



sid.inpe.br/mtc-m19/2011/05.31.15.16-TDI

UM MODELO ANALÍTICO PARA ANÁLISE DO DESEMPENHO DE REDES MESH IEEE 802.16 COM ESCALONAMENTO DISTRIBUÍDO

Cecília de Azevedo Castro César

Tese de Doutorado do Curso de Pós-Graduação em Computação Aplicada, orientada pelos Drs. Solon Venâncio de Carvalho, e Nelson Luis Saldanha da Fonseca, aprovada em 07 de julho de 2011.

> URL do documento original: <http://urlib.net/8JMKD3MGP7W/39Q5AEH>

> > INPE São José dos Campos 2011

PUBLICADO POR:

Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais - INPE Gabinete do Diretor (GB) Serviço de Informação e Documentação (SID) Caixa Postal 515 - CEP 12.245-970 São José dos Campos - SP - Brasil Tel.:(012) 3208-6923/6921 Fax: (012) 3208-6919 E-mail: pubtc@sid.inpe.br

CONSELHO DE EDITORAÇÃO E PRESERVAÇÃO DA PRODUÇÃO INTELECTUAL DO INPE (RE/DIR-204):

Presidente:

Dr. Gerald Jean Francis Banon - Coordenação Observação da Terra (OBT)

Membros:

Dr^a Inez Staciarini Batista - Coordenação Ciências Espaciais e Atmosféricas (CEA) Dr^a Maria do Carmo de Andrade Nono - Conselho de Pós-Graduação Dr^a Regina Célia dos Santos Alvalá - Centro de Ciência do Sistema Terrestre (CST) Marciana Leite Ribeiro - Serviço de Informação e Documentação (SID) Dr. Ralf Gielow - Centro de Previsão de Tempo e Estudos Climáticos (CPT) Dr. Wilson Yamaguti - Coordenação Engenharia e Tecnologia Espacial (ETE) Dr. Horácio Hideki Yanasse - Centro de Tecnologias Especiais (CTE) **BIBLIOTECA DIGITAL:** Dr. Gerald Jean Francis Banon - Coordenação de Observação da Terra (OBT) Marciana Leite Ribeiro - Serviço de Informação e Documentação (SID)

Deicy Farabello - Centro de Previsão de Tempo e Estudos Climáticos (CPT)

REVISÃO E NORMALIZAÇÃO DOCUMENTÁRIA:

Marciana Leite Ribeiro - Serviço de Informação e Documentação (SID) Yolanda Ribeiro da Silva Souza - Serviço de Informação e Documentação (SID) EDITORAÇÃO ELETRÔNICA:

Vivéca Sant'Ana Lemos - Serviço de Informação e Documentação (SID)





sid.inpe.br/mtc-m19/2011/05.31.15.16-TDI

UM MODELO ANALÍTICO PARA ANÁLISE DO DESEMPENHO DE REDES MESH IEEE 802.16 COM ESCALONAMENTO DISTRIBUÍDO

Cecília de Azevedo Castro César

Tese de Doutorado do Curso de Pós-Graduação em Computação Aplicada, orientada pelos Drs. Solon Venâncio de Carvalho, e Nelson Luis Saldanha da Fonseca, aprovada em 07 de julho de 2011.

> URL do documento original: <http://urlib.net/8JMKD3MGP7W/39Q5AEH>

> > INPE São José dos Campos 2011

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação (CIP)

César, Cecília de Azevedo Castro.

C337u

1 Um modelo analítico para análise do desempenho de redes mesh IEEE 802.16 com escalonamento distribuído / Cecília de Azevedo Castro César. – São José dos Campos : INPE, 2011. xx+147 p. ; (sid.inpe.br/mtc-m19/2011/05.31.15.16-TDI)

Tese (Doutorado em Computação Aplicada) – Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais, São José dos Campos, 2011.

Orientadores : Drs. Solon Venâncio de Carvalho, e Nelson Luis Saldanha da Fonseca.

Rede sem fio. 2. Redes em malha sem fio. 3. Equidade.
 Análise de desempenho. 5. Teoria das filas. I.Título.

CDU 004.71

Copyright © 2011 do MCT/INPE. Nenhuma parte desta publicação pode ser reproduzida, armazenada em um sistema de recuperação, ou transmitida sob qualquer forma ou por qualquer meio, eletrônico, mecânico, fotográfico, reprográfico, de microfilmagem ou outros, sem a permissão escrita do INPE, com exceção de qualquer material fornecido especificamente com o propósito de ser entrado e executado num sistema computacional, para o uso exclusivo do leitor da obra.

Copyright © 2011 by MCT/INPE. No part of this publication may be reproduced, stored in a retrieval system, or transmitted in any form or by any means, electronic, mechanical, photocopying, recording, microfilming, or otherwise, without written permission from INPE, with the exception of any material supplied specifically for the purpose of being entered and executed on a computer system, for exclusive use of the reader of the work.

Aprovado (a) pela Banca Examinadora em cumprimento ao requisito exigido para obtenção do Título de Doutor(a) em Computação Aplicada

Dr. Nandamudi Lankalapalli Vijaykumar

Presidente / INPE / SJCampos - SP

Dr. Solon Venâncio de Carvalho

Orientador(a) / INPE / SJCampos - SP

Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca

Orientador(a) / UNICAMP / Campinas - SP

Dra. Rita de Cássia Meneses Rodrigues

Omar Carvalho Branquinho

Membro da Banca / INPE / SJCampos - SP

Convidado(a) / PUC/Campinas / Campinas - SP

Dr. Celso Massaki Hirata

Convidado(a) / ITA / SJCampos - SP

Este trabalho foi aprovado por:

() maioria simples

🚫 unanimidade

Dr.

Aluno (a): Cecília de Azevedo Castro César

São José dos Campos, 07 de julho de 2011

"Todo o nosso esforço há de consistir em ultrapassar pelo pensamento e pelo sentimento os limites que a vida humana impõe, e tender à fraternidade universal, pois somos filhos de um único Pai - Deus"

Chiara Lubich

A minha mãe (in memoriam).

AGRADECIMENTOS

A realização deste trabalho se tornou possível graças ao apoio incondicional de meu marido. A ele, por ter desempenhado inúmeras vezes o papel de pai e mãe e, além disso, compreensivo, conselheiro, incentivador, enfim companheiro, meu maior agradecimento.

Agradeço também a orientação serena e a sabedoria do Dr. Solon Venâncio de Carvalho que se fizeram sentir ao longo do desenvolvimento do trabalho. Ao co-orientador Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca meu agradecimento pelas boas indicações e, sobretudo, pelas suas perguntas que me fizeram refletir sobre o que eu realmente estava fazendo.

Várias amigas, a quem posso chamar de irmãs, também me incentivaram, cito de modo particular Maria Celeste Soares Bianchi e Elaine Nuci do Espírito Santo, pela ajuda concreta com o texto.

Agradeço ao meu chefe, Dr. Nei Yoshihiro Soma, pelo incentivo em todas as etapas. Quando tudo estava dando errado, ele dizia: fique tranquila! Conselho difícil de seguir... Agradeço também a compreensão de todos os colegas da Divisão de Ciência da Computação do ITA.

De forma geral, agradeço ao Instituto Tecnológico da Aeronáutica e ao Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais pela oportunidade da pesquisa, como também pelo patrocínio na participação de eventos científicos.

Por fim, agradeço as minhas meninas, por compreenderem que a mamãe tem muitas facetas!

