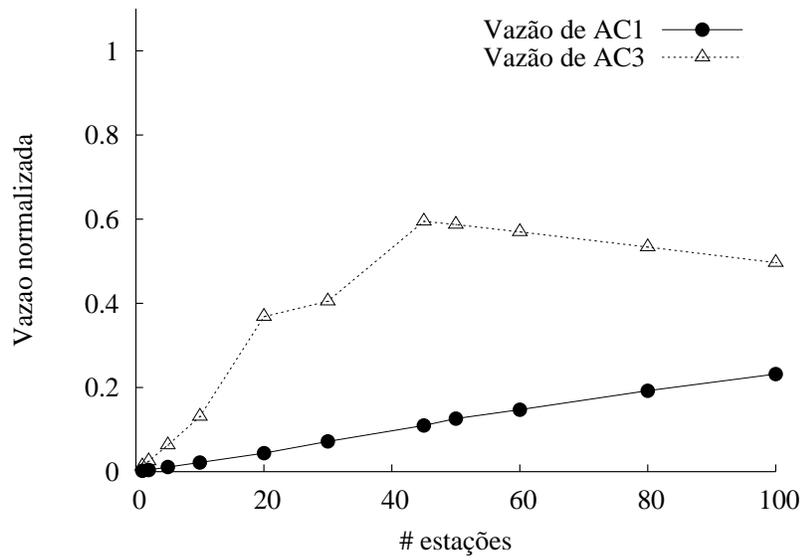


Figura 6.7: Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11E RAEDCF.

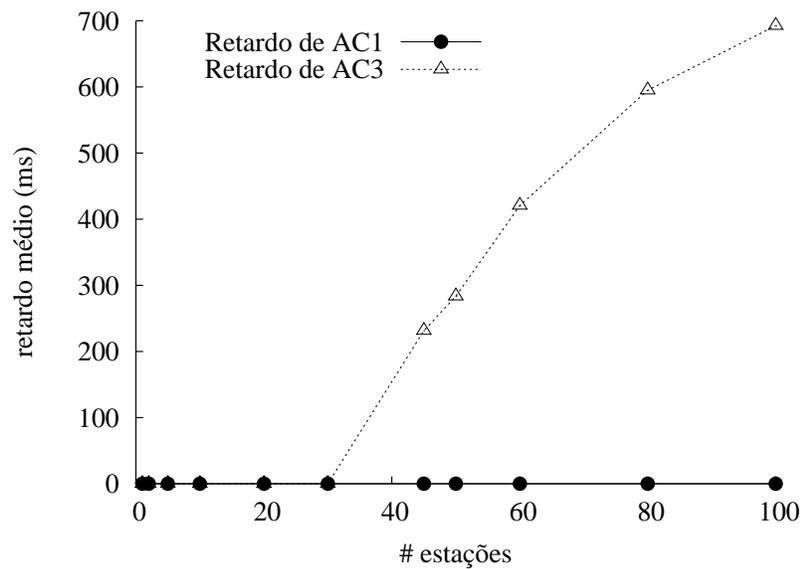


Figura 6.8: Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11E RAEDCF.

A maior contribuição desse protocolo é quando o número de estações é menor do que 30. Então o protocolo AEDCF e o RAEDCF parecem ter um retardo bem menor do que o EDCF. A figura 6.10 mostra essa diferença em detalhes, principalmente no que tange os fluxos de maior prioridade (AC1).

Para terminar a análise dos protocolos de contenção, saturamos as filas das classes de todas as estações com o protocolo RAEDCF, e o resultado não foi bom para a classe menos prioritária. As figuras 6.11 e 6.12 mostram uma comparação dos protocolos EDCF e RAEDCF com filas saturadas. AC1 tem vazão menor que 0,6 em EDCF e um pouco menor que 0,8 em RAEDCF, já o AC3 assume um valor um pouco maior que 0,2 em EDCF e assume uma vazão muito próxima de 0 em RAEDCF.

### 6.3.4 IEEE 802.11E HCF

Com esta disciplina de escalonamento a vazão máxima (99.8%) foi atingida com 47 estações, conforme pode ser observado na figura 6.13. Cabe observar que a disciplina implementada baseia-se na utilização da interrogação até mesmo para o tráfego não prioritário (melhor esforço). No entanto, este gráfico é importante para o melhor entendimento dos próximos, que exibirão os resultados das demais métricas estudadas.

Sabendo-se que a vazão máxima é obtida quando o meio de transmissão está sobrecarregado, pela figura 6.13 observa-se que, com os parâmetros utilizados (apresentados no capítulo 4), com 47 estações o meio entra em sobrecarga<sup>2</sup>, patamar a partir do qual começarão a ocorrer perdas devido a enfileiramento e o aumento do retardo, porém onde a disciplina de escalonamento terá papel fundamental para que seja obtida a diferenciação de serviços. Cabe observar que o valor corresponde ao esperado, considerando as taxas médias mencionadas nos capítulo 3.

O retardo médio da AC1 e da AC3 pode ser observado na figura 6.14. Através desta figura constata-se que o retardo permanece constante e abaixo do máximo permitido, que é de 250 ms para pacotes de voz.

---

<sup>2</sup>Nesse ponto AC1 tem vazão 0,056 e AC3 tem vazão 0,93.

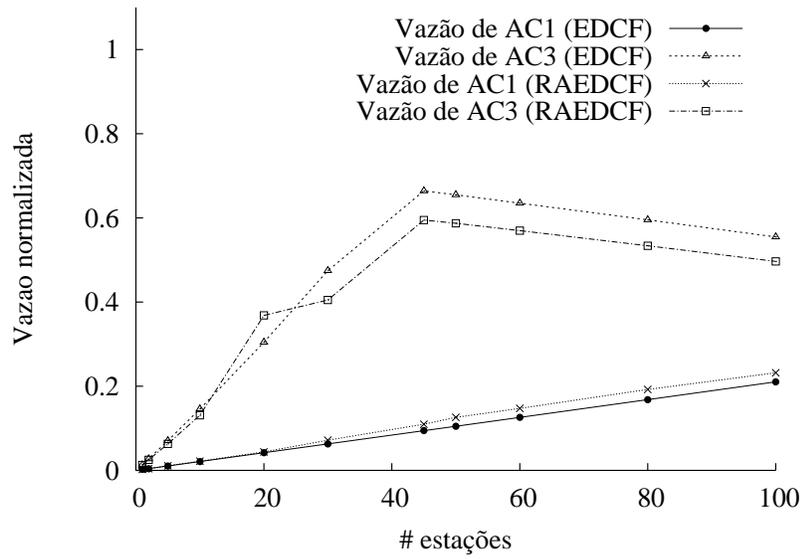


Figura 6.9: Vazão em função do número de estações nos modos EDCF e RAEDCF.

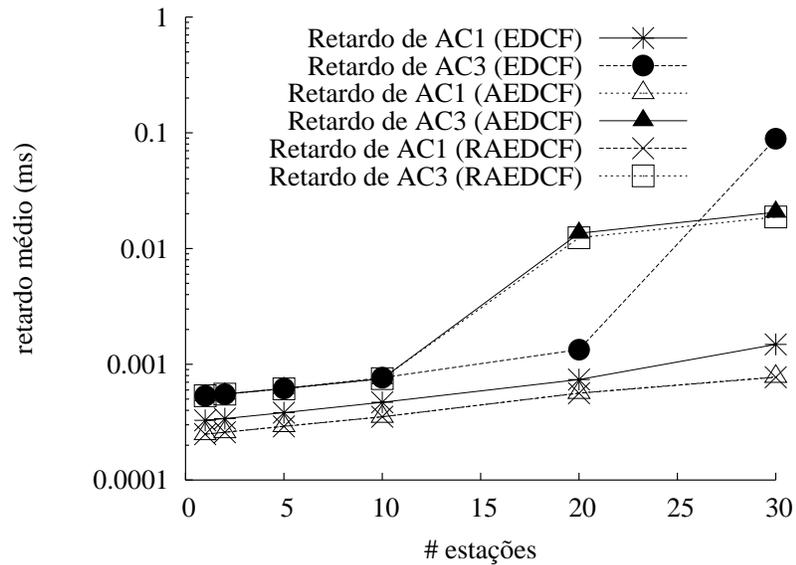


Figura 6.10: Retardo médio em função do número de estações nos modos EDCF, AEDCF e RAEDCF.

