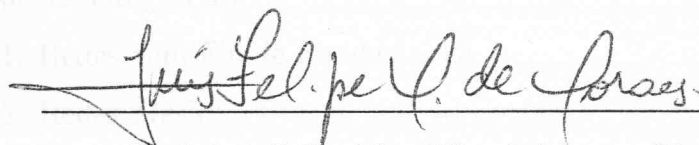


MODELAGEM E ANÁLISE DO RETARDO DAS MENSAGENS NO PADRÃO  
IEEE 802.16 EM MODO MESH COM ESCALONAMENTO DISTRIBUÍDO  
COORDENADO

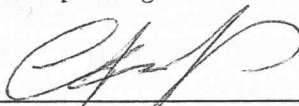
Gustavo Neves Dias

DISSERTAÇÃO 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.

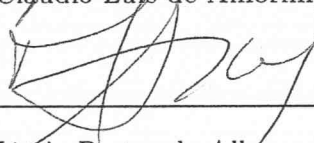
Aprovada por:



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



Prof. Claudio Luis de Amorim, Ph. D.



Prof. Márcio Portes de Albuquerque, Dr.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

JUNHO DE 2008

DIAS, GUSTAVO NEVES

Modelagem e Análise do Retardo das Mensagens no Padrão IEEE 802.16 em Modo Mesh com Escalonamento Distribuído Coordenado [Rio de Janeiro] 2008

XVIII, 97 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc., Engenharia de Sistemas e Computação, 2008)

Dissertação - Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE

1. Redes Sem Fio de Banda Larga
2. Redes *Mesh*
3. Avaliação de Desempenho

I. COPPE/UFRJ    II. Título (série)

# Dedicatória

Aos meus pais Ademir (em memória) e Altamira pela dedicação e incentivo incondicionais.

# Agradecimentos

Primeiramente, quero agradecer a Deus pelo dom da vida, pelas bênçãos derramadas sobre mim e pela graça de poder realizar este trabalho.

Agradeço ao meu orientador, Prof. Luís Felipe, pelos grandes ensinamentos e pelo total apoio desde o início do meu trabalho e aos demais membros da banca, os Professores Claudio Luis de Amorim e Márcio Portes de Albuquerque, pela valiosa ajuda nesta fase final.

A minha família: Vovó Joanna, que durante todos esse período do mestrado foi muito mais do que avó, foi duas vezes mãe, amiga e protetora, tia Ivana e tio Parrini, que foram meus segundos pais me acolhendo em Duque de Caxias/RJ e, principalmente, a minha tia Ivana sempre confortando-me nos momentos de desespero, sendo uma brilhante conselheira, tio Cacá que foi o primeiro incentivador e financiador deste desafio, minha mãe Altamira que mesmo à distância acompanhou todos os meus passos rumo a essa vitória, meus irmãos Leonardo e Elizabeth sempre me apoiando e incentivando, minha sobrinha-afilhada Raphaela pelos telefones simples e doces que me proporcionavam imensa alegria, tio Almir, tia Nede, tia Jussara pelo apoio familiar, meus primos e primas Aline, Juliana, Rodrigo pelas caronas para o Fundão. A minha namorada Cristiane, pela compreensão nas horas em que não pude estar junto, pelo carinho e atenção.

Aos amigos e amigas de Vitória/ES: Gabriel, Júnior, Rendrigson, Felipe, Stella, Katiúcia, Lourenço, Raquel, Júlia, Gustavo Kraus, Keitty, Leninha, Fernando Grativol, Wendell, Valdinei, Joelma, Lanuze e Lucirlei.

Aos amigos e amigas do Mestrado: Cristiane, Luciana, Ivomar, Sérgio Gonzalez, André Oliveira, Patrícia e Vivian.

Aos amigos e amigas do RAVEL e do LCP: Bruno, Airon, Marcos César, Cláudia, Rafael Fernandes, Tiago, Rafael Bezerra, Julio, Eduardo, Vilela, Fernando Ve-

ríssimo, Paulo, Michelini, Vitor Buarque, Diogo, Felipe Schiller, Alexandre Mendes, Leonardo Pinho e Lauro Whately

Agradecimento muito especial a Danielle pela amizade que firmamos no decorrer deste mestrado, pelas horas ao telefone resolvendo exercícios de probabilidade, pelas madrugadas implementando algoritmos de busca em grafos (credo!), pelas horas no laboratório resolvendo problemas analíticos e simulados, pelos churrascos em sua linda casa com quintal, sauna e piscina.

Outro agradecimento muito especial ao Beto pelos conselhos, pelas várias horas de conversa no “RAVELho”, pelas brilhantes correções e ajustes no decorrer do desenvolvimento deste trabalho.

Aos amigos e amigas do FAPERJ/REDE RIO/CBPF: Daniela, Daniele, Gilson, Josevan, Janete, Prof. Marília, Prof. Washington, Marcelo, Jaime e Jabur.

Aos amigos e amigas do Rio de Janeiro/RJ: Letícia, Alécio, Rosane, Aline e Alan.

As secretárias do Programa de Engenharia de Sistemas e Computação: Solange, Sônia, Cláudia, Mercedes e Lúcia, pelas inúmeras e brilhantes soluções dadas aos problemas enfrentados por mim junto ao Programa.

E a todos os outros, que porventura tenha esquecido, pelo apoio no início da minha jornada e pela grande amizade que foi selada. Muito Obrigado a todos pelo apoio nas horas difíceis, pelas alegrias nos momentos de tristeza, pelo carinho nos momentos de aflição, pela ternura nos momentos complicados. Espero um dia poder retribuir toda a felicidade que vocês me proporcionaram.

Ao SENAI: Diretor Geral Prof. José Manuel de Aguiar Martins, Presidente da FINDES Lucas Izoton Vieira, Diretor Regional do SENAI/DR-ES Robson Santos Cardoso e todos os demais colaboradores do Sistema FINDES/SENAI pelo apoio operacional, investimento e confiança em mim depositados.

À Fundação Carlos Chagas Filho de Amparo à Pesquisa do Estado do Rio de Janeiro (FAPERJ), pelo financiamento da pesquisa e ao Programa de Engenharia de Sistemas e Computação (PESC/COPPE/UFRJ), pelo apoio operacional.

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

MODELAGEM E ANÁLISE DO RETARDO DAS MENSAGENS NO PADRÃO  
IEEE 802.16 EM MODO MESH COM ESCALONAMENTO DISTRIBUÍDO  
COORDENADO

Gustavo Neves Dias

Junho/2008

Orientador: Luís Felipe Magalhães de Moraes

Programa: Engenharia de Sistemas e Computação

As Redes *Mesh* Sem Fio surgiram como uma alternativa para a criação de uma infra-estrutura de comunicação em *backbone* sem fio. Diversas tecnologias sem fio, tais como IEEE 802.11 e IEEE 802.16, podem ser utilizadas como solução para implementação destas redes. Em especial, o padrão IEEE 802.16 prevê um modo de operação *mesh* que especifica mecanismos de escalonamento para mensagens de controle baseado em reserva cíclica, entretanto, não define como escalonar as mensagens de dados, sendo isso um problema em aberto. Alguns trabalhos propostos na literatura avaliam somente o retardo das mensagens de controle, não considerando o retardo devido a alocação das mensagens de dados. Dentro deste contexto, este trabalho propõe um modelo analítico que incorpora um algoritmo de escalonamento para alocação das mensagens de dados. Além disso, foi desenvolvido uma ferramenta de simulação para representar o protocolo de acesso ao meio do padrão IEEE 802.16 em modo de operação *mesh*, usando o mecanismo de escalonamento distribuído coordenado para avaliação do retardo médio das mensagens de controle e de dados. Nessa avaliação, alguns resultados numéricos foram obtidos para dois cenários: (1) onde todas as estações com uma mesma vizinhança e (2) diferentes estações com diferentes vizinhanças, a fim de observar sua influência no desempenho do protocolo, verificando que o modelo analítico proposto apresentou um comportamento próximo aos resultados obtidos por simulação, demonstrando assim a aplicabilidade do modelo analítico na área de avaliação de desempenho dessas redes.

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

MODELING AND ANALYSIS OF THE DELAY MESSAGES AT IEEE 802.16 IN  
MESH MODE WITH COORDINATED DISTRIBUTED SCHEDULING

Gustavo Neves Dias

June/2008

Advisor: Luís Felipe Magalhães de Moraes

Department: Systems Engineering and Computer Science

Wireless Mesh Networks have become an attractive alternative solution to provide a backbone infrastructure for data communications systems. Several wireless technologies, such as IEEE 802.11 and IEEE 802.16, can be used to build these networks. In particular, the IEEE 802.16 standard specifies a mesh mode operation that defines the scheduling mechanisms for control messages based on cyclic reservation, however, doesn't define how to schedule the data messages, which is an open issue. Some studies in the literature only evaluate the delay of control messages, not considering the allocation delay of data messages. In this context, the present work proposes an analytical model that incorporates an algorithm for data messages allocation. Moreover, it presents a simulator tool to represent the media access protocol defined in the IEEE 802.16 standard in mesh mode, using the coordinated distributed scheduling mechanism that was developed to evaluate the average delay of control and data messages. During this evaluation, some numerical results were obtained for two scenarios: (1) where all stations are in the same neighborhood and (2) stations are spread over different neighborhoods, to see how it influences the protocol performance, showing that the proposed analytical model presented a behavior that was closed to simulation results and demonstrating the applicability of the analytical model in the area of performance evaluation for these networks.

# Sumário

<b>Resumo</b>	<b>vi</b>
<b>Abstract</b>	<b>vii</b>
<b>Lista de Figuras</b>	<b>xi</b>
<b>Lista de Tabelas</b>	<b>xiv</b>
<b>Lista de Acrônimos</b>	<b>xv</b>
<b>Definições e Notação Utilizada no Modelo Analítico</b>	<b>xvi</b>
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 Motivação . . . . .	1
1.2 Objetivos . . . . .	2
1.3 Contribuições do Trabalho . . . . .	3
1.4 Organização do Texto . . . . .	3
<b>2 Referencial Teórico</b>	<b>4</b>
2.1 O padrão IEEE 802.16 . . . . .	6
2.1.1 Modo de Operação PMP . . . . .	6



2.1.2	Modo de Operação <i>Mesh</i> . . . . .	7
	Estrutura do Sistema . . . . .	7
	Mecanismo de Escalonamento Distribuído Coordenado . . . . .	14
	Algoritmo de Eleição Distribuído . . . . .	16
2.2	Escalonamento de Pacotes . . . . .	21
2.2.1	<i>First-Come-First-Served</i> . . . . .	21
2.2.2	Fila com Prioridades . . . . .	22
2.2.3	<i>Weighted Fair Queuing (WFQ)</i> . . . . .	23
2.3	Trabalhos Relacionados . . . . .	24
2.3.1	Esquemas de Acesso com Reserva . . . . .	31
<b>3</b>	<b>Modelagem Analítica</b>	<b>35</b>
3.1	Visão Geral . . . . .	36
3.2	Modelo Analítico do Escalonador Distribuído Coordenado . . . . .	36
3.3	Análise do Retardo Total das Mensagens . . . . .	40
3.3.1	Descrição do Modelo e Definições . . . . .	40
	Análise para o caso 1 . . . . .	45
	Análise para o caso 2 . . . . .	53
<b>4</b>	<b>Resultados Numéricos</b>	<b>57</b>
4.1	Ferramenta de Simulação para 802.16 <i>Mesh</i> . . . . .	57
4.1.1	Mecanismo de Acesso ao Subquadro de Controle . . . . .	60
4.1.2	Mecanismo de Alocação no Subquadro de Dados . . . . .	66
4.2	Cenários de Avaliação . . . . .	66

4.2.1	Cenário Simplificado . . . . .	66
	Decomposição do Retardo Total no Cenário Simplificado . . . . .	72
4.2.2	Cenário Geral . . . . .	76
	Decomposição do Retardo Total no Cenário Geral . . . . .	79
4.2.3	Cenário Desbalanceado . . . . .	84
<b>5</b>	<b>Conclusões e Trabalhos Futuros</b>	<b>91</b>
5.1	Conclusões . . . . .	91
5.2	Trabalhos Futuros . . . . .	93
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>94</b>

# Lista de Figuras

2.1	Arquitetura Infra-estruturada/ <i>Backbone</i> [1]. . . . .	5
2.2	<i>Backbone Mesh</i> em áreas metropolitanas [1]. . . . .	6
2.3	Estrutura do Quadro <i>Mesh</i> [2]. . . . .	8
2.4	Composição de Subquadros de controle, escalonamento e dados [2]. . . . .	8
2.5	Subquadro de Controle de Rede [2]. . . . .	10
2.6	Subquadro de Controle de Escalonamento/Reserva [2]. . . . .	11
2.7	Procedimento de troca de mensagens de 3-vias para requisição, concessão e confirmação [3]. . . . .	16
2.8	Diagrama ilustra as estações no procedimento para determinar o próximo segmento alocado para transmissão de mensagem MSH-DSCH [4]. . . . .	18
2.9	Visão geral do procedimento para determinar o próximo segmento de transmissão de mensagem MSH-DSCH [3]. . . . .	19
2.10	Critérios de “eleição” [3]. . . . .	20
2.11	Critérios de “eleição” [5]. . . . .	20
2.12	Abstração de uma fila FCFS [6]. . . . .	22
2.13	Fila com Prioridades [6]. . . . .	22
2.14	Disciplina WFQ [6]. . . . .	23

2.15	Barramento CRMA [7]. . . . .	31
2.16	Ciclos no CRMA [7]. . . . .	32
2.17	Ciclos no CRMA [7]. . . . .	33
3.1	Decomposição do Retardo Total das Mensagens. . . . .	46
3.2	Decomposição do Retardo de Reserva para o caso 1. . . . .	47
3.3	Decomposição do Retardo de Transmissão para o caso 1. . . . .	49
3.4	Decomposição do Retardo de Reserva para o caso 2. . . . .	53
4.1	Intervalo Médio de Reserva (acesso ao subquadro de controle) para Cenário Simplificado. . . . .	61
4.2	Intervalo Médio de Reserva (acesso ao subquadro de controle) para Cenário Geral. . . . .	62
4.3	Intervalo Médio de Reserva (acesso ao subquadro de controle) obtido por Min Cao e outros [8]. . . . .	63
4.4	Tempo Médio de Reserva (tempo de conexão) para Cenário Simplifi- cado. . . . .	64
4.5	Tempo Médio de Reserva (tempo de conexão) para Cenário Geral. . .	65
4.6	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para $M = 16$ Estações. . . . .	67
4.7	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para $M = 49$ Estações. . . . .	68
4.8	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Simplificado para $M = 16$ Estações. . . . .	70
4.9	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Simplificado para $M = 49$ Estações. . . . .	71

4.10	Retardo Médio de Latência das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para $M = 16$ Estações. . . . .	73
4.11	Retardo Médio de Reserva das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para $M = 16$ Estações. . . . .	74
4.12	Retardo Médio de Transmissão das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para $M = 16$ Estações. . . . .	75
4.13	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Geral para $M = 16$ Estações. . . . .	77
4.14	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Geral para $M = 49$ Estações. . . . .	78
4.15	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para $M = 49$ Estações. . . . .	80
4.16	Retardo Médio de Latência das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para $M = 49$ Estações. . . . .	81
4.17	Retardo Médio de Reserva das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para $M = 49$ Estações. . . . .	82
4.18	Retardo Médio de Transmissão das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para $M = 49$ Estações. . . . .	83
4.19	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados da Estação 1 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para $M = 16$ Estações. . . . .	86
4.20	Retardo Médio Total das Mensagens de Dados da Estação 16 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para $M = 16$ Estações. . . . .	87
4.21	Retardo Médio Transmissão das Mensagens de Dados da Estação 1 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para $M = 16$ . . . . .	89
4.22	Retardo Médio Transmissão das Mensagens de Dados da Estação 16 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para $M = 16$ . . . . .	90

# Lista de Tabelas

2.1	Códigos de duração do quadro OFDM [2]. . . . .	12
2.2	Símbolos OFDM por Quadro [9]. . . . .	13
4.1	Parâmetros de Simulação. . . . .	59

# Lista de Acrônimos

BS	: <i>Base Station;</i>
SS	: <i>Subscriber Station;</i>
MBS	: <i>Mesh Base Station;</i>
MSS	: <i>Mesh Subscriber Station;</i>
TDD	: <i>Frequency Division Duplex;</i>
FCFS	: <i>First Come, First Serverd;</i>
PMP	: <i>Point Multi-Point;</i>
MSH-CTRL-LEN	: <i>Mesh Control Length;</i>
MSH-NENT	: <i>Mesh Network Entry;</i>
MSH-DSCH-NUM	: <i>Mesh Distributed Scheduling Number;</i>
MSH-DSCH	: <i>Mesh Distributed Scheduling;</i>
DSCH	: <i>Distributed Scheduling;</i>
MSH-NCFG	: <i>Mesh Network Configuration;</i>
MSH-CSCH	: <i>Mesh Centralized Schedule;</i>
MSH-CSCF	: <i>Mesh Centralized Schedule Configuration;</i>
OFDM	: <i>Orthogonal Frequency-Division Multiplexing;</i>
IE	: <i>Information Element;</i>
WFQ	: <i>Weighted Fair Queuing;</i>
CRMA	: <i>Ciclic Reservation Multiple Access;</i>
FIFO	: <i>First In First Out;</i>
TDMA	: <i>Time Division Multiple Access;</i>
FRAC	: <i>Fixed Reservation Access Control;</i>

# Definições e Notação Utilizada no Modelo Analítico

$M$	:	<i>Número de estações no sistema;</i>
$\aleph_i$	:	<i>Conjunto das estações vizinhas até 2-saltos da estação <math>i</math>;</i>
$M_i$	:	<i>Número de elementos do conjunto <math>\aleph_i</math> (ou seja, <math> \aleph_i </math>, a cardinalidade de <math>\aleph_i</math>);</i>
$\aleph_i^{\text{desconhecidas}}$	:	<i>Conjunto das estações vizinhas da estação <math>i</math> cujas informações de escalonamento são desconhecidas ou desatualizadas dentro do conjunto <math>\aleph_i</math>;</i>
$M_i^{\text{desconhecidas}}$	:	<i>Número de elementos do conjunto <math>\aleph_i^{\text{desconhecidas}}</math> (ou seja, <math> \aleph_i^{\text{desconhecidas}} </math>, a cardinalidade de <math>\aleph_i^{\text{desconhecidas}}</math>);</i>
$\aleph_i^{\text{conhecidas}}$	:	<i>Conjunto das estações vizinhas da estação <math>i</math> cujas informações de escalonamento são conhecidas ou atualizadas dentro do conjunto <math>\aleph_i</math>;</i>
$M_i^{\text{conhecidas}}$	:	<i>Número de elementos do conjunto <math>\aleph_i^{\text{conhecidas}}</math> (ou seja, <math> \aleph_i^{\text{conhecidas}} </math>, a cardinalidade de <math>\aleph_i^{\text{conhecidas}}</math>);</i>
$x_i$	:	<i>Expoente de atraso de reserva da estação <math>i</math>;</i>
$H_i$	:	<i>Tempo de atraso de reserva da estação <math>i</math>;</i>
$V_i$	:	<i>Intervalo de elegibilidade da estação <math>i</math>;</i>
$S_i$	:	<i>Número de segmentos de controle pelo qual a estação <math>i</math> perde a disputa antes de vencer;</i>
$E[S_i]$	:	<i>Número médio de segmentos de controle pelo qual a estação <math>i</math> perde a disputa antes de vencer;</i>
$\tau_i$	:	<i>Intervalo de reserva da estação <math>i</math> (medido em segmentos);</i>



$E[\tau_i]$	:	<i>Intervalo médio de reserva da estação <math>i</math> (medido em segmentos);</i>
$T_{\tau_i}$	:	<i>Tempo de reserva da estação <math>i</math> (medido em milisegundos);</i>
$E[T_{\tau_i}]$	:	<i>Tempo médio de reserva da estação <math>i</math> (medido em milisegundos);</i>
$T_{handshake}^{AB}$	:	<i>Intervalo de conexão entre duas dadas estações <math>A</math> e <math>B</math> (medido em segmentos);</i>
$E[T_{handshake}^{AB}]$	:	<i>Intervalo médio de conexão entre duas dadas estações <math>A</math> e <math>B</math> (medido em segmentos);</i>
$\tilde{T}_{handshake}^{AB}$	:	<i>Tempo de conexão entre duas dadas estações <math>A</math> e <math>B</math> (medido em milisegundos);</i>
$E[\tilde{T}_{handshake}^{AB}]$	:	<i>Tempo médio de conexão entre duas dadas estações <math>A</math> e <math>B</math> (medido em milisegundos);</i>
$E[e_i]$	:	<i>Tempo residual da estação <math>i</math>;</i>
$N_Q$	:	<i>Número de segmentos do quadro mesh;</i>
$N_C$	:	<i>Número de segmentos de controle do quadro mesh;</i>
$N_D$	:	<i>Número de mini-segmentos de dados do quadro mesh;</i>
$S_{MS}$	:	<i>Tamanho dos mini-segmentos do sub-quadro de dados (em símbolos OFDM);</i>
$N_{MS}$	:	<i>Número de mini-segmentos no sub-quadro de dados;</i>
$A_{n,i}$	:	<i>Número de mensagens que chegam durante o <math>n</math>-ésimo mesh-slot na estação <math>i</math>;</i>
$B_{n,i}$	:	<i>Número de mesh-slots associado com a <math>n</math>-ésima mensagem da estação <math>i</math>;</i>
$R_{n,i}$	:	<i>Número de mensagens da estação <math>i</math> para o qual reservas são feitas durante o <math>n</math>-ésimo período de reserva;</i>
$T_{n,i}$	:	<i>Intervalo entre duas consecutivas chegadas de reservas da estação <math>i</math>;</i>
$D_{n,i}$	:	<i>Retardo total da <math>n</math>-ésima mensagem da estação <math>i</math>;</i>
$D_{n,i}^{(R)}$	:	<i>Retardo de reserva da <math>n</math>-ésima mensagem da estação <math>i</math>;</i>

- $D_{n,i}^{(S)}$  : Retardo de transmissão da  $n$ -ésima mensagem da estação  $i$ ;
- $L_{n,i}$  : Período de latência da  $n$ -ésima mensagem da estação  $i$ ;
- $W_n^{(L)}$  : Tempo de espera para a primeira dentre todas as mensagens que são transmitidas durante o  $n$ -ésimo ciclo;
- $W_{n,i}^{(a)}$  : Tempo total necessário para transmitir todas as mensagens das estações  $1, 2, \dots, i - 1$ , o qual pertencem ao mesmo supergrupo de reserva e estão a frente da estação  $i$  durante o  $n$ -ésimo ciclo;
- $W_{n,i}^{(b)}$  : Tempo de espera sofrido por uma mensagem o qual é devido a transmissão de todas as mensagens que estão antes dela na estação  $i$  durante o  $n$ -ésimo ciclo;

# Capítulo 1

## Introdução

**A**S Redes sem fio em malha, *Wireless Mesh Networks* [1, 10], vêm sendo estudadas desde 1990 quando a *Defense Advanced Research Projects Agency* - DARPA (agência de defesa para projetos avançados de pesquisa dos EUA) iniciou suas pesquisas para fins de comunicação em campos de batalha. Desta data aos dias atuais o conceito destas redes permanece e se combina com o advento das diversas tecnologias de rede sem fio, muitas delas já consolidadas, tais como aquelas nos padrões IEEE 802.11 (*Wi-Fi*) [11] e IEEE 802.16 (*WiMax*) [2]. Neste contexto, o padrão IEEE 802.16 define duas especificações de modos de operação: o modo ponto-multi-ponto (PMP) e o modo malha (*Mesh*). Em especial, o modo de operação *Mesh* define mecanismos de escalonamento (centralizado ou distribuído) para mensagens de controle, o qual permite que recursos de rede sejam compartilhados para transmissão de mensagens de dados das estações.

### 1.1 Motivação

Muitos estudos têm sido feitos em torno da aplicação do padrão IEEE 802.16 [2] em redes *mesh*. Estas redes possibilitam implementar uma infra-estrutura de comunicação sem fio (*backbone*) gerando maior flexibilidade e acrescentando novas aplicações às tecnologias sem fio WiMax e outras. No entanto, nestas redes, a

maneira de escoar o tráfego acrescenta problemas que devem ser tratados, como, por exemplo, a regra de compartilhamento dos recursos, controle de admissão e policiamento entre as estações. Além disso, o desempenho de soluções propostas (aplicações e subsistemas) para redes *mesh* são afetados diretamente pela topologia da rede, fazendo com que esta deva ser levada em consideração em qualquer avaliação de protocolos e soluções propostas. Sendo assim, avaliar o seu impacto no funcionamento das redes *mesh* ainda são desafios a serem alcançados.

## 1.2 Objetivos

Como será visto mais adiante, o padrão IEEE 802.16 [2] suporta dois modos de operação: PMP e *Mesh*. O modo PMP suporta mecanismos para prover qualidade de serviço (QoS), mas não inclui uma solução completa para fornecer garantias às várias aplicações e ainda não define como escalonar eficientemente o tráfego para satisfazer tais requisitos. Já o modo *mesh* define os mecanismos de escalonamento para mensagens de controle, porém estes não incluem uma solução para alocação do subquadro de dados utilizado para transmissão das mensagens de dados das aplicações. Dessa forma, é necessário a introdução de alguma regra de alocação destes recursos oferecidos pelo IEEE 802.16 [2] modo *mesh*.

Diversos trabalhos têm sido propostos na literatura com foco nos mecanismos de escalonamento definidos no IEEE 802.16 [2] modo *mesh*. Porém, muitos destes abordam somente o mecanismo de controle e poucos têm sido apresentados envolvendo uma avaliação do retardo total das mensagens para que o tráfego escalonado possa ser eficientemente avaliado. O objetivo desta dissertação é apresentar uma proposta para avaliação do retardo médio total das mensagens em solução a alocação do subquadro de dados para infra-estrutura de *backbone mesh* em redes metropolitanas sem fio, que incorpora as funções de escalonamento de tráfego baseada em reserva cíclica.

## 1.3 Contribuições do Trabalho

Dentre os principais resultados alcançados com a elaboração deste trabalho, as seguintes contribuições podem ser relacionadas:

- A elaboração de um modelo analítico para a avaliação de desempenho de redes *mesh* utilizando o padrão IEEE 802.16 [2] em modo *mesh* com mecanismo de escalonamento distribuído coordenado, observando a métrica de avaliação retardo médio total das mensagens de dados transmitidas no subquadro de dados;
- O desenvolvimento de uma ferramenta de simulação que representa o comportamento das estações de acordo com o mecanismo de controle definido no padrão visando à validação da modelagem analítica através de resultados simulados.

## 1.4 Organização do Texto

Os capítulos que seguem estão organizados da seguinte forma. No capítulo 2 é feita uma revisão da literatura acerca das redes *mesh*, é também apresentado o mecanismo de escalonamento de mensagens de controle distribuído coordenado do padrão IEEE 802.16 [2] modo *mesh*, alguns algoritmos de escalonamento da literatura, trabalhos relacionados ao modo de operação *mesh*, usando o mecanismo de escalonamento e, ainda, alguns esquemas de acesso com reserva utilizados como base deste trabalho. O capítulo 3 apresenta o modelo analítico proposto para o cálculo do retardo das mensagens de dados no padrão IEEE 802.16 [2] modo *mesh*. No capítulo 4 é apresentada uma ferramenta de simulação desenvolvida para o modo de operação *mesh* com escalonamento distribuído coordenado, são descritos cenários de avaliação do modelo proposto e da ferramenta de simulação desenvolvida, bem como seus resultados e comparações. Por fim, no capítulo 5 são feitas as conclusões, comentários finais sobre o trabalho e as perspectivas para trabalhos futuros.

# Capítulo 2

## Referencial Teórico

**A**S Redes *Mesh* sem fio, *Wireless Mesh Networks* [1, 10], surgiram como uma importante contribuição para as redes sem fio da próxima geração. Essas redes são dinamicamente auto-organizadas e autoconfiguradas, onde as estações adotam a arquitetura *adhoc*, tendo capacidade de comunicação direta umas com as outras sem a necessidade de uma infra-estrutura ou ponto central.

Essas redes invertem o paradigma de uso da rede cabeada para a espinha dorsal da rede (*backbone*) e acesso sem fio na última milha. O *backbone* de uma rede *mesh* é formado por estações sem fio (roteadores *mesh*), como pode ser observado na figura 2.1, e a interligação com outras redes ou estações clientes ao pode ser com ou sem fio.

A figura 2.1 mostra a arquitetura Infra-estruturada/*Backbone* [1, 10] onde roteadores *mesh* atuam para formar o *backbone* de comunicação entre estações clientes *mesh* e também entre outras redes, tais como as redes *Wi-fi*, redes de celular, redes de sensores e entre outras, fornecendo conectividade e ampliando a área de cobertura a quilômetros de distância.

Como as estações do *backbone* deste tipo de rede têm localização fixa, essas podem facilmente ser alimentadas, não possuindo, desta forma, limitação de energia, eliminando, por conseguinte, muitas das restrições das redes *adhoc*.

A comunicação entre as estações nessas redes pode ser feita através de variantes dos padrões IEEE 802.11 e 802.16, e cujo roteamento é dinâmico [12].

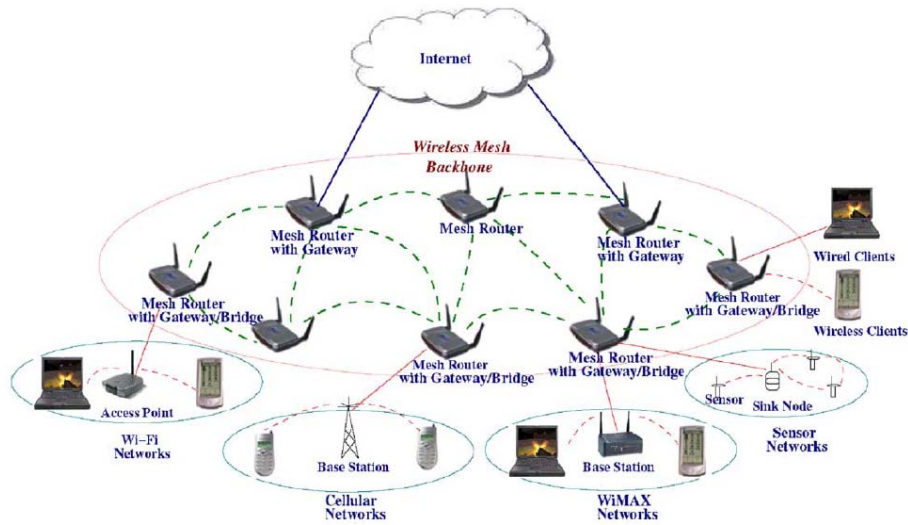


Figura 2.1: Arquitetura Infra-estruturada/*Backbone* [1].

O padrão IEEE 802.16 [2], tem como escopo especificar a interface aérea para sistema fixo de acesso sem fio banda larga, incluindo a camada de acesso ao meio (MAC) e a camada física (PHY) para redes metropolitanas sem fio (WMAN), bem como a arquitetura de qualidade de serviço (QoS), tornando-o um forte candidato a integrar arquitetura Infra-estruturada/*Backbone* nas redes *mesh* [1, 10].

Alguns trabalhos com o padrão IEEE 802.16 [2] têm focado principalmente o modo ponto-multi-ponto (*PMP mode*) [13, 14] onde as estações são organizados dentro de uma estrutura de células que consiste em uma Estação Base (*BS - Base Station*) e em Estações Assinantes (*SS - Subscriber Station*), sendo a Estação Base responsável por coordenar e encaminhar as transmissões das Estações Assinantes.

O outro modo de operação definido no padrão é o modo malha (*Mesh mode*), onde as estações são organizadas de forma *ad hoc*, podendo atuar como roteadores *mesh* para transmissão e encaminhamento de pacotes entre estações vizinhas. Eventualmente algumas destas estações, denominadas MBS (*Mesh BS*), podem estar conectadas a outras redes ou mesmo à Internet fornecendo conectividade às demais estações, denominadas de MSSs (*Mesh SS*).

O padrão descreve no modo de operação *mesh* mecanismos de escalonamento

de mensagens de controle (centralizado ou distribuído) que se comportam como esquema de reserva [15] e possibilitam sua utilização nas redes *mesh*. Um exemplo de uso é visto na figura 2.2 que mostra um *backbone mesh* em áreas metropolitanas.