RESUMO

Redes sem fio em malha permitem estender o alcance das tradicionais redes sem fio, sendo particularmente indicadas para a integração de regiões de difícil acesso. Estas redes formam, dinamicamente, uma malha entre seus clientes e, através de múltiplos saltos entre nós intermediários, os pacotes dos clientes atingem o destino remoto, estendendo, desta forma, o alcance a partir de uma Estação Base central. O padrão IEEE 802.16 incluiu em suas especificações o modo em malha e, como um padrão relativamente recente, não foi suficientemente analisado. Este trabalho dedica-se ao estudo da capacidade das redes sem fio em malha do padrão IEEE 802.16 no que diz respeito ao atraso e vazão da camada de enlace. Propõe-se um modelo de fila M/G/1/L para os nós da rede nos quais se incorporam as características do padrão. Um método iterativo integra os resultados dos cálculos em cada nó obtendo o atraso fim-a-fim a partir de qualquer nó da malha até a Estação Base. Calculase, também, a vazão em cada nó e a vazão total na entrada da Estação Base. Devido aos inúmeros saltos, um nó distante da Estação Base pode ser prejudicado no atendimento de seus fluxos. Propõe-se um critério que permite uma distribuição equânime dos recursos para minimizar este problema. Os resultados numéricos do modelo foram confrontados com resultados de simulação indicando boa adequação da modelagem.

AN ANALYTICAL MODEL FOR PERFORMANCE ANALYSIS OF IEEE 802.16 MESH NETWORKS WITH DISTRIBUTED SCHEDULING

ABSTRACT

Wireless mesh networks enable to extend the reach of traditional wireless networks and are particularly suitable for the integration of difficult access areas. These networks dynamically form a mesh among its customers and through multiple hops between intermediate nodes, packets from customers reach the remote destination, extending the scope from a central Base Station. The IEEE 802.16 standard included the mesh mode in its specifications and, as a relatively recent standard, it has not been sufficiently analyzed. The purpose of this work is to study the capacity of IEEE 802.16 wireless mesh network with respect to throughput and delay in the link layer. We propose a queuing model M/G/1/L to the node incorporating the standard characteristics. An iterative method integrates the results by getting the delay of each node and calculating the end-to-end delay from any node in the mesh toward the Base Station. The process also calculates the throughput on each node and the total throughput at the entrance of the Base Station. Due to several hops, a node far from the Base Station may have the flows damaged, and to minimize this problem, we propose a criterion for a fair distribution of network resources. Numerical results from the model were compared with Simulation results indicating a good adaptation of the modeling.

LISTA DE FIGURAS

Pa	ág.
Figura 1.1 – Rede Sem Fio em Malha Híbrida	1
Figura 2.1 - Comparação entre WiMax, WLAN e Celular	. 11
Figura 2.2 - Comparação entre atribuição de slots com vários canais e rádios	.14
Figura 3.1 – Modos de Operação do IEEE 802.16	.27
Figura 3.2 - Estrutura dos quadros	.29
Figura 3.3 – <i>CID</i> presente no cabeçalho MAC	. 30
Figura 3.4 – O cabeçalho MAC genérico	.31
Figura 3.5 – Exemplo da distribuição dos tempos de cada nó vizinho	.34
Figura 3.6 – Handshake de 3 vias	.35
Figura 3.7 – Concessão prematura de banda	.37
Figura 3.8 – Reuso espacial entre enlaces na cadeia de 6 nós	.40
Figura 3.9 – Conflito dentro de uma mesma área de uso da banda	.41
Figura 4.1 - Tempos envolvidos na Transmissão do nó A ao nó B	.43
Figura 4.2 – O excesso no Processo de Renovação	.47
Figura 4.3 – Casos de competição entre os nós <i>j</i> e <i>k</i>	.48
Figura 4.4 – Troca de mensagens entre os nós	.54
Figura 4.5 - Sistema projetado S composto de subsistemas S1 e S2	.56
Figura 4.6 – Representação alternativa de S	57
Figura 4.7 – Representação na forma de grafo da grade 3x3 e respectivas rotas	.65
Figura 4.8 – Distância de um nó <i>x</i> à MBS	.77
Figura 5.1 - Probabilidade de acesso ao meio (α) em função da taxa de entrada	.86
Figura 5.2 – Resultados na topologia cadeia de 4 nós	. 88
Figura 5.3 – Resultados na topologia cadeia de 6 nós	. 89
Figura 5.4 – Resultados na topologia chain de 10 nós	.91
Figura 5.5 – Resultados na estrela de 2 braços	.93
Figura 5.6 – Resultados na estrela de 4 braços	.94
Figura 5.7 – Resultados na topologia grade 3x3	.95
Figura 5.8 – Resultados na topologia grade 5x5	. 96
Figura 5.9 – Resultados na topologia grade 7x7	. 97
Figura 5.10 – Comparação do modelo com e sem equidade na cadeia de 4 nós	.99
Figura 5.11 – Comparação do modelo com e sem equidade na cadeia de 6 nós 1	100
Figura 5.12 – Comparação do modelo com e sem equidade1	101

Figura 5.13 - Comparação do modelo com e sem equidade na estrela de 4 ramos.	102
Figura 5.14 – Comparação do modelo com e sem equidade na grade 3x3	102
Figura 5.15 – Comparação de tipos de modulação na cadeia de 10 nós	106
Figura 5.16 – Comparação de tipos de modulação na grade 7x7	107
Figura 5.17 – Comparação do número de mensagens de controle	108
Figura A.1 – Algoritmo de Ajuste Dinâmico de Expoentes	130
Figura C.1 – Novo nó se associando à rede mesh	145
Figura C.2 – Mensagens trocadas no processo de entrada de um novo nó	146
Figura C.3 – Estabelecimento de enlaces entre vizinhos	147

LISTA DE SIGLAS E ABREVIATURAS

AMC	-	Adaptive Modulation and Coding
AP	-	Access Point
CID	-	Connection Identification
FEBA	-	Fair End-to-end Bandwidth Allocation
IEEE	-	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IP	-	Internet Protocol
MAC	-	Medium Access Control
MBS	-	Mesh Base Station
MSH-DSCH	-	Mesh Distributed Scheduler
MSH-DSCH-NUM	-	Number of Mesh Distributed Scheduler Messages
MSH-NCFG	-	Mesh Network Configuration
MSS	-	Mesh Subscriber Station
nRR	-	Número de Regiões de Reuso Espacial
OFDM	-	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
PMP	-	Point to Multipoint
QoS	-	Quality of Service
TDMA	-	Time Division Multiple Access
VoIP	-	Voice over IP
WiFi	-	Wireless Fidelity (IEEE 802.11)
WiMAX	-	Worldwide Interoperability for Microwave Access
WLAN	-	Wireless Local Area Networks
WMAN	-	Wireless Metropolitan Area Networks
WMN	-	Wireless Mesh Network

SUMÁRIO

		<u>Pág.</u>
1	Introdução	1
1.1.	O problema de pesquisa	3
1.2.	Escopo da Pesquisa	5
1.3.	Contribuições	6
1.4.	Estrutura do Documento	7
2	Contexto da Pesquisa	9
2.1.	Histórico	9
2.2.	WMNs – Características e Desafios	12
2.3.	Trabalhos relacionados	
3	O MAC do IEEE 802.16 no modo mesh	27
3.1.	O Quadro	
3.2.	Escalonamento no Canal de Controle	
3.2.1	1. Mesh Election	
3.2.2	2. Handshake	
3.3.	Escalonamento no Canal de Dados	
3.4.	Reuso Espacial	
4	Modelagem Analítica	43
4.1.	As fases da Transmissão	44
4.1.1	1. Fase de Handshake	45
4.1.2	2. Fase de Espera pela Transmissão	
4.1.3	3. Fase de Envio	51
4.2.	O modelo de um nó	54
4.3.	Método Iterativo	64
4.3.1	1. Obtenção da Rota	64
4.3.2	2. Algoritmo Iterativo	68
4.4.	Limite da Capacidade	71
4.4.1	1. Melhor caso	72
4.4.2	2. Pior caso	74