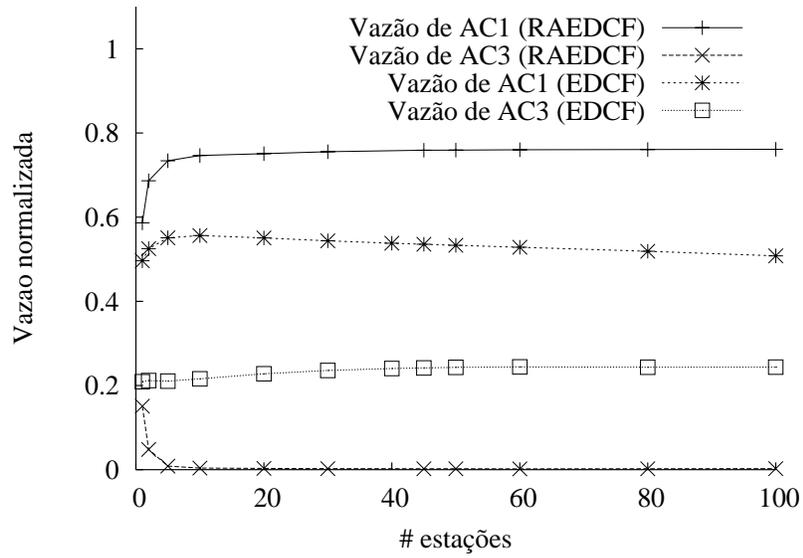


Figura 6.11: Comparação da vazão do protocolo EDCF e RAEDCF com filas saturadas.

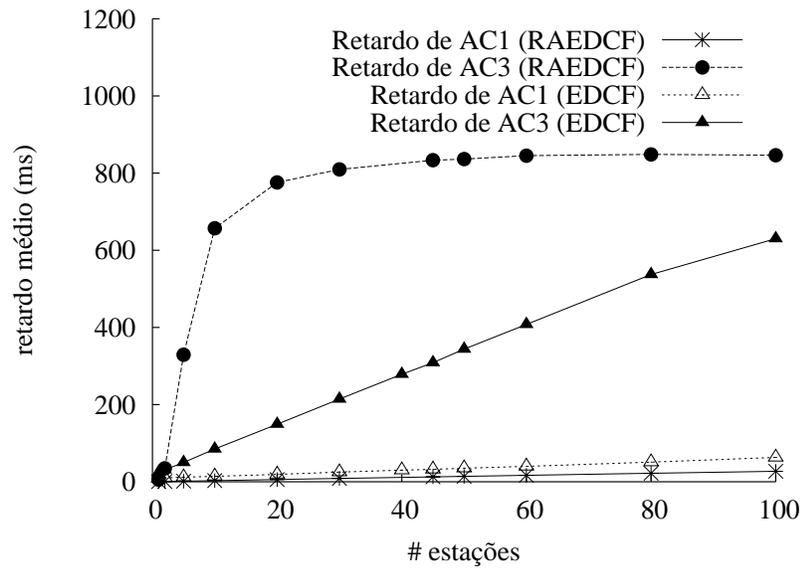


Figura 6.12: Comparação do Retardo médio do protocolo EDCF e RAEDCF com filas saturadas.

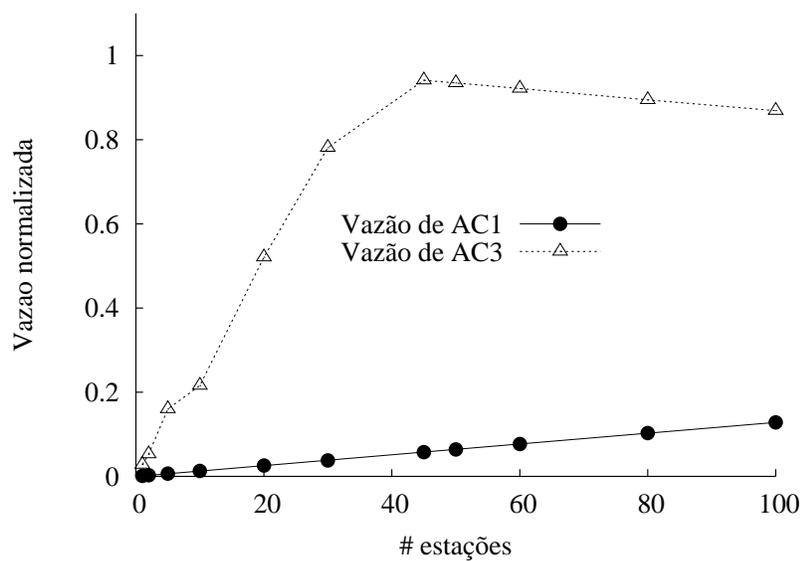


Figura 6.13: Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF.

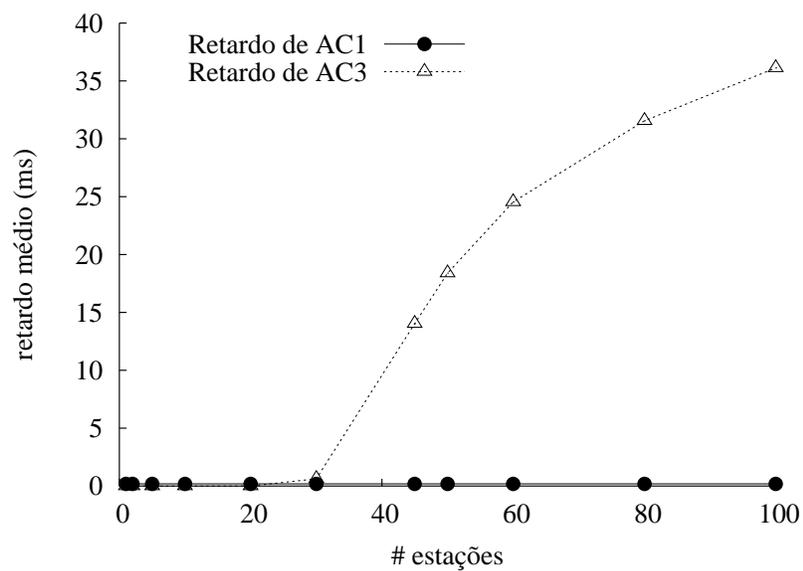


Figura 6.14: Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF.

Conforme colocado anteriormente, segundo o escalonamento proposto pelo IEEE 802.11E HCF as transmissões das classes prioritárias, que utilizam o modo HCCA, respeitam o SI calculado pelo escalonador. Este fato pode ser confirmado pela duração média do ciclo, apresentada na figura 6.15. Esta métrica mostra que os ciclos de interrogação permaneceram com uma duração média bem próxima ao SI calculado, que foi de um pouco menos que 200 ms.

Finalmente, e de acordo com as regras expostas no capítulo 5, observa-se que o período utilizado para transmissões de baixa prioridade reduz a medida em que o número de estações aumenta, considerando que todas as estações possuem tráfego prioritário a transmitir.

### **6.3.5 Disciplinas Limitada com Ciclos Variáveis**

Esta disciplina foi estudada sob as mesmas métricas, apresentando os resultados exibidos nesta seção. A vazão se comportou de forma similar à vazão observada com a disciplina do 802.11E HCF, conforme pode ser observado na figura 6.16.

O retardo das classes 1 também permaneceram abaixo do limite definido de 250 ms (voz), conforme pode ser observado na figura 6.17, mostrando que a disciplina considerada satisfaz as condições de QoS no que diz respeito ao retardo. Já o retardo da classe não prioritária é bastante penalizado, conforme podemos ver.

A duração média do ciclo de interrogação pode ser observado na figura 6.18. É possível constatar que o mesmo permaneceu abaixo dos 200 ms.

### **6.3.6 Disciplinas Exaustiva e Limitada**

Nesta seção serão apresentados os resultados da avaliação da utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada, de acordo com o funcionamento descrito no capítulo 5.

Primeiramente foi analisada a vazão do protocolo sob a utilização destas disciplinas, que permaneceu similar à vazão observada nas disciplinas estudadas anteriormente. A figura 6.19 exhibe este resultado, por exemplo em 40 estações o gráfico

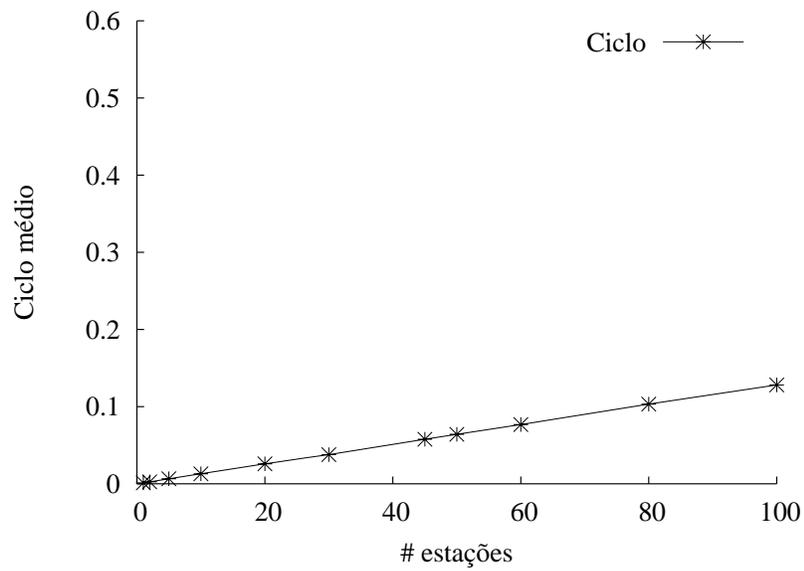


Figura 6.15: Duração média do ciclo interrogação na disciplina e escalonamento proposto pelo IEEE 802.11e HCF.