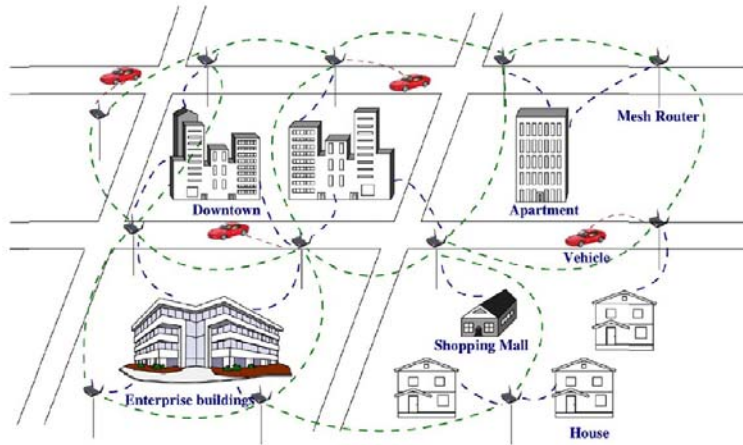


Figura 2.2: *Backbone Mesh* em áreas metropolitanas [1].

## 2.1 O padrão IEEE 802.16

O padrão IEEE 802.16 [2] para redes metropolitanas sem fio de banda larga define dois modos de operação na camada de acesso ao meio: o modo ponto multi-ponto (PMP) e o modo malha (*Mesh*).

### 2.1.1 Modo de Operação PMP

No modo PMP (ponto-multi-ponto) as estações são organizadas dentro de uma estrutura de célula que consiste de uma Estação Base (*BS - Base Station*) e de Estações Clientes (*SS - Subscriber Station*) onde a BS, de forma centralizada, é responsável por coordenar e encaminhar as transmissões entre as SS's.

As transmissões ocorrem em dois canais diferentes: um canal de descida (*downlink - DL*), com o fluxo de dados direcionado da BS para as SS's, e outro de subida (*uplink - UL*), com o fluxo de dados direcionado das SS's para a BS. No DL os dados são transmitidos por difusão, enquanto no UL o meio é compartilhado através de



múltiplo acesso. São definidas quatro classes de *QoS* baseadas em conexão: UGS (*Unsolicited Grant Service*), rtPS (*real-time Polling Service*), nrtPS (*non-real-time Polling Service*) e BE (*Best Effort*).

O padrão não define nesse modo de operação: (i) o algoritmo de escalonamento do UL para serviços rtPS, nrtPS e BE; (ii) controle de admissão e (iii) o policiamento do tráfego.

### 2.1.2 Modo de Operação *Mesh*

No modo *mesh*, diferente do modo PMP, as SS's são organizadas de forma *ad hoc*. Cada SS pode comunicar-se diretamente com outras SS's vizinhas sem, necessariamente, haver a coordenação por parte de uma BS. Eventualmente algumas dessas estações, denominadas MBS (*Mesh BS*), podem estar conectadas a outras redes ou mesmo a Internet fornecendo conectividade às demais estações, denominadas MSS's (*Mesh SS*). Nesse modo, não existem definidas classes de *QoS*, tal como no modo PMP, e apenas TDD é suportado, não existindo uma separação clara entre canais de *downlink* e *uplink*.

O modo de operação *mesh*, sua estrutura, mecanismos de escalonamento, algoritmos, tipos de mensagens e demais detalhes do protocolo são apresentados nas seções a seguir.

#### Estrutura do Sistema

No modo de operação *mesh* o eixo do tempo é segmentado (*slotted*) e utiliza-se apenas o TDD (*Time Division Duplex* - Duplexação por Divisão de Tempo) para o acesso ao meio. Diferente do modo *PMP*, não existe uma separação clara entre subquadros de *downlink* (fluxo de dados direcionado da BS para as SSs) e *uplink* (fluxo de dados direcionado das SSs para a BS).

Períodos de tempo fixos e sucessivos são definidos como **quadros *mesh*** e suas estruturas consistem em um subquadro de controle e um subquadro de dados.

O subquadro de controle permite duas funções básicas: *controle de rede* - cria e mantém a coesão entre as estações no sistema; e *controle de escalonamento de reservas* - coordena o escalonamento (alocação) de transmissões de mensagens de dados entre as estações. Existem dois tipos de subquadro de controle: (i) Subquadro de controle de rede (*Network control subframe*); e (ii) Subquadro de escalonamento (*Schedule control subframe*), como mostra a figura 2.3.

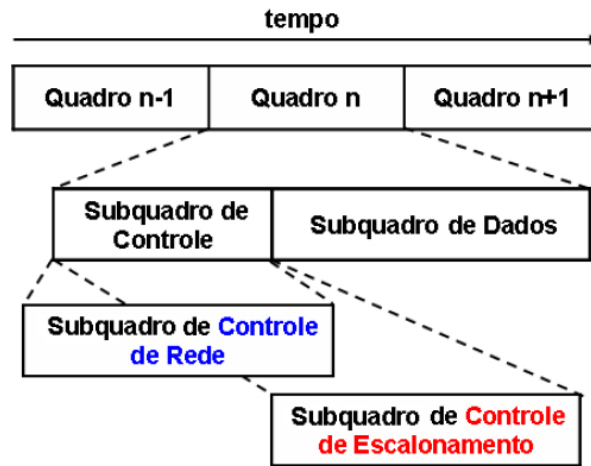


Figura 2.3: Estrutura do Quadro *Mesh* [2].

Quadros contendo um subquadro de controle de rede ocorrem periodicamente, conforme indicado pelo parâmetro *Scheduling Frames* no descritor de rede, informando a quantidade de quadros que contêm um subquadro de controle de escalonamento entre dois quadros que contêm um subquadro de controle de rede, em múltiplos de 4, como ilustrado na figura 2.4.

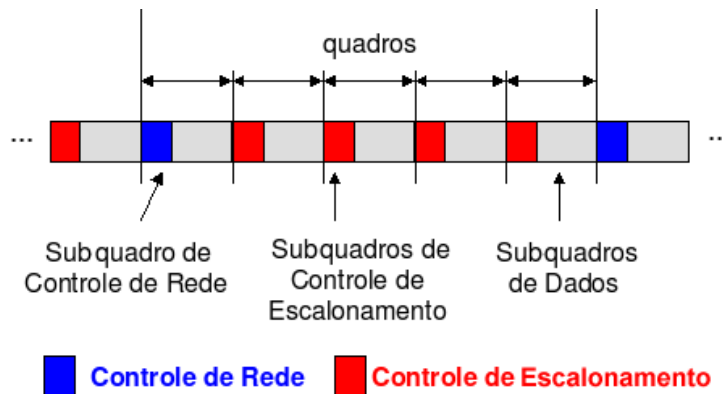


Figura 2.4: Composição de Subquadros de controle, escalonamento e dados [2].

O subquadro de controle é fixo e de tamanho igual a MSH-CTRL-LEN segmentos, conforme indicado no descritor de rede, sendo cada segmento correspondente a 7 (sete) símbolos OFDM<sup>1</sup>.

Durante um subquadro de controle de rede, o primeiro segmento é alocado para o envio de mensagens de controle de entrada na rede (MSH-NENT - *mesh network entry*), seguido por (MSH-CTRL-LEN - 1) segmentos que são alocados para o envio de mensagens de controle de configuração da rede (MSH-NCFG - *mesh network configuration*), fornecendo assim meios para que as estações aprendam os parâmetros da rede, ganhem sincronismo e possam entrar na rede.

Durante um subquadro de controle de escalonamento, o descritor de rede indica quantos segmentos são destinados ao envio de mensagens de escalonamento distribuído. Os primeiros (MSH-CTRL-LEN - MSH-DSCH-NUM) segmentos são alocados para o envio de mensagens de controle que pertencem ao mecanismo de escalonamento centralizado [*CSCH*: (i) MSH-CSCH - *mesh centralized scheduling* e (ii) MSH-CSCF - *mesh centralized scheduling configuration*], enquanto os segmentos restantes (MSH-DSCH-NUM) são alocados para o envio de mensagens de controle que pertencem ao mecanismo de escalonamento distribuído [*DSCH*: MSH-DSCH - *mesh distributed scheduling*]. As figuras 2.5 e 2.6 ilustram a estrutura desses subquadros.

Diferentes parâmetros de modulação OFDM permitem calcular o número de símbolos por quadro *mesh*, podendo ser obtido de acordo com Sierra [9]:

$$\#_{\text{símbolos}} = \frac{T_{\text{quadro}}}{T_{\text{símbolo}}} \quad (2.1)$$

onde:  $T_{\text{quadro}}$  é o tempo de duração do quadro, dado pela tabela 2.1 e  $T_{\text{símbolo}}$  é o tempo de duração do símbolo OFDM [9].

---

<sup>1</sup>OFDM, do inglês *Orthogonal frequency-division multiplexing*, também conhecido como *discrete multitone modulation (DMT)*, é uma técnica de modulação baseada na idéia de multiplexação por divisão de frequência (FDM) onde múltiplos sinais são enviados em diferentes frequências [16].

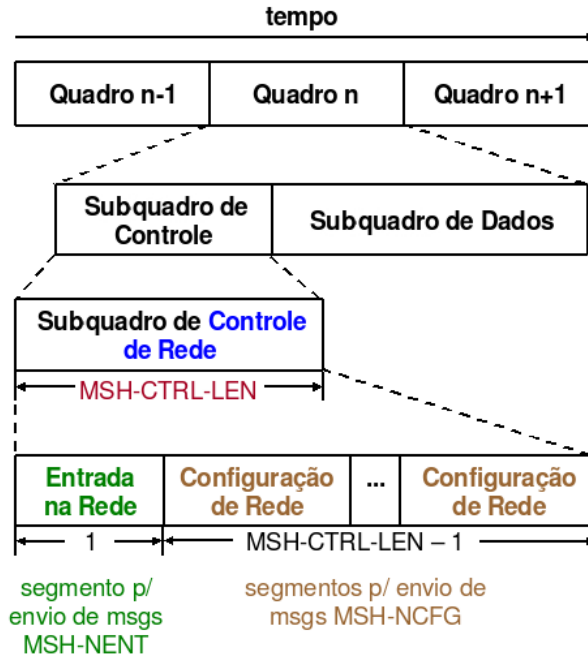


Figura 2.5: Subquadro de Controle de Rede [2].

Existem algumas limitações no uso do quadro pelas estações. O subquadro de controle tem uma duração de  $(MSH\_CTRL\_LEN \times 7)$  símbolos OFDM. O restante dos símbolos no quadro correspondem ao subquadro de dados. Baseado em diferentes valores dos parâmetros OFDM, o número de símbolos por quadro pode ser encontrado. Pode ser visto na tabela 2.2 o número de símbolos por quadro para diferentes larguras de banda e tempos de símbolo [9].

O subquadro de dados corresponde à porção do quadro para transmissão de mensagens de dados. O subquadro de dados é dividido em minisegmentos ( $MS$ ), os quais são, com possível exceção do último minisegmento em um quadro, de tamanho  $S_{MS}$  (em símbolos OFDM) igual a:

$$S_{MS} = \left\lceil \frac{\#_{simbolos} - (MSH\_CTRL\_LEN \times 7)}{256} \right\rceil \quad (2.2)$$

onde:  $\#_{simbolos}$  corresponde ao número de símbolos OFDM por quadro *mesh* e  $MSH\_CTRL\_LEN$  é o tamanho do subquadro de controle.

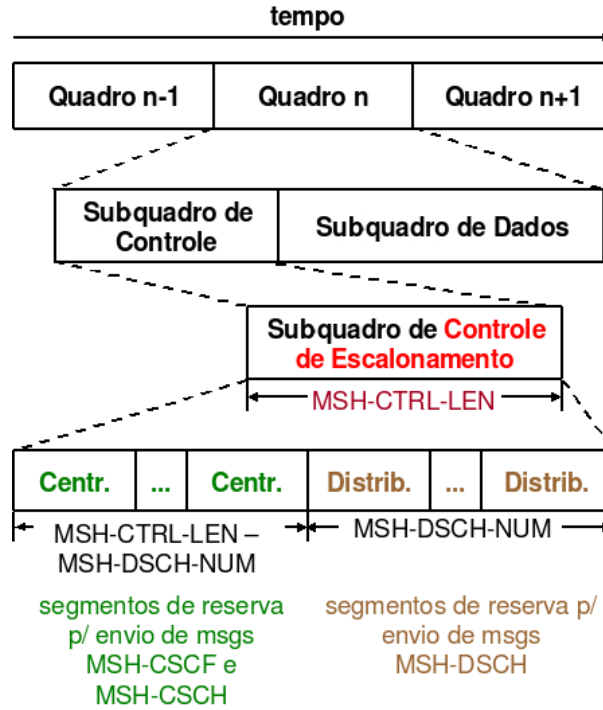


Figura 2.6: Subquadro de Controle de Escalonamento/Reserva [2].

O número de minisegmentos  $N_{MS}$  em um quadro *mesh* é dado por:

$$N_{MS} = \frac{\#_{\text{simbolos}} - (MSH\_CTRL\_LEN \times 7)}{S_{MS}} \quad (2.3)$$

O padrão define os mecanismos utilizados para escalonamento das mensagens de reserva que permitem a alocação de um ou mais minisegmentos, porém não define um algoritmo de alocação dos minisegmentos dos subquadros de dados, o qual é deixado em aberto permitindo diversas implementações para essa alocação.

Os mecanismos para escalonamento das mensagens de reserva definidos no padrão IEEE 802.16 [2] são:

(i) Mecanismo Centralizado: onde uma MBS é responsável por coordenar as transmissões entre as MSS's. Entretanto, ao contrário do modo PMP, a transmissão das mensagens de dados é feita diretamente entre elas;

(ii) Mecanismo Distribuído Coordenado: um algoritmo de eleição distribuído, executado por todas as estações, considera as informações anunciadas pelas estações

Código	Duração do Quadro (ms)	Quadros por Segundo
0	2.5	400
1	4.0	250
2	5.0	200
3	8.0	125
4	10.0	100
5	12.5	80
6	20.0	50
7-255	<i>reservado</i>	<i>reservado</i>

Tabela 2.1: Códigos de duração do quadro OFDM [2].

na sua vizinhança de 2-saltos para o escalonamento das mensagens de reserva entre as estações de forma livre de colisão (*collision free transmissions*);

(iii) Mecanismo Distribuído Não-Coordenado: assim como no mecanismo distribuído coordenado, as estações podem realizar transmissões de mensagens de dados diretamente com estações vizinhas, podendo também utilizar o subquadro de dados para escalonamento das mensagens de reserva, ocasionando neste caso possíveis colisões, no entanto sem afetar o escalonamento feito pelo mecanismo distribuído coordenado.

As mensagens de controle utilizadas pelos mecanismos de escalonamento são:

- Mensagem MSH-NENT (*Mesh Network Entry*) - Mensagens de Entrada na Rede: fornecem meios para uma nova estação adquirir sincronização e entrar na rede;
- Mensagem MSH-NCFG (*Mesh Network Configuration*) - Mensagens de Configuração de Rede: fornecem nível básico de comunicação entre estações e outros parâmetros, como o descritor de rede, que permitem a coordenação das transmissões entre as estações;
- Mensagem MSH-DSCH (*Mesh Distributed Schedule*) - Mensagens de Escalonamento

BW	5 MHz	10 MHz	15 MHz	20 MHz
$T_{simbolo} (\mu s)$	56	28	18.667	14
$T_{quadro} = 2.5 \text{ ms}$	44.6	89.3	133.9	178.6
$T_{quadro} = 4.0 \text{ ms}$	71.4	142.9	214.3	285.7
$T_{quadro} = 5.0 \text{ ms}$	89.3	178.6	267.9	357.1
$T_{quadro} = 8.0 \text{ ms}$	142.9	285.7	428.6	571.4
$T_{quadro} = 10.0 \text{ ms}$	178.6	357.1	535.7	714.3
$T_{quadro} = 12.5 \text{ ms}$	223.2	446.4	669.6	892.9
$T_{quadro} = 20.0 \text{ ms}$	357.1	714.3	1071.4	1428.6

Tabela 2.2: Símbolos OFDM por Quadro [9].

Distribuído: contém informações de requisição, concessão e confirmação de recursos de rede, e outros parâmetros que permitem a coordenação das transmissões entre as estações;

- Mensagem MSH-CSCF (*Mesh Centralized Schedule Configuration*) - Mensagens de Configuração do Escalonamento Centralizado;
- Mensagem MSH-CSCH (*Mesh Centralized Schedule*) - Mensagens de Escalonamento Centralizado.

O descritor de rede, contido nas mensagens de configuração de rede, MSH-NCFG, possui alguns parâmetros importantes, tais como: MSH-CTRL-LEN (*Mesh Control Length*) - define o tamanho do subquadro de controle; MSH-DSCH-NUM (*Number of Distributed Slots*) - define o número de segmentos do subquadro de controle destinados ao envio de mensagens MSH-DSCH; e *Scheduling Frames* - define a quantidade de quadros que contém o subquadro de controle de escalonamento entre dois quadros que contém subquadro de controle de rede, em múltiplos de 4.

Uma mensagem MSH-DSCH carrega os seguintes campos:

1. Disponibilidades (*Availabilities IE*): indicando o número do quadro de início, o número do minisegmento de início dentro do quadro e o número de miniseg-

mentos disponíveis para a alocação do concessor;

2. Requisições (*Request IE*): indicando o número de minisegmentos requeridos pela estação;
3. Concessões (*Grants IE*): comunicando o número do quadro de início da concessão, o número do minisegmento de início dentro do quadro e a faixa (*range*) de minisegmentos concedidos;
4. Escalonamento (*Scheduling IE*): mostrando o próximo segmento de transmissão da mensagem MSH-DSCH, *NextXmtTime*, e o expoente de atraso, *XmtHoldoffExponent*, da estação;

### Mecanismo de Escalonamento Distribuído Coordenado

As estações que possuem links diretos entre si são chamadas vizinhas. As estações vizinhas, que formam uma vizinhança, são aquelas que estão a 1-salto umas das outras. Uma vizinhança estendida de 2-saltos contém, adicionalmente, todas as estações vizinhas da vizinhança. Neste mecanismo, todas as estações (MBS e MSS's) irão coordenar suas transmissões em sua vizinhança estendida de 2-saltos.

Mensagens de controle de escalonamento distribuído (*MSH-DSCH*) carregam informações que serão usadas pelas estações na rede para determinação dos instantes de transmissão das mensagens MSH-DSCH. Dentro de um dado canal todas as estações vizinhas recebem as mesmas transmissões com informações de escalonamento contidas nas mensagens MSH-DSCH.

Todas as estações na rede irão usar este mesmo canal para transmitir suas informações de escalonamento: requisição, concessão e confirmação de recursos. As informações de escalonamento distribuído coordenado, carregadas nas mensagens MSH-DSCH, serão usadas para determinar o segmento alocado para transmissão da mensagem MSH-DSCH, *CurrentXmtTime* (*cxmt*).

Cada estação irá reportar informações de escalonamento, entre elas, dois parâmetros relativos à própria estação e a todos os seus vizinhos. As informações incluem,



entre outros parâmetros, os seguintes:

- ***NextXmtMx (mx)*** - utilizado para encontrar o *NextXmtTime (nxmt)*: o próximo segmento dentro do intervalo de segmentos disponíveis para transmissão de mensagem MSH-DSCH da estação, *NextXmtTimeInterval (nxmti)*, intervalo este que é calculado da seguinte forma:

$$2^{exp} \cdot mx < nxmt \leq 2^{exp} \cdot (mx + 1)$$

onde:  $exp \Leftrightarrow XmtHoldoffExponent$  é o Expoente de Atraso;

- ***XmtHoldoffExponent (exp)*** - utilizado para encontrar o *XmtHoldoffTime (H)*: o número de segmentos do subquadro de controle o qual uma estação deve aguardar após a transmissão de uma mensagem MSH-DSCH (não sendo permitido, portanto, o envio de mensagens MSH-DSCH durante esse período) sendo calculado da seguinte forma:

$$XmtHoldoffTime = 2^{exp+4}$$

As estações na rede, utilizando escalonamento distribuído coordenado e não-coordenado, empregam um procedimento de troca de mensagens de 3-vias (*three-way handshaking*) para coordenar a alocação de minisegmentos do subquadro de dados para transmissão de suas mensagens de dados e contêm dentre outras informações:

1. Requisição e Disponibilidade: **MSH-DSCH:Request** → a informação de requisição é enviada juntamente com a informação de disponibilidade, a qual indica possíveis minisegmentos para resposta ao escalonamento atual;
2. Concessão: **MSH-DSCH:Grant** (*Grant direction = 0*) → a informação de concessão é enviada em resposta a uma requisição, indicando um subconjunto de minisegmentos disponíveis que se ajustem, se possível, à mesma. As estações vizinhas dessa estação (concessora) que não estão envolvidas neste escalonamento irão assumir que foi realizada a concessão do respectivos minisegmentos do subquadro de dados, e assim não mais os utilizarão;

3. Confirmação: **MSH-DSCH:Confirmation** (*Grant direction* = 1) → a informação de confirmação é enviada pelo requisitor contendo uma cópia da concessão enviada pelo conessor para confirmar o escalonamento. As estações vizinhas desta estação (requisitora) que não estão envolvidas neste escalonamento irão assumir que foi realizada a concessão do respectivos minisegmentos do subquadro de dados, e assim não mais os utilizarão.

A figura 2.7 ilustra tal procedimento:

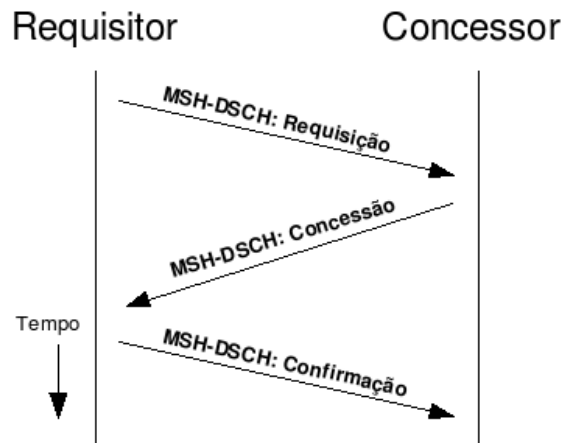


Figura 2.7: Procedimento de troca de mensagens de 3-vias para requisição, concessão e confirmação [3].

### Algoritmo de Eleição Distribuído

Durante o segmento atual, *CurrentXmtTime* (*cxmt*), alocado para transmissão de mensagem MSH-DSCH, a estação executa o seguinte procedimento a fim de determinar o próximo segmento a ser alocado, *NextXmtTime* (*nxmt*):

1. Ordena sua tabela de vizinhos pelo *nxmt*;
2. Para cada entrada da tabela de vizinhos:
  - Obtém o *EarliestSubsequentXmtTime* (*esxmt*): o próximo subsequente segmento “possivelmente” alocado para transmissão de mensagem MSH-DSCH, através de:  $esxmt \leftarrow nxmt + H$ .

3. Escolhe o primeiro segmento dentro do intervalo *NextXmtTimeInterval* (*nxmti*), após o atraso *H*, como sendo o *TempXmtTime* (*txmt*), ou seja, *txmt* é obtido como:  $txmt \leftarrow cxmt + H + 1$ ;
4. Ajusta a variável SUCESSO  $\leftarrow$  falso;
5. **Enquanto** (SUCESSO = falso) **Faça**
  - Determina as estações que estão na disputa pelo *txmt*, sendo estas todas as estações da tabela de vizinhos, cujo intervalo de segmentos disponíveis, *nxmti*, inclui o *txmt* ( $txmt \in nxmti$ ); ou cujo *esxmt* seja menor ou igual a *txmt* ( $esxmt \leq txmt$ );
  - Usa a Função de Eleição (*MeshElection*) entre o conjunto de estações na disputa e a estação local, usando como parâmetros de entrada: *txmt*, ID da estação local e lista de ID's das estações na disputa:  
  
*MeshElection*(*txmt*, *NodeID*, *CompetingNodeIDsList*()).
  - **Se** (estação local **NÃO** vencer a *MeshElection*) **Então**
    - Escolhe o *txmt* como o próximo segmento dentro do intervalo de segmentos disponíveis *nxmti* ( $txmt \leftarrow txmt + 1$ ).
  - **Senão**
    - SUCESSO  $\leftarrow$  verdadeiro;
    - *nxmt* da estação local recebe *txmt* ( $nxmt \leftarrow txmt$ ).

A figura 2.8 ilustra a disputa para determinar o próximo segmento alocado para transmissão de mensagem MSH-DSCH.

Conforme descrito anteriormente o padrão 802.16 define, entre outros, dois parâmetros principais: (1) *NextXmtMx* (*mx*) e (2) *XmtHoldoffExponent* (*exp*).

Esses parâmetros são incluídos em cada mensagem MSH-DSCH e, além dos próprios parâmetros, as estações incluem os parâmetros de todas as suas estações vizinhas de 1-salto. Cada estação é capaz de calcular o *NextXmtTimeInterval* (*nxmti*) de todas as estações em sua vizinhança de 2-saltos. *XmtHoldoffTime* (*H*) é o número

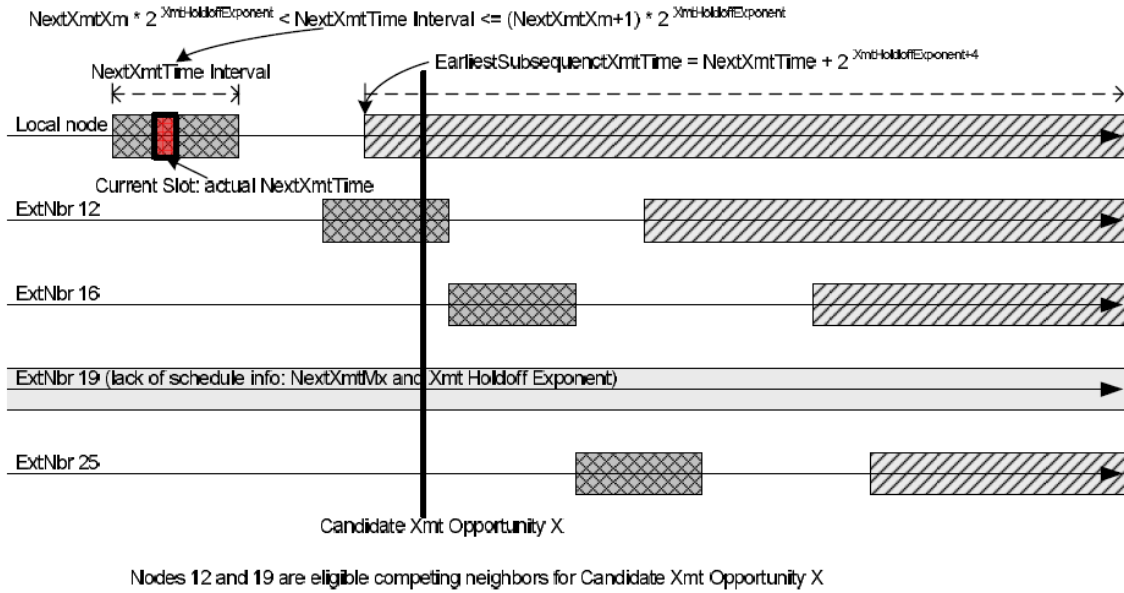


Figura 2.8: Diagrama ilustra as estações no procedimento para determinar o próximo segmento alocado para transmissão de mensagem MSH-DSCH [4].

de segmentos para a transmissão de mensagem MSH-DSCH depois do último segmento  $LastXmtTime$  ( $lxmt$ ) o qual não é permitido à estação transmitir mensagens MSH-DSCH e é calculado da seguinte forma:  $H = 2^{exp+4}$ .

Isso mostra que uma estação tem de esperar um mínimo de  $H$  segmentos de controle depois do último ( $lxmt$ ) antes de ter outra (a próxima) oportunidade para transmitir. Depois de esperar  $H$  segmentos, a estação disputa com seus vizinhos um segmento,  $NextXmtTime$  ( $nxmt$ ) para transmitir a próxima mensagem MSH-DSCH.

O  $NextXmtTime$  ( $nxmt$ ) está contido no  $nxmti$ , que consiste em uma série de segmentos (oportunidades) do subquadro de controle, tem tamanho igual a  $2^{exp}$  e é calculado da seguinte forma:  $2^{exp} \cdot mx < nxmt \leq 2^{exp} \cdot (mx + 1)$ .

O  $EarliestSubsequentXmtTime$  ( $esxmt$ ) é o segmento subsequente ao  $nxmt$  em que é permitido a estação transmitir uma mensagem MSH-DSCH e é calculado da seguinte forma:  $esxmt = nxmt + H + 2^{exp} \cdot mx$ . A figura 2.9 ilustra os passos deste procedimento:

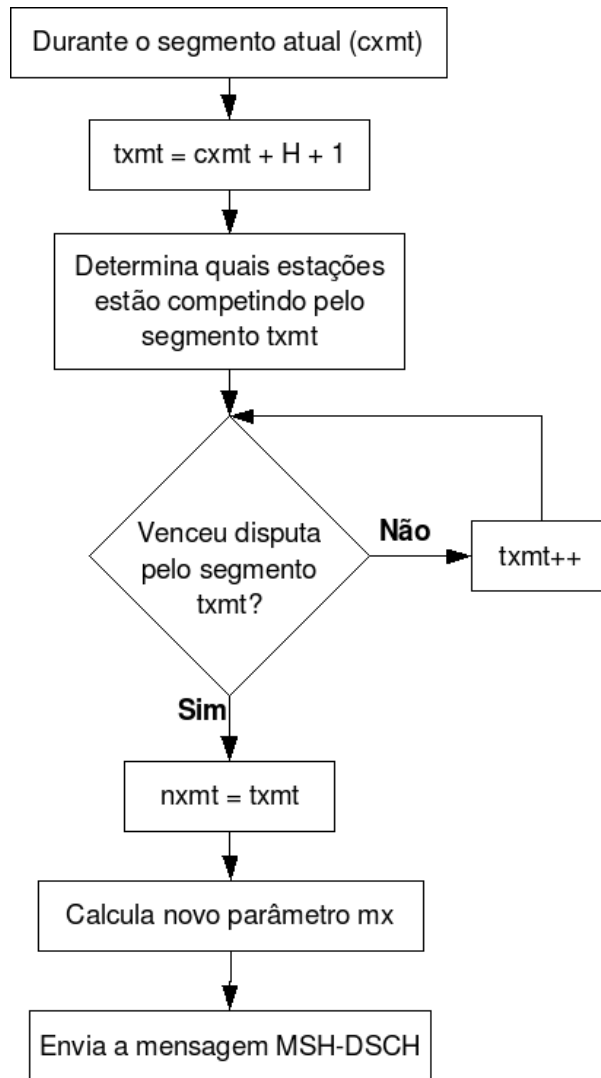


Figura 2.9: Visão geral do procedimento para determinar o próximo segmento de transmissão de mensagem MSH-DSCH [3].

Uma estação calcula seu próprio  $nxmt$  durante o  $cxmt$ , isto é, o segmento quando a estação transmite sua mensagem MSH-DSCH. Então, a estação escolhe o *TempXmt-Time* ( $txmt$ ) como  $cxmt + H + 1$ . Depois a estação deve determinar o conjunto de estações na disputa por este segmento  $txmt$ . Para isso, a estação irá incluir neste conjunto:

- a estação cujo intervalo  $nxmt_i$  inclui o  $txmt$  ( $txmt \in nxmt_i$ );
- a estação cujo  $esxmt$  é menor ou igual a  $txmt$  ( $esxmt \leq txmt$ );
- a estação cujo  $nxmt$  é desconhecido (*desatualizado*).

As figuras 2.10 e 2.11 ilustram estes critérios de “eleição”:

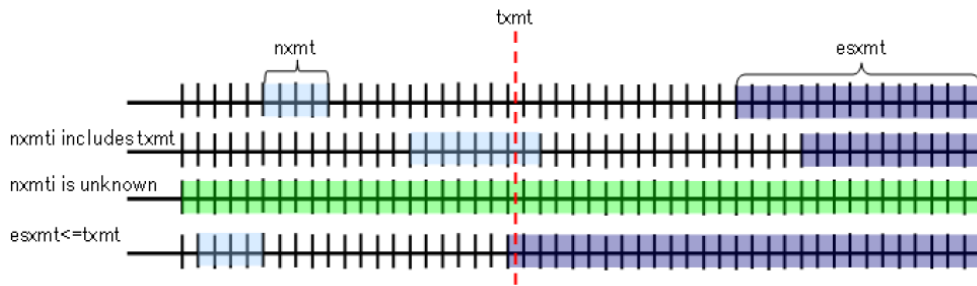


Figura 2.10: Critérios de “eleição” [3].

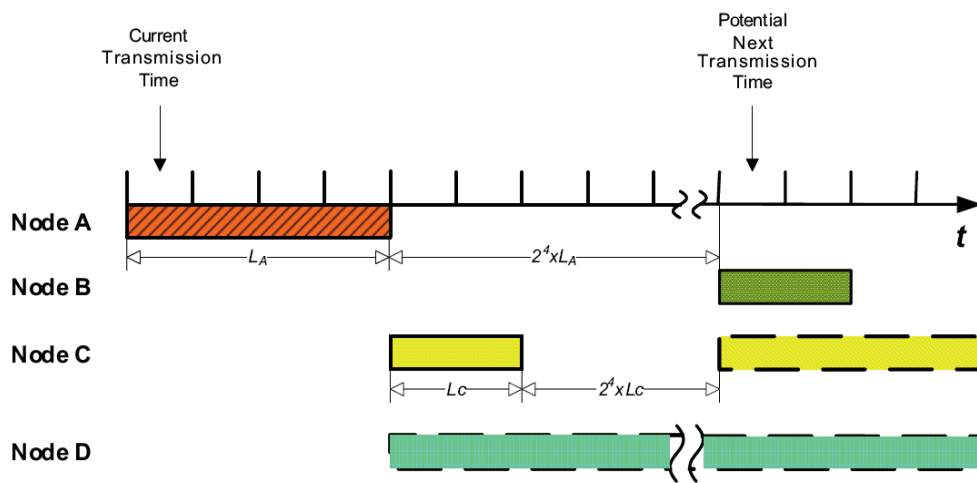


Figura 2.11: Critérios de “eleição” [5].