4.4.3	3. Caso Intermediário	74		
4.5.	Equidade	75		
5	Resultados Numéricos	81		
5.1.	Adequação ao Simulador	81		
5.2.	Comparação da Modelagem com Simulação	86		
5.2.′	I. Topologia cadeia	87		
5.2.2	2. Topologia estrela	92		
5.2.3	3. Topologia grade	95		
5.3.	Resultados dos testes de equidade	98		
5.3.′	I. Topologia cadeia	98		
5.3.2	2. Topologia estrela 1	01		
5.3.3	3. Topologia grade 1	02		
5.4.	Discussão sobre equidade1	03		
5.5.	Variação nos valores de parâmetros 1	05		
5.5.′	 Variação no tipo de modulação1 	06		
5.5.2	2. Aumento do número de mensagens de controle1	07		
6	Conclusão1	09		
6.1.	Contribuições da Pesquisa1	09		
6.2.	Limitações 1	11		
6.3.	Trabalhos Futuros 1	13		
REF	ERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS 1	17		
Glos	ssário1	25		
APÊ	NDICE A Algoritmo para Melhoria do Desempenho através da			
Con	figuração Dinâmica de Expoentes de Holdoff1	29		
APÊ	NDICE B Cálculo do número de Bytes por Quadro1	33		
ANEXO A Conteúdo da mensagem de controle MSH-DSCH 135				
ANE	ANEXO B Algoritmo MeshElection143			
ANE	ANEXO C Processo de Entrada de um nó na Rede145			

1 INTRODUÇÃO

Redes sem fio em malha, *Wireless Mesh Networks* (WMNs), ou simplesmente, redes mesh, são redes sem fio que apresentam facilidade de instalação, em especial, em áreas rurais ou geograficamente distantes, nas quais a implantação de cabeamento é difícil e de baixo custo/benefício. Este tipo de rede, que, tipicamente, possui alcance maior do que as tradicionais redes WiFi (*Wireless Fidelity*), permite integrar regiões, por mais isoladas que sejam, e com topologias diversas.

Nesta tese, utiliza-se a definição de WMNs híbridas de Akyildiz et al. (2005), que consiste de uma malha de roteadores formando a espinha dorsal da rede, ou *backbone*, e uma malha de clientes que podem ser estacionários ou móveis, compondo uma grande malha híbrida entre clientes e roteadores como ilustrado na Figura 1.1.



Figura 1.1 – Rede Sem Fio em Malha Híbrida

Esta figura mostra a Estação Base da rede mesh (*Mesh Base Station* - MBS), como a entidade que faz a interface das partes sem fio com o *backhaul*, ou o enlace que permite acesso à Internet ou a Pontos de Presença. As estações clientes, chamadas de *Mesh Subscriber Stations* (MSSs), além de se comunicarem diretamente com o *backbone*, encaminham pacotes de estações vizinhas que não estejam no alcance direto do *backbone* ou da MBS.

WMNs utilizam encaminhamento de múltiplos saltos, de maneira similar às redes Ad Hoc, que, também, constroem uma malha. Porém há diferenças fundamentais entre elas: enquanto nas redes Ad Hoc há a necessidade de alta mobilidade e há escassez de recursos; nas WMNs, há uma infra-estrutura distribuída de mobilidade limitada e, portanto, a topologia é relativamente estática e sem restrições de energia.

O fato da malha ser relativamente estável propicia vantagens das redes WMN sobre as redes sem fio tradicionais, tais como:

- robustez: em caso de falha em um enlace, é possível continuar o encaminhamento dos pacotes via caminhos alternativos;
- redução do consumo de energia: o fato de um nó se comunicar com nós vizinhos próximos diminui as distâncias de transmissão, requerendo menos potência, o que diminui o consumo de energia e torna a transmissão mais econômica. Esta característica é importante para clientes móveis;
- extensão do alcance: não é necessária linha de visada direta de uma estação para a MBS da região, o que possibilita a construção de caminhos alternativos até a MBS.

O padrão IEEE 802.16 para redes metropolitanas, também conhecido como WiMAX (Worldwide Interoperability for Microwave Access), incluiu em sua

2

especificação o modo mesh. Este padrão contém os últimos avanços no domínio da comunicação sem fio da chamada banda larga para WMANs (*Wireless Metropolitan Area Networks*), como Modulação e Codificação Adaptativas (*Adaptive Modulation and Coding - AMC*), a técnica de modulação OFDM (*Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*), propondo também a ausência de colisões para acesso ao meio.

O padrão IEEE 802.16 usa o método de acesso por divisão do tempo, ou *Time Division Multiple Access* (TDMA); neste o quadro é dividido em fatias de tempo (*slots*) e há uma negociação prévia dos *slots* entre os nós para evitar colisões.

Dada a sua definição relativamente recente, o protocolo para redes mesh IEEE 802.16 precisa ser analisado para se verificar se este provê requisitos de Qualidade de Serviço (*Quality of Service*- QoS) específicos, ou seja, se garante valores para parâmetros que permitam implantar aplicações específicas.

1.1. O problema de pesquisa

Ao implantar uma rede IEEE 802.16, é preciso responder a questões como: (1) Qual vazão é possível garantir? (2) Qual atraso que um pacote experimenta para chegar à MBS partindo de um nó distante n saltos da MBS? (3) Qual o consumo da largura de banda para se implementar a estratégia de controle da rede deste padrão?

A capacidade da rede como medida de vazão e atraso precisa ser estimada como o primeiro passo para se certificar da viabilidade dos serviços a serem implantados. Para dar um exemplo da necessidade da análise da capacidade para implantação de serviço, cita-se o serviço de telefonia Voz sobre IP (*Voice over IP - VoIP*), que requer um atraso da origem ao destino da ordem de 150ms, não sendo aceitável um atraso maior que 400ms. A vazão para este mesmo serviço deveria estar entre 8kbps e 124kbps (KUROSE; ROSS, 2010).

Se estes parâmetros não forem atendidos em determinado cenário não é possível ter um serviço aceitável de *VoIP*.

Em redes mesh, os pacotes devem atravessar vários nós, concorrendo com outros pacotes a cada salto do caminho. O atraso em cada nó intermediário é composto de atraso de processamento, atraso da espera em fila, somado ao tempo em que o nó ocupa o meio com a transmissão efetiva. É muito importante conhecer o atraso decorrente do tratamento de fila, pois este é o componente cujo cálculo é o mais díficil e frequentemente é o de maior valor.

É necessário calcular atraso e vazão em todo o caminho percorrido por um pacote partindo de qualquer nó da malha em direção a MBS para que se possa avaliar se um nó a certa distância da MBS pode utilizar determinados serviços.

O problema que esta tese aborda é a análise da capacidade das redes mesh no padrão IEEE 802.16.

Uma abordagem para a análise do desempenho é desenvolver simuladores que contemplem as especificações originais. Existem algumas implementações de simuladores para redes IEEE 802.16 em software livre ou proprietário. Estas implementações são extremamente úteis para auxiliar a compreensão dos mecanismos do protocolo, porém são menos eficazes para analisar os limites da capacidade do protocolo. Um fator limitante do uso de simuladores é o tempo exigido para obter respostas, uma vez que o simulador deve computar cada evento ocorrido na rede. Em configurações mais complexas, ou redes maiores, as simulações podem levar horas ou dias para finalizar a execução.

Para a análise do desempenho é esperada uma solução simples e flexível de maneira que a mudança de alguns parâmetros na configuração do sistema permita reavaliar, em curto intervalo de tempo, o comportamento do sistema frente a estas mudanças.

4

A análise do desempenho deve também indicar os limites da capacidade da rede em diferentes cenários.

1.2. Escopo da Pesquisa

Delimitando o escopo da pesquisa, a análise da capacidade será investigada para a versão IEEE 802.16d que não inclui a mobilidade das estações clientes. Como as estações são fixas, pode-se admitir que os caminhos definidos para os pacotes são também fixos, ou seja, as rotas a nível IP são estáticas.

O objetivo inicial é analisar a rede no estado estacionário, quando as probabilidades são independentes do tempo e o sistema está em equilíbrio.