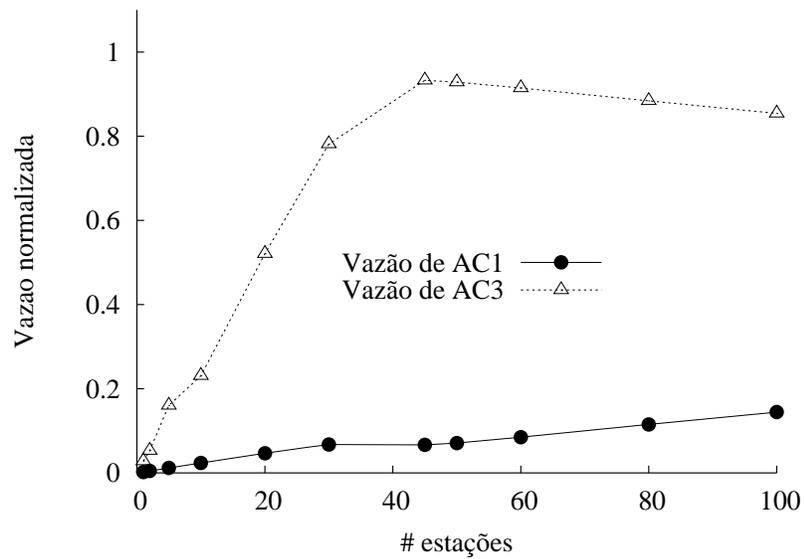


Figura 6.16: Vazão em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF na disciplina Limitada com Ciclos Variáveis.

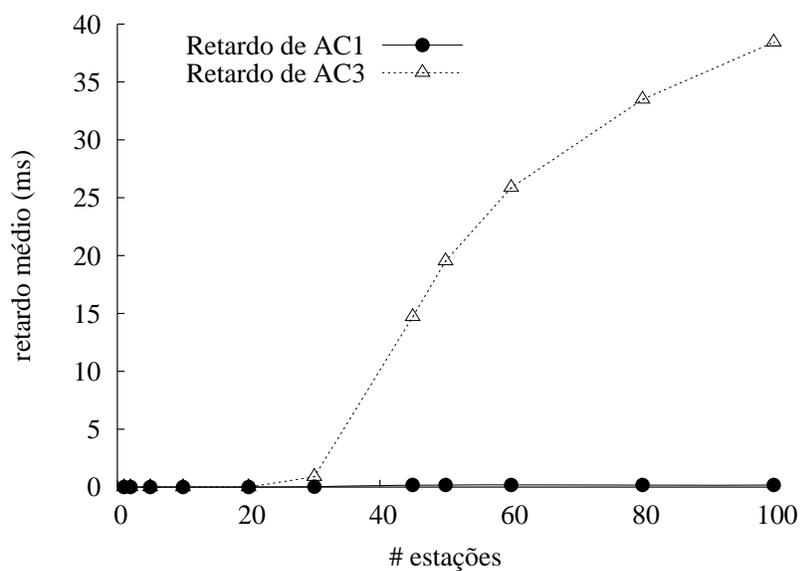


Figura 6.17: Retardo médio em função do número de estações no modo IEEE 802.11e HCF na disciplina Limitada com Ciclos Variáveis.

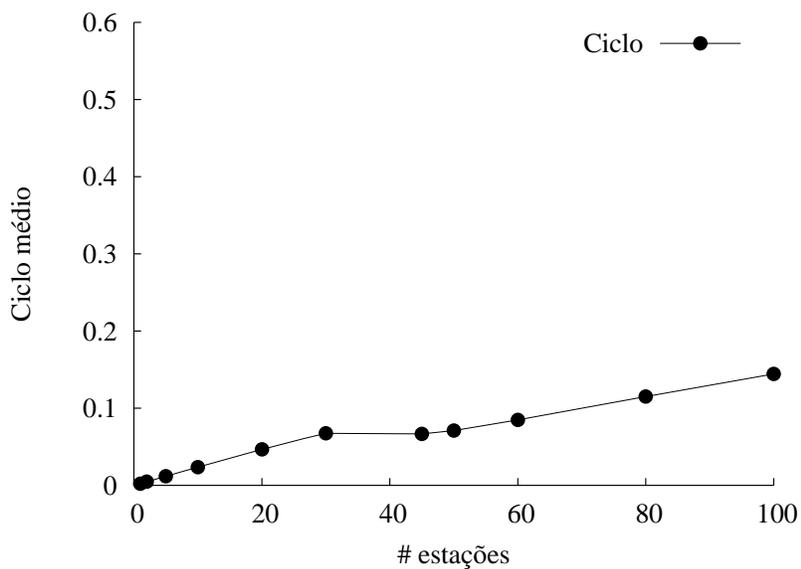


Figura 6.18: Duração média do ciclo interrogação na disciplina Limitada com Ciclos Variáveis.

assume valores 0,092 e 0,89, respectivamente para as classes AC1 e AC3.

Já o retardo observado permanece bem abaixo do limite definido de 250 ms para voz, mostrando a grande eficiência da utilização da disciplina exaustiva para as classes prioritárias. Observa-se também que o retardo médio dos pacotes de vídeo é ligeiramente superior ao retardo médio dos pacotes de voz. A figura 6.20 mostra o retardo médio de cada das classes 1 e 3.

Também pode ser observado que o tráfego de baixa prioridade não influencia o retardo médio dos pacotes de alta prioridade, fato este que não ocorreria caso todas as classes fossem escalonadas segundo a disciplina exaustiva.

A duração média do ciclo a um tráfego alto ficou próximo a 200 ms, conforme pode ser observado na figura 6.21. Cabe observar que este foi o limite definido para este cenário, e sua alteração impacta diretamente no TXOP médio da classe 3, que por sua vez impactaria nos retardos e perdas observados.

### 6.3.7 Disciplina Otimizada

Nesta seção serão apresentados os resultados do uso da disciplina otimizada, que é uma variação sobre a disciplina utilizada HCF, já falada na seção 5.6.

Antes de mostrar os resultados, precisamos descrever como foi desenvolvido o código do simulador para produzir tráfego de chegada assimétrica.

#### Tráfego assimétrico

Até esse ponto usamos um modelo de chegada que impunha ao simulador um tráfego igual para todas as estações. A disciplina otimizada, é menos eficiente quando o tráfego é igual em todas as estações, pela sua própria lei de formação que ganha sobre a sobrecarga de uma estação sobre o ócio das outras.

Nós só variamos o tráfego de voz para esse modelo. O tráfego de dados continua o mesmo.

Nos outros modelos, a fonte de voz era uma fonte *On-off* que ficava em produção

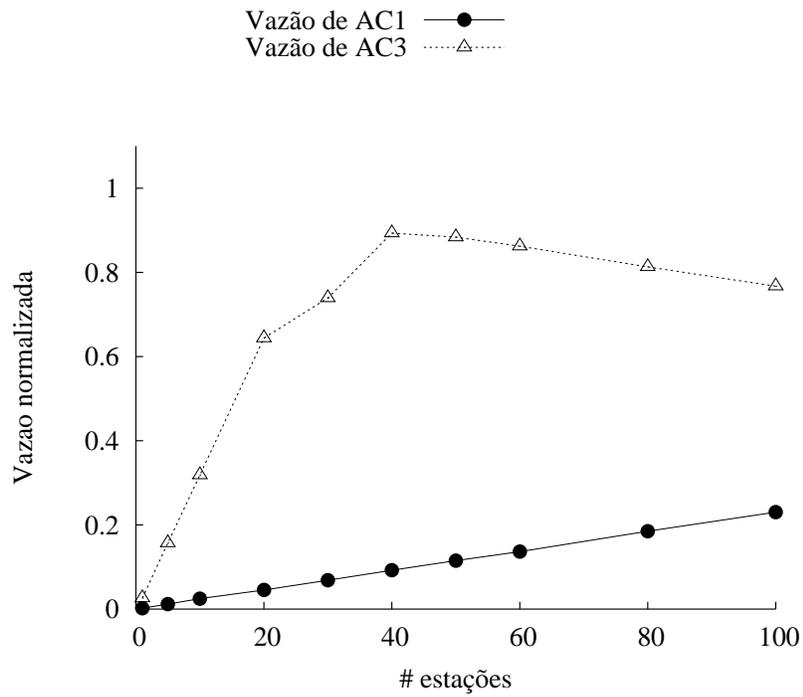


Figura 6.19: Vazão em função do número de estações na utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada.