A “*mesh*” disputa é realizada entre este conjunto de estações, usando o  $txmt$  como “semente” junto com os ID’s de todas as estações. Se a estação que executa o algoritmo de eleição não vence a “*mesh*” disputa, o  $txmt$  é escolhido como o próximo segmento dentro do intervalo de elegibilidade ( $txmt = txmt + 1$ ). Por outro lado, se vencer a “*mesh*” disputa, o  $nxmt$  é escolhido como o  $txmt$ . Como a eleição é baseada no valor de  $txmt$  e nos ID’s das estações, o resultado será o mesmo para todas as estações. Se uma estação vence a disputa por um específico segmento de transmissão de mensagem MSH-DSCH, nenhuma outra estação em sua vizinhança de 2-saltos irá vencer a disputa por este segmento. Depois que o  $nxmt$  foi encontrado a estação precisa calcular o correspondente valor de  $mx$  para adicioná-lo junto com o valor de  $exp$  na mensagem atual MSH-DSCH para informar seus vizinhos sobre o  $nxmti$ .

Dentro do escopo do modo de operação *mesh*, um dos pontos em aberto é a escolha da disciplina de enalonamento para a alocação de segmentos para as transmissões das estações na rede. A próxima sessão apresenta algumas das mais importantes disciplinas de escalonamento de pacotes estudadas na literatura: *First-Come-First-Served*, Fila de prioridades e *Weighted Fair Queuing*.

## 2.2 Escalonamento de Pacotes

As redes de computadores permitem aos usuários compartilhar (ou multiplexar) recursos, no entanto, automaticamente introduz-se o problema da disputa pelos recursos compartilhados. Dado que um conjunto de recursos requer uma fila de serviço, o servidor usa uma *disciplina de escalonamento* para decidir qual requisição será a próxima a ser servida. As disciplinas de escalonamento são importantes pois são a chave para o compartilhamento dos recursos da rede de forma justa e fornecem garantia de desempenho para aplicações críticas, tal como telefonia IP (VoIP). Uma disciplina de escalonamento possui duas componentes ortogonais. Primeiro, ela decide a ordem em que as requisições são atendidas. Segundo, ela gerencia a fila de serviço das requisições que aguardam atendimento. Uma disciplina de escalonamento pode alocar diferentes quantidades de serviço para diferentes usuários desempenhando assim importante papel em sistemas que desejam fornecer garantias de qualidade de serviço (*QoS*) [17]. Algumas das principais disciplinas de escalonamento da literatura são apresentadas a seguir.

### 2.2.1 *First-Come-First-Served*

A mais simples disciplina de escalonamento é a *first-come-first-served* (FCFS) - o primeiro a chegar é o primeiro a ser servido. Nesta disciplina, o escalonador encaminha os pacotes na ordem de chegada para a fila de saída, e descarta pacotes que chegam enquanto a fila está cheia. A desvantagem com o escalonamento estritamente FCFS é que o escalonador não pode fornecer nenhuma diferenciação entre os usuários [17]. A figura 2.12 ilustra esta disciplina.

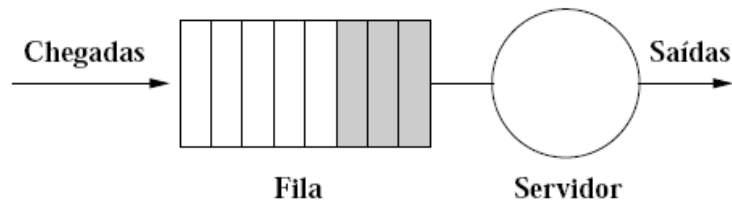


Figura 2.12: Abstração de uma fila FCFS [6].

## 2.2.2 Fila com Prioridades

Em uma disciplina de escalonamento com prioridades, cada pacote, ao chegar ao no sistema é associado a um nível de prioridade. Se existem  $n$  níveis de prioridades, e o nível de prioridade com o maior número corresponde aos pacotes de mais alta prioridade, o escalonador serve um pacote de prioridade  $k$  apenas se não existem pacotes de prioridades  $k + 1, k + 2, \dots, n$  esperando por serviço. Para os pacotes de cada nível de prioridade uma outra disciplina de escalonamento pode ser utilizada, por exemplo FCFS [17]. A figura 2.13 ilustra esta disciplina.

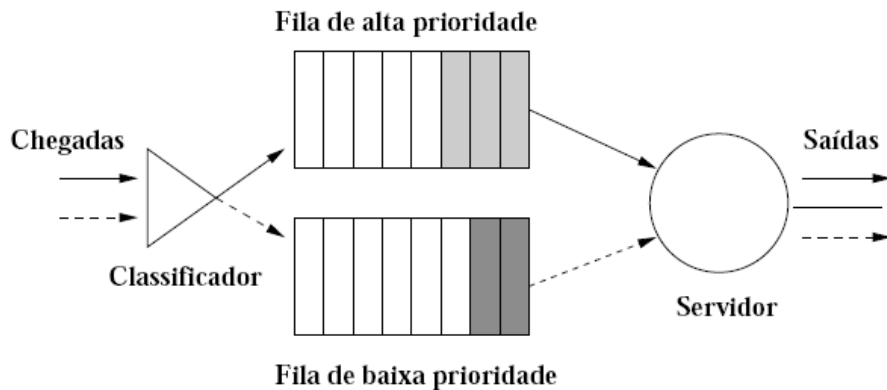


Figura 2.13: Fila com Prioridades [6].

Prioridades permitem a um escalonador fornecer a pacotes de maior nível de prioridade um menor atraso médio na fila a custo dos pacotes com menores níveis. Isto possibilita um mau comportamento do sistema conforme o aumento dos pacotes de maior prioridade, visto que aumentam o atraso e diminuem a largura de faixa disponível a todos os níveis de prioridades inferiores. Um caso extremo disto é a inanição (*starvation*), onde o escalonador nunca serve um pacote de menor prioridade porque sempre existem pacotes de maior prioridade a serem enviados.



### 2.2.3 Weighted Fair Queuing (WFQ)

A disciplina de escalonamento WFQ é uma aproximação da disciplina GPS<sup>2</sup> e tem como intuito emular tal disciplina em uma rede baseada em pacotes. Os pacotes chegando ao sistema são associados e encaminhados para filas que correspondem a um nível de prioridade ou classe de tráfego diferenciado, como mostra a figura 2.14. O escalonador permite aos pacotes de cada fila serem servidos de forma circular, isto é, serve os pacotes da fila de maior prioridade, em seguida os pacotes da fila de segundo maior prioridade, e assim sucessivamente até a fila de menor prioridade, onde então repete todo o processo [17].

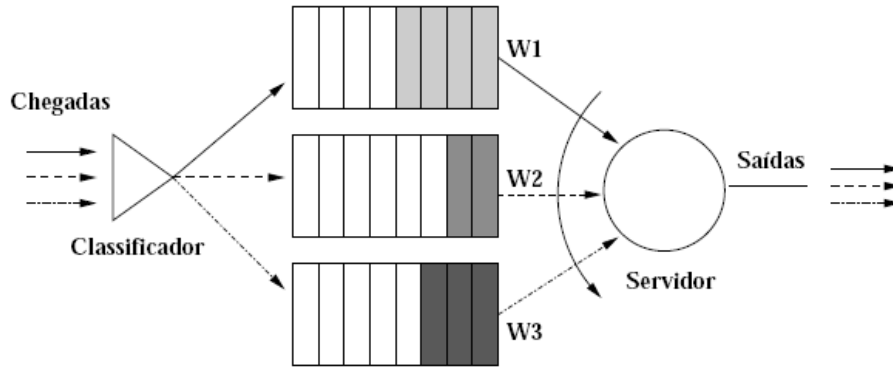


Figura 2.14: Disciplina WFQ [6].

Diferente da disciplina de prioridades, para cada nível de prioridade  $i$  o WFQ associa um “peso”  $w_i$ . Durante o período em que existem pacotes do nível de prioridade  $i$  para serem atendidos, é garantido a eles uma fração do serviço igual a  $\frac{w_i}{\sum w_j}$ , sendo  $\sum w_j$  a soma dos pesos de todas as níveis de prioridade, onde também existem pacotes para serem atendidos. Desta forma, por exemplo, se um canal de comunicação possui uma taxa de transmissão de  $C$  bps, o nível de prioridade  $i$  sempre receberá no mínimo  $C \cdot \frac{w_i}{\sum w_j}$  bps para transmissão de seus pacotes [6, 17].

---

<sup>2</sup>*Generalized Processor Sharing* - os pacotes são considerados como sendo infinitamente divisíveis. Esta disciplina permite considerar que várias filas de espera são servidas simultaneamente.

## 2.3 Trabalhos Relacionados

Através das seções anteriores identificou-se que o IEEE 802.16 modo *mesh* utiliza um protocolo de acesso ao meio baseado em reserva. Neste capítulo, alguns trabalhos relacionados à análise de desempenho deste modo de operação propostos na literatura são apresentados. Trabalhos relacionados aos protocolos de reserva com alocação fixa e variável também são apresentados.

Min Cao e outros [5, 8] em *Modelling and Performance Analysis of the Distributed Scheduler in IEEE 802.16 Mesh Mode* e *Analysis of IEEE 802.16 Mesh Mode Scheduler Performance* apresentam um modelo analítico para avaliação do desempenho do Mecanismo de Escalonamento Distribuído Coordenado a partir da modelagem e análise do subquadro de controle sendo caracterizado pelo Algoritmo de Eleição Distribuído.

O modelo considera parâmetros importantes que afetam o desempenho do sistema como: número de estações; valor do expoente de atraso e a topologia da rede que influencia nas informações da vizinhança de 2-saltos. Com base no modelo, a disputa pelos segmentos do subquadro de controle usados para transmissão de mensagem MSH-DSCH e sua variação no tempo podem ser analisados sob diferentes parâmetros.

Os resultados obtidos por Min Cao e outros [5, 8] mostram que na disputa pelos segmentos do subquadro de controle, utilizados para transmissão de mensagem MSH-DSCH (acesso ao canal de controle), observou-se que o intervalo entre dois sucessivos segmentos para transmissão de mensagem MSH-DSCH das estações cresce com o aumento do número de estações e com o aumento do expoente de atraso, sugerindo que sejam atribuídos valores menores ao expoente de atraso das estações que possuem aplicações com tráfego de tempo real, a elas permitindo obter mais oportunidades de acesso ao canal. No entanto, um grande número de estações com valores menores do expoente de atraso irão gerar maior disputa pelos segmentos para transmissão de mensagem MSH-DSCH.

Também foi observado que tal crescimento do intervalo entre dois sucessivos

segmentos para transmissão de mensagem MSH-DSCH também afeta o desempenho do mecanismo básico de conexão *three-way handshaking*, pois o envio de mensagens MSH-DSCH ficam dependentes das oportunidades em que as estações conseguem “vencer” a disputa pelos segmentos para transmissão de mensagem MSH-DSCH, mostrando que o tempo para configuração das conexões também cresce. Os resultados analíticos e simulados mostraram também que, diferente do caso com expoente iguais, o tempo de configuração da conexão para o caso de expoente de atraso diferentes está relacionado com a ordem do requisitor e conessor além do valor do expoente:

(i) Quando duas estações com diferentes expoentes querem realizar uma conexão, de acordo com o padrão, se a estação com o menor valor de expoente é a requisitora, ela tem mais oportunidades de enviar a mensagem de confirmação durante o tempo de atraso da estação concessora depois de ela ter respondido. Dessa forma o tempo de configuração da conexão é menor;

(ii) Na situação inversa, a estação requisitora precisa esperar mais tempo antes de enviar a mensagem de confirmação. Neste caso, o tempo de configuração de conexão é principalmente decidido pelo tempo de atraso da estação requisitora, porque o expoente da estação requisitora é maior, o tempo de configuração de conexão torna-se maior também.

Todos os resultados obtidos por Min Cao e outros [5, 8] focalizam o mecanismo de controle distribuído não considerando, portanto, a alocação ou mesmo a consideração do subquadro de dados dentro da análise dos atrasos.

Nico Bayer e outros [3] em *Transmission timing of signalling messages in IEEE 802.16 based Mesh Networks* apresentam uma proposta para a análise do “Mecanismo de Eleição baseado na Determinação do instante de Transmissão” de mensagens MSH-DSCH (*Election based transmission timing (EBTT) mechanism*). Bayer e outros [3] mostram que o padrão IEEE 802.16 define apenas um *framework* dos mecanismos de escalonamento distribuído. Dessa forma, extensões são necessárias para garantir uma correta funcionalidade. A numeração consistente dos segmentos de transmissão e o cálculo do ponto de referência para os vizinhos de 2-saltos não são

padronizados.

Como uma extensão ao algoritmo de eleição distribuído, descrito em 2.1.2, e ao mecanismo EBTT propõe-se a equação (2.4) para calcular o  $cxmt$ :

$$cxmt = \left( cfrnr - \left\lfloor \frac{cfrnr}{\varsigma \cdot 4 + 1} \right\rfloor \right) \cdot \Gamma + past\_opps \quad (2.4)$$

onde  $cfrnr$  é o número do quadro atual e é conhecido por todas as estações conforme distribuído regularmente dentro das mensagens MSH-NCFG. Além disso,  $\Gamma$  representa o  $MSH-DSCH-NUM$  e  $\varsigma$  o  $SchedulingFrames$ , ambos parâmetros conhecidos por todas as estações. Finalmente  $past\_opps$  é o número de segmentos “que passaram” (ou seja, em que a estação perdeu a disputa) dentro do quadro atual e é determinado por cada estação. Dessa forma todos os segmentos (passado, atual e futuro) podem ser unicamente identificadas.

O valor de  $mx$  é usado para calcular o  $nxmti$  para fazer informar as estações vizinhas sobre o intervalo em que a estação irá transmitir a próxima mensagem MSH-DSCH. Para isso um Ponto de Referência de Tempo (*time reference point* [REF]) é necessário.

Propõe-se usar a equação (2.5) para calcular o  $REF$ :

$$REF = \left( \left\lfloor \frac{cxmt}{2^{exp}} \right\rfloor \cdot 2^{exp} \right) - H \quad (2.5)$$

Dependendo deste ponto de referência de tempo, cada estação pode calcular o valor de  $mx$  para o determinado  $nxmt$  usando a equação (2.6):

$$mx = \left\lfloor \frac{nxmt - REF - 1 - H}{2^{exp}} \right\rfloor \quad (2.6)$$

A medida que a equação (2.5) considera o  $cxmt$  que cada estação tem para calcular o valor de  $REF$  para o  $cxmt$  e adaptar o  $mx$  de cada vizinho ANTES de adicionar estes parâmetros a sua própria mensagem MSH-DSCH.

É também apresentada por Bayer e outros [3] uma otimização do Mecanismo EBTT com o objetivo de reduzir o intervalo entre subseqüentes mensagens MSH-DSCH. Propõe-se a seguinte solução, a equação  $H = 2^{exp+4}$  calcula o  $XmtHoldoff-Time$ .

Pode ser visto que mesmo se o  $exp = 0$ , o valor mínimo de  $H$  é  $2^4 = 16$ . Mesmo neste caso uma estação tem que esperar um mínimo de 16 segmentos do subquadro de controle antes de poder enviar a próxima MSH-DSCH. Viu-se que esta constante (*ConstantExponent*) no valor de 4 não é ótima. A proposta foi então diminuir este valor.

Em geral o número de segmentos entre subseqüentes transmissões de mensagens MSH-DSCH de uma estação  $k$  é  $\xi_k = H_k + S_k$  onde  $H_k$  representa o *XmtHoldoffTime* e  $S_k$  o número de segmentos depois de  $H_k$  em que a estação perdeu a disputa antes de vencer [8, 5]. Para determinar o intervalo mínimo teórico ( $\tau_{min}$ ) a equação (2.7) pode ser usada. Esta equação descreve o cenário mais simples com apenas uma estação e assume que esta estação vence sempre o primeiro segmento depois de  $H$ . Assim  $S = 0$  e  $\xi_{min} = H$ .

$$\tau_{min} = H \cdot \Delta \quad (2.7)$$

onde  $\Delta$  representa o tempo médio entre segmentos de transmissão de mensagem MSH-DSCH e é calculo com a equação (2.8):

$$\Delta = \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 + \Gamma} \quad (2.8)$$

onde  $v$  é o *FramesLength*,  $\varsigma$  é o *SchedulingFrames* e  $\Gamma$  é o *MSH-DSCH-NUM* todos parâmetros de rede.

Pôde-se ver que, com o aumento do  $exp$ , é claro o aumento do intervalo entre subseqüentes mensagens MSH-DSCH uma vez que o *XmtHoldoffTime* é aumentado, resultado este já apresentado por Min Cao e outros [5, 8]. Conforme observado um decréscimo no valor da constante “4”, é capaz de reduzir o intervalo mínimo teórico.

Estes resultados obtidos por Nico Bayer e outros [3] também apresentam a avaliação do mecanismo de controle, porém, este trabalho já incorpora outros parâmetros importantes como tamanho do quadro ( $v$  é o *FramesLength*) e o número de quadro de controle de rede ( $\varsigma$  é o *SchedulingFrames*) na avaliação do mecanismo de escalonamento de mensagens de controle coordenado distribuído.

Nico Bayer e outros [18] em *Improving the Performance of the Distributed Scheduler in IEEE 802.16 Mesh Networks* ampliam a avaliação de desempenho do escalonamento

(escalonador) distribuído coordenado (*C-DSCH*) definido pelo padrão IEEE 802.16 para o modo *mesh*. Resultados analíticos e simulados mostraram que este mecanismo tem um problema de escalabilidade que conduz a um baixo desempenho em redes densas e prejudica o provisionamento de QoS. Este problema de escalabilidade resulta do “mecanismo de transmissão de mensagens” baseado em eleição o qual é responsável pela “transmissão de mensagens de sinalização” usado pelo mecanismo *C-DSCH*. Para resolver esse problema, um mecanismo adaptativo dinâmico é proposto, o qual é capaz de reduzir a contenção (disputa) e melhorar o desempenho (vazão) em redes densas.

Com base na descrição do modo de operação *mesh* do capítulo 2 e nos resultados obtidos em [8, 5], verificou-se que o Intervalo de Transmissão de Mensagens MSH-DSCH (ou seja, o número de segmentos C-DSCH entre subseqüentes mensagens MSH-DSCH) de uma dada estação  $k$  depende do *XmtHoldoffTime* ( $H_k$ ) e do número de segmentos em que uma estação perde a eleição *mesh* contra as estações vizinhas competidoras ( $S_k$ ), assim:

$$\tau_{S_k} = H_k + S_k \quad (2.9)$$

$H_k$  pode ser facilmente determinado pela fórmula  $H = 2^{exp+4}$ , onde *exp* é o expoente de atraso da estação. No entanto, a determinação de  $S_k$  é muito mais complicada porque depende de muitos parâmetros como o número de estações na disputa, assim como seus respectivos valores de *exp*.

A fórmula (2.10) é proposta para calcular  $E[S_k]$  o qual pode ser resolvida usando a função recursiva [8]:

$$E[S_k] = \sum_{j=1, j \neq k, exp_j \geq exp_k}^{N_k^{known}} \frac{2^{exp_j} + E[S_k]}{2^{exp_j+4} + E[S_j]} + \left( \sum_{j=1, j \neq k, exp_j < exp_k}^{N_k^{known}} 1 \right) + N_k^{unknown} + 1, \quad k = 1, \dots, N. \quad (2.10)$$

Nesta fórmula,  $N_k^{known}$  representa o número de estações na disputa cujo próximo intervalo de transmissão (*next transmission interval*) é conhecido pela estação  $k$  e  $N_k^{unknown}$  representa o número de estações na disputa cujo próximo intervalo de

transmissão (*next transmission interval*) não é conhecido pela estação  $k$ . Pôde-se ver que se o número de estações na disputa com a estação  $k$  cresce,  $S_k$ , assim  $\tau_{S_k}$  também crescem.

A partir disto, é conseqüente que em redes *mesh* esparsas as estações podem requerer largura de faixa de forma muito mais flexível do que em redes densas, conforme o intervalo entre subseqüentes mensagens MSH-DSCH de uma estação é menor.

Mais importante do que o número de segmentos C-DSCH entre mensagens MSH-DSCH é o tempo entre subseqüentes transmissões MSH-DSCH de uma estação ( $\tau_T$ ). Este tempo depende dos parâmetros de rede *FrameLength* ( $v$ ), *MSH-DSCH-NUM* ( $\Gamma$ ) e *SchedulingFrames* ( $\varsigma$ ). Estes parâmetros influenciam a densidade de segmentos C-DSCH e, assim,  $\tau_T$ .

A fórmula (2.11) calcula o tempo entre subseqüentes transmissões MSH-DSCH ( $\tau_{T_k}$ ) da estação  $k$  baseado no  $\tau_{S_k}$  e nos parâmetros de rede.

$$\tau_{T_k} = \tau_{S_k} \cdot \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 + 1} \quad (2.11)$$

Avaliações analíticas apresentadas por Bayer e outros [18] foram baseadas no cenário simplificado (onde todas as estações são vizinhas de 1-salto umas das outras), e todas as estações utilizam expoentes estáticos e iguais. Dessa forma a fórmula (2.10) é simplificada, conforme  $N_k^{unknown} = 0$  e  $E[S_k] = E[S_j]$ . Além disso, na fórmula (2.10) foi descoberto ser imprecisa para redes esparsas, a medida que não considera o fato de que a menos que  $N \leq \frac{2^{exp+4}}{2^{exp}} = 16$  suficientes segmentos C-DSCH estejam disponíveis e que a disputa possa ser negligenciada. Assim, a fórmula resultante para calcular  $\tau_T$  é:

$$\tau_T = \begin{cases} (H + 1) \cdot \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 + 1} & \text{para } N \leq 16, \\ \left( H + (N - 1) \cdot \frac{2^{exp+4} + E[S]}{2^{exp+4} + E[S]} + 1 \right) \cdot \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 + 1} & \text{para } N > 16. \end{cases} \quad (2.12)$$

Foi observado que o aumento do parâmetro *exp* conduz a um aumento do intervalo entre subseqüentes mensagens MSH-DSCH, uma vez que o *XmtHoldoffTime* é aumentado. Além disso, o aumento da densidade das estações conduz a um aumento

do intervalo de transmissão devido ao aumento na disputa e o fato de que a estação irá perder mais vezes por “instantes de transmissão” C-DSCH antes do  $next$  ser encontrado. Comparando os resultados para  $exp = 0$  pode ser visto que  $\tau_T$  para  $N_k = 64$  é três vezes maior do que quando comparado com  $N_k = 16$ . Outra observação que pode ser desenhada é que valores grandes de  $exp$  conduzem a intervalos de transmissão constantes e são mais robustos contra o aumento de disputa na rede.

Cicconetti, Erta e Lenzini [19] em *Performance Evaluation of the Mesh Election Procedure of IEEE 802.16/WiMAX* analisaram o desempenho do algoritmo de eleição distribuído através de extensivas simulações e identificou os parâmetros de configuração do sistema que tem maior impacto nas transmissões das mensagens de controle. As análises foram realizadas assumindo que o link sem fio é livre de erros.

Os principais parâmetros avaliados pelos autores em [19] foram: (1) a topologia da rede; (2) a duração dos quadros; (3) o número de segmentos de controle por quadro; e (4) o expoente de atraso. Seus resultados mostraram que o atraso no acesso (porção de controle do protocolo de acesso MAC) é diretamente proporcional à duração do quadro e inversamente proporcional ao número de segmentos de controle por quadro. Além disso, quanto maior o expoente de atraso maior será o intervalo de acesso ao subquadro de controle. O desempenho neste foi consideravelmente afetado pela topologia da rede visto que as estações utilizam as informações de suas vizinhanças de 2-saltos no algoritmo de eleição distribuído e, assim sendo, o aumento na vizinhança leva a uma maior disputa e conseqüentemente mais perdas da disputa antes das estações conseguirem vencê-la. A respeito do impacto dos expoentes de atraso no intervalo de acesso conforme o aumento no tamanho da vizinhança de 2-saltos foi observado que o expoente de atraso zero pode ser utilizado pelas estações independente do tamanho da vizinhança, pois mesmo com o aumento na disputa realizada pelo algoritmo de eleição distribuído os atrasos com o expoente zero são menores.

Os primeiros resultados, utilizando simulações, foram apresentados por Nico Bayer e outros [18] para avaliação de um mecanismo adaptativo proposto de acordo com o cenário descrito anteriormente e por Cicconetti, Erta e Lenzini [19], mas uma



análise analítica do mecanismo de escalonamento das mensagens de controle e das mensagens de dados ainda são deixadas em aberto.

Para introduzir uma análise do retardo total de mensagens, considerando porção de controle e dados, esta dissertação apresenta a seguir os principais trabalhos que servirão de base para toda a análise que será desenvolvida no próximo capítulo, como segue.

### 2.3.1 Esquemas de Acesso com Reserva

Nassehi [7] apresenta um protocolo de acesso para redes locais e metropolitanas de alta velocidade denominado de CRMA - *Cyclic-Reservation Multiple-Access* (Acesso Múltiplo com Reserva Cíclica). Este protocolo consiste em dois mecanismos: (1) acesso com reserva cíclica e (2) cancelamento de reserva (*backpressure*). O mecanismo de acesso com reserva cíclica fornece eficiência e flexibilidade na capacidade de alocação para as estações e esta flexibilidade pode ser usada para alcançar um conjunto de condições de justiça entre as estações no acesso à rede. Já o mecanismo de cancelamento de reserva ajuda a minimizar o pior caso do atraso no acesso.

A figura 2.15 mostra o esquema de configuração com barramento dobrado (*folded bus*) na interconexão das estações. Os pacotes são transmitidos no barramento *outbound* e recebidos no barramento *inbound*.

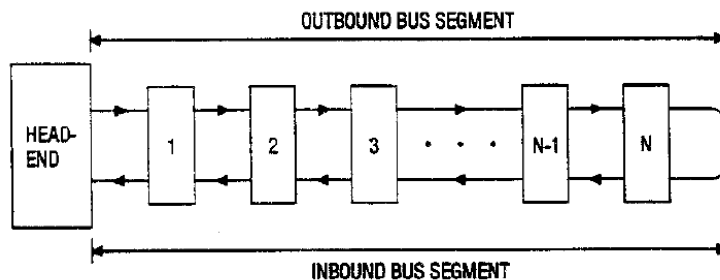


Figura 2.15: Barramento CRMA [7].

Existem  $N$  estações, sendo a primeira estação denominada *headend*. Esta estação é aquela que fornece as funções de acesso global às demais estações na rede. No CRMA, as estações acessam o barramento de acordo com o ciclo de segmentos. A

figura 2.16 mostra cinco ciclos se propagando no barramento. As estações reservam segmentos em cada ciclo e a estação *headend* gera ciclos de tamanho suficiente para satisfazer estas reservas. Conseqüentemente o tamanho dos ciclos não é fixo, sendo então função das demandas das estações.

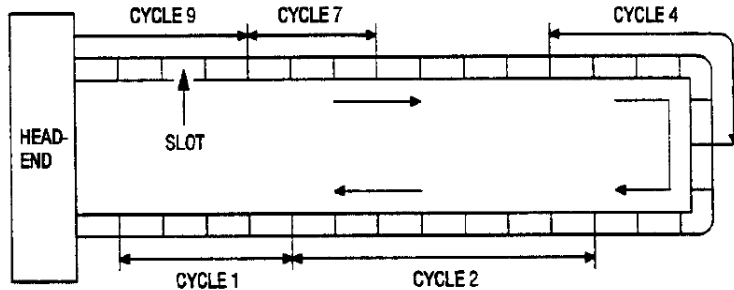


Figura 2.16: Ciclos no CRMA [7].

As reservas e gerações de ciclos são baseadas em dois comandos: (a) reserva (*reserve*) e (b) início (*start*), respectivamente. Todos os comandos reserva ou início propagados no barramento pertencem a um ciclo e carregam o número do ciclo como argumento. Cada comando reserva também tem o tamanho do ciclo como argumento. O mecanismo básico de acesso do CRMA é descrito e ilustrado na figura 2.17:

A estação *headend* periodicamente gera um comando reserva, com o argumento tamanho do ciclo setado como zero. Conforme o comando reserva de cada ciclo passa pelas estações no barramento *outbound*. Estas podem reservar segmentos no ciclo modificando o argumento tamanho do ciclo. O número de segmentos reservados será igual ao número do tamanho do ciclo. As estações guardam este número como tamanho da reserva juntamente com o número do ciclo em uma fila de reserva local. Na figura 2.17(a) as estações 1, 2 e 3 reservam respectivamente 2, 1 e 3 segmentos no ciclo *n*. Quando o comando reserva passa pela última estação, o argumento tamanho do ciclo indica o total de segmentos reservados pelas estações no ciclo correspondente. As estações não podem modificar o argumento tamanho do ciclo no barramento *inbound*. A estação *headend* ao receber de volta o comando reserva, gera um registro de reserva contendo o número e tamanho do ciclo na fila global de

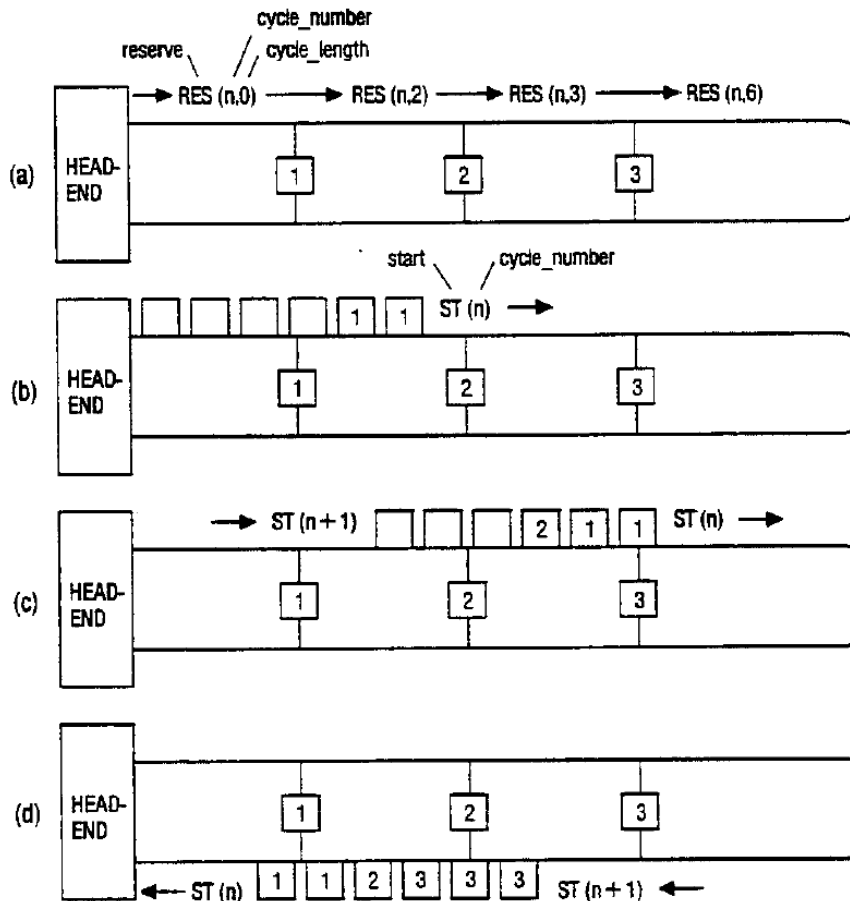


Figura 2.17: Ciclos no CRMA [7].

reservas. Esta fila é servida de acordo com uma disciplina FIFO<sup>3</sup>.

A estação *headend* serve cada reserva pelo envio do comando início, contendo o número do ciclo, seguido pela quantidade de segmentos vazios indicada pelo tamanho do ciclo. Após receber o comando início no barramento *outbound*, cada estação verifica sua fila de reserva local. Se um registro com o número do ciclo indicado pelo comando início, a estação espera o próximo segmento vazio e transmite a quantidade de pacotes reservados para este ciclo. A figura 2.17 (b), (c) e (d) ilustra esta operação.

A natureza cíclica do acesso sob o protocolo CRMA fornece um grau significativo de controle na alocação da capacidade do barramento entre as estações. Isto é alcançado pela imposição de um limite do número de segmentos que cada estação

<sup>3</sup>*first in first out* - o primeiro que chega é o primeiro a ser servido.

pode reservar e acessar a cada ciclo. Este limite pode depender do tipo de estação e do número do ciclo. A flexibilidade que o protocolo possibilita está na alocação de recursos que pode ser feita através de uma fila de prioridades ao invés de uma disciplina FIFO.