O padrão IEEE 802.16 para redes mesh prevê duas alternativas possíveis de escalonamento de dados, isto é, duas formas de atribuir *slots* de dados aos nós:

- Escalonamento Centralizado: as requisições dos nós são enviadas à MBS que decide quais *slots* conceder a quais nós;
- Escalonamento Distribuído: as decisões sobre atribuição de slots são tomadas localmente baseadas em troca de informações diretas entre os nós.

O escalonamento centralizado é mais indicado para comunicações persistentes, cuja duração exceda o tempo de negociação com a MBS. O escalonamento distribuído pode acontecer entre quaisquer duas estações da intranet, sem intervenção da MBS, para transportar qualquer tipo de tráfego. Por ser um esquema flexível indicado para qualquer tipo de comunicação, o modo escolhido para esta tese é o modo de escalonamento distribuído.

O presente estudo está concentrado nos efeitos do controle de acesso ao meio, ou seja, no nível de enlace, o nível que tem a maior diferença entre diferentes cenários de redes. Fatores dos níveis superiores, como a influência dos protocolos IP, TCP e UDP, não são considerados.

1.3. Contribuições

A principal contribuição desta tese é um modelo analítico baseado em teoria de filas que represente o controle de acesso ao meio, *Media Access Control* (MAC) do padrão IEEE 802.16d no modo mesh com escalonamento distribuído.

Todas as fases do mecanismo do controle de acesso ao meio do padrão estão representadas no modelo, ou seja, o mecanismo de acesso à porção de controle do quadro, a troca de mensagens de controle necessária à negociação da banda e a troca efetiva dos dados, ou seja, o mecanismo de acesso à porção de dados do quadro.

Na solução proposta, um nó da rede é considerado uma fila do tipo M/G/1/L e são calculados o atraso e vazão médios do nó. Um processo iterativo agrega a taxa de entrada local ao tráfego gerado pelos nós vizinhos para os quais o nó em foco é encaminhador. O processo iterativo converge para o estado estacionário e calcula o atraso fim-a-fim em toda a malha.

Este modelo calcula os limites, máximo e mínimo, de vazão e atraso de um nó sujeito às configurações do meio físico.

A pesquisa realizada indicou que em redes mesh os nós muito distantes da MBS são severamente prejudicados devido aos inúmeros saltos que seus pacotes têm que realizar, o que foi confirmado pelos testes realizados. Para minimizar o prejuízo da localidade, um critério de equidade (fairness) é proposto.

Em resumo, as contribuições da tese são: um modelo analítico de um nó do padrão IEEE 802.16d, um modelo de toda a malha no estado estacionário e um critério de equidade aplicado à modelagem.

Até o presente momento, o levantamento da literatura indicou que este é o primeiro modelo analítico com teoria de filas que integra todos os aspectos do mecanismo de acesso e fornece estimativas de atraso fim-a-fim em uma rede mesh 802.16, bem como limiares de sua capacidade.

1.4. Estrutura do Documento

Este documento está organizado da seguinte maneira:

- Capítulo 2: Apresentam-se a origem e evolução das redes mesh, bem como as pesquisas realizadas na área;
- Capítulo 3: Descrevem-se as características do controle de acesso ao meio do padrão que foram consideradas na modelagem;
- Capítulo 4: Apresenta-se a modelagem analítica;
- Capítulo 5: Confrontam-se os resultados gerados pelo modelo com os resultados gerados por simulação;
- Capítulo 6: Conclui-se o relato da pesquisa, resumindo as contribuições, limitações e apresentando as perspectivas de trabalhos futuros.

Acrescentam-se ainda:

- Apêndice A: Algoritmo proposto para melhoria do desempenho do IEEE 802.16 no modo mesh distribuído;
- Apêndice B: Cálculo do número de bytes por quadro no padrão IEEE 802.16;
- Anexo A: Conteúdo da mensagem de controle do escalonamento distribuído;
- Anexo B: Algoritmo MeshElection para eleição de um nó ganhador de um slot de controle;
- Anexo C: Descrição do processo de entrada de um nó na malha.

2 CONTEXTO DA PESQUISA

Este Capítulo apresenta a evolução das redes mesh, com ênfase no padrão IEEE 802.16, suas características e as pesquisas realizadas na área.

2.1. Histórico

Redes mesh foram, originalmente, desenvolvidas para aplicações militares e seu conceito foi adotado por padrões que tinham como objetivo principal aumentar o alcance da rede e sua robustez à perda de caminho para comunicação.

Entre os objetivos iniciais do padrão IEEE 802.16 era preponderante o fornecimento de banda larga na chamada última milha (*last mile*), ou seja, uma solução sem fio simples e flexível para estender a conectividade para empresas e indivíduos. A primeira versão do padrão foi liberada em 2001. Em 2004, foi atualizada e regulamentada, gerando a versão mais popular até então, a versão IEEE 802.16d ou IEEE 802.16-2004 (IEEE 802.16-2004, 2004). Estas primeiras versões já incluíam o modo mesh. Com a maturação do padrão, novos objetivos surgiram, como, por exemplo, atender a mobilidade que não estava entre os objetivos iniciais. Ao iniciar este estudo, a versão IEEE 802.16d era a mais avançada em processo de certificação e homologação de produtos que iniciava a fase de comercialização e, por esta razão, foi a versão adotada nesta tese. Na versão 802.16d, as estações são fixas ou nômades, porém, estacionárias, ou seja, não se deslocam durante a comunicação.

A versão seguinte do padrão, chamada IEEE 802.16e, iniciada em 2005, permite o deslocamento de estações assinantes a velocidades veiculares (IEEE 802.16e-2005, 2006). Este padrão especifica, também, o processo de

Handoff, ou seja, como uma estação móvel deve migrar de uma estação base para outra.

Nos primeiros estágios de desenvolvimento das redes mesh, utilizava-se apenas uma interface de rádio, porém, com a evolução do tamanho, potência e custo dos rádios, foi possível adotar múltiplas interfaces de rádio, o que aumentou a capacidade destas redes. A capacidade real conhecida hoje é de 45Mbps em distâncias de até 50 km para estações fixas ou 15 km para estações móveis (WIMAXCOM, 2011). Como todas as tecnologias sem fio, a rede pode operar em taxas maiores ou a distâncias maiores, mas não ambas. Outras versões foram desenvolvidas como as 802.16-2009 e 802.16j-2009 visando consolidar as definições anteriores. A nova versão 802.16m oferece taxas de até 1Gbps fixo e 100Mbps móvel, reconhecida por *Mobile Wimax Release 2* e é esperada para início de 2012.

Na família de padrões 802.11, do chamado WiFi (*Wireless Fidelity*), existe também um esforço de padronização do modo mesh. Em 2003, iniciou-se um grupo de estudo que culminou com uma proposta de padrão mesh para esta família em 2006, sendo totalmente aprovada apenas em 2009 com o nome 802.11s. Este padrão tendo um alcance típico de redes locais e *indoor* (em ambientes fechados), não pode ser considerado diretamente um competidor do 802.16 mesh que é um padrão para redes metropolitanas e *outdoor* (em ambientes externos).

Com a inclusão da mobilidade, o padrão 802.16 passou a ser competidor também da tecnologia de comunicação das redes de celular, que tem evoluído rapidamente para fornecer serviços de dados. Muitos investimentos estão sendo feitos nestas duas tecnologias. Hoje, mais do que competidoras, encarase que estas tecnologias são complementares, havendo dispositivos disponíveis no mercado que integram WiFi, tecnologia de celular e WiMax. Na Figura 2.1 comparam-se o WiMax, WLAN em geral e Redes de Celular em 5

10

quesitos considerados importantes para consolidar a tecnologia: cobertura, mobilidade, taxa de transferência, preço por bit e qualidade de serviço. O WiMax não tem a pontuação máxima em nenhum dos quesitos, porém é altamente competitivo em todos eles.



Figura 2.1 - Comparação entre WiMax, WLAN e Celular Fonte: Adaptado de Hiner (2007)

O *WiMax Forum* [®] é uma organização sem fins lucrativos, liderada por membros das indústrias, formada para impulsionar a tecnologia, certificar produtos e garantir a interoperabilidade dos produtos a fim de favorecer sua inserção no mercado atual. A coexistência do WiMax com os padrões do mundo da telefonia celular é discutido em WiMAX Forum (2008).