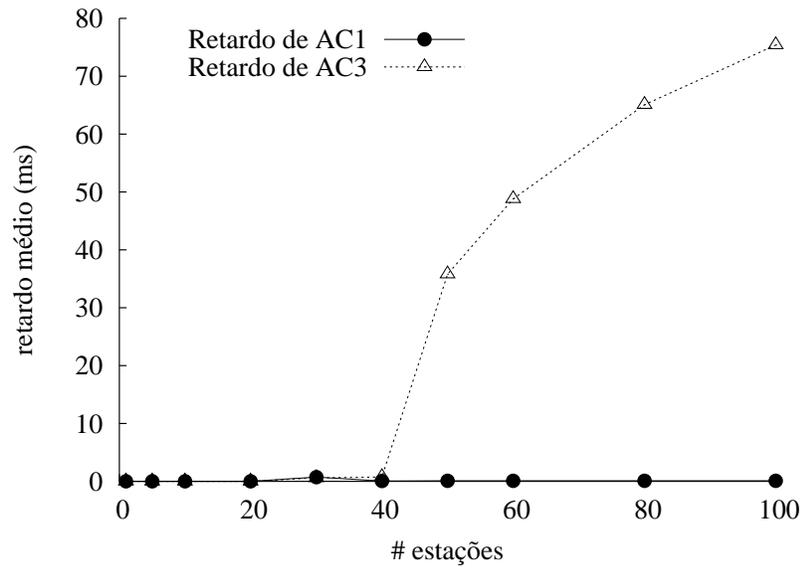


Figura 6.20: Retardo Médio (em segundos) na utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada.

seguindo uma variável aleatória exponencial de média 1,2 segundos e em silêncio seguindo uma variável aleatória exponencial de média 1,8 segundos (vide tabela 6.2). Para esse modelo de tráfego assimétrico, criamos um vetor com 5 posições, tento em cada célula um valor para o tempo médio de silêncio ou de produção da fonte *On-off* Exponencial : 0,4 segundos, 1,2 segundos, 1,4 segundos, 4 segundos, 13 segundos. Criamos, então, uma variável aleatória uniforme que escolhe um dos cinco tempos a cada vez que a fonte decide quanto tempo ficará em produção ou quanto tempo ficará em silêncio.

Essa estratégia não faz uma estação receber mais tráfego do que as outras durante o período de simulação, mas sim somente durante um espaço de tempo menor que o tempo de simulação.

## Resultados

Simulamos novamente a disciplina HCF com esse novo modelo de tráfego para a melhor comparação. As figuras 6.22 e 6.23 exibem, respectivamente, a vazão e o retardo médio do HCF com o modelo de tráfego assimétrico. Enquanto as figuras 6.24 e 6.25 exibem, respectivamente, a vazão e o retardo médio do FOHCF com o modelo de tráfego assimétrico.

Observa-se que a solução do uso da disciplina otimizada (FOHCF) traz uma vazão para a classe mais prioritária melhor que na disciplina HCF. O gráfico de retardo médio também traz resultados positivos, com pontos atraentes tanto para a classe mais prioritária quando para a classe menos prioritária.

Note também que com uma estação não podemos usar a disciplina FOHCF, pois então não haveria ganho, uma vez que deixar o HC ocioso é tão custoso quanto fazê-lo visitar uma estação sem saber se terá pacotes a serem transmitidos.

## 6.4 Avaliação do funcionamento conjunto

Fizemos algumas simulações dos protocolos de contenção e livres de contenção, como foi realmente implementado no padrão IEEE 802.11e. A forma como funciona

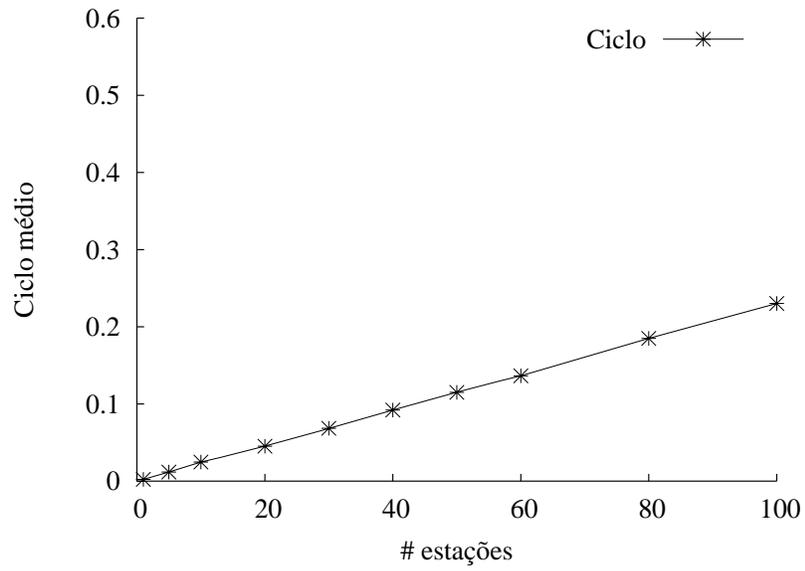


Figura 6.21: Duração média do ciclo interrogação na utilização simultânea das disciplinas exaustiva e limitada.

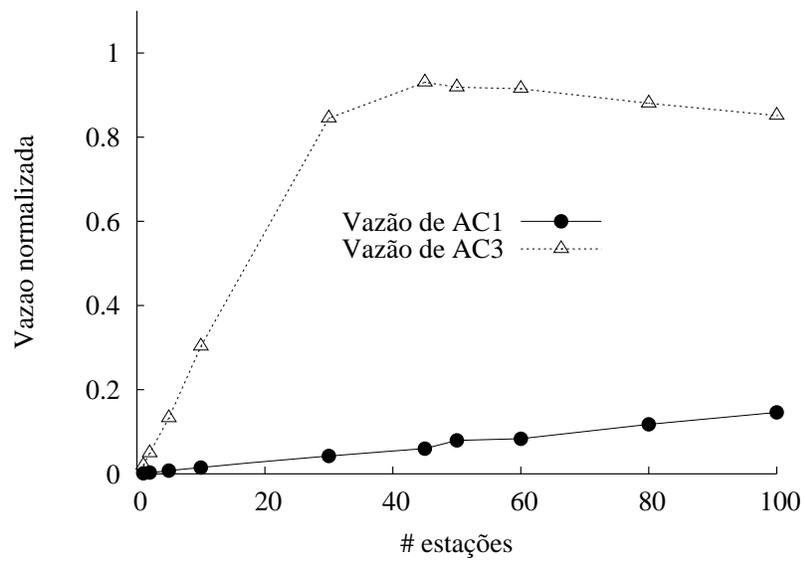


Figura 6.22: Vazão no HCF com tráfego assimétrico.

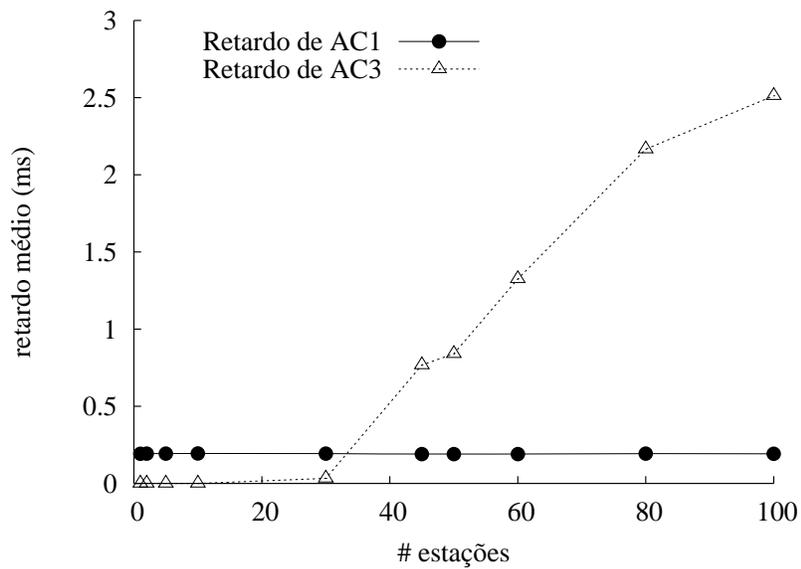


Figura 6.23: Retardo médio no HCF com tráfego assimétrico.

