

PROPOSTA E DESEMPENHO COMPARATIVO DE PROTOCOLOS DE
ACESSO PARA REDES MULTIMÍDIA EM AMBIENTES SEM FIO

Robson de Araújo Brasil

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS
PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA
UNIVERSIDADE 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. Luis Felipe Magalhães de Moraes, Ph.D.

Prof. Aloysio de Castro Pinto Pedroza, D.Sc.

Prof. Márcio Portes de Albuquerque, Ph.D.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL
MARÇO DE 2001

BRASIL, ROBSON DE ARAÚJO

Proposta e Desempenho Comparativo de
Protocolos de Acesso para Redes Multimídia
em Ambientes sem Fio [Rio de Janeiro] 2001

XII, 133 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ,
M.Sc., Engenharia de Sistemas e Computação,
2001)

Tese – Universidade Federal do Rio de
Janeiro, COPPE

1. Protocolos de Acesso
2. Ambiente sem Fio
3. ATM
4. Multimídia

I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

DEDICATÓRIA

Dedico este trabalho ao meu saudoso padrinho Ábner de Souza, fonte inesgotável e inesquecível de amor, carinho, incentivo e cuidado.

AGRADECIMENTOS

Agradeço a Deus e a todos que contribuíram para este trabalho.

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

PROPOSTA E DESEMPENHO COMPARATIVO DE PROTOCOLOS DE
ACESSO PARA REDES MULTIMÍDIA EM AMBIENTES SEM FIO

Robson de Araújo Brasil

Março/2001

Orientador : Luis Felipe Magalhães de Moraes

Programa: Engenharia de Sistemas e Computação

O objetivo deste trabalho é avaliar o desempenho de duas novas propostas de protocolos de acesso para redes ATM sem fio: MSPP (*Minislotted Priority Polling*) e MSPR (*Minislotted Priority Reservation*). Baseados em adaptações de protocolos anteriores, estes esquemas incorporam prioridades baseadas em terminais e em mensagens a fim de respeitar as características de cada tipo de tráfego. Os resultados foram obtidos através de simulações. O ambiente considera dois cenários de tráfego. O primeiro estabelece uma classe de tráfego (CBR, VBR ou ABR) por terminal. A integração de tráfego é coberta pelo segundo cenário, onde um terminal possui todas as classes de tráfego consideradas. Os desempenhos de cada proposta foram comparados entre si e também com algumas técnicas selecionadas na literatura. O trabalho de comparação mostra que as propostas são válidas e possuem bom desempenho em sistemas celulares com usuários de voz, vídeo e dados.

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

PROPOSAL AND COMPARATIVE PERFORMANCE OF ACCESS
PROTOCOLS FOR MULTIMEDIA NETWORKS IN WIRELESS
ENVIRONMENTS

Robson de Araújo Brasil

March/2001

Advisor: Luis Felipe Magalhães de Moraes

Department: Computing Systems Engineering

The objective of this work is to evaluate the performance of two new proposed MAC protocols for WATM networks: MSPP (Minislotted Priority Polling) and MSPR (Minislotted Priority Reservation). Based on adaptations over previous protocols, these schemes incorporate station and message-based priorities in order to respect each kind of traffic characteristics. The performance results were obtained throughout the use of simulations. The environment considers two traffic sceneries. The first one establishes one class of traffic (CBR, VBR or ABR) per terminal. The traffic integration is covered by the second scenery, where a terminal has all considered classes. Each protocol performance was compared with each other and with some selected literature MAC techniques. After the comparison work is shown that the proposed protocols are valid and perform well in a cellular system with voice, video and data users.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	O Ambiente sem Fio	1
1.2	Múltiplo Acesso no Ambiente sem Fio	5
1.3	Classes de Tráfego ATM	7
1.4	Organização do Trabalho	8
2	Protocolos de Acesso para Redes Sem Fio	9
2.1	Protocolos para Redes sem Fio	9
2.1.1	DFWMAC (<i>Distributed Foundation Wireless MAC</i>)	12
2.1.2	EY-NPMA (<i>Elimination Yield - Non Preemptive Priority Multiple Access</i>)	13
2.1.3	PRMA (<i>Packet Reservation Multiple Access</i>)	14
2.1.4	CPMA (Múltiplo Acesso com Probabilidades de Permissão Constantes)	16
2.2	Protocolos para Redes ATM sem Fio	18
2.2.1	DQRUMA (<i>Distributed-Queueing Request Update Multiple Access</i>)	19
2.2.2	PRMA/DA (<i>Packet Reservation Multiple Access with Dynamic Allocation</i>)	21
2.2.3	DSA++ (<i>Dynamic Slot Assignment</i>)	23
2.2.4	DTDMA/PR (<i>Dynamic TDMA with Piggybacked Reservation</i>)	25
2.2.5	MASCARA (<i>Mobile Access Scheme Based on Contention and Reservation for ATM</i>)	27
2.2.6	DPRMA (<i>Dynamic Packet Reservation Multiple Access</i>)	28
2.2.7	DR-TDMA (<i>Dynamic Reservation Time Division Multiple Access</i>)	30

3	Protocolos Propostos	33
3.1	Funcionamento	33
3.1.1	MSPP (<i>Minislotted Priority Polling</i>)	33
3.1.2	MSPR (<i>Minislotted Priority Reservation</i>)	36
3.2	Modelo Matemático	37
3.2.1	MSPP (<i>Minislotted Priority Polling</i>)	37
3.2.2	MSPR (<i>Minislotted Priority Reservation</i>)	42
3.3	Descrição do Modelo de Tráfego	45
3.3.1	Modelagem do Tráfego CBR	46
3.3.2	Modelagem do Tráfego VBR	47
3.3.3	Modelagem do Tráfego ABR	48
3.4	Métricas de Desempenho	49
4	Simulação	51
4.1	Descrição do Modelo de Simulação	51
4.2	Tratamento de eventos	53
4.3	Descrição e Implementação do Simulador	55
5	Avaliação dos Protocolos Propostos	59
5.1	MSPP	61
5.1.1	Cenário 1: Terminais com apenas uma classe de tráfego	61
5.1.2	Cenário 2: Ambiente integrado	71
5.2	MSPR	72
5.2.1	Cenário 1: Terminais com apenas uma classe de tráfego	72
5.2.2	Cenário 2: Ambiente integrado	80
6	Comparação dos Protocolos Propostos	86
6.1	MSPP x MSPR	86
6.1.1	Cenário 1: Terminais com apenas uma classe de tráfego	86
6.1.2	Cenário 2: Ambiente integrado	94
6.2	Considerações sobre o Retardo de Propagação e a Vazão Máxima	96
6.3	Protocolos Propostos x Propostas da Literatura	100
6.3.1	PRMA (<i>Packet Reservation Multiple Access</i>)	100
6.3.2	CPMA (Múltiplo Acesso com Probabilidades de Permissão Constantes)	101

6.3.3	DPRMA (<i>Dynamic Packet Reservation Multiple Access</i>) . . .	103
6.3.4	DR-TDMA (<i>Dynamic Reservation Time Division Multiple Access</i>)	104
7	Conclusão	106
7.1	Comentários Finais	106
7.2	Sugestões de Trabalhos Futuros	107

Lista de Figuras

1.1	Cenário de uma Rede sem Fio	2
1.2	Exemplo de uma arquitetura de rede ATM sem Fio	3
2.1	Troca de pacotes de controle no protocolo DFWMAC.	13
2.2	Fases do protocolo EY-NPMA.	14
2.3	Estrutura temporal do protocolo PRMA.	15
2.4	Estrutura temporal do protocolo CPMA.	16
2.5	Estrutura temporal do protocolo DQRUMA.	20
2.6	Estrutura temporal do protocolo PRMA/DA.	21
2.7	Estrutura temporal do protocolo DSA++	24
2.8	Estrutura temporal do protocolo DTDMA/PR	26
2.9	Estrutura temporal do protocolo MASCARA	27
2.10	Estrutura temporal do protocolo DPRMA	29
2.11	Estrutura temporal do protocolo DR-TDMA	31
3.1	Estrutura temporal do protocolo MSPP	34
3.2	Estrutura de um quadro no protocolo MSPR	36
3.3	Protocolo MSAP em um sistema simétrico com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $\lambda_1 = \lambda_2 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$; $r = 0,1s$	39
3.4	Protocolo MSAP em um sistema simétrico com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$)	40
3.5	Protocolo MSAP com prioridade por terminal com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$)	42

3.6	Protocolo baseado em Reserva (considerando a primeira modalidade de prioridade) com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$) admitindo igual distribuição para a carga de tráfego gerada por cada classe.	44
3.7	Protocolo baseado em Reserva com prioridade por terminal com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$) . . .	45
3.8	Modelagem de uma fonte <i>ON-OFF</i> através de um processo MMPP .	47
3.9	Processo MMPP resultante da superposição de M minifontes <i>ON-OFF</i>	48
4.1	Relação entre eventos na simulação dos protocolos propostos	55
5.1	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	62
5.2	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	62
5.3	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	63
5.4	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps, e tamanho do <i>buffer</i> igual a 1. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	64
5.5	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	65

5.6	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	65
5.7	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões do tipo #1. Cada terminal possui tamanho do <i>buffer</i> igual a 2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	66
5.8	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	66
5.9	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	67
5.10	Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função da Vazão (S). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	67
5.11	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Tamanho do grupo ABR igual a 1. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	68
5.12	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	69
5.13	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	69

5.14	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	70
5.15	Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	70
5.16	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	72
5.17	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	73
5.18	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	73
5.19	Tempo de espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	74
5.20	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	75
5.21	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	75

5.22	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	76
5.23	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps, e tamanho do <i>buffer</i> igual a 1. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	76
5.24	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	77
5.25	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	78
5.26	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões do tipo #1. Cada terminal possui tamanho do <i>buffer</i> igual a 2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	78
5.27	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	79
5.28	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	79
5.29	Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função da Vazão (S). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	80

5.30	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	81
5.31	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	81
5.32	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	82
5.33	Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	82
5.34	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	83
5.35	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	84
5.36	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	84

5.37	Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	85
6.1	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	87
6.2	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	88
6.3	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	88
6.4	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	89
6.5	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	89
6.6	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	90
6.7	Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	91

6.8	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui tamanho do <i>buffer</i> igual a 2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	91
6.9	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	92
6.10	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 20. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	93
6.11	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	94
6.12	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 5. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 5. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	95
6.13	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	96

6.14	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 5. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 5. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	97
6.15	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.	97
6.16	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 664 Kbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	98
6.17	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	98
6.18	Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 664 Kbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.	99
6.19	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais CBR (N_{cbr})	101
6.20	Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais CBR (N_{cbr})	105

Lista de Tabelas

5.1	Ambiente de Simulação	59
5.2	Parâmetros do modelo de tráfego	60
6.1	Ambiente de Simulação do PRMA	100
6.2	Parâmetros do modelo de tráfego do PRMA	100
6.3	Ambiente de Simulação do CPMA	102
6.4	Parâmetros do modelo de tráfego do CPMA	102
6.5	Ambiente de Simulação do DPRMA	103
6.6	Parâmetros do modelo de tráfego do DPRMA	103

Capítulo 1

Introdução

O cenário atual da área de comunicações mostra a tendência crescente em se prover acesso a informações e recursos, em qualquer lugar e a qualquer momento, através do uso de serviços *on-line*, aplicações multimídia (vídeo sob demanda e videoconferência, entre outras) e acesso à Internet, por exemplo. Estas facilidades já se encontram disponíveis nas redes fixas, e vêm sendo extendidas aos usuários do ambiente sem fio. A título de exemplo, a telefonia celular experimenta o desenvolvimento do protocolo WAP (*Wireless Access Protocol*) [1], que viabiliza o acesso à Internet, e da terceira geração de aparelhos celulares, que possibilita a integração de voz, vídeo e dados através do telefone.

A computação móvel tem sido impulsionada pela proliferação de dispositivos portáteis como *laptops*, *palmtops* e telefones celulares, face à diminuição dos custos de aquisição, e pelo desenvolvimento da comunicação sem fio, representada pela comunicação celular, pelas redes locais sem fio e pelos serviços via satélite.

1.1 O Ambiente sem Fio

O ambiente sem fio considerado neste trabalho é ilustrado na figura 1.1, onde o acesso dos terminais móveis (*laptops*, *palmtops*, telefones celulares, entre outros dispositivos móveis) à rede fixa é feito através das estações-base. A potência da antena de uma estação-base define uma área de cobertura chamada de célula. De acordo com o diâmetro [2] tem-se macro (5-10 Km), micro (aproximadamente 500 m) e pico (100 m) células.

A comunicação entre os terminais móveis e a estação-base é feita através dos canais de rádio TM-EB (terminal móvel para estação-base) e EB-TM (estação-base para terminal móvel). Estes canais podem ocupar faixas de frequência distintas,

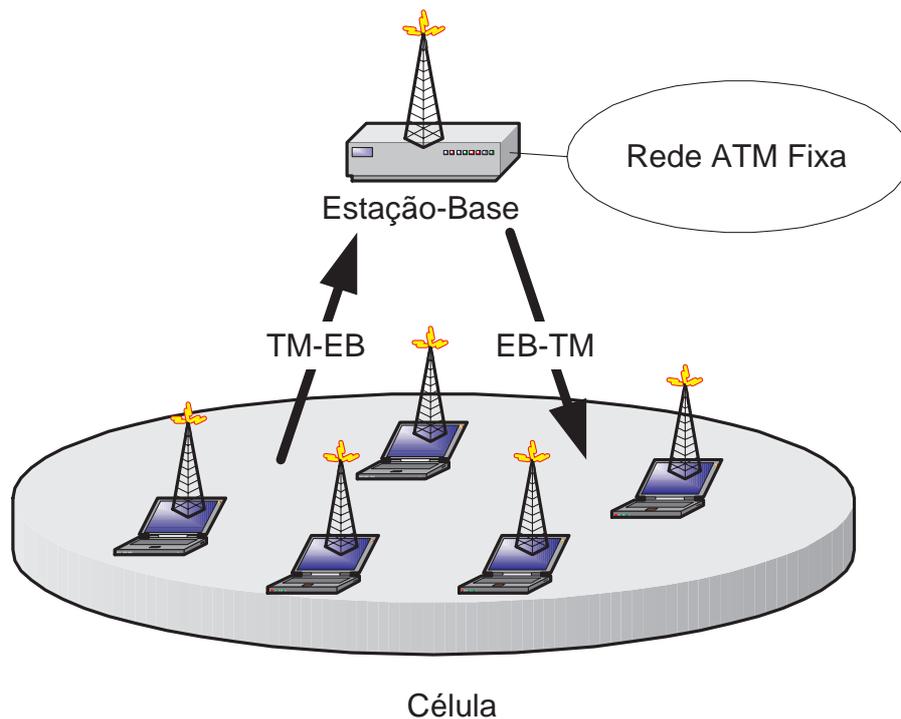


Figura 1.1: Cenário de uma Rede sem Fio

cuja técnica recebe o nome de FDD (*Frequency Division Duplex*), ou podem ainda ser multiplexados em uma única faixa de frequência. Neste último caso tem-se a técnica TDD (*Time Division Duplex*).

Existem várias tecnologias competindo para disponibilizar os serviços da rede fixa para os usuários móveis. Dentre elas destacam-se os sistemas PCS (*Personal Communications Systems*), baseados em comutação de circuitos, as redes locais sem fio (*Wireless LANs*) de alta velocidade comutadas por pacotes e a tecnologia ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) sem fio (*Wireless ATM*). A opção por ATM sem fio neste trabalho deve-se à aceitação cada vez maior deste modo de transferência como um padrão para redes de faixa larga, em função de atributos como altas taxas de transmissão, e suporte ao transporte de várias mídias com gerenciamento dinâmico de largura de faixa e de qualidade de serviço (*QoS*). Apesar da tecnologia ATM empregar o termo célula para designar a sua unidade de dados, neste trabalho este termo será substituído pela palavra pacote, enquanto o termo célula estará associado apenas à área de cobertura de uma estação-base.

Em uma das propostas da literatura [2], a idéia básica de uma rede ATM sem fio é utilizar o pacote ATM padrão para as funções do nível de rede, enquanto no en-

lace de rádio este pacote sofre o acréscimo de um cabeçalho, em função de questões associadas ao meio sem fio (controles de acesso, de enlace e da rede sem fio). A mobilidade e a localização dos terminais são suportadas através de extensões aos protocolos ATM de controle e sinalização presentes na estação-base e nos comutadores (*switches*) da rede fixa. Os circuitos virtuais ATM com controle de *QoS* possuem suporte fim-a-fim e se estendem até o terminal móvel. Esta arquitetura, ilustrada pela figura 1.2, possui dois componentes principais: a camada de acesso ao enlace de rádio, que estende os serviços ATM ao meio sem fio, e a infra-estrutura móvel ATM, que oferece suporte à mobilidade dos terminais.

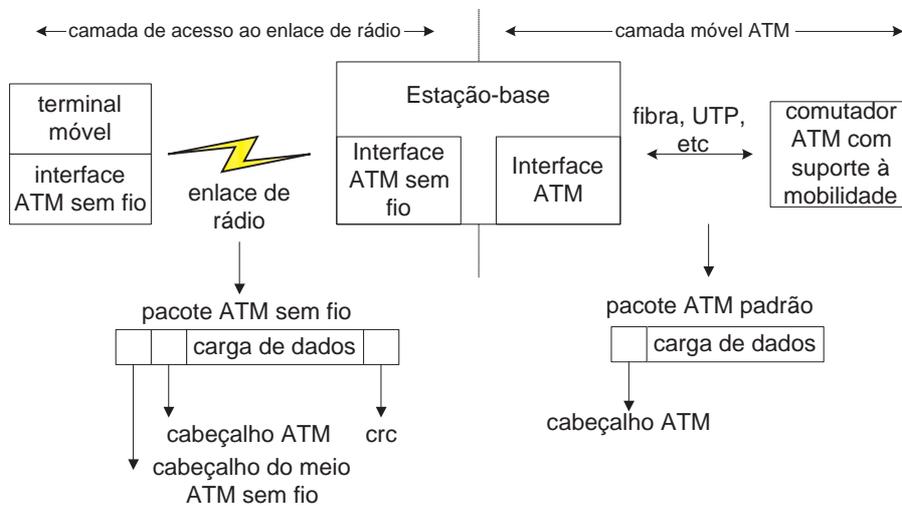


Figura 1.2: Exemplo de uma arquitetura de rede ATM sem Fio

As aplicações multimídia são caracterizadas por diferentes requisitos: largura de faixa, taxas de transmissão, sensibilidade ao retardo e perda de pacotes. A extensão da rede fixa ao ambiente sem fio revela novas questões e desafios intimamente relacionados a estes requisitos. Estas questões podem ser divididas em duas classes: aquelas decorrentes do meio físico (canal de rádio) e aquelas decorrentes do suporte à mobilidade.

No campo relativo ao meio físico convém ressaltar os seguintes pontos [3]:

- As taxas de transmissão nas redes sem fio (algo em torno de 34 Mbps) são limitadas pelo espectro de frequências do canal de rádio. Este espectro não pode ser arbitrariamente expandido, pois qualquer alteração depende de regulamentação governamental, ao contrário das redes fixas, onde o aumento de

população pode ser atendido através da expansão da malha física de cabeamento. Assim, é impositivo o máximo aproveitamento do espectro de frequências.

- Ao contrário das redes fixas, onde a qualidade do meio físico é invariante no tempo, o canal de rádio está sujeito a ruídos e a uma série de problemas. Estes problemas variam com o tempo e surgem devido à mobilidade dos usuários e à mudanças inevitáveis decorrentes da dinâmica do ambiente (deslocamento de automóveis, por exemplo). A lista abaixo destaca alguns deles:
 1. A superposição de ondas de rádio refletidas por objetos do ambiente acabam por causar a atenuação de algumas frequências, levando a perda de potência e a dispersão temporal dos sinais transmitidos (*multipath propagation*).
 2. A existência de grandes objetos (prédios, por exemplo) entre transmissor e receptor acarretam a atenuação da potência do sinal. A sua variação ocorre a uma taxa muito menor do que a atenuação causada pelo problema anterior (*shadow fading*).
 3. O aumento da distância entre o transmissor e o receptor diminui a potência do sinal de transmissão (*path loss*).

Estes problemas se refletem em variações da taxa de erro do canal.

Esta realidade (largura de faixa reduzida, ambiente sujeito a ruídos e com características que variam ao longo do tempo) difere da proposta original do ATM, onde tem-se como premissas altas taxas de transmissão (como 155 ou 622 Mbps) e baixíssimas taxas de erro (próximas de 10^{-10}), disponibilizando aos usuários um canal confiável de alta velocidade e o pleno atendimento dos níveis de *QoS* negociados.

Quanto ao suporte à mobilidade convém ressaltar os seguintes pontos [4]:

Controle de Handoff É função de uma rede sem fio prover mecanismos para que terminais móveis possam passar de uma célula para outra (*handoff*) de forma que a qualidade dos serviços oferecidos sofra o menor impacto possível. O *handoff* deve ser suportado com baixo retardo e baixa perda de pacotes. Os requisitos de *QoS* para cada conexão individual devem ser satisfeitos durante

e após a migração do terminal. Durante esta mudança o terminal pode experimentar variações no canal e na própria rede, de forma que a *QoS* tenha que ser renegociada caso a célula atual não possa atendê-la com os recursos existentes.

Gerenciamento de Localização É necessário que a localização de um dado terminal móvel seja conhecida. Assim, qualquer nova chamada poderá ser encaminhada para ele, independentemente da célula em que este terminal esteja.

Controle de Admissão Este conceito corresponde à necessidade de procedimentos de controle para a admissão de uma nova chamada no sistema. As técnicas de controle de admissão têm o compromisso de maximizar o número de conexões simultâneas e, portanto, a carga na rede, sem degradar em muito a *QoS*.

CHEN [5] também retrata as características dinâmicas do meio sem fio, comentando que as estatísticas de um canal de rádio podem mudar significativamente dentro de 10 a 20 ms. Questões como interferência entre células e o problema de *handoff* são comentadas no mesmo artigo.

Desta maneira, depreende-se que a principal questão numa rede sem fio com suporte ao tráfego multimídia é o controle de *QoS*. Apesar das dificuldades em se estabelecer garantias no ambiente sem fio, acredita-se que a capacidade da rede e dos terminais renegociarem os parâmetros das conexões (taxas, retardo, perda, *jitter*), seja a chave para uma rede capaz de oferecer serviços de forma robusta e satisfatória.

Neste contexto está inserido o foco deste trabalho: o problema de múltiplo acesso existente no canal TM-EB. Juntamente com as demais questões relacionadas, o compromisso do protocolo de acesso é suportar a integração de aplicações, com provisão de *QoS* e garantia de eficiência da rede.

Convém ressaltar que as medições realizadas pelos protocolos propostos neste trabalho, não levam em consideração a atividade existente no canal EB-TM, visto que o tráfego e o controle deste canal são de responsabilidade da estação-base.

1.2 Múltiplo Acesso no Ambiente sem Fio

Em uma rede sem fio, o protocolo de acesso ao meio utilizado pelos terminais móveis na requisição de serviço a uma estação-base, deve ser projetado de forma que a largu-

ra de faixa limitada do meio físico seja utilizada com eficiência, ou seja, maximizando a utilização do espectro de frequência e garantindo a qualidade de serviço das aplicações em questão. No caso da tecnologia ATM, as vantagens da multiplexação estatística devem ser expandidas para o ambiente sem fio. CHEN [5] apresenta uma lista de requisitos a serem considerados no projeto de um bom protocolo para redes sem fio. Estas observações foram elaboradas pelo grupo de estudo responsável pelo padrão IEEE 802.11.

Historicamente os protocolos de acesso ao meio são classificados de acordo com o mecanismo de alocação de largura de faixa, o que pode ser feito de forma estática ou dinâmica. TOBAGI [6] apresenta uma classificação para os protocolos de múltiplo acesso e discute a sua aplicabilidade em diferentes ambientes, considerando tipos de tráfego distintos. Em geral, os esquemas de múltiplo acesso encontram-se classificados em três grupos principais [7]:

Alocação Fixa As técnicas de alocação fixa são representadas pelos protocolos TDMA, FDMA e CDMA. TDMA e FDMA não são apropriados para redes sem fio devido à ineficiência na utilização do espectro do canal de rádio. Embora apresente vantagens como baixo retardo de acesso ao canal e excelente multiplexação estatística, o CDMA esbarra em limitações de taxa de transmissão e aumenta a complexidade da estação-base [8], o que o torna impróprio para redes sem fio.

Acesso Aleatório Devido ao retardo gerado pelo processo de resolução de contenção, os protocolos de acesso aleatório (como o CSMA, por exemplo) não são apropriados para uso no ambiente sem fio.

Alocação sob Demanda Ao contrário da alocação fixa, a alocação sob demanda promove uma melhor utilização do canal de comunicação, na medida em que os usuários são atendidos de acordo com as suas necessidades de largura de faixa. Além disso, ao contrário do acesso aleatório, a alocação sob demanda evita o desperdício de largura de faixa ao prover conexões livres de contenção (e, portanto, livres de colisões) durante os períodos de transmissão de informações. Este grupo divide-se em duas classes:

1. Interrogação (*Polling*) - Nos protocolos baseados neste algoritmo, as estações da rede serão visitadas e aquelas ativas terão direito de trans-

missão. A Interrogação pode ter um controle centralizado (onde uma estação central é responsável pela visita a uma nova estação) ou descentralizado (onde cada estação conhece o instante correto para o início de sua transmissão).

2. Reserva - Nesta classe de protocolos, períodos de requisição de reserva (onde pode existir contenção ou não) e de transmissão de informações se alternam ao longo do tempo.

No cenário ATM sem fio a alocação sob demanda é a técnica contemplada pela maioria das propostas de protocolos de acesso ao meio.

KUBBAR [7] promove uma discussão mais detalhada acerca do emprego destas técnicas no ambiente sem fio.

O protocolo de acesso ao meio está intimamente relacionado com a tecnologia adotada pela camada física para a transmissão de informações. Segundo KUBBAR [7] há um consenso de que a utilização da técnica TDM (*Time Division Multiplexing*), onde os terminais móveis transmitem em segmentos de tempo utilizando todo o espectro de frequência, é mais favorável que as técnicas de *Spread Spectrum* (SS), onde os terminais móveis utilizam todo o espectro de frequência simultaneamente. De acordo com SÁNCHEZ [9] as técnicas de SS são muito robustas a interferências. Entretanto, a altas taxas de bits requerem muita largura de faixa (por exemplo, uma taxa de transmissão de 100 Mbps requer pelo menos 10 Ghz de largura de faixa), algo incompatível com o ambiente sem fio. Desta forma, grande parte das propostas de protocolos para redes sem fio utilizam TDM, o que acaba por sugerir esquemas de controle de acesso baseados no protocolo TDMA.

1.3 Classes de Tráfego ATM

O ATM [10, 11] é uma tecnologia de comutação rápida de pacotes que se propõe a servir de transporte comum para diversos tipos de mídia, como dados, voz (áudio), e vídeo. O ATM Fórum define [12], como parte do processo de padronização da tecnologia, as seguintes classes de tráfego:

CBR (*Constant Bit Rate*) caracterizada por aplicações que geram tráfego a uma taxa constante e admitem uma variação de retardo (*jitter*) estrita, como aplicações de voz digital.

VBR (*Variable Bit Rate*) caracterizada por aplicações que geram tráfego a uma taxa que varia ao longo do tempo. Tem-se um padrão de tráfego em rajadas. O ATM Fórum divide esta classe em *real-time* VBR e *non-real-time* VBR. Este trabalho considera como VBR, a classe rt-VBR, destinada às aplicações de tempo real sensíveis ao retardo, como os serviços de vídeo.

ABR (*Available Bit Rate*) caracterizada por aplicações que não oferecem suporte às aplicações em tempo real, visto que não há qualquer restrição quanto aos limites de retardo experimentados pelo tráfego. As aplicações desta classe requerem uma taxa de perda específica e uma garantia mínima de taxa de transmissão. Entretanto, permitem que a taxa de transmissão varie para acomodar as condições de tráfego existentes na rede.

UBR (*Unspecified Bit Rate*) este serviço acomoda aplicações tradicionais como a transferência de arquivos e o correio eletrônico. Não há quaisquer garantias de *QoS* e de largura de faixa.

1.4 Organização do Trabalho

O restante do trabalho divide-se em 6 capítulos. O capítulo 2 traz uma descrição dos protocolos de múltiplo acesso encontrados na literatura. De acordo com a disponibilidade nas referências, são apresentadas as características de desempenho dos respectivos protocolos.

O capítulo 3 descreve os protocolos propostos neste trabalho. Além disso, são apresentados os protocolos utilizados como referências para estas novas propostas, o modelo de tráfego utilizado e as métricas de desempenho consideradas.

A análise de desempenho dos protocolos propostos no capítulo 3 foi realizada através de simulação. O capítulo 4 descreve o modelo de simulação, os eventos considerados, e as principais funções constantes no simulador. São feitas considerações a respeito da acurácia dos resultados obtidos na simulação.

O capítulo 5 trata da análise de desempenho dos protocolos propostos. No capítulo 6 estes protocolos são comparados entre si e com propostas da literatura.

Por fim, o trabalho é concluído no capítulo 7, onde é realizada uma avaliação dos resultados obtidos e da viabilidade dos protocolos propostos. Além disso, são feitos comentários acerca de trabalhos futuros.

Capítulo 2

Protocolos de Acesso para Redes Sem Fio

Este capítulo se destina a apresentar um resumo de algumas propostas de múltiplo acesso encontradas na literatura. Algumas técnicas que não foram projetadas originalmente para emprego em redes ATM sem fio também foram contempladas, visto que algumas delas suportam tráfego multimídia.

As descrições visam contemplar o funcionamento dos protocolos, mecanismos de prioridade, e aspectos de desempenho quando disponíveis nos respectivos artigos.

2.1 Protocolos para Redes sem Fio

Protocolos de acesso para redes sem fio têm sido estudados extensivamente desde a década de 70. Desta época surge o ALOHA [13], o primeiro protocolo proposto para redes de rádio-pacote. No ALOHA, quando um terminal tem dados para enviar, a transmissão logo se inicia. Em caso de colisão com outra transmissão, uma nova tentativa é feita após um período de tempo aleatório. Se o meio é segmentado, a sua vazão, antes em 18%, passa a 36%, visto que a transmissão ocorre no início do segmento, reduzindo à metade o período vulnerável à colisões. A versão segmentada tem o nome de S-ALOHA [14]. A partir daí várias outras propostas surgiram, e passaram a incorporar mecanismos para lidar com problemas inerentes ao meio sem fio e a oferecer suporte ao tráfego multimídia.

Os protocolos BTMA (*Busy Tone Multiple Access*) [15] e MACA (*Multiple Access with Collision Avoidance*) [16] oferecem mecanismos para prevenir o problema dos terminais escondidos. Um terminal escondido é aquele que está dentro do alcance do terminal destino, mas fora do alcance do terminal fonte. O terminal escondido pode

causar colisão na transmissão de dados. Estes protocolos baseiam-se na detecção de portadora, ou seja, em caso de atividade no meio físico a transmissão não é iniciada. No BTMA, qualquer terminal que detecte atividade no canal transmite um tom de ocupado, e qualquer terminal que ouvir este sinal não iniciará a sua transmissão, eliminando os terminais escondidos. No MACA, um terminal que possua dados para enviar transmite um pequeno pacote chamado RTS (*Request to Send*). Todos os terminais que ouvirem o RTS não iniciarão as suas transmissões. O destino responde com um CTS (*Clear to Send*). Todos os terminais que ouvirem o CTS também não transmitirão. Ao receber o CTS, o terminal fonte assume que o canal está livre e inicia a sua transmissão. Este mecanismo não elimina por completo o problema dos terminais escondidos, mas se mostra eficiente no controle de sua incidência. O protocolo MACA é a base do DFWMAC (*Distributed Foundation Wireless MAC*) [17], o protocolo de acesso do padrão IEEE 802.11. Uma alternativa ao DFWMAC é o protocolo EY-NPMA (*Elimination Yield - Non Preemptive Priority Multiple Access*) [18], utilizado pelo padrão europeu HIPERLAN. Estes protocolos (BTMA, MACA, DFWMAC e EY-NPMA) foram projetados inicialmente para uso em redes sem fio distribuídas, também chamadas de redes *ad hoc*. Neste tipo de rede os terminais móveis comunicam-se uns com os outros, sem a necessidade de uma infraestrutura fixa contendo uma estação-base.

Para o ambiente celular, cenário considerado neste trabalho e onde existe uma estação-base fixa, a literatura reserva várias referências. No protocolo baseado em contenção ISMA (*Idle Sense Multiple Access*) [19], as detecções de portadora e de colisão são realizadas pela estação-base. Quando o canal está ocioso, a estação-base difunde um sinal de ociosidade (SO). Todos os terminais com dados para enviar transmitem com probabilidade p . Em caso de colisão há nova difusão do sinal. Tendo recebido uma única transmissão, a estação-base difunde um SO com reconhecimento positivo, que confirma o perfeito recebimento da transmissão anterior e serve como um SO para uma nova tentativa. No protocolo R-ISMA (*Reservation ISMA*) [20], um terminal envia um pacote de reserva (bem menor que um pacote de dados) em resposta a um SO. Em caso de colisão evita-se a perda de um pacote de dados. Ao receber o pacote de reserva, a estação-base envia um sinal para o terminal, e apenas este poderá transmitir. O ISMA e o R-ISMA oferecem suporte a voz e dados.

No protocolo RAP (*Randomly Addressed Polling*) [21], durante o período de contenção, cada terminal tenta transmitir o seu código. Os códigos são ortogonais e

escolhidos aleatoriamente. A estação-base decodifica e recebe todos os códigos que foram transmitidos. Para cada código, uma permissão de transmissão é difundida. Em resposta, todos os terminais portadores do código anunciado transmitem os seus pacotes de dados. Caso um mesmo código seja escolhido por mais de um terminal ocorre colisão. Um reconhecimento negativo é enviado e uma nova tentativa pode ser feita no próximo período de contenção, iniciado após o escalonamento de todos os códigos recebidos.

O protocolo RAMA (*Resource Auction Multiple Access*) [22] apresenta um mecanismo de resolução de colisão baseado na transmissão bit-a-bit do código de identificação de cada terminal. Para cada bit recebido a estação-base o difunde para todos os terminais. Se o bit recebido pelo terminal for diferente daquele transmitido, o terminal se retira da contenção. Ao final do processo o terminal que permanecer transmite o seu pacote.

ZHANG [23] apresenta um protocolo baseado em interrogação, onde a estação-base visita todos os terminais a fim de descobrir quais estão ativos. Num segundo momento a estação-base inicia o ciclo de transmissão de dados, atendendo aos terminais do ciclo anterior. O protocolo assegura que todos os terminais são visitados pelo menos uma vez dentro de um intervalo de tempo fixo. O protocolo DTMP (*Disposable Token MAC Protocol*) [24] considera apenas o ciclo de transmissão de dados e elimina a necessidade de se visitar todos os terminais dentro de um intervalo de tempo fixo.

Consistindo em um protocolo baseado em reserva, o PRMA (*Packet Reservation Multiple Access*) [25] oferece suporte aos tráfegos de voz e de dados. Um terminal de voz transmite em um segmento livre com probabilidade de permissão p . Em caso de sucesso o segmento permanece reservado até o final do período de fala. No caso do tráfego ABR o processo de contenção é semelhante, porém não ocorre reserva. Outros protocolos surgiram a partir do PRMA [26]. O protocolo FRMA (*Frame Reservation Multiple Access*) [27] contém segmentos de voz e segmentos de dados, separando as duas classes de tráfego. Terminais CBR acessam somente segmentos de voz e terminais ABR somente os de dados. A razão entre os números de segmentos de voz e dados é dinamicamente ajustada, de forma a manter a probabilidade de perda de pacotes de voz abaixo do limite de 1%. No protocolo PRMA, um mesmo segmento pode ser utilizado tanto para requisições quanto para transmissões de dados. No protocolo PRMA++ [28] ocorre a separação, ou seja, o quadro do canal

TM-EB possui alguns segmentos de requisição e o restante é destinado à transmissão de dados. Para contenção utiliza-se o S-ALOHA. Os protocolos CPMA (Múltiplo Acesso com Probabilidades de Permissão Constantes) [29], DPMA (Múltiplo Acesso com Probabilidades de Permissão Dinâmicas) [29] e TPMA (Múltiplo Acesso com Atribuição Temporal de Permissões) [29] possuem estrutura semelhante. No CPMA, cada tipo de tráfego possui um valor constante para a probabilidade de permissão. Por outro lado, no DPMA a probabilidade de permissão varia dinamicamente tentando se adaptar ao número de terminais em contenção. Esta variação baseia-se numa adaptação de um algoritmo Pseudo-Bayesiano. Já no TPMA a probabilidade de permissão é fixa e idêntica para todos os tipos de tráfego. MITROU [30] propõe a divisão do segmento de contenção em minissegmentos, a fim de se aumentar a eficiência do processo de contenção no PRMA. No protocolo C-PRMA (*Centralized PRMA*) [31] os terminais utilizam os segmentos de requisição para enviar as suas necessidades de *QoS* para a estação-base. Considerando as limitações de retardo de cada classe e as diferentes taxas de tráfego, a estação-base escalona as transmissões no canal TM-EB. O algoritmo de escalonamento elege para a próxima transmissão o terminal que possui o menor tempo de vida. Esse algoritmo de escalonamento recebe o nome de EDD (*Earliest Due Date*).

O protocolo D-TDMA (*Dynamic TDMA*) [32] apresenta o quadro dividido em segmentos de requisição, voz e dados. A fronteira entre os subquadros de voz e dados é ajustada de acordo com a razão entre as duas classes de tráfego. A reserva de segmentos é possível apenas para o tráfego CBR, a exemplo do PRMA. Outro protocolo que se aplica à integração de tráfego é o PBMA (*Priority-Based Multiple Access*) [33], por atribuir a cada classe de tráfego uma determinada prioridade.

Em [34, 35, 36, 37, 38, 39, 40, 41] podem ser encontrados outros protocolos para redes sem fio. A título de exemplo, as próximas seções cobrem algumas propostas em maiores detalhes.

2.1.1 DFWMAC (*Distributed Foundation Wireless MAC*)

O DFWMAC [17] baseia-se no protocolo MACA [16] e consiste no método de acesso do padrão IEEE 802.11 para Redes sem Fio.

O modo de funcionamento básico do protocolo é o DCF (*Distributed Coordination Function*), que se baseia na família CSMA/CA com troca de pacotes de controle RTS-CTS-DATA-ACK, conforme a figura 2.1. Quando se torna ativo (tem dados

para transmitir) um terminal (emissor) espera por um período de tempo aleatório. Quando este período se encerra o terminal tenta adquirir o canal enviando um pacote RTS. O terminal de destino responde com um pacote CTS, indicando que está pronto para a recepção. O emissor completa a transmissão do pacote. Caso o pacote seja recebido com sucesso o receptor responde com um ACK. Se o ACK não for recebido o pacote é retransmitido. Se o RTS falha, o terminal dobra o período de espera a fim de resolver a colisão (algoritmo *Backoff* Exponencial Binário). Um terminal precisa "ouvir" o canal ocioso por um período de tempo DIFS (*Distributed Inter-Frame Space*) antes de iniciar a transmissão de um RTS, e de um período de tempo SIFS (*Short Inter-Frame Space*) antes do envio de um pacote ACK.