Assim que surgiram os primeiros padrões para redes mesh, iniciou-se o questionamento sobre a capacidade das redes destes padrões, pois decisões de investimentos, projetos, implementações e configurações estão vinculadas a capacidade esperada.

2.2. WMNs – Características e Desafios

WMNs são consideradas sistemas distribuídos de múltiplos saltos (*multi-hop*), onde os nós podem ser alcançados por mais de um caminho e os nós cooperam entre si para a entrega da informação a seu destino final.

Um cenário muito comum atualmente é o uso de um ponto de acesso – Acess Point (AP) - da família 802.11 (*WiFi*) para gerenciar os enlaces de rádios de uma área fixa, os chamados *Hot Spots*. Se o AP falhar, todos os enlaces que passam por ele falharão também. As WMNs superaram esta limitação, pois, devido à topologia em malha e à arquitetura distribuída, podem encaminhar o tráfego de rede por caminhos alternativos se um nó específico estiver bloqueado, conferindo maior robustez à rede (BACCARELLI et al., 2006). À medida que mais nós são instalados, a confiabilidade e conectividade para os usuários aumenta proporcionalmente, pois mais caminhos alternativos podem ser estabelecidos, o que, por outro lado, requer a habilidade de autoorganização da rede.

Os cenários para aplicação de redes mesh são muito variados podendo incluir redes domésticas, redes comunitárias, redes empresariais ou metropolitanas. Atualmente, as redes mesh têm se mostrado úteis para áreas de difícil acesso como áreas rurais (HINCAPIE et al., 2007), e diversos projetos têm sido implantados ao redor do mundo, mas também podem ser usadas em áreas urbanas, dado seu potencial de garantir taxas elevadas a custo competitivo (GUNASEKARAN e HARMANTZIZ, 2005). Para o uso eficiente de redes mesh em determinados cenários devem ser adotadas estratégias para garantir a provisão de Qualidade de Serviço (QoS).

Uma característica das redes de múltiplos saltos é a maior largura de banda para os nós. A largura de banda é maior quanto menor a distância devido a fatores físicos associados a propagação que contribuem para a perda de dados

12

quando as distâncias aumentam. De fato, no padrão IEEE 802.16, para distâncias maiores utilizam-se a modulação e codificação QPSK-1/2 com 24 bytes em um símbolo, e para os nós mais próximos utilizam-se a modulação e codificação 64QAM-2/3 em que um símbolo representa 96 bytes, quatro vezes mais que o QPSK-1/2. É necessário conhecer os atrasos envolvidos para avaliar se o ganho da largura de banda com os saltos intermediários é de fato compensador.

As redes WMNs têm potencial para integrar outras redes de diferentes tipos. Além de suportar clientes que usem a mesma tecnologia de rádio, as WMNs podem permitir acesso a outras redes, como redes WiFi, redes de sensores, redes de celular ou redes cabeadas, através de *gateways* instalados em roteadores na borda da rede mesh,. Um *gateway* que faça a integração, por exemplo, com uma rede de sensor, deveria conter uma interface física para rede de sensor e os protocolos adequados, além de interface para a rede mesh e os protocolos da rede mesh.

Os roteadores das redes mesh podem ser equipados com múltiplas interfaces de rádio, o que, embora multiplique a capacidade da rede, cria um novo problema de escalonamento: escalonar dados, canais e rádios em conjunto, ou seja, é preciso definir qual slot ocupar em qual canal de qual rádio a cada instante.

A Figura 2.2 ilustra o tempo gasto no envio dos dados nas diferentes abordagens. Em 2.2(a) apresenta-se uma topologia com cinco nós e seus respectivos enlaces. Na Figura 2.2(b) ilustra-se uma possível atribuição de slots de dados quando se utiliza um único canal. Dentro do slot representado na figura está indicada a direção da transmissão. Na Figura 2.2(c) para a mesma demanda, nota-se uma redução no tempo total devido à simultaneidade na atribuição dos slots quando se utilizam dois canais, embora com apenas um rádio. Na Figura 2.2(d) cada nó possui dois rádios e utilizam-se dois canais: o

13

canal 1 é utilizado no *downlink* e o canal 2 no *uplink*. Nota-se ganho na eficiência à medida que se introduzem vários canais e vários rádios.



Figura 2.2 - Comparação entre atribuição de slots com vários canais e rádios

A definição de um critério para a escolha de qual interface de rádio e qual canal são mais apropriados para a transmissão é tarefa de pesquisa. Em inúmeros trabalhos a decisão a ser tomada considera informações dos diversos níveis dos protocolos de rede, abordagem chamada cross-layer que tem sido muito apreciada e mostrado bons resultados. Nessa abordagem a informação do nível físico e do nível de enlace (MAC) é compartilhada com os níveis superiores dos protocolos de rede, que utilizam esta informação para decisão sobre alocação dos recursos da rede. A tarefa de roteamento, por exemplo, que é uma tarefa do nível de rede, acima do nível de enlace, pode utilizar a informação de qualidade dos enlaces para definir a melhor rota. Por outro lado, a seleção da rota no nível de rede pode orientar o escalonamento que é tarefa do nível de enlace. A troca de parâmetros entre os níveis, de forma controlada, como não era previsto em abordagens anteriores, é enfatizada no ambiente de redes mesh. Em redes de único salto, MAC e roteamento podiam ser transparentes um ao outro, pois o MAC cuidava da comunicação de um salto e o nível de rede cuidava dos demais saltos. Em redes com múltiplos saltos a transmissão e recepção de um nó podem ser afetadas por nós a dois ou mais saltos de distância, portanto a interação entre os níveis traz efetiva melhoria.
A complexidade da abordagem cresce com o surgimento do conceito de rádios cognitivos que monitoram as condições e características do espectro de radiofrequência e por software alteram parâmetros de transmissão garantindo assim maior eficiência e menor interferência entre dispositivos.

O MAC das redes mesh deve se adequar ao cenário distribuído e cooperativo, sem ter necessariamente um controlador centralizado, sendo papel do MAC garantir que todos os nós vão cooperar na transmissão.

O MAC do padrão IEEE 802.16 no modo mesh traz conceitos inovadores que o distingue de outros padrões, e incorpora conceitos já consagrados entre os quais:

- A possibilidade de negociar grandes volumes de dados com apenas três mensagens de controle;
- A separação, dentro do mesmo quadro, da porção de controle e da porção de dados, cujos limites podem ser dinamicamente alterados;
- A possibilidade de transmissão de controle e dados em canais diferentes;
- A utilização de diferentes esquemas de modulação, dependendo das condições do enlace (em pequenas distâncias sem interferências pode-se usar um esquema de modulação que forneça maior taxa de dados).

É preciso avaliar, no entanto, como tirar proveito destes conceitos.

Devido à construção dinâmica de malhas, as redes mesh têm similaridades com redes Ad Hoc. No entanto, o conjunto de algoritmos e soluções não pode ser integralmente aplicado aos dois tipos de redes, dado suas diferenças. Algumas vantagens das redes mesh sobre redes Ad Hoc:

- Existência de uma infra-estrutura de apoio o backbone existente fornece ampla cobertura e conectividade sem depender das contribuições individuais dos usuários finais.
- Menor mobilidade no ambiente das redes mesh, o que implica em algoritmos mais simples.
- Permite integração de outras redes.
- Menor restrição de energia: os roteadores da infra-estrutura não têm restrição de energia.

Como os clientes mesh têm maior mobilidade que os roteadores do backbone, para eles o protocolo de roteamento deveria ter as mesmas funções das redes Ad Hoc, sendo um desafio de pesquisa o projeto de um protocolo eficiente que adaptativamente suporte os roteadores estáticos e os clientes dinâmicos.