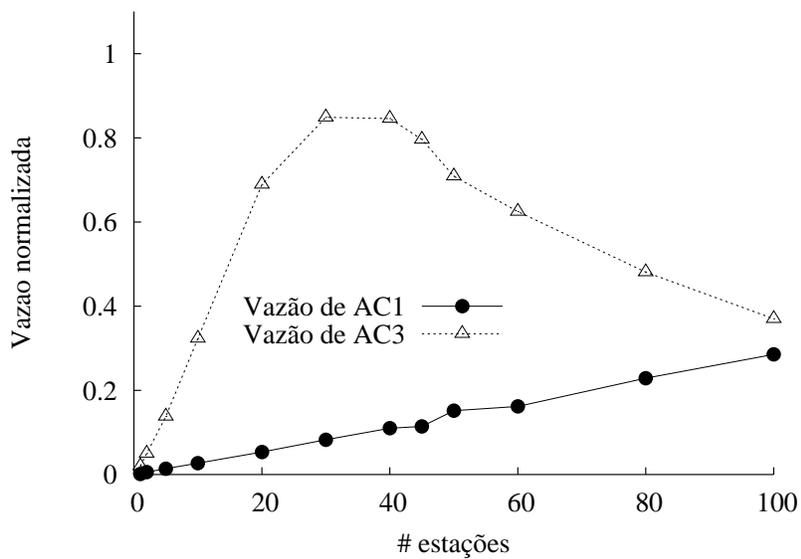


Figura 6.24: Vazão no FOHCF com tráfego assimétrico.

a transição do modo de contenção para o modo livre de contenção foi descrito na seção 5.7.

#### **6.4.1 HCF + EDCF**

Nesse seção mostraremos o resultado do HCF com a disciplina proposta no padrão em conjunto com o EDCF.

As figuras 6.26 e 6.27 mostram a vazão e o retardo médio nessa implementação.

#### **6.4.2 HCF com Disciplinas Limitada com Ciclos Variáveis + EDCF**

Nesse seção mostraremos o resultado do HCF com a disciplina Limitada com Ciclos Variáveis em conjunto com o EDCF.

As figuras 6.28 e 6.29 mostram a vazão e o retardo médio nessa implementação.

#### **6.4.3 HCF com Disciplinas Exaustiva e Limitada + EDCF**

Nesse seção mostraremos o resultado do HCF com as disciplinas Exaustiva e Limitada em conjunto com o EDCF.

As figuras 6.30 e 6.31 mostram a vazão e o retardo médio nessa implementação.

#### **6.4.4 Considerações acerca das simulações em conjunto**

Fizemos simulações do protocolo de contenção EDCF com o protocolo livre de contenção na disciplina proposta pelo IEEE 802.11e, e nas disciplinas Limitada com Ciclos Variáveis e Limitada e Exaustiva. A última simulação foi, novamente, a que melhor desempenho mostrou, como era de se esperar.

Não fizemos simulações com fluxo assimétrico de chegada de pacotes nas filas, portanto não podemos mostrar o desempenho da disciplina otimizada. A comparação com essa disciplina demandaria uma simulação com fluxo assimétrico para todas

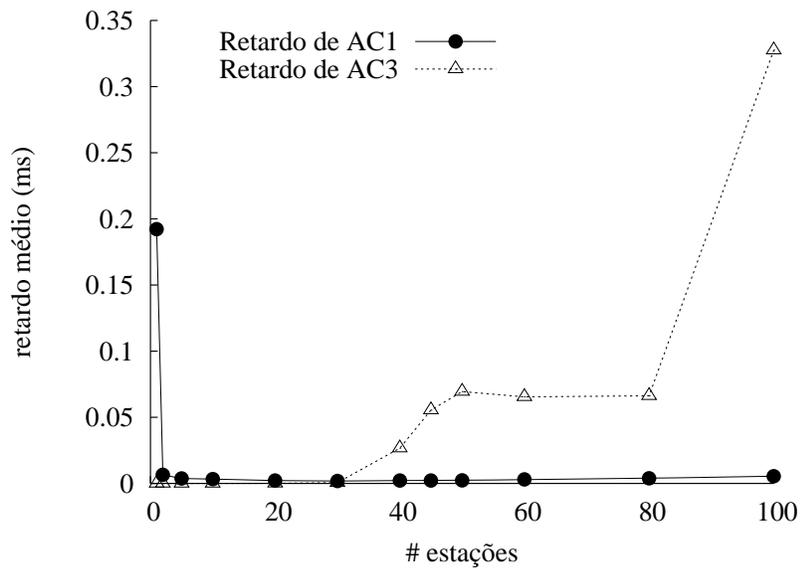


Figura 6.25: Retardo médio no FOHCF com tráfego assimétrico.

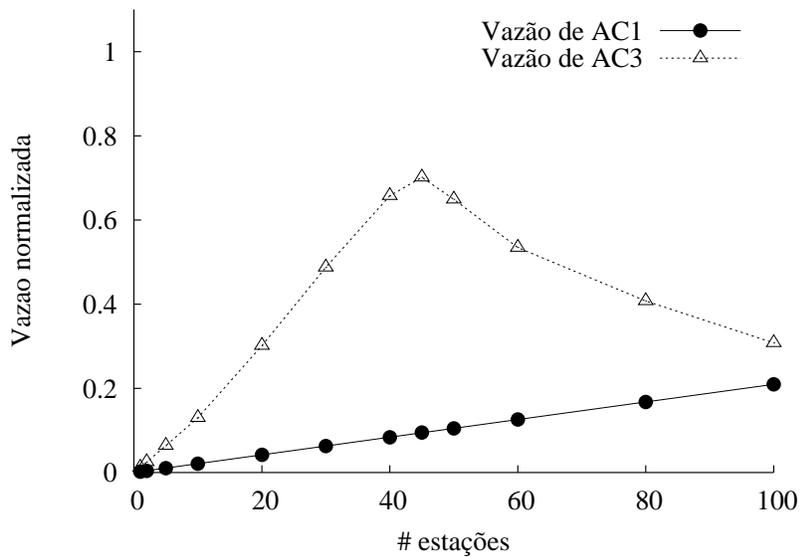


Figura 6.26: Vazão do sistema montado com o HCF e o EDCF.

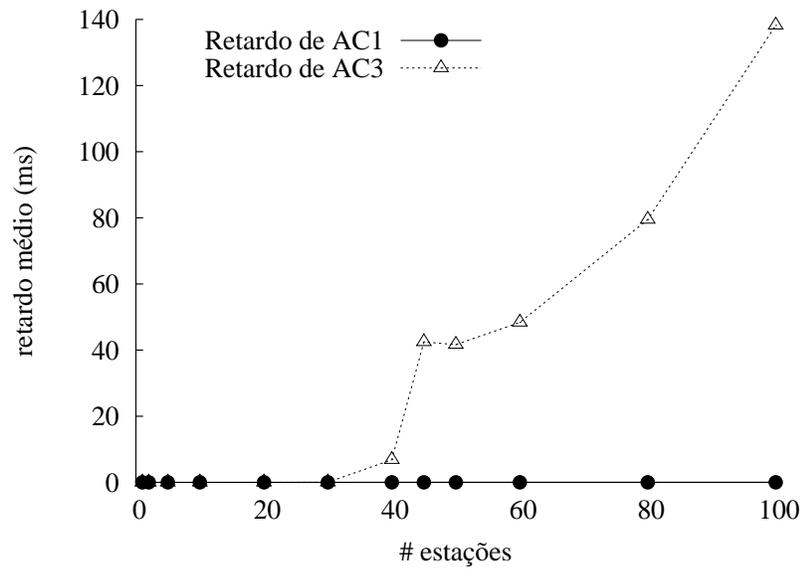


Figura 6.27: Retardo médio do sistema montado com o HCF e o EDCF.

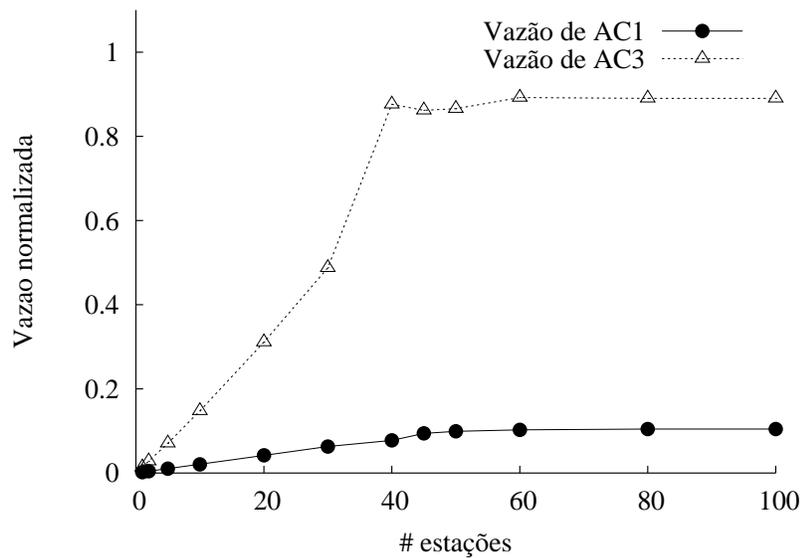


Figura 6.28: Vazão do sistema montado com o HCF com Disciplina Limitada com Ciclos Variáveis e o EDCF.