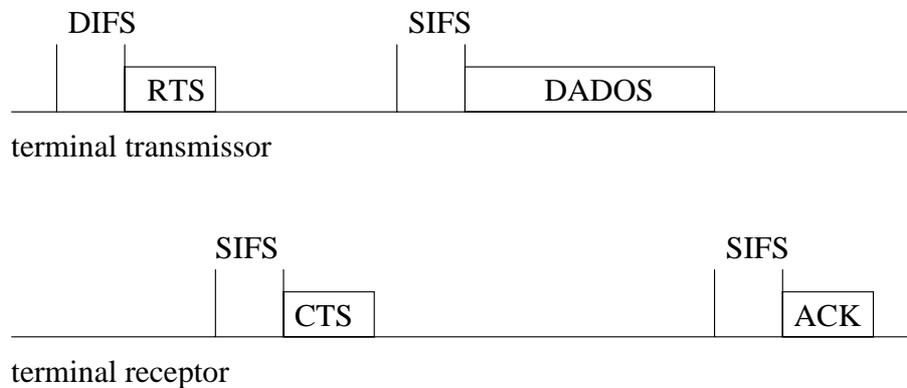


Figura 2.1: Troca de pacotes de controle no protocolo DFWMAC.

Além do DCF, o DFWMAC incorpora um outro modo de funcionamento conhecido como PCF (*Point Coordination Function*). O PCF oferece um serviço livre de contenção baseado em um esquema de interrogação, onde uma estação-mestre determina que terminal possui o direito de transmitir. Estes dois modos são multiplexados ao longo do tempo, compartilhando a largura de faixa do canal através de uma estrutura de superquadro. CALI [42] e WEINMILLER [43] apresentam análises de desempenho e de estabilidade do protocolo.

2.1.2 EY-NPMA (*Elimination Yield - Non Preemptive Priority Multiple Access*)

O protocolo EY-NPMA [18] é a técnica de múltiplo acesso utilizada pelo sistema HIPERLAN, um padrão europeu para redes sem fio capaz de suportar taxas de transmissão de até 24 Mbps.

O protocolo funciona da seguinte forma. Quando no estado ativo, um terminal escuta o canal por um período de tempo equivalente àquele necessário para a transmissão de 1700 bits. Se o canal estiver ocioso a transmissão se inicia imediatamente. Caso o canal esteja ocupado, o terminal entra em contenção ao final do período. Conforme a figura 2.2 o acesso ao canal possui três fases: priorização (onde a prioridade é definida), contenção (terminais de mesma prioridade entram em contenção e apenas um vence) e transmissão (o terminal que obteve sucesso no acesso ao canal completa a transmissão). A fase de contenção possui duas subfases: eliminação e produção. Na fase de eliminação cada terminal transmite por um número aleatório de segmentos. Ao final desta fase o terminal ativo passa a "ouvir" o canal. Se o canal estiver ocupado a tentativa de transmissão é abortada. Se o canal estiver ocioso o terminal passa à fase de produção. Nesta fase o terminal passa a "ouvir" o canal por um número aleatório de segmentos. Caso não seja detectada transmissão neste intervalo de tempo, o terminal inicia e completa a transmissão de seus dados.

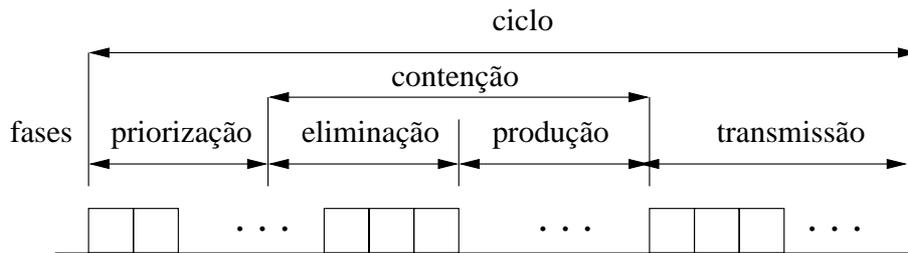


Figura 2.2: Fases do protocolo EY-NPMA.

O protocolo apresenta um mecanismo de prioridade por pacote, onde a prioridade é decorrente do tempo de espera na fila antes do início da transmissão. Quanto maior o tempo de espera, maior é a prioridade do pacote. WEINMILLER [43] apresenta uma descrição mais detalhada e a análise do protocolo EY-NPMA.

2.1.3 PRMA (*Packet Reservation Multiple Access*)

O PRMA [25] é um protocolo de reserva baseado em contenção projetado para suportar tráfego de dados e de voz. Os canais TM-EB e EB-TM são segmentados e a alocação de frequências pode ser realizada de acordo com as técnicas FDD ou TDD. Cada segmento de tempo tem duração suficiente para a transmissão de um pacote. No canal TM-EB os segmentos são agrupados em quadros de tamanho fixo. A taxa de repetição de quadros é igual à taxa de geração de pacotes de voz. Cada

segmento pode estar "reservado" ou "livre", conforme a figura 2.3. As reservas são feitas apenas para o tráfego de voz.

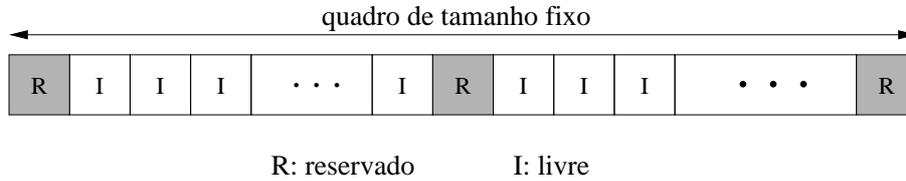


Figura 2.3: Estrutura temporal do protocolo PRMA.

Uma premissa do sistema é a presença de detectores de atividade de voz, que permitem aos terminais identificar períodos de fala e de silêncio em uma conversação. No início de um período de fala o terminal móvel entra em contenção por um segmento livre para transmitir o seu primeiro pacote. Na contenção é adotado o protocolo S-ALOHA. Para disputar um segmento livre o terminal depende ainda de uma probabilidade de permissão p , ou seja, deve haver permissão para transmitir. Havendo sucesso na recepção do pacote, a estação-base difunde um reconhecimento positivo através do canal EB-TM. Assim, aquele segmento fica reservado para o terminal (que enviou o pacote) nos quadros seguintes até o final do período de fala. Os demais terminais deixam de acessar este segmento nos quadros futuros. Quando o segmento reservado deixa de ser utilizado, os demais terminais são notificados via canal EB-TM pela estação-base. Este segmento, portanto, está livre para uma nova reserva nos futuros quadros. Caso o pacote de voz não seja transmitido com sucesso na primeira tentativa, o terminal móvel irá retransmití-lo nos segmentos livres subsequentes com probabilidade p . A probabilidade de transmissão é uma variável de projeto.

Condições de alta carga podem levar o protocolo à instabilidade visto que todos os segmentos de um quadro podem estar reservados. Entretanto, para suportar voz existe a necessidade de um limite para o retardo de acesso ao canal. Assim, todo pacote de voz que permanece no *buffer* de um terminal móvel além de um certo limite de tempo é descartado. Cada terminal possui *buffer* finito com disciplina de serviço FIFO. Quando um novo pacote encontra o *buffer* cheio, o pacote mais antigo é descartado. Convém ressaltar que em função do aumento do descarte de pacotes ocasionado por congestionamentos na rede, a qualidade do tráfego de voz se degrada gradualmente.

Quanto aos pacotes de dados, o terminal entra em contenção por um segmento

livre e em caso de colisão o pacote é retransmitido com probabilidade r . Esta probabilidade pode diferir de p . Se por exemplo p for maior que r , o tráfego de voz terá prioridade sob o tráfego de dados. Quando há sucesso na transmissão do pacote de dados não ocorre reserva daquele segmento. Portanto, caso existam outros pacotes o terminal deve entrar em contenção novamente no próximo quadro.

O PRMA é uma evolução de um protocolo concebido para uso em canais de satélite chamado R-ALOHA (*Reservation-ALOHA*) [44]. O mecanismo de reserva é basicamente o mesmo, as diferenças ficam por conta da inclusão do tráfego de voz, visto que o R-ALOHA suportava apenas dados.

GOODMAN [45], NANDA [46], WONG [47] e JANGI [48] apresentam análises de desempenho do protocolo PRMA. NANDA [46] mostra que, num cenário com somente fontes de voz, o protocolo atinge uma vazão de 75%. Para a modelagem do tráfego de voz é utilizado um modelo *ON-OFF*.

2.1.4 CPMA (Múltiplo Acesso com Probabilidades de Permissão Constantes)

O CPMA [29] é uma evolução do protocolo PRMA, oferecendo também suporte a voz e dados. Os canais TM-EB e EB-TM são segmentados e se encontram em frequências diferentes do espectro (FDD). Em ambos os canais os segmentos são agrupados formando quadros, conforme a figura 2.4.

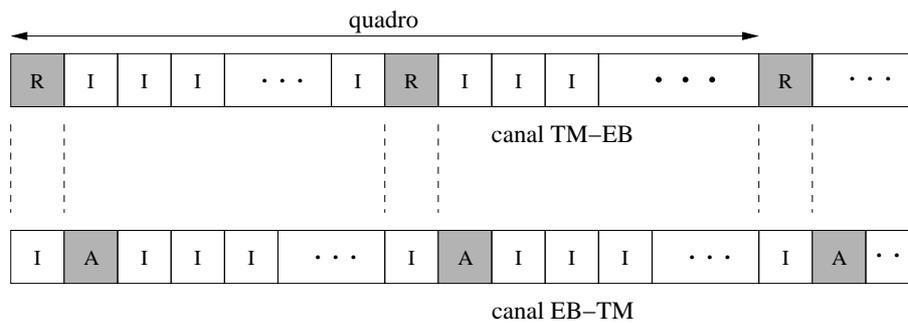


Figura 2.4: Estrutura temporal do protocolo CPMA.

Na estrutura temporal os segmentos R formam canais de reserva permanentes, que se encontram uniformemente distribuídos no quadro, e são disputados pelos terminais através de um processo de contenção baseado no protocolo S-ALOHA. Os segmentos I estão destinados à transmissão (livre de colisão) de pacotes de informação, e os segmentos do tipo A servem à transmissão dos reconhecimentos dos

pacotes de reserva enviados pelos segmentos R . Existem três tipos de reconhecimentos: espera ($WACK$), reconhecimento positivo (ACK) e reconhecimento negativo ($NACK$).

O protocolo funciona da seguinte forma. No início do período ativo, o terminal entra em contenção e, caso tenha permissão, transmite um pacote de reserva no próximo segmento R . Este pacote de reserva possui o identificador do terminal e o tipo de tráfego. As permissões são geradas pelo próprio terminal em função da probabilidade de permissão p , estabelecida para o tipo de tráfego gerado por este terminal. Em caso de sucesso no procedimento de reserva (recebimento de um ACK pelo terminal), a transmissão pode ser iniciada no(s) segmento(s) I alocado(s) pela estação-base ao terminal. O número de segmentos alocados depende do tipo de tráfego gerado pelo terminal. Se não houver disponibilidade de segmentos para a transmissão, a estação-base envia um pacote $WACK$ fazendo com que o terminal fique em estado de espera. A requisição é inserida em uma fila de espera e assim que haja segmentos disponíveis, a estação-base envia um ACK para este terminal indicando o fim do estado de espera e especificando os segmentos reservados para a transmissão.

Quando o(s) segmento(s) reservado(s) deixa(m) de ser utilizado(s), os demais terminais são notificados via canal EB-TM pela estação-base. Este(s) segmento(s), portanto, está(ão) livre(s) para uma nova reserva nos futuros quadros.

Em caso de erro de transmissão no canal, ou de colisão com pacotes de reserva de outros móveis, a estação-base envia um $NACK$ para o terminal. Ao recebê-lo, o terminal permanece em contenção e aguarda a chegada do próximo segmento R para uma nova tentativa.

O esquema de prioridades do protocolo atribui para cada classe de tráfego um valor diferente para a probabilidade de permissão. Quanto maior for este valor, maior será a probabilidade de acessar o canal. A probabilidade de permissão é calculada em função do valor da prioridade, do fator de prioridade e do parâmetro p . Estes parâmetros se mantêm constantes ao longo da operação do sistema, e são especificados no início de seu funcionamento.

O desempenho do protocolo foi medido através de simulação. Os terminais foram representados por fontes $ON-OFF$, e são contempladas as classes de tráfego CBR e VBR. A classe VBR é representada pelos seguintes tipos de tráfego: LD (*Low Delay Data*), ATM (pacotes ATM) e HD (*High Delay Data*). A classe CBR, por sua vez,

é representada pelo tráfego de voz.

Na avaliação do protocolo tem-se um total fixo de 40 terminais VBR, enquanto o desempenho é medido através da variação do número de fontes CBR. No limite de 1% de perda de pacotes CBR, o sistema suporta 126 terminais de voz.

2.2 Protocolos para Redes ATM sem Fio

A maior parte dos protocolos que oferecem suporte ao tráfego multimídia, tem a sua origem em protocolos inicialmente propostos para a integração de voz e dados [25, 31, 49, 50, 51, 52], e baseiam-se em mecanismos de interrogação e de reserva. Em alguns sistemas de interrogação, os terminais são interrogados tanto para a requisição de suas necessidades, quanto para a transmissão de dados. O protocolo proposto por SMULDERS [53] divide o canal TM-EB em duas fases: transmissão e requisição. Em resposta a uma interrogação da estação-base tem-se a fase de transmissão, onde são transmitidos um pacote ATM e o número de pacotes que aguardam no *buffer* do terminal. Esta última informação é utilizada para controle do algoritmo de interrogação. Durante o período de ociosidade a estação-base inicia a fase de requisição, onde os terminais inativos são interrogados para a transmissão do número de pacotes na fila de espera. O algoritmo de alocação utiliza uma fila global com disciplina FIFO. ACAMPORA [54] também apresenta um protocolo com duas etapas. Na primeira etapa cada terminal visitado transmite um determinado número de pacotes caso esteja ativo. Na etapa seguinte a estação-base transmite pacotes para os terminais. Ao final, a interrogação dos terminais (primeira etapa) é reiniciada. CHANG [55] propõe um protocolo onde apenas as classes CBR e VBR são atendidas através de um esquema de interrogação com prioridade não-preemptiva. Os terminais ABR entram em contenção pelo restante da largura de faixa do canal. Em outros sistemas de interrogação as requisições são enviadas através de alguma técnica de acesso aleatório. O protocolo PRAS [56] (*Polling and Reservation Access Scheme*) conjuga um processo de contenção para o estabelecimento da conexão, com um esquema de interrogação em que a estação-base atende às classes CBR e VBR em função de um mecanismo de prioridade. Os autores analisam também um cenário em que consideram a presença de ruído no canal. GEORGANOPOULOS [57] propõe um protocolo de interrogação com estrutura semelhante, porém os resultados obtidos consideram um canal livre de erros.

Por outro lado, em protocolos baseados em reserva, os terminais enviam as requisições para a estação-base (através de acesso aleatório ou de algum protocolo livre de contenção), e esta, através de um algoritmo de alocação, promove a reserva de segmentos para a transmissão de dados destes terminais. O protocolo MDR-TDMA [2] (*Multiservices Dynamic Reservation TDMA*) considera os segmentos agrupados em um quadro, que divide-se em minissegmentos de requisição (disputados sob contenção através do protocolo S-ALOHA), segmentos CBR, e segmentos alocados dinamicamente entre terminais VBR e ABR. Algumas propostas contemplam a mistura das classes CBR, VBR, ABR e UBR. O protocolo DTDMA/TDD [58] apresenta alocação fixa para as classes CBR e VBR e alocação dinâmica para o tráfego ABR e UBR. Em sua proposta, BHARGAVA [59] inclui também a classe GFR (*Guaranteed Frame Rate*), serviço dedicado a aplicações não sensíveis a retardo, que necessitam da garantia de uma taxa de transmissão mínima. No algoritmo de escalonamento deste protocolo, o número de pacotes alocados a um circuito virtual varia dinamicamente em função de parâmetros como o tipo de tráfego, a carga de tráfego, e o tempo de vida dos pacotes. CHEN [60], por sua vez, propõe um esquema de reserva para o transporte e garantia de *QoS* de pacotes VBR somente. No protocolo SPAMA [61] (*Statistical Packet Assignment Multiple Access*) os terminais ativos entram em contenção para informar a taxa média de seu serviço, que será utilizada pelo algoritmo de alocação da estação-base. No início do quadro de segmentos, a informação de alocação é difundida.

As próximas seções apresentam exemplos de outras propostas de múltiplo acesso da literatura ATM sem Fio.

2.2.1 DQRUMA (*Distributed-Queueing Request Update Multiple Access*)

O protocolo DQRUMA [62] considera o canal segmentado no tempo e sem referência de quadro. A alocação de frequências para os canais TM-EB e EB-TM baseia-se na técnica FDD.

Os segmentos no canal TM-EB se dividem em duas partes. A primeira consiste em um minissegmento e destina-se à formação de um canal de requisição de acesso (canal RA). O restante do segmento destina-se à transmissão de pacotes, formando o canal Xmt. A estação-base pode ainda converter um canal Xmt em múltiplos canais RA quando há ociosidade do canal de transmissão, a fim de evitar desperdício de

largura de faixa, ou quando a atividade de requisição de acesso é muito intensa. O número de canais RA decorrentes da divisão é função do retardo de propagação de ida e volta para uma transmissão proveniente de um móvel. O canal EB-TM apresenta estrutura semelhante, sendo que o minissegmento destina-se ao reconhecimento das requisições de acesso feitas pelos terminais móveis. A estrutura temporal do protocolo é ilustrada na figura 2.5.

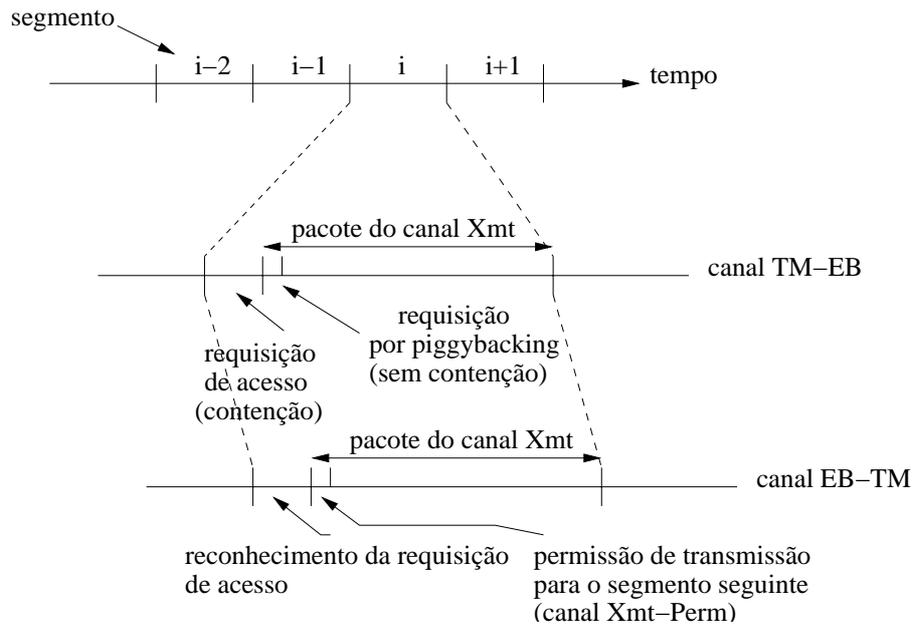


Figura 2.5: Estrutura temporal do protocolo DQRUMA.

Os terminais móveis podem se encontrar em um dos três seguintes estados: "vazio", "requisição" e "espera para transmitir". Quando o *buffer* do terminal não possui pacotes, este terminal se encontra no estado "vazio". Ao se tornar ativo, ou seja, quando um pacote chega ao *buffer* vazio do terminal, este (em contenção com outros móveis) envia, através do canal TM-EB, uma requisição de transmissão, com a sua identificação local para a estação-base e muda o seu estado para "requisição". Quando um móvel chega à célula ele se registra junto a estação-base e recebe uma identificação local (ID).

Ao receber uma requisição de transmissão a estação-base atualiza uma tabela de requisição. Esta tabela possui uma entrada para cada terminal móvel presente na célula de modo que as requisições possam ser totalizadas.

Após receber um reconhecimento positivo à sua requisição, o terminal muda o seu estado para "espera para transmitir" e fica aguardando a estação-base enviar a

permissão de transmissão através do canal Xmt-Perm. O envio de permissões pela estação-base é feito de acordo com a carga de tráfego corrente e com uma política de *round-robin*. Ao identificar o seu ID no canal Xmt-Perm, o móvel transmite o seu pacote no próximo segmento de tempo e retorna ao estado "vazio" (caso o seu *buffer* esteja vazio) ou ao estado "espera para transmitir" (caso ainda haja mais pacotes).

O canal Xmt possui ainda o campo PGBK, que permite fazer requisições livres de contenção. Assim, se aproveitando da transmissão de um pacote o móvel pode avisar à estação-base quantos pacotes mais possui em seu *buffer*. Este mecanismo simplifica o protocolo e economiza largura de faixa ao evitar colisões.

Os autores discutem no artigo dois métodos para o processo de contenção no canal RA: o S-ALOHA e o Algoritmo de Árvore Binária proposto por CAPETANAKIS [63]. O processo de chegadas em cada terminal é modelado de acordo com um processo de Bernoulli, onde o número de pacotes por rajada é determinístico. A partir de um cenário de 100 terminais móveis, considerando chegadas com dois pacotes por rajada e o uso do algoritmo de árvore binária, o protocolo atinge uma vazão de 92%. Demais resultados obtidos a partir de simulações são descritos no artigo.

O protocolo DQRUMA não apresenta qualquer mecanismo de prioridades, tratando as classes VBR e ABR como tráfego em rajadas.

2.2.2 PRMA/DA (*Packet Reservation Multiple Access with Dynamic Allocation*)

O protocolo PRMA/DA [64] é uma evolução do PRMA [25]. Esta nova proposta baseia-se num mecanismo de reservas e oferece suporte às classes de tráfego CBR, VBR e ABR. A alocação de frequência dos canais TM-EB e EB-TM é feita através da técnica FDD. O canal TM-EB é dividido em quadros com um número fixo de segmentos conforme a figura 2.6.

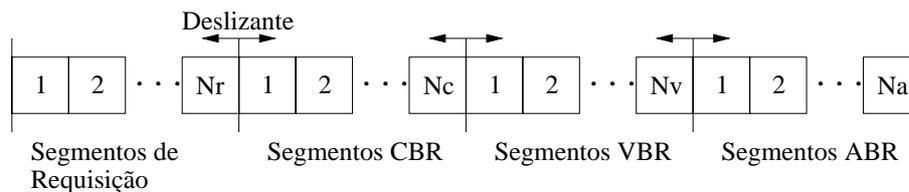


Figura 2.6: Estrutura temporal do protocolo PRMA/DA.

Para cada classe de tráfego há um subquadro de reserva associado. A determinação do número de segmentos de cada tipo é de responsabilidade da estação-base, como também a alocação de segmentos a cada terminal móvel. O canal EB-TM está sob controle da estação-base, que para a comunicação utiliza a técnica TDM. Ao se tornar ativo o terminal entra em contenção (utilizando o protocolo S-ALOHA) e seleciona aleatoriamente um dos segmentos de requisição para transmitir o seu primeiro pacote. Ao final do procedimento de contenção a estação-base informa se a tentativa de acesso ao canal se deu com sucesso ou não. Em caso de insucesso (por colisão ou erro de transmissão) entra-se novamente em contenção no próximo quadro, após o anúncio do número de segmentos de requisição pela estação-base. Um novo acesso ao canal leva mais tempo que no protocolo DQRUMA. Ao requisitar acesso o terminal móvel especifica ainda a classe de tráfego e a demanda de largura de faixa. Estes parâmetros auxiliam a estação-base na tarefa de associação de segmentos de reserva aos móveis que acessaram o canal com sucesso.

Logo que o quadro termina, a estação-base informa em difusão (*broadcast*) o número de segmentos em cada subquadro, o número de segmentos associados a cada móvel, bem como a localização exata destes segmentos. Os segmentos de reserva possuem o campo NS (*piggybacking*), que permite ao móvel informar à estação-base a sua demanda corrente de largura de faixa (número de pacotes existentes no *buffer*), eliminando a necessidade de se entrar novamente em contenção para futuras transmissões.

Na alocação de segmentos de reserva, a estação-base se utiliza do campo NS, da demanda por largura de faixa, e de parâmetros estatísticos associados ao tráfego (taxa média e taxa de pico de pacotes geradas durante o período de um quadro), que lhe são transmitidos pelo móvel na fase de estabelecimento da conexão.

De acordo com os resultados do período de contenção, o número de segmentos para requisições de acesso para o próximo quadro pode aumentar ou diminuir, segundo um algoritmo de alocação dinâmica. Este algoritmo leva em consideração o número atual de segmentos de requisição, o número de segmentos acessados com sucesso e o número de segmentos não utilizados. A fim de descrever a sua operação básica, seja um o número de segmentos de requisição. Se após um período de contenção é detectada uma colisão, a estação-base sabe que pelo menos dois terminais móveis tentaram acessar o canal. Sendo assim, dois segmentos serão destinados à contenção no próximo quadro. Tendo agora dois segmentos de requisição, caso se-

jam detectadas duas colisões (uma em cada segmento), a estação-base sabe que pelo menos quatro terminais entraram em contenção. No próximo quadro o número de segmentos de requisição para a contenção passa a ser quatro. Em suma, se o número de colisões aumenta, a estação-base aumenta o número de segmentos de requisição, enquanto a cada transmissão com sucesso, a estação-base decreta este valor.

O protocolo define um tempo máximo de duração do período de contenção para o tráfego CBR/VBR. Se este limite for ultrapassado, descarta-se a conexão e o móvel volta ao estado inativo. Ao atribuir segmentos aos móveis que requisitam acesso ao canal para transmissão, a estação-base atende primeiro a classe CBR e em seguida a classe VBR. Os segmentos restantes são alocados ao tráfego ABR. Esta distribuição baseia-se nos parâmetros estatísticos passados para a estação-base ao se estabelecer a conexão.

Os resultados decorrentes da análise de desempenho do protocolo são obtidos através de simulação. Os pacotes CBR são gerados de acordo com um *codec* de 64 Kbps. A duração das conexões de voz possui distribuição exponencial com média de três minutos, sendo o fluxo do *codec* gerado durante este período, já que não há um detector de atividade de voz. Para o tráfego VBR é utilizado um modelo de *codec* de vídeo proposto por HEYMAN [65], onde o número de pacotes de um quadro de vídeo possui distribuição *gamma*. O tamanho dos pacotes ABR é modelado por uma distribuição exponencial com média de 5,12 Kbytes. O PRMA/DA é comparado com o protocolo PRMA/FA, cuja única diferença consiste na alocação fixa dos segmentos destinados à contenção. O algoritmo de alocação dinâmica garante ao PRMA/DA um melhor desempenho, com uma vazão de quase 95%.

2.2.3 DSA++ (*Dynamic Slot Assignment*)

O protocolo DSA++ [66] considera os canais TM-EB e EB-TM em faixas de frequência diferentes (FDD). Ambos possuem os segmentos organizados em quadros (de 8 a 15 segmentos) chamados de períodos de sinalização (PS). A cada PS no canal EB-TM corresponde um PS no canal TM-EB.

O período de sinalização do canal EB-TM traz um segmento especial chamado de sinalizador de rajadas. Este período é formado por minissegmentos, transmitidos em difusão, e dentre as suas informações estão:

- Quais segmentos estão reservados no período de sinalização do canal TM-EB, e a identificação dos móveis aos quais estão associados.

- Anúncio (aviso) de cada segmento presente no PS do EB-TM, permitindo aos móveis saberem se possuem algum pacote para receber.
- Reconhecimento (ternário - vazio, sucesso, colisão) relativo aos segmentos do PS anterior, destinados à contenção.

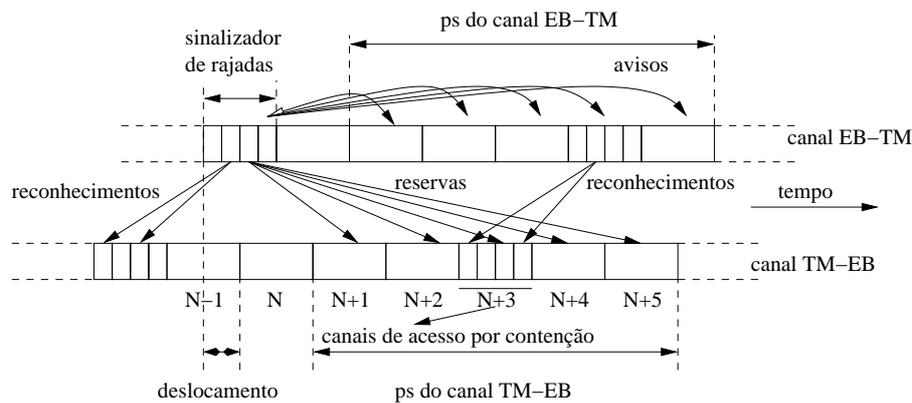


Figura 2.7: Estrutura temporal do protocolo DSA++

A eventual perda deste pacote de sinalização (por interferência entre células ou enfraquecimento do sinal) implica a perda completa da sinalização do protocolo. A figura 2.7 apresenta a estrutura temporal utilizada pelo protocolo. Através da figura, pode-se verificar um deslocamento entre o início de cada PS para compensar o retardo de propagação de ida e volta. O DSA++ atua de forma centralizada na estação-base, servindo os terminais móveis de acordo com os seus requisitos de *QoS*.

A alocação do canal de transmissão é feita por um cálculo de prioridade, realizado para cada terminal móvel e baseado num conjunto de parâmetros dinâmicos que refletem as necessidades instantâneas do móvel. Estes parâmetros incluem o número de pacotes ATM à espera no *buffer* e seus respectivos tempos de vida. A sua transmissão pode se dar no cabeçalho do pacote ATM ou a estação-base pode solicitá-los por interrogação ou acesso aleatório, através de minisegmentos (1/4 ou 1/8 do tamanho normal). O algoritmo para o cálculo do número de minisegmentos a serem providos a cada novo período de sinalização do canal TM-EB, e a decisão de qual método utilizar para solicitar os parâmetros, baseia-se nos seguintes dados:

- Probabilidade de chegada de um novo pacote em cada terminal móvel em contenção, desde a última transmissão de sua demanda (pc)

- Número de terminais móveis em contenção
- Vazão do procedimento de contenção (ρ)

Se o terminal apresentar $pc > \rho$ ele será atendido por interrogação. Em caso de conexões sensíveis a um retardo máximo, pc é ignorado e o terminal também é atendido por interrogação. O número de minissegmentos destinados ao acesso aleatório depende do algoritmo destinado à resolução de contenção. Os autores analisam algoritmos de divisão ternária e binária. Cada período de sinalização possui pelo menos um minissegmento para acesso aleatório. Um aspecto a ressaltar é a utilização de minissegmentos, já que o seu emprego leva a menores retardos e a uma melhoria na vazão, principalmente em condições de alto tráfego.

Há prioridades associadas às classes de tráfego: $CBR > VBR > ABR > UBR$. Quanto às classes CBR e VBR, o protocolo considera um parâmetro chamado RU (*relative urgency*) para decidir que móveis vão transmitir ou receber pacotes no período seguinte. Segundo GUMMALLA [26], o protocolo atinge uma vazão máxima de 82%.

2.2.4 DTDMA/PR (*Dynamic TDMA with Piggybacked Reservation*)

O protocolo DTDMA/PR [67] utiliza o esquema FDD para alocação dos canais TM-EB e EB-TM. O canal TM-EB é dividido em quadros de tamanho fixo e cada quadro possui três subquadros:

- subquadro de reserva: formado por minissegmentos destinados à requisição de reservas
- subquadro maior : formado por segmentos destinados ao tráfego CBR e VBR
- subquadro menor : formado por segmentos destinados ao tráfego ABR

A fronteira entre os subquadros maior e menor se move de acordo com o volume de tráfego do canal TM-EB. A alocação dos minissegmentos se dá segundo o protocolo S-ALOHA. A estrutura do quadro do protocolo DTDMA/PR é apresentada na figura 2.8.

O protocolo DTDMA/PR funciona da seguinte forma: ao se tornar ativo o terminal móvel escolhe (possivelmente em contenção com outros móveis) aleatoriamente

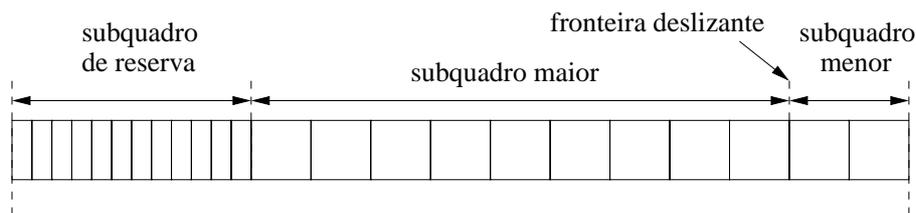


Figura 2.8: Estrutura temporal do protocolo DTDMA/PR

um minissegmento, no início de um quadro, e envia à estação-base um pacote de reserva contendo o tipo do tráfego e o número de segmentos desejado. Ao final do período de reserva a estação-base difunde uma mensagem com a identificação dos terminais que obtiveram sucesso na reserva, além do número de segmentos obtidos e a sua localização nos subquadros. Visto que os autores não consideram erro no canal, falhas nas reservas se devem a colisões durante o período de reservas ou ao excesso de tráfego. Em caso de falha, novas tentativas podem ser feitas no quadro seguinte.

Fontes VBR e CBR podem utilizar os segmentos reservados por vários quadros até que retornem a um período de silêncio, sem a necessidade de nova contenção. Por outro lado, fontes ABR devem liberar o segmento reservado após a transmissão de um pacote. Segmentos do subquadro maior (destinados às fontes VBR e CBR) que eventualmente não tenham sido reservados no quadro corrente, podem ser utilizados por fontes ABR.

Pacotes VBR e CBR são descartados se o seu retardo excede um determinado limite. Por não serem sensíveis ao retardo, pacotes ABR podem ser armazenados em *buffers* até que a reserva de segmentos junto à estação-base seja obtida.

Dado que o número de pacotes gerado em cada quadro por uma fonte VBR é uma variável aleatória, pode ocorrer que o número de segmentos reservados seja menor que o número de pacotes gerados no quadro corrente. Quando este fato ocorre, requisições de novos segmentos podem ser feitas através de um campo presente no próprio pacote de informação. Alocados pela estação-base de acordo com a carga de tráfego presente, estes segmentos extras devem ser liberados ao final do quadro corrente.

Uma desvantagem do protocolo consiste em não considerar os diferentes requisitos de *QoS* das conexões. Portanto, em caso de colisão, terminais com diferentes restrições de retardo retransmitem no próximo quadro com a mesma probabilidade.

No artigo os autores apresentam um modelo analítico onde são admitidas no sistema as classes CBR e VBR. Ambas são modeladas através de fontes *ON-OFF*. O desempenho do cenário integrado (tráfego CBR,VBR e ABR) é obtido por simulação.

2.2.5 MASCARA (*Mobile Access Scheme Based on Contention and Reservation for ATM*)

No protocolo MASCARA [68] os canais TM-EB e EB-TM compartilham o mesmo canal de frequência (TDD). Neste canal os segmentos de tempo são agrupados em quadros de tamanho variável. Um quadro consiste em dois subquadros, um para o TM-EB e outro para o EB-TM. Os subquadros se subdividem em períodos e estes são formados por um número variável de segmentos. A figura 2.9 mostra a estrutura de um quadro do protocolo MASCARA.

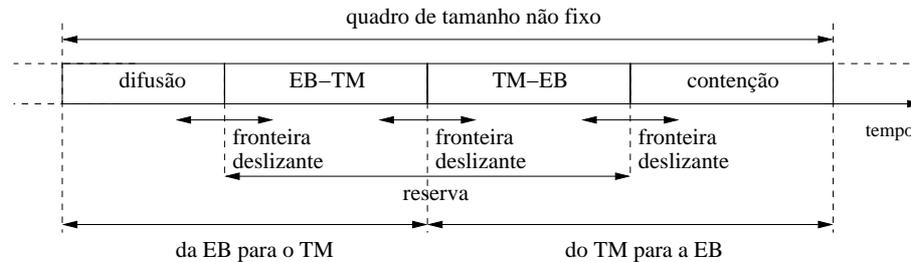


Figura 2.9: Estrutura temporal do protocolo MASCARA

O cabeçalho no início de cada quadro serve para a estação-base difundir para todos os móveis, o tamanho de cada período, o resultado do processo de contenção do quadro anterior, e a alocação de segmentos para cada terminal ativo. Os segmentos de contenção do canal TM-EB são destinados à requisição de reserva e à transmissão de algumas informações de controle.

O tamanho de cada período depende das condições de tráfego no meio sem fio. A estação-base leva em conta a classe de serviço das conexões correntes, a *QoS* negociada, a carga de tráfego e o número de requisições de reserva para determinar o volume de tráfego do quadro seguinte. Os períodos destinados à reserva podem ter o número de segmentos reduzido a zero. O período de contenção possui um número mínimo de segmentos, visto que também são utilizados para registro junto à estação-base.

A unidade de dados utilizada pelo MASCARA no processo de transmissão chama-se UDPM (unidade de dados do protocolo MASCARA). A UDPM é uma

seqüência de pacotes ATM de um mesmo terminal e com um cabeçalho comum. O cabeçalho possui o tamanho de um pacote ATM (53 bytes), e, dentre outras informações, contém bits de sincronização necessários à camada física. Com o auxílio do cabeçalho difundido pela estação-base no início de cada quadro, cada móvel pode saber se irá receber ou transmitir UDPMS no quadro corrente.

Para alocação de segmentos aos terminais a cada novo quadro, a estação-base se utiliza de um algoritmo de prioridades chamado PRADOS (*Priority Regulated Allocation Delay-Oriented Scheduling*). Este algoritmo baseia-se na classe de prioridades, nas características combinadas no estabelecimento da conexão, e nas restrições de retardo de cada conexão ativa. Em ordem de prioridade (da maior para a menor), o protocolo oferece suporte às classes CBR, rt-VBR, nrt-VBR, ABR e UBR. O PRADOS combina prioridades com o algoritmo regulador de tráfego *leaky bucket*. Cada conexão possui o seu conjunto de permissões, as quais são geradas a uma taxa fixa igual a taxa média de pacotes de cada conexão. O tamanho do conjunto é igual ao número máximo de pacotes que podem ser transmitidos com uma taxa maior que a média declarada. A cada segmento alocado à conexão, uma permissão é removida do conjunto correspondente. Segundo GUMMALLA [26], a vazão máxima alcançada pelo protocolo é de 78%.

2.2.6 DPRMA (*Dynamic Packet Reservation Multiple Access*)

O protocolo DPRMA [69] consiste em uma extensão do protocolo PRMA [25] para suportar tráfego VBR, além de voz e dados. Os canais TM-EB e EB-TM são segmentados e a alocação de freqüências pode se basear nas técnicas FDD ou TDD. No canal TM-EB os segmentos de tempo são agrupados em quadros de tamanho fixo.

Para terminais móveis com tráfego de voz o funcionamento do DPRMA é idêntico ao do PRMA. No início de um período de fala, o móvel entra em contenção por um segmento livre para transmitir (com probabilidade p) o seu primeiro pacote. Na contenção é adotado o protocolo S-ALOHA. Havendo sucesso na recepção do pacote a estação-base difunde um reconhecimento através do canal EB-TM. Assim, aquele segmento fica reservado para o móvel que enviou o pacote nos quadros seguintes até o final do período de fala. Os terminais deixam de acessar este segmento nos quadros futuros. Quando o segmento reservado deixa de ser utilizado, os demais móveis são notificados via EB-TM pela estação-base. Este segmento, portanto, está livre para

uma nova reserva nos futuros quadros. Caso o pacote de voz não seja transmitido com sucesso na primeira tentativa, o terminal irá retransmití-lo nos segmentos livres subsequentes com probabilidade p . A probabilidade de transmissão é uma variável de projeto.