Apesar destas diferenças, algumas características em comum como autoconfiguração e comunicação direta entre os nós, permitem o compartilhamento de alguns requisitos entre as redes Ad Hoc e mesh na busca de QoS (CHAKRABARTI; MISHRA, 2001). Para uma comparação mais detalhada entre WMNs e redes Ad Hoc, ver, por exemplo, Zhang et al. (2007).

Não obstante o cenário promissor apontado para as redes mesh, os múltiplos saltos introduzem atrasos de processamento e fila que precisam ser avaliados. Para que se concretizem os benefícios esperados muita pesquisa deve ser realizada e a próxima seção levanta alguns dos trabalhos de pesquisa na área.

2.3. Trabalhos relacionados

Vários trabalhos dedicam-se a estudar redes mesh em geral, sem se ater a um MAC específico, no entanto fazem também importantes contribuições para o estudo do protocolo IEEE 802.16. Outros trabalhos estão em condução para

aumentar a compreensão dos mecanismos do controle de acesso ao meio do padrão 802.16, bem como para preencher as lacunas existentes nas definições originais.

Pontos em aberto e importantes na análise de desempenho do IEEE 802.16 são apontados por Mogre et al. (2007) e Akyildiz et al. (2005). Alguns destes pontos serão citados na descrição dos respectivos trabalhos. Questões importante relativas à QoS, específicas do IEEE 802.16 no modo mesh, são apontadas por Li et al (2009).

O algoritmo de escalonamento de dados é um importante componente que não é definido no padrão. A forma como a largura de banda é gerenciada é crucial para o desempenho da rede. Um esquema de atribuição de banda estático, que não considere a origem do tráfego, diferenciação dos serviços e volume de tráfego, aliados ao MAC, pode levar ao desperdício da banda ou ao uso desigual da banda por parte dos nós que compõem a rede. Devido à sua importância, diversos trabalhos sobre escalonamento foram conduzidos.

Kas et al. (2010) fazem um levantamento sobre os algoritmos de escalonamento propostos para o modo mesh. Ali et al. (2008) abordam desafios a serem enfrentados para se obter um escalonador com garantias de qualidade, entre os quais a análise da contenção no canal de controle e a adequação do algoritmo para o canal de dados em ambientes competitivos. Os próximos seis algoritmos apresentados tratam do escalonamento de dados em redes mesh IEEE 802.16. Eles têm em comum a preocupação com QoS e a equidade (*fairness*), e diferem nas heurísticas propostas para promover QoS e a equidade.

Liu et al. (2005) propõem um algoritmo que analisa o campo de prioridade existente no cabeçalho do pacote para classificá-lo. No caso de congestionamento, os pacotes menos prioritários são rejeitados. Kuran et al.

(2006) criam dentro da MSS um enlace virtual independente para cada classe de serviço, forçando a diferenciação dos fluxos que não é definida explicitamente no padrão IEEE 802.16 no modo mesh. O modo de um único salto deste mesmo padrão - *Point to Multipoint (PMP)* - classifica os fluxos de forma mais sofisticada, e Kuran et al. tentam estender a definição do modo PMP para o modo mesh.

Na proposta de Kun et al. (2007), o algoritmo mantém em cada nó um buffer para os outros nós da rede, o que permite monitorar o número de saltos que o pacote realizou até certo momento. Os pacotes que realizaram mais saltos têm maior prioridade na ocupação dos slots disponíveis, tentando manter a satisfação da demanda de forma equilibrada em toda a rede.

Han et al. (2007) propõem um algoritmo de escalonamento centralizado comparando quatro diferentes critérios para priorizar o encaminhamento dos pacotes. Os critérios são: i) escolher a transmissão no enlace que interfere com o menor número de estações (interferência mínima); ii) escolher para transmitir a estação que estiver mais próxima da BS (proximidade da BS); iii) escolher para transmitir a estação que estiver mais distante da BS (distância da BS); iv) escolher ao acaso uma das estações candidatas (aleatoriamente). O critério de equidade é garantido por um "token" que prevalece sobre o critério de seleção. Dos quatro critérios, o critério de proximidade foi o que resultou em menor tempo para transmitir todo o tráfego, pois, segundo os autores, com este critério prioriza-se o gargalo que se forma nos nós ao redor da MBS.

Semelhante ao trabalho em Kun et al. (2007), no simulador de Cicconetti et al. (2007a), há um buffer para cada nó vizinho e atribui-se um peso para cada enlace que represente sua utilização. Quanto mais utilizado o enlace, mais banda é reservada para ele, aliviando, assim, os gargalos da rede.

Uma proposta promissora é a de Cheng et al. (2006) que combina os dois tipos de escalonamento do padrão IEEE 802.16: o escalonamento centralizado e o distribuído. A idéia é utilizar ao máximo os *slots* disponíveis. Inicialmente a MBS define as concessões e, quando as estações recebem informação sobre a concessão através de mensagens de controle do modo centralizado, essas podem negociar os *slots* que ainda estão livres através de mensagens de controle do modo distribuído. De fato, o padrão permite que num mesmo quadro circulem mensagens de ambos os modos, centralizado e distribuído.

Vários trabalhos conjugaram a tarefa de escalonar os *slots* com a tarefa de atribuir canais e definir rotas na rede. Shakkotai et al. em (2003) apontam aspectos que podem ter melhorias com a abordagem *cross-layer*. Kuran et al. (2010) discutem o paradigma *cross-layer* para melhoria do desempenho do WiMax móvel.

Os próximos três trabalhos mencionados trazem aplicações do conceito *crosslayer* para alocação dos recursos em redes 802.16.

Shetiya et al. (2006) definem uma rota fixa alegando que se as rotas mudarem não será possível reservar recursos ao longo da rota. No primeiro passo, encontram o melhor caminho, minimizando o custo da transmissão, e a seguir realizam o escalonamento buscando QoS para os fluxos. Estes algoritmos seriam aplicados na MBS que toma as decisões de escalonamento de forma centralizada. Sharma et al. (2008), dão continuidade ao trabalho de Shetiya et al.(2006) incluindo reuso espacial; usam programação linear para calcular a máxima vazão obtida entre todos os caminhos possíveis em conjunto com o algoritmo de escalonamento considerando o tráfego agregado. Em um segundo passo, baseado nos requisitos de qualidade de cada conexão entre pares de nós origem-destino, os autores propõem o compartilhamento da banda obtida no primeiro passo para garantir QoS a fluxos individuais. Alicherry et al. (2005) alegam também que otimizar somente a vazão total da rede pode levar a

esquemas injustos de distribuição, assim, consideram a demanda proporcional à carga de cada nó. Apresentam um método complexo para roteamento, atribuição de canais e escalonamento. Resolvem vários problemas de programação linear em seqüência para maximizar a vazão e minimizar interferências nos diversos caminhos.

Outro ponto importante deixado em aberto pelo padrão IEEE 802.16 é o controle do tempo de contenção no canal de controle, o chamado tempo de Holdoff. O padrão define que, após ganhar um slot na porção de controle do quadro para transmitir uma mensagem, o nó deve aguardar um tempo préespecificado para poder competir novamente por outros slots de controle. Este tempo a esperar não é estabelecido pelo padrão e diferentes configurações podem levar a maior ou menor ganho na vazão dos dados. O padrão apenas define como calcular o tempo de Holdoff: XmtHoldoffTime= 2 (XmtHoldoffExponent+4) e define, também, que o expoente da fórmula, XmtHoldoffExponent é um parâmetro informado pelo nó a seus vizinhos, porém não define o valor deste expoente. Se XmtHoldoffTime for grande, os nós têm que esperar muito entre uma mensagem de controle e outra, e a transmissão de dados associada a estas mensagens de controle será muito atrasada. Se por outro lado, todos os nós utilizarem XmtHoldoffTime=16, ou seja, XmtHoldoffExponent=0, que é o menor possível, haverá uma competição muito grande e a probabilidade de um nó perder slots de controle será grande. Desta maneira, os atrasos podem ser imprevisíveis, o que torna impossível garantir qualidade aos fluxos da rede.