O mecanismo de cancelamento de reserva foi desenvolvido para monitorar o número total de segmentos nos ciclos enfileirados na estação *headend*. A geração de comando reserva é inibido quando o número de segmentos reservados ultrapassa um limiar. Além disso, todo comando reserva que tiver sido emitido mas ainda não retornado à estação *headend* será cancelado. A geração de comando reserva é novamente iniciada quando o número de segmentos reservados volta a ficar abaixo do limiar definido. Com esse mecanismo o protocolo consegue efetivamente minimizar o pior caso no atraso de acesso.

Rubin [20] em *Access Control Disciplines for Multi-Access Communication Channels: Reservation and TDMA Schemes* estuda um conjunto de esquemas de reserva e TDMA<sup>4</sup> que governam a disciplina de controle de acesso para uma rede de estações se comunicando através de um canal de difusão de múltiplo acesso. O canal é considerado segmentado e sincronizado. A disciplina de controle de acesso com reserva emprega rotina de troca de mensagem de controle distribuído. Uma das disciplinas estudadas é denominada de FRAC (*Fixed-Reservation Access-Control* - controle de acesso com reserva fixa) e emprega um padrão fixo e periódico de períodos de reserva e transmissão de dados. Os períodos de reserva são usados para transmissão de mensagens de reserva assim como informações de controle entre as estações na rede. Estas estações acessam o canal durante estes períodos, usando um procedimento de acesso ao controle apropriado. Uma técnica analítica, que emprega um teorema de limite de *Markov*, é apresentada para derivação das curvas de desempenho de atraso-vazão deste esquema de reserva.

Os protocolos CRMA [7] e FRAC [20], suas técnicas e resultados empregados por Moraes em [21], serão descritos na próxima seção por formarem a base da presente proposta de modelagem analítica.

---

<sup>4</sup>*Time Division Multiple Access*

## Capítulo 3

# Modelagem Analítica

**P**ARA avaliar o retardo médio total das mensagens transmitidas no subquadro de dados, este capítulo apresenta uma modelagem analítica em duas versões, descritas a seguir. Esta modelagem baseia-se em tráfego *poissoniano* e espaço para armazenamento (*buffer*) das mensagens de capacidade infinita.

## 3.1 Visão Geral

O modelo analítico apresentado neste capítulo visa a abranger a análise do retardo total das mensagens de dados, considerando o retardo de reserva (porção de controle) e o retardo de transmissão (porção de dados), uma vez que diversos trabalhos anteriores tiveram como principal objetivo a análise do mecanismo de controle. É apresentado uma análise para o caso onde as estações podem realizar reservas para todas mensagens de dados em seus *buffers* e outro caso onde estas reservas são limitadas a uma mensagem.

## 3.2 Modelo Analítico do Escalonador Distribuído Coordenado

O sistema consiste de  $M$  ( $M \geq 2$ ) estações (*MSSs - Mesh Subscriber Station*), cada uma tendo *buffer* de capacidade infinita. Sejam  $\aleph_i$  o conjunto de estações vizinhas de até 2-saltos da estação  $i$ ,  $M_i = |\aleph_i|$  e  $\aleph_i^{desconhecidas}$  o conjunto de estações vizinhas cujas informações de escalonamento são desconhecidas ou desatualizadas dentro do conjunto  $\aleph_i$ ,  $M_i^{desconhecidas} = |\aleph_i^{desconhecidas}|$ . Logo,  $\aleph_i^{conhecidas} = \aleph_i \setminus \aleph_i^{desconhecidas}$ , isto é,  $\aleph_i^{conhecidas}$  é o complementar ao  $\aleph_i^{desconhecidas}$ , e  $M_i^{conhecidas} = |\aleph_i^{conhecidas}|$  [8].

Seja  $x_i$  o Expoente de atraso (*holdoff exponent*) da estação  $i$  ( $i = 1, 2, \dots, M$ ), onde  $x_i \in \mathbb{N}$ , isto é,  $x_i$  é um número natural ( $x_i = 0, 1, 2, \dots$ ). Assim,  $H_i = 2^{x_i+4}$  é o Tempo de atraso da estação  $i$  e  $V_i = 2^{x_i}$  é o Intervalo de elegibilidade, onde  $H_i \in \mathbb{N}^*$  e  $V_i \in \mathbb{N}^*$ , ou seja,  $H_i$  e  $V_i$  são números naturais não nulos ( $H_i = 1, 2, \dots$  e  $V_i = 1, 2, \dots$ ).

O tempo de atraso da estação  $i$ ,  $H_i$ , corresponde ao número de segmentos de controle em que a estação  $i$  deve aguardar para disputar pelo próximo segmento de controle e o intervalo de elegibilidade,  $V_i$ , corresponde ao número de segmentos de controle pelo qual a estação  $i$  pode disputar.

Seja  $S_i$  o número de segmentos de controle pelo qual a estação  $i$  perde a disputa antes de vencê-la, que é uma variável aleatória (v.a.), onde  $S_i \in \mathbb{N}$ , isto é,  $S_i$  é um número natural ( $S_i = 0, 1, 2, \dots$ ). Então o intervalo entre sucessivas oportunidades de transmissão de mensagem de controle MSH-DSCH é dado por:  $\tau_i = H_i + S_i$  [8].

Por simplicidade, uma oportunidade de transmissão de mensagem de controle MSH-DSCH, ou seja, um segmento de controle pelo qual a estação disputou e venceu, será referido por segmento de reserva da estação e um intervalo entre sucessivos segmentos de reserva será referido como intervalo de reserva.

A modelagem e análise do escalonador distribuído no IEEE 802.16 modo *mesh* feita por Min Cao e outros [8] determina as distribuições e valores médios para  $\tau_i$  e fornece expressões para o intervalo médio de reserva,  $E[\tau_i]$ , e intervalo médio de conexão (3-way handshake),  $E[T_{handshake}^{AB}]$ , para cenário simplificado e cenário geral, como segue:

1. Intervalo médio de reserva,  $E[\tau_i]$ :

$$E[\tau_i] = H_i + E[S_i], \quad (3.1)$$

- Para cenário simplificado onde todas as estações são vizinhas de 1-salto umas das outras e os expoentes de atraso podem ser iguais ou diferentes,  $E[S_i]$  é dado por Min Cao e outros [8]:

$$E[S_i] = \sum_{j=1, j \neq i, x_j \geq x_i}^M \frac{2^{x_j} + E[S_i]}{2^{x_j+4} + E[S_j]} + \left( \sum_{j=1, j \neq i, x_j < x_i}^M 1 \right) + 1, \quad i = 1, \dots, M. \quad (3.2)$$

Neste caso, não existem estações cujas informações de escalonamento sejam desconhecidas ou desatualizadas, assim  $M_i = M$  ( $i = 1, 2, \dots, M$ ), isto é, todas as estações têm a mesma vizinhança;

- Para cenário geral onde o conjunto de estações na vizinhança de 2-saltos ( $\mathfrak{N}_i$ ) de diferentes estações pode ser diferente, existem estações cujas informações de escalonamento são desconhecidas ou desatualizadas e expoentes de atraso podem ser iguais ou diferentes,  $E[S_i]$  é dado por Min Cao

e outros [8]:

$$E[S_i] = \sum_{j=1, j \neq i, x_j \geq x_i}^{M_i^{\text{conhecidas}}} \frac{2^{x_j} + E[S_i]}{2^{x_j+4} + E[S_j]} + \left( \sum_{j=1, j \neq i, x_j < x_i}^{M_i^{\text{conhecidas}}} 1 \right) + M_i^{\text{desconhecidas}} + 1, \quad i = 1, \dots, M. \quad (3.3)$$

Um método recursivo pode ser usado para obter  $E[S_i]$  a partir das equações (3.2) ou (3.3).

2. Tempo médio de reserva,  $E[T_{\tau_i}]$ : para Bayer e outros [18] o tempo entre sucessivos segmentos de reserva,  $T_{\tau_i}$ , foi obtido levando em consideração outros parâmetros de rede:

- (a) **Frame\_Length** ( $v$ ): duração do quadro *mesh*;
- (b) **MSH\_DSCH\_NUM** ( $\Lambda$ ): número de segmentos destinados ao envio de mensagens de controle MSH-DSCH pertencente ao mecanismo de escalonamento distribuído; e
- (c) **Scheduling\_Frames** ( $\varsigma$ ): a quantidade de quadros que contém um subquadro de controle de escalonamento entre dois quadros que contém um subquadro de controle de rede, em múltiplos de 4.

Assim,  $T_{\tau_i}$  pode ser obtido por [18]:

$$T_{\tau_i} = \tau_i \cdot \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 \cdot \Lambda}. \quad (3.4)$$

Também foi mostrado que as equações (3.2) e (3.3) são imprecisas para redes esparsas, uma vez que não consideram o fato de que, se houver pelo menos  $M \leq \frac{2^{x+4}}{2^x}$  suficientes segmentos de controle disponíveis, a disputa pode ser negligenciada. Desta forma, a equação resultante para o cálculo do tempo médio de reserva,  $E[T_{\tau_i}]$  é dado por Bayer e outros [18]:

$$E[T_{\tau_i}] = \begin{cases} (H + 1) \cdot \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 \cdot \Lambda} & \text{para } M \leq 16, \\ E[\tau_i] \cdot \frac{v \cdot (\varsigma \cdot 4 + 1)}{\varsigma \cdot 4 \cdot \Lambda} & \text{para } M > 16. \end{cases} \quad (3.5)$$



3. Intervalo médio de conexão (*3-way handshake*),  $E[T_{handshake}^{AB}]$ : denota o intervalo médio para se estabelecer uma conexão entre um dado par de estações A e B, sendo  $T_{handshake}^{AB} = t_{AB} + t_{BA}$ , onde  $t_{AB}$  é o intervalo entre a estação A enviar uma requisição para B e B responder com uma concessão para A, e  $t_{BA}$  é o intervalo entre a estação B enviar uma concessão para A e A responder com uma confirmação para B. Assim, de acordo com Min Cao e outros [8]:

$$E[T_{handshake}^{AB}] \simeq E[e_B] + \alpha\mu_A + (1 - \alpha)E[e_A], \quad (3.6)$$

onde  $\alpha$  é um fator de compromisso estimado a partir de resultados de dados simulados, sendo encontrado  $\alpha = \frac{E[S_A]}{\mu_A}$  como uma boa escolha para o caso de expoentes de atraso iguais e  $\alpha = (\frac{\mu_A}{\mu_A + \mu_B})^2$  para o caso de expoentes de atraso diferentes, com  $\mu_i = E[\tau_i]$  dado pela equação (3.1) e  $E[e_i]$  dado por Min Cao e outros [8]:

$$E[e_i] = \frac{2^{x_i+3} + 2^{2x_i+7} + 2^{x_i+4}E[S_i] + E[S_i]^2}{2^{x_i+4} + E[S_i]}. \quad (3.7)$$

Pode-se determinar  $E[T_{handshake}^{AB}]$  para quaisquer duas estações vizinhas A e B usando as equações (3.6) e (3.7).

4. Tempo médio de conexão (*3-way handshake*),  $E[\tilde{T}_{handshake}^{AB}]$ : considerando o intervalo médio de conexão e outros parâmetros de rede tem-se que o tempo médio de conexão é dado por:

$$E[\tilde{T}_{handshake}^{AB}] = E[T_{handshake}^{AB}] \cdot \frac{v \cdot (\zeta \cdot 4 + 1)}{\zeta \cdot 4 \cdot \Lambda}. \quad (3.8)$$

É importante observar que  $E[T_{handshake}]$  e  $E[\tilde{T}_{handshake}]$  correspondem ao retardo de controle na camada MAC. Para avaliar o retardo total das mensagens é necessário conhecer o mecanismo de alocação dos mini-segmentos de dados, o qual não é especificado no padrão.

### 3.3 Análise do Retardo Total das Mensagens

Esta análise desenvolve a modelagem e avaliação de desempenho de redes metropolitanas sem fio de banda larga, baseadas no padrão IEEE 802.16 operando em modo *mesh* com escalonamento distribuído coordenado sob um esquema de múltiplo acesso com reserva cíclica, similar ao definido por Nassehi [7]. As técnicas utilizadas para se obter o retardo médio total das mensagens são similares aos métodos empregados por Nassehi [7], Rubin [20] e Moraes [21], como segue.

#### 3.3.1 Descrição do Modelo e Definições

Seja  $M$  o número de estações com *buffers* de capacidade infinita, como descrito anteriormente. O eixo do tempo é dividido em sucessivos períodos de tamanho fixo,  $N_Q$ , chamados **quadros *mesh*** ou simplesmente **quadros**, cada um composto de  $N_C$  segmentos de controle e  $N_D$  mini-segmentos de dados, ( $N_Q = N_C + N_D$ ). A duração de cada segmento de controle é igual a 7 (sete) símbolos OFDM e a duração de cada mini-segmento de dados é  $S_{MS}$  símbolos OFDM de acordo com a duração do quadro e parâmetros de modulação OFDM discutidos no capítulo 2.1.

Define-se um segmento de tempo, denominado ***mesh-slot***, como sendo igual a um mini-segmento de dados; isto é,  $S_{MS}$  símbolos OFDM. Logo, um segmento de controle é igual a  $\frac{7}{S_{MS}}$  *mesh-slots*. Assim,  $N_Q = \left[ \left( \frac{7}{S_{MS}} \cdot N_C \right) + (S_{MS} \cdot N_D) \right]$  *mesh-slots*, onde  $N_C$  é dado pelo parâmetro  $MSH\_DSCH\_NUM$  e  $N_D \equiv N_{MS}$  descritos na seção do modo de operação *mesh* no capítulo 2.1. Seja a duração de cada *mesh-slot* feita igual a  $\phi$  segundos. Denotando por  $T_Q$  a duração de um quadro, tem-se  $T_Q = N_Q \phi$ .

Em cada estação  $i$ , o número de mensagens que chegam durante o  $n$ -ésimo *mesh-slot* é representado por  $A_{n,i}$ . Para cada estação  $i$  ( $i = 1, \dots, M$ ), é assumido que  $\{A_{n,i}; n \geq 1\}$  é uma seqüência de variáveis aleatórias (v.a.s) independentes e identicamente distribuídas (i.i.d.). Seja  $\nu_i^{(j)} = E[(A_{n,i})^j]$  denotar o  $j$ -ésimo momento de  $A_{n,i}$ . Faz-se:

$$\lambda_i = \nu_i^{(1)} = E[A_{n,i}],$$

$$\delta_i^2 = \text{Var}[A_{n,i}] = \nu_i^{(2)} - \lambda_i^2.$$

A taxa total de chegada de mensagens no sistema é dado por  $\lambda = \sum_{i=1}^M \lambda_i$ .

Supõe-se que as mensagens são compostas por unidades fixas de dados chamadas *pacotes*. O tempo de transmissão de um pacote é feito igual à duração de um mini-segmento de dados ( $S_{MS}$ ) ou um *mesh-slot*. Assim, representando por  $\varphi^{-1}$  o número de bits contidos em cada pacote e assumindo um canal considerado sem erro, com taxa de transmissão igual a  $C$  bits/s, tem-se:  $\phi = (\varphi C)^{-1}$  (exatamente um *mesh-slot* para transmitir um pacote).

O número de *mesh-slots* (ou pacotes) associado com a  $n$ -ésima mensagem da estação  $i$  é representado por  $B_{n,i}$ . É assumido que  $\{B_{n,i}; n \geq 1\}$  constitui uma seqüência de v.a.s i.i.d. para cada  $i$  ( $i = 1, \dots, M$ ). Faz-se:

$$\beta_i(k) = \text{Pr}(B_{n,i} = k); \quad k \geq 1,$$

e

$$\beta_i^*(z) = E[z^{B_{n,i}}] = \sum_{k=1}^{\infty} z^k \beta_i(k).$$

O  $j$ -ésimo momento da distribuição  $\beta_i(k)$ ,  $E[(B_{n,i})^j]$ , é denotado por  $b_i^{(j)}$ . Assume-se que  $b_i = b_i^{(1)} < \infty, b_i^{(2)} < \infty$ .

O número de mensagens da estação  $i$ , para o qual reservas são feitas durante o  $n$ -ésimo período de reserva é representado por  $R_{n,i}$ . Dois casos são considerados aqui. No primeiro, todas as mensagens que chegam dentro de um quadro têm permitidas a realização de reserva no seguinte. Enquanto que, no segundo, no máximo é permitido 1 mensagem realizar reserva no próximo período.

Conforme será mostrado,  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  irá constituir uma seqüência de v.a.s i.i.d. no primeiro caso. Já para o segundo caso, no entanto, apesar de ser identicamente distribuída no estado estacionário, esta seqüência de v.a.s não será independente. Assim, para se fazer uma formulação geral do modelo analítico desenvolvido neste trabalho, assume-se que, para cada estação  $i$  ( $i = 1, \dots, M$ ),  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  é uma seqüência de v.a.s i.i.d., e então esta hipótese constituirá uma aproximação para o segundo caso.

Para cada estação  $i$  ( $i = 1, \dots, M$ ), a sequência  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  assumida é governada pela distribuição:

$$r_i(k) = Pr(R_{n,i} = k); \quad k \geq 1,$$

e a função geradora de momentos:

$$R_i^*(z) = E[z^{R_{n,i}}] = \sum_{k=1}^{\infty} z^k r_i(k).$$

O número total de mensagens para o qual reservas são realizadas durante o  $n$ -ésimo período de reserva é então dado por:

$$R_n = \sum_{i=1}^M R_{n,i}.$$

Assim, fazendo  $r(k) = Pr(R_n = k)$  e representando por  $R^*(z)$  a função geradora de momento associada, obtém-se:

$$r(k) = r_1(k) * \dots * r_M(k),$$

e

$$R^*(z) = \prod_{i=1}^M R_i^*(z),$$

onde  $f * g$  representa a convolução discreta positiva das funções  $f$  e  $g$ , ou seja:

$$f(k) * g(k) \triangleq \sum_{t=0}^k f(t) \cdot g(k-t),$$

para  $f(k) = 0$  se  $k < 0$  e  $g(k) = 0$  se  $k > t$ .

Se agora  $\tilde{R}_{n,i}$  denotar o número de pacotes, da estação  $i$ , para o qual reservas são realizadas durante o  $n$ -ésimo período de reserva, tem-se:

$$\tilde{r}_i(k) = Pr(\tilde{R}_{n,i} = k) = \sum_{j=k}^{\infty} \beta_i^{(j)}(k) r_i(j), \quad (3.9)$$

onde

$$\beta_i^{(j)}(k) = \underbrace{\beta_i(k) * \dots * \beta_i(k)}_{j \text{ vezes}}$$

é a  $j$ -ésima convolução de  $\beta_i(k)$  com ela mesma, e

$$\beta_i^{(0)} = \delta_{k,0} = \begin{cases} 1 & \text{se } k = 0, \\ 0 & \text{caso contrário.} \end{cases}$$

Então, representando por  $\tilde{R}_i^*(z)$  a função geradora de momento associada a  $\tilde{r}_i(k)$ , tem-se:

$$\tilde{R}_i^*(z) = R_i^*[\beta_i^*(z)]. \quad (3.10)$$

Similarmente, o número total de pacotes para o qual reservas são realizadas no  $n$ -ésimo período de reserva é dado por:

$$\tilde{R}_n = \sum_{i=1}^M \tilde{R}_{n,i}.$$

Faz-se:

$$\tilde{r}(k) = Pr(\tilde{R}_n = k),$$

cuja função geradora de momento é dado por:

$$\tilde{R}^*(z) = \prod_{i=1}^M \tilde{R}_i^*(z) = \prod_{i=1}^M R_i^*[\beta_i^*(z)]. \quad (3.11)$$

Os  $j$ -ésimos momentos de  $R_{n,i}$  e  $\tilde{R}_{n,i}$  são representados por  $E[R_i^j]$  e  $E[\tilde{R}_i^j]$ , respectivamente. Assim, a partir da equação (3.10):

$$E[\tilde{R}_i] = E[R_i]b_i, \quad (3.12)$$

e

$$\begin{aligned} Var[\tilde{R}_i] &= E[\tilde{R}_i^2] - [E[\tilde{R}_i]]^2 \\ &= Var[R_i]b_i^2 + E[R_i]Var[B_i]. \end{aligned} \quad (3.13)$$

Então, a partir das definições anteriores, com probabilidade  $r_i(0)$  nenhuma reserva será realizada pela estação  $i$  dentro de um dado período de reserva; a probabilidade de que o número de reservas da estação  $i$  seja feito dentro de um período de reserva é então dado por  $1 - r_i(0)$ . Similarmente,  $1 - r(0)$  dá a probabilidade de que um número de reservas (de qualquer das estações) seja feita dentro de um dado período de reserva. Chama-se tal conjunto de reservas de um *grupo*. Assim, o processo representando a chegada de reservas da estação  $i$  pode ser descrito por  $\{(E_{n,i}, \Gamma_{n,i}); n \geq 1\}$ , onde  $E_{n,i}$  é o instante (isto é, índice do período de reserva) de chegada do  $n$ -ésimo grupo e  $\Gamma_{n,i}$  é o tamanho do grupo (em número de mensagens) para o  $n$ -ésimo grupo. Definindo:

$$T_{n,i} = E_{n+1,i} - E_{n,i}; \quad n \geq 1,$$

com isso, para cada estação  $i$  ( $i = 1, \dots, M$ ), tem-se:

$$Pr(T_{n,i} = kT_{\tau_i}) = [1 - r_i(0)]r_i(0)^{k-1}; k \geq 1. \quad (3.14)$$

Então, o período médio entre chegadas de reservas da estação  $i$  é dado por:

$$E[T_i] = E[T_{\tau_i}][1 - r_i(0)]^{-1}. \quad (3.15)$$

Para cada estação  $i$  ( $i = 1, \dots, M$ ),  $\{\Gamma_{n,i}; n \geq 1\}$  é uma seqüência de v.a.s i.i.d. tendo distribuição:

$$g_i(k) = Pr(\Gamma_{n,i} = k) = \frac{r_i(k)}{1 - r_i(0)}; k \geq 1,$$

cuja média é dada por  $\gamma_i = E[\Gamma_{n,i}] = E[R_i][1 - r_i(0)]^{-1}$ . Além disso, seja  $\tilde{\Gamma}_{n,i}$  denotar o número de pacotes contidos no  $n$ -ésimo grupo. Assim:

$$\tilde{g}_i(k) = Pr(\tilde{\Gamma}_{n,i} = k) = \frac{\tilde{r}_i(k)}{1 - r_i(0)}; k \geq 1,$$

e  $\tilde{\gamma}_i = E[\tilde{\Gamma}_{n,i}] = E[\tilde{R}_i][1 - r_i(0)]^{-1}$ .

As definições acima podem ser generalizadas para contabilizar a superposição das  $M$  estações. Para se referir à chegada de reservas para a superposição de todas as estações, usa-se  $E_n$  para denotar o instante de chegada (isto é, índice do período de reserva) do  $n$ -ésimo supergrupo<sup>1</sup>, e  $\Gamma_n$  para representar o tamanho (em número de mensagens) do  $n$ -ésimo supergrupo. Então:

$$Pr(T_n = E_{n+1} - E_n = kT_{\tau_i}) = [1 - r(0)]r(0)^{k-1}; k \geq 1,$$

e

$$E[T_n] = E[T_{\tau_i}][1 - r(0)]^{-1}. \quad (3.16)$$

Note que  $r(0) = \prod_{i=1}^M r_i(0)$ . Similarmente:

$$g(k) = Pr(\Gamma_n = k) = \frac{r(k)}{1 - r(0)}; k \geq 1,$$

e

$$\tilde{g}(k) = Pr(\tilde{\Gamma}_n = k) = \frac{\tilde{r}(k)}{1 - r(0)}; k \geq 1.$$

---

<sup>1</sup>Chama-se supergrupo um conjunto de reservas, a partir de todas as estações, que são realizadas juntas dentro de um dado período de reserva. Usa-se isto para distinguir de um conjunto de reservas realizadas dentro de um período de reserva por uma dada estação, que foi chamado de grupo.

Então, tem-se:

$$\gamma = E[\Gamma_n] = E[R][1 - r(0)]^{-1},$$

e

$$\tilde{\gamma} = E[\tilde{\Gamma}_n] = E[\tilde{R}][1 - r(0)]^{-1},$$

onde:  $E[R] = \sum_{i=1}^M E[R_i]$  e  $E[\tilde{R}] = \sum_{i=1}^M E[\tilde{R}_i]$ .

### Análise para o caso 1

Como mencionado na seção 3.3 a análise do retardo das mensagens para o padrão IEEE 802.16 em modo *mesh* com escalonamento distribuído coordenado será feita para dois diferentes casos. No primeiro assume-se, que a todas as mensagens que chegam dentro de um dado quadro são permitidas realizar reservas no início do próximo. No segundo caso, no máximo 1 mensagem por estação é permitida ser reservada para transmissão em cada quadro.

Considerando uma dada estação  $i$ , assume-se que a todas as mensagens que chegam dentro de um dado período de reserva são permitidas realizar reservas no início do próximo período. Sob esta hipótese, o número de reservas realizadas durante o  $n$ -ésimo período de reserva,  $R_{n,i}$  é igual ao número de mensagens chegando ao  $(n - 1)$ -ésimo período de reserva,  $A_{n-1,i}$ . Assim, uma vez que  $\{A_{n,i}; n \geq 1\}$  é i.i.d. implica que  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  é também uma seqüência de v.a.s i.i.d., logo, para o caso em consideração e com base nas definições feitas nas seções anteriores, pode-se escrever:

$$E[R_i] = \lambda_i E[T_{\tau_i}],$$

$$E[R] = \sum_{i=1}^M E[R_{n,i}] = \lambda E[T_{\tau}],$$

e

$$E[\tilde{R}_i] = \lambda_i b_i E[T_{\tau_i}],$$

$$E[\tilde{R}] = \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i E[T_{\tau}].$$

Similarmente,

$$\gamma_i = E[R_i][1 - r_i(0)]^{-1} = \lambda_i E[T_{\tau_i}][1 - r_i(0)]^{-1},$$

$$\tilde{\gamma}_i = E[\tilde{R}_i][1 - r_i(0)]^{-1} = \lambda_i b_i E[T_{\tau_i}][1 - r_i(0)]^{-1} = \gamma_i b_i,$$

e

$$\gamma = \lambda E[T_{\tau}][1 - r(0)]^{-1},$$

$$\tilde{\gamma} = \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i E[T_{\tau}][1 - r(0)]^{-1}.$$

O retardo total da  $n$ -ésima mensagem na estação  $i$ , representado por  $D_{n,i}$ , é definido como o intervalo desde a chegada da mensagem à estação até que seu último pacote seja completamente transmitido ao destino, podendo ser decomposto em:

$$D_{n,i} = D_{n,i}^{(R)} + D_{n,i}^{(S)}. \quad (3.17)$$

A figura 3.1 ilustra a decomposição do retardo total das mensagens.

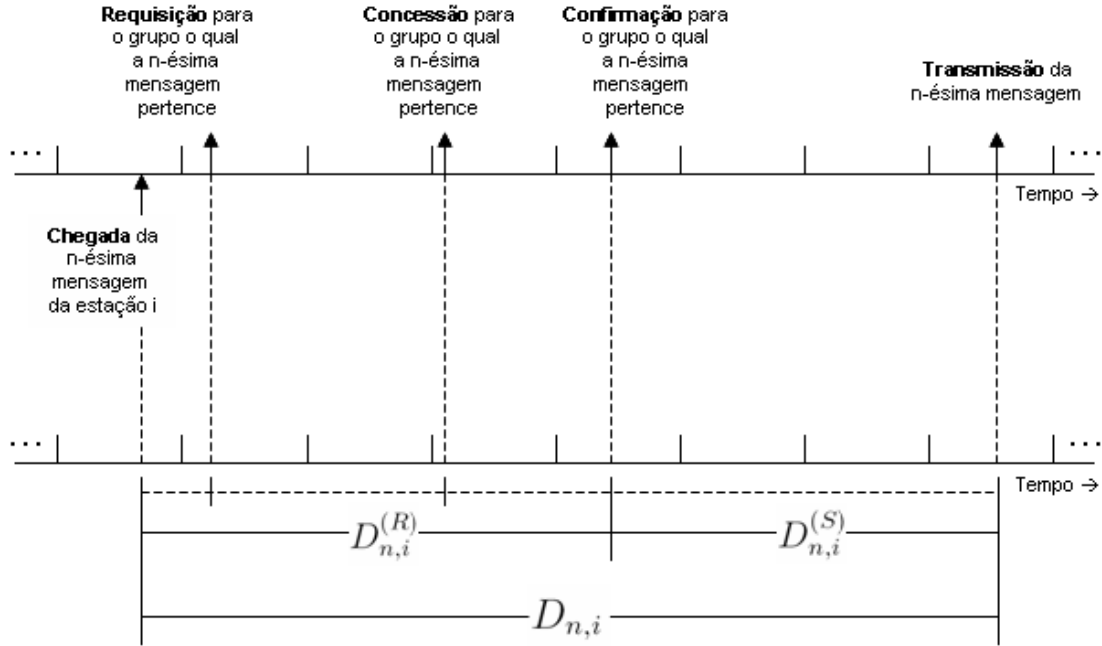


Figura 3.1: Decomposição do Retardo Total das Mensagens.



O primeiro componente,  $D_{n,i}^{(R)}$ , representa o **Retardo de Reserva** e dá o intervalo desde a chegada da mensagem à estação até que sua respectiva reserva seja efetivada. O segundo componente,  $D_{n,i}^{(S)}$ , representa o **Retardo de Transmissão** e dá o intervalo desde a reserva efetivada até o último pacote da mensagem ser transmitido ao destino.

Considerando a forma de acesso do IEEE 802.16 modo *mesh* com escalonamento distribuído coordenado, o retardo de reserva pode ser escrito como:

$$D_{n,i}^{(R)} = L_{n,i} + \tilde{T}_{handshake}^{AB}, \quad (3.18)$$

onde  $L_{n,i}$  é o **período de latência**, que dá o intervalo desde a chegada da mensagem até o próximo período de reserva da estação e  $\tilde{T}_{handshake}^{AB}$  é o tempo que uma dada estação A necessita para realizar uma conexão (*3-way handshake*) com a estação B. A figura 3.2 ilustra a decomposição do retardo de reserva. Assumindo que as chegadas

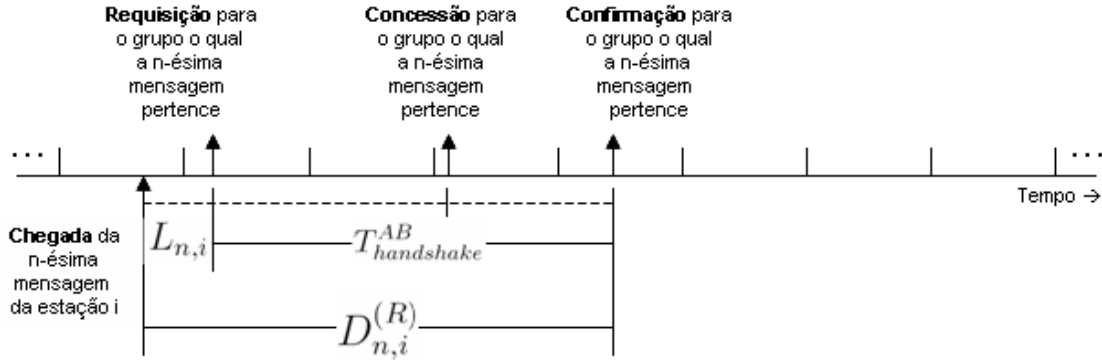


Figura 3.2: Decomposição do Retardo de Reserva para o caso 1.

de mensagens são uniformemente distribuídas dentro dos períodos de reserva tem-se que  $L_{n,i}$ , o período médio de latência, é dado por:

$$E[L_{n,i}] = \frac{1}{2}(E[T_{\tau_i}] - 1), \quad (3.19)$$

onde  $E[T_{\tau_i}]$  é dado pela equação (3.5).

Assim, a partir das equações (3.8) e (3.19) é possível obter o retardo médio de reserva,  $E[D_{n,i}^{(R)}]$ , pela equação (3.18).

Para se obter o **Retardo de Transmissão** em estado estacionário,  $E[D_i^{(S)}]$ , procede-se da seguinte forma.

O processo representando a chegada de reservas de uma estação  $i$  pode ser descrito por  $\{(E_{n,i}, \Gamma_{n,i}); n \geq 1\}$  conforme definido na seção 3.3. O retardo de transmissão pode então ser escrito como:

$$D_{n,i}^{(S)} = W_n^{(L)} + W_{n,i}^{(a)} + W_{n,i}^{(b)} + B_{n,i} \quad (3.20)$$

O primeiro componente,  $W_n^{(L)}$ , dá o tempo de espera para a primeira dentre todas as mensagens que são transmitidas durante o  $n$ -ésimo ciclo<sup>2</sup>; note que todas estas mensagens foram reservadas para transmissão durante o mesmo ciclo da mensagem em consideração. De acordo com as definições da seção 3.3, esta é a primeira a ser transmitida dentre as mensagens no  $n$ -ésimo supergrupo de reserva; esta mensagem será denotada por “líder”.