A diferença entre os dois protocolos consiste na maneira em que as reservas são feitas e como os recursos são alocados às fontes de tráfego VBR. Para que a estação-base possa atender aos requisitos de largura de faixa dos móveis, cada segmento do TM-EB possui em seu cabeçalho bits de requisição de reserva (RR) através dos quais cada móvel especifica a taxa de bits que necessita. O canal EB-TM possui em seus segmentos bits de reconhecimento de requisição, de forma que a estação-base possa informar aos móveis o status de suas requisições. Os segmentos são disputados em contenção, e após um móvel efetuar uma transmissão com sucesso, a estação-base tenta acomodar a taxa requerida o mais rápido possível. Caso a alocação total da requisição não possa ser atendida, uma alocação parcial é feita, com todos os segmentos vazios sendo associados ao terminal. A estação-base guarda um registro de todas as alocações parciais, de forma que as requisições possam ser atendidas por completo quando houver recursos de transmissão. A figura 2.10 mostra a estrutura de um quadro do protocolo DPRMA.

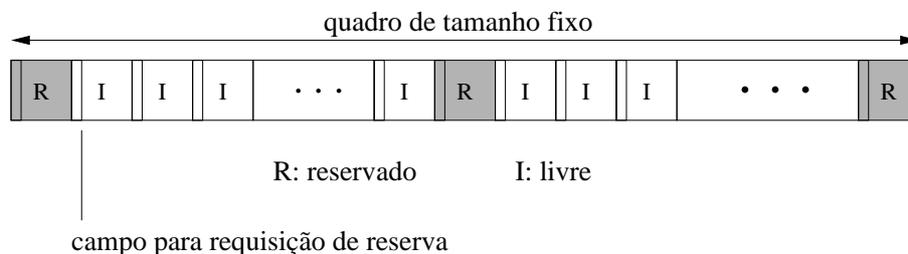


Figura 2.10: Estrutura temporal do protocolo DPRMA

A estação-base associa segmentos disponíveis a um terminal móvel com probabilidade P_a . Esta probabilidade é definida pela razão entre o número de segmentos requeridos para satisfazer o móvel (S_n) e o número de segmentos disponíveis no quadro (S_c). A cada segmento alocado S_n e S_c são decrementados. As reservas são sinalizadas através de bits de reserva de segmento presentes nos segmentos do canal EB-TM. Os móveis monitoram o canal a fim de determinar em que segmentos transmitir.

Ao contrário do PRMA usuários de dados podem fazer reservas. Porém, se não

houver segmentos disponíveis para usuários das classes CBR e VBR, a estação-base pode promover a preempção dos usuários ABR. Os usuários atingidos pela preempção têm as suas requisições armazenadas numa fila até que haja largura de faixa disponível.

O protocolo desaloca segmentos por preempção ou quando um decréscimo na taxa de transmissão é solicitada por um usuário. Segmentos são desalocados com probabilidade P_d , definida pela razão entre o número de segmentos a ser liberado pela requisição (S_d) e o número de segmentos reservados que são candidatos à liberação (S_r). Estes valores são atualizados a cada liberação de segmento.

Na alocação de segmentos o tráfego de tempo real (CBR e VBR) possui prioridade sobre o tráfego de dados. O controle da taxa de transmissão é efetuado pelo móvel e varia de acordo com o tamanho da fila de pacotes existentes no *buffer*. Quando o tamanho da fila aumenta, o terminal intensifica a requisição de reservas de modo a evitar um retardo de transmissão excessivo e o transbordamento do *buffer*. Quando a fila diminui o terminal envia requisições a uma taxa menor.

O artigo considera descarte de pacotes para o tráfego de tempo real quando o retardo de transmissão é excessivo. E no caso do tráfego de dados o descarte se dá pelo transbordamento do *buffer* do terminal. Considera-se que não há erros de transmissão no canal. Os resultados são obtidos por simulação e o protocolo alcança resultados mais satisfatórios que o PRMA, comportando um número de terminais de voz 70% maior.

2.2.7 DR-TDMA (*Dynamic Reservation Time Division Multiple Access*)

No protocolo DR-TDMA [70] os canais TM-EB e EB-TM compartilham o mesmo canal de frequência (TDD). Neste canal os segmentos de tempo são agrupados em quadros de tamanho fixo. Um quadro consiste em dois períodos, um para o TM-EB e outro para o EB-TM, separados por uma fronteira ajustada dinamicamente em função da carga de tráfego. Os períodos dividem-se ainda em subperíodos de controle e transmissão de dados. Os segmentos destinados à transmissão de informações de controle dividem-se em minissegmentos. A estação-base possui total responsabilidade na determinação do número de segmentos em cada quadro, e na sua atribuição aos terminais móveis. A figura 2.11 mostra a estrutura de um quadro do protocolo DR-TDMA.

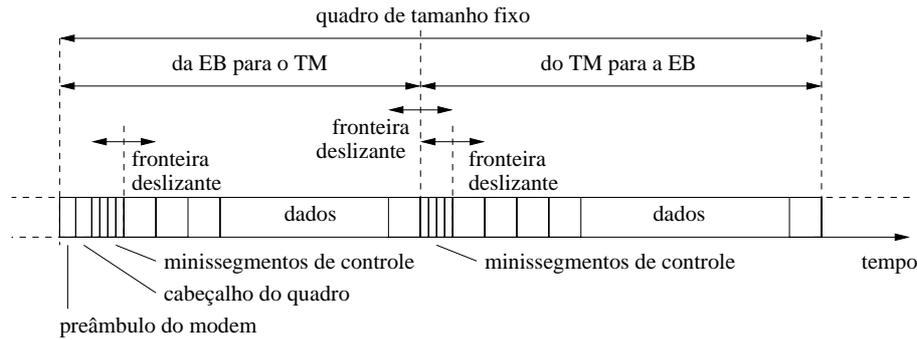


Figura 2.11: Estrutura temporal do protocolo DR-TDMA

O preâmbulo do modem é utilizado pela camada física para realizar operações como sincronização, controle de energia, e monitoramento de *handoffs*. O cabeçalho anuncia as fronteiras entre os segmentos de controle e de transmissão de dados dos canais TM-EB e EB-TM.

O protocolo funciona como se segue. Quando possui pacotes de dados para transmitir, o móvel entra em contenção pelos segmentos de controle do canal TM-EB. Para o processo de contenção o protocolo DR-TDMA utiliza o algoritmo FPBP (*Framed Pseudo-Bayesian Priority*). Baseado no protocolo S-ALOHA, o algoritmo associa prioridades aos terminais móveis de acordo com a qualidade de serviço requerida pelas conexões. Desta forma, o tempo de contenção do tráfego sensível a retardo pode ser reduzido. Os reconhecimentos relativos às requisições são enviados no próximo quadro, através dos segmentos de controle do canal EB-TM. Em caso de colisão uma nova contenção é feita no quadro seguinte. Havendo sucesso no envio da requisição, o móvel passa a monitorar os segmentos de controle do canal EB-TM, à espera do anúncio dos segmentos destinados à transmissão de seus dados. Após o recebimento do anúncio a transmissão se inicia nos segmentos do canal TM-EB do quadro corrente.

Os pacotes de requisição de reserva repassam para a estação-base características de tráfego e o status da conexão. Estas informações também podem ser associadas aos pacotes de dados (*piggybacking*). Desta forma, baseado no conhecimento do estado corrente da rede e nos parâmetros de tráfego das conexões, o algoritmo responsável pelo escalonamento decide como associar os segmentos a cada terminal móvel.

O protocolo conta com algoritmos de alocação de segmentos para cada classe de tráfego. Para o tráfego de voz, o algoritmo baseia-se no tempo de vida dos pacotes;

no tráfego ABR, o número de pacotes presentes no *buffer* do terminal é o parâmetro utilizado; e por fim, o algoritmo para a classe VBR promove alocação de segmentos de acordo com a qualidade de serviço requerida pela conexão e o status do *buffer* do terminal. FRIGON [70] apresenta uma descrição completa de cada algoritmo e de sua integração. Também é mostrado que o algoritmo mantém a *QoS* das classes CBR e VBR (isto é, perda de pacotes abaixo do limite de 1%) em condições de alto e baixo tráfego.

Os modelos de tráfego das classes CBR, VBR e ABR utilizados pelo protocolo DR-TDMA, serviram de base para avaliação dos protocolos propostos neste trabalho. A descrição dos modelos encontra-se no capítulo 3.

Capítulo 3

Protocolos Propostos

Os protocolos propostos neste trabalho baseiam-se em mecanismos de interrogação (*polling*) e de reserva. A descrição destes protocolos aborda aspectos relativos ao funcionamento, à modelagem matemática e à modelagem de tráfego utilizadas.

Convém ressaltar que questões relativas ao controle da camada de enlace (seqüenciamento de pacotes, detecção e correção de erros) e aspectos decorrentes do ambiente sem fio (mobilidade dos terminais, controle de *handoff*, etc), não são contemplados pelo trabalho. Ainda assim, os bits adicionais que seriam responsáveis por este controle, fazem parte do cabeçalho dos pacotes ATM sem fio considerados pelos protocolos.

As simulações deste capítulo foram obtidas com intervalos de confiança possuindo um comprimento máximo de 1% e um nível de confiança de 95%.

3.1 Funcionamento

3.1.1 MSPP (*Minislotted Priority Polling*)

O protocolo MSPP baseia-se no protocolo MSAP (*Minislotted Alternating Priorities*) [71], criado para utilização em redes de rádio pacote. O protocolo MSAP é uma versão de interrogação com controle distribuído, destinado ao atendimento de um pequeno número de usuários. O eixo dos tempos é segmentado com o tamanho do minissegmento igual ao retardo de propagação máximo. Todos os usuários estão sincronizados e podem iniciar a transmissão apenas no início de um minissegmento. Os usuários se encontram numerados de 1 a N . De acordo com a regra *Alternating Priorities*, quando um usuário i tem acesso ao canal, este transmite enquanto estiver ativo. Não tendo mais pacotes para transmitir, o canal é associado ao próximo usuário na seqüência (isto é, usuário $i \bmod N + 1$). Este usuário e todos os demais

detectam o fim da transmissão do usuário i através da ausência de portadora após um minissegmento. Neste instante, ou o usuário $i \bmod N + 1$ inicia a transmissão de um pacote (a qual será detectada pelos demais usuários após um minissegmento), ou ele está ocioso, o que faz com que um minissegmento seja perdido e o controle do canal seja passado para o próximo usuário na seqüência. O tempo perdido a cada visita a um usuário é de apenas um minissegmento.

O protocolo MSPP surge da adaptação do protocolo MSAP para o ambiente ATM sem Fio. O funcionamento é basicamente o mesmo descrito acima, entretanto, o controle do acesso ao canal (determinação de quem terá direito de transmissão) é agora de responsabilidade da estação-base. Os canais TM-EB e EB-TM são organizados de acordo com a técnica TDD. O canal EB-TM é utilizado pela estação-base para visitar os terminais, e estes utilizam o canal TM-EB para a transmissão. A passagem do controle para a estação-base aumentou o tempo entre visitas aos terminais, visto que agora é preciso considerar mais um minissegmento em função do retardo de propagação de ida e volta, necessário para a estação-base promover a detecção da portadora. A figura 3.1 mostra a estrutura temporal do protocolo. Um minissegmento, com duração t segundos, é sempre gasto para que o terminal seja avisado de que possui acesso ao canal. Caso o terminal esteja ocioso, mais um minissegmento é necessário para que a estação-base detecte a inatividade e passe o controle ao próximo terminal. Por outro lado, se o terminal estiver ativo, será necessário um minissegmento após o último pacote transmitido para que a estação-base detecte o fim da transmissão, e possa visitar o próximo terminal. Na figura 3.1 tem-se o terminal $n - 1$ inativo e o terminal n ativo. Em resumo, estando ou não o terminal ocioso serão gastos dois minissegmentos para uma visita.

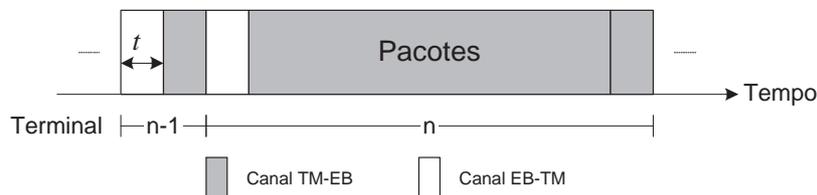


Figura 3.1: Estrutura temporal do protocolo MSPP

Convém ressaltar que a descrição acima refere-se a uma versão centralizada, onde a estação-base é responsável por todas as operações do protocolo. Entretanto, o protocolo poderia ser implementado de forma distribuída. Apesar de não contemplada

pelo trabalho, esta versão exigiria um grande sincronismo entre os terminais presentes na célula, e a estação-base faria apenas o papel de um repetidor, auxiliando os terminais na determinação do momento exato para a transmissão.

Uma vez concedido ao terminal o direito de transmissão, o protocolo MSPP considera duas possíveis disciplinas de atendimento: *exaustiva* e *gated*. No atendimento exaustivo, a estação-base passará para um novo terminal, somente quando o terminal que está sendo atendido não possuir mais pacotes a serem transmitidos. O MSAP funciona desta maneira. Na disciplina *gated*, somente aqueles pacotes que estiverem presentes no *buffer* do terminal, no instante de início da visita, serão atendidos, ou seja, qualquer pacote gerado após o início da transmissão terá que aguardar pela próxima visita.

A fim de atender aos requisitos de qualidade de serviço das classes de tráfego ATM, o protocolo MSPP incorpora mecanismos de prioridade por mensagem e por terminal.

Na prioridade por mensagem há duas modalidades. Admitindo a existência de K classes de prioridade em um terminal, na primeira modalidade, para quaisquer $k, l \in \{1, \dots, K\}$ tal que $k < l$, todas as mensagens de classe k são transmitidas antes de qualquer mensagem de classe l , independentemente dos terminais a que pertençam. Para mensagens que pertençam a uma mesma classe mas em terminais distintos, a ordem de transmissão ocorre de acordo com a ordem em que os terminais acessam o canal (ou seja, terminal 1 primeiro e terminal N por último, considerando a existência de N terminais no sistema). Para mensagens que pertençam ao mesmo terminal e tenham a mesma classe de prioridade, a transmissão ocorre de acordo com a ordem de chegada.

Na segunda modalidade, para quaisquer $i, j \in \{1, \dots, N\}$ tal que $i < j$, todas as mensagens do terminal i são transmitidas antes de qualquer mensagem do terminal j , independentemente de suas classes de prioridade. Em qualquer terminal, as mensagens são transmitidas de acordo com suas prioridades e em ordem de chegada caso pertençam à mesma classe.

Na prioridade por terminal, em um ciclo de interrogação, um terminal (ou conjunto de terminais) pode ser visitado por mais de uma vez.

3.1.2 MSPR (*Minislotted Priority Reservation*)

A idéia básica de um esquema de reserva é alocar parte da largura de faixa do canal para que os terminais possam efetuar as suas requisições, visando futuras transmissões de dados. O protocolo MSPR considera o canal segmentado, e estes segmentos se encontram agrupados em quadros de tamanho variável. Os quadros dividem-se em intervalos de reserva e de transmissão. Um intervalo de reserva é dividido em minissegmentos, onde cada minissegmento possui a duração de um retardo de propagação máximo no canal. O acesso a estes minissegmentos é feito através do algoritmo TDMA. Admitindo que são necessários dois minissegmentos (um retardo de propagação de ida e volta) para o envio de uma requisição de reserva para a estação-base, e considerando-se N terminais, tem-se um intervalo de reserva de $2N$ minissegmentos. Cada terminal informa o número de pacotes existente em seu *buffer*. Esta informação é armazenada em uma tabela de reservas pela estação-base. Após o período de reserva, cada terminal ativo presente na tabela tem acesso ao canal, de acordo com uma regra de prioridade pré-estabelecida. Estrutura semelhante foi utilizada em propostas anteriores de protocolos para redes convencionais por BUX [72] e DE MORAES [73]. Após o término da transmissão de um terminal, um minissegmento é necessário para que o próximo terminal na tabela de reservas receba o controle do canal. Após as transmissões de todos os terminais que solicitaram reserva, a tabela de reservas é reinicializada, e tudo recomeça no próximo quadro. O protocolo utiliza a técnica TDD para alocação do canal de rádio. A figura 3.2 apresenta a estrutura de um quadro no protocolo MSPR.

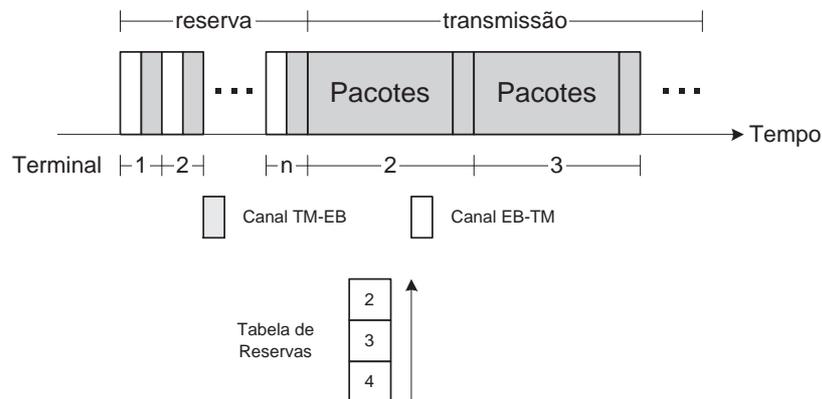


Figura 3.2: Estrutura de um quadro no protocolo MSPR

A exemplo do protocolo MSPP, o MSPR incorpora mecanismos de prioridade por mensagem e por terminal, e também poderia ser implementado de forma distribuída.

A prioridade por mensagem funciona de maneira análoga àquela descrita na seção 3.1.1 para o protocolo MSPP.

A prioridade por terminal é fixa, ou seja, a ordem de serviço entre os terminais não se altera. Considerando N terminais, as mensagens do terminal 1 são transmitidas primeiro, em seguida aquelas do terminal 2, e por último, o terminal N transmite as suas mensagens. Tendo se iniciado um período de transmissão, um terminal que tenha feito reserva tem uma única oportunidade de transmissão, ao contrário do protocolo MSPP, onde o terminal poderia transmitir novamente no mesmo período.

3.2 Modelo Matemático

A descrição analítica torna necessária a apresentação de uma notação comum aos modelos. O canal de comunicação dos terminais móveis com a estação-base (canal TM-EB) é livre de erros e possui uma taxa total de transmissão de C bits por segundo. O número de terminais móveis que compartilham este canal é representado por N . Estes terminais são indexados por i ($i = 1, 2, \dots, N$). As mensagens que chegam a cada terminal móvel, pertencem a uma das K diferentes classes de prioridade indexadas por k ($k = 1, \dots, K$). Por convenção, as mensagens da classe 1 possuem a maior prioridade e as da classe K a menor prioridade. As mensagens de uma classe são compostas por um número aleatório de pacotes e cada pacote contém μ^{-1} bits. Sendo assim o tempo de transmissão de um pacote é constante e igual a $(\mu C)^{-1}$ segundos. As mensagens chegam às classes segundo um processo de Poisson com taxa λ_{ik} . Sejam b_{ik} e $b_{ik}^{(2)}$ a média e o segundo momento do tempo de serviço da mensagem da classe k do terminal i , respectivamente. A carga de tráfego é dada por $\rho = \sum_{i=1}^N \rho_i$, onde $\rho_i = \sum_{k=1}^K \rho_{ik}$ e $\rho_{ik} = \lambda_{ik} b_{ik}$.

3.2.1 MSPP (*Minislotted Priority Polling*)

Prioridade por Mensagem

O protocolo MSPP com prioridades por mensagem (segunda modalidade), pode ser modelado analiticamente a partir dos resultados fornecidos por TAKAGI [74]. A média e a variância do tempo necessário para se chegar ao terminal $i + 1$ partindo de i (tempo de transição), são definidas por r_i e δ_i^2 , respectivamente. Seja I_i o tempo

entre visitas ao terminal i , definido como o tempo que se inicia no instante em que o servidor (estação-base) deixa o terminal i , e termina quando o mesmo terminal é visitado no ciclo de interrogação seguinte. Sendo assim, a média do tempo de espera de uma mensagem de classe k no terminal i , admitindo disciplina exaustiva e prioridade não-preemptiva, é dada por TAKAGI [74]:

$$E[W_{ik}] = \frac{\frac{(1-\rho_i)E[(I_i)^2]}{E[I_i]} + \sum_{p=1}^K \lambda_{ip} b_{ip}^{(2)}}{2(1 - \rho_{i,k-1}^+)(1 - \rho_{i,k}^+)} \quad (3.1)$$

As expressões de $E[I_i]$ e $E[(I_i)^2]$ são dadas por 3.2 e 3.3 . Por definição, tem-se $\rho_{ik}^+ = \sum_{p=1}^k \rho_{ip}$ e $R = \sum_{i=1}^N r_i$.

$$E[I_i] = \frac{(1 - \rho_i)R}{1 - \rho} \quad (3.2)$$

$$E[(I_i)^2] = (E[I_i])^2 + \delta_{i-1}^2 + \frac{1 - \rho_i}{\rho_i} \sum_{j=1(j \neq i)}^N s_{ij} \quad (3.3)$$

onde s_{ij} é a covariância dos tempos de estação dos terminais i e j . O tempo de estação do terminal i em sistemas exaustivos, é definido pelo intervalo de tempo compreendido entre os instantes sucessivos em que o servidor (estação-base) deixa os terminais $i - 1$ e i .

Sendo $E[Q]$ a média do ciclo de interrogação, onde Q é definido como o tempo entre visitas da estação-base a um mesmo terminal em ciclos sucessivos, a média do tempo de espera de uma mensagem de classe k no terminal i , admitindo disciplina *gated* e prioridade não-preemptiva, é dada por TAKAGI [74]:

$$E[W_{ik}] = \frac{(1 + \rho_{i,k-1}^+ + \rho_{i,k}^+)E[(Q_i)^2]}{2E[Q]} \quad (3.4)$$

As expressões de $E[Q]$ e $E[(Q_i)^2]$ encontram-se definidas em 3.5 e 3.6.

$$E[Q] = \frac{R}{1 - \rho} \quad (3.5)$$

$$E[(Q_i)^2] = (E[Q])^2 + \frac{1}{\rho_i} \sum_{j=1(j \neq i)}^N s_{ij} + \sum_{j=1}^N s_{ji} \quad (3.6)$$

onde s_{ij} também é a covariância dos tempos de estação dos terminais i e j . Entretanto, o tempo de estação do terminal i em sistemas *gated*, é definido pelo intervalo de tempo compreendido entre os instantes sucessivos em que o servidor deixa os terminais i e $i + 1$.

As expressões 3.1 e 3.4 são destinadas à aplicação em um sistema assimétrico (onde cada terminal pode, genericamente, ser caracterizado por parâmetros estatísticos distintos daqueles dos demais terminais). Ao se considerar uma única classe de prioridade para cada terminal, a fórmula 3.1 pode ser utilizada para modelar o protocolo MSAP, que é um caso particular do protocolo MSPP.

Admitindo-se 10 terminais, $r_i = 0,1$ (duração de um minissegmento), e os mesmos parâmetros estatísticos ($b = b^2 = 1$) para cada terminal, tem-se a curva da figura 3.3 para o tempo de espera de uma mensagem na fila de um terminal em função da vazão. Considerando a simetria do sistema, todos os terminais, possuem a mesma curva para a média do tempo de espera. A figura 3.3 mostra ainda a mesma curva obtida pelo programa de simulação desenvolvido neste trabalho.

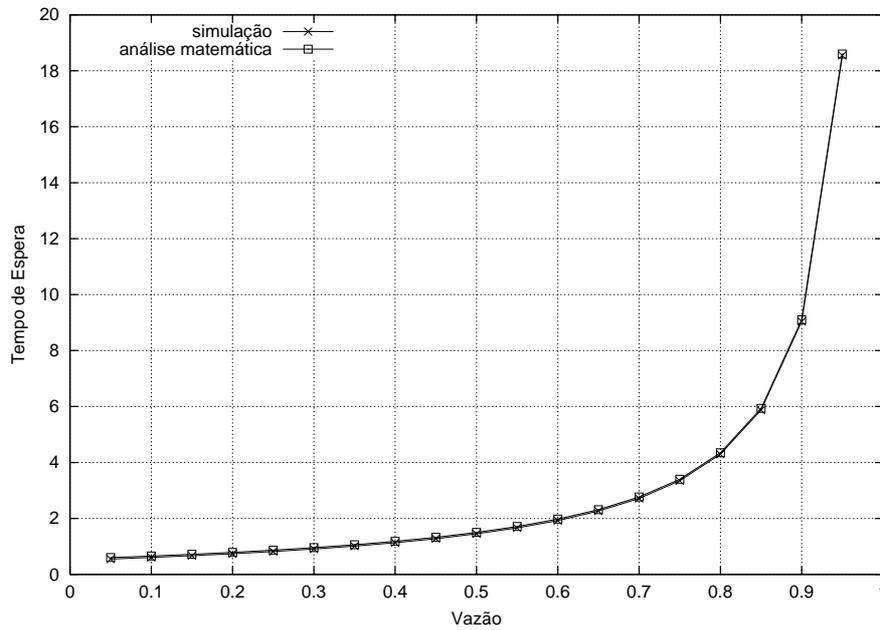


Figura 3.3: Protocolo MSAP em um sistema simétrico com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $\lambda_1 = \lambda_2 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$; $r = 0,1s$

Convém ressaltar que os resultados obtidos por SCHOLL[71] contemplam apenas o caso simétrico. Quando $k = 1$, ou seja, os terminais possuem apenas uma classe de prioridade, a expressão 3.1 se aplica ao MSAP assimétrico.

Seja a seguinte distribuição de tráfego: terminais 1 e 2 com 20% para cada um, terminais 3,4,5 e 6 com 5% para cada móvel, e, por último, os terminais 7,8,9 e 10 com 10% para cada terminal. A figura 3.4 ilustra o protocolo MSAP num cenário de tráfego desbalanceado. São apresentados resultados de um representante de cada faixa de tráfego.

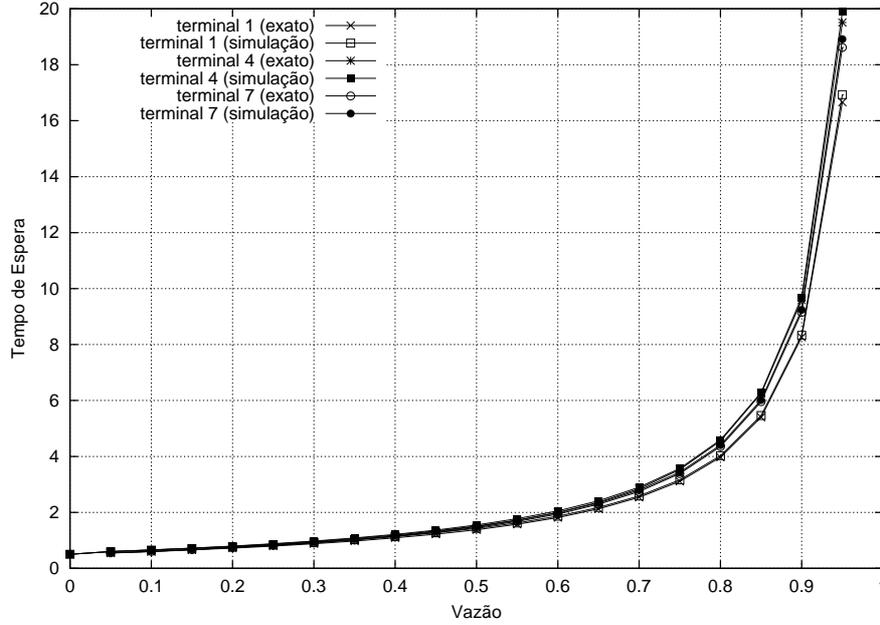


Figura 3.4: Protocolo MSAP em um sistema simétrico com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$)

Prioridade por Terminal

Ao implementar um esquema de interrogação com prioridade por terminal, o protocolo MSPP pode ser modelado analiticamente através dos resultados apresentados por BAKER [75]. O artigo considera um conjunto de N terminais sendo interrogados de acordo com uma tabela de tamanho $M (\geq N)$, onde são mais prioritários aqueles terminais que figuram mais vezes na tabela. A j -ésima entrada da tabela ($j = 1, \dots, N$) é representada por $T(j)$. Desta forma, os terminais são interrogados de acordo com a seqüência $\{T(1), T(2), T(3), \dots, T(M)\}$, onde $T(1)$ é a identidade do primeiro terminal a ser interrogado no ciclo, etc. Após o terminal $T(M)$ ser interrogado, o ciclo se reinicia com o terminal $T(1)$. A análise foi realizada tendo como premissa um sistema exaustivo, com terminais possuindo mensagens de uma

única classe de prioridade ($K = 1$). As mensagens chegam aos terminais de acordo com processos de Poisson independentes com taxas $\lambda_i, i = 1, \dots, N$.

Cada entrada da tabela define um *pseudoterminal*, conceito criado para se estender os resultados conhecidos para ciclos regulares (onde cada terminal é interrogado apenas uma única vez em um ciclo), a fim de se obter os tempos de espera de mensagens nos pseudoterminais. Seja $E[Q]$, a média do ciclo de interrogação, onde um ciclo pode ser definido como o tempo entre duas interrogações consecutivas a uma dada posição da tabela. A média e a variância do tempo necessário para se chegar ao pseudoterminal $i + 1$ partindo de i (tempo de transição), são definidas por r_i e δ_i^2 , respectivamente. Seja I_i o tempo entre visitas ao pseudoterminal i , definido como o tempo que se inicia no instante em que o servidor (estação-base) deixa o pseudoterminal i , e termina quando o mesmo pseudoterminal é visitado no ciclo de interrogação seguinte. Sendo assim, a média do tempo de espera na fila de uma mensagem no pseudoterminal j ($j = 1, \dots, M$) é dada por:

$$E[W_j^{PS}] = \frac{E[(I_j)^2]}{2E[I_j]} + \frac{E[I_j]}{2} + \frac{\rho_{T(i)}}{2(1 - \rho_{T(i)})} \times \frac{b_{T(i)}^{(2)}}{b_{T(i)}} \quad (3.7)$$

As expressões de $E[I_j]$ e $E[(I_j)^2]$ estão presentes em 3.8 e 3.9.

$$E[I_j] = \sum_{i=1(i \neq j)}^M \left(r_{i-1} + \frac{\rho_{T(i)}}{1 - \rho_{T(i)}} E[I_i] \right) h_{ji} + r_{j-1} \quad (3.8)$$

$$E[(I_j)^2] = \delta_{j-1}^2 + \frac{1 - \rho_{T(j)}}{\rho_{T(j)}} \sum_{k=1(k \neq j)}^M s_{jk} h_{jk} \quad (3.9)$$

onde s_{jk} é a covariância dos tempos de estação dos terminais j e k para sistemas exaustivos. A sua expressão encontra-se definida em BAKER[75]. Em 3.8 e 3.9, h_{ij} é igual a 1 se o tráfego do pseudoterminal i se acumula durante o tempo de estação do pseudoterminal j , até a próxima visita ao pseudoterminal i . Caso contrário, h_{ij} é igual a 0.

Pelo fato das mensagens chegarem aos terminais de acordo com um processo de Poisson, pode-se utilizar o teorema PASTA (Chegadas de Poisson Vêem Médias no Tempo) para concluir que a média do tempo de espera na fila de um terminal, é igual à soma das médias dos tempos de espera dos pseudoterminais associados, ponderada por uma fração do ciclo durante o qual as mensagens que chegam são

servidas por aquele pseudoterminal. Portanto, a média do tempo de espera na fila de uma mensagem no terminal i ($i = 1, \dots, N$) é dada por:

$$E[W_i] = \frac{1}{E[Q](1 - \rho_i)} \sum_{j|T(j)=i} E[L_j] \times E[W_j^{PS}] \quad (3.10)$$

onde $E[Q]$ encontra-se definida em 3.5.

A expressão 3.10 pode ser utilizada para aplicar prioridade por terminal ao protocolo MSAP. Admitindo-se os mesmos parâmetros e a mesma distribuição de tráfego para os 10 terminais utilizados na seção anterior, tem-se a figura 3.5.

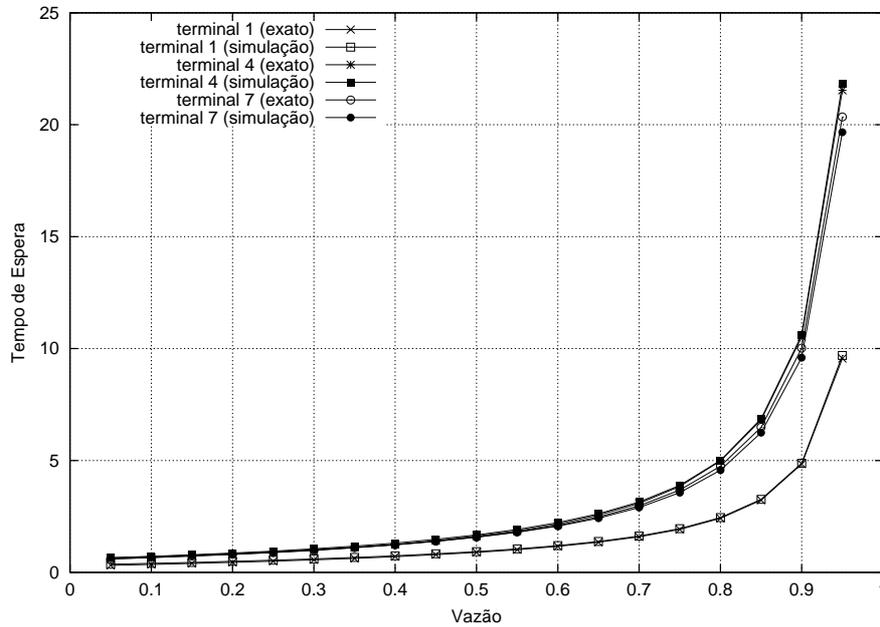


Figura 3.5: Protocolo MSAP com prioridade por terminal com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$)

3.2.2 MSPR (*Minislotted Priority Reservation*)

Prioridade por Mensagem

Os resultados existentes em [73, 76] podem ser utilizados para modelar analiticamente o protocolo MSPR com prioridade por mensagem. Seja S a variável aleatória que representa a duração de um intervalo de reserva, e L a variável aleatória que representa a duração de um ciclo (soma do intervalo de reserva e do intervalo de transmissão associado). Assumindo que o intervalo de reserva possui N segmentos

(de acordo com o número de terminais), e são alocados segundo o protocolo TDMA, a média do tempo de espera de uma mensagem de classe k no terminal i , para a primeira modalidade de prioridade por mensagem, é dada por:

$$E[W_{ik}] = N + (1 + \rho_{k,i}) \frac{E[L^2]}{2E[L]} + \left(\sum_{j=1}^{k-1} \sum_{g=1}^N \rho_{j,g} + \sum_{j=1}^{i-1} \rho_{k,j} \right) \frac{E[L^2]}{E[L]} - \frac{1}{2} \quad (3.11)$$

onde $E[L] = N/(1 - \rho)$ e $E[L^2]$ encontra-se definida em 3.12.

$$E[L^2] = \frac{1}{1 - \sum_{k=1}^K \sum_{i=1}^N \rho_{k,i}^2} \left\{ N^2 + \left[\sum_{k=1}^K \sum_{i=1}^N (2N \rho_{k,i} + \lambda_{k,i} b_{k,i}^{(2)}) \right] E[L] \right. \\ \left. + \left(\sum_{k=1}^K \sum_{i=1}^N \sum_{j=1(j \neq i)}^N \rho_{k,i} \rho_{k,j} + \sum_{k=1}^K \sum_{l=1(l \neq k)}^K \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \rho_{k,i} \rho_{l,j} \right) (E[L])^2 \right\} \quad (3.12)$$

O tempo de espera imposto às mensagens por esta modalidade pode ser ilustrada a partir do cenário de distribuição de tráfego dos 10 terminais da seção 3.2.1. Considerando a existência de três classes de prioridade por terminal, e admitindo igual distribuição para a carga de tráfego gerada por cada classe, tem-se a figura 3.6. São ilustrados resultados para os terminais 1 e 4 apenas.

Para a segunda modalidade tem-se a seguinte expressão:

$$E[W_{ik}] = N + (1 + \rho_{k,i}) \frac{E[L^2]}{2E[L]} + \left(\sum_{j=1}^{i-1} \sum_{l=1}^K \rho_{l,j} + \sum_{j=1}^{k-1} \rho_{j,i} \right) \frac{E[L^2]}{E[L]} - \frac{1}{2} \quad (3.13)$$

onde $E[L]$ e $E[(L)^2]$ são iguais para ambas as modalidades.

Prioridade por Terminal

O protocolo MSPR com prioridades por terminal, pode ser modelado analiticamente a partir dos resultados fornecidos por BUX [72]. Estes resultados também estão presentes em DE MORAES [76]. A análise foi realizada tendo como premissa um sistema simétrico (tempo de transmissão de mensagem em terminais distintos possui a mesma distribuição), com terminais que possuem mensagens de uma única classe de prioridade ($K = 1$). As mensagens chegam aos terminais de acordo com processos

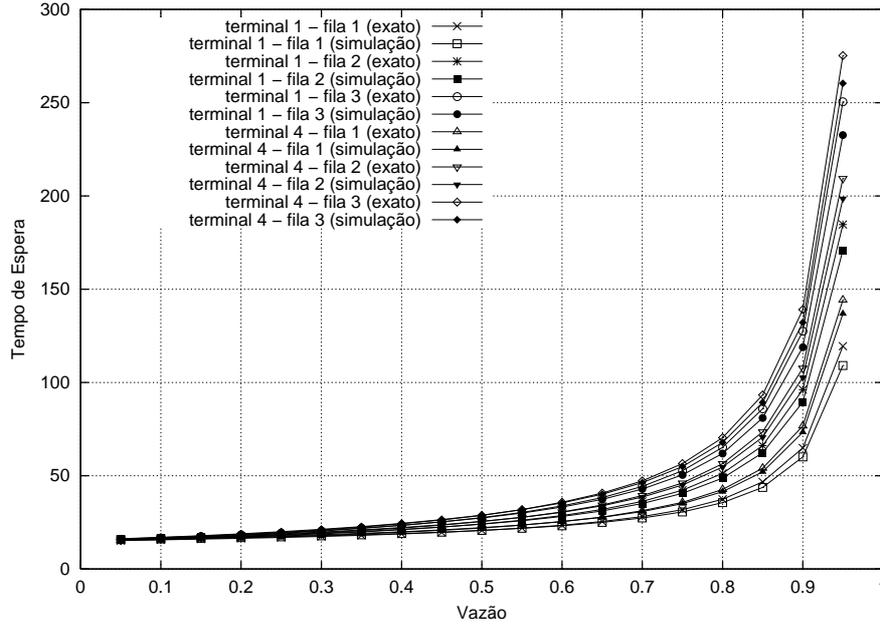


Figura 3.6: Protocolo baseado em Reserva (considerando a primeira modalidade de prioridade) com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$) admitindo igual distribuição para a carga de tráfego gerada por cada classe.

de Poisson independentes com taxas $\lambda_i, i = 1, \dots, N$. Tendo as variáveis aleatórias S e L a mesma definição da subseção anterior, assumindo que o intervalo de reserva possui N segmentos, e são alocados segundo o protocolo TDMA, a média do tempo de espera na fila de uma mensagem no terminal i é dada por:

$$E[W_i] = N + (1 + \rho_i) \frac{E[L^2]}{2E[L]} + \left(\sum_{k=1}^{i-1} \rho_k \right) \frac{E[L^2]}{E[L]} \quad (3.14)$$

onde $E[L] = N/(1 - \rho)$ e $E[L^2]$ encontra-se definida em 3.15.

$$E[L^2] = \frac{\lambda b^{(2)} E[L]}{1 - \rho^2} + (E[L])^2 \quad (3.15)$$

A figura 3.7 ilustra a expressão 3.14. São considerados 10 terminais com a mesma distribuição de tráfego e parâmetros da seção 3.2.1.