Cao et al. (2007) e Zhang et al. (2008) mostram que a variação do expoente de Holdoff tem grande impacto no intervalo entre transmissões, mas não propõem nenhuma estratégia de configuração dos expoentes para o conjunto dos nós que cooperam entre si.

Os seis trabalhos descritos a seguir apresentam diferentes heurísticas para configuração do tempo de Holdoff.

Bayer et al. (2007) propõem um ajuste dos expoentes em função do papel do nó, de forma que os nós mais ativos recebam menor valor de expoente e, portanto, ganhem novo acesso a porção de controle mais rapidamente. Os autores propõem, também, uma maneira de perceber a intensidade da competição, para alterar dinamicamente o expoente. A principal crítica a este trabalho é que, em uma rede sobrecarregada, muitos nós estarão ativos e receberão o mesmo expoente, conduzindo a uma competição acirrada.

Kim et al. (2008) propõem que o nó ajuste seu próprio expoente, não consultando apenas o próprio tráfego, mas de acordo com a intensidade do tráfego de seus vizinhos, de quem é observador. Os autores introduzem a idéia de cooperação entre os nós, porém em redes sobrecarregadas todos os nós ajustam em valores baixos seus expoentes e consequentemente geram intensa competição.

Loscri e Aloi (2007) atribuem expoente zero para os nós mais ocupados. Consideram ocupados os nós com metade do buffer de transmissão preenchido. Os demais nós recebem expoentes com valores 1, 2 ou 3 atribuídos aleatoriamente, para espalhar a competição.

Outra heurística foi proposta por Lakani et al. (2009) que sugerem alterar a padrão definição do para 0 tempo de Holdoff que é de XmtHoldoffTime= 2 (XmtHoldoffExponent+4) para XmtHoldoffTime= 2 (XmtHoldoffExponent+log_cm) em que cm é o número de competidores do nó. Esta heurística reduz as fatias de tempo vazias, favorecendo o uso eficiente da banda.

Wang, S. et al. (2008) propõem uma experimentação do expoente, tentando chegar ao menor expoente para o contexto da transmissão em andamento. O

problema desta abordagem é o excessivo número de cálculos necessários até determinar o expoente ideal.

No apêndice A, apresenta-se um algoritmo proposto para a melhoria do desempenho do padrão através de uma estratégia de configuração dinâmica dos expoentes de Holdoff (CÉSAR et al., 2010).

O desempenho do padrão 802.16 foi estudado por Cicconetti et al. (2007b) através de simulação. Em seus experimentos variam-se os valores de parâmetros de configuração para verificar sua influência no aproveitamento dos slots de controle. Todavia, os autores não mediram o atraso sofrido pelos pacotes nos fluxos.

Loscri (2007) propõe que, ao invés de se utilizar o algoritmo do padrão, chamado *MeshElection*, ocupem-se aleatoriamente os slots de controle. A autora postula que, embora possa haver colisão, a taxa de ocupação dos slots é maior.

Uma outra questão importante associada a desempenho é a equidade (*fairness*). Existe um conflito frequente na comunicação de dados, que é central em redes de múltiplos saltos: estratégias para maximizar o desempenho podem penalizar alguns fluxos, ou seja, ao se tentar a maximização da vazão total da rede pode-se levar alguns fluxos ao chamado estado de inanição, caracterizado por não haver recursos suficientes. Por outro lado, priorizar radicalmente a distribuição equânime dos recursos, pode prejudicar a eficiência total do sistema (GAMBIROZA et al., 2004). O critério de equidade conhecido como "*max-min*" procura balancear estes objetivos conflitantes. Usando este critério, os clientes são divididos em dois grupos:

 Clientes que não podem ser completamente satisfeitos pelos recursos da rede: recebem apenas uma fatia justa do compartilhamento e

 Clientes que precisam de menos recursos do que a porção justa: recebem apenas o que pedem.

Wang, P. et al. (2008) propõem uma variação do critério *max-min* na qual o recurso a ser compartilhado não é a banda, mas o tempo de uso do canal. Só é possível aumentar a taxa de um fluxo, se isto não implicar na redução da fração de tempo de outro fluxo. Os autores alegam que, como um fluxo em um enlace compete com o mesmo fluxo em outro enlace vizinho e como os enlaces têm diferentes capacidades, a divisão justa deve ser por compartilhamento do tempo de uso do canal.

Jun e Sichitiu (2003) adicionam ao critério *max-min* o tratamento de diferentes filas nos nós da rede, uma fila para cada fluxo no nível de rede e as mesmas filas no nível de enlace, permitindo privilegiar fluxos em ambos os níveis.

Duffy et al. (2006) aplicam o critério de divisão justa para redes de múltiplos saltos baseadas em 802.11, onde uma estação de encaminhamento ganha tantas oportunidades de transmissão quanto o número de estações clientes que trata.

A aplicação de critérios de equidade nas redes 802.16 começa a ser investigada, porém ainda não se explorou o resultado da aplicação de diferentes critérios de equidade.

Os trabalhos apresentados até aqui mostram colaborações importantes para a implementação e melhoria do desempenho do 802.16, porém ainda não foi apresentado um método para o cálculo do atraso fim-a-fim que integre estes diferentes aspectos, como o tempo de Holdoff, o escalonamento e o mecanismo do MAC em si. Os trabalhos apresentados até este ponto também não incluíram um modelo de fila.

Os próximos seis autores utilizam teoria de filas aplicadas a redes mesh em geral, sem vínculo a um MAC específico.

Liu e Liao (2008) derivam a vazão e o atraso fim-a-fim, modelando o nó como uma fila do tipo M/M/1/K, considerando a integração dos fluxos originados nos nós e direcionados a MBS. Como os autores não modelaram um MAC específico, o modelo é construído sobre duas possibilidades: p – probabilidade de o nó ganhar acesso ao meio e q – probabilidade de um pacote vindo dos vizinhos mais distantes ser transmitido. O critério de equidade empregado concede a um nó encaminhador a mesma quantidade de banda que é reservada a cada nó para os quais ele encaminha pacotes. Deduzem-se, assim, os valores de p e q que levam a um aumento da vazão para os nós mais distantes.

Min et al. (2009) aplicam uma formulação semelhante a Liu e Liao (2008), porém com o objetivo de interconectar diversas redes locais (WLAN) através de uma rede mesh.

Bisnik e Abouzeid (2007), ao invés de modelarem um nó como uma fila, modelam a rede de múltiplos saltos como uma rede de fila G/G/1. Usam o método de aproximação e difusão para derivar fórmulas fechadas para o cálculo de atraso fim-a-fim. A formulação considera uma probabilidade de absorção, que é a probabilidade de um nó ser o destino de um pacote recebido dos vizinhos. Através desta probabilidade, pode-se controlar a localidade do tráfego.

Bruno et al. (2009) modelam uma rede de fila G/G/1 semelhante a Bisnik e Abouzeid (2007), porém consideram estratégias de roteamento em topologias arbitrárias com o foco da análise de desempenho nos fluxos. Os autores utilizam uma rede de fila equivalente à topologia. Dada a matriz de roteamento, a taxa de entrada de dados externos à rede mesh e as probabilidades de

chegadas em cada nó da rede, calculam-se as taxa médias de chegada e serviço em todas as filas. Em seguida, computam-se as probabilidades de transmissão entre os nós, o que permite derivar os tempos de serviço médios. No mesmo artigo, ainda, os autores utilizam estes tempos para procurar uma rota que permita aceitar a alocação de um novo fluxo. Se esta rota não existir, rejeitam o fluxo.

Le et al. (2007) consideram que uma determinada rota pode ser encarada como uma fila tandem (nós em sequência um após o outro). Apresentam um modelo direto, computacionalmente mais complexo, e uma adaptação, na qual decompõem-se o sistema completo de L filas em L sistemas de 1 fila para reduzir a complexidade e permitir o uso na definição de rotas dinâmicas ou controle de admissão. A maioria das redes mesh tem topologia semelhante à grade e não à cadeia e, portanto, este modelo não é completamente adequado à topologias variadas.