O segundo componente,  $W_{n,i}^{(a)}$ , representa o tempo total necessário para transmitir todas as mensagens das estações  $1, \dots, i - 1$ , os quais pertencem ao mesmo supergrupo de reserva e estão à frente da estação  $i$ , isto é, têm realizado suas reservas para transmissão dentro do mesmo ciclo da mensagem em consideração.

O terceiro componente,  $W_{n,i}^{(b)}$ , representa o tempo de espera sofrido pela mensagem sob consideração o qual é devido à transmissão de todas as mensagens que estão antes dela na estação  $i$ , isto é, aquelas que tenham chegado a um mesmo grupo na estação  $i$  mas são selecionadas para transmissão antes da mensagem sob consideração.

Por fim, o quarto componente,  $B_{n,i}$ , é o tempo de transmissão da mensagem conforme definido na seção 3.3.

A figura 3.3 ilustra a decomposição do retardo de transmissão.

Vale ressaltar que o retardo de propagação das mensagens não está sendo levado em consideração para o cálculo do retardo total no modelo proposto.

Segue-se agora com a obtenção das médias em estado estacionário para os três primeiros componentes da equação (3.20). Começando com  $W_n^{(L)}$ , observe que o primeiro termo é de fato comum a todas as estações (assim, independente de  $i$ ); este

---

<sup>2</sup>Intervalo entre sucessivas chegadas de reservas para a superposição de todas as estações.

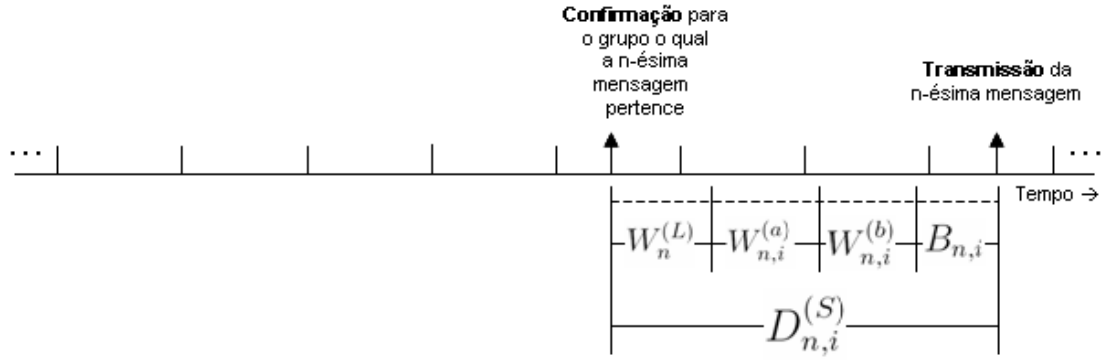


Figura 3.3: Decomposição do Retardo de Transmissão para o caso 1.

componente é visto ser equivalente ao tempo de espera em uma fila GI/G/1 [22], onde os tempos de transmissão são caracterizados pela seqüência  $\{\tilde{\Gamma}_n; n \geq 1\}$ , e o tempo entre chegadas são caracterizados pela seqüência  $\{T_n; n \geq 1\}$ .

Pode-se então escrever a seguinte relação recursiva para  $W_n^{(L)}$ :

$$W_{n+1}^{(L)} = [W_n^{(L)} + \tilde{\Gamma}_n - T_{n+1}]^+, \quad (3.21)$$

onde  $[x]^+ = x$  para  $x \geq 0$ , e 0 para  $x < 0$ , lembrando que  $\tilde{\Gamma}_n$  é o número total de pacotes reservados durante o  $n$ -ésimo período de reserva de todas as estações (que, para o caso está sendo considerado igual ao número de pacotes que chegam no período anterior).

Moraes [21] mostra que o protocolo CRMA [7] tem uma estrutura geral análoga à estrutura do FRAC, definido e analisado por Rubin [20].

A aproximação feita aqui é a de que dentro do comportamento do sistema IEEE 802.16 modo *mesh* usando o mecanismo de escalonamento distribuído coordenado, a *porção do retardo de transmissão* se comporta de maneira similar ao protocolo CRMA, onde a fila no *headend* é mantida pelas estações como uma “Fila Virtual”, sendo portanto aqui modelado de acordo com o modelo proposto por Moraes [21]. Assim, para a modelagem da porção do retardo de transmissão será usado o modelo proposto por Moraes [21] como segue.

Pode ser mostrado que se  $E[\tilde{\Gamma}_n] < E[T_{n+1}]$ , a seqüência  $\{W_n^{(L)}; n \geq 1\}$  tem uma

adequada distribuição de limite. Assim, visto que

$$E[\tilde{\Gamma}_n] = \tilde{\gamma} = \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i E[T_{\tau_i}] [1 - r(0)]^{-1},$$

e

$$E[T_{n+1}] = E[T_{\tau}] [1 - r(0)]^{-1},$$

para  $E[\tilde{\Gamma}_n] < E[T_{n+1}]$ , obtêm-se:

$$\rho \triangleq \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i < 1. \quad (3.22)$$

onde  $\rho$  representa a *carga oferecida* ao sistema, isto é, o número médio de mensagens que chegam ao sistema durante o tempo médio de transmissão de uma mensagem.

Sob estas condições, a média de  $W_n^{(L)}$  em estado estacionário é dado por [20]:

$$E[W^{(L)}] = \frac{Var[\tilde{R}_n]}{2E[T_{\tau}](1 - \rho)} - \frac{1}{2}E[\tilde{R}_n] + \frac{1}{2} \sum_{r=1}^{E[T_{\tau}]-1} \frac{1 + \eta_r}{1 - \eta_r}, \quad (3.23)$$

onde  $\eta_r (r = 1, \dots, T_{\tau} - 1)$  são as  $(T_{\tau} - 1)$  raízes distintas com  $|\eta_r| < 1$  obtidas pelo limite  $\eta_r = \lim_{\omega \rightarrow 1^-} \eta_r(\omega)$ , com  $\eta_r(\omega) (r = 1, \dots, T_{\tau})$  sendo as  $T_{\tau}$  raízes distintas da equação funcional

$$z^{T_{\tau}} = \omega \tilde{R}^*(z) = \omega \prod_{i=1}^M \tilde{R}_i^*(z) = \omega \prod_{i=1}^M R_i^*[\beta_i^*(z)].$$

As  $\eta_r (r = 1, \dots, T_{\tau})$  raízes são ordenadas de tal forma que  $\eta_{T_{\tau}} = 1$ . Além disso, para  $T_{\tau} = 1$  a soma na equação (3.23) é igual a zero. Assim, a computação exata de  $E[W^{(L)}]$  irá requerer a determinação das raízes de um polinômio de grau  $T_{\tau}$ .

Entretanto, é mostrado que o Retardo Médio de Transmissão para o primeiro termo na equação (3.20), apesar da complexidade envolvida na computação exata, pode ser obtido pelos seus limites superior e inferior. A partir de resultados encontrados [21, 20] tem-se:

$$E[W_u] - \frac{1}{2}\rho E[T_{\tau}] < E[W^{(L)}] < E[W_u], \quad (3.24)$$

com  $\rho$  dado pela equação (3.22) e  $E[W_u]$  dado por:

$$E[W_u] \triangleq \frac{Var[\tilde{R}_n]}{2E[T_{\tau}](1 - \rho)}. \quad (3.25)$$

Para a superposição das  $M$  estações, pode-se escrever:

$$\tilde{R} = \sum_{i=1}^M \tilde{R}_i,$$

o qual, pela independência, leva a:

$$Var[\tilde{R}] = \sum_{i=1}^M Var[\tilde{R}_i], \quad (3.26)$$

com  $Var[\tilde{R}_i]$  dado pela equação (3.13). Além disso, para o caso 1,  $R_{n,i}$  tem a mesma distribuição conforme o número total de chegadas dentro de  $T_\tau$  *mesh-slots*, isto é,  $R_{n,i}$  tem a mesma distribuição que  $\sum_{k=1}^{T_\tau} A_{k,i}$ . Então:

$$Var[R_i] = E[T_{\tau_i}]Var[A_i] = E[T_{\tau_i}]\delta_i^2. \quad (3.27)$$

Portanto, a partir das equações (3.13), (3.27) e lembrando que  $E[R_i] = \lambda_i E[T_{\tau_i}]$ , tem-se:

$$Var[\tilde{R}_i] = E[T_{\tau_i}]\delta_i^2 b_i^2 + \lambda_i E[T_{\tau_i}](b_i^{(2)} - b_i^2). \quad (3.28)$$

A expressão final para  $Var[\tilde{R}]$  é obtida a partir de (3.26) e (3.28). Observando que para o caso particular de chegadas de *Poisson* (aqui considerado), implica que  $\delta_i^2 = \lambda_i$  tornando a equação (3.28) em:

$$Var[\tilde{R}_i] = E[T_{\tau_i}]\lambda_i b_i^{(2)}. \quad (3.29)$$

Então substituindo a equação (3.29) na equação (3.25) obtém-se a seguinte expressão:

$$E[W_u] = \frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i b_i^{(2)}}{2(1-\rho)}. \quad (3.30)$$

A média em estado estacionário para o segundo termo da equação (3.20),  $W_{n,i}^{(a)}$ , é obtida lembrando que é igual ao número total de *mesh-slots* necessários para transmitir todos os pacotes das estações  $1, \dots, i-1$  (que estão antes da estação em consideração  $i$  dentro do respectivo supergrupo) para o qual reservas são realizadas no mesmo ciclo da mensagem em consideração. Assim, a partir das definições anteriores, tem-se:

$$E[W_i^{(a)}] = \sum_{k=1}^{i-1} E[\tilde{R}_{n,k}] = E[T_{\tau_i}] \sum_{k=1}^{i-1} \rho_k, \quad (3.31)$$

onde  $\rho_k = \lambda_k b_k$  é a carga oferecida pela estação  $k$ . A média do tempo de espera  $W_{n,i}^{(b)}$  pode ser determinada como segue. Primeiro, note que  $W_{n,i}^{(b)}$  representa o número de *mesh-slots* necessários para transmitir todas as mensagens que precedem a mensagem em consideração, dentro de seu próprio grupo. Além disso, o número médio de mensagens que pertencem ao grupo contendo a mensagem em consideração, é  $E[R_i^2]/E[R_i]$  [23]. Assim, assumindo que a uma mensagem é concedido serviço de forma aleatória entre todas as mensagens em seu próprio grupo, o número de mensagens neste grupo que precede a mensagem em consideração é dado por:

$$\frac{1}{2} \left[ \frac{E[R_i^2]}{E[R_i]} - 1 \right].$$

Posto isto, em média, mensagens na estação  $i$  requerem  $b_i$  *mesh-slots* para serem transmitidas, então:

$$E[W_i^{(b)}] = \frac{b_i}{2} \left[ \frac{E[R_i^2]}{E[R_i]} - 1 \right]. \quad (3.32)$$

O Retardo Médio Total da mensagem para o caso 1 é completamente obtido e resumido como segue:

$$E[D_i] = E[D_i^{(R)}] + E[D_i^{(S)}], \quad (3.33)$$

onde

$$E[D_i^{(R)}] = \frac{1}{2}(E[T_{\tau_i}] - 1) + E[\tilde{T}_{handshake}^{AB}],$$

e

$$E[D_i^{(S)}] = E[W^{(L)}] + E[T_{\tau_i}] \sum_{k=1}^{i-1} \rho_k + \frac{b_i}{2} \left[ \frac{\delta_i^2}{\lambda_i} + \lambda_i E[T_{\tau_i}] - 1 \right] + b_i.$$

Os limites superior e inferior de  $E[D_i]$  podem ser escritos em termos dos seguintes limites de  $E[W^{(L)}]$  para o caso particular quando o processo de chegada é *Poisson*:

$$E[D_i^{(S)}] = E[W^{(L)}] + E[T_{\tau_i}] \sum_{k=1}^{i-1} \rho_k + \frac{1}{2} \rho_i E[T_{\tau_i}] + b_i, \quad (3.34)$$

e

$$\frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i b_i^{(2)}}{2(1-\rho)} - \frac{1}{2} \rho E[T_{\tau_i}] < E[W^{(L)}] < \frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i b_i^{(2)}}{2(1-\rho)}. \quad (3.35)$$

É concluída assim a análise para o caso 1.

## Análise para o caso 2

Assume-se agora que, em cada uma das estações, no máximo 1 mensagem pode ser reservada para transmissão a cada período de reserva. Como no caso anterior, o Retardo da Mensagem é dado por:

$$D_{n,i} = D_{n,i}^{(R)} + D_{n,i}^{(S)}.$$

No entanto, sob a hipótese atual, mensagens chegando precisam entrar numa *fila de reserva* para serem escalonadas para transmissão. A cada  $T_{\tau_i}$  *mesh-slots* (isto é, a cada período de reserva) para 1 (uma) mensagem (a que está na cabeça da fila de reserva) é realizada reserva para transmissão.

Agora o **Retardo de Reserva**,  $D_{n,i}^{(R)}$ , consistirá no atraso na fila de reserva,  $\xi_i^{(R)}$ , (isto é, o instante desde a chegada da mensagem ao sistema até chegar sua vez de entrar numa reserva) mais o tempo de conexão (*3-way handshake*), como ilustrado na figura 3.4.

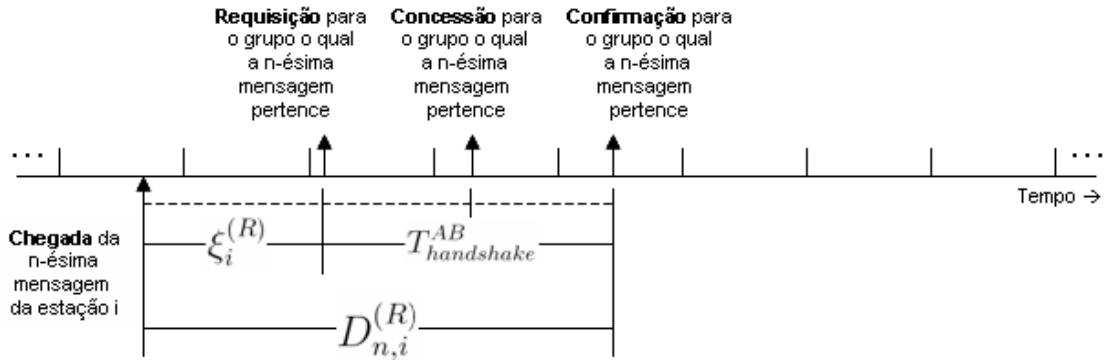


Figura 3.4: Decomposição do Retardo de Reserva para o caso 2.

Observando que a fila de reserva tem estrutura similar (podendo assim ser modelado) conforme um esquema TDMA [24], com intervalo entre reservas de  $T_{\tau_i}$  *mesh-slots*, o atraso até entrar numa reserva é visto ter a mesma distribuição conforme atraso no esquema TDMA mencionado. Assim, assumindo o processo de chegada ser *Poisson*, e usando o atraso na fila de reserva,  $\xi_i^{(R)}$ , tem-se [24]:

$$E[\xi_i^{(R)}] = \frac{\lambda_i E[T_{\tau_i}]^2}{2(1 - \lambda_i E[T_{\tau_i}])} + \frac{E[T_{\tau_i}]}{2} - \frac{1}{2}. \quad (3.36)$$

O termo “ $-1/2$ ” na expressão acima é devido à hipótese de que as chegadas são gravadas apenas no fim dos *mesh-slots*. Então, usando  $E[\xi_i^{(R)}]$ , a seguinte expressão é obtida para o Retardo Médio de Reserva:

$$E[D_i^{(R)}] = E[\xi_i^{(R)}] + E[\tilde{T}_{handshake}^{AB}]. \quad (3.37)$$

Lembrando que  $R_{n,i}$  denota o número de reservas feitas pela estação  $i$  dentro do  $n$ -ésimo período de reserva, a distribuição em estado estacionário (conforme  $n \rightarrow \infty$ ) para a seqüência  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  é dada por:

$$r_i(k) = Pr(R_i = k) = \begin{cases} 1 - p_i & \text{se } k = 0, \\ p_i & \text{se } k = 1. \end{cases} \quad (3.38)$$

onde  $p_i = \lambda_i E[T_{\tau_i}]$  dá a probabilidade de a fila de reserva não estar vazia (isto é, contém pelo menos 1 mensagem aguardando reserva para transmissão). No entanto, apesar de ser identicamente distribuída em estado estacionário, as variáveis  $R_i$  não são independentes de um intervalo de reserva para o próximo. Então, a hipótese que  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  é uma seqüência de v.a.s i.i.d. constitui uma aproximação para este segundo caso.

Assumindo que  $\{R_{n,i}; n \geq 1\}$  é uma seqüência de v.a.s i.i.d., o modelo de sistema definido na seção 3.3 pode ser aplicado. Assim, decompondo  $D_{n,i}^{(S)}$  conforme equação (3.20) tem-se:

$$D_{n,i}^{(S)} = W_n^{(L)} + W_{n,i}^{(a)} + W_{n,i}^{(b)} + B_{n,i},$$

com os componentes definidos na seção 3.3.1. Como no caso anterior, a média em estado estacionário de  $W_n^{(L)}$  é obtida desde que  $E[\tilde{\Gamma}_n] = \tilde{\gamma} < E[T_{n+1}]$ . Assim:

$$\begin{aligned} \tilde{\gamma} &= E[\tilde{R}][1 - r(0)]^{-1} = [1 - r(0)]^{-1} \sum_{i=1}^M E[\tilde{R}_i] \\ &= [1 - r(0)]^{-1} \sum_{i=1}^M E[R_i]b_i = [1 - r(0)]^{-1} E[T_\tau] \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i, \end{aligned}$$

e  $E[T_{n+1}] = E[T_\tau][1 - r(0)]^{-1}$ , conclui-se que a condição para existência da média no estado estacionário de  $W_n^{(L)}$ , é a mesma que no caso 1, ou seja,  $\rho = \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i < 1$  (carga oferecida ao sistema).



É importante observar que, para este caso e de acordo com as definições feitas na seção 3.3, o número médio de mensagens reservadas por período de reserva na estação  $i$  é dado por  $E[R_i] = p_i = \lambda_i E[T_{\tau_i}]$ , com a condição de que o produto  $\lambda_i E[T_{\tau_i}]$  seja menor do que 1. Para o caso quando  $\lambda_i E[T_{\tau_i}] \geq 1$ , a fila de reserva na estação  $i$  torna-se saturada em estado estacionário. Sob esta última,  $R_i = 1$  (com probabilidade um), o retardo médio na fila de reserva da estação  $i$  torna-se ilimitado/sem limite em estado estacionário. Então, se  $\lambda_i \geq E[T_{\tau}]^{-1}$  o retardo médio da mensagem na estação  $i$  vai para o infinito no estado estacionário; no entanto, isto não implica o retardo médio das outras estações ser ilimitado, enquanto  $\rho = \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i < 1$ . Note que esta é a diferença entre este caso e o anterior, onde o aumento do número de mensagens na estação influencia diretamente o retardo médio das mensagens nas outras estações.

Assim, para  $\rho = \sum_{i=1}^M \lambda_i b_i < 1$ , o limite superior e inferior de  $E[W^{(L)}]$  é dado pela equação (3.24). Para se fazer computar o limite superior,  $E[W_u]$  dado pela equação (3.25), necessita-se da expressão para  $Var[\tilde{R}]$ . Esta é obtida através das equações (3.13), (3.26) e o fato de que  $E[R_i] = p_i = \lambda_i E[T_{\tau_i}]$  e  $Var[R_i] = p_i(1 - p_i)$ , após manipulações obtém-se:

$$Var[\tilde{R}] = \sum_{i=1}^M p_i (b_i^{(2)} - p_i b_i^2) = \sum_{i=1}^M \left[ \lambda_i E[T_{\tau_i}] b_i^{(2)} - (\lambda_i E[T_{\tau_i}] b_i)^2 \right], \quad (3.39)$$

que leva a

$$E[W_u] = \frac{\sum_{i=1}^M \left[ \lambda_i b_i^{(2)} - (\lambda_i b_i)^2 E[T_{\tau_i}] \right]}{2(1 - \rho)}. \quad (3.40)$$

A expressão para  $E[W^{(a)}]$  é agora dado por:

$$\begin{aligned} E[W^{(a)}] &= \sum_{k=1}^{i-1} E[\tilde{R}_k] = \sum_{k=1}^{i-1} E[R_k] b_k \\ &= \sum_{k=1}^{i-1} p_k b_k = E[T_{\tau}] \sum_{k=1}^{i-1} \lambda_k b_k = E[T_{\tau}] \sum_{k=1}^{i-1} \rho_k \end{aligned} \quad (3.41)$$

que é idêntica à equação (3.31).

Finalmente, uma vez que  $E[R_i^2] = E[R_i] = p_i$ , então, para este caso (ver equação (3.32) que também se mantém aqui), tem-se  $E[W^{(b)}] = 0$ . Então, o resultado para

o caso 2, assumindo o processo de chegada ser *Poisson*, é resumido a seguir:

$$E[D_i] = E[D_i^{(R)}] + E[D_i^{(S)}], \quad (3.42)$$

com  $E[D_i^{(R)}]$  dado pela equação (3.37), e

$$E[D_i^{(S)}] = E[W^{(L)}] + E[T_{\tau_i}] \sum_{k=1}^{i-1} \rho_k + b_i. \quad (3.43)$$

Os limites superior e inferior para  $E[D_i]$  podem ser obtidos em termos do seguintes limites de  $E[W^{(L)}]$ :

$$\frac{\sum_{i=1}^M [\lambda_i b_i^{(2)} - (\lambda_i b_i)^2 E[T_{\tau_i}]]}{2(1 - \rho)} - \frac{1}{2} \rho E[T_{\tau}] < E[W^{(L)}] < \frac{\sum_{i=1}^M [\lambda_i b_i^{(2)} - (\lambda_i b_i)^2 E[T_{\tau_i}]]}{2(1 - \rho)}. \quad (3.44)$$

# Capítulo 4

## Resultados Numéricos

**P**ARA avaliar o comportamento das estações utilizando-se do modo de operação *mesh* do IEEE 802.16 este capítulo apresenta resultados numéricos obtidos a partir do modelo analítico proposto no Capítulo 3 para os cenários simplificado e geral, anteriormente descritos. Além disso, com o uso de uma ferramenta de simulação desenvolvida, a qual será apresentada a seguir, resultados numéricos também são obtidos com o objetivo de compará-los aos resultados do modelo analítico. Com base nas comparações é realizada a validação do modelo e demonstrado seu grau de acurácia.

### 4.1 Ferramenta de Simulação para 802.16 *Mesh*

Uma ferramenta de simulação para representar o protocolo de acesso ao meio do padrão IEEE 802.16 em modo de operação *mesh*, usando o mecanismo de escalonamento distribuído coordenado, foi desenvolvida com o objetivo de obter resultados e compará-los aos resultados obtidos pelo modelo analítico proposto.

Esta ferramenta foi implementada em linguagem C++. Sua estrutura consiste de listas de eventos que correspondem às seguintes ações das estações na rede:

- Inicializar;

- gerar mensagens de dados;
- Realizar reserva;
- realizar concessão;
- realizar confirmação;
- realizar disputa através do algoritmo de eleição; e
- alocar minisegmentos do subquadro de dados.

Os parâmetros de entrada para as simulações são:

- Cenário de Simulação: Simplificado ou Geral;
- tempo de quadro, em ms, (Ex.: 2.5, 4.0, 5.0, 8.0, 10.0, 12.5 ou 20.0);
- tempo de símbolo OFDM, em  $\mu s$ , (Ex.: 5 MHz = 56.0, 10 MHz = 28.0, 15 MHz = 18.667 ou 20 MHz = 14.0);
- bytes por símbolo OFDM (Ex.: QPSK 1/2 = 24, QPSK 3/4 = 36, QAM16 1/2 = 48, QAM16 3/4 = 72, QAM64 2/3 = 96, QAM64 3/4 = 108);
- número de segmentos de controle para o modo distribuído (No máximo 16);
- número de quadros de controle de escalonamento entre dois quadros de controle de rede (em múltiplos de 4);
- número de estações no sistema (no máximo 128);
- número de quadros *mesh* simulados (recomendado mínimo 100);
- expoente de reserva das estações (entre 0 e 4);
- carga oferecida ao sistema (no máximo  $\rho = 0.99$ );
- tamanho das mensagens de dados (equivalente a um minisegmento de dados); e
- limite de requisição de minisegmentos de dados (no máximo 2147483647).

A dinâmica da ferramenta consiste em percorrer ciclicamente uma quantidade de quadros (número de quadros *mesh* simulados, dada como parâmetro de entrada), executando os eventos e avaliando as decisões tomadas pelas estações a cada iteração nos segmentos de controle ou minisegmentos de dados.

Os eventos executados no subquadro de controle correspondem ao mecanismo de acesso a um segmento de controle representado pelo algoritmo de eleição distribuído definido no padrão.

Os eventos executados no subquadro de dados correspondem ao uso do mecanismo de alocação dos minisegmentos de dados. A geração das mensagens segue uma distribuição de *Poisson* com tempo médio entre chegadas de mensagens.

A tabela abaixo mostra os parâmetros utilizados como entrada para a ferramenta de simulação:

<b>Parâmetro</b>	<b>Valores</b>
Cenário de simulação:	simplificado e geral
Tempo de quadro:	4 ms e 10 ms
Tempo de símbolo OFDM:	14.0 $\mu$ s
Bytes por símbolo OFDM:	24
Número de segmentos de controle por quadro:	16
Número de quadros de controle de escalonamento entre dois quadros de controle de rede (em múltiplos de 4):	8
Número de estações:	9, 16, 25, 32, 36, 49, 64, 121, 128
Número de quadros: <i>mesh</i>	1750
Carga oferecida:	0.01, 0.1, 0.2, 0.3, 0.4, 0.5, 0.6, 0.7, 0.8, 0.9 e 0.99
Tamanho das mensagens de dados:	1
Limite de requisição de minisegmentos de dados:	1 e 2147483647

Tabela 4.1: Parâmetros de Simulação.

Foram realizados 10 experimentos para cada combinação de cenário, totalizando 7920 *traces* com informações sobre o comportamento das estações no mecanismo de controle, e informações da geração e transmissão das mensagens de dados.

#### 4.1.1 Mecanismo de Acesso ao Subquadro de Controle

Para demonstrar a conformidade do mecanismo de escalonamento das mensagens de controle implementado nessa ferramenta, são apresentados nos gráficos das figuras 4.1 e 4.2 os resultados obtidos para os cenários simplificado e geral, respectivamente, do intervalo médio de reserva das estações.

Estes resultados demonstram que a implementação do mecanismo está de acordo com os resultados obtidos por Min Cao e outros [8], como visto no gráfico da figura 4.3.

Para representação do cenário geral, onde as estações possuem diferentes vizinhanças, uma topologia em GRID ( $n \times n$ ) foi utilizada, e desta forma apenas as estações na vizinhança de até 2-saltos de uma dada estação  $i$  são consideradas participar da disputa *mesh*.

Para o tempo médio de reserva (*3-way handshake*) foram obtidos resultados como mostrado nos gráficos das figuras 4.4 e 4.5. É possível observar a proximidade com os resultados obtidos por Min Cao e outros [8] para estes valores do tempo médio de reserva.

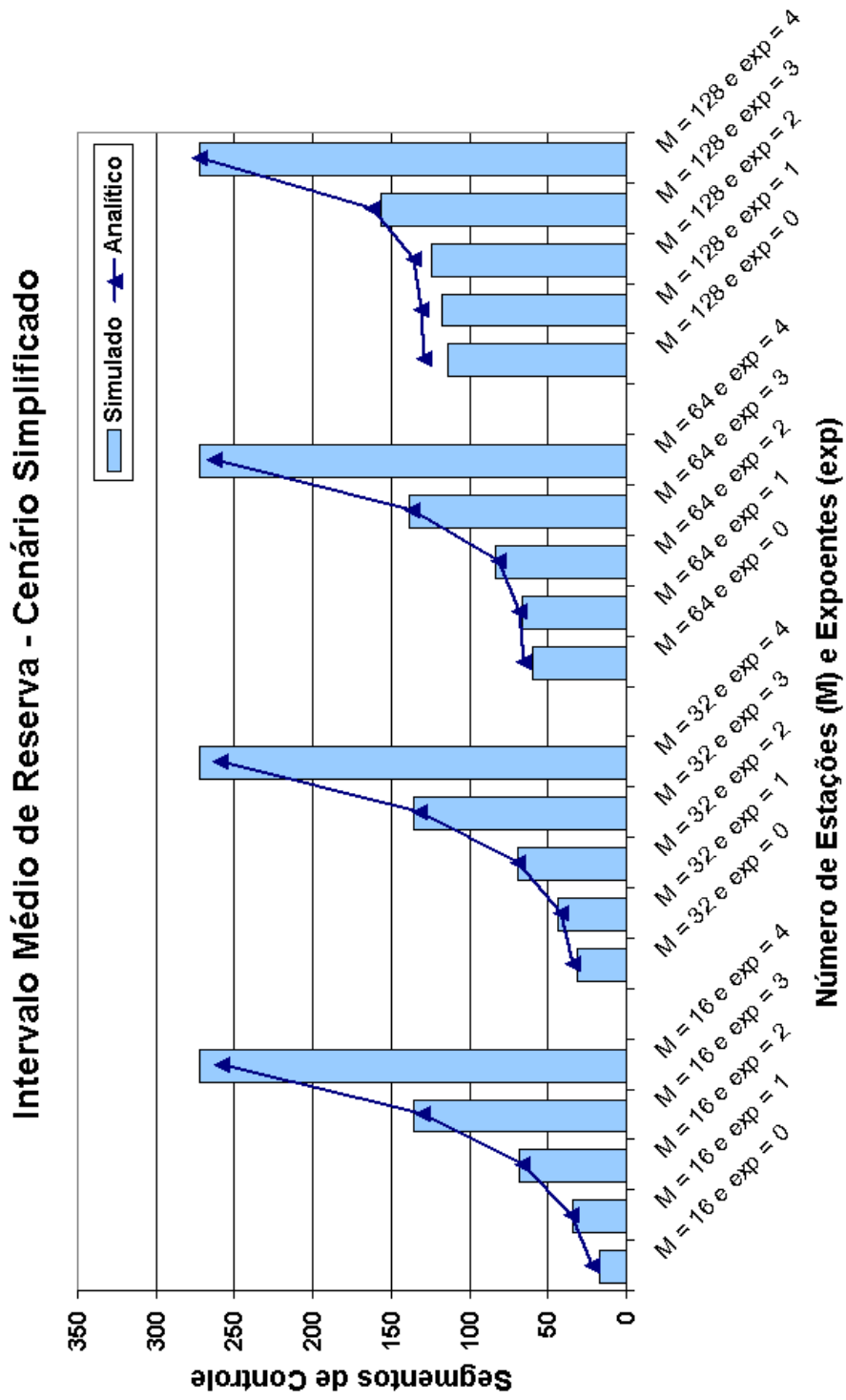


Figura 4.1: Intervalo Médio de Reserva (acesso ao subquadro de controle) para Cenário Simplificado.