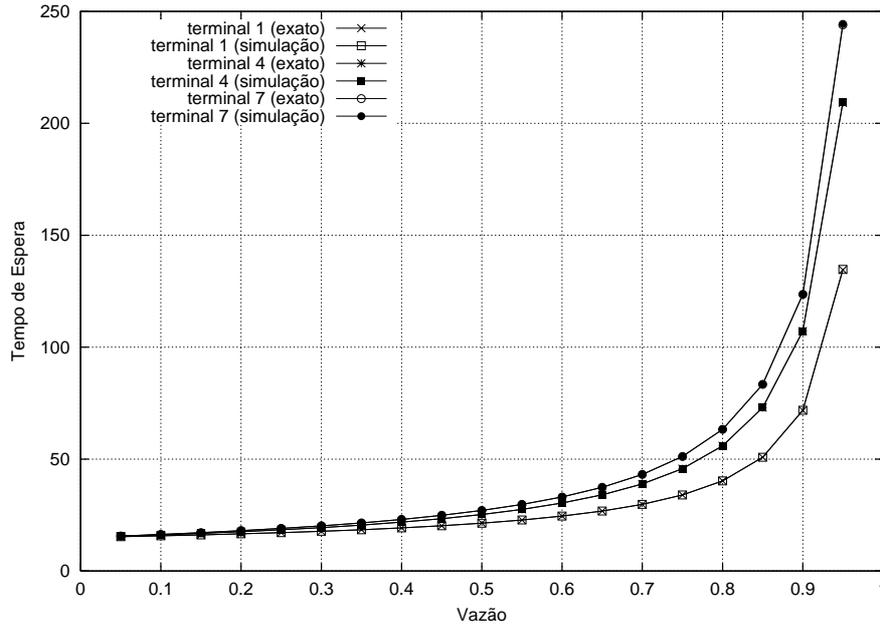


Figura 3.7: Protocolo baseado em Reserva com prioridade por terminal com $N = 10$; $b = b^2 = 1$; $r = 0,1s$ e tráfego desbalanceado ($\lambda_1 = \lambda_2 = 0,2\lambda$; $\lambda_3 = \lambda_4 = \dots = \lambda_6 = 0,05\lambda$; $\lambda_7 = \lambda_8 = \dots = \lambda_{10} = 0,1\lambda$)

3.3 Descrição do Modelo de Tráfego

O modelo de tráfego desempenha papel relevante no projeto e avaliação de desempenho de uma rede. O processo de Poisson tem sido extensivamente empregado na caracterização de tráfego em redes comutadas por pacotes. Os modelos descritos em 3.2 consideram como premissa chegadas de Poisson. Porém a integração de voz, vídeo e dados requer modelos de tráfego mais sofisticados. No capítulo 2 de seu livro, SHWARTZ [77] apresenta um exemplo que considera 5 fluxos CBR sendo multiplexados e buferizados em uma interface UNI (*User-Network Interface*) para posterior transmissão em uma rede ATM. O sistema foi inicialmente modelado através de uma fila $nD/D/1$ (onde $n = 5$), e em seguida utilizou-se para o mesmo propósito uma fila $M/D/1$. A média do tempo de espera no *buffer* (intervalo compreendido entre o instante de chegada do pacote ao *buffer* e o início de sua transmissão) obtido com a fila $M/D/1$ foi mais de dez vezes maior que aquele gerado pelo o outro modelo. LELAND [78] e PAXS [79] mostram que o modelo de Poisson falha quando utilizado para caracterizar o tráfego de redes locais (Ethernet, por exemplo) e de aplicações da Internet. Convém ressaltar que o Processo de Poisson ainda constitui uma ferramenta de grande utilidade, e pode levar a resultados significativos e a

modelos matemáticos de fácil tratamento. Entretanto, o seu emprego deve ser feito com critério [77].

Nesta seção são caracterizados os modelos de tráfego utilizados pelos protocolos propostos para representar as classes de tráfego CBR, VBR e ABR. O objetivo é utilizar uma modelagem de tráfego mais realista do que a descrita em 3.2. São definidas ainda as métricas utilizadas para a avaliação de desempenho.

3.3.1 Modelagem do Tráfego CBR

Um canal digital de voz constitui um exemplo de tráfego CBR. O comportamento de uma fonte de voz é caracterizado por dois períodos: ativo e silêncio. Desta forma, uma fonte de voz pode ser modelada por uma fonte *ON-OFF*. Quando no período ativo (estado *ON*) ocorre a chegada de pacotes a uma taxa constante de λ_{cbr} pacotes por segundo, o que caracteriza o tráfego CBR. Os pacotes são formados a partir do fluxo de bits gerado pelo *codec*. No estado *OFF* a fonte encontra-se em silêncio. As durações dos estados *ON* e *OFF* são modeladas através de distribuições exponenciais com médias γ_{cbr} e δ_{cbr} , respectivamente. Um modelo semelhante é apresentado por NANDA [46].

Uma fonte *ON-OFF* pode ser modelada por um processo MMPP (*Markov Modulated Poisson Process*) de dois estados. O MMPP é um processo duplamente estocástico onde a taxa do processo é determinada pelo estado de uma cadeia de Markov de parâmetro contínuo. O processo MMPP do modelo utilizado é ilustrado pela figura 3.8.

Um novo pacote é gerado a cada t_{cbr} segundos, e este valor é definido pela razão entre o número de bits da carga de dados de um pacote, e a taxa de bits gerada pelo *codec*. O mesmo parâmetro t_{cbr} define o tempo de vida de um pacote. Assim, um pacote será descartado caso não seja transmitido em t_{cbr} segundos.

A taxa média de geração de pacotes por segundo de uma fonte de voz é definida por:

$$\Lambda_{cbr} = \left(\frac{\gamma_{cbr}}{\gamma_{cbr} + \delta_{cbr}} \right) * \lambda_{cbr} \text{ pacotes/seg} \quad (3.16)$$

Na expressão 3.16, $\gamma_{cbr}/(\gamma_{cbr} + \delta_{cbr})$ é a probabilidade da fonte se encontrar no estado ativo. Ao se considerar N_{cbr} como o número de fontes CBR, o tráfego CBR total Λ_{cbr}^T é dado por:

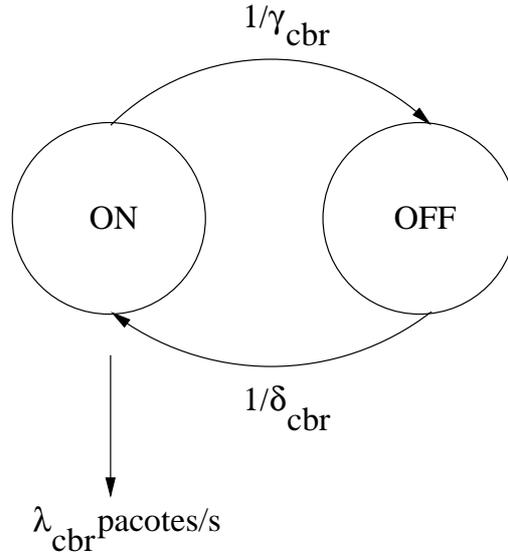


Figura 3.8: Modelagem de uma fonte *ON-OFF* através de um processo MMPP

$$\Lambda_{cbr}^T = N_{cbr} * \Lambda_{cbr} \text{ pacotes/seg} \quad (3.17)$$

O modelo *ON-OFF* surge como mais uma possibilidade para a modelagem de fontes de voz. DAIGLE [80] apresenta dois outros modelos. O primeiro consiste numa variação do modelo *ON-OFF*, ao utilizar a distribuição exponencial para modelar o tamanho dos pacotes gerados no estado ativo, e não a duração do estado ativo. O segundo, chamado de modelo de fluxo de fluido, considera que o número de pacotes gerados em um período de atividade é tão elevado que o mesmo pode ser considerado como um fluxo contínuo.

3.3.2 Modelagem do Tráfego VBR

O modelo utilizado é aquele descrito por MAGLARIS [81]. Cada uma das N_{vbr} fontes VBR do sistema é representada pela superposição de M minifontes *ON-OFF*, cada uma das quais modeladas através de um processo MMPP, de forma análoga ao item 3.3.1. Os estados *ON* e *OFF* possuem durações modeladas por distribuições exponenciais com médias γ_{vbr} e δ_{vbr} , respectivamente. O modelo de fluxo contínuo também se aplica à modelagem de fontes VBR [80].

Seja λ_{vbr} a taxa básica (constante) de chegadas de pacotes de uma fonte VBR (em pacotes/seg). Pode-se modular a taxa básica de chegadas de forma a torná-la variável através do produto $j_t \lambda_v$, onde j_t representa o número de minifontes

ON-OFF ativas (no estado *ON*) num instante t qualquer. Este modelo reflete o funcionamento de fontes VBR reais. Por exemplo, HEEKE [82] e RIBAS [83] apresentam um codificador de vídeo VBR pode ser configurado para utilizar um número limitado de taxas de transmissão. A figura 3.9 ilustra o processo MMPP de $M + 1$ estados resultante da superposição das M minifontes *ON-OFF*, responsável pela modulação da taxa básica λ_{vbr} .

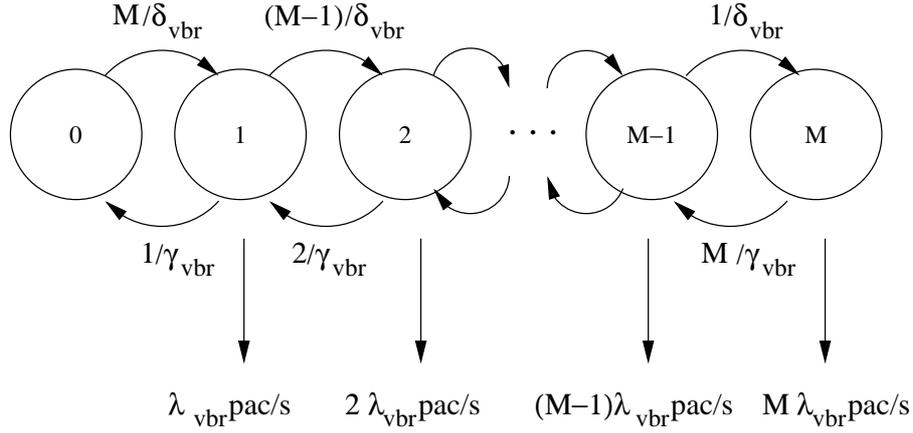


Figura 3.9: Processo MMPP resultante da superposição de M minifontes *ON-OFF*

Assim, tem-se a seguinte expressão para a taxa média de geração de pacotes de uma fonte VBR:

$$\Lambda_{vbr} = \left(\frac{\gamma_{vbr}}{\gamma_{vbr} + \delta_{vbr}} \right) * M \lambda_{vbr} \text{ pacotes/s} \quad (3.18)$$

A taxa máxima total de uma fonte em bits por segundo é dada pela expressão:

$$\Lambda_{vbr}^{max} = \mu^{-1} * M * \lambda_{vbr} \text{ bps} \quad (3.19)$$

3.3.3 Modelagem do Tráfego ABR

O tráfego de uma fonte ABR é caracterizado por um processo de chegadas em grupo. Os grupos de pacotes chegam de acordo com um processo de Poisson com taxa λ_{abr} . Por definição, o intervalo entre chegadas de grupos sucessivos é uma variável aleatória exponencial com média λ_{abr}^{-1} .

Seja $\Gamma_n = [x]$ o número de pacotes do n -ésimo grupo a chegar no sistema. A variável x possui distribuição *gamma* com parâmetros β e θ . Sendo assim, a variável

x corresponde à soma de β variáveis aleatórias exponenciais, cada uma com média $1/\beta\theta$. De acordo com FRIGON [70], Γ_n possui média aproximada de $1/\theta + 0,5$ e modo igual a $\frac{\beta-1}{\beta\theta} + 0,5$. Neste trabalho tem-se $\beta = 3$.

Segundo FRIGON[70], apesar de contínua, a distribuição *gamma* se mostra mais realista para o tráfego ABR do que o habitual modelo geométrico.

Chamando de Λ_{abr} a taxa média de geração de pacotes de uma fonte ABR, tem-se que $\Lambda_{abr} = \lambda_{abr} * \Gamma_n$.

Considerando N_{abr} como o número de fontes ABR, o tráfego ABR total Λ_{abr}^T é dado por:

$$\Lambda_{abr}^T = N_{abr} * \Lambda_{abr} \text{ pacotes/seg} \quad (3.20)$$

3.4 Métricas de Desempenho

Para que o desempenho dos protocolos seja aferido corretamente é necessário adotar métricas adequadas. Neste trabalho foram selecionadas as seguintes métricas de desempenho:

- Probabilidade de Perda (P): Fração de pacotes descartados em função do estouro do tempo de vida. A probabilidade de perda é a principal medida utilizada na avaliação das classes CBR e VBR, representadas, respectivamente, por P_{cbr} e P_{vbr} . A sua importância é indiscutível, pois a qualidade da informação transmitida está diretamente relacionada à quantidade de pacotes descartados.
- Tráfego(G): Média do número de pacotes chegando ao sistema (no conjunto dos terminais considerados) por tempo médio de transmissão de um pacote. Entretanto, visto que os pacotes são compostos por um número fixo de bits/bytes, o tempo médio de transmissão, nesta definição, é igual ao tempo de transmissão.
- Vazão (S): Média do número de pacotes efetivamente transmitidos (ou transmitidos com sucesso) através do canal (pelo conjunto de terminais considerados) por tempo médio de transmissão (ou, neste caso, simplesmente tempo de transmissão) de cada pacote. A vazão retrata a eficiência do protocolo.

- Tempo Médio de Espera (W): média do intervalo de tempo definido entre o instante de geração do pacote e o início de sua transmissão. Esta medida permite proporcionar menores retardos às classes de tráfego.

Capítulo 4

Simulação

Um papel importante da simulação [84, 85] é a complementação da modelagem matemática. Um modelo de simulação pode captar características comportamentais de um sistema real, que tornariam a análise do modelo matemático extremamente complicada, ou até mesmo intratável. Além disso, a simulação torna a avaliação de um sistema mais robusta, mostrando o quanto próximos da realidade estão os resultados obtidos por um modelo analítico.

A adoção da simulação neste trabalho deveu-se às dificuldades em se obter resultados analíticos através de um modelo exato, e a uma maior flexibilidade na adaptação das características dos protocolos de múltiplo acesso propostos. A tarefa de avaliação de um protocolo com diferentes modelos de tráfego (fontes *ON-OFF* para voz ou Poisson para dados) se tornou mais simples. Além disso, características relativas ao ambiente sem fio, como por exemplo a distância máxima entre dois terminais móveis em uma célula, puderam ser estabelecidas com mais facilidade.

4.1 Descrição do Modelo de Simulação

O estudo de um sistema através de simulação requer a construção de um modelo, onde são definidas as variáveis que compõem o estado do sistema e os eventos que podem vir a alterá-lo. Neste trabalho, o sistema em estudo é definido pela interação entre o protocolo de múltiplo acesso e o meio físico, sendo tratadas, portanto, apenas questões relativas aos níveis físico e de enlace do modelo OSI, com ênfase no nível de enlace.

A técnica de simulação adotada para a modelagem do sistema consiste na simulação baseada em eventos discretos [84]. Nesta técnica, à medida que o tempo evolui os eventos ocorrem em instantes de tempo discretos (ou seja, o número de instantes

de tempo em que os eventos ocorrem é contável). Uma discussão mais completa e detalhada sobre as técnicas de simulação pode ser encontrada em LAW [84].

As variáveis retratadas no modelo estão absolutamente associadas às métricas de desempenho descritas na seção 3.4. Assim tem-se as seguintes variáveis do sistema:

- Número de pacotes transmitidos
- Número de pacotes descartados
- Número de pacotes que sofreram atraso de transmissão
- Tempo de espera de um pacote até o início de sua transmissão

No estudo de um sistema através de simulação, uma questão de extrema relevância é a determinação da acurácia dos resultados obtidos. Segundo LAW [84], uma abordagem muito comum é executar a simulação uma única vez, por um período de tempo arbitrário. Porém estas estimativas baseiam-se em realizações particulares das variáveis aleatórias que conduzem toda a simulação, e cujas variâncias podem ser grandes. Sendo assim, as chances de inferências errôneas sobre o sistema em estudo aumentam.

Sejam Y_i (para $i = 1, 2, \dots, n$) a variável aleatória que representa, por exemplo, a taxa média de perda de pacotes na i -ésima replicação (rodada) da simulação, e $y_{i1}, y_{i2}, \dots, y_{im}$ observações desta variável. As replicações de uma simulação devem durar o tempo suficiente para que as estimativas sejam obtidas em regime estacionário. Devido ao período transiente os valores iniciais de y_{ij} ($i = 1, 2, \dots, n; j = 1, 2, \dots, m$) apresentam grandes flutuações estatísticas. Desta forma é aconselhável desconsiderar algumas observações iniciais de uma replicação, e considerar apenas as observações restantes na estimativa da média. Esta técnica é chamada de "Aquecimento do Modelo". Admitindo um período de transiência de duração l , pode-se definir a variável aleatória X_i em função das observações y_{ij} .

$$X_i = \frac{\sum_{j=l+1}^m y_{ij}}{m-l} \quad (4.1)$$

Em regime estacionário tem-se $\mu = \lim_{i \rightarrow \infty} E[X_i]$. Visto que na prática $E[X_i] \approx \mu$, é usual se definir um intervalo de confiança para μ a fim de se avaliar a precisão de $E[X_i]$.

Sejam X_1, X_2, \dots, X_n variáveis aleatórias IIDs com média μ e variância δ^2 . As expressões 4.2 e 4.3 definem a média e a variância amostrais, respectivamente.

$$\bar{X}(n) = \frac{\sum_{i=1}^n X_i}{n} \quad (4.2)$$

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

Segundo o teorema do limite central, quando $n \rightarrow \infty$, a distribuição de $\bar{X}(n)$ tende à distribuição normal com média μ e variância δ^2/n . Porém, quando $n \rightarrow \infty$, $S^2(n)$ tende para δ^2 , o que permite substituir δ^2 por $S^2(n)$ no cálculo da variância. Sendo assim, pode-se definir a variável $t_n = [\bar{X}(n) - \mu]/\sqrt{S^2(n)/n}$. A variável aleatória t_n , que possui uma distribuição t com n de graus de liberdade, pode ser aproximada por uma variável normal(0,1). Portanto, considerando um valor de n suficientemente grande e para qualquer $\alpha \in (0, 1)$ tem-se:

$$\begin{aligned} P(-t_{n-1,1-\alpha/2} \leq \frac{\bar{X}(n) - \mu}{\sqrt{S^2(n)/n}} \leq t_{n-1,1-\alpha/2}) = \\ P(\bar{X}(n) - t_{n-1,1-\alpha/2} \sqrt{\frac{S^2(n)}{n}} \leq \mu \leq \bar{X}(n) + t_{n-1,1-\alpha/2} \sqrt{\frac{S^2(n)}{n}}) = \\ 1 - \alpha \end{aligned} \quad (4.4)$$

Assim, um intervalo de confiança de $100(1 - \alpha)\%$ para a média μ é definido por:

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

A expressão 4.5 estabelece que o intervalo $(\bar{X}(n) - t_{n-1,1-\alpha/2} \sqrt{S^2(n)/n}, \bar{X}(n) + t_{n-1,1-\alpha/2} \sqrt{S^2(n)/n})$ contém μ com $100(1 - \alpha)\%$ de confiança. Os valores para $t_{n-1,1-\alpha/2}$ são tabelados e encontram-se definidos por LAW [84] na tabela T.1 do apêndice.

Neste trabalho os resultados foram obtidos com intervalos de confiança possuindo um comprimento máximo de 5% e um nível de confiança de 95%. Para cada média a ser calculada foram consideradas 18 replicações da simulação e pelo menos 4 observações em cada replicação. As replicações possuem duração média de 1.000s, o que corresponde à geração de aproximadamente 17.000.000 de pacotes.

4.2 Tratamento de eventos

Num modelo de simulação baseado em eventos, a ocorrência de um evento resulta na geração de um evento futuro. O evento a ser gerado e o respectivo tratamento

dependem do protocolo em questão. Todos os eventos fazem parte de uma lista ordenada pelo instante de ocorrência de eventos. À medida que a simulação evolui um evento é retirado da lista, tratado, e um futuro evento é gerado e armazenado na lista. O tempo de simulação é atualizado de acordo com o instante de ocorrência de cada evento. As estatísticas necessárias para o cálculo das métricas são atualizadas após o tratamento de cada evento. Após atingir algum critério de parada (por exemplo, o tempo de simulação ou o número de pacotes transmitidos) a simulação se encerra. Os eventos referentes aos protocolos implementados são os seguintes:

CHEGADA indica a chegada de um pacote em algum terminal móvel.

PARTIDA indica o fim da transmissão de um pacote por um terminal móvel

ON indica o início de um período de atividade de uma fonte de voz

OFF indica o início de um período de silêncio de uma fonte de voz

POLLING indica o início de um período de interrogação

Quando da ocorrência de um evento um tratamento adequado deve ser providenciado. Uma **CHEGADA** causa o aumento do número de pacotes no *buffer* do terminal e o agendamento de uma nova **CHEGADA** para o mesmo terminal. Uma **PARTIDA** inicia o atendimento de um novo pacote e o agendamento da **PARTIDA** deste pacote, caso haja pacotes para transmissão.

O evento **POLLING** sinaliza o início de um período de interrogação. No protocolo MSPP, se o *buffer* do terminal que está sendo servido estiver vazio (disciplina *Exaustiva*) ou o número de pacotes transmitidos foi atendido (disciplina *Gated*), uma **PARTIDA** gera um evento **POLLING**. Este último evento gera uma visita a um novo terminal através de um novo evento de **PARTIDA**.

Por outro lado, no protocolo MSPR o evento **POLLING** é gerado após o atendimento do último terminal da tabela de reservas. Quando de sua ocorrência o evento **POLLING** inicia um período de reservas, onde todos os terminais serão interrogados sobre a sua demanda de tráfego. Ao final é gerado um evento de **PARTIDA** para que se dê início a um novo período de transmissão.

O evento **ON** ocasiona a geração de um evento **OFF**, definindo a duração do período de atividade da fonte em questão. De forma análoga, o evento **OFF** ocasiona a geração de um evento **ON**, definindo a duração do período de silêncio daquela fonte. A figura 4.1 reflete a relação existente entre os eventos.

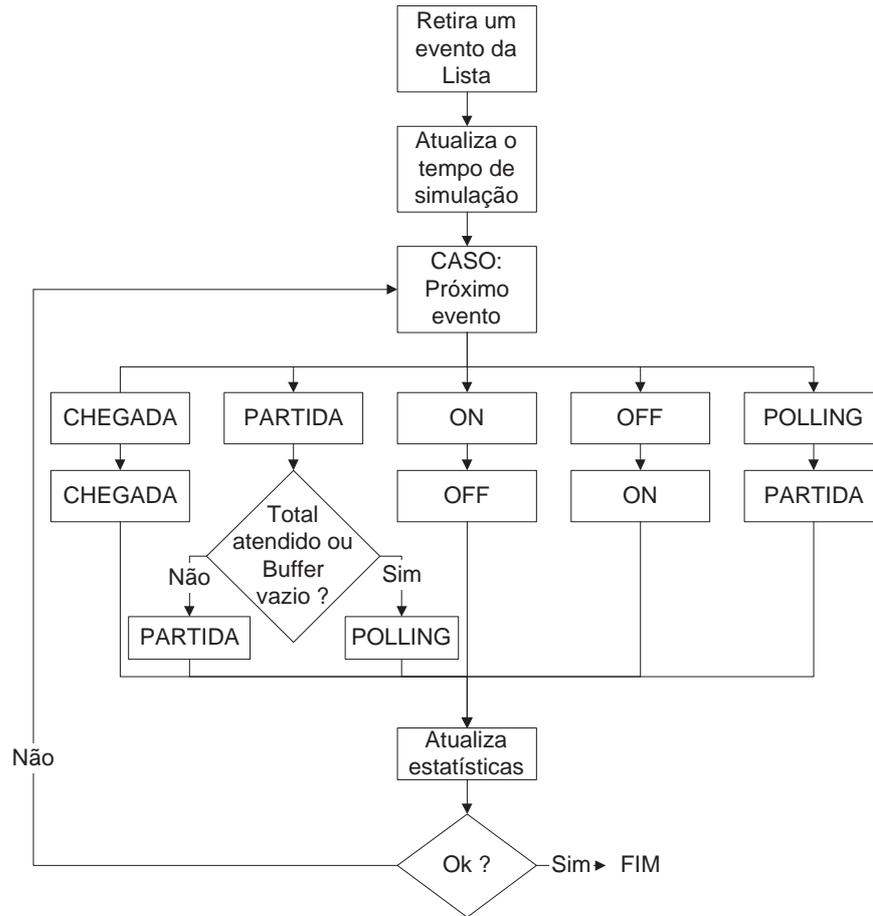


Figura 4.1: Relação entre eventos na simulação dos protocolos propostos

4.3 Descrição e Implementação do Simulador

O simulador foi escrito em linguagem C e é composto por seis arquivos, tendo sido compilado e executado na plataforma UNIX. Para a tarefa de compilação foi utilizado o compilador *gcc*.

O objetivo da ferramenta é prover um ambiente de simulação que permita ao usuário a facilidade de alterar diversos parâmetros referentes ao modelo de tráfego, aos protocolos de acesso ao meio e ao ambiente sem fio, de acordo com as suas necessidades.

O tempo de simulação está definido em segundos e é atualizado em cada passo para o instante de ocorrência do próximo evento. A seguir tem-se a descrição de cada arquivo que compõe o simulador.

1. main.h

Este arquivo contém apenas as definições de algumas constantes e de funções utilizadas no arquivo *main.c*.

2. main.c

É o principal arquivo e contém todas as funções responsáveis pela geração e tratamento de eventos. Abaixo há uma breve descrição destas funções:

initParams obtém os parâmetros definidos pelo usuário e inicializa variáveis.

initAll com base em parâmetros do usuário define o valor de algumas variáveis.

report gera os arquivos com os valores aferidos para as medidas de desempenho.

collectStat promove as observações das medidas de desempenho durante uma replicação.

gen_reservation adiciona um novo terminal à tabela de reservas.

processArrival processa o evento Chegada.

processDeparture processa o evento Partida.

processOn processa o evento On.

processOff processa o evento Off.

processPoll processa o evento *Polling*.

queueItUp insere um pacote no *buffer* do terminal especificado.

insertNode inicializa a estrutura *node* de um terminal móvel.

gen_event insere um evento na lista de eventos futuros.

freeAll libera estruturas da memória para uma nova replicação.

main conduz toda a simulação, inicializando as variáveis através dos parâmetros definidos pelo usuário, retirando eventos da lista e providenciando o seu tratamento, atualizando o tempo de simulação, e definindo o fim da simulação através do critério de parada.

3. event.h

Este arquivo contém os cabeçalhos das funções utilizadas pelo arquivo *event.c*, além das estruturas de dados que representam os eventos, os terminais móveis

e os pacotes que chegam aos terminais. A lista abaixo relaciona as estruturas e os seus campos mais relevantes.

reservation estrutura responsável pela formação da tabela de reservas.

event contém o campo *evcode*, que armazena o instante de ocorrência do evento.

proc contém o campo *local_arrival_time*, que define o instante de chegada do pacote ao *buffer* do terminal.

node esta estrutura define o tamanho do *buffer* do terminal (*buffer*), a sua prioridade (*priority*), o número de pacotes presentes no *buffer* (*num_queue*), soma dos retardos sofridos pelos pacotes - este tempo vai desde a chegada ao *buffer* até o início da transmissão (*packetDelay*), número de pacotes descartados (*packetDrop*), número de pacotes transmitidos (*packetTx*), e o instante em que a fonte estará OFF (*time_OFF*). Este último parâmetro visa evitar que uma chegada futura ocorra quando a fonte estiver em silêncio.

4. event.c

Este arquivo contém as funções responsáveis pela manutenção da lista de eventos futuros e dos *buffers* dos terminais e, pela geração de variáveis aleatórias. Estas funções estão relacionadas abaixo:

alloc_norec alocação de espaço em memória para um novo terminal móvel.

alloc_evrec alocação de espaço em memória para um novo evento.

alloc_rsrec alocação de espaço em memória para uma nova entrada na tabela de reservas.

alloc_procrec alocação de espaço em memória para um novo pacote.

free_evrec libera o espaço de um evento da memória.

free_rsrec libera o espaço de uma entrada da tabela de reservas da memória.

free_procrec libera o espaço de um pacote da memória.

insertevent insere um evento na lista de eventos futuros.

insertreservation insere um terminal na tabela de reservas.

insertproc insere um pacote no *buffer* do terminal especificado.

get_next_event retira o próximo evento da lista de eventos futuros.

get_firstproc retira o próximo pacote do *buffer* de um terminal para transmissão.

get_firstprocqueue retira o próximo pacote da classe especificada do *buffer* de um terminal para transmissão.

gammad define uma variável aleatória com distribuição *gamma*.

expon define uma variável aleatória com distribuição exponencial.

uni define uma variável aleatória com distribuição uniforme (0,1).

5. lgrand.c e lgrand.h

Estes arquivos são responsáveis pelo algoritmo de geração de números aleatórios. Ambos foram extraídos de [84].

Capítulo 5

Avaliação dos Protocolos Propostos

Este capítulo trata da avaliação dos protocolos de múltiplo acesso MSPP e MSPR através de dois cenários distintos:

- O primeiro admite apenas uma classe de prioridade ($K = 1$) para cada terminal. Portanto, os terminais móveis se encontram divididos em terminais CBR, VBR e ABR. Os protocolos são inicialmente avaliados apenas com terminais CBR e, em seguida, somente terminais VBR são considerados. Num segundo momento tem-se tráfego CBR e ABR integrados. Por último, o sistema é testado com terminais CBR, VBR e ABR.
- O segundo cenário considera um ambiente integrado, onde cada terminal pode transmitir mensagens das três classes de tráfego. Desta forma tem-se $K = 3$, onde as classes 1, 2 e 3 correspondem respectivamente às classes CBR, VBR e ABR.

Os parâmetros mais comumente utilizados pelo simulador na avaliação dos protocolos propostos foram extraídos de FRIGON [70]. Os parâmetros referentes ao ambiente de simulação encontram-se na tabela 5.1, enquanto que os parâmetros relativos ao modelo de tráfego estão presentes na tabela 5.2.

Tabela 5.1: Ambiente de Simulação

Taxa de transmissão do canal	8,528 Mbps
Diâmetro da célula	500 m
Tamanho do pacote ATM sem fio	60 bytes

Tabela 5.2: Parâmetros do modelo de tráfego

CBR	Taxa de geração de pacotes	24/30 Kbps
	Média do período de atividade	1,0 s
	Média do período de silêncio	1,35 s
	Tempo de vida de um pacote	0,016 s
VBR	Taxa mínima de geração de pacotes	250 Kbps
	Taxa máxima de geração de pacotes	750 Kbps
	Número de minifontes ON-OFF	15
	Média do período de atividade (conexão #1)	0,1 s
	Média do período de silêncio (conexão #1)	0,2 s
	Média do período de atividade (conexão #2)	1 s
Média do período de silêncio (conexão #2)	2 s	
	Tempo de vida de um pacote	0,050 s
ABR	Taxa de geração de pacotes	19 Kbps
	Média do tamanho de um grupo	5

Em algumas ocasiões foram realizados testes com terminais possuindo *buffer* finito, a fim de verificar o desempenho dos protocolos em situações mais realistas. Para avaliar o impacto da variação da taxa de geração de pacotes, foram testados dois valores (24 Kbps e 30 Kbps) para a taxa de geração de uma conexão CBR.

O diâmetro da célula é utilizado para o cálculo da duração de um minissegmento. Considerações sobre o impacto do retardo de propagação também são abordadas neste capítulo. Comentários acerca da vazão máxima dos protocolos também estão presentes.

Os 7 bytes adicionados ao pacote ATM original são destinados à implementações futuras de questões como correção e detecção de erros, controle de *handoff*, entre outros aspectos do meio ATM sem fio.

Conforme o capítulo 4, todos os resultados foram obtidos com um nível de confiança de 95%. O comprimento máximo do intervalo de confiança encontra-se indicado nas legendas dos gráficos.

Em relação à métrica de desempenho probabilidade de perda, para as classes CBR e VBR procurou-se observar o desempenho dos protocolos no limite de perda de 1%, visto que estudos comprovam que com uma taxa não superior a este limite, a qualidade de voz e de vídeo não é comprometida [25].

5.1 MSPP

5.1.1 Cenário 1: Terminais com apenas uma classe de tráfego

O desempenho do protocolo MSPP considerando a existência de apenas terminais CBR é mostrada nas figuras 5.1 e 5.2. A probabilidade de perda de pacotes de voz em função do número de terminais se encontra na figura 5.1. De acordo com o critério de perda de 1%, o sistema pode suportar até 582 terminais com a disciplina exaustiva e 580 terminais com a disciplina *gated*. A probabilidade de um terminal CBR se encontrar no estado ativo (fator de atividade) é igual a 0,4255 ($\gamma_{cbr}/(\gamma_{cbr} + \delta_{cbr}) = 1/2,35$). Seja λ_{cbr} *bps* a taxa de geração de um terminal CBR, enquanto no período ativo. A partir da taxa de geração do *codec*, devido ao acréscimo do cabeçalho para a formação do pacote ATM sem fio, tem-se $\lambda_{cbr} = (24.000/384) \times 480 = 30.000$ *bps*. Portanto, teoricamente a capacidade do canal deveria ser de $N_{cbr} \lambda_{cbr}$ *bps*, onde N_{cbr} é o número de terminais CBR do sistema. Entretanto, em função da multiplexação estatística, o canal pode ter uma capacidade menor. Considerando um canal de $C \lambda_{cbr}$ *bps*, onde C é um parâmetro adimensional, tem-se que $C < N_{cbr}$. De acordo com a tabela 5.1, $C \lambda_{cbr} = 8.528.000$, logo, $C = 284,27$. A taxa média de geração de pacotes de voz é dada por $N_{cbr} \lambda_{cbr} \times 0,4255$. Se $(N_{cbr} \lambda_{cbr} \times 0,4255) < N_{cbr} \lambda_{cbr}$ então $(N_{cbr} \lambda_{cbr} \times 0,4255) < C \lambda_{cbr}$. Assim, tem-se a seguinte desigualdade para o parâmetro C : $0,4255 N_{cbr} < C$ [77]. Desta forma, a fim de que seja atendida a condição para estabilidade do protocolo ($\rho < 1$), o sistema pode comportar no máximo 668 conexões de voz.

A partir da figura 5.2, pode-se verificar que com taxa de perda de pacotes de voz próxima a 1%, a vazão é de 85,48% para o protocolo MSPP exaustivo, o que significa dizer que 85,48% do tempo de simulação foi utilizado para a transmissão de pacotes de voz, enquanto que o restante do tempo foi gasto na visita a terminais inativos e na passagem de um terminal para o outro. No caso do protocolo MSPP com disciplina *gated*, a vazão é de 85,27%. A diferença pode ser explicada pelo fato da disciplina exaustiva permitir retardos menores e, portanto, menor taxa de perda de pacotes, o que leva a uma maior vazão.

A figura 5.3 apresenta terminais CBR com uma taxa de $\lambda_{cbr} = 30000$ *bps*. A elevação da carga de tráfego leva a uma redução do número de conexões de voz no limite de 1%. Assim, devem existir no máximo 462 conexões de voz de forma a se

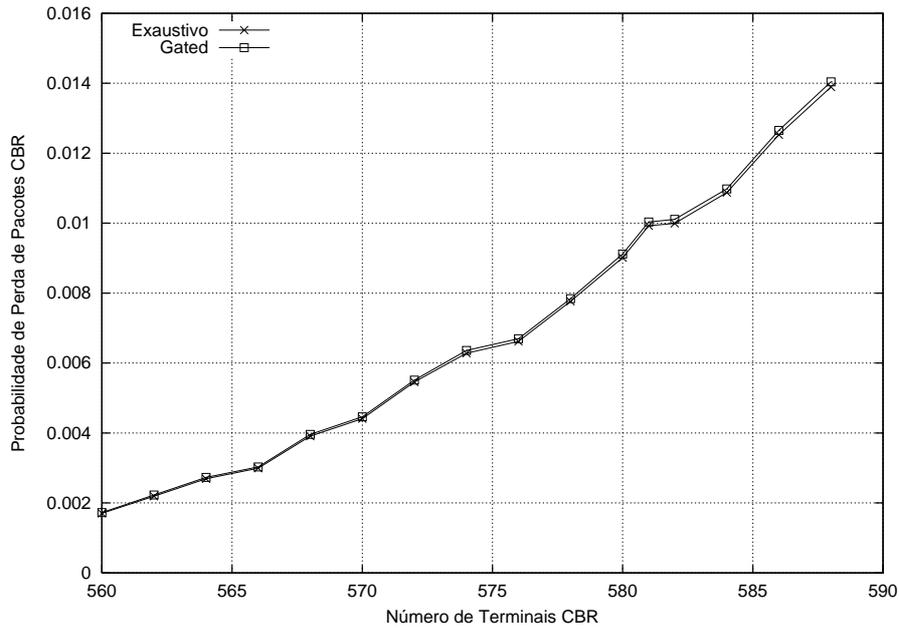


Figura 5.1: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

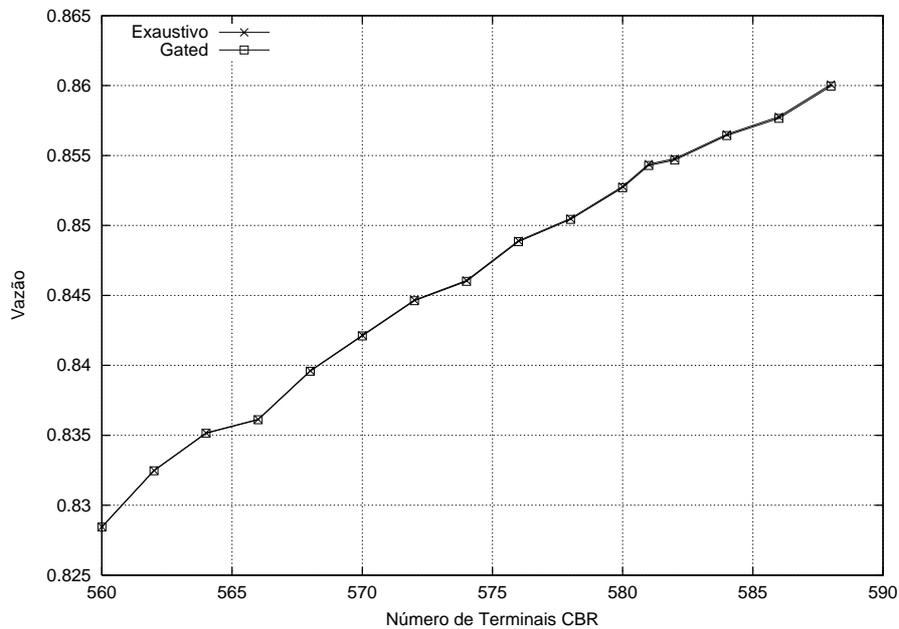


Figura 5.2: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

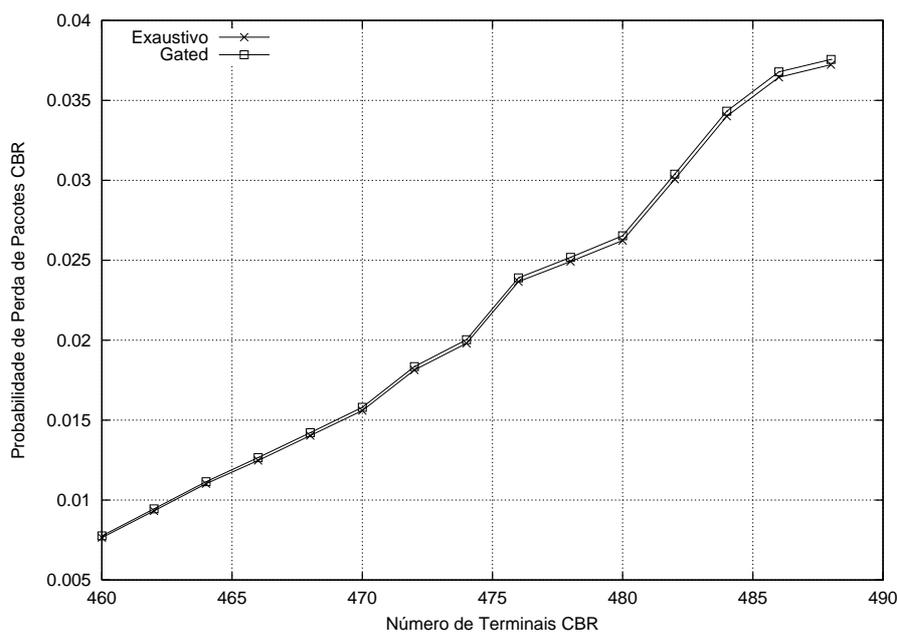


Figura 5.3: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

manter a qualidade do tráfego. Por outro lado, a figura 5.4 limita o *buffer* de cada terminal a 1. Nota-se que a perda de pacotes aumenta discretamente, o que pode ser explicado pelo fato do tempo entre chegadas de pacotes coincidir com o tempo de vida (16 ms) de um pacote. Isto faz com que se tenha apenas um pacote por vez no *buffer* de um terminal, seja ele finito ou não.