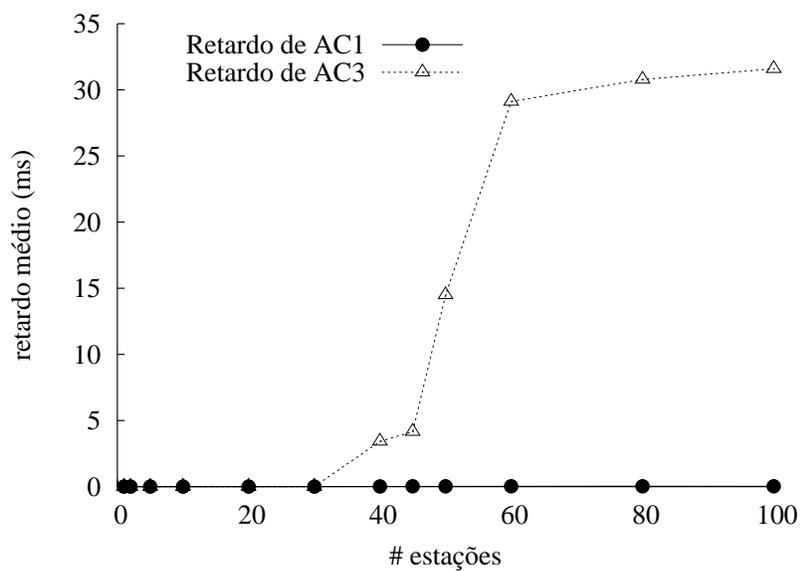


Figura 6.29: Retardo médio do sistema montado com o HCF com Disciplina Limitada com Ciclos Variáveis e o EDCF.

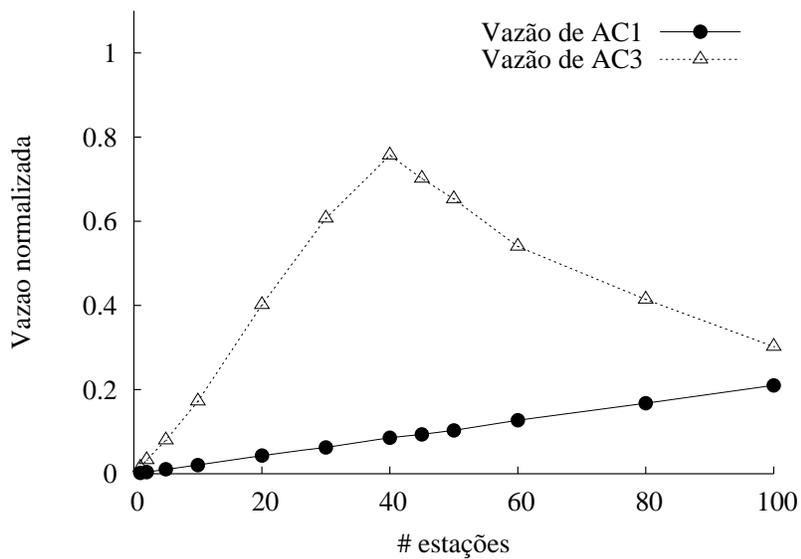


Figura 6.30: Vazão do sistema montado com o HCF com Disciplinas Exaustiva e Limitada e o EDCF.

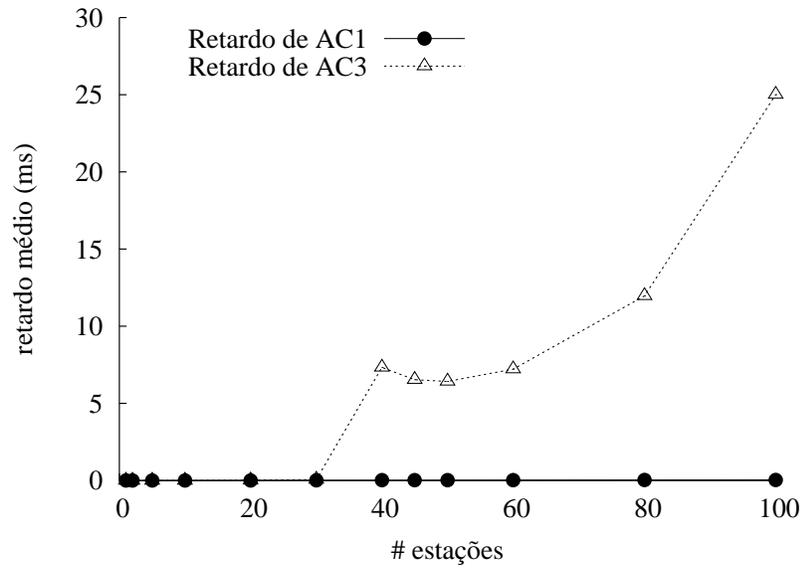


Figura 6.31: Retardo médio do sistema montado com o HCF com Disciplinas Ex-austiva e Limitada e o EDCF.

as demais disciplinas, o que será adicionado como trabalhos futuros.

# Capítulo 7

## Conclusões e Trabalhos Futuros

### 7.1 Conclusões

COM esse trabalho esperamos contribuir para o melhor entendimento das funções de diferenciação de serviços no protocolo mais utilizado para redes locais sem fio (padrão 802.11). Nessas páginas o leitor tem a sua disposição a detalhamento dos aspectos que envolvem a disputa pelo acesso ao meio transportador.

Também contribuímos com a especulação de que pequenas melhorias nos protocolos padronizados pelo IEEE poderíamos ter ganhos no seu desempenho.

Foram apresentados 3 alternativas ao escalonador descrito pelo IEEE ([34]) para o protocolo de acesso livre de contenção (interrogação), e 1 alternativa ao protocolo EDCF de disputa pelo meio com contenção.

No capítulo 4, além da descrição da ferramenta de simulação, foram identificadas e definidas métricas importantes para a comparação de protocolos de acesso ao meio e disciplinas de escalonamento. Também foi descrito o embasamento matemático utilizado nas simulações.

No capítulo 6 o leitor tem bem detalhado as vantagens das propostas em relação ao padrão existente.

## 7.2 Trabalhos Futuros

Diversos são os estudos complementares que podem ser realizados com base nos resultados apresentados nesta dissertação. Nesta seção serão listados os principais como sugestões para trabalhos futuros.

Esta dissertação considerou uma única disciplina de gerenciamento de *buffer*, porém, conforme foi apresentado no capítulo 3, diversas são as alternativas. A utilização de disciplinas diferentes pode trazer resultados distintos quanto à diferenciação de serviços, constituindo uma área de oportunidade para novos estudos.

Poderiam também ser simulados cenários onde o tráfego é assimétrico, ou seja, as taxas médias de cada modelo de tráfego podem variar de acordo com a estação, que por sua vez pode não possuir todos os tipos de tráfego existentes na rede.

Pode-se também fazer o mesmo estudo introduzindo-se, agora, rotinas de controle de admissão de conexões (CAC). Pode-se estabelecer valores mínimos e máximos para as métricas principais de qualidade de serviços, e os novos fluxos seriam aceitos ou não pelas rotinas de CAC.

A aplicação de políticas de controle de admissão também traria resultados interessantes para complementar esta pesquisa. O efeito de diferentes políticas na diferenciação de serviços e o impacto no tráfego dos fluxos prioritários e não prioritários seria um bom ponto de partida para novos trabalhos.

Lançamos mão dessa ferramenta uma vez para estudar a proposta FOHCF (seção 5.6), mas gostaríamos de fazer tal estudo para todas as propostas e analisar seus comportamentos.

Resultados importantes também poderiam ser alcançados levando em consideração a mobilidade do ambiente sem fio. Modelos de mobilidade como os apresentados em [1, 2, 3] poderiam ser aplicados para a obtenção do nível de QoS atingido, prevenindo situações como o particionamento da rede e o comportamento da disciplina de escalonamento sob um número variável de estações.

A adaptividade do tamanho da janela de contenção buscada com o protocolo RAEDCF na seção 5.2.2 poderia ser substituído por uma rotina, roubada da ciência

de Inteligência Artificial, que aprendesse a distribuir as filas quanto ao momento de tentativa de acesso ao meio. Essa rotina deveria necessitar de baixo poder computacional, como exemplo citamos a ADALine.

Finalmente, a interface gráfica para o simulador poderia ser reconstruída com base nas alterações realizadas. Além disso, a ferramenta poderia passar por uma reestruturação de forma a modularizar alguns componentes críticos, como a função responsável pelo escalonamento. Esta reestruturação permitiria maior flexibilidade para a inclusão de novas disciplinas de escalonamento.