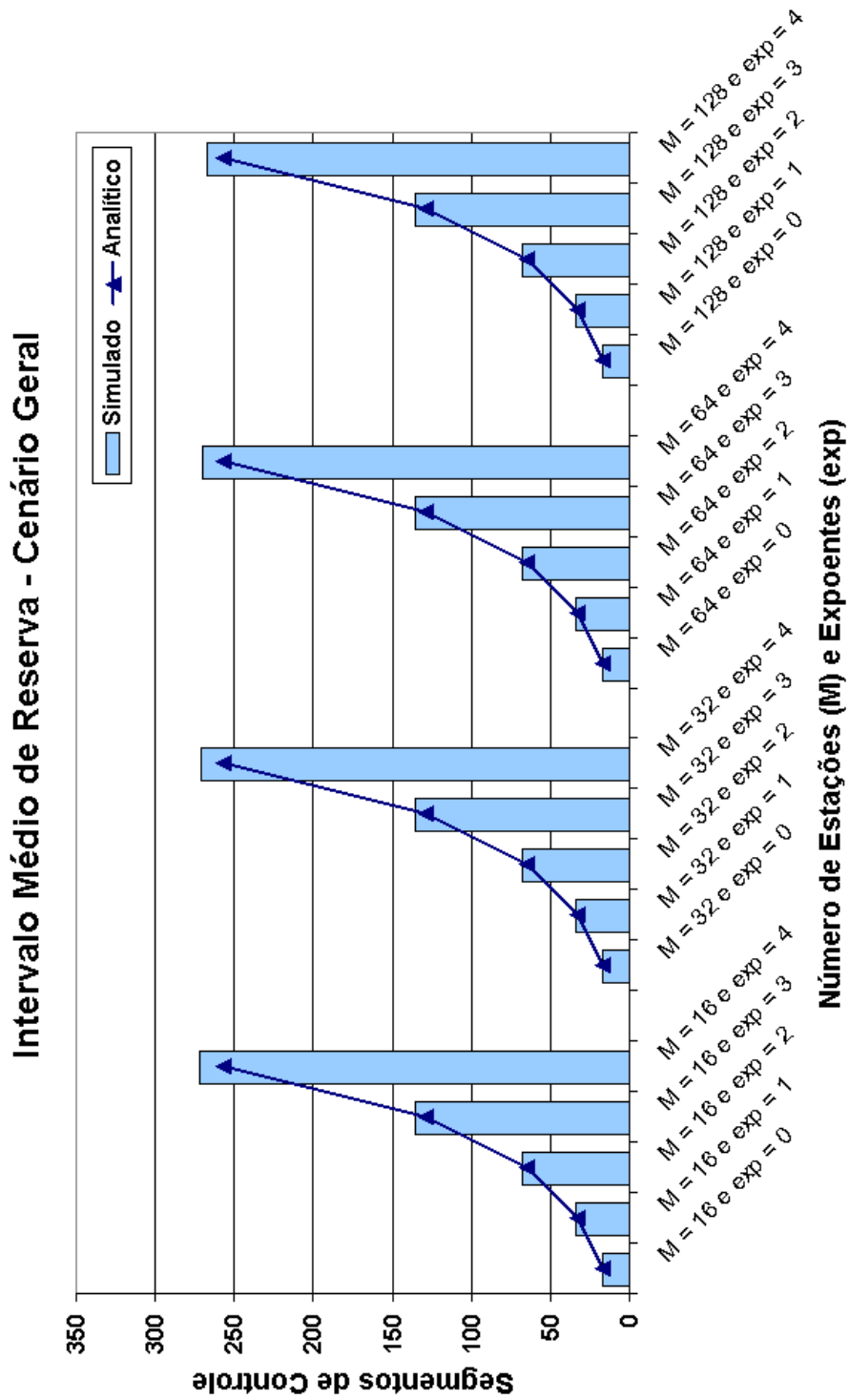


Figura 4.2: Intervalo Médio de Reserva (acesso ao subquadro de controle) para Cenário Geral.



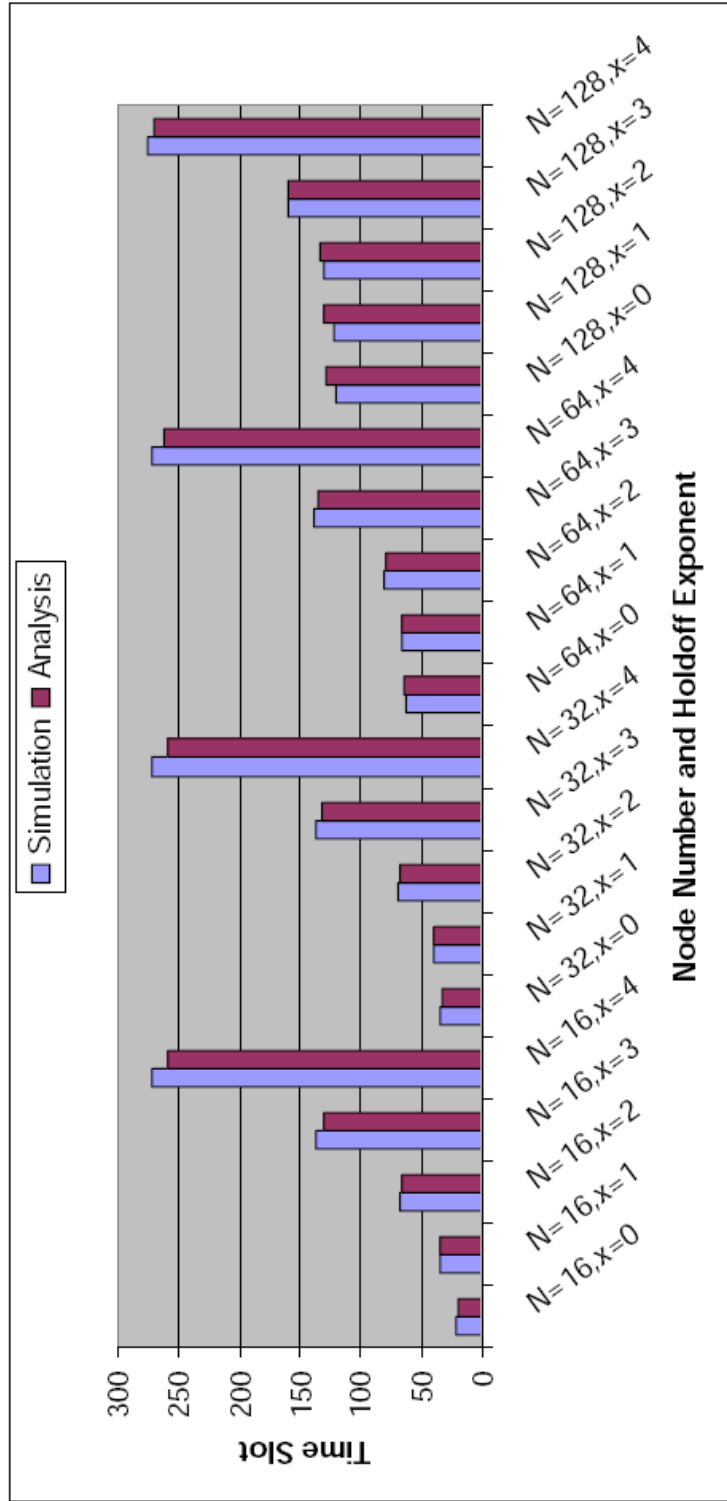


Figura 4.3: Intervalo Médio de Reserva (acesso ao subquadro de controle) obtido por Min Cao e outros [8].

### Tempo Médio de Conexão - Cenário Simplificado

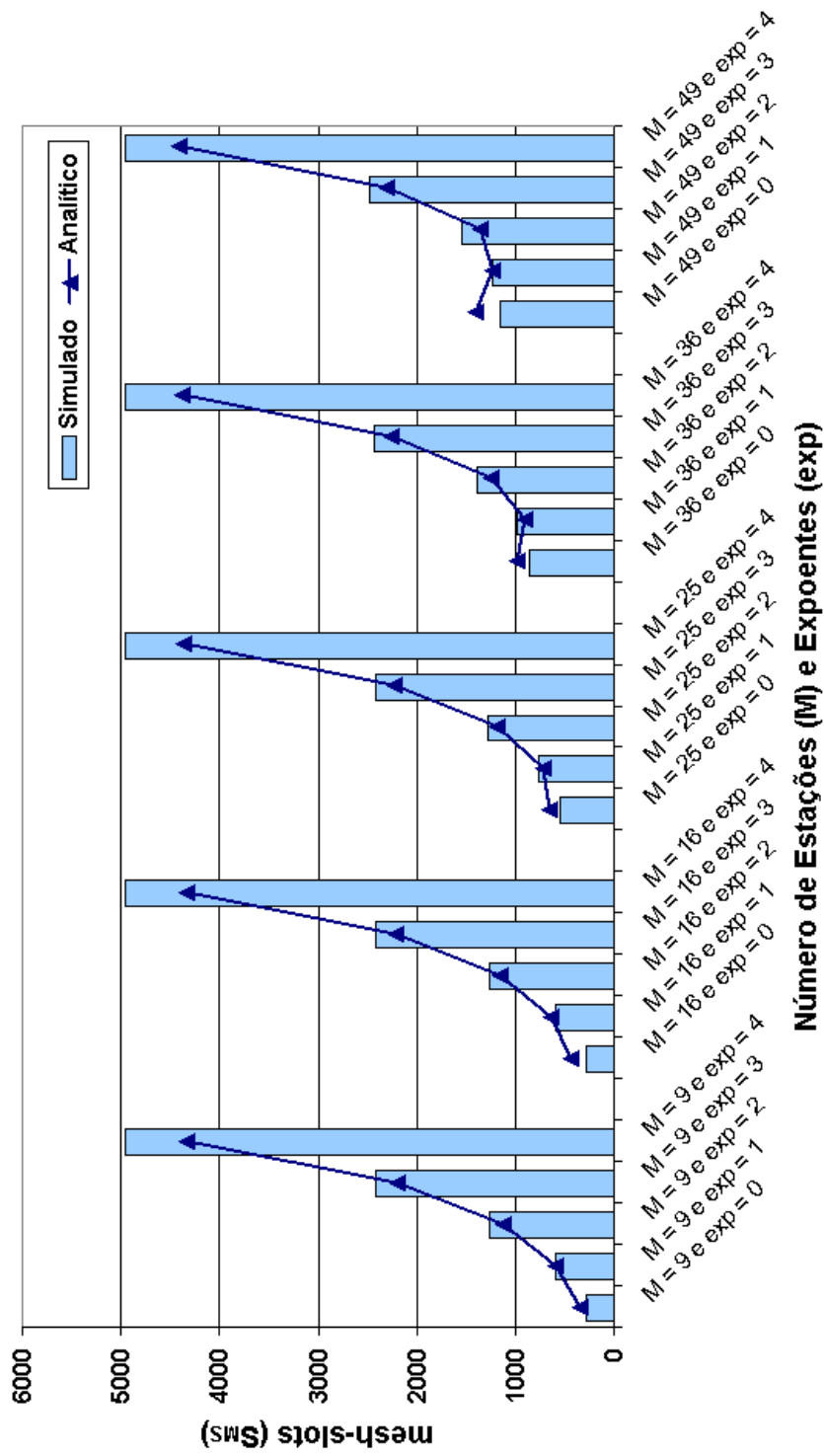


Figura 4.4: Tempo Médio de Reserva (tempo de conexão) para Cenário Simplificado.

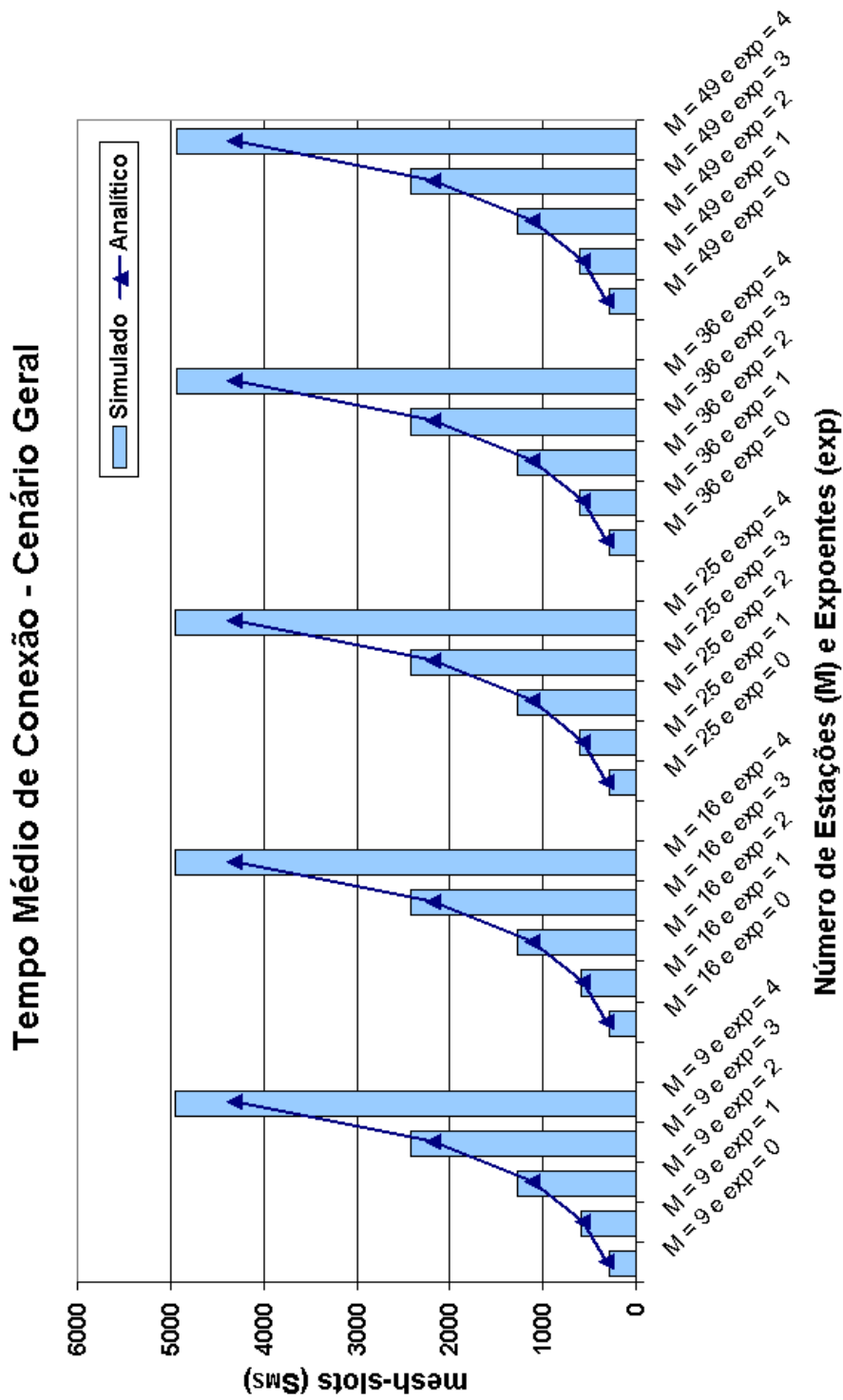


Figura 4.5: Tempo Médio de Reserva (tempo de conexão) para Cenário Geral.

## 4.1.2 Mecanismo de Alocação no Subquadro de Dados

Para a alocação dos minisegmentos de dados foi implementada a disciplina de escalonamento *FCFS*. Outras disciplinas podem ser adicionadas à ferramenta de simulação sem alterar o mecanismo de escalonamento das mensagens de controle (acesso ao subquadro de controle). A disciplina FCFS foi implementada a fim de validar os resultados do modelo analítico, o qual assume que as requisições das estações são atendidas conforme esta disciplina.

## 4.2 Cenários de Avaliação

Foram avaliados dois cenários: o cenário simplificado, onde todas as estações são vizinhas de 1-salto umas das outras; e o cenário geral, onde o conjunto de estações na vizinhança de 2-saltos de diferentes estações pode ser diferente, conforme descritos nos capítulos anteriores. Os resultados obtidos através de simulação são comparados com resultados analíticos e comentários acerca destes são apresentados nas subseções a seguir.

### 4.2.1 Cenário Simplificado

Neste cenário todas as estações são vizinhas de 1-salto umas das outras, isto é, todas têm a mesma vizinhança; não existem estações cujas informações de escalonamento são desconhecidas ou desatualizadas; e os expoentes de atraso podem ser iguais ou diferentes.

Como pode ser observado nos gráficos das figuras 4.6 e 4.7, no caso 1, em que todas as mensagens no *buffer* das estações são reservadas em uma mesma requisição, em cenário simplificado e com o número de estações na rede,  $M = 16$  e  $M = 49$  respectivamente, os resultados obtidos através de simulação aproximam-se dos resultados analíticos.

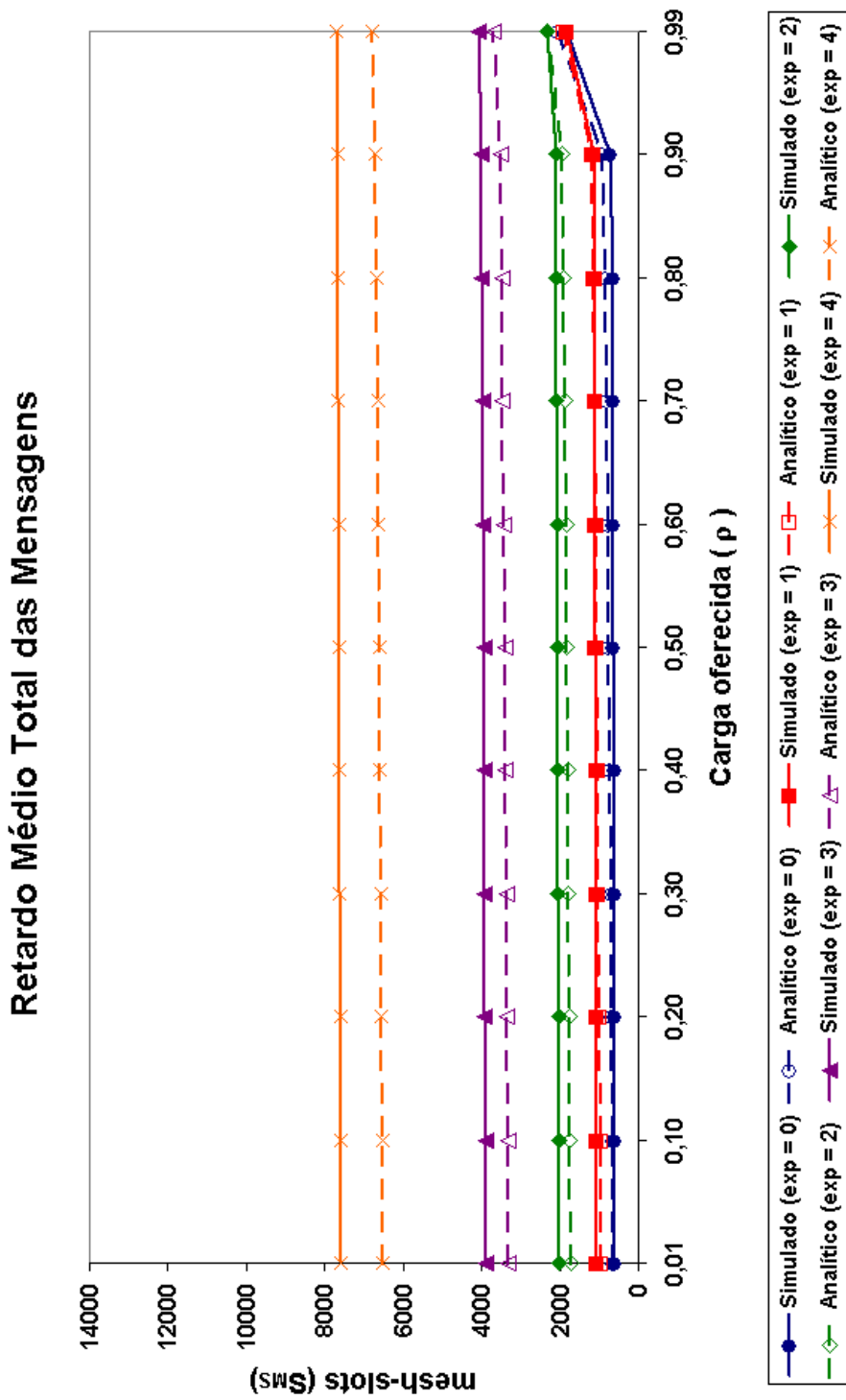


Figura 4.6: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para  $M = 16$  Estações.

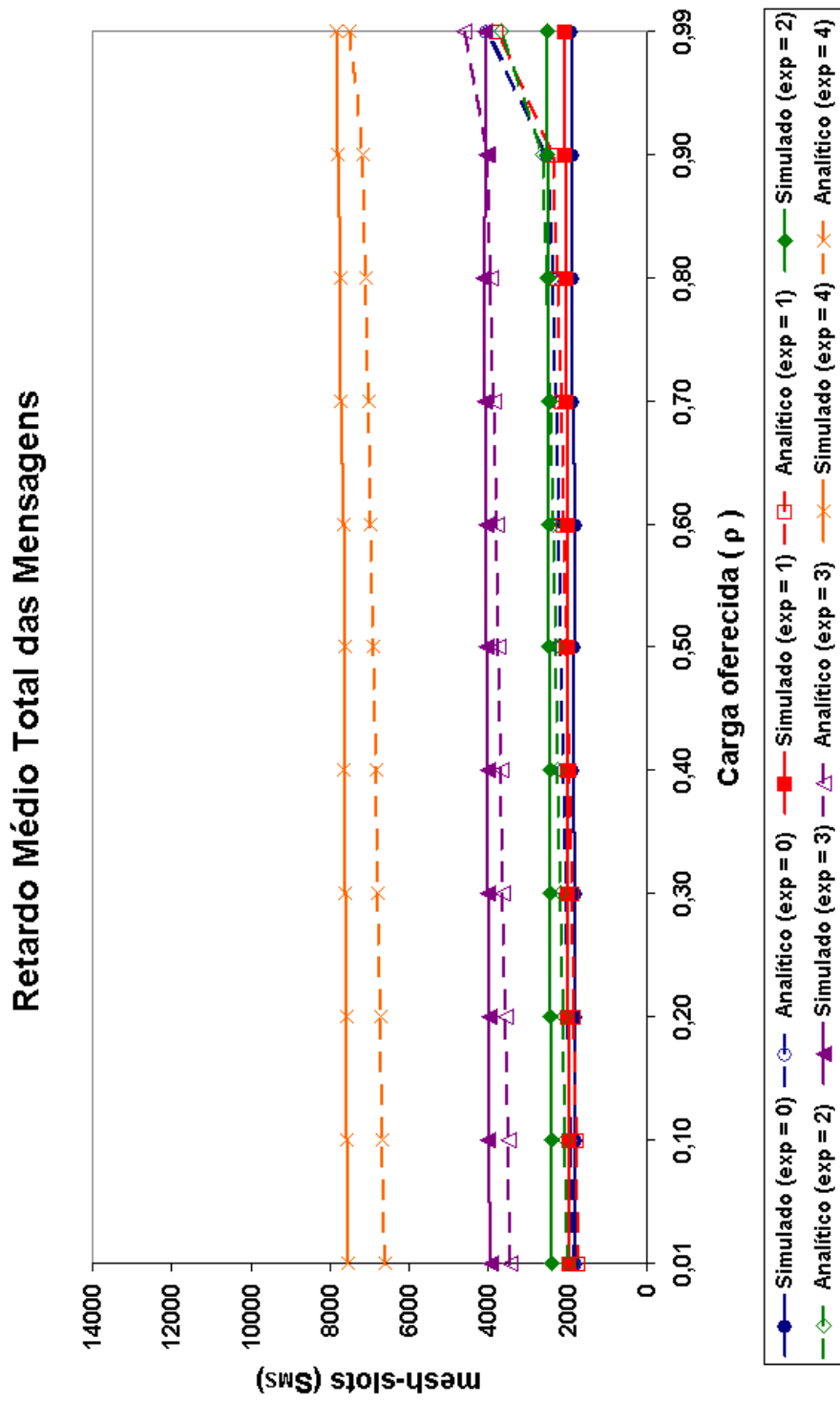


Figura 4.7: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para M = 49 Estações.

É possível observar que, quando as estações utilizam expoentes de atraso menores,  $\text{exp} = 0$  e  $\text{exp} = 1$ , as curvas dos resultados analíticos e simulados são bem aproximadas. Todavia, com o aumento destes expoentes para  $\text{exp} = 2$ ,  $\text{exp} = 3$  e  $\text{exp} = 4$ , é possível observar um distanciamento das curvas destes resultados.

Este distanciamento é devido a características do comportamento das estações quando implementado na ferramenta de simulação, o qual leva em consideração: (i) vários parâmetros de sistema; (ii) a disputa “*mesh*” entre as estações na vizinhança; e (iii) a geração das mensagens, acarretando assim um valor pouco maior em média, porém, todos apresentam uma mesma tendência de comportamento visto nos resultados analíticos.

Para o gráfico da figura 4.7, com 49 estações, o aumento no número de estações utilizando expoentes menores, conduz a um aumento na disputa, conseqüentemente os resultados para expoentes  $\text{exp} = 0$ ,  $\text{exp} = 1$  e  $\text{exp} = 2$  se aproximam uma vez que às estações perdem mais na disputa “*mesh*”. Com o aumento dos expoentes para  $\text{exp} = 3$  e  $\text{exp} = 4$ , essa disputa tende a diminuir, porém, por utilizarem expoentes maiores um aumento do tempo de espera devido ao parâmetro de atraso definido pelo padrão como  $2^{\text{exp}+4}$  conduz a um retardo maior, inerente do protocolo.

Nos gráficos das figuras 4.8 e 4.9, para o caso 2, em que apenas uma mensagem do *buffer* é reservada a cada oportunidade que as estações têm de reservas, os resultados analíticos e simulados mostram-se novamente aproximados e com mesma tendência, considerando as características de comportamento implementado na ferramenta de simulação. Nesses gráficos é possível observar que, com o aumento da carga oferecida ao sistema, o retardo médio total tende a crescer, visto que as mensagens esperam mais para entrar numa requisição de reserva devido ao retardo de reserva inerente ao mecanismo de controle ser grande.

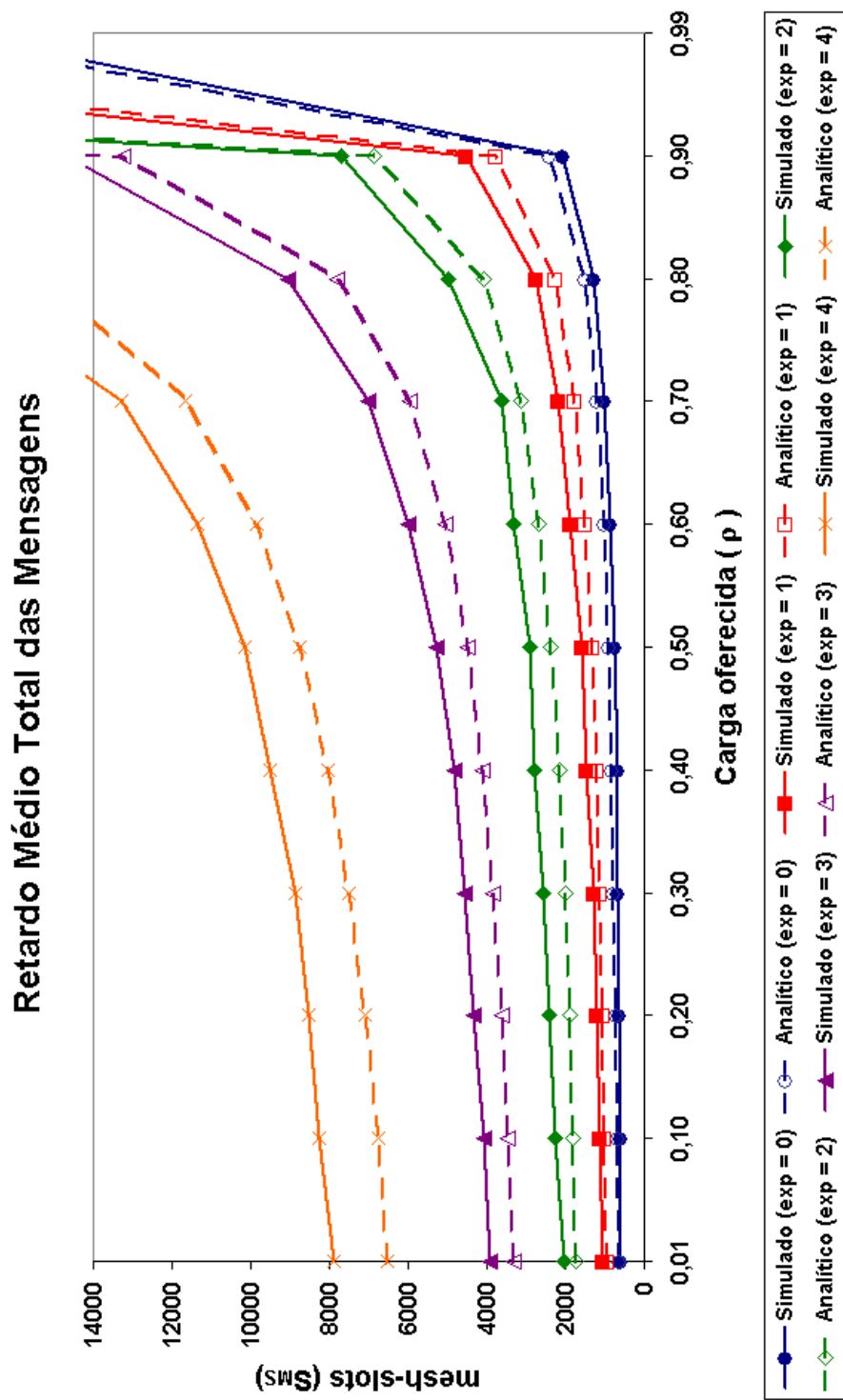


Figura 4.8: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Simplificado para  $M = 16$  Estações.



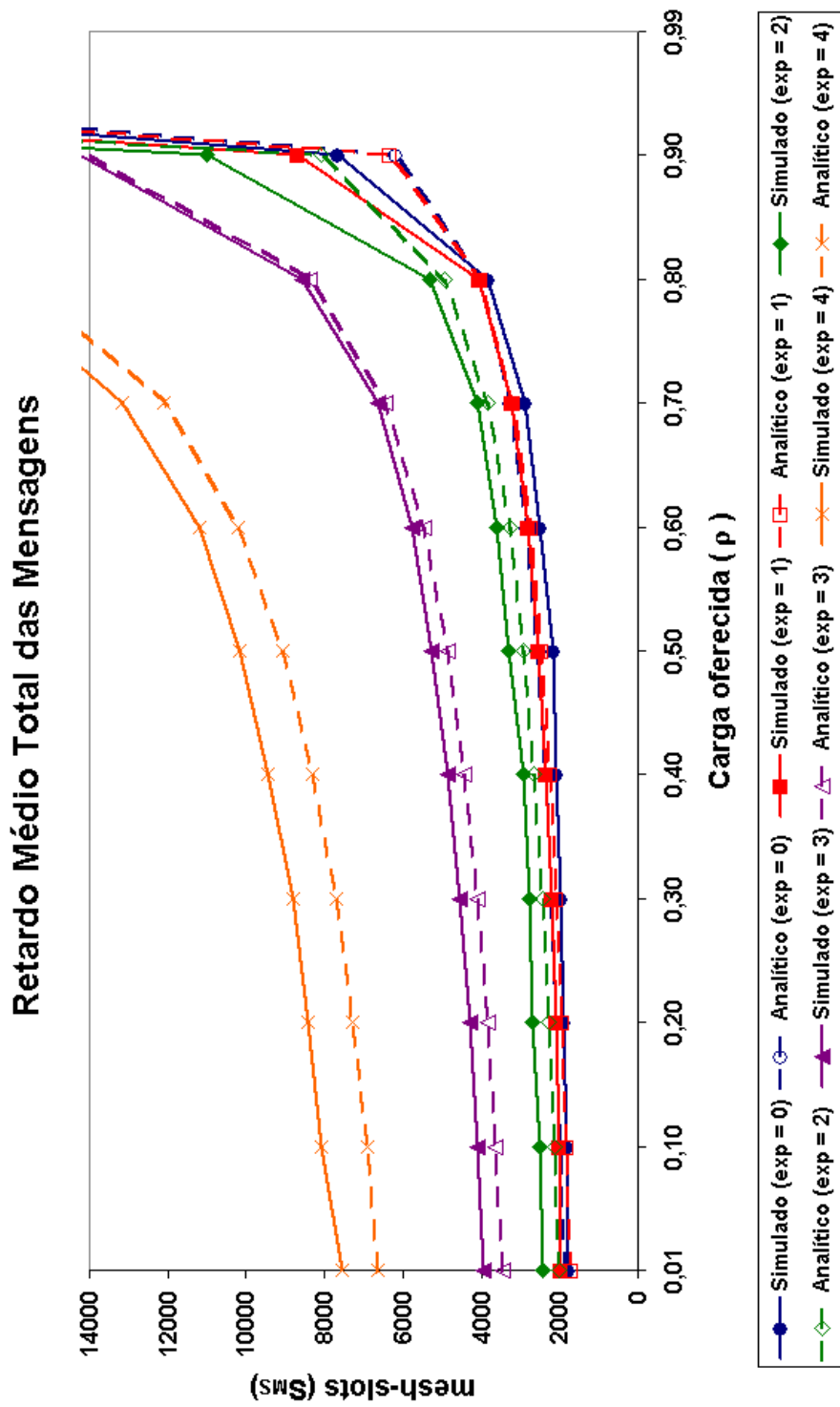


Figura 4.9: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Simplificado para  $M = 49$  Estações.

## Decomposição do Retardo Total no Cenário Simplificado

Para observar mais detalhes da contribuição de cada retardo na análise feita pelo modelo: em retardo de latência, retardo de reserva e retardo de transmissão, são apresentados a seguir resultados para a decomposição do retardo médio total.

A partir dos gráficos das figuras 4.10, 4.11 e 4.12 é possível observar a mesma proximidade e tendência nas curvas para os resultados analíticos e simulados, e ainda que o retardos de latência e o retardo de reserva são predominantes no cálculo do retardo médio total.

Esta predominância se explica pelo fato de o retardo de latência ser assumido uniformemente distribuído dentro dos intervalos médios de reserva das estações, e estes apresentarem um retardo mínimo de 16 segmentos de controle correspondente ao atraso de reserva definido pelo padrão como  $2^{exp+4}$  com expoente 0, isto é, em termos de número de quadros têm-se um atraso mínimo de um quadro.