As figuras 5.5 e 5.6 mostram o desempenho do sistema na presença de apenas terminais VBR, considerando dois tipos de conexões. De acordo com o limite de 1% de perda, o sistema com conexões do tipo #1 suporta 33 terminais. Considerando conexões do tipo #2, há uma melhoria e o sistema passa a suportar 37 terminais. Por outro lado, o sistema com conexões do tipo #2 apresenta uma vazão menor (96,35% contra 98,76%, a 1% de perda). O aumento da duração dos estados veio a retardar a saturação do sistema, permitindo adicionar mais terminais mantendo a qualidade do tráfego VBR, ainda que a uma vazão menor. Entretanto, a diminuição da vazão é algo esperado, visto que o aumento da duração dos estados leva a retardos maiores. Apesar da alteração na duração média dos estados ter sido bem significativa, nota-se que a queda na vazão é pequena. A figura 5.7 mostra conexões do tipo #1 onde os terminais possuem *buffer* com tamanho igual a 2. Apesar da alta carga de tráfego,

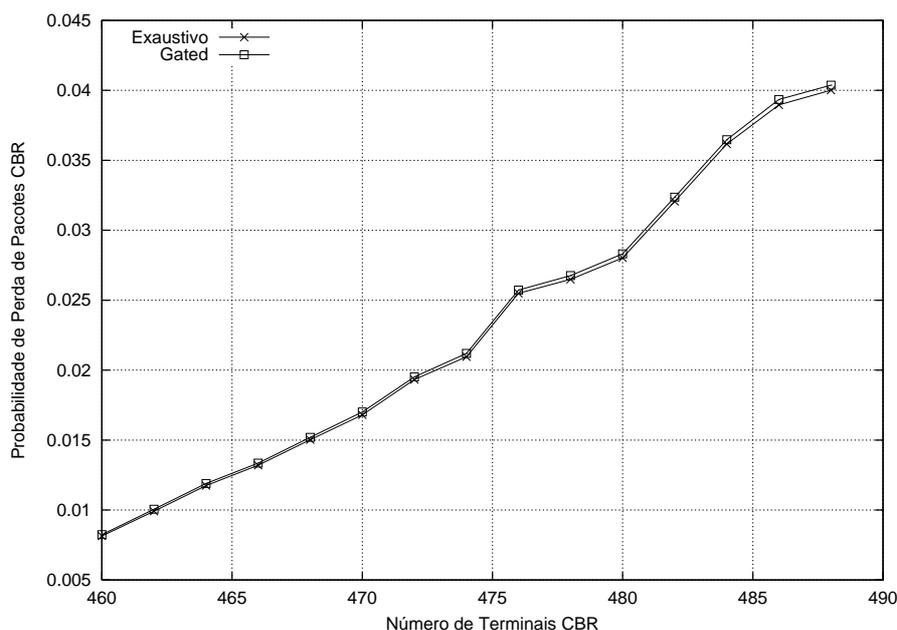


Figura 5.4: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps, e tamanho do *buffer* igual a 1. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

a figura evidencia que um tamanho próximo a 2 pode garantir um desempenho semelhante ao da figura 5.5.

O desempenho do protocolo MSPP na presença de terminais CBR e ABR é mostrado nas figuras 5.8, 5.9, 5.10 e 5.11. O sistema possui 100 terminais CBR, e este valor é mantido fixo. Pode-se verificar pela figura 5.8 que o mecanismo de prioridade não reduziu a perda de pacotes de voz, visto que ocasionou maiores retardos e, conseqüentemente, maior perda e redução na vazão do sistema, ainda que num mesmo ciclo de interrogação os terminais CBR tenham sido visitados duas vezes. Isto deve-se primeiramente ao aumento do ciclo, visto que um maior número de terminais para visitar implica um maior acúmulo dos tempos de transição (*walking time*) entre terminais. Por outro lado, a maior prioridade dos terminais CBR levou a um aumento de pacotes nos *buffers* dos terminais ABR, o que teve maior influência na perda de pacotes de voz. Esta influência pode ser comprovada na figura 5.11, onde a redução do tamanho do grupo para um, fez com que o mecanismo de prioridade mostrasse eficiência. A elevação do tempo de espera para atendimento dos pacotes ABR era esperado devido à prioridade dos pacotes CBR.

As figuras 5.12, 5.13, 5.14 e 5.15 ilustram o desempenho do protocolo em um

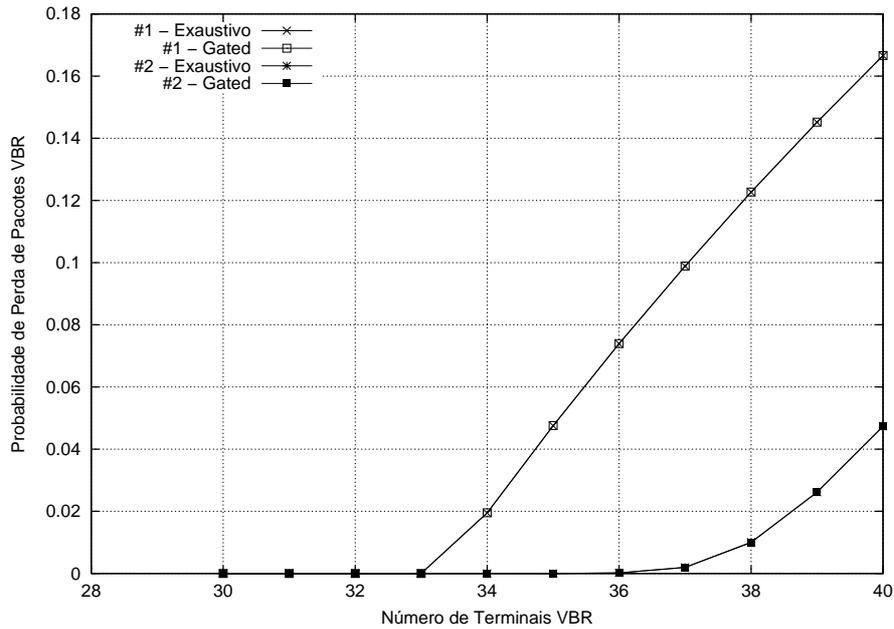


Figura 5.5: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

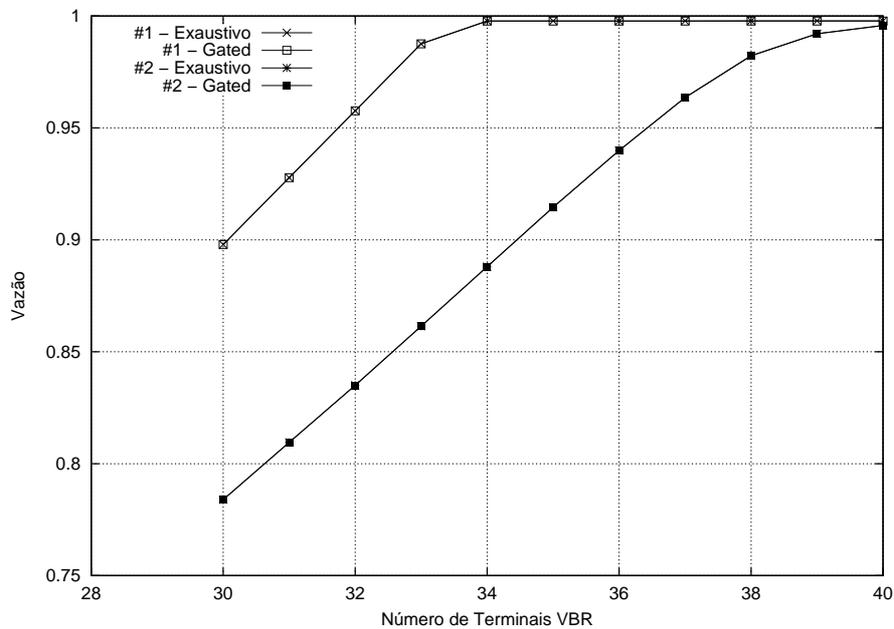


Figura 5.6: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

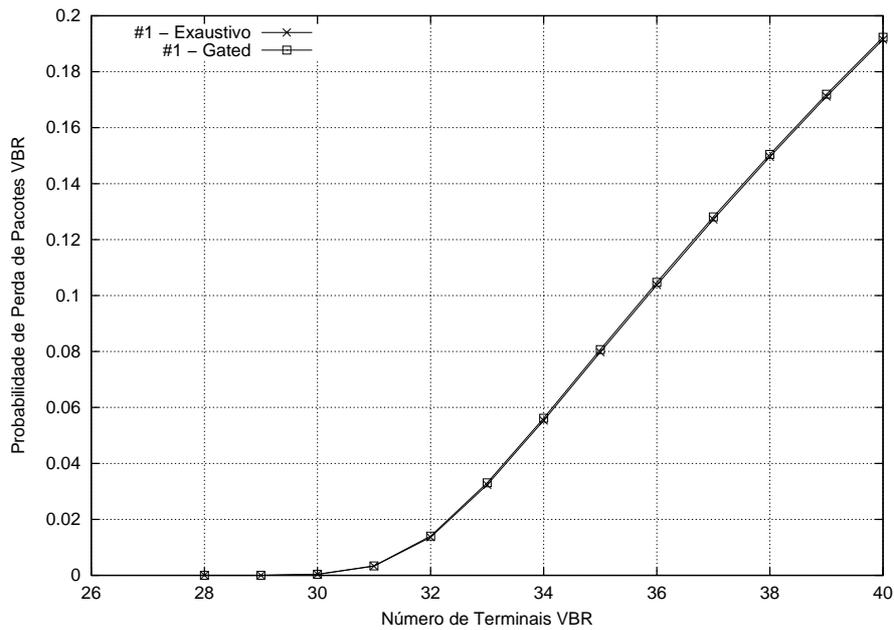


Figura 5.7: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões do tipo #1. Cada terminal possui tamanho do *buffer* igual a 2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

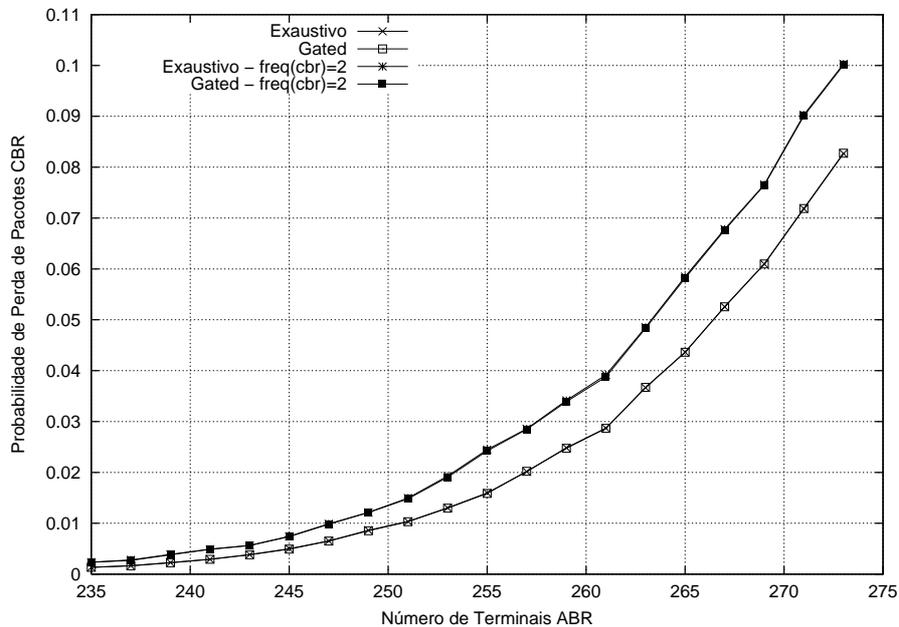


Figura 5.8: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

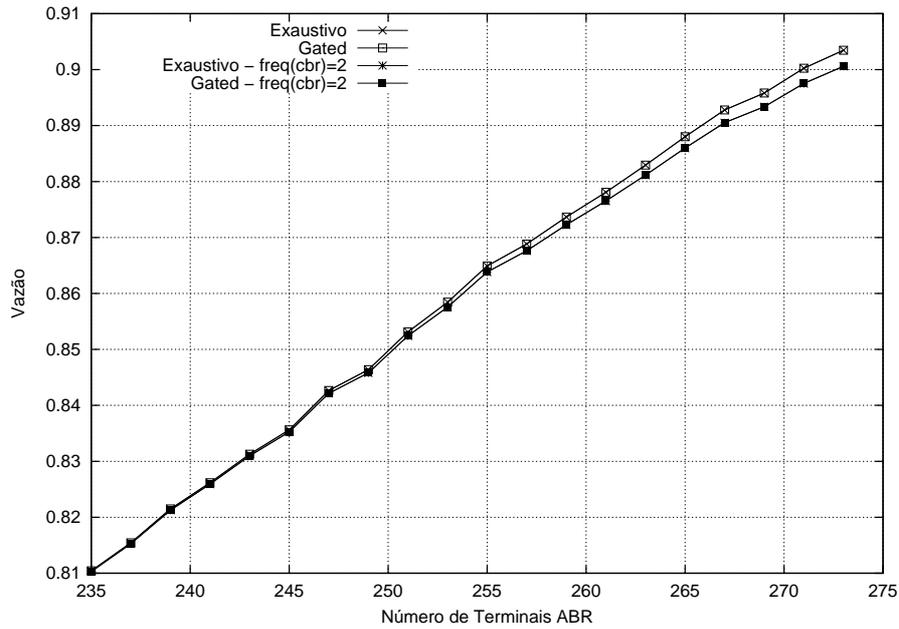


Figura 5.9: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

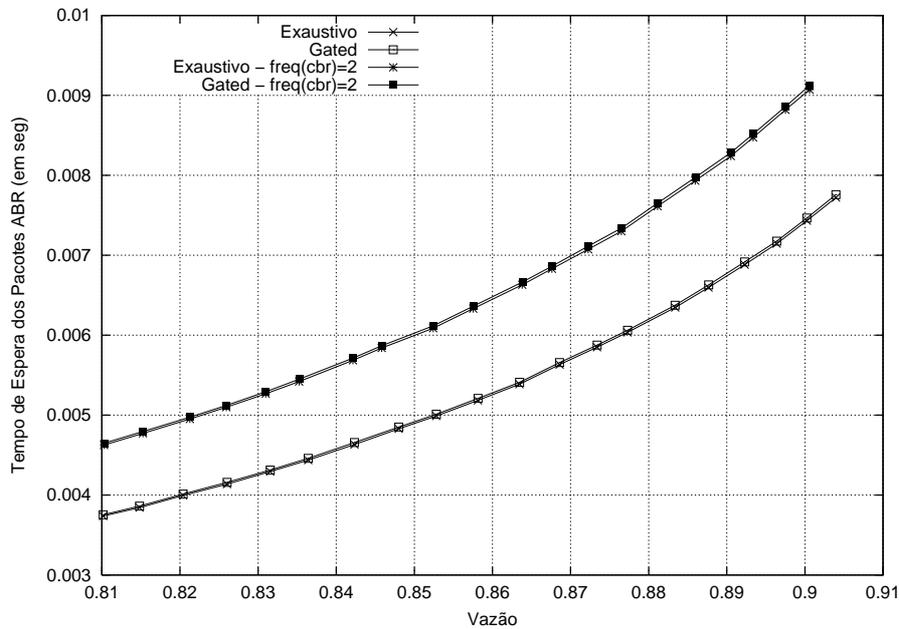


Figura 5.10: Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função da Vazão (S). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

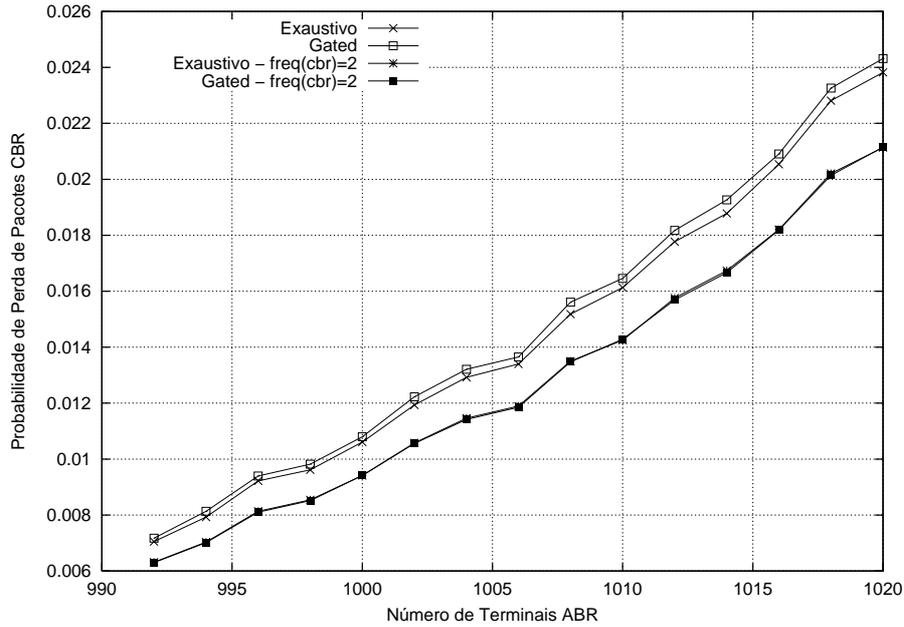


Figura 5.11: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Tamanho do grupo ABR igual a 1. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

cenário de tráfego integrado, onde estão presentes terminais das três classes. O sistema é avaliado com 100 terminais CBR e 100 terminais ABR. Estes valores são mantidos fixos enquanto o número de terminais VBR é variado.

As figuras 5.12 e 5.13 mostram a evolução da taxa de perda de pacotes CBR e VBR do sistema. Sem prioridade é possível ter até 16 terminais VBR, respeitando-se o limite de 1% de perda de pacotes de voz. Visitando-se os terminais CBR e VBR duas vezes em um ciclo de interrogação, foi possível diminuir a perda de pacotes de voz. Entretanto, a perda de pacotes VBR aumentou. Por outro lado, elevando-se a frequência do grupo VBR para três, diminui-se a perda de pacotes VBR e a perda de pacotes CBR aumenta. Vários testes foram feitos no sentido de fazer com que o mecanismo de prioridade atendesse às classes CBR e VBR de forma conjunta, o que foi conseguido apenas utilizando-se conexões VBR do tipo 2. O aumento da duração média dos estados *ON* e *OFF* das minifontes faz com que a taxa básica de transmissão de uma fonte VBR varie mais lentamente, o que aliado a um período de silêncio maior, acaba por reduzir o volume de tráfego. A redução da perda de pacotes devido a maior prioridade dos tráfegos CBR e VBR leva ao aumento da vazão do sistema, e faz com que o tráfego ABR experimente maiores retardos, o que

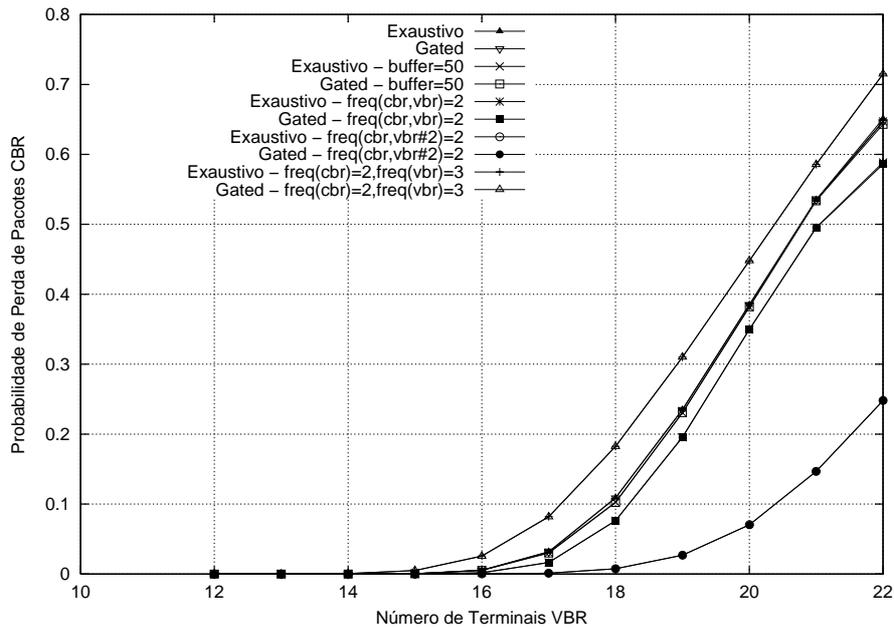


Figura 5.12: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

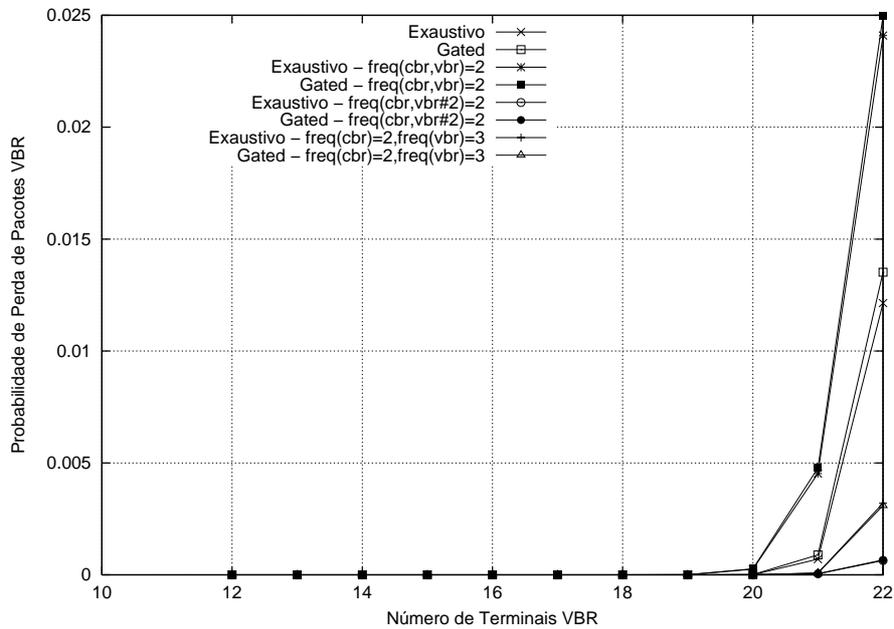


Figura 5.13: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

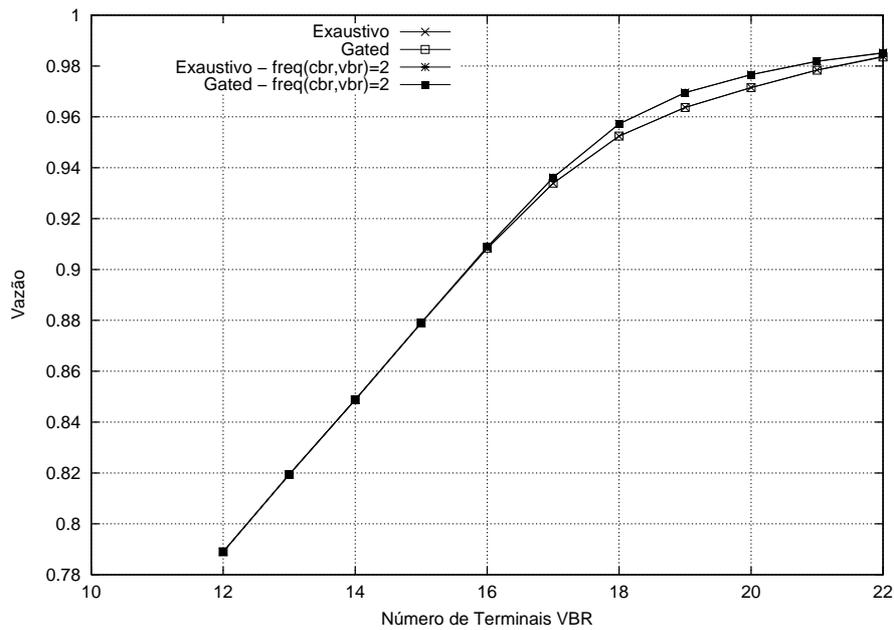


Figura 5.14: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

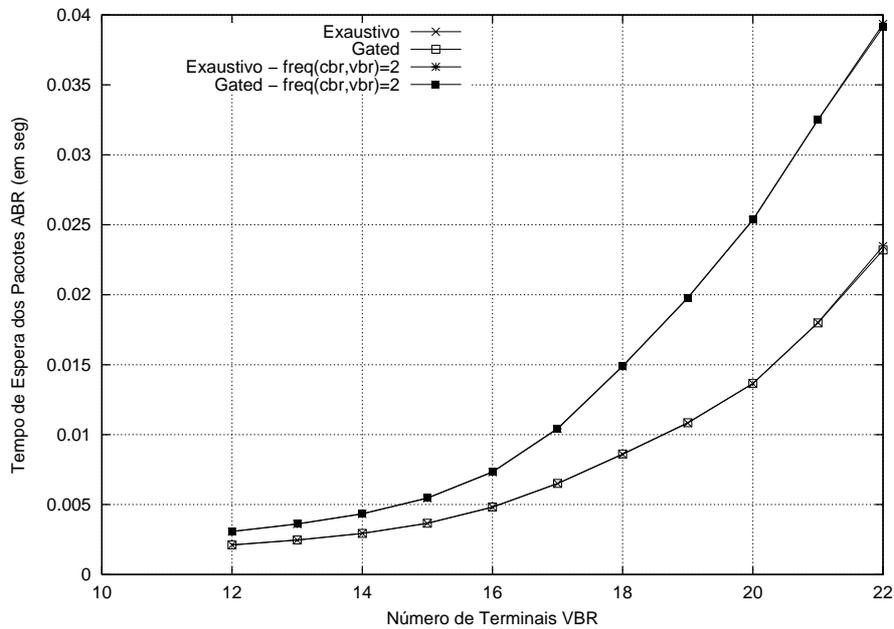


Figura 5.15: Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

pode ser observado nas figuras 5.14 e 5.15. Apesar de não estar presente, não há perdas de pacotes de voz quando o *buffer* dos terminais é igual a 2. Entretanto, quando eleva-se o tamanho do *buffer* para 50 tem-se tal perda. Isto porque com um *buffer* de maior tamanho, tem-se um acúmulo de pacotes VBR suficiente para se aumentar o retardo dos pacotes CBR, acarretando perdas.

Todas as curvas presentes nesta seção ilustram o desempenho do protocolo para as disciplinas de atendimento *Gated* e Exaustivo. A diferença entre as disciplinas torna-se perceptível quando o sistema experimenta altas cargas, evidenciando um melhor desempenho do protocolo MSPP exaustivo. A adoção do modelo de tráfego *ON-OFF* fez com que o protocolo ficasse menos sensível a mudanças na disciplina de atendimento, ao contrário do modelo de Poisson [74]. Portanto, para efeito da qualidade de serviço dos tráfegos CBR e VBR, levando-se em consideração o limite máximo de perda de 1%, as duas disciplinas podem ser utilizadas indistintamente, sem prejuízo significativo de desempenho.

5.1.2 Cenário 2: Ambiente integrado

Os resultados deste cenário levam em consideração as duas modalidades de prioridade suportadas pelo protocolo quando os terminais possuem as três classes de tráfego. Os mecanismos de prioridade estão descritos na seção 3.1.1 do capítulo 3.

O desempenho do protocolo MSPP no ambiente integrado de tráfego encontra-se nas figuras 5.16, 5.17, 5.18 e 5.19. De acordo com a figura 5.16, o número máximo de terminais para que o limite de perda de voz de 1% não seja ultrapassado é 28, independentemente do tipo de prioridade. Visto que a segunda modalidade é ligeiramente superior com esta carga de tráfego (28 terminais), a sua vazão é de 95,85% contra 95,82% da primeira modalidade. A figura 5.17 mostra o desempenho do tráfego VBR. Para uma perda de 1% o sistema comporta no máximo 30 terminais, a uma vazão de 99,31% na primeira modalidade, e de 99,75% na segunda.

Para os tráfegos CBR e VBR as curvas mostram que o desempenho é melhor quando todas as classes de tráfego são atendidas em uma única visita, o que acontece na segunda modalidade. Neste esquema de prioridade não é necessário visitar um terminal três vezes para se atender a todas as classes, o que incorre em menores retardos visto que a soma dos tempos de transição de um terminal para outro é menor. Esta característica vem de encontro à sensibilidade a retardos das classes CBR e VBR, levando a menores perdas. Entretanto, observando-se a figura 5.19,

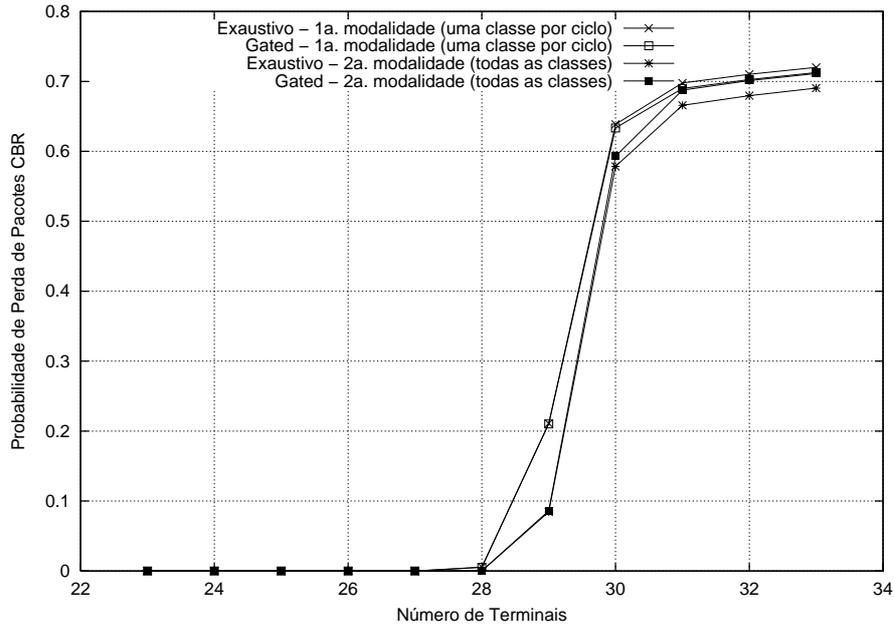


Figura 5.16: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

para o tráfego ABR, em condições de alta carga de tráfego, é mais eficiente visitar uma classe de tráfego por ciclo, conforme a primeira modalidade. Em altas cargas de tráfego as perdas de pacotes CBR e VBR são maiores, fazendo com que os pacotes ABR sejam atendidos mais rapidamente.

Neste cenário fica mais evidente que a disciplina de atendimento passa a ter efeitos significativos em altas cargas de tráfego. E como já era esperado a disciplina Exhaustiva possui um melhor desempenho.

5.2 MSPR

5.2.1 Cenário 1: Terminais com apenas uma classe de tráfego

O desempenho do protocolo MSPR na presença de terminais CBR é apresentado nas figuras 5.20 e 5.21. Visto que os parâmetros de simulação são os mesmos utilizados na avaliação do protocolo MSPP, o número máximo de terminais CBR que o protocolo pode suportar também é 668. Entretanto, a fim de permitir que a probabilidade de perda não ultrapasse o limite de 1%, o número de terminais não pode ser superior

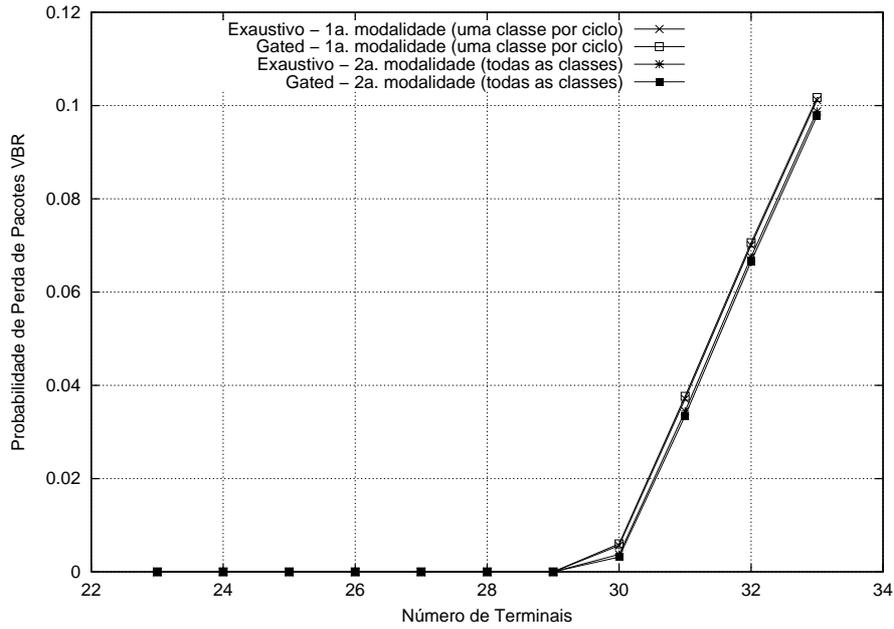


Figura 5.17: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

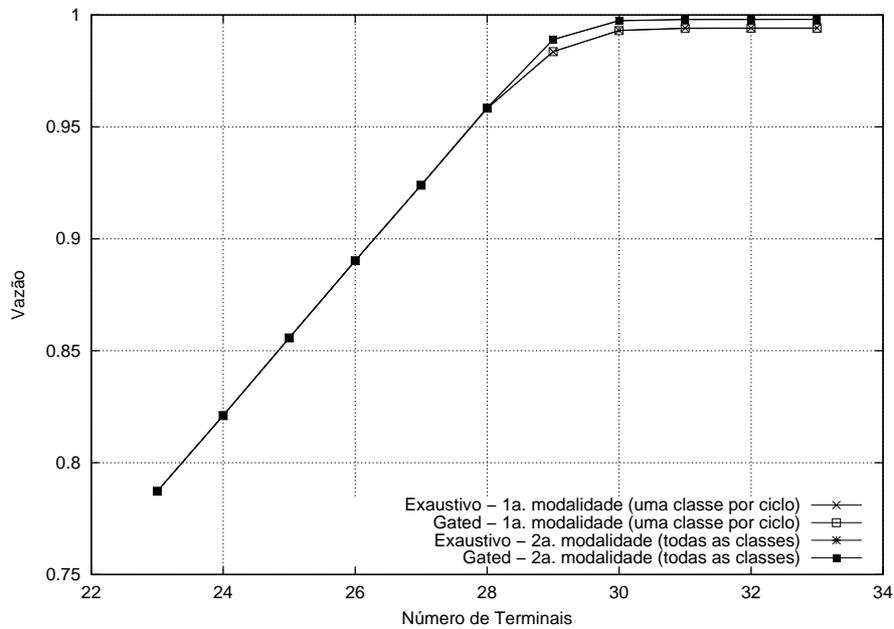


Figura 5.18: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

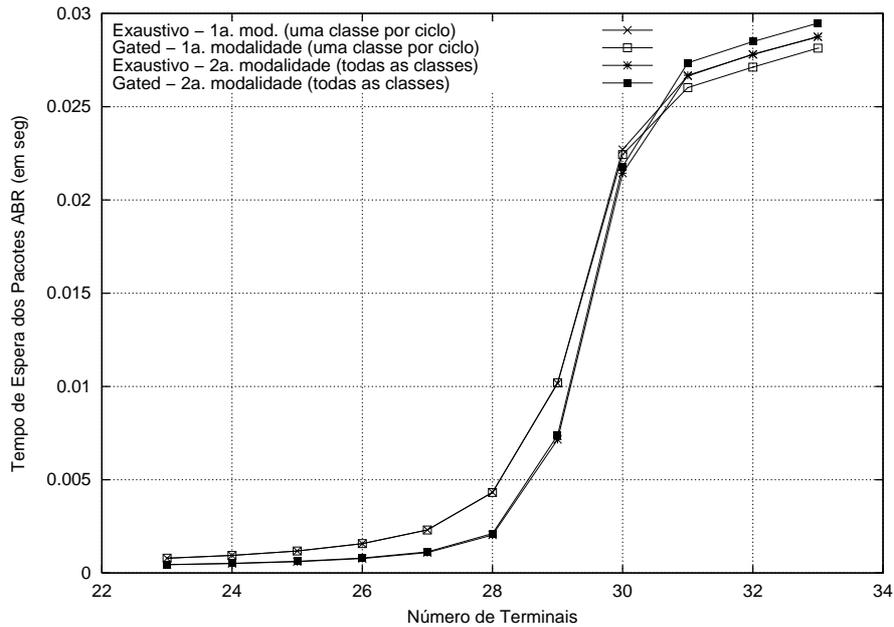


Figura 5.19: Tempo de espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

a 514, o que garante uma vazão de 75,47%.

A exemplo do MSPP, a figura 5.22 apresenta terminais CBR com uma taxa de $\lambda_{cbr} = 30000$ bps. O aumento da carga de tráfego leva a uma redução do número de conexões de voz no limite de 1%. Portanto, devem existir no máximo 406 conexões de voz de forma a se manter a qualidade de serviço. Por sua vez, a figura 5.23 limita o *buffer* de cada terminal a 1. Nota-se que a perda de pacotes aumenta discretamente, o que pode ser explicado pelo fato do tempo entre chegadas de pacotes coincidir com o tempo de vida (16 ms) de um pacote. Isto faz com que se tenha apenas um pacote por vez no *buffer* de um terminal, seja ele finito ou não.