# Referências Bibliográficas

- [1] CAMPOS, C. A. V., OTERO, D. C., DA SILVA, A. M., DE ALBUQUERQUE, L. R., AND DE MORAES, L. F. M. Mobilidade em Redes Sem Fio Ad hoc. In *Minicurso do V Workshop de Comunicação Sem Fio e Computação Móvel (WCSF2003)* (São Lourenço, MG, Brasil, Outubro 2003), pp. 1–40.
- [2] CAMPOS, C. A. V., OTERO, D. C., AND DE MORAES, L. F. M. Realistic Individual Mobility Markovian Models for Mobile Ad Hoc Networks. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WCNC 2004* (Atlanta, GA, USA, March 2004), vol. 4, pp. 1980–1985.
- [3] CAMPOS, C. A. V. Uma Modelagem da Mobilidade Individual para Redes Móveis Ad Hoc. Tese de Mestrado, COPPE/UFRJ, Dezembro 2003.
- [4] SU, W., LEE, S.-J., AND GERLA, M. Mobility prediction and routing in ad hoc wireless networks. *Int. J. Netw. Manag.* 11, 1 (2001), 3–30.
- [5] GUPTA, N., AND DAS, S. R. A capacity and utilization study of mobile ad hoc networks. *26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2001), 14-16 November 2001, Tampa, Florida, USA, Proceedings* (November 2001), 576–583.
- [6] KLEINROCK, L. On Resource Sharing in a Distributed Communication Environment. *IEEE Transactions on Communication* (January 1979), 27–34.
- [7] KLEINROCK, L. On Queueing Problems in Random-Access Communications. *IEEE Transactions on Information Theory IT-31*, 2 (March 1985), 166–175.

- [8] TOBAGI, F. A. Multiaccess Protocols in Packet Communication Systems. *IEEE Transactions on Communication COM-28*, 4 (April 1980), 468–488.
- [9] KLEINROCK, L. *Queueing Systems volume II: Computer Applications*. Wiley-Interscience, 1976.
- [10] KLEINROCK, L. Performance of distributed multi-access computer communication systems. In *IFIP Congress Proceedings (1977)*.
- [11] KLEINROCK, L., AND SCHOLL, M. Packet Switching in Radio Channels: New Conflict-Free Multiple Access Schemes. *IEEE Transactions on Communications COM-28*, 7 (July 1980), 1015–1029.
- [12] KLEINROCK, L., AND TOBAGI, F. A. Packet Switching in Radio Channels: Part I - Carrier Sense Multiple Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics. *IEEE Transactions on Communications COM-23*, 12 (December 1975), 1400–1416.
- [13] KUROSE, J. F., SCHWARTZ, M., AND YEMINI, Y. Multiple-Access Protocols and Time-Constrained Communication. *ACM Computing Surveys* 16, 1 (March 1984), 43–70.
- [14] TOBAGI, F. A., AND KLEINROCK, L. Packet Switching in Radio Channels: Part II - The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution. *IEEE Transactions on Communications COM-23*, 12 (August 1975), 1417–1433.
- [15] LEE, Y.-Z., KAPOOR, R., AND GERLA, M. An Efficient And Fair Polling Scheme For Bluetooth. In *Proceedings of MILCOM 2002* (October 2002), vol. 2, pp. 1062–1068.
- [16] SCHILLER, J. *Mobile Communications*. Addison-Wesley, 2000.
- [17] SAIRAM, K. V. S. S. S. S., GUNASEKARAN, N., AND REDDY, S. R. Bluetooth in Wireless Communication. *IEEE Communications Magazine* (June 2002), 90–96.

- [18] KARDACH, J. Bluetooth Architecture Overview. *Intel Technology Journal* (Second Quarter 2000).
- [19] KHUM-JUSH, J., SCHRAMM, P., MALMGREN, G., AND TORSNER, J. HiperLAN2: Broadband Wireless Communications at 5 Ghz. *IEEE Communications Magazine* (June 2002), 130–136.
- [20] NAHRSTEDT, K., AND STEINMETZ, R. Resource management in networked multimedia systems. *IEEE Computer* 28, 5 (1995), 52–63.
- [21] KESHAV, S. *An engineering approach to computer networking: ATM networks, the Internet, and the telephone network*. Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc., Boston, MA, USA, 1997.
- [22] KUROSE, J., AND ROSS, K. *Computer Networks: A Top-Down Approach*. Wiley-Interscience, 2001.
- [23] SCHWARTZ, M. *Broadband Integrated Networks*. Prentice Hall, 1996.
- [24] CHOI, S. *QoS Guarantees in Wireless/Mobile Networks*. Tese de Doutorado, University of Michigan, 1999.
- [25] LIMA, L. Um Framework para Provisão de QoS em Redes Móveis Sem Fio. Tese de Mestrado, PUC-RJ, Agosto 2002.
- [26] DE PINHO, L. B. Estratégias Escaláveis para Distribuição de Mídias Contínuas sob Demanda em Redes sem Fio. Qualificação de doutorado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE/Engenharia de Sistemas e Computação, Junho 2005.
- [27] TAKAGI, H. Queueing Analysis of Polling Models: An Update. *Stochastic Analysis of Computer and Communication Systems* (1990), 267–318. ed. Elsevier Science Publishers.
- [28] PAREKH, A. K., AND GALLAGER, R. G. A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case. *IEEE Transactions on Networking* 1, 3 (June 1993), 344–357.

- [29] OTERO, D. C. Alternativas para Diferenciação de Serviços em Redes Locais sem Fio. Dissertação de mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE/Engenharia de Sistemas e Computação, Dezembro 2004.
- [30] KONG, Z., TSANG, D. H. K., BENSAOU, B., AND GAO, D. Performance analysis of IEEE 802.11e contention-based channel access. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 22, 10 (December 2004), 2095–2106.
- [31] ANSEL, P., NI, Q., AND TURLETTI, T. FHCF: A Fair Scheduling Scheme for 802.11e WLAN. Relatório Técnico 4883, INRIA, July 2003.
- [32] GRILO, A., MACEDO, M., AND NUNES, M. A Scheduling Algorithm for QoS Support in IEEE802.11E Networks. *IEEE Wireless Communications* (June 2003), 36–43.
- [33] IEEE 802.11e/d4.1, Draft Supplement to Part 11: Wireless LAN MAC and Physical Layer Specifications: MAC Enhancements for QoS, February 2003.
- [34] IEEE Std 802.11-1999, Part 11: Wireless LAN MAC and Physical Layer Specifications. Reference number ISO/IEC 8802-11:1999(E), IEEE Std 802.11, 1999.
- [35] RUBINSTEIN, M. G., AND REZENDE, J. F. Qualidade de serviço em redes 802.11. *Anais do XX Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC2002)* (Maio 2002).
- [36] BERTSEKAS, D., AND GALLAGER, R. *Data Networks*, second ed. Prentice Hall, 1992.
- [37] P.CROW, B., WIDJAJA, I., KIM, J. G., AND SAKAI, P. T. IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks. *IEEE Communications Magazine* (September 1997), 116–126.
- [38] KÖPSEL, A., EBERT, J.-P., AND WOLISZ, A. A Performance Comparison of Point and Distributed Coordination Function of an IEEE 802.11 WLAN in the Presence of Real-Time Requirements. In *7th. Intl. Workshop on Mobile Multimedia Communications (MoMuC2000)* (Tokyo, Japan, October 2000).

- [39] RUBIN, I., AND MORAES, L. F. M. D. Message Delay Analysis for Polling and Token Multiple-Access Schemes for Local Communication Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communication SAC-1* (November 1983), 935–947.
- [40] BAKER, J. E., AND RUBIN, I. Polling with a General-Service Order Table. *IEEE Transactions on Communications COM-35*, 3 (March 1987), 283–288.
- [41] IEEE 802.11 Groups. <http://grouper.ieee.org/groups/802/11/>.
- [42] AAD, I., AND CASTELLUCIA, C. Differentiation Mechanisms for IEEE 802.11. In *INFOCOM* (April 2001).
- [43] BARRY, M., CAMPBELL, A. T., AND VERES, A. Distributed Control Algorithms for Service Differentiation in Wireless Packet Networks. In *Proceedings of INFOCOM 2001* (Alaska, April 2001).
- [44] BANCHS, A., AND PEREZ, X. Providing Throughput Guarantees in IEEE 802.11 Wireless LAN. In *WCNC* (March 2002), vol. 1, pp. pp. 130–138.
- [45] IEEE Std 802.1d (ISO 15802-3), Media Access Control (MAC) Bridges, 1998.
- [46] CHOI, S., PRADO, J. D., SHANKAR, S., AND MANGOLD, S. IEEE 802.11e Contention-Based Channel Access (edcf) Performance Evaluation. In *Annals of ICC* (May 2003), ICC'03.
- [47] DIMITRIADIS, G., AND PAVLIDOU, F. N. Comparative Performance Evaluation of EDCF and EY-NPMA Protocols. *IEEE Communication Letters* 8, 1 (January 2004), 42–44.
- [48] DA SILVA, M. P., AND WESTPHALL, C. B. Diferenciação de Serviços e Análise de Desempenho na EDCF do IEEE 802.11e em Redes Ad Hoc. In *WCNSF 2004* (Outubro 2004), VI Workshop de Comunicação sem Fio e Computação Móvel, pp. 212–220.
- [49] XIAO, Y. IEEE 802.11E: QoS Provisioning at the MAC Layer. *IEEE Wireless Communications* (June 2004), 72–79.