A contribuição do retardo de transmissão, apresentada no gráfico da figura 4.12, em relação aos outros componentes no cálculo do retardo médio total das mensagens, é observado ser pouco significativo no caso 1 em cenário simplificado, sofrendo pequena influência da mudança dos expoentes de atraso e carga oferecida pelas estações ao sistema. Novamente os resultados analíticos e simulados são bem aproximados, apresentando o mesmo comportamento das curvas.

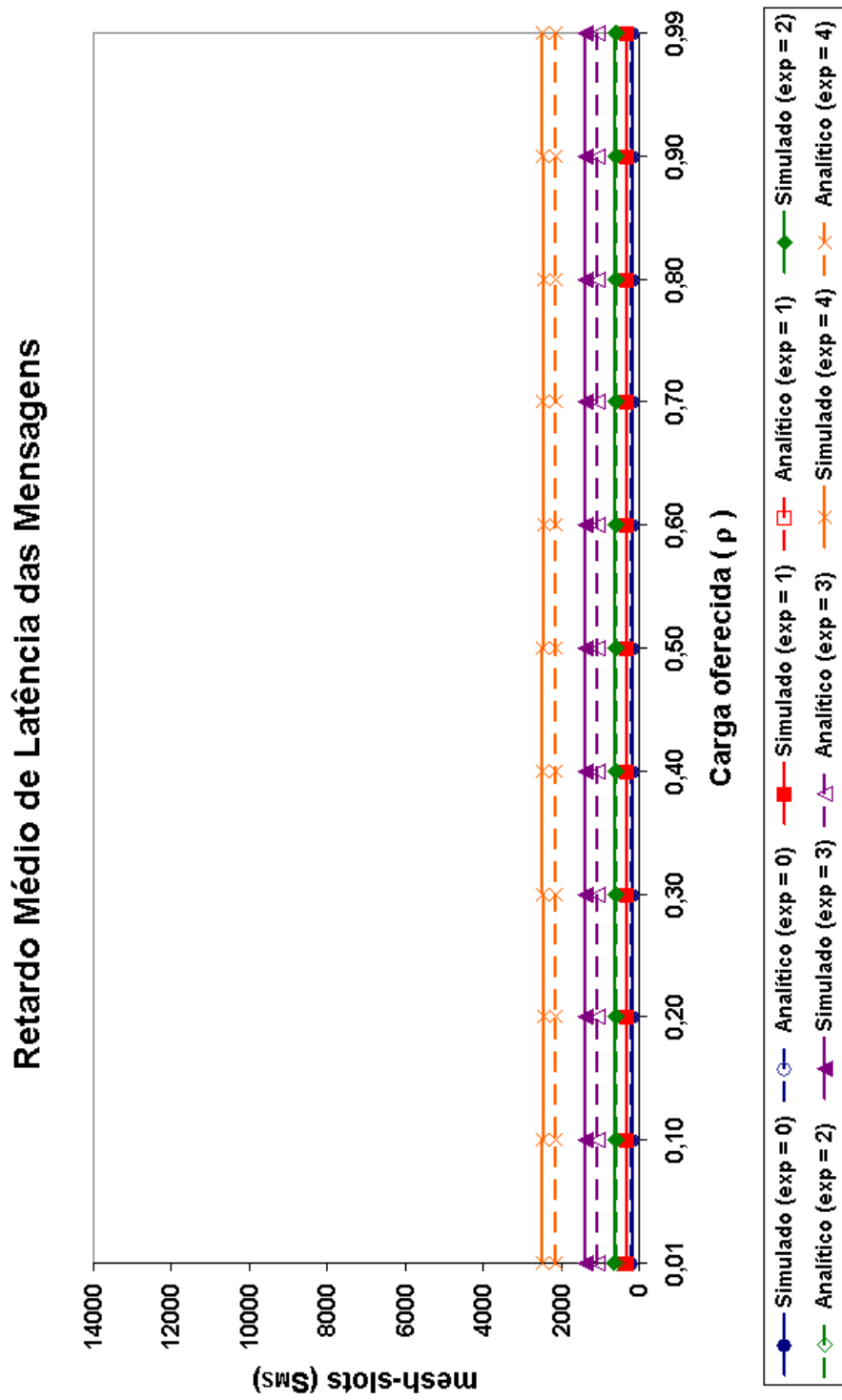


Figura 4.10: Retardo Médio de Latência das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para  $M = 16$  Estações.

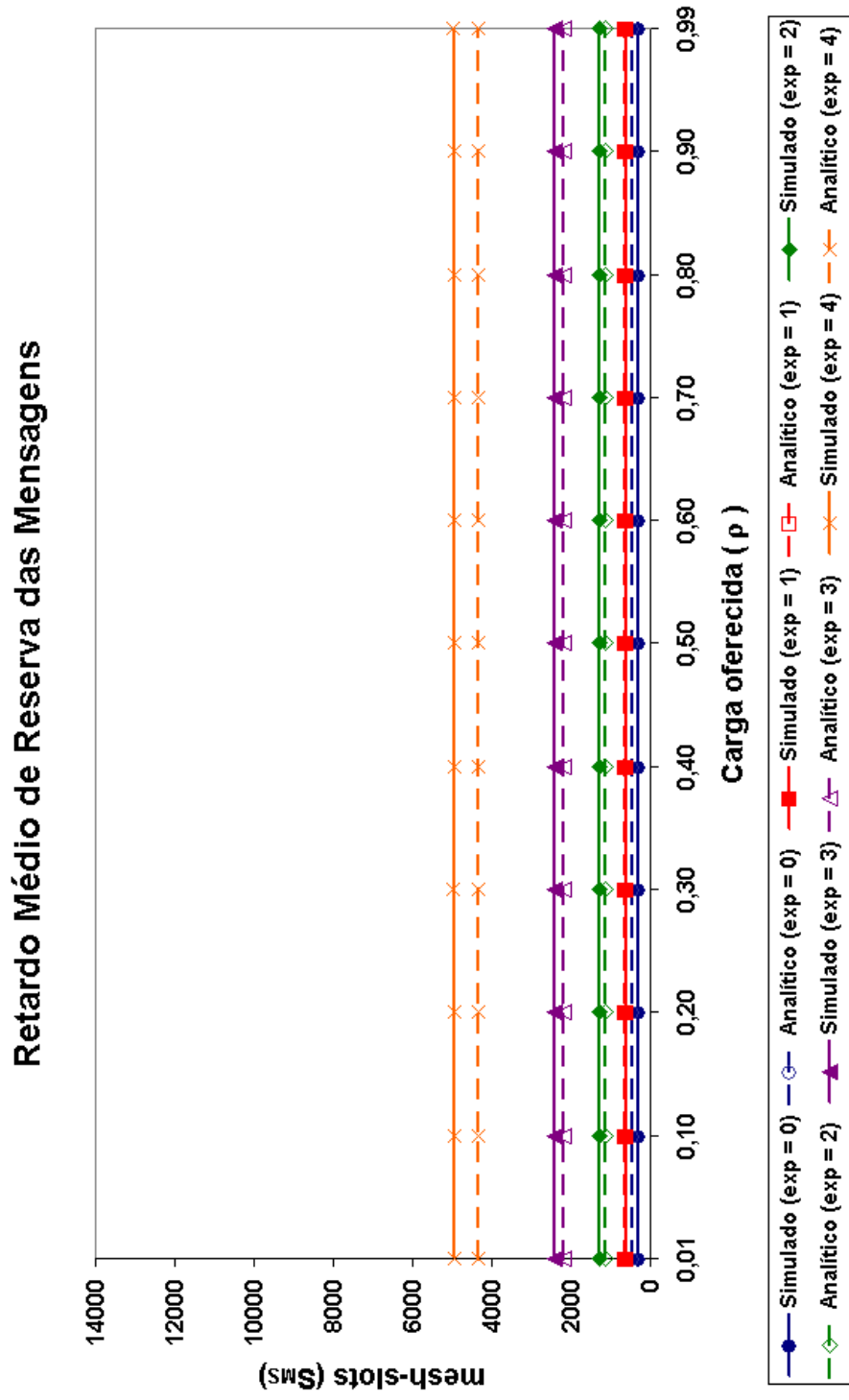


Figura 4.11: Retardo Médio de Reserva das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para  $M = 16$  Estações.

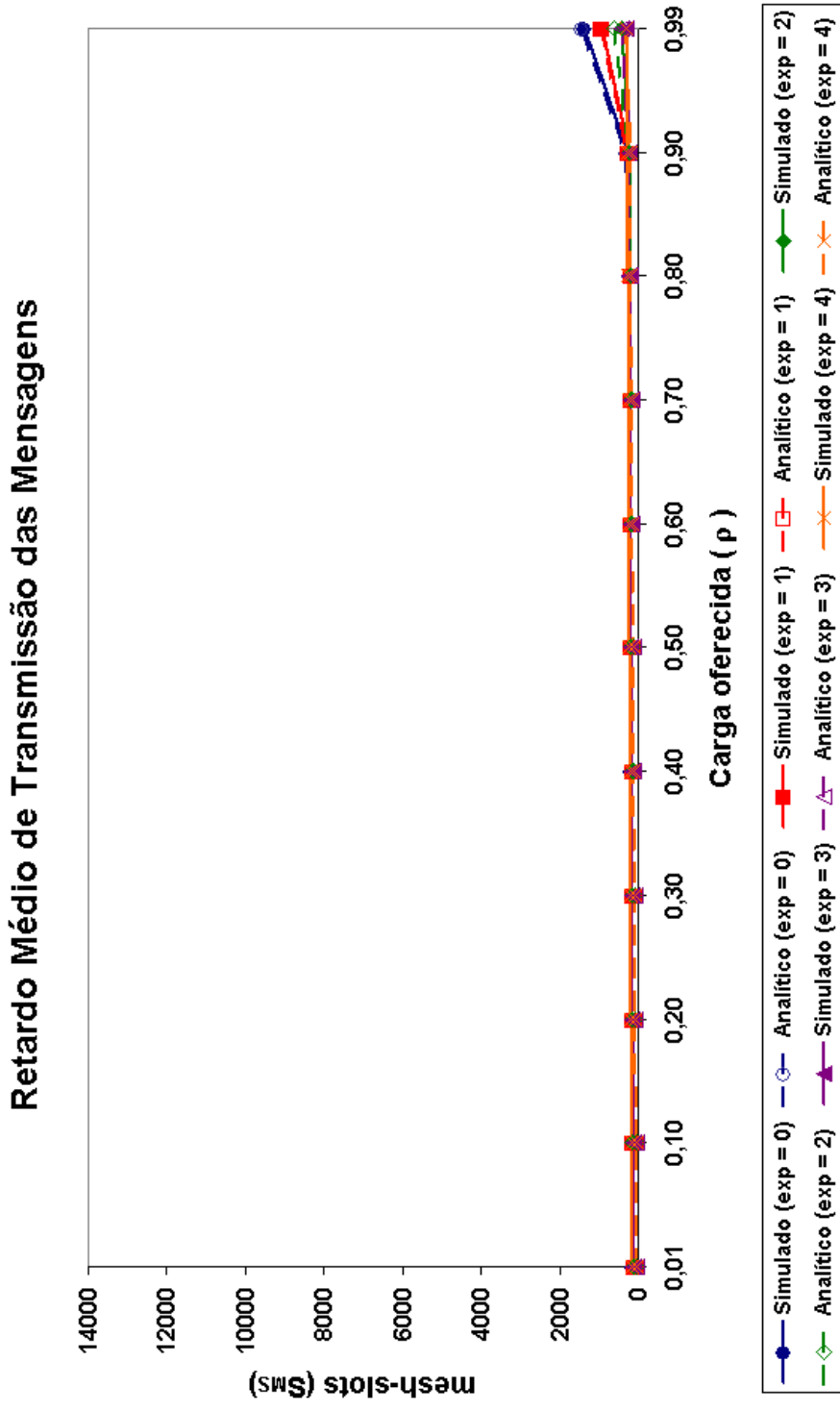


Figura 4.12: Retardo Médio de Transmissão das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Simplificado para M = 16 Estações.

## 4.2.2 Cenário Geral

Neste cenário, o conjunto de estações na vizinhança de 2-saltos das estações pode ser diferente; não existem estações cujas informações de escalonamento são desconhecidas ou desatualizadas; e expoentes de atraso podem ser iguais ou diferentes.

Para o cenário geral, onde as estações possuem diferentes vizinhanças, é possível observar a partir dos gráficos das figuras 4.13 e 4.14 em relação aos gráficos das figuras 4.6 e 4.7, respectivamente, a influência da vizinhança na disputa “*mesh*”.

Comparando as curvas para  $M = 49$  estações nos dois cenários é visível que no cenário geral as estações, quando utilizam expoente menores,  $\text{exp} = 0$ ,  $\text{exp} = 1$  e  $\text{exp} = 2$ , possuem um retardo médio total menor do que no cenário simplificado.

Isto se explica devido à influência da vizinhança na disputa “*mesh*” entre as estações, ou seja, como no cenário simplificado todas as estações são vizinhas umas das outras, todas são potenciais estações na disputa, no entanto, no cenário geral, caracterizado aqui por um GRID ( $n \times n$ ), apenas algumas estações (as vizinhas de até 2-saltos) são potenciais estações na disputa, sendo assim o retardo médio total para as mensagens no cenário geral menor.

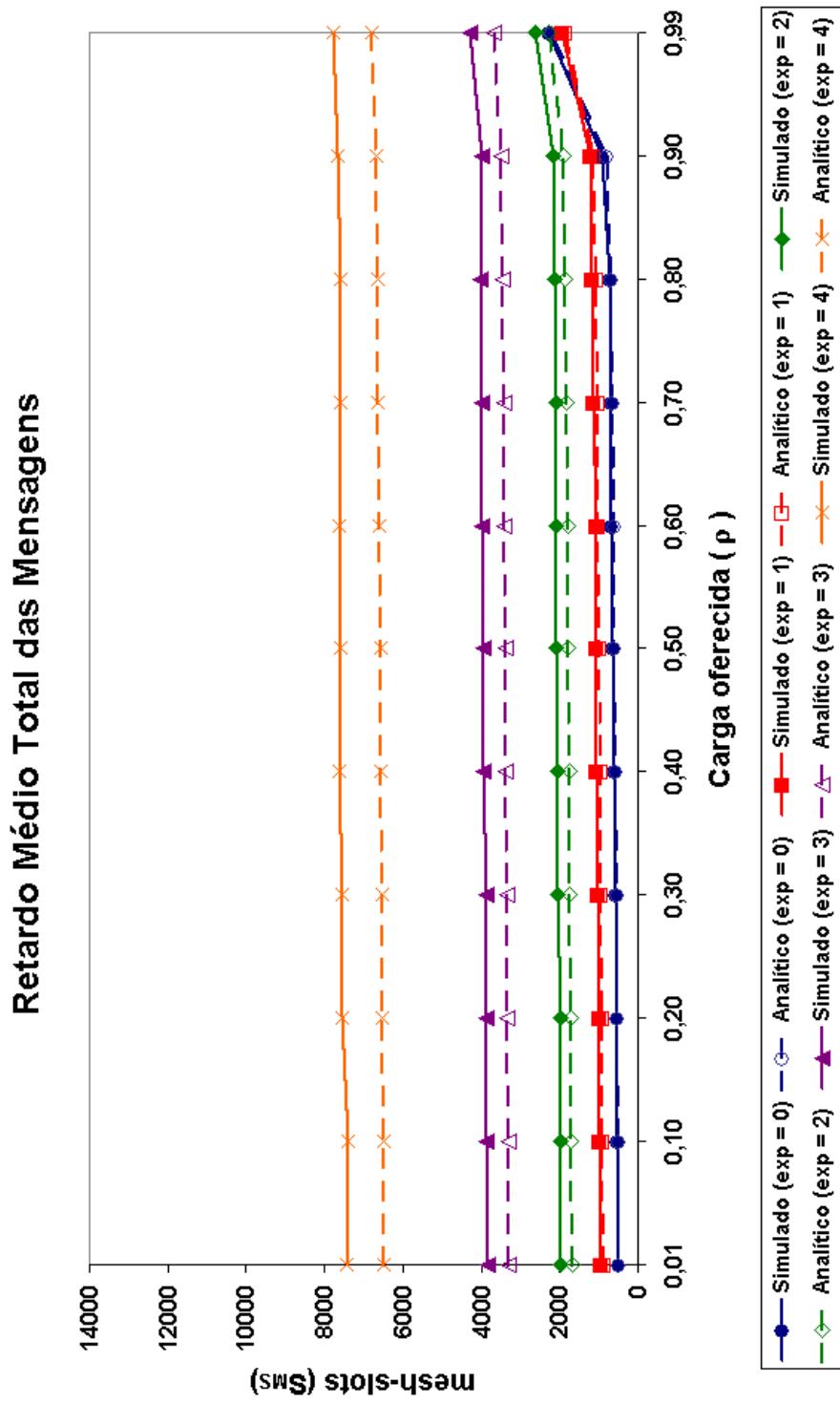


Figura 4.13: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Geral para  $M = 16$  Estações.

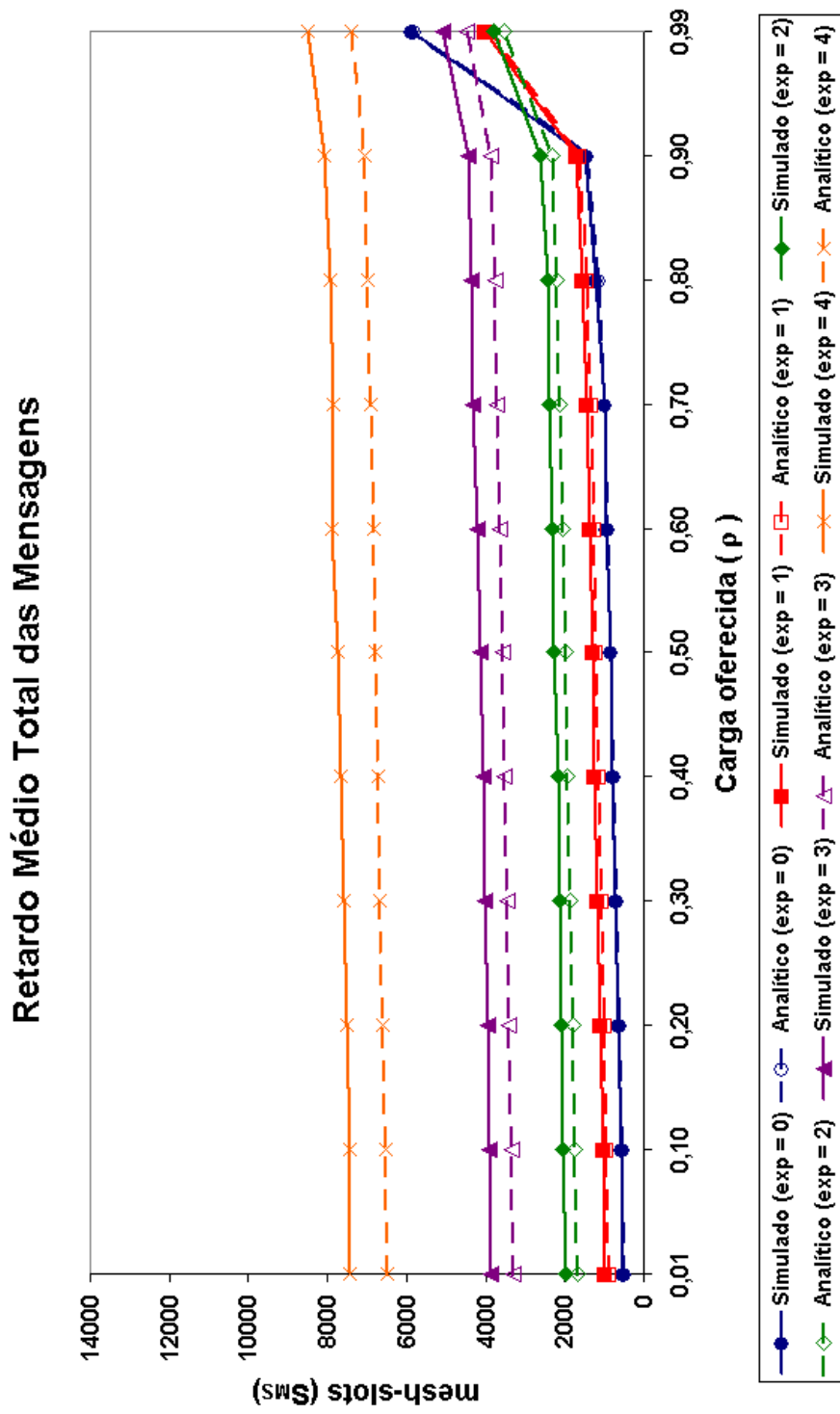


Figura 4.14: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 1 em Cenário Geral para  $M = 49$  Estações.



## **Decomposição do Retardo Total no Cenário Geral**

Novamente para observar mais detalhes da contribuição dos retardos parciais, a decomposição do retardo total é apresentada a seguir de acordo com a análise feita pelo modelo em retardo de latência, retardo de reserva e retardo de transmissão.

Os gráficos das figuras 4.15, 4.16, 4.17 e 4.18 mostram, respectivamente, o retardo médio total, o retardo médio de latência, o retardo médio de reserva e o retardo médio de transmissão, para a análise no caso 2, onde as estações só podem realizar reserva para 1 mensagem por requisição, neste cenário geral.

Conforme mostrado anteriormente, também neste cenário a maior parcela de contribuição para o retardo médio total é o retardo médio de reserva e o retardo médio de latência, inerentes ao mecanismo definido pelo padrão. Mais uma vez as curvas para os resultados analíticos e simulados são aproximadas.

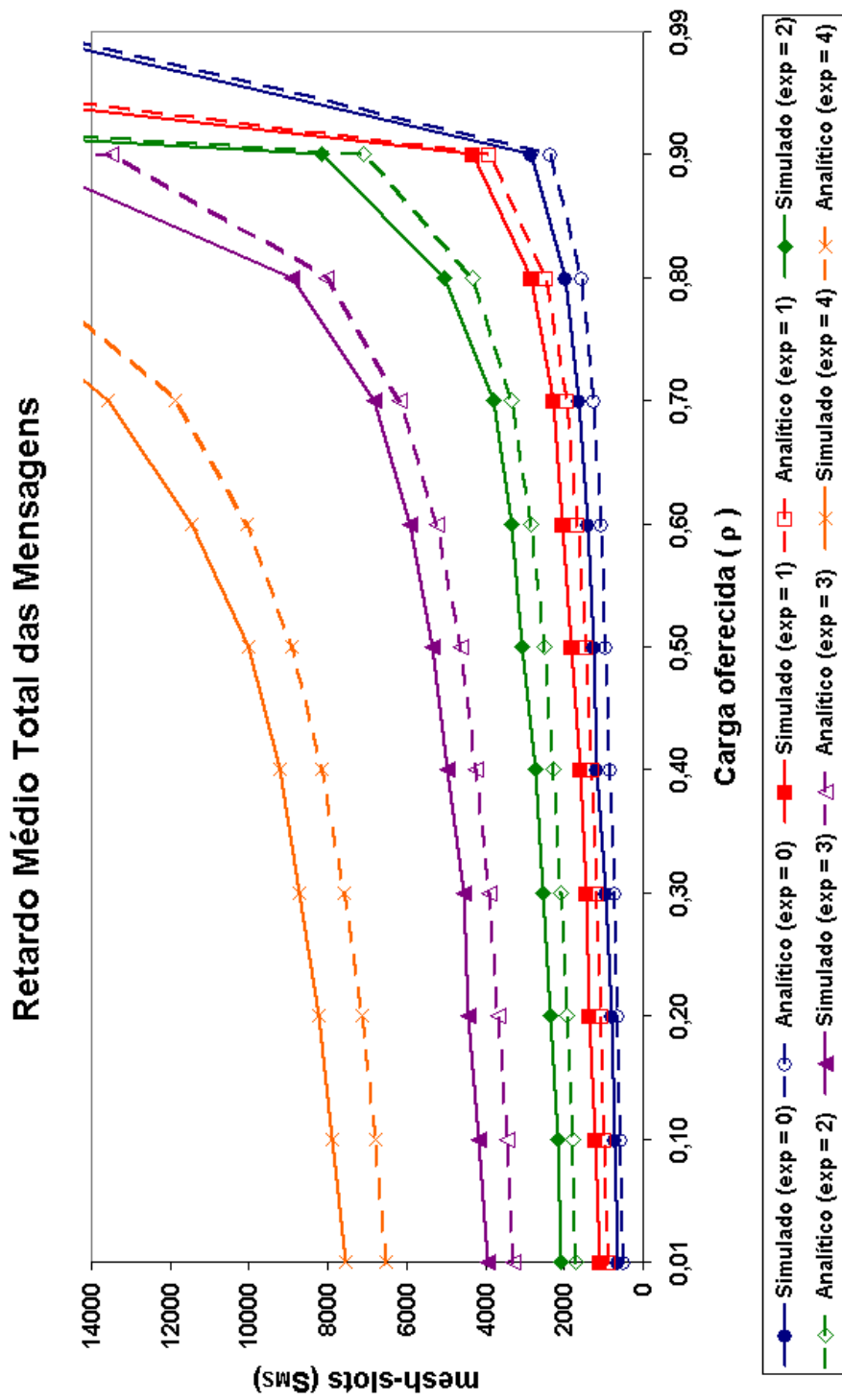


Figura 4.15: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para  $M = 49$  Estações.

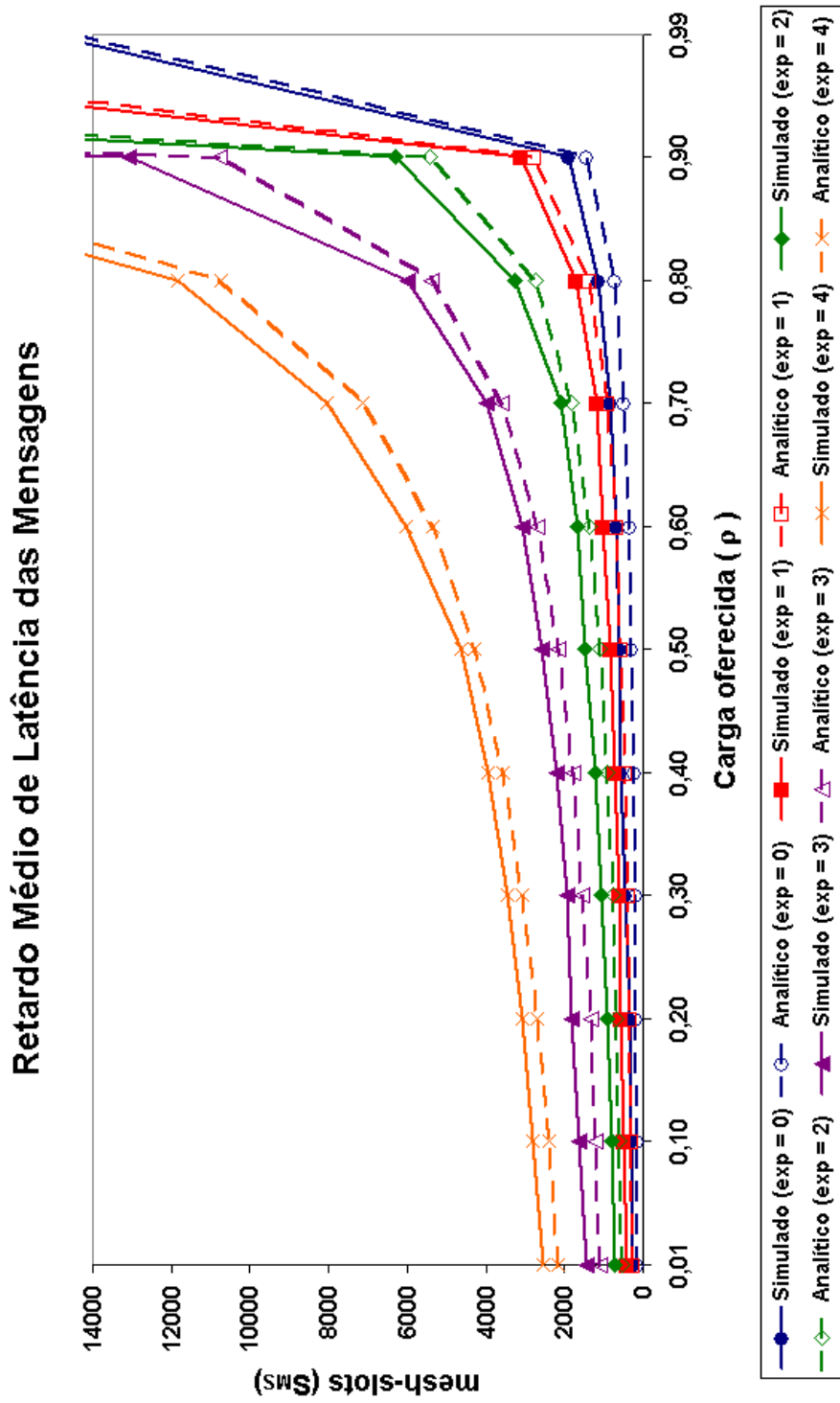


Figura 4.16: Retardo Médio de Latência das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para  $M = 49$  Estações.

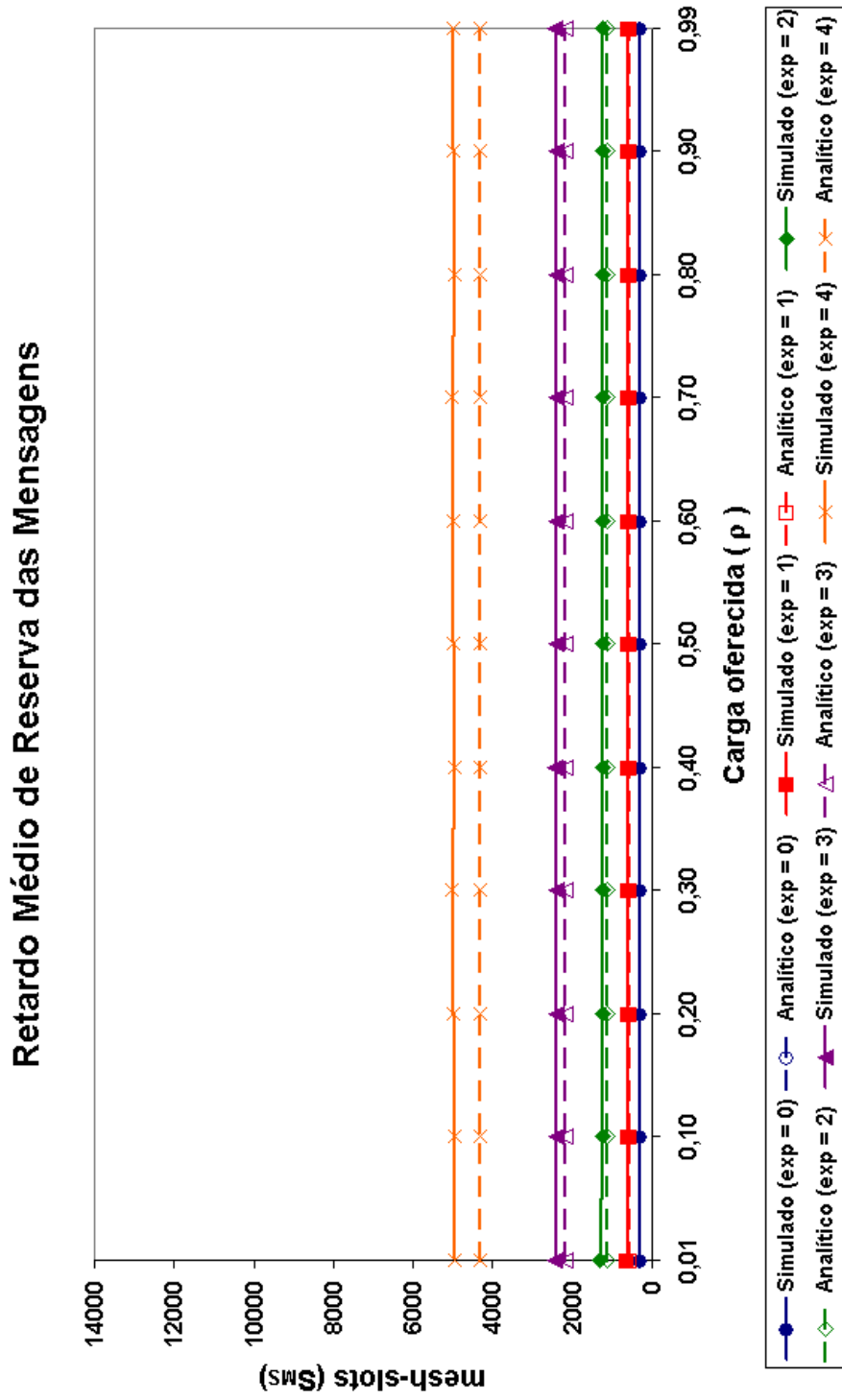


Figura 4.17: Retardo Médio de Reserva das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para  $M = 49$  Estações.