As figuras 5.24, 5.25 e 5.26 mostram o desempenho do protocolo MSPR diante do tráfego VBR. A perda de pacotes se inicia a partir de 33 terminais no sistema, com uma vazão de 86,11%. Acima de 34 terminais o sistema chega rapidamente à congestão, o que pode ser atenuado com a utilização de conexões do tipo #2. O aumento da duração média dos estados das minifontes, reduz a taxa de transmissão agregada em função de uma variação mais lenta do modelo de tráfego adotado para os terminais VBR, e de uma maior duração do período de silêncio. Desta forma, o sistema pode comportar um número maior de terminais antes de sua saturação.

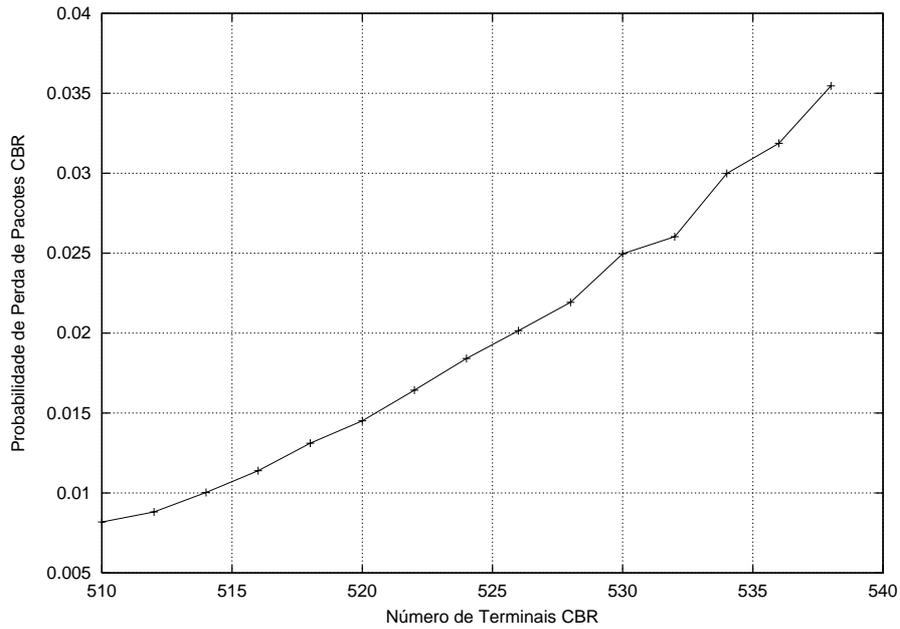


Figura 5.20: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

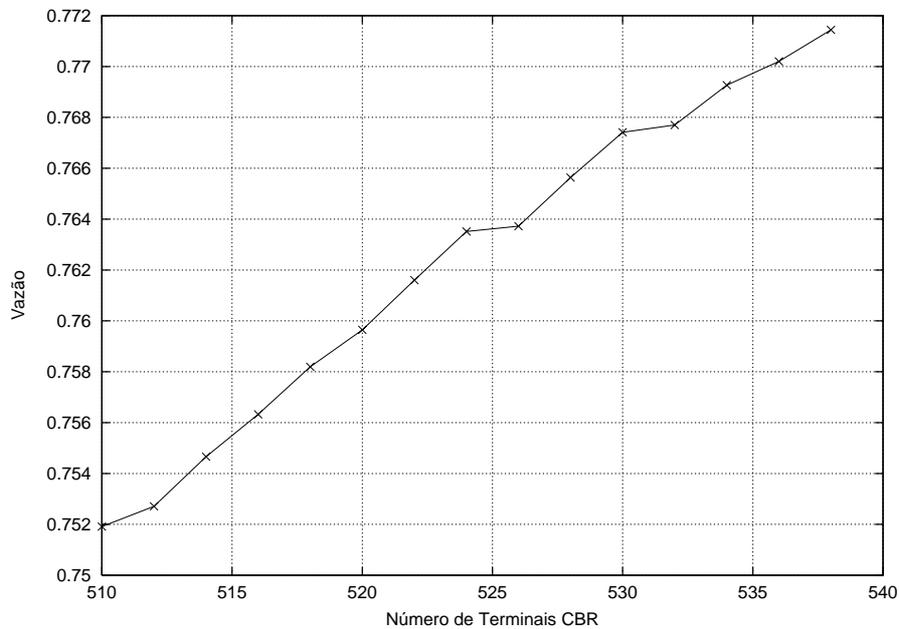


Figura 5.21: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

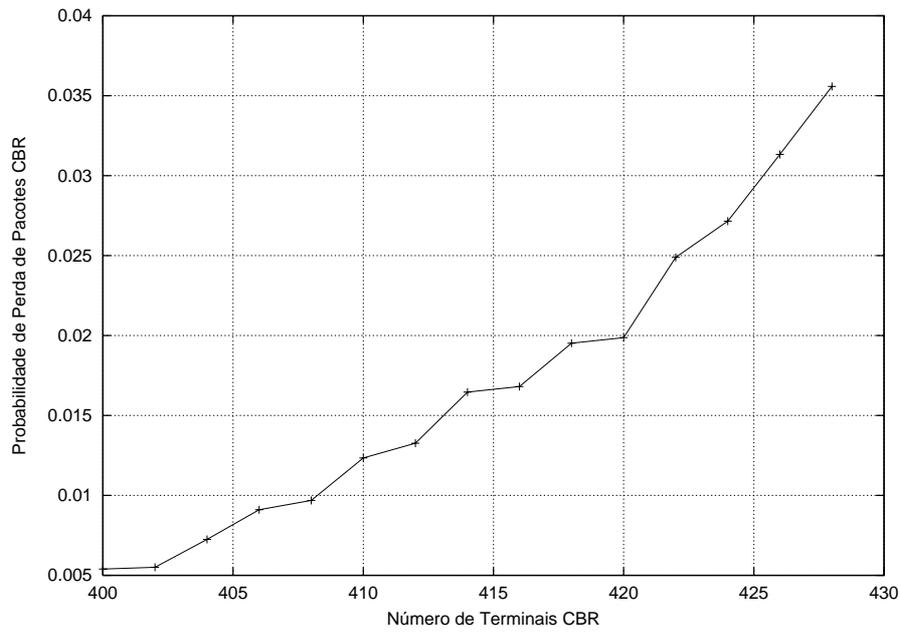


Figura 5.22: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

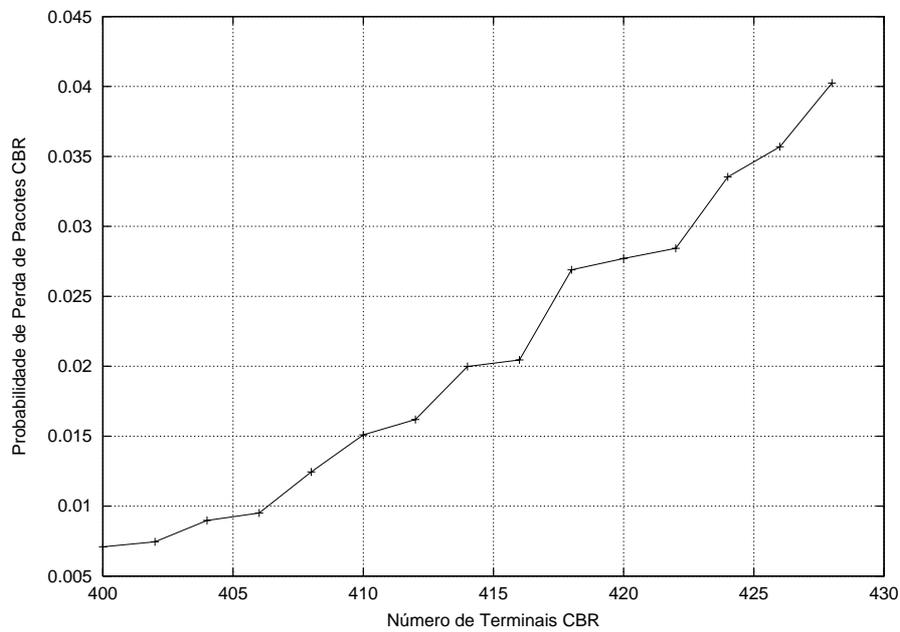


Figura 5.23: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps, e tamanho do *buffer* igual a 1. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

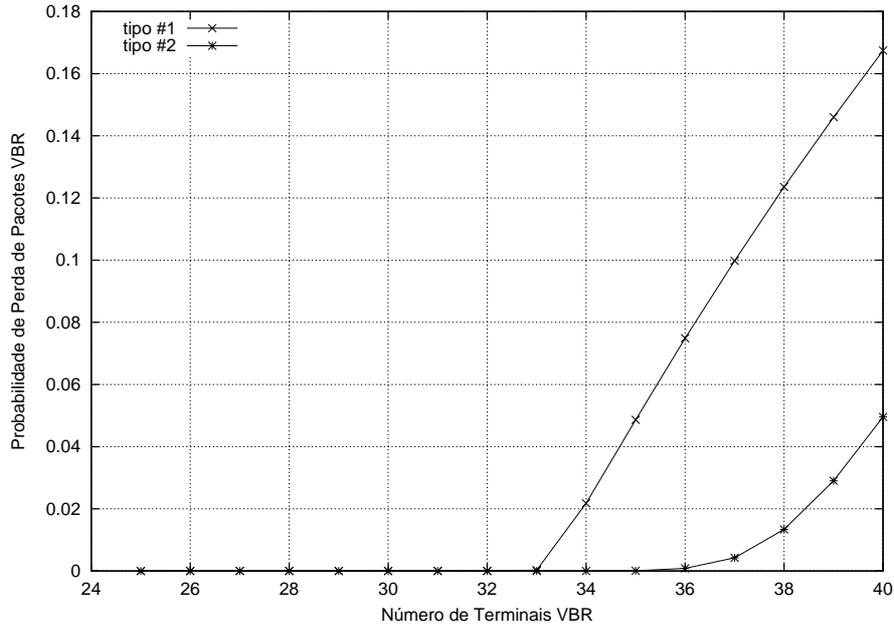


Figura 5.24: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

A figura 5.26 mostra conexões do tipo #1 onde os terminais possuem *buffer* de tamanho 2, e desempenho semelhante ao da figura 5.24.

O efeito da integração das classes de tráfego CBR e ABR sobre o protocolo é mostrado nas figuras 5.27, 5.28 e 5.29. O número de terminais CBR é mantido fixo enquanto o número de terminais ABR é variado. São considerados 100 terminais CBR. Respeitando-se o limite de 1% de perda o sistema suporta 349 terminais, onde 249 terminais pertencem à classe ABR. Neste ponto a vazão chega a 84,79%. A figura 5.29 mostra a evolução do tempo de espera dos pacotes ABR à medida que o tráfego aumenta.

O desempenho do protocolo MSPR num ambiente integrado de tráfego é ilustrado nas figuras 5.30, 5.31, 5.32 e 5.33. O sistema considerado possui um total constante de 100 terminais CBR e 100 terminais ABR, enquanto o número de terminais VBR é o parâmetro a ser variado. De acordo com a figura 5.30, o sistema suporta até 15 terminais VBR com conexões do tipo #1, respeitando-se o limite de 1% de perda de pacotes de voz. A vazão neste ponto é de 87,88%. A mesma figura mostra uma curva considerando os terminais com *buffer* igual a 50. A curva indica que este valor oferece um desempenho próximo àquele em que os terminais possuem *buffer* infinito.

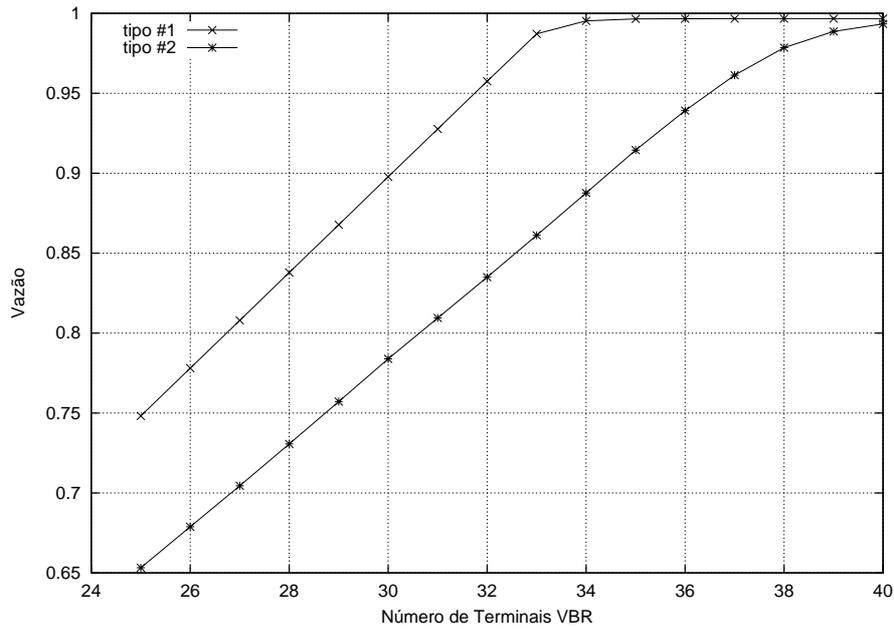


Figura 5.25: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões dos tipos #1 ou #2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

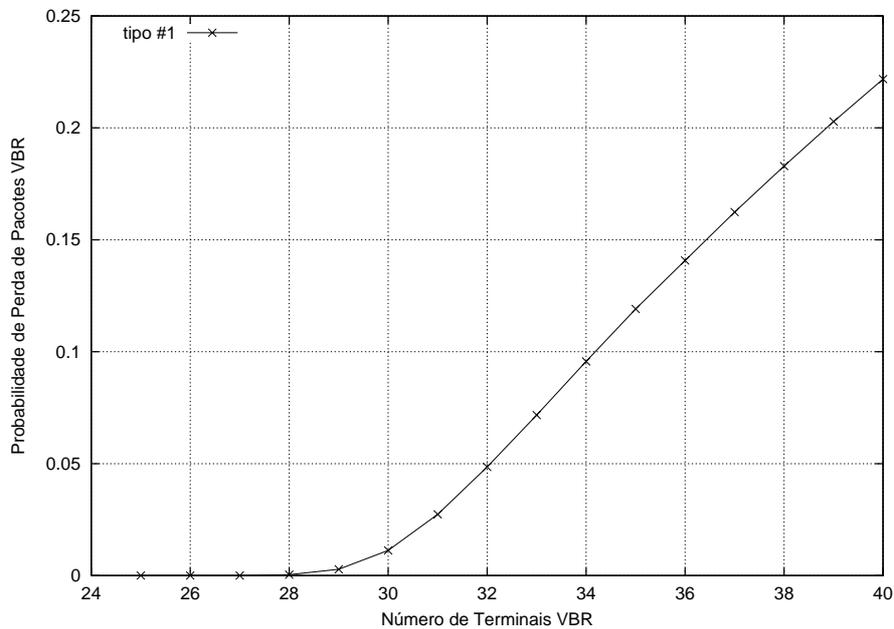


Figura 5.26: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}), considerando conexões do tipo #1. Cada terminal possui tamanho do *buffer* igual a 2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

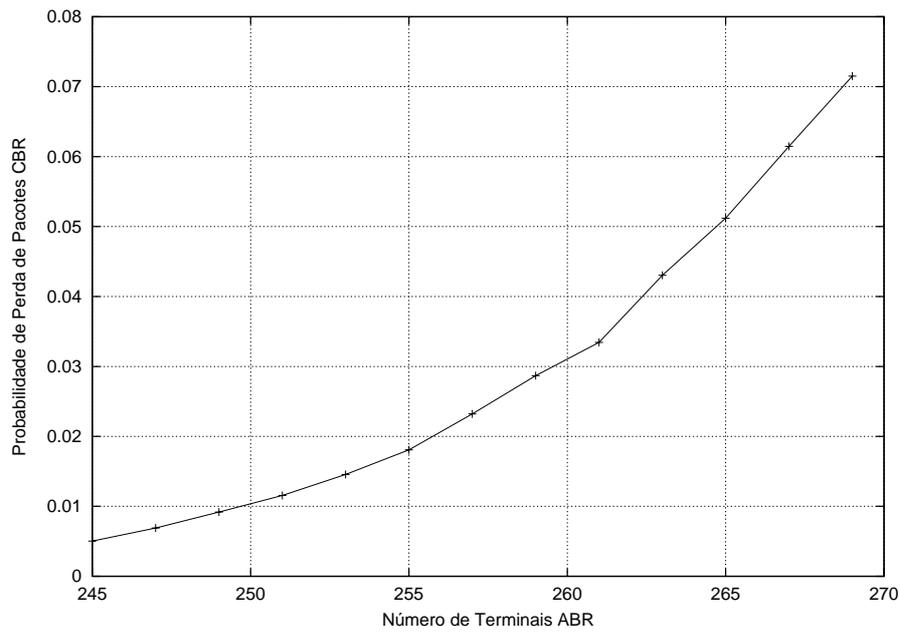


Figura 5.27: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

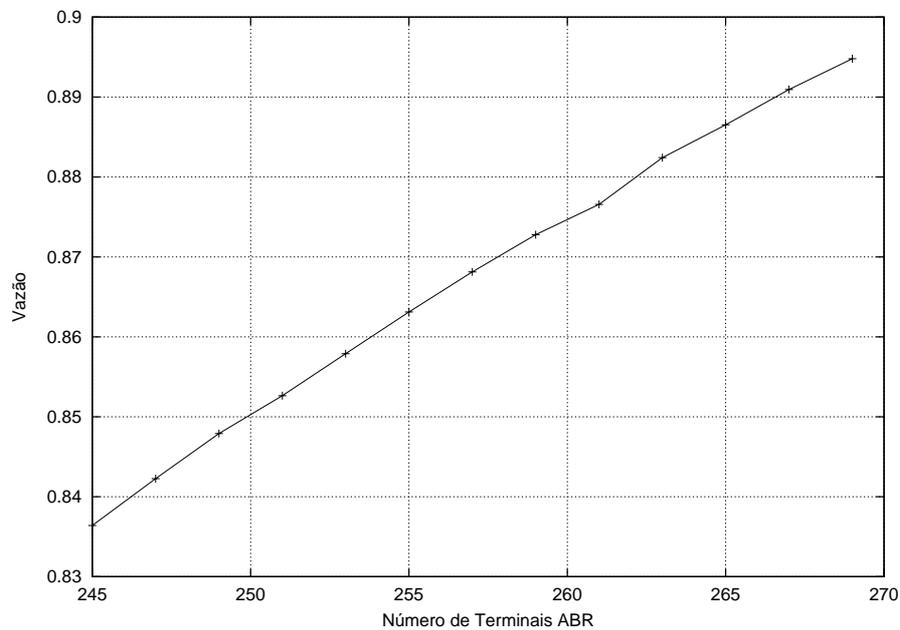


Figura 5.28: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

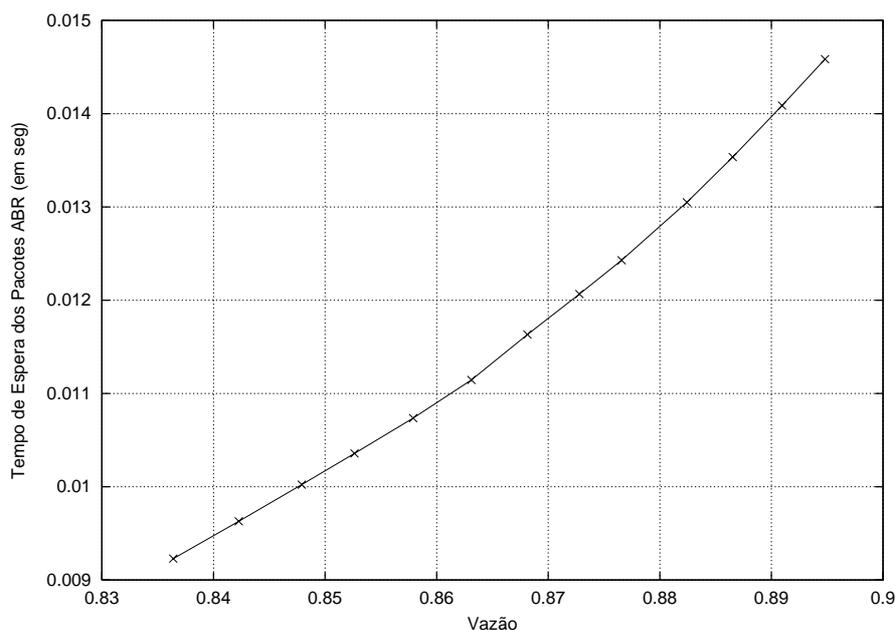


Figura 5.29: Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função da Vazão (S). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

A figura 5.31 mostra que o protocolo pode suportar no máximo 21 terminais VBR, de forma que o limite de 1% também não seja ultrapassado. Porém com esta carga, a qualidade do tráfego de voz fica totalmente comprometida. Visto que os resultados apresentados são decorrentes do mecanismo de prioridade do protocolo (prioridade por terminal na tabela de reservas), uma maneira de atenuar os efeitos do aumento de carga sobre a perda de pacotes, consiste na utilização de conexões do tipo #2. Por tornar a variação da taxa de transmissão dos terminais VBR mais lenta, os seus resultados são mais satisfatórios no sentido do protocolo suportar um número maior de terminais. A figura 5.33 mostra a evolução do tempo de espera dos pacotes ABR de acordo com o aumento de carga.

5.2.2 Cenário 2: Ambiente integrado

Assim como no caso do protocolo MSPP, os resultados deste cenário envolvem as duas modalidades de prioridade descritas na seção 3.1.2 do capítulo 3. Os resultados se encontram nas figuras 5.34, 5.35, 5.36 e 5.37.

A figura 5.34 mostra a probabilidade de perda de voz. A fim de que seja atendido um dos requisitos de qualidade de serviço do tráfego de voz (perda máxima de 1%),

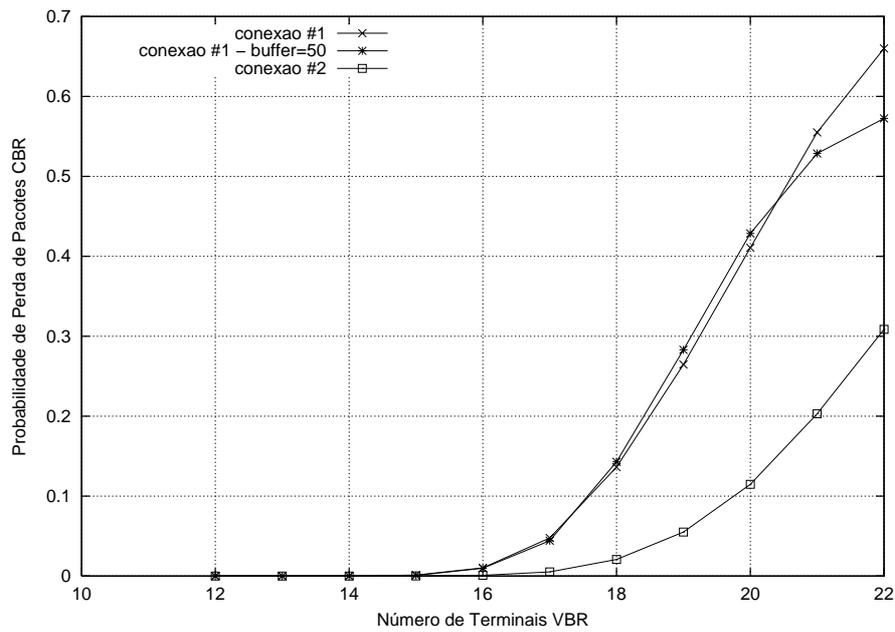


Figura 5.30: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

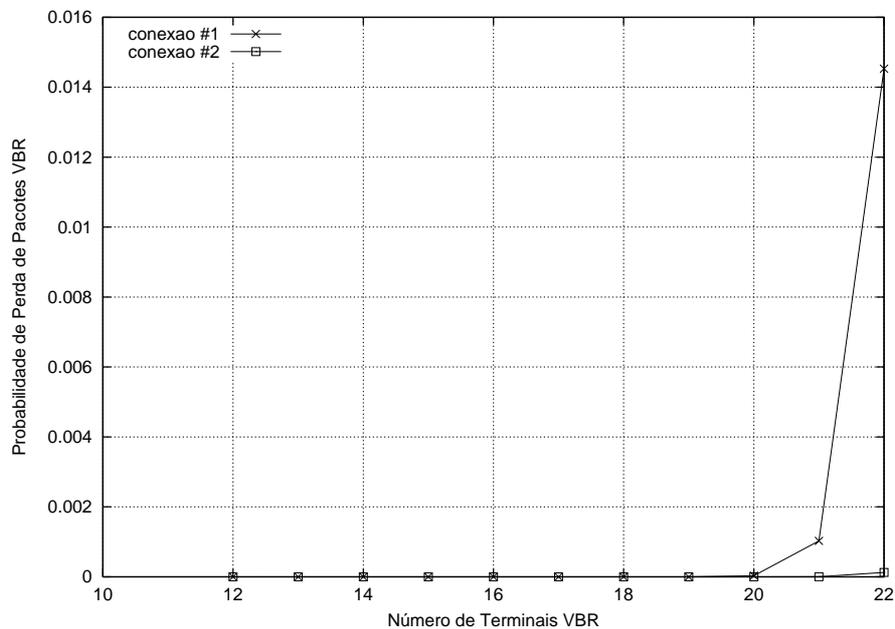


Figura 5.31: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

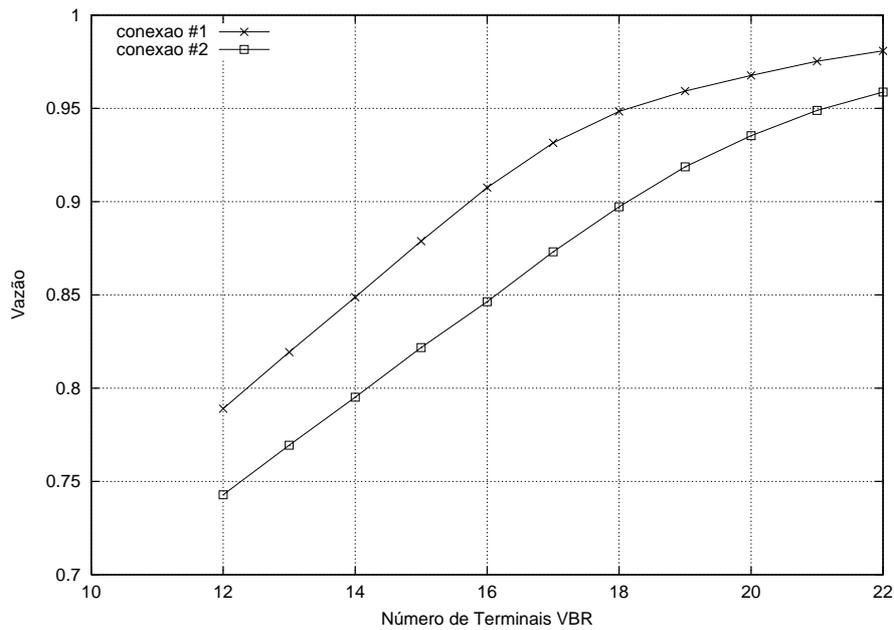


Figura 5.32: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

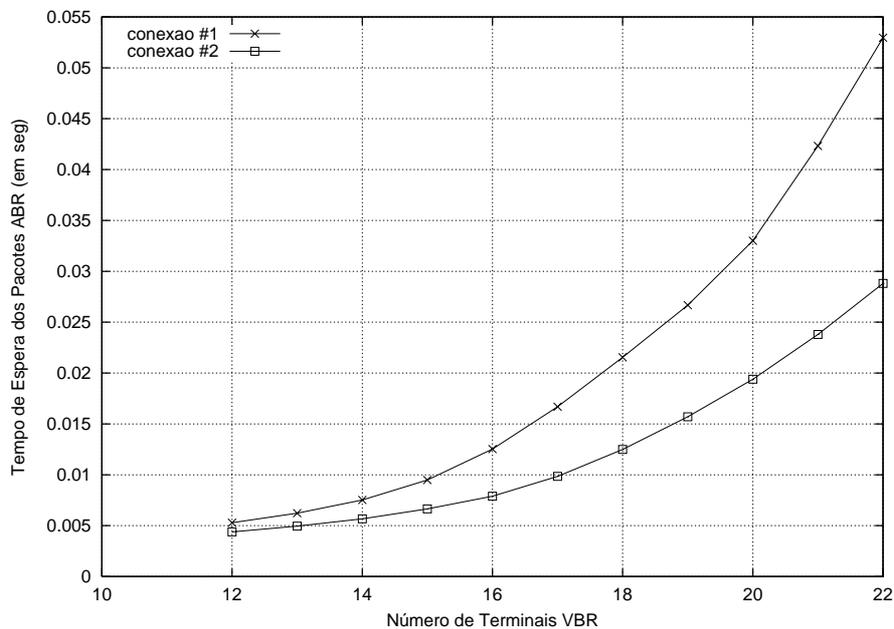


Figura 5.33: Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

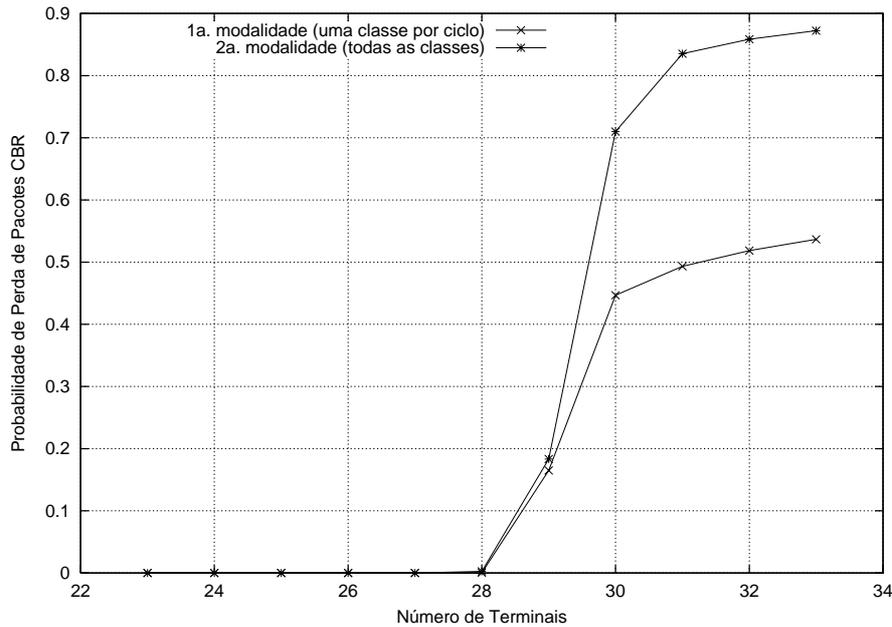


Figura 5.34: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

é ligeiramente mais vantajoso se uma classe de tráfego for atendida por vez, ou seja, é necessário que os terminais da tabela de reservas sejam visitados três vezes num ciclo de transmissão. Por outro lado, a figura 5.35 mostra que para o tráfego VBR, o atendimento de todas as classes de tráfego na visita a um terminal da tabela garante menores perdas. Esta diferença pode ser justificada pela inserção do protocolo TDMA para que os terminais enviem suas demandas para a estação-base. Devido ao baixo tempo de vida dos pacotes CBR, este intervalo de tempo adicional torna impeditivo o atendimento de todas as classes numa visita a um terminal, já que o volume do tráfego VBR e ABR acaba condicionando uma maior perda de pacotes CBR. Portanto, é preciso priorizar todas os pacotes CBR independentemente dos terminais a que pertençam, conforme o mecanismo da primeira modalidade. Devido ao fato de possuírem um maior tempo de vida, os pacotes VBR são menos sensíveis à inserção deste intervalo, ficando sob efeito apenas do tempo de transição existente entre os terminais da tabela. Assim, quanto menor a soma dos tempos de transição melhor será o desempenho, o que pode ser alcançado com adoção da segunda modalidade. Por permitir menores retardos (figura 5.37), o atendimento de todas as classes numa visita garante uma maior vazão (figura 5.36).

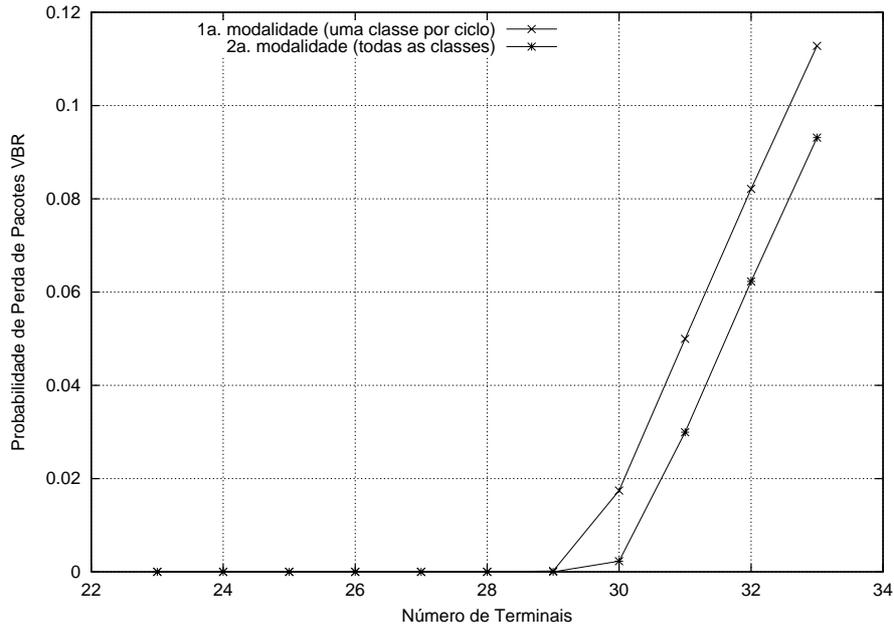


Figura 5.35: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

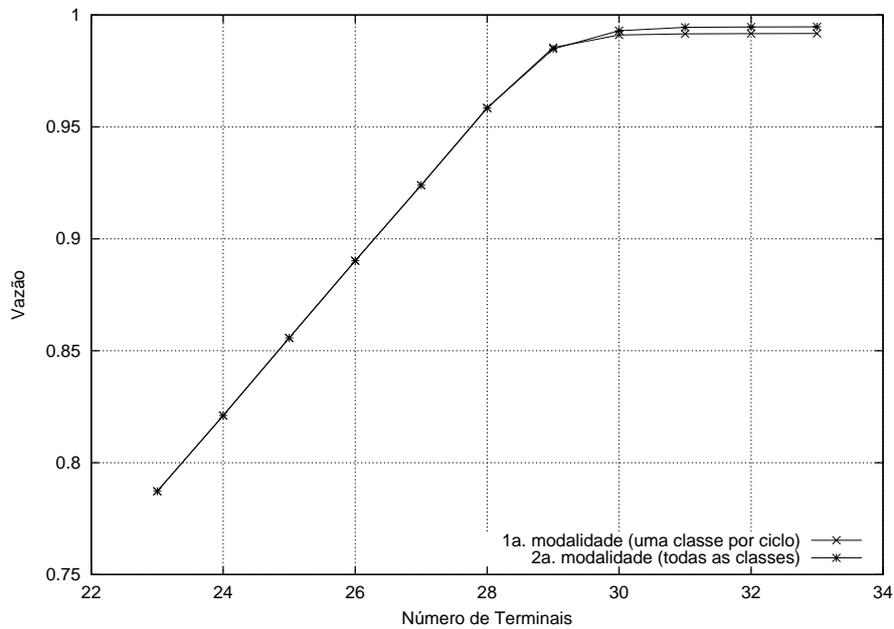


Figura 5.36: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

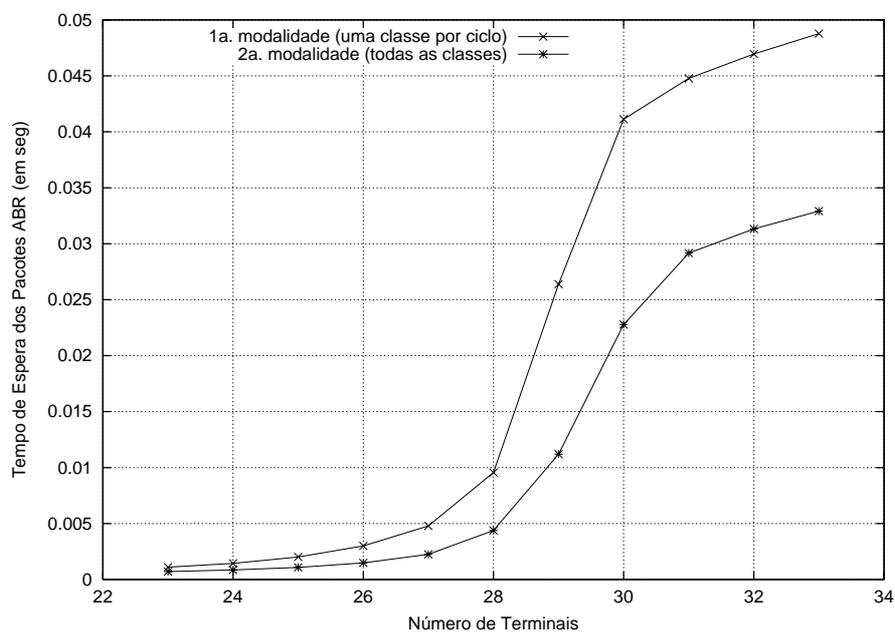


Figura 5.37: Tempo de Espera dos Pacotes ABR (W_{abr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

Capítulo 6

Comparação dos Protocolos Propostos

A finalidade inicial deste capítulo é a comparação de desempenho dos protocolos de múltiplo acesso propostos: MSPP e MSPR. Os parâmetros utilizados são aqueles relacionados no capítulo 5. As conexões VBR consideradas são de tipo 1. As comparações não se propõem a dar uma palavra final a respeito do desempenho de cada protocolo, pois para isso seriam necessários cenários de tráfego mais diversificados e exaustivos testes. A proposta foi verificar o desempenho dos protocolos diante de canais de alta e de baixa velocidade, de forma a identificar os ambientes de utilização mais apropriados a cada protocolo. Num segundo momento, os protocolos são testados com parâmetros utilizados na avaliação de técnicas de múltiplo acesso propostas na literatura. Todo o trabalho comparativo tem por base o limite de perda de pacotes de 1% das classes CBR e VBR.