- [50] KITCHIN, D. HCF Channel Access Rules. doc: IEEE 802.11-02/015r1, January 2002.
- [51] KWON, T., CHOI, Y., BISDIKIAN, C., AND NAGHSINEH, M. Call admission control or adaptive multimedia in wireless/mobile networks. In *WOWMOM '98: Proceedings of the 1st ACM international workshop on Wireless mobile multimedia* (New York, NY, USA, 1998), ACM Press, pp. 111–116.
- [52] KLEINROCK, L. *Queueing Systems volume I: Theory*. Wiley-Interscience, 1975.
- [53] WILLINGER, W., TAQQU, M. S., SHERMAN, R., AND WILSON, D. V. Self-Similarity Through High-Variability: Statistical analysis of ethernet lan traffic at the source level. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 5, 1 (February 1997), 71–86.
- [54] OLIVEIRA, A., AND MONTEIRO, J. Modelos de Tráfego para a Multiplexação Estatística do Tráfego de Dados em Redes ATM. *Anais do XVI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC* (Maio 1998), 703–722.
- [55] ADAS, A. Traffic Models in Broadband Networks. *IEEE Communications Magazine* (July 1997), 82–89.
- [56] DE SOUZA E SILVA, E., AND GAIL, R. *Computational Probability*. Kluwer Academic Publishers, 2000. Chapter 3.
- [57] LELAND, W. E., TAQQU, M. S., WILLINGER, W., AND WILSON, D. V. On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version). *IEEE/ACM Transactions on Networking* 2, 1 (February 1994), 1–15.
- [58] HEYMAN, D. P., AND LAKSHMAN, T. V. What Are the Implications of Long-Range Dependence for VBR-Video Traffic Engineering? *IEEE/ACM Transactions on Networking* 4, 3 (June 1996), 301–317.
- [59] ANDERSEN, A., AND NIELSEN, B. F. A Markovian Approach for Modeling Packet Traffic with Long-Range Dependence. *IEEE JSAC* 16, 5 (June 1998), 719–732.

- [60] HEYMAN, D. P., AND LAKSHMAN, T. V. Source Models for VBR Broadcast-Video Traffic. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 4, 1 (February 1996), 40–48.
- [61] CHEN, J.-C., SIVALINGAM, K. M., AND ACHARYA, R. Comparative analysis of wireless ATM channel access protocols supporting multimedia traffic. *ACM Mobile Networks and Applications* 3 (1998), 293–306.
- [62] BABU, T. V. J. G., LE-NGOC, T., AND HAYES, J. Performance of a Priority-Based Dynamic Capacity Allocation Scheme for Wireless ATM Systems. *IEEE JSAC* 19, 2 (February 2001), 355–369.
- [63] KOUTSAKIS, P., AND PATERAKIS, M. Integrating Voice, Video and E-mail Data Packet Traffic over Wireless TDMA Channels with Errors. *International Journal of Wireless Information Networks* 8, 4 (October 2001), 217–227.
- [64] BRADY, P. T. A Technique for Investigating On-Off Patterns of Speech. *The Bell System Technical Journal* XLIV, 1 (January 1965), 1–22.
- [65] DE SOUZA E SILVA, E., LEÃO, R. M. M., RIBEIRO-NETO, B., AND CAMPOS, S. Performance Issues of Multimedia Applications. *Lecture Notes in Computer Science (LNCS 2459)* (2002), 374–404.
- [66] WILLINGER, W., TAQQU, M. S., SHERMAN, R., AND WILSON, D. V. Self-Similarity Through High-Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 5, 1 (February 1997), 71–86.
- [67] TAQQU, M. S., WILLINGER, W., AND SHERMAN, R. Proof of a Fundamental Result in Self-Similar Traffic Modeling. *ACM Sigcomm Computer Communication Review* 27, 2 (April 1997), 5–23.
- [68] KRAMER, G. On Generating Self-Similar Traffic Using Pseudo-Pareto Distribution. Relatório técnico, University of California, Davis, 2001.
- [69] KRAMER, G. Self-Similar Network Traffic. Relatório técnico, University of California, Davis, 2001.

- [70] DE SOUZA, J. N., AND CAMPOS, M. A. Desenvolvimento de um ambiente para análise do desempenho do tráfego em redes de alta velocidade. Relatório técnico, CNPq, 2001.
- [71] KAMOUN, F., AND KLEINROCK, L. Analysis of Shared Finite Storage in a Computer Network Node Environment Under General Traffic Conditions. *IEEE Transactions on Communications COM-28*, 7 (July 1980), 992–1003.
- [72] IRLAND, M. Buffer Management in a Packet Switch. *IEEE Transactions on Communications COM-26*, 3 (March 1978), 328–337.
- [73] ARPACI, M., AND COPELAND, J. A. Buffer Management for Shared-Memory ATM Switches. *IEEE Communications Surveys* 3, 1 (First Quarter 2000), 2–10.
- [74] THAREJA, A. K., AND AGRAWALA, A. K. On The Design of Optimal Policy for Sharing Finite Buffers. *IEEE Transactions on Communications COM-32*, 6 (June 1984), 737–740.
- [75] WEI, S. X., COYLE, E. J., AND HSIAO, M. T. An Optimal Buffer Management Policy for High-Performance Packet Switching. In *IEEE Globecom* (December 1991), vol. 2, pp. 924–928.
- [76] CIDON, I. Optimal Buffer Sharing. *IEEE JSAC* 13, 7 (September 1995), 1229–1239.
- [77] WU, G.-L., AND MARK, J. W. A Buffer Allocation Scheme for ATM Networks: Complete Sharing Based on Virtual Partition. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 3, 6 (December 1995), 660–670.
- [78] The Network Simulator - NS-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [79] BRASIL, R. Proposta e Desempenho Comparativo de Protocolos de Acesso para Redes Multimídia em Ambientes sem Fio. Dissertação de mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE/Engenharia de Sistemas e Computação, Março 2001.

- [80] SILVA, W. J. Plataforma Modular Amigável para Uso em Simulação de Protocolos da Subcamada de Acesso ao Meio em Redes de Computadores. Tese de Mestrado, COPPE/UFRJ, Março 2003.
- [81] LAW, A. M., AND KELTON, W. D. *Simulation Modeling and Analysis*, third edition ed. McGraw-Hill, 2000.
- [82] JAIN, R. *The Art of Computer Systems Performance Analysis*. Wiley, 1991.
- [83] ROSS, S. M. *Introduction to probability models*. Academic Press, 1997.
- [84] DE MORAES, L. F. M., AND VALVERDE, A. N. L. Waiting-Time Analysis of a Reservation Access-Control Scheme with Message-Based Priorities. In *Data Communication Systems and their Performance*, L. T. M. and C. Carothers, Eds. North-Holland, 1987, pp. 283–296.
- [85] TAKAGI, H. *Analysis of Polling Systems*. Computer Systems Series. MIT Press, 1986. Research and Report Notes.
- [86] TAKAGI, H. Queueing Analysis of Polling Models. *ACM Computing Surveys* 20, 1 (March 1988), 5–28.
- [87] CHESSON, G., DIEPSTRATEN, W., HOEBEN, M., SINGLA, A., TEUNISSEN, H., AND WENTINK, M. VDCF presentation. Relatório Técnico IEEE document 802.11-01/132, IEEE 802.11 TGe, march 2001.
- [88] Wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Medium access control (MAC) enhancements for quality of service (QoS), July 2003.
- [89] DE MELO-FILHO, J. C., REZENDE, J. F., AND PIRMEZ, L. Seleção dinâmica de parâmetros de controle de qualidade de serviço em redes IEEE 802.11 infraestruturadas. *Anais do XXI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores* (Maio 2003).
- [90] BIANCHI, G. IEEE 802.11 - saturation throughput analysis. *IEEE Communications Letters* 2, 12 (December 1998), 318–320.

- [91] ROMDHANI, L., NI, Q., AND TURLETTI, T. AEDCF: Enhanced Service Differentiation of IEEE 802.11 Wireless Ad-Hoc Networks. Relatório Técnico 4544, INRIA, September 2002.
- [92] RUBIN, I., AND TSAI, Z. Performance Analysis for a Message Priority Based Polling Scheme. In *Annals of IEEE Infocomm* (1988), pp. 662–666.
- [93] LEVY, H., AND SIDI, M. Polling Systems: Applications, Modeling, and Optimization. *IEEE Transactions on Communications* 38, 10 (October 1990), 1750–1760.
- [94] GRILO, A., AND NUNES, M. Performance Evaluation of IEEE 802.11e. In *2002 International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications* (Lisbon, Portugal, September 2002), vol. 1, pp. pp. 511–517.