### Retardo Médio de Transmissão das Mensagens

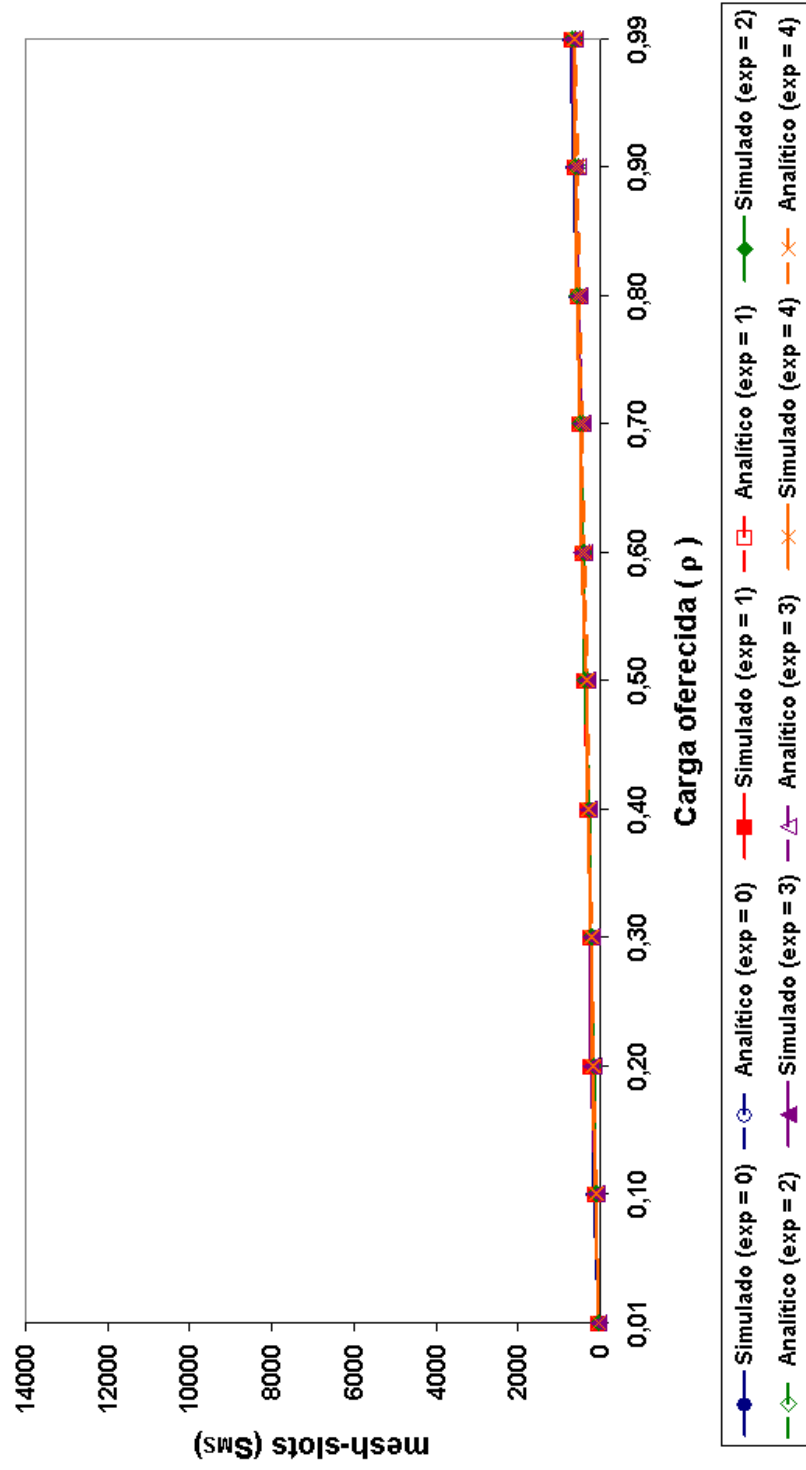


Figura 4.18: Retardo Médio de Transmissão das Mensagens de Dados no Caso 2 em Cenário Geral para  $M = 49$  Estações.

### 4.2.3 Cenário Desbalanceado

Os resultados das subseções anteriores mostram a avaliação de desempenho do protocolo descrito no padrão IEEE 802.16 em modo *mesh* com escalonamento distribuído coordenado sob a métrica do retardo médio total das mensagens das estações, onde é assumido que cada uma das estações gera o mesmo tráfego. Isto é, cada estação gera mensagens a uma mesma taxa e possuem as mesmas características estatísticas que as demais.

É importante ressaltar a análise de um cenário com tráfego assimétrico gerado pelas estações, mesmo que simplificado, de forma a verificar a robustez e equidade do protocolo em questão.

Pela análise desenvolvida através da modelagem analítica proposta, observa-se que apesar de ser permitido às estações a geração de mensagens de forma desbalanceada, periodicamente todas as estações terão oportunidade de realizar reservas para suas mensagens, dada a característica do mecanismo de reserva descrito pelo modo de operação *mesh*. Um exemplo deste cenário, onde uma dada estação gera 90% da carga oferecida ao sistema e as demais estações geram os 10% restantes, é ilustrado a seguir.

Pela decomposição do retardo médio total das mensagens de uma dada estação,  $i$  ( $E[D_i] = E[D_i^{(R)}] + E[D_i^{(S)}]$ ), pode ser observado que  $E[D_i^{(S)}]$ , o retardo de serviço, é a parcela de contribuição que envolve a taxa de geração de mensagens no cálculo desse retardo.

Uma vez que  $E[D_i^{(R)}]$ , o retardo de reserva, que é a soma do retardo de latência e do retardo de reserva (*3-way handshake*), independe da taxa de geração de mensagens (carga oferecida ao sistema,  $\rho$ ) e, ainda, sendo o retardo de reserva a maior parcela de contribuição para o retardo total das mensagens, mesmo que uma ou outra estação venha a gerar mais tráfego que as outras, espera-se que o protocolo mantenha o controle do sistema.

Os gráficos das figuras 4.19 e 4.20 mostram, respectivamente, o retardo médio total das mensagens transmitidas pela estação 1 e pela estação 16 no caso 1, sendo

que a estação 1 gera no sistema 90% da carga e a estação 16 gera o equivalente a carga restante (10%) igualmente dividida entre as 15 demais estações.

Pode-se observar que, para o retardo médio total, este desbalanceamento de carga apresenta pouca influência, visto que o protocolo periodicamente dá às estações oportunidades de reservas.

Como a cada oportunidade de reserva a estação aloca mini-segmentos para transmissão de todas as mensagens presentes no *buffer* naquele instante, mesmo que uma única estação esteja gerando 90% do tráfego as demais estações, eventualmente possuindo uma ou mais mensagens ainda que poucas, terão oportunidade de reservar, alocar e posteriormente transmitir suas mensagens.

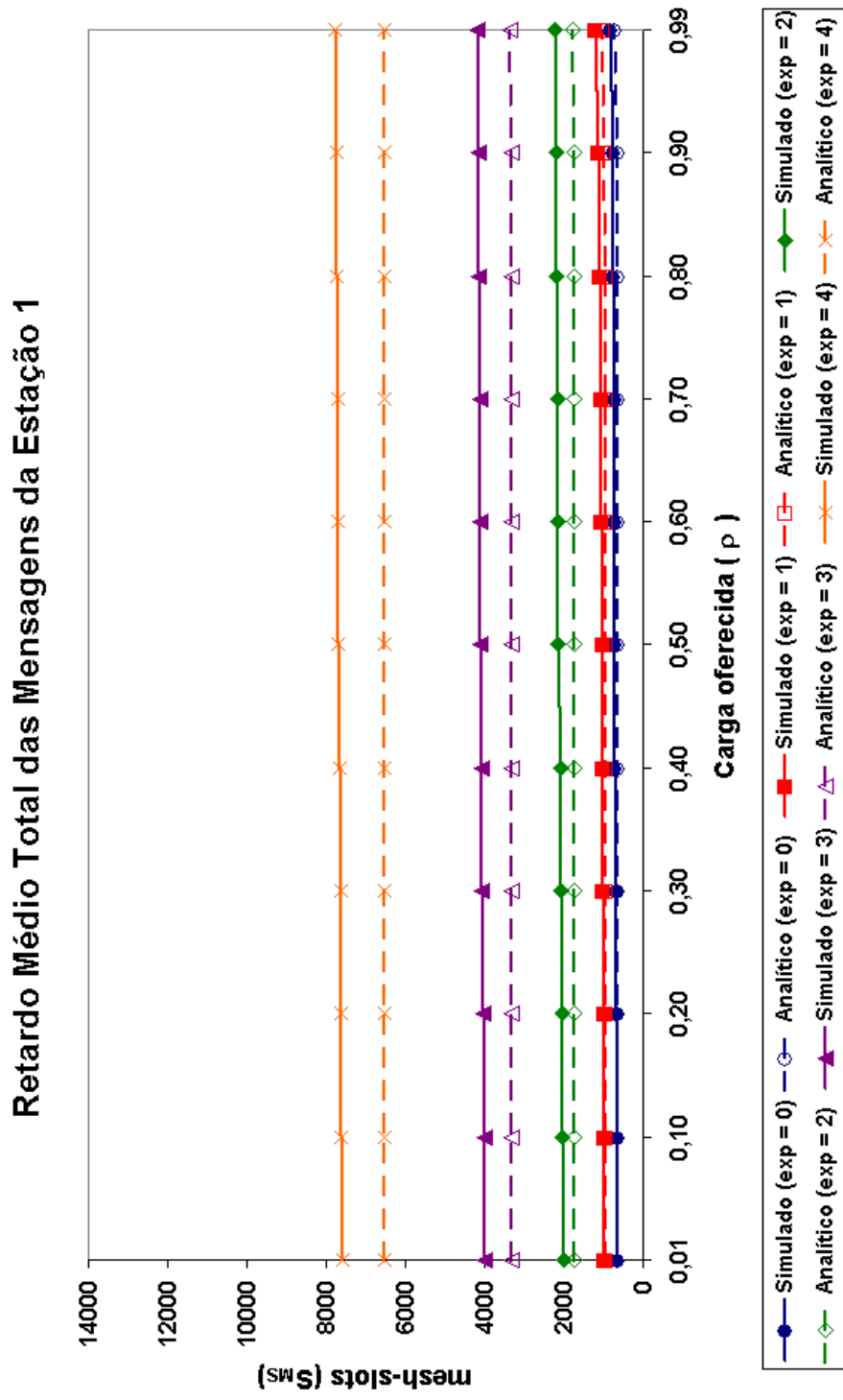


Figura 4.19: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados da Estação 1 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para  $M = 16$  Estações.



### Retardo Médio Total das Mensagens da Estação 16

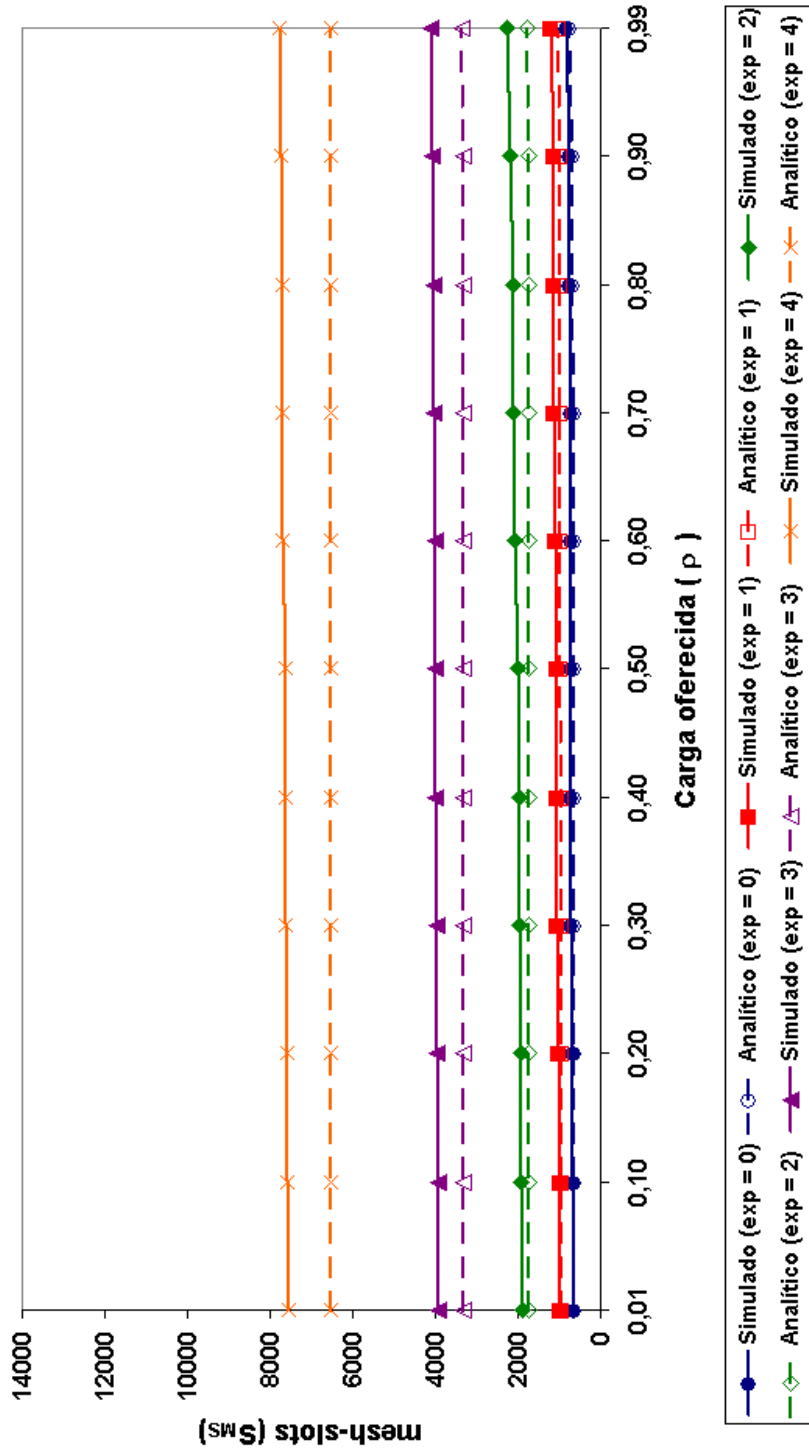


Figura 4.20: Retardo Médio Total das Mensagens de Dados da Estação 16 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para  $M = 16$  Estações.

Para visualizar a influência do desbalanceamento de carga no sistema, os gráficos das figuras 4.21 e 4.22 mostram apenas o retardo médio de transmissão, o qual representa uma pequena contribuição no retardo médio total, mas que se pode observar nas mensagens da estação 1 que possuem um retardo médio de transmissão menor do que as mensagens da estação 16 na mesma situação de desbalanceamento acima apresentada.

Pela análise do modelo e conforme o observado, nenhuma das estações irá ocupar sozinha o canal de comunicação dada a natureza de reserva do protocolo, que requer das estações reservas dos mini-segmentos de dados necessários para transmitir suas mensagens.

No próximo capítulo são apresentadas as conclusões do trabalho e direcionamentos para trabalhos futuros.

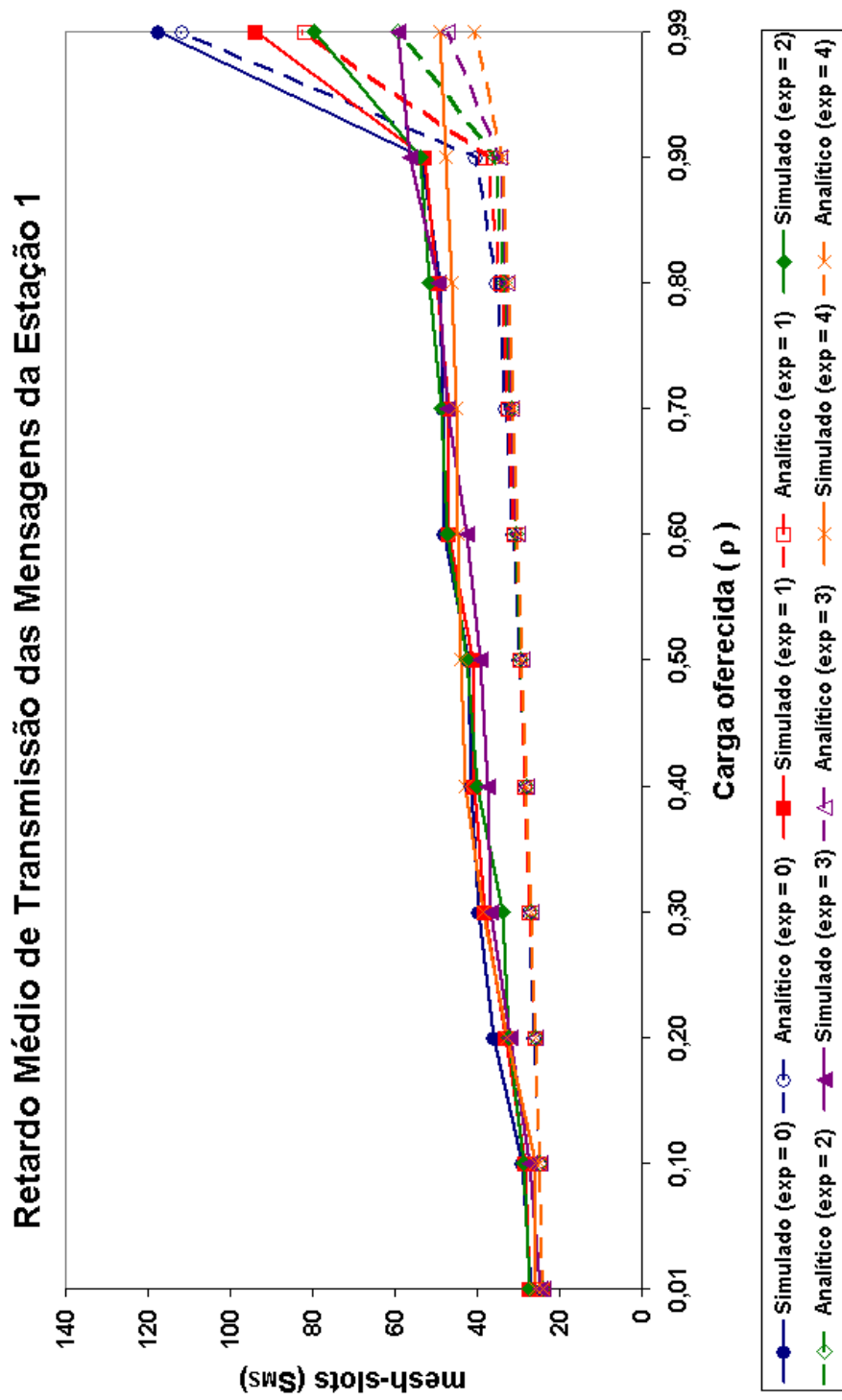


Figura 4.21: Retardo Médio Transmissão das Mensagens de Dados da Estação 1 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para  $M = 16$ .

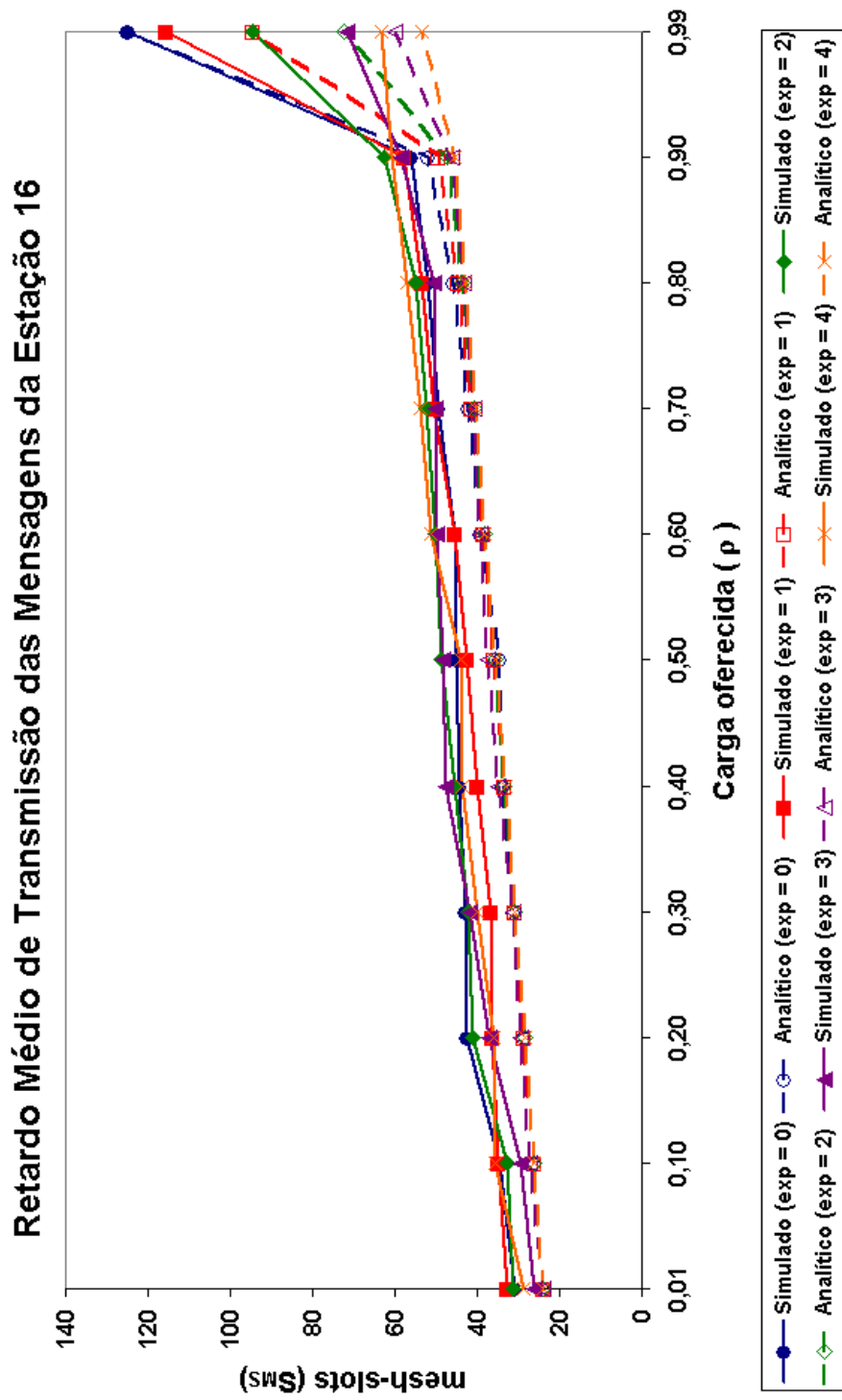


Figura 4.22: Retardo Médio Transmissão das Mensagens de Dados da Estação 16 no Caso 1 em Cenário Desbalanceado para  $M = 16$ .

# Capítulo 5

## Conclusões e Trabalhos Futuros

**E**STE capítulo conclui o trabalho realizado consolidando os resultados expostos anteriormente e extraíndo as conclusões e observações relevantes. Além disso, as principais contribuições alcançadas durante a elaboração desta dissertação são apresentadas. Por fim, também são feitas algumas recomendações para trabalhos futuros.

### 5.1 Conclusões

Neste trabalho foi proposta uma modelagem analítica para o retardo total das mensagens de dados no padrão IEEE 802.16 em modo *mesh* com escalonamento distribuído coordenado que incorpora funções de escalonamento de tráfego baseadas em reserva cíclica.

A análise matemática do retardo total das mensagens foi desenvolvida em duas versões: (i) número de mensagens por requisição sem limite e (ii) uma mensagem por requisição, foram propostos considerando a chegada de mensagens de acordo com uma distribuição *Poisson* e o tamanho das mensagens de acordo com uma distribuição qualquer. Também foram avaliados dois cenários: (1) cenário simplificado, onde as estações possuem a mesma vizinhança e (2) cenário geral, onde as estações possuem diferentes vizinhanças (GRID -  $n \times n$ ).

Dos resultados obtidos, pode-se concluir que o mecanismo de alocação proposto no modelo analítico complementa o modelo apresentado por Min Cao e outros [8] e suas melhorias propostas por Bayer e outros [3, 18], permitindo assim obter a métrica de desempenho do retardo médio total das mensagens de dados.

Através dos resultados obtidos analiticamente e via ferramenta de simulação foi observada a importância de se levar em consideração, tanto no modelo analítico como na ferramenta de simulação, outros parâmetros de rede, tais como: a duração do quadro, número de segmentos destinados ao envio de mensagens de controle MSH-DSCH pertencente ao mecanismo de escalonamento distribuído, a quantidade de quadros que contém um subquadro de controle de escalonamento entre dois quadros que contém um subquadro de controle de rede e o número de estações vizinhas de até 2-saltos.

Foi mostrado que o cenário geral apresenta melhor desempenho das estações devido à menor influência na disputa “*mesh*” entre as estações. Foi mostrado também que, apesar de o caso 2 limitar a requisição, objetivando um controle rígido da requisições, no caso 1, em que reservas são feitas para todas as mensagens de uma dada estação, os resultados foram melhores devido à grande contribuição do retardo médio de reserva, inerente ao mecanismo descrito no padrão, o que acarreta um aumento significativo nos cenários avaliados para o caso 2.

Acerca da análise da equidade na geração de tráfego pelas estações, foi mostrado que as estações no sistema podem ou não gerar suas mensagens a uma mesma taxa, pois, o protocolo mantém o controle do sistema permitindo que cada estação realize reserva para a transmissão de suas mensagens de dados periodicamente.

Conclui-se, por fim, que o modelo proposto pode ser utilizado para avaliar outros cenários de estudos das redes *mesh* sem fio com a tecnologia WiMax.

## 5.2 Trabalhos Futuros

Alguns estudos complementares podem ser realizados com base nos resultados apresentados nesta dissertação. Abaixo, serão listadas algumas sugestões para trabalhos futuros, a saber:

- analisar o comportamento do mecanismo de controle distribuído coordenado, definido pelo padrão, com outras métricas de desempenho, como, por exemplo: vazão, *jitter*, probabilidade de perda e entre outras;
- avaliar o método de acesso apresentado em cenários envolvendo múltiplos saltos;
- implementar e modelar diferentes algoritmos de alocação, tais como: prioridades e WFQ para avaliação;
- estudar um limite ótimo entre reservas ilimitadas e fixas de 1 (uma) mensagem;
- ampliar o estudo da não equidade (desbalanceamento) na geração de tráfego pelas estações no sistema;
- estudar a variação do número de segmentos de controle destinados ao escalonamento distribuído coordenado.

# Referências Bibliográficas

- [1] AKYILDIZ, I. F., WANG, X., AND WANG, W. Wireless mesh networks: a survey. *Computer Networks, Amsterdam, The Netherlands*, v. 47, n. 4, p. 445-487, Mar. 2005.
- [2] IEEE802.16. *IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks. Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems: part 16. New York, 2004. Disponível em: <<http://www.elektormedia.com/EthernetToolbox/Data/Standard/802.16-2004.pdf>>. Acesso em: 17 set. 2008.*
- [3] BAYER, N., SIVCHENKO, D., XU, B., RAKOCEVIC, V., AND HABERMANN, J. Transmission timing of signalling messages in ieee 802.16 based mesh networks. *In: EUROPEAN WIRELESS CONFERENCE, 12., 2006, Athens. Proceedings... Athens, Greece, 2006.*
- [4] ZHU, H., AND LU, K. On the interference modeling issues for coordinated distributed scheduling in ieee 802.16 mesh networks. *In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON BROADBAND NETWORKS (BROADNETS'2006), 3., 2006, San José. Proceedings... San José, CA, 2006.*
- [5] CAO, M., MA, W., ZHANG, Q., AND WANG, X. Analysis of ieee 802.16 mesh mode scheduler performance. *IEEE Transactions on Wireless Communications. Piscataway, NJ*, v. 6, n. 4, 2007.
- [6] JÚNIOR, P. D. M. *Modelagem e Análise de um Protocolo de Acesso Alternativo para o Padrão IEEE 802.16 de Redes Metropolitanas sem Fio. 2005. 86 f. Dis-*



sertação (Mestrado em Ciências em Engenharia de Sistemas e Computação) - COPPE, Universidade Federal do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, 2005.

- [7] NASSEHI, M. M. Crma: An access scheme for high-speed lans e mans. *In: IEEE SUPERCOMM/ICC'90, 1990, Atlanta. Proceedings... Atlanta, GA, 1990.*
- [8] CAO, M., MA, W., ZHANG, Q., WANG, X., AND ZHU, W. Modelling and performance analysis of the distributed scheduler in ieee 802.16 mesh mode. *In: ACM INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON MOBILE AD HOC NETWORKING AND COMPUTING (MobiHoc'2005), 6., 2005, Urbana-Champaign. Proceedings... Houston, TX: ACM SIGMOBILE, 2005.*
- [9] SIERRA, J. E., HINCAPIÉ, R., BUSTAMANTE, R., AND BETANCUR, L. Modelo de simulación de la capa mac ieee 802.16-2004 para modo mesh. *Revista de la Facultad de Ingeniería, p. 57-77, Sept. 2006. Edición monográfica i2 ComM.*
- [10] AKYILDIZ, I. F., AND WANG, X. A survey on wireless mesh networks. *IEEE Communications Magazine, New York, v. 43, n. 9, p. S23-S30, Sept. 2005.*
- [11] IEEE802.11. *IEEE Standard for Local Area Networks. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: part 11. New York, 1999. Disponível em: <<http://www.elektormedia.com/EthernetToolbox/Data/Standard/802.11-1999.pdf>>. Acesso em: 17 set. 2008.*
- [12] ABELÉM, A. J. G., DE ALBUQUERQUE, C. V. N., MUCHALUAT-SAADE, D. C., AGUIAR, E. S., DUARTE, J. L., DA FONSECA, J. E. M., AND MAGALHÃES, L. C. S. Redes mesh: Mobilidade, qualidade de serviço e comunicação em grupo. *In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES, 25., 2007, Porto Alegre. Anais... Porto Alegre, RS: SBC, 2007.*
- [13] MORAES, L. F. M., AND JÚNIOR, P. D. M. Proposta de avaliação de um novo protocolo de acesso ao meio para broadband wireless networks. *In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE TELECOMUNICAÇÕES (SBrT05), 22., 2005, Campinas. Anais... Campinas, SP: SBC, 2005.*

- [14] CHO, D.-H., SONG, J.-H., KIM, M.-S., AND HAN, K.-J. Performance analysis of the iee 802.16 wireless metropolitan area network. *In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON DISTRIBUTED FRAMEWORKS FOR MULTIMEDIA APPLICATIONS (DFMA'05), 1., 2005. Besançon. Proceedings... Washington, DC: IEEE Computer Society, 2005.*
- [15] TOBAGI, F. Multiaccess protocols in packet communication systems. *IEEE Transactions on Communications, Piscataway, NJ, v. 28, n. 4, p. 468-488, Apr. 1980.*
- [16] OFDM. Wikipédia, 2008. Disponível em: <http://pt.wikipedia.org/wiki/OFDM>. Acesso em: 29 jun. 2008.
- [17] KESHAV, S. *An Engineering Approach to Computer Networking: ATM Networks, the Internet and the Telephone Network.* Boston, MA: Addison-Wesley, 2005.
- [18] BAYER, N., XU, B., RAKOCEVIC, V., AND HABERMANN, J. Improving the performance of the distributed scheduler in iee 802.16 mesh networks. *In: VEHICULAR TECHNOLOGY CONFERENCE (IEEE VTC Spring 2007), 65., 2007, Dublin. Proceedings... Dublin, 2007.*
- [19] CICONETTI, C., ERTA, A., AND LENZINI, L. Performance evaluation of the mesh election procedure of iee 802.16/wimax. *In: ACM INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON MODELING ANALYSIS AND SIMULATION OF WIRELESS AND MOBILE SYSTEMS, 10., 2007, Chania. Proceedings... Chania, Crete Island, Greece, 2007.*
- [20] RUBIN, I. Access control disciplines for multi-access communication channels: Reservation and tdma schemes. *IEEE Transactions on Information Theory, Piscataway, NJ, v. 25, n. 5, p. 516-536, Sept. 1979.*
- [21] DE MORAES, L. F. M. Delay analysis of a cyclic reservation multiple access scheme for high-speed mans and lans. *Rio de Janeiro: IME, Seção de Engenharia de Sistemas, 1990.*

- [22] COHEN, J. W. *The Single Server Queue. 2. ed. Amsterdam: North-Holland Publ., 1982.*
- [23] BURKE, P. J. Delay in single-server queue with batch input. *Operations Research, Cambridge, MA, v. 23, n. 4, p. 830-833, July/Aug. 1975.*
- [24] LAM, S. S. Delay analysis of a time division multiple access (tdma) channel. *IEEE Transactions on Communications, Piscataway, NJ, v. COM-25, n. 12, p. 1489-1494, Dec. 1977.*