6.1 MSPP x MSPR

6.1.1 Cenário 1: Terminais com apenas uma classe de tráfego

As figuras 6.1, 6.2, 6.3, 6.4 e 6.5 mostram o desempenho dos protocolos diante do tráfego CBR. No ambiente com um canal de maior capacidade o desempenho do protocolo MSPP é absolutamente superior. Isto pode ser constatado por comportar um maior número de terminais no limite de perda de pacotes de 1% (582 contra 514 terminais), pela elevação mais lenta da probabilidade de perda em relação ao aumento de carga, e por conseqüência apresentar uma maior vazão. Entretanto, a superioridade absoluta do MSPP sobre o MSPR é bastante atenuada quando o

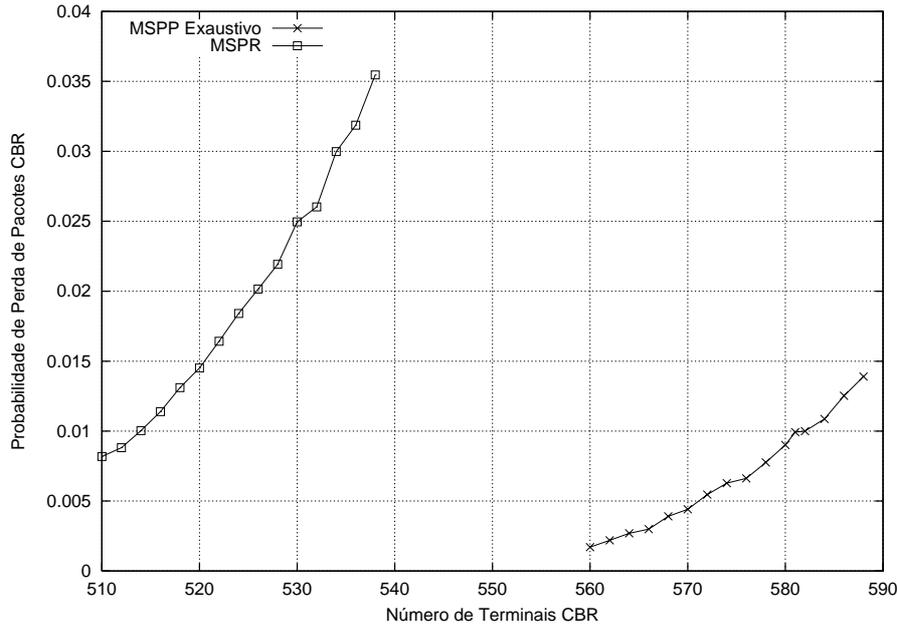


Figura 6.1: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

número de terminais no sistema diminui, o que necessariamente acontece quando o ambiente de simulação é testado com o canal de 664 Kbps. As figuras 6.2 e 6.4 atestam este fato e mostram um desempenho ligeiramente superior do protocolo MSPP à medida que a carga de tráfego (número de terminais) aumenta. A figura 6.5 apresenta os dois protocolos num cenário com *buffer* finito e taxa de geração de pacotes igual a 30000 bps, por terminal. O protocolo MSPP se mostra superior.

O efeito da diminuição do número de terminais sobre os dois protocolos também pode ser comprovado quando o sistema possui apenas terminais VBR, ou seja, nas figuras 6.6, 6.7 e 6.8. Mesmo num cenário onde a capacidade do canal não foi alterada, tem-se quase que a equidade de desempenho entre os protocolos, em se tratando de terminais com *buffer* infinito. Através da redução do *buffer*, a diferença de desempenho aumenta a favor do MSPP.

As reações do MSPP e do MSPR à carga de tráfego no sistema têm explicação na diferença básica existente entre os dois protocolos: o tempo gasto para inter-rogação dos terminais. Enquanto no MSPR todas as requisições são inicialmente recolhidas para posterior atendimento num ciclo apenas de transmissão, no MSPP o atendimento é realizado no ato da visita. Assim, quanto maior o número de ter-

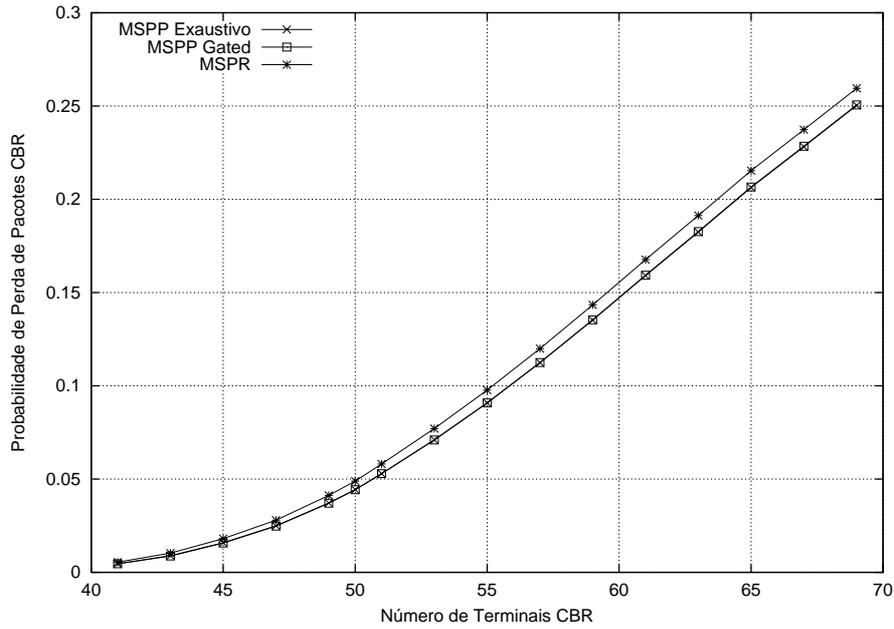


Figura 6.2: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

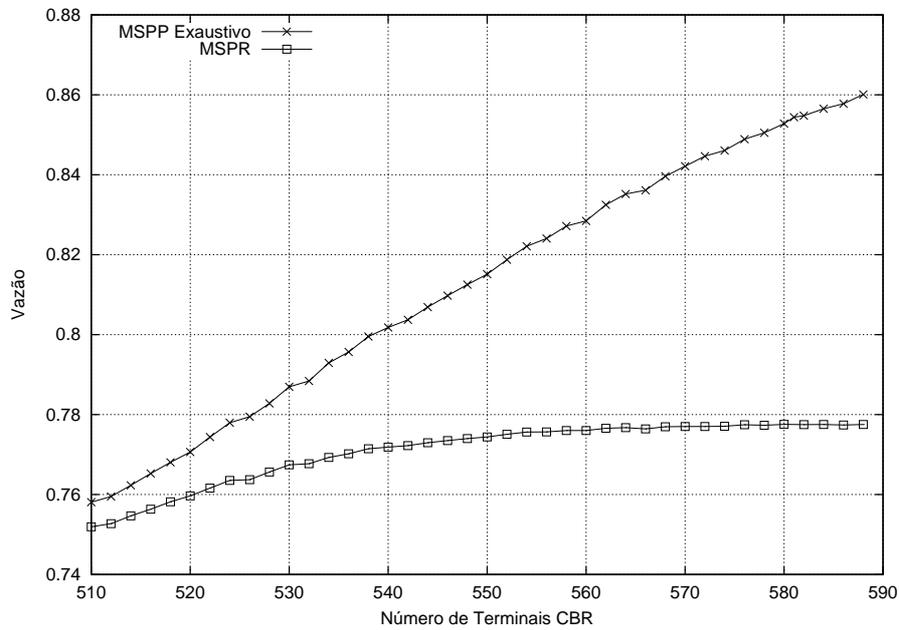


Figura 6.3: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

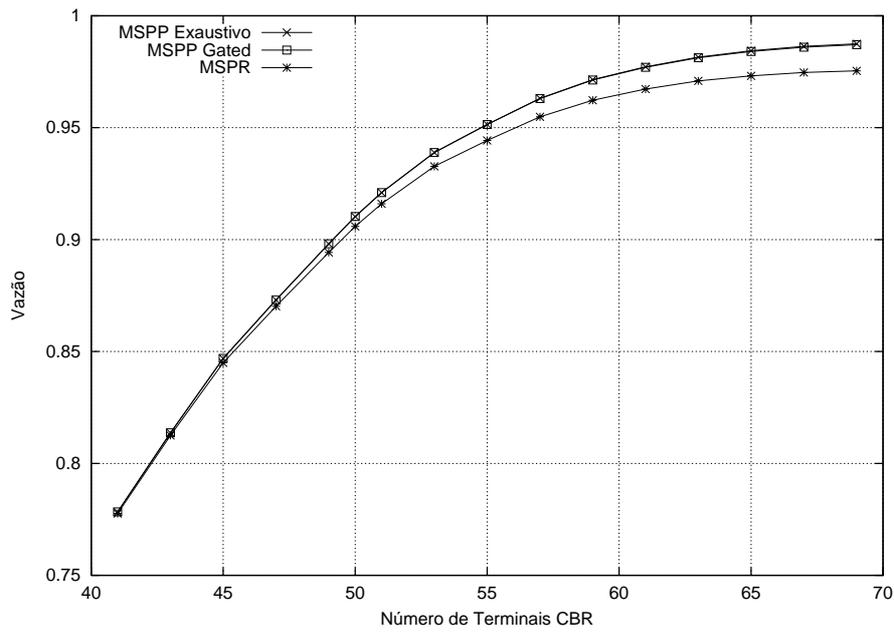


Figura 6.4: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

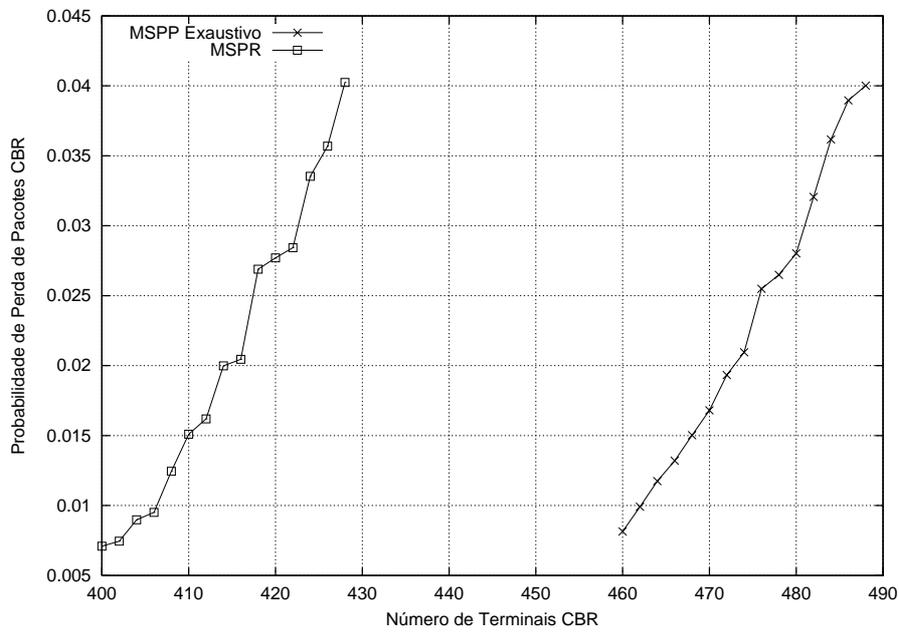


Figura 6.5: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego CBR (N_{cbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 30000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

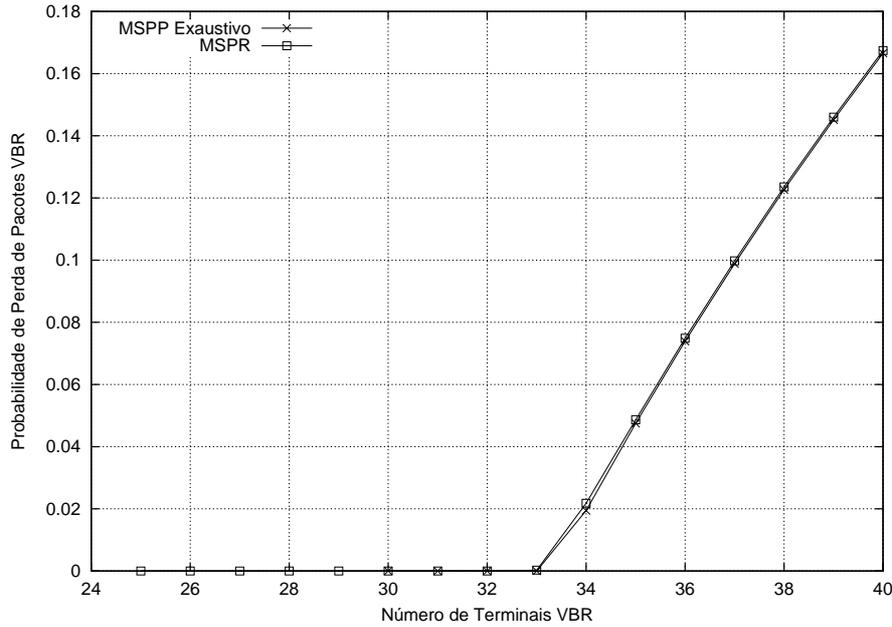


Figura 6.6: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

minais maior o número de minissegmentos necessários para o protocolo TDMA, o que impõe ao MSPR maiores retardos. O aumento do retardo possui relação direta com os tempos de vida dos pacotes de cada classe de tráfego. Esta relação explica a necessidade de redução da carga de tráfego para que os protocolos tivessem um desempenho semelhante em relação ao tráfego CBR. Devido à alta taxa de transmissão das conexões VBR o número de terminais acaba limitado. Aliado a um maior tempo de vida, não foi necessário reduzir a capacidade do canal para garantir ao MSPR um desempenho próximo ao do MSPP.

As figuras 6.9 e 6.10 referem-se à integração entre voz e dados. Compartilhando o canal de 8,528 Mbps existe um total fixo de 100 terminais CBR, enquanto o número de terminais ABR sofre variação ao longo do tempo. Este valor cai para 20 terminais CBR com a redução do canal para 664 Kbps. Diante do canal de maior capacidade o protocolo MSPP mostra um melhor desempenho, confirmando o que foi dito anteriormente em relação ao tempo de interrogação dos terminais. Porém, com o canal de 664 Kbps o protocolo MSPR se mostra superior, evidenciando que para um cenário que reúna classes de tráfego tão distintas quanto à sensibilidade ao retardo, o seu mecanismo de prioridade é mais eficiente. Ainda foram testadas frequências ao

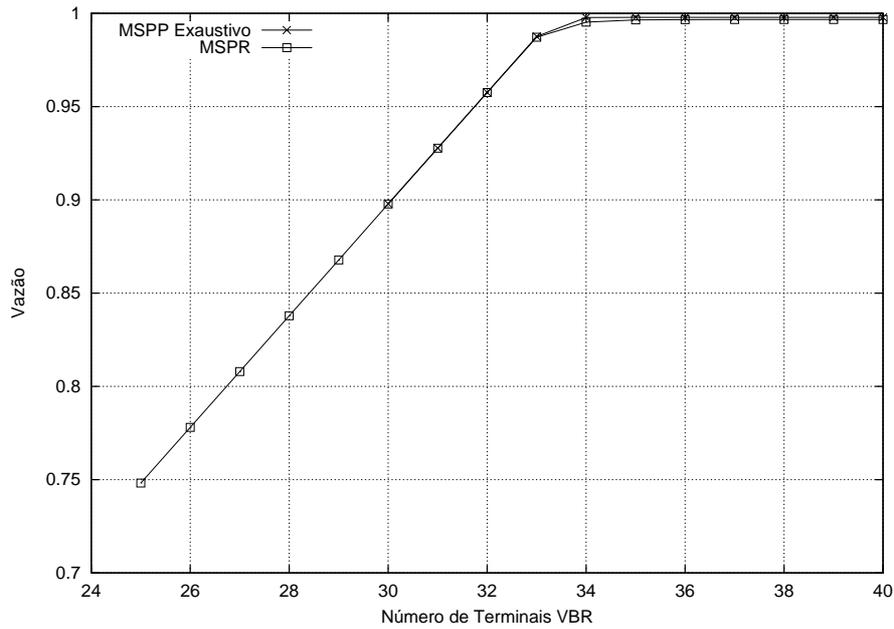


Figura 6.7: Vazão (S) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

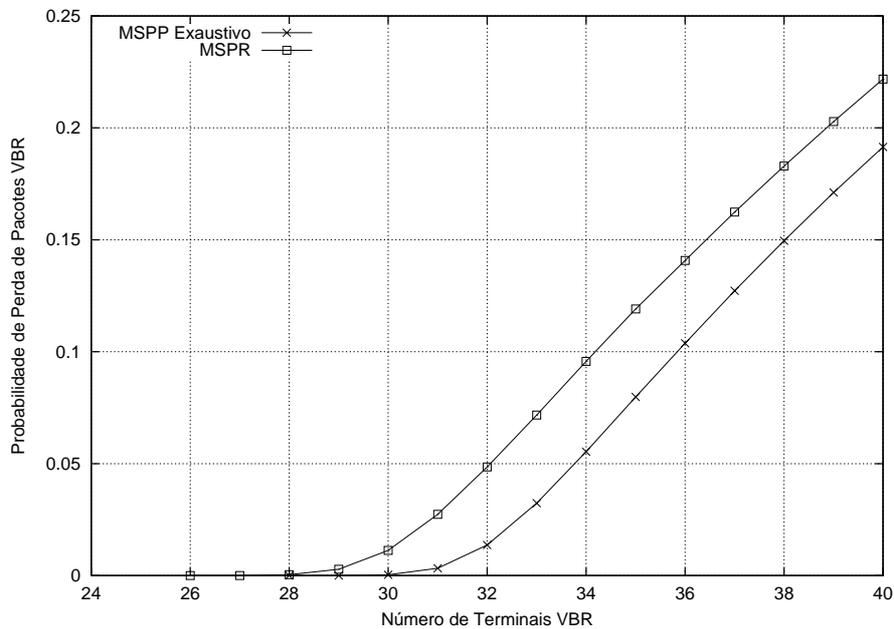


Figura 6.8: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Cada terminal possui tamanho do *buffer* igual a 2. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

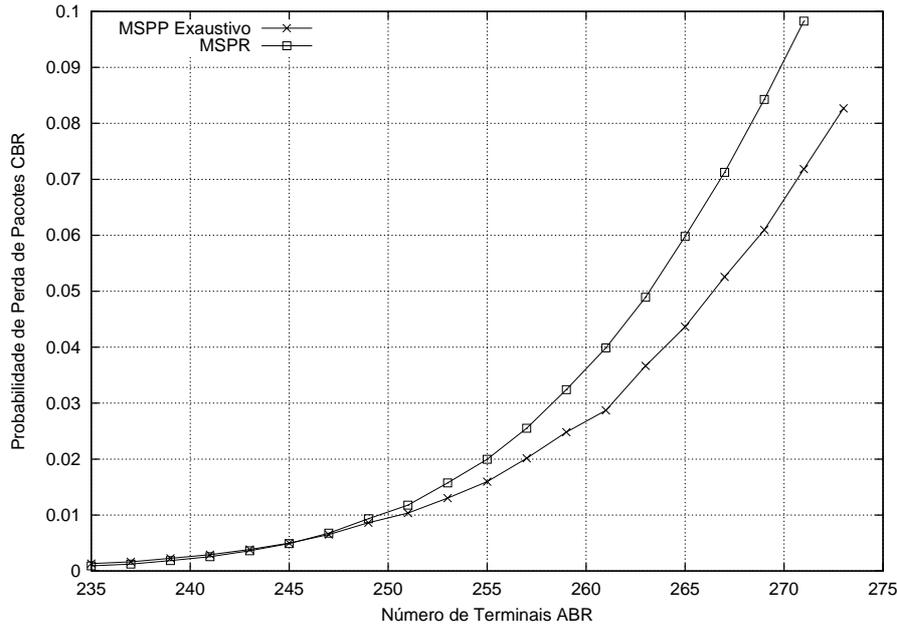


Figura 6.9: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

grupo de terminais CBR superiores a 2, e os resultados não foram satisfatórios. O tempo maior (em virtude do aumento de frequência) dedicado ao atendimento dos terminais CBR em um ciclo de interrogação, causa um grande acúmulo de pacotes nos *buffers* dos terminais ABR. Este fato acaba determinando o aumento da perda de pacotes de voz em função de um maior tempo de espera. A solução mais aparente para a melhoria do protocolo MSPP seria a redução do tamanho médio (número de pacotes) das mensagens dos terminais ABR. Um fato curioso é que pela primeira vez a disciplina *Gated* foi melhor que a disciplina Exaustiva. Pela figura 6.10, nota-se que a quantidade de pacotes do tráfego ABR é o limitador de desempenho do tráfego CBR. Portanto, a disciplina *Gated* representa uma forma de privilegiar o tráfego CBR, ao pré-estabelecer no instante inicial da visita o número de pacotes a serem atendidos em um terminal.

Ao cenário anterior são integrados terminais VBR para a formação de um ambiente de tráfego multimídia. Neste cenário existe um total fixo de 100 terminais CBR e 100 terminais ABR compartilhando a largura de faixa do canal de 8,528 Mbps. Com a redução do canal para 664 Kbps, estes valores passam a 5 terminais CBR e a 5 terminais ABR. As figuras 6.11, 6.12, 6.13 e 6.14 mostram o comportamen-

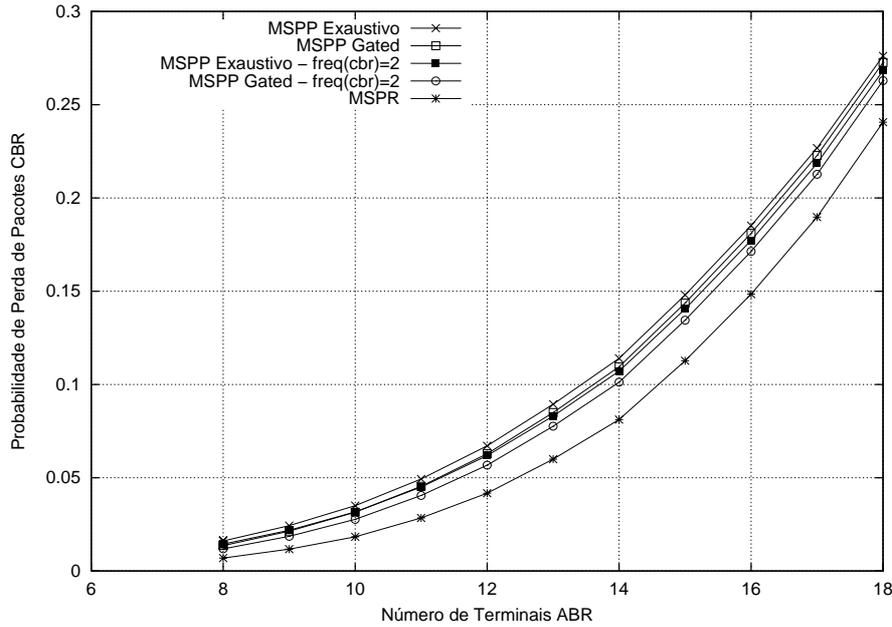


Figura 6.10: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego ABR (N_{abr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 20. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

to das classes CBR e VBR neste cenário. Em relação ao tráfego de voz o sistema possui uma resposta semelhante ao cenário em que integrava apenas voz e dados. No canal de alta velocidade o MSPP possui um melhor desempenho, e com a redução da capacidade do canal este é inferior ao MSPR. Nota-se também no canal de baixa velocidade o predomínio da disciplina *Gated*. A presença das demais classes de tráfego não interferiu no desempenho da classe VBR. A redução do canal veio apenas diminuir a já pequena vantagem do protocolo MSPP.

Em resumo, nenhum protocolo é superior ao outro em todas as situações. Num ambiente onde não há integração de tráfego, o protocolo MSPP é superior ao MSPR. O que pôde ser evidenciado pelo tráfego CBR. Com a redução da capacidade do canal e, portanto, do número de terminais, esta superioridade diminui sensivelmente. Por suportar retardos maiores o tráfego VBR garantiu aos protocolos desempenho quase equivalente, com pequena vantagem para o MSPP, independentemente do canal.

No cenário de integração de tráfego o MSPP mostrou-se mais apropriado para canais de alta velocidade. É mais uma vez os dois protocolos obtiveram quase o mesmo desempenho para o tráfego VBR, com pequena vantagem do MSPP em ambos os canais. Os resultados para o tráfego CBR sugerem que para tipos de tráfego

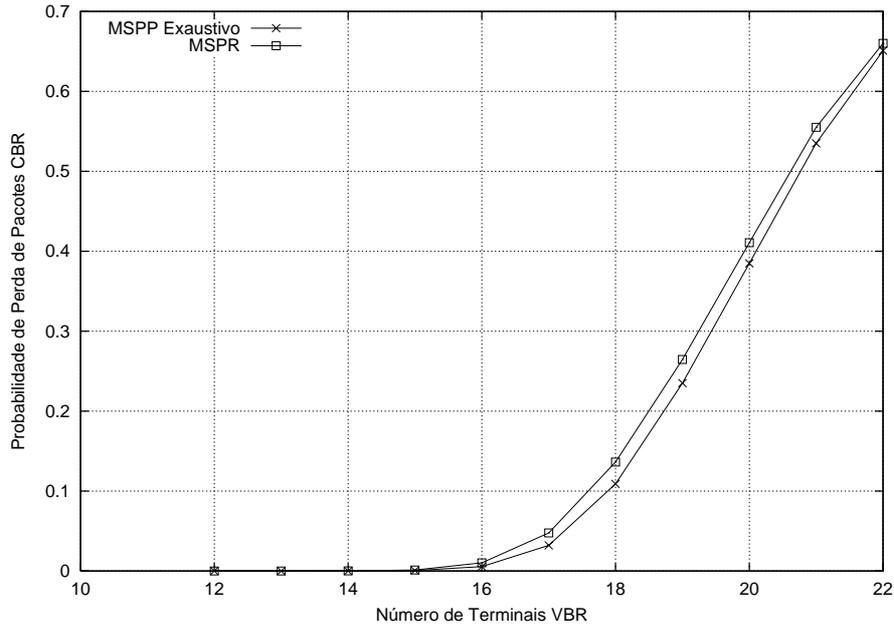


Figura 6.11: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

com severas restrições de retardo, em canais de baixa velocidade, o protocolo MSPR ofereça um desempenho mais satisfatório e a disciplina *Gated* seja mais atrativa.

No limite de 1% de perda as diferenças mais significativas ficam por conta do tráfego CBR. No ambiente sem integração utilizando o canal de alta velocidade, o protocolo MSPP permitiu melhor qualidade ao tráfego de voz. Já no cenário integrado ao tráfego ABR compartilhando o canal de menor capacidade, este papel coube ao protocolo MSPR.

6.1.2 Cenário 2: Ambiente integrado

Esta seção admite que cada terminal possui as três classes de tráfego consideradas pelo trabalho. Em relação aos resultados já mostrados no capítulo 5 para os dois protocolos (no ambiente integrado), a seleção foi feita tendo por base a modalidade de prioridade de melhor desempenho.

As figuras 6.15 e 6.16 mostram os resultados do sistema integrado para o tráfego de voz. No canal de alta velocidade o protocolo MSPP tem melhor desempenho em condições de baixa carga de tráfego. Portanto, para efeito de qualidade do tráfego

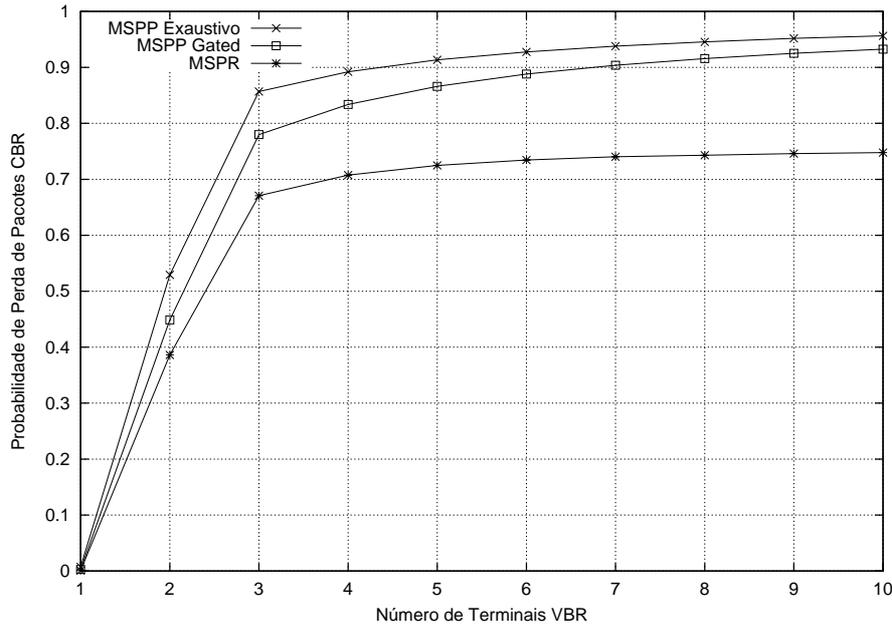


Figura 6.12: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 5. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 5. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

CBR (limite de perda de 1%) o MSPP é a melhor escolha. Por outro lado, a medida que a carga aumenta o MSPR torna-se mais eficiente, apresentando menores perdas. A figura 6.16 mostra resultados para um canal de capacidade reduzida. Nota-se mais uma vez a superioridade da disciplina Gated sobre a Exhaustiva. Em condições de baixo tráfego o protocolo MSPR é ligeiramente mais eficiente que o MSPP Gated. Esta vantagem aumenta gradativamente com a elevação do número de terminais no sistema.

As figuras 6.17 e 6.18 mostram os efeitos da integração sobre o tráfego VBR. No ambiente com o canal de 8,528 Mbps o protocolo MSPR é superior já nos primeiros pontos em que se observa perda de pacotes, ao contrário do tráfego CBR. A adoção do canal de 664 Kbps faz com que a diferença de desempenho entre os dois protocolos seja mínima ou quase inexistente.

As curvas apresentadas nesta seção mostram que em canais mais velozes, o protocolo MSPP oferece melhor desempenho para classes de tráfego mais sensíveis a retardo (CBR), e o MSPR privilegia as demais classes menos estridentes (VBR e ABR). Para canais de baixa capacidade o protocolo MSPR é o mais indicado no

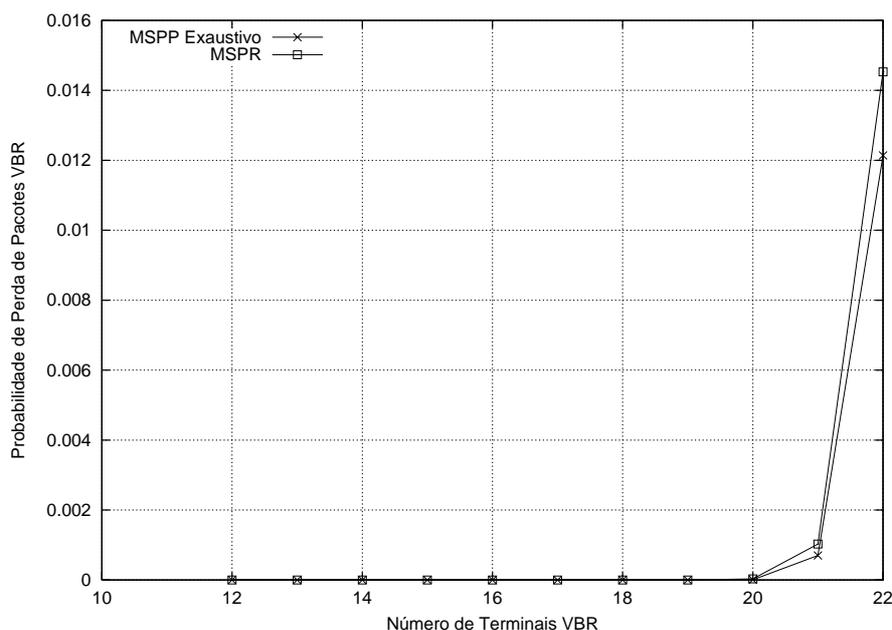


Figura 6.13: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 100. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 100. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

atendimento às classes mais prioritárias (CBR e VBR).

6.2 Considerações sobre o Retardo de Propagação e a Vazão Máxima

Basicamente os protocolos MSPR e MSPP possuem a mesma estrutura, visto que ambos consistem em variações do algoritmo de interrogação, alternando períodos de transmissão e de requisição. No MSPP a transmissão ocorre logo após a interrogação da estação-base, caso o terminal esteja ativo. Por outro lado, no MSPR após todos os terminais serem interrogados, a estação-base inicia a transmissão. Portanto, a princípio os protocolos deveriam apresentar desempenhos semelhantes. Porém, em várias situações, as curvas apresentadas nas sessões anteriores contrariam esta linha de raciocínio, mesmo tendo sido testados parâmetros como o número de terminais no sistema, o tamanho do *buffer* do terminal, a capacidade do canal, a taxa de geração de pacotes e outros parâmetros do modelo de tráfego. Entretanto, todos os testes foram feitos com base no mesmo diâmetro de célula, e portanto o retardo de

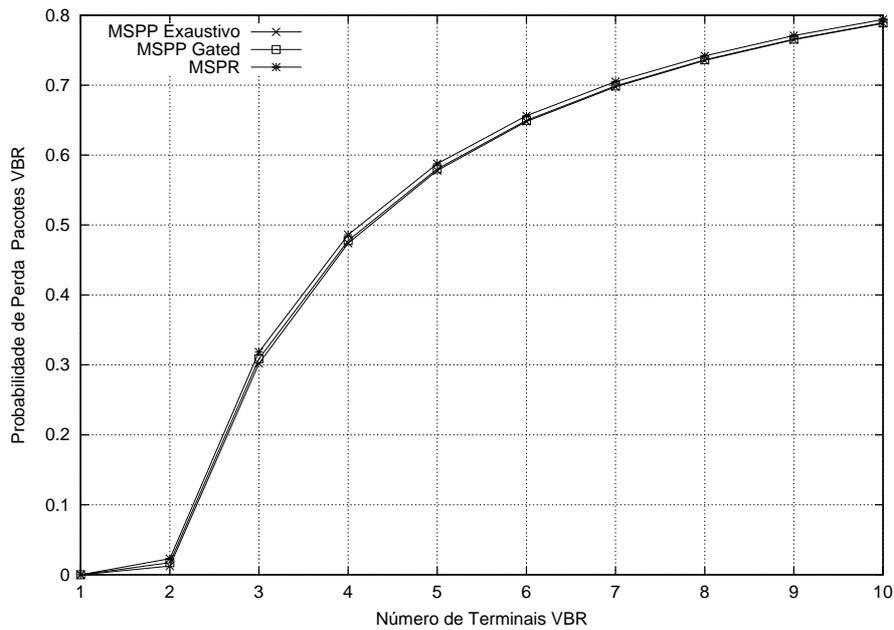


Figura 6.14: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR (N_{vbr}). Canal com capacidade de 664 Kbps. Número de terminais CBR (N_{cbr}) igual a 5. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Número de terminais ABR (N_{abr}) igual a 5. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

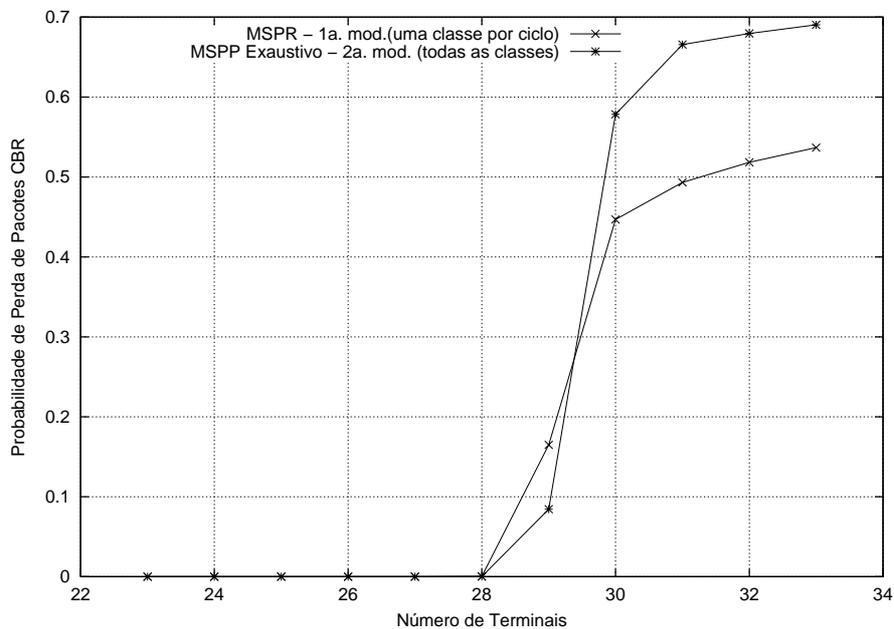


Figura 6.15: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 5%.

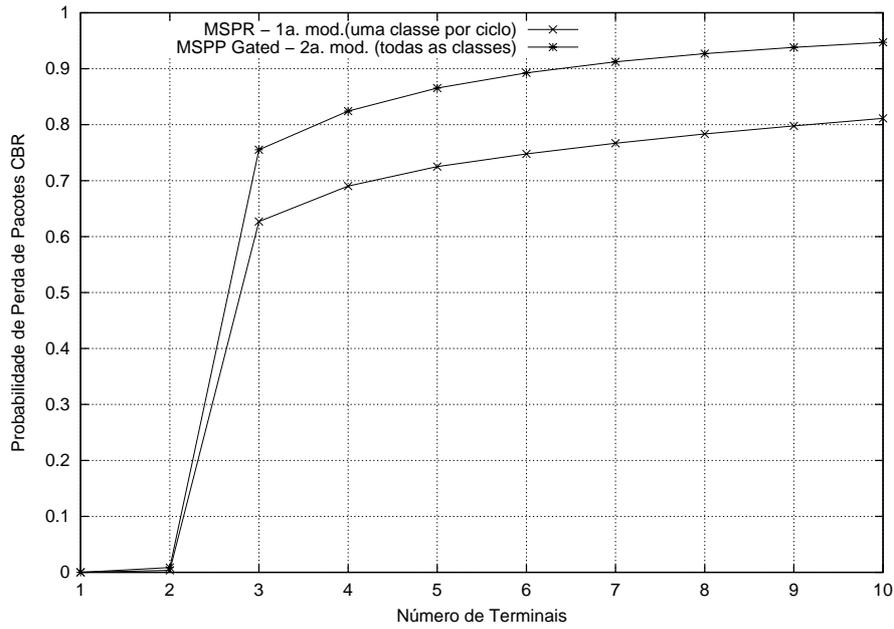


Figura 6.16: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 664 Kbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

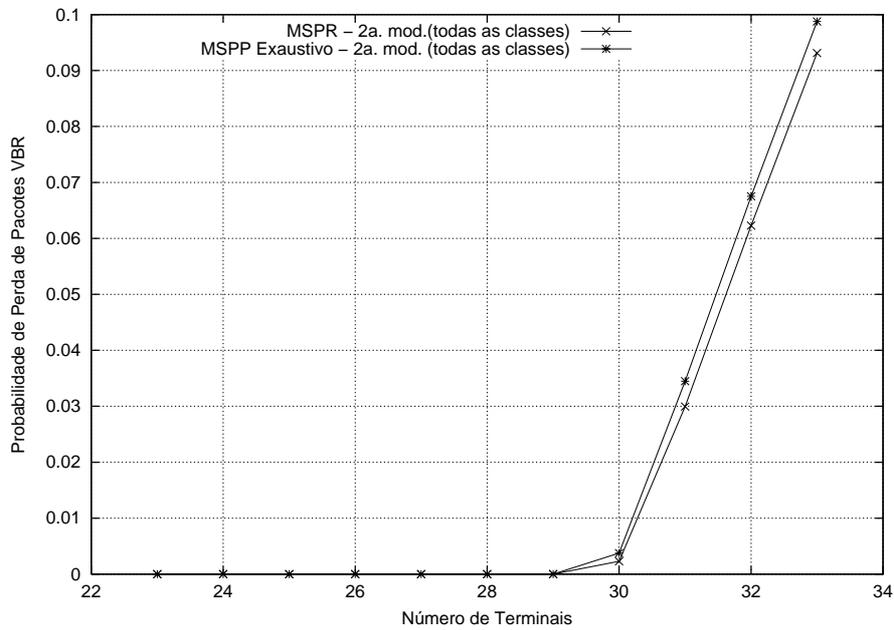


Figura 6.17: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 8,528 Mbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

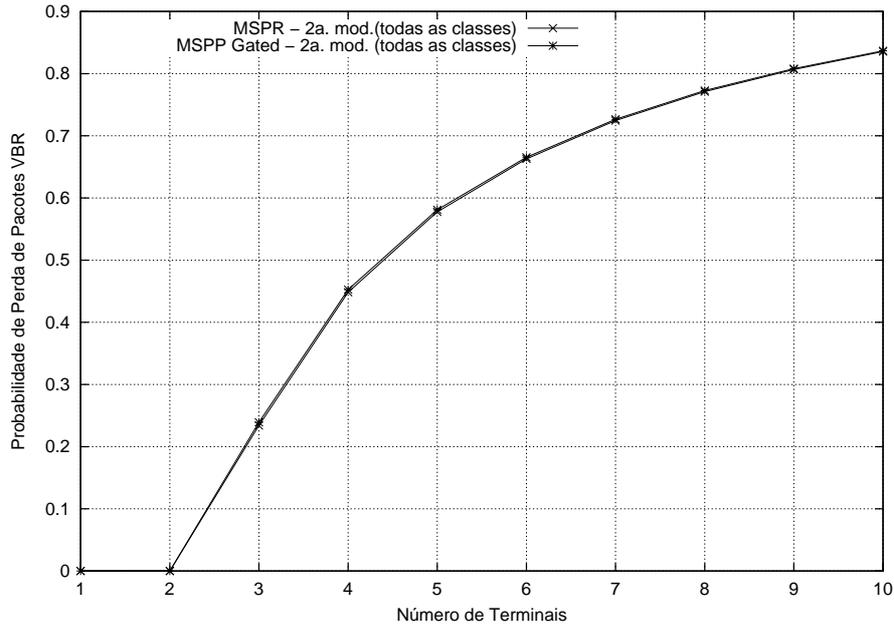


Figura 6.18: Probabilidade de Perda de Pacotes VBR (P_{vbr}) em função do Número de Terminais gerando tráfego VBR, CBR e ABR (N). Canal com capacidade de 664 Kbps. Taxa de geração de pacotes CBR (λ_{cbr}) igual a 24000 bps. Comprimento máximo do intervalo de confiança de 1%.

propagação manteve-se inalterado.

Uma das diferenças básicas entre os dois protocolos reside na estrutura temporal. O MSPR, durante o ciclo de transmissão, gastará sempre um minissegmento para atender o próximo terminal de sua lista, o que não acontece com o MSPP. Visto que um minissegmento corresponde a um retardo de propagação, quanto menor for o diâmetro da célula menor será este intervalo de tempo gasto. Numa situação ideal (retardo nulo e tempo de processamento no terminal desprezível), as estruturas temporais seriam iguais e os protocolos praticamente equivalentes.

A rigor a vazão máxima corresponde à transmissão de todo o tráfego gerado, ou seja, $S = G$. Entretanto, os resultados deste capítulo consideram a possibilidade de perda de pacotes pelo tamanho do *buffer* e/ou pelo tempo de vida dos pacotes. Sendo assim, a vazão passa a ser definida pela expressão $S = (1 - P) * G$. Vale lembrar que P é função de G . Portanto, o aumento do tráfego não significa necessariamente um aumento na vazão.

No caso em que não há perda, a vazão máxima pode ser obtida a partir das expressões do capítulo 3. Ou seja, no ponto em que o tempo de espera na fila de um pacote tende para o infinito tem-se a vazão máxima. De acordo com as expressões,

Tabela 6.1: Ambiente de Simulação do PRMA

Taxa de transmissão do canal	720 Kbps
Tempo de transmissão de um pacote	0,08 μ s

Tabela 6.2: Parâmetros do modelo de tráfego do PRMA

	Taxa de geração de pacotes	32 Kbps
CBR	Média do período de atividade	1,0 s
	Média do período de silêncio	1,35 s
	Tempo de vida de um pacote	0,032 s

isto ocorre quando $\rho = 1$.

6.3 Protocolos Propostos x Propostas da Literatura

Esta seção propõe-se a verificar o desempenho dos protocolos MSPP e MSPR diante de algumas propostas da literatura selecionadas no capítulo 2. Para tanto, os protocolos apresentados neste trabalho são avaliados com os mesmos parâmetros empregados na análise das propostas selecionadas.

6.3.1 PRMA (*Packet Reservation Multiple Access*)

A comparação com o PRMA [25] é realizada com base em parâmetros utilizados numa análise de desempenho do protocolo presente em [46]. Este artigo mostra que o protocolo é capaz de suportar 37 conexões de voz no limite de 1% de perda de pacotes. As tabelas 6.1 e 6.2 relacionam os parâmetros utilizados.

Após a simulação verificou-se que ambos os protocolos propostos suportaram um máximo de 40 terminais de voz, sem comprometimento da qualidade do tráfego ($P_{cbr} < 0,01$). A figura 6.19 ilustra de forma aproximada a diferença de desempenho. A superioridade dos protocolos MSPP e MSPR pode ser explicada por algumas razões. O PRMA desperdiça um segmento de tempo ao final de cada rajada, e o acesso ao canal, num primeiro momento, se dá através de um processo de contenção (S-ALOHA). Os protocolos deste trabalho utilizam minissegmentos para envio de requisições à estação-base, e oferecem garantia de acesso a todos os terminais presentes e registrados na célula, sem a necessidade de contenção. Estas características

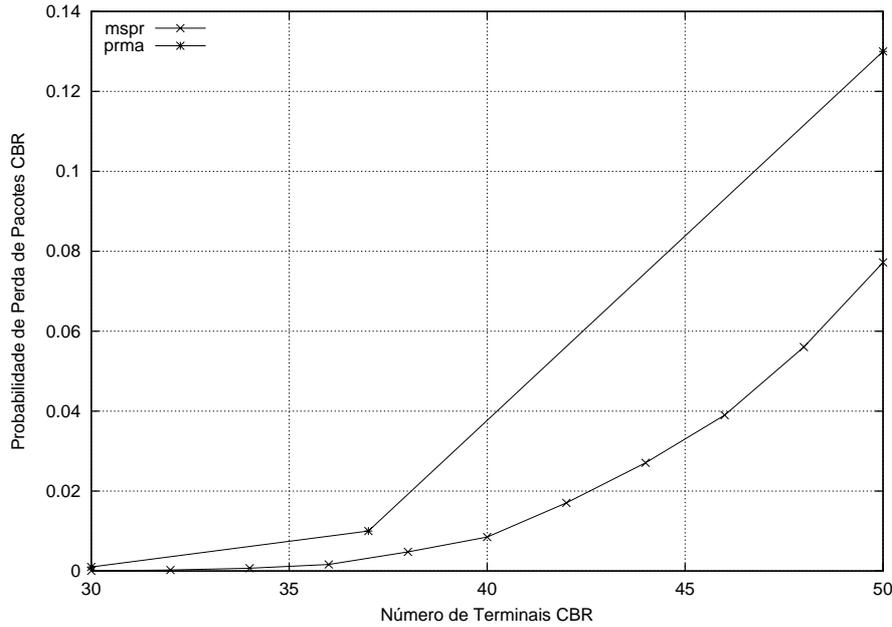


Figura 6.19: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais CBR (N_{cbr})

incorrem em menores retardos e em uma multiplexação estatística mais eficiente, possibilitando aos protocolos MSPP e MSPR um melhor desempenho.

O PRMA é um protocolo projetado predominantemente para sistemas de voz, o que torna a acomodação de outros tipos de tráfego uma tarefa não trivial. Nos protocolos propostos, onde a estação-base possui um maior controle sobre a política de transmissão de pacotes, o suporte a diferentes classes de tráfego e taxas de transmissão torna-se menos complexa. Um parâmetro de grande influência no desempenho e na estabilidade do PRMA é a probabilidade de permissão p [46]. O resultado acima foi obtido para $p = 0,3$. Valores maiores levam o protocolo a um número excessivo de colisões, aumentando o congestionamento.

6.3.2 CPMA (Múltiplo Acesso com Probabilidades de Permissão Constantes)

O protocolo CPMA [29] é avaliado em um ambiente microcelular que integra classes de tráfego CBR e VBR. Os parâmetros utilizados pelo ambiente de simulação se encontram relacionados na tabela 6.3. Em uma estrutura microcelular, como a considerada pelo protocolo CPMA, o retardo de propagação de ida e volta no interior da célula é da ordem de $1\mu s$. Nos protocolos propostos este valor é da ordem de

Tabela 6.3: Ambiente de Simulação do CPMA

Taxa de transmissão do canal	1,8 Mbps
Tempo de transmissão de um pacote	69,44 μ s

2 μ s.

A classe VBR é representada por três tipos de tráfego (LD, ATM e HD) que totalizam um valor fixo de 40 terminais. Os parâmetros relativos ao modelo de tráfego estão presentes na tabela 6.4.

Tabela 6.4: Parâmetros do modelo de tráfego do CPMA

CBR	Taxa de geração de pacotes	16 Kbps
	Média do período de atividade	1,0 s
	Média do período de silêncio	1,35 s
	Tempo de vida de um pacote	0,03 s
LD	Taxa mínima de geração de pacotes	10 Kbps
	Taxa máxima de geração de pacotes	50 Kbps
	Número de minifontes <i>ON-OFF</i>	5
	Média do período de atividade	0,2 s
	Média do período de silêncio	0,8 s
ATM	Taxa mínima de geração de pacotes	16,96 Kbps
	Taxa máxima de geração de pacotes	84,80 Kbps
	Número de minifontes <i>ON-OFF</i>	5
	Média do período de atividade	0,1 s
	Média do período de silêncio	0,4 s
HD	Taxa mínima de geração de pacotes	5 Kbps
	Taxa máxima de geração de pacotes	25 Kbps
	Número de minifontes <i>ON-OFF</i>	5
	Média do período de atividade	0,4 s
	Média do período de silêncio	1,6 s

Ao serem submetidos aos parâmetros descritos, os protocolos MSPP Exaustivo e MSPR suportam, no limite de perda de voz de 1%, respectivamente, 247 e 238 terminais CBR, contra 126 terminais do protocolo CPMA. Em virtude da forma em que os resultados são apresentados por SALLES [29], não foi possível apresentar uma curva comparativa.

O protocolo CPMA possui uma estrutura temporal bastante semelhante àquela utilizada pelo protocolo para Redes sem Fio proposto por MITROU [30]. No mesmo artigo os autores observam que a utilização de um segmento de tempo inteiro para a requisição de reserva é dispendioso, e propõe a subdivisão de um segmen-

Tabela 6.5: Ambiente de Simulação do DPRMA

Taxa de transmissão do canal	9,045 Mbps
Tempo de transmissão de um pacote	46,88 μ s

Tabela 6.6: Parâmetros do modelo de tráfego do DPRMA

	Taxa de geração de pacotes	32 Kbps
CBR	Média do período de atividade	1,0 s
	Média do período de silêncio	1,35 s
	Tempo de vida de um pacote	0,040 s

to de requisição em minissegmentos a fim de aumentar a eficiência do processo de contenção. O protocolo CPMA não utiliza minissegmentos e, por ser originário do PRMA, também desperdiça um segmento ao final de uma rajada. Estes fatores acabam por justificar o melhor desempenho dos protocolos propostos.

A exemplo do PRMA, o desempenho do protocolo CPMA depende da probabilidade de permissão p . O melhor desempenho também é obtido quando $p = 0,3$.

6.3.3 DPRMA (*Dynamic Packet Reservation Multiple Access*)

O protocolo DPRMA [69] foi projetado visando a integração de múltiplos tipos de tráfego. Devido à adoção do mesmo modelo de tráfego, a comparação com os protocolos propostos baseia-se apenas no tráfego de voz. Os autores consideram o retardo de propagação no canal desprezível. As tabelas 6.5 e 6.6 relacionam os parâmetros utilizados.

No limite de 1% de perda de pacotes, o protocolo DPRMA suporta até 563 conexões de voz. O artigo [69] em que o protocolo é apresentado não possui curva que relacione o número de terminais CBR no sistema com a probabilidade de perda de pacotes CBR. Os protocolos MSPP e MSPR alcançam, respectivamente, 597 e 562 terminais. O desempenho inferior ao protocolo MSPP, justifica-se pelo fato do DPRMA utilizar o mesmo algoritmo do PRMA para atendimento ao tráfego de voz. Desta forma, a não utilização de minissegmentos e o desperdício de um segmento após uma rajada, acabam por levar a maiores perdas. Por outro lado, a técnica TDMA torna o protocolo MSPR mais dependente do número de terminais no sistema, fazendo com que o aumento de carga reduza a eficiência do protocolo

face ao DPRMA.

No protocolo DPRMA cada tipo de tráfego possui a sua respectiva probabilidade de permissão de transmissão. O valor que permite o maior número de usuários de voz é 0,07.

6.3.4 DR-TDMA (*Dynamic Reservation Time Division Multiple Access*)

O ambiente de simulação e os modelos de tráfego utilizados na avaliação dos protocolos propostos, foram os mesmos empregados na análise do protocolo DR-TDMA [70]. A única diferença fica por conta do tráfego ABR. O presente trabalho considera que os pacotes desta classe não possuem qualquer restrição quanto ao tempo de vida, não sendo, portanto, sensíveis ao retardo. Caso um pacote ABR não seja transmitido em 60 segundos, este será descartado pelo protocolo DR-TDMA.

A avaliação do protocolo DR-TDMA contempla o cenário de tráfego não-integrado, e mostrou-se superior aos protocolos propostos em quase todas as situações. Considerando apenas terminais CBR e um canal de 8,528 Mbps, o DR-TDMA permite ao sistema comportar até 643, respeitando-se o limite de 1%. O protocolo proposto de melhor desempenho neste cenário (MSPP) alcança no máximo 582 terminais. A figura 6.20 ilustra de forma aproximada o desempenho dos dois protocolos. Em relação ao tráfego VBR os protocolos MSPP e MSPR apresentam uma superioridade quantitativa: são 33 terminais contra 25 terminais do protocolo DR-TDMA. Entretanto, o algoritmo utilizado pelo DR-TDMA para o tratamento do tráfego VBR torna o protocolo mais robusto, já que permite atribuir a uma fração do tráfego VBR total uma melhor qualidade de serviço, ou seja, sempre que um pacote chega à estação-base e encontra uma permissão disponível, este pacote será priorizado na alocação de tráfego. Na descrição do protocolo a taxa de geração de permissão (parâmetro do protocolo) recebe o nome de taxa de transmissão garantida. Ao integrar as classes CBR e ABR, o protocolo DR-TDMA é superior ao MSPP e ao MSPR, atingindo algo próximo a 300 terminais. Os protocolos propostos suportam no máximo 250 terminais ABR. A eficiência do algoritmo integrado de alocação de tráfego se mostra presente também no cenário onde existem terminais CBR, VBR e ABR. Ao contrário dos protocolos MSPP e MSPR, a *QoS* das classes CBR e VBR (limite de 1% de perda) é respeitado em condições de alto e baixo tráfego.

O melhor desempenho do protocolo DR-TDMA pode ser explicado através de

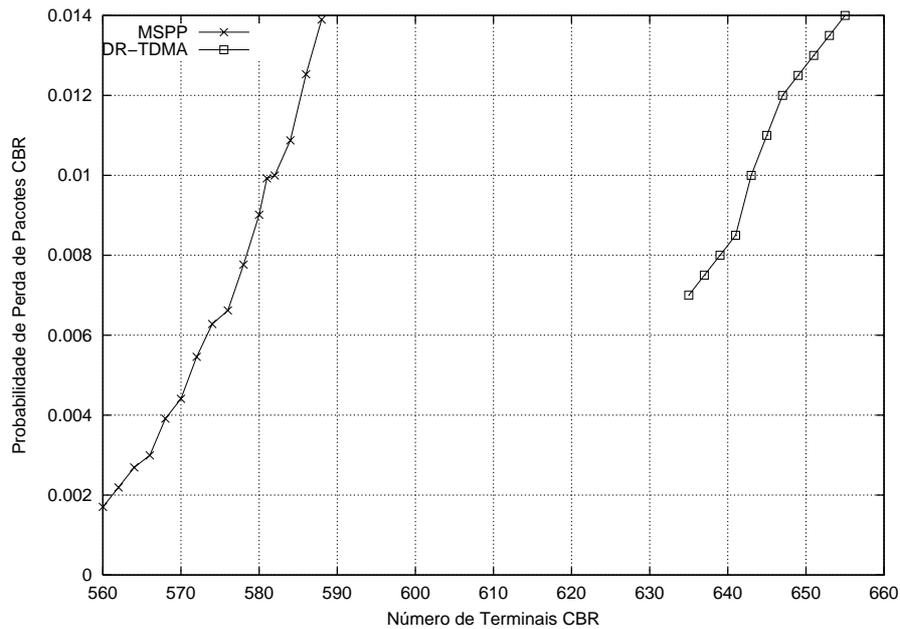


Figura 6.20: Probabilidade de Perda de Pacotes CBR (P_{cbr}) em função do Número de Terminais CBR (N_{cbr})

dois fatores. O algoritmo FPBP, responsável pelos segmentos destinados à requisição de reserva, ajusta dinamicamente o número de segmentos de contenção, além de estabelecer prioridades no acesso ao canal. Por outro lado, o algoritmo integrado de alocação de tráfego existente na estação-base, em função de sua sensibilidade à carga de tráfego da rede (terminais com reserva podem atualizar a sua demanda de tráfego), atende com eficiência aos requisitos de qualidade de serviço das classes do sistema.

O protocolo DR-TDMA utiliza a mesma faixa de frequência para os canais EB-TM e TM-EB (TDD). No início de cada quadro todos os terminais recebem por difusão o resultado da alocação de segmentos. Caso haja interferência no início do quadro toda a sinalização do protocolo pode ser comprometida. Este fato consiste em uma desvantagem em relação aos protocolos propostos MSPR e MSPP, que não concentram o resultado da alocação em um único ponto.

Capítulo 7

Conclusão

7.1 Comentários Finais

A partir dos resultados obtidos ao longo do trabalho, pode-se concluir que os protocolos propostos consistem em propostas válidas para implementação em redes ATM sem Fio, sem prejuízo para os requisitos de qualidade de serviço das classes de tráfego envolvidas. Esta constatação é reforçada pela comparação com os resultados de outras técnicas da literatura, onde os protocolos MSPP e MSPR alcançaram um desempenho compatível, no caso do DR-TDMA ou até mesmo superior, a exemplo dos protocolos originários do PRMA.

A adoção de técnicas de simulação tornou o trabalho de obtenção de resultados mais flexível. Permitiu avaliar os protocolos com modelos de tráfego mais realistas, visto que em suas propostas originárias foi adotado o modelo de Poisson, e facilitou a integração de tráfego, viabilizando a implementação de mais de uma classe de tráfego por terminal (ambiente integrado). Em muitas propostas da literatura considera-se apenas uma classe de tráfego por terminal. Além disso, possibilitou contemplar esquemas de prioridade por terminal e por mensagem, garantindo mais robustez ao trabalho de comparação.

A fim de se obter um maior grau de certeza na avaliação dos protocolos foram considerados canais de alta e de baixa velocidade. Para o canal de maior capacidade, o protocolo MSPP mostrou-se mais eficiente nos dois cenários de tráfego (integrado e não-integrado), garantindo menores perdas. Sua superioridade deve-se ao fato de ser menos sensível ao número de terminais no sistema, o que pode ser constatado nos resultados medidos apenas para o tráfego de voz. Por outro lado, o protocolo MSPR mostrou-se mais adequado aos ambientes de menor capacidade de tráfego, onde superou o MSPP.

O mecanismo de prioridade por terminal mostrou que a sua eficiência está diretamente ligada às taxas de geração de pacotes das classes de tráfego envolvidas. Ao contrário do que se imaginava, aumentar o número de visitas ao grupo de terminais CBR em um ciclo de interrogação, por exemplo, não levou a benefícios significativos, visto que o acúmulo de pacotes nos *buffers* dos terminais de outras classes, acabava sendo excessivo face ao tempo de vida dos pacotes CBR. Em suma, para classes de tráfego muito sensíveis ao retardo, este mecanismo deve ser utilizado com atenção. Em relação ao cenário integrado, onde um terminal possui as classes CBR, VBR e ABR, visitar todas as classes de uma única vez foi mais vantajoso no ambiente com o canal de alta velocidade. Com a redução do canal, visitar uma classe por vez foi mais vantajoso para o tráfego de voz.

Uma observação importante recai sobre as disciplinas de atendimento utilizadas pelo protocolo MSPP. No canal de alta velocidade a diferença se torna perceptível em situações de alto tráfego. Entretanto, neste posto a qualidade dos tráfegos de voz e de vídeo se encontram comprometidas. Por outro lado, com a utilização de canal de baixa capacidade, a disciplina *Gated* foi mais eficiente.

A limitação do *buffer* mostra que é possível dimensionar com facilidade este parâmetro, de forma a atender o limite de 1% de perda de pacotes CBR e VBR, além de reforçar a flexibilidade dos protocolos propostos.

Tendo por base a estrutura temporal dos protocolos, pode-se estabelecer de forma mais genérica o protocolo MSPP como a melhor escolha para o tratamento do tráfego multimídia, em função deste protocolo estar menos sujeito aos efeitos do retardo de propagação no meio físico.

7.2 Sugestões de Trabalhos Futuros

O bom desempenho dos protocolos propostos proporcionou o surgimento de caminhos que podem ser seguidos a fim de dar continuidade ao que foi iniciado neste trabalho.

As implementações propostas possuem um caráter introdutório, e revelam alguma simplicidade face a protocolos mais elaborados como o DR-TDMA, por exemplo. Desta forma, o primeiro passo seria incorporar mecanismos que permitissem aos protocolos se adequarem dinamicamente às flutuações de tráfego na rede. Um caminho seria a implementação de um algoritmo adaptativo de escalonamento de tráfego na

estação-base, que fosse alimentado periodicamente por informações de demanda de tráfego dos terminais ativos. Um próximo passo seria garantir sempre o acesso ao canal de classes de tráfego e/ou terminais mais prioritários. No esquema de prioridade do ambiente integrado onde todas as classes de tráfego são atendidas em uma única visita, tem-se tráfego ABR acessando o canal antes de classes mais prioritárias (CBR e VBR) dos próximos terminais a serem visitados.

Algoritmos diferentes poderiam ser testados no lugar do TDMA, na requisição de acesso do protocolo MSPR. Algumas sugestões seriam o FBPB do DR-TDMA e o algoritmo de alocação dinâmica do protocolo PRMA/DA.

Outros modelos de tráfego também poderiam ser testados, além da realização de simulações utilizando padrões de aplicações como correio eletrônico, ftp, videoconferência, entre outros. O ATM Fórum considera outras classes de tráfego (UBR, GFR) que também podem ser contempladas.

O presente trabalho contemplou a avaliação dos protocolos somente por simulação, o que sugere um complemento de modelagem analítica. Há de se comentar que poucos são os trabalhos que tratam do assunto, dada a variabilidade do ambiente sem fio.

Por fim, o aperfeiçoamento dos programas de simulação e a sua integração em um possível simulador de protocolos também consiste em um interessante trabalho.

Referências Bibliográficas

- [1] WAP FORUM, "WAP White Paper", Out. 1999.
- [2] RAYCHAUDHURY, D. e WILSON, N., "ATM Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communications Networks", *IEEE Jsac*, pp. 1401-1414, Dez. 1994.
- [3] ACAMPORA, A., "Wireless ATM: A Perspective on Issues and Prospects", *IEEE Pers. Comm.*, pp. 8-17, Ago. 1996.
- [4] RAYCHAUDHURY, D., "Wireless ATM Networks: Architecture, System Design and Prototyping", *IEEE Pers. Comm.*, pp. 42-49, Ago.1996.
- [5] CHEN K.-C., "Medium Access Control of Wireless LANs for Mobile Computing", *IEEE Network*, pp. 50-63, Set./Out. 1994.
- [6] TOBAGI, F., "Multiaccess Protocols in Packet Communication Systems", *IEEE Trans. on Comm.*, vol. COM-28, no. 4, pp. 468-488, Abr. 1980.
- [7] KUBBAR, O., MOUFTAH, H. T., "Multiple Access Control Protocols for Wireless ATM: Problems Definition and Design Objectives", *IEEE Comm. Mag.*, pp. 93-99, Nov. 1997.
- [8] ABRAMSON, N., "Multiple Access in Wireless Digital Networks", *Proc. of IEEE*, vol 92, no. 9, pp. 1401-14, Set.1994.
- [9] SÁNCHEZ, J. et al., "A Survey of MAC Protocols Proposed for Wireless ATM", *IEEE Network Mag.*, pp. 52-62, Nov./Dez. 1997.
- [10] ALLES, A., "ATM Internetworking", *Cisco Systems*, 1995.
- [11] CEREDA, R. L. D. et al., *ATM O Futuro das Redes*, 1 ed., Makron Books, 1997.

- [12] ATM FORUM, "Traffic Management Specification Version 4.1", Mar. 1999.
- [13] ABRAMSON, N., "Development of the ALOHANET", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-31, pp. 119-123, Mar. 1985.
- [14] ROBERTS, L., "Dynamic Allocation of Satellite Capacity through Packet Reservation", *Proc. Spring Joint Computer Conference - AFIPS*, pp. 295-298, 1972.
- [15] TOBAGI, F.A., KLEINROCK, L., "Packet Switching in Radio Channels: Part II - the Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple Access and the Busy Tone Solution", *IEEE Trans. on Communications*, COM-23, pp. 1417-1433, 1975.
- [16] KARN, P., "MACA - A New Channel Access Method for Packet Radio", *Proc. ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conf.*, pp. 134-140, 1990.
- [17] IEEE, "Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical LAYER (PHY) Spec", *Draft Standard IEEE 802.11 - P802.11/D5*, Mai. 1996.
- [18] ETSI-RES10, "High Performance Radio Local Area Network (HIPERLAN)", *ETS 300*, Fev. 1997.
- [19] WU, G., MUKUMOTO, K., FUKUDA, A., "An Integrated Voice and Data Transmission System with Idle Signal Multiple Access - Dynamic Analysis", *IEEE Trans. on Communications*, vol. E76-B, no. 11, pp. 1398-1407, Nov. 1993.
- [20] WU, G. et al., "An R-ISMA Integrated Voice/Data Wireless Information System with Diferent Packet Generation Rates", *Proc. IEEE ICC*, vol. 3, pp. 1263-1269, 1996.
- [21] CHEN, K.-C., LEE, C.-H., "RAP - A Novel Medium Access Control Protocol for Wireless Data Networks", *Proc. IEEE GLOBECOM*, Houston, TX, USA, pp. 1713-1717, 1993.
- [22] AMITAY, N., "Distributed Switching and Control with Fast Resource Assignment/Handoff for Personal Communication Systems", *IEEE JSAC*, SAC-11, pp. 842-849, 1993.

- [23] ZHANG, Z., ACAMPORA, A.H., "Performance of a Modified Polling Estrategy for Broadband Wireless Lans in a Harsh Fading Environment", *Proc. IEEE GLOBECOM*, pp. 1141-1146, 1991.
- [24] HAINES, R.J., AGHVAMI, S.V., "Indoor Radio Environment Considerations in Selecting a Media Access Control Protocol for Wideband Radio Data Communications", *Proc. IEEE ICC*, vol. 3, pp. 1306-1311, 1994.
- [25] GOODMAN, D. J. et al., "Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", *IEEE Trans. on Communications*, vol. 37, pp. 885-890, Ago. 1989.
- [26] GUMMALLA, A. C. V., LIMB, J. O., "Wireless Medium Access Control Protocols", *IEEE Comm. Surveys*, pp. 2-15, Mai./Ago.2000.
- [27] NARASIMHAN, P., YATES, R. D., "A New Protocol for the Integration of Voice and Data over PRMA", *IEEE JSAC*, vol. 14, no. 4, pp. 623-631, Out. 1995.
- [28] DEVILE, J. M., "A Reservation-Based Multiple Access Scheme for Future Universal Mobile Telecommunications System", *Proc. IEE Conf. Mobile and Personal Commun.*, pp. 210-215, Dez. 1993.
- [29] SALLES, R. M., *Protocolos de Múltiplo Acesso para Redes sem Fio*, Tese de Mestrado, Instituto Militar de Engenharia, RJ, Brasil, Jan. 1998.
- [30] MITROU, N. M. et al., "A Reservation Multiple Access Protocol for Microcellular Mobile Communication Systems", *IEEE Trans. Vehic. Tech.*, pp. 340-351, Ago. 1990.
- [31] BIANCHI, G. et al., "C-PRMA: A Centralized Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", *IEEE Trans. Vehic. Tech.*, vol. 46, no. 2, Mai. 1997.
- [32] WILSON, N. et al., "Packet CDMA vs. Dynamic TDMA for Multiple Access in an Integrated Voice/Data PCN", *IEEE JSAC*, vol. 11, pp. 870-884, Ago. 1993.
- [33] KHAN, F., ZEGHLACHE, A.H., *Priority-Based Multiple Access (PBMA) for Statistical Multiplexing of Multiple Services in Wireless PCS*, In: Institut National des Télécommunications, 1996.

- [34] BHARGHAVAN, V. et al., "MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs", *Proc. ACM SIGCOMM*, pp. 212-221, Ago. 1994.
- [35] CHEN, K.-C., LEE, C.-H., "Group Randomly Addressed Polling for Multicell Wireless Data Networks", *Proc. IEEE International Conf. on Commun. (ICC)*, New Orleans, LA, USA, pp. 913-917, Mai. 1994.
- [36] CORSON, M. S., "On the Spectrum Efficiency of a Cellular System Based on Multi-Receiver Multiple Access (MRMA)", *Proc. IEEE INFOCOM*, Toronto, Ont., Canada, pp. 13-20, Jun. 1994.
- [37] FUKUDA, A. et al., "Slotted Idle Signal Multiple Access Scheme for Two-way Centralized Wireless Communication Networks", *IEEE Trans. Vehic. Tech.*, vol. 43, no. 2, pp. 345-352, 1994.
- [38] FULLMER, C. L. et al., "FAMA-PJ: A Channel Access Protocol for Wireless LANs", *Proc. ACM MOBICOM*, Berkley, CA, USA, Out. 1995.
- [39] FULLMER, C. L. et al., "Floor Acquisition Multiple Access (FAMA) for Packet Radio Networks", *Proc. ACM SIGCOMM*, Cambridge, MA, USA, Ago. 1995.
- [40] SOBRINHO, J. L., BRAZIO, J. M., "C-MCMA: A New Multiple Access Protocol for Centralized Wireless Local Networks", *Proc. IEEE GLOBECOM*, Houston, TX, USA, pp. 64-69, 1993.
- [41] SOBRINHO, J. L., BRAZIO, J. M., "D-MCMA: A New Multiple Access Protocol for Distributed Wireless Local Networks", *Proc. IEEE GLOBECOM*, Houston, TX, USA, pp. 70-75, 1993.
- [42] CALI, F. et al., "IEEE 802.11 Wireless LAN: Capacity Analysis and Protocol Enhancement", *Proc. IEEE INFOCOM'98*, vol. 1, pp. 142-149, 1998
- [43] WEINMILLER, J. et al., "Performance Study of Access Control in Wireless LANS - IEEE 802.11 DFWMAC and ETSI RES 10 HIPERLAN", *Mobile Networks and Applications*, vol. 2, no. 1, pp. 55-67, 1997.
- [44] LAM, S. S., "Packet Broadcast Networks - A Performance Analysis of the R-ALOHA Protocol", *IEEE Trans. on Comp.*, vol. C-29, pp. 596-603, Jul. 1980.

- [45] GOODMAN, D. J. e WEI, S. X., "Efficiency of Packet Reservation Multiple Access", *IEEE Trans. Vehic. Tech.*, vol. 40, no. 1, Fev. 1991.
- [46] NANDA, S. et al., "Performance of PRMA: A Packet Voice Protocol for Cellular Systems", *IEEE Trans. Vehic. Tech.*, vol. 40, no. 3, pp. 584-598, Ago. 1991.
- [47] WONG, W. C. GOODMAN, D. J., "Integrated Data and Speech Transmission using Packet Reservation Multiple Access", *Proc. IEEE ICC'93*, pp. 172-176, Mai. 1993.
- [48] JANGI, S., MERAKOS, L. F., "Performance Analysis of Reservation Random Access Protocols for Wireless Networks", *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 42, pp. 1223-1234, Fev. 1994.
- [49] CLEARY, A. C., PATERAKIS, M., "Investigation of Reservation Random Access Algorithms for Voice-Data Integration in Microcellular Wireless Environments", *Proc. IEEE Globecom*, San Francisco, CA, USA, pp. 1333-1339, 1994.
- [50] POLLINI, G. P., I, C.-L., "Tree-search Resource Auction Multiple Access (TRAMA) Protocol for Wireless Personal Communications", *Proc. IEEE Vehic. Tech. Conf.*, Stockholm, Sweden, pp. 1170-1174, 1994.
- [51] WIESELTHIER, J. E., EPHREMIDES, A., "Fixed and Movable Boundary Channel Access Schemes for Integrated Voice/Data Wireless Networks", *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 43, no. 1, pp. 64-74, 1995.
- [52] WU, G. et al., "Integration of Voice and Data in Wireless Information Networks with Data Steal into Voice Multiple Access", *IEIE Trans. on Commun.*, E77-B(7), pp. 939-947, 1994.
- [53] SMULDERS, P., BLONDIA, C., "Application of the Asynchronous Transfer Mode in Indoor Radio Networks", *Proc. of PIMRC*, Hague, Netherlands, pp. 839-843, Set. 1994.
- [54] ACAMPORA, A.S., ZHANG, Z., "Performance of a Modified Polling Strategy for Broadband Wireless LANs in a Harsh Fading Environment", *Telecommun. Sys.*, vol. 1, 1993.

- [55] CHANG, C.-S., CHEN, K.-C., YOU, M.Y., et al., "Guaranteed Quality-of-Service Wireless Access to ATM Networks", *IEEE JSAC*, vol. 15, no. 1, pp. 106-118, Jan. 1997.
- [56] FRATTA, L., GIOCOMAZZI, P., MUSUMECI, L., "Pras: A MAC Protocol for Wireless ATM Networks", *Proc. IEEE Globecom*, Rio de Janeiro, RJ, Brasil, pp. 2743-2750, 1999.
- [57] GEORGANOPOULOS, N., AGHVAMI, A.H., "Mac Scheduler Using Polling with Priorities for Future Wireless Multimedia Networks", *Proc. IEEE Globecom*, Rio de Janeiro, RJ, Brasil, pp. 2658-2662, 1999.
- [58] XIE, H. et al., "Data Link Control Protocol for Wireless ATM Access Channels", *Proc. IEEE ICUPC*, pp. 1-5, 1995.
- [59] BHARGAVA, V.K., HOSSAIN, A.E., "Scheduling Multiservice Traffic for Wireless ATM Transmission over TDMA/TDD Channels", *Proc. IEEE Globecom*, Rio de Janeiro, RJ, Brasil, pp. 359-363, 1999.
- [60] CHEN, Y.-J., CHANG, J.-F., "A QoS-Based and Enforceable Burst-level Reservation Protocol for VBR-type Wireless ATM Traffic", *Proc. IEEE Globecom*, Rio de Janeiro, RJ, Brasil, pp. 2737-2742, 1999.
- [61] BRECHT, J., HANZO, L., "Statistical Packet Assignment Multiple Access for Wireless Asynchronous Transfer Mode Systems", *Proc. ACTS SUMMIT*, Aalborg, Denmark, pp. 734-738, 1997.
- [62] KAROL, M. J. et al., "Distributed Queueing Request Update Multiple Access (DQRUMA) for Wireless Packet (ATM) Networks", *Proc. IEEE Infocom*, pp. 1224-1231, 1995.
- [63] CAPETANAKIS, J. I., "Tree Algorithms for Packet Broadcast Channels", *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. IT-25, pp. 505-515, Set. 1979.
- [64] KIM, J. G., WIDJAJA, I., "PRMA/DA: A New Media Access Control Protocol for Wireless ATM", *Proc. ICC'96*, Dallas, TX, pp. 1-19, Jun. 1996.
- [65] HEYMAN, D. et al., "Modelling Teleconference Traffic from VBR Video Coders", *Proc. Supercomm/ICC'94*, New Orleans, USA, pp. 1744-1748, Mai. 1994.

- [66] PETRAS, D. e KRAMLING, A., "MAC Protocol with Polling and Fast Collision Resolution for an ATM Air Interface", *IEEE ATM Wksp.*, San Francisco, CA, Ago.1996.
- [67] QIU, X. et al., "A Multiple Access Scheme for Multimedia Traffic in Wireless ATM", *Mobile Networks and Applications*, vol 1, pp. 259-272, 1996.
- [68] BAUCHOT, F. et al., "MASCARA, a MAC Protocol for Wireless ATM", *Proc. ACTS Mobile Summit '96*, Granada, Spain, pp. 17-22, Nov. 1996.
- [69] DYSON, D.A., HAAS, Z. J., "A Dynamic Packet Reservation Multiple Access Scheme for Wireless ATM", *Mobile Networks and Applications*, no. 4, pp. 87-99, 1999.
- [70] FRIGON, J. F., *Dynamic Reservation TDMA Medium Access Control Protocol for Wireless ATM Networks*, Master's thesis, University of British Columbia, Vancouver, Canadá, Ago. 1998.
- [71] KLEINROCK, L., SCHOLL, M., "Packet Switching in Radio Channels: New Conflict-free Multiple Access Schemes for a Small Number of Data Users", *ICC Conf. Proc.*, Chicago, IL, pp.22.1-105 - 22.1-111, Jun. 1977.
- [72] BUX, W., "Analysis of a Local-Area Bus System with Controlled Access", *IEEE Trans. on Computers*, vol C-32, no. 8, pp. 760-763, Ago. 1983.
- [73] DE MORAES, L.F.M., VALVERDE, A.N.L., "Waiting Time Analysis of a Reservation Access-Control Scheme with Message-Based Priorities", In: *Data Communications Systems and their Performance*, IFIP/North Holland, pp. 283-296, 1988.
- [74] TAKAGI, H., "Queueing Analysis of Polling Models: An Update", In: *Stochastic Analysis of Computer and Communication Systems*, ed. Elsevier Science Publishers B.V., pp. 267-318, 1990.
- [75] BAKER, J.E., RUBIN, I., "Polling with a General-Service Order Table", *IEEE Trans on Comm.*, vol. COM-35, no. 3, pp. 283-288, Mar. 1987.
- [76] DE MORAES, L.F.M., "Priority Scheduling in Multiaccess Communication", In: *Stochastic Analysis of Computer and Communication Systems*, ed. Elsevier Science Publishers B.V., pp. 699-732, 1990.

- [77] SHWARTZ, M., *Broadband Integrated Networks*, 1 ed., Prentice Hall, 1996.
- [78] LELAND W. E. et al., "On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version)", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 2, no. 1, pp. 1-15, Fev. 1994.
- [79] PAXSON, V., FLOYD, S., "Wide-Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling", *Proc. SIGCOMM'94*, Londres, pp. 257-268, Ago. 1994.
- [80] DAIGLE, J.N., LANGFORD, J.D., "Models for Analysis of Packet-Voice Communication Systems", *IEEE JSAC*, SAC-4, 6, pp.847-855, Set. 1986.
- [81] MAGLARIS, B. et al, "A Traffic Control Algorithm for ATM Networks", *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 36, pp. 834-844, Jul. 1988.
- [82] HEEKE, H., "A Traffic Control Algorithm for ATM Networks", *IEEE Trans. on Circuits and Systems for Video Tech.*, vol. 3, Jun. 1993.
- [83] RIBAS-CORBERA, J., LEI, S., "Rate Control in DCT Video Coding for Low-Delay Communications", *IEEE Trans. on Circuits and Systems for Video Tech.*, Out. 1998.
- [84] LAW, A. M., KELTON, W. D., *Simulation Modeling and Analysis*, 3 ed., McGraw Hill, 2000.
- [85] POLLATSCHEK, M. A., *Programming Discrete Simulations - Tools for Modeling the Real World*, 1 ed., R&D Books, 1995.