Zhou e Mitchel (2010) modelam um nó baseado no MAC do protocolo CSMA/CA usado no padrão 802.11 (o WiFi). Modela-se o nó como uma fila M/G/1/K e, utilizando um método iterativo, resolvem-se os parâmetros que dependem do estado dos vizinhos. Quando o sistema atinge a estabilidade, é possível obter o atraso fim-a-fim dos diversos fluxos.

Os trabalhos que usam teoria de filas aplicada ao padrão 802.16 são escassos. Foram encontrados, nesta pesquisa, apenas os trabalhos de Liu et al. (2007) e Bastani et al. (2009) direcionados ao modo mesh centralizado.

Liu et al. (2007) usam uma fila M/M/1 para construir uma árvore partindo da MBS, porém com o objetivo de definir roteamento e escalonamento. Bastani et al. (2009) aplicam a formulação de Liu e Liao. (2008) já citada, ao modo mesh do 802.16,o que lhes permite deduzir a probabilidade de o nó ganhar acesso ao meio de forma mais realista, porém para o WiMax no modo centralizado.

O modelo analítico que melhor representa o controle de acesso do modo mesh distribuído do IEEE 802.16 é o de Cao et al. (2007). Estes autores modelam a fase inicial da transmissão chamada de Handshake, onde os nós trocam mensagens de controle entre si, visando a negociação dos *slots* de dados. Embora a modelagem seja bastante precisa, não inclui a fase seguinte relativa à transferência efetiva dos dados e, portanto, esta modelagem sozinha é insuficiente para o cálculo do tempo de serviço. Os resultados desta formulação serão empregados no modelo proposto nesta tese, e serão detalhados na apresentação do modelo no Capítulo 4.

Ainda que algumas idéias dos modelos pesquisados possam ser adaptadas para o caso específico do modo mesh distribuído, não existe nenhum modelo analítico usando teoria de filas que represente uma rede 802.16 funcionando no modo distribuído e, para fornecer uma ferramenta ágil de apoio ao estudo, projeto e configuração destas redes, o modelo descrito a seguir foi desenvolvido.

3 O MAC DO IEEE 802.16 NO MODO MESH

O padrão IEEE 802.16 pode operar de duas maneiras (Figura 3.1):

- Modo Ponto-Multiponto Point to Multipoint (PMP) no qual o tráfego ocorre diretamente entre a estação base (BS- Base Station) e as estações clientes (SSs – Subscriber Stations);
- Modo Mesh: o tráfego pode ser roteado através de outras MSSs e pode ocorrer diretamente entre MSSs.



Figura 3.1 - Modos de Operação do IEEE 802.16

Neste capítulo, serão apresentadas as características do padrão incluídas na modelagem e necessárias para compreensão dos próximos capítulos. Para mais detalhes, a definição original do padrão pode ser consultada em IEEE 802.16-2004, (2004), cuja compreensão é facilitada por outros documentos de apoio de empresas (BEYER et al., 2002) ou de universidades (MOGRE e HOLLICK, 2006; BACCARELLI et al., 2006).

A auto-configuração, característica fundamental em uma WMN, no padrão IEEE 802.16 é realizada através de uma série de mensagens de controle. A conectividade entre os nós da rede deve ser automática, e, para tal, o padrão define o processo de associação de um nó à rede. Na fase de entrada de um nó na malha são estabelecidos os enlaces com seus vizinhos, que posteriormente determinarão a rota a ser seguida. Na modelagem desenvolvida supõe-se uma topologia já estável, ou seja, que a fase de entrada do nó na malha ocorreu na inicialização e, por esta razão, este processo não será detalhado aqui, mas encontra-se resumido no Anexo C.

A estrutura do quadro mesh será apresentada na Seção 3.1 com as informações mais importantes do quadro para a modelagem. No escalonamento distribuído, os nós têm que tomar duas decisões: qual nó vai ocupar qual slot de controle (Seção 3.2) e qual nó vai ocupar qual slot de dados (Seção 3.3).

3.1. O Quadro

Os quadros no modo mesh têm uma porção dedicada a mensagens de gerência - subquadro de controle, e uma porção dedicada a dados - subquadro de dados. O subquadro de controle pode conter mensagens referentes à coesão da rede (subquadro de controle de rede) ou mensagens referentes a controle de escalonamento (subquadro de controle de escalonamento), conforme indicado na Figura 3.2. Cada subquadro é dividido em *slots*. No subquadro de controle, cada *slot* contém uma mensagem de controle.

A mensagem de controle de rede, chamada MSH-NCFG (*Network Configuration*), fornece informação básica para manter a coesão da rede e deve ser emitida periodicamente por todos os nós. Esta mensagem contém informações importantes, como a identificação da MBS, a identificação de todos os nós vizinhos, a sua distância da MBS, condições dos enlaces, e outras informações gerais. Contém, também, as seguintes informações para regular o conteúdo dos demais quadros:

• MSH-CTRL-LEN: tamanho do subquadro de controle;

- MSH-DSCH-NUM: número de mensagens de escalonamento distribuído no subquadro de controle de escalonamento. O subquadro de controle de escalonamento pode se dividir em duas partes: uma dedicada ao escalonamento centralizado e outra dedicada ao distribuído. O número de mensagens do escalonamento centralizado é (MSH-CTRL-LEN – MSH-DSCH-NUM);
- Scheduling Frames: número de quadros com mensagens de escalonamento entre dois quadros com mensagens de controle de rede. Na Figura 3.2 ilustra-se o parâmetro Scheduling Frames configurado para ter 4 quadros com mensagens de escalonamento a cada quadro de controle de rede.



Figura 3.2 - Estrutura dos quadros

Na Figura 3.2 apresenta-se um exemplo do caso tratado nesta tese: o subquadro de controle de escalonamento contém apenas mensagens do escalonamento distribuído, ou seja, no exemplo, MSH-CTRL-LEN=4 e MSH-DSCH-NUM=4.

O cálculo do tamanho do quadro em bytes é explicado no Apêndice B. Suprimindo os detalhes deste cálculo, na faixa de frequência de 10MHz, com o tipo de modulação QPSK-1/2, com os parâmetros MSH-CTRL-LEN=4 e MSH-DSCH-NUM=4, um quadro possui 3384 Bytes. Quando um nó entra na rede, ele fornece seu endereço MAC de 48 bits para ser autorizado. Após o procedimento de entrada, não se utiliza mais este endereço, mas o nó recebe uma identificação de 16 bits, *Node ID*, que é a base para as operações na rede. Além do *Node ID*, cada nó atribui uma identificação para cada enlace que tenha estabelecido com seus vizinhos, o chamado *Link ID*. O *Link ID* é utilizado no escalonamento distribuído para identificar recursos requisitados e concessões. Para maiores detalhes sobre a entrada do nó, consultar o Anexo C.

No cabeçalho de todas as mensagens consta outro identificador de conexão, o *CID* (*Connection ID*), que tem como parte integrante o *Link ID* e mais alguns parâmetros de serviço. Na Figura 3.3 ilustra-se o *CID* que é composto de:

- Type: indica se a mensagem é de gerenciamento (type=0) ou se contém carga útil IP (type=1); os valores 2 e 3 são reservados;
- Reliability: indica até 4 retransmissões (reliability=1) ou indica que retransmissões não estão habilitadas (reliability=0);
- *Priority/Class*: indica a classe da mensagem;
- Drop precedence: mensagens com maior precedência terão maior probabilidade de ser descartadas durante o congestionamento;
- Xmt Link ID: identificação do enlace a que pertence esta mensagem.



Figura 3.3 – *CID* presente no cabeçalho MAC Fonte: Liu et al. (2005)

Os campos *Reliability*, *Priority/Class* e *Drop Precedence* são semelhantes aos mesmos campos do cabeçalho IP e foram definidos para prover QoS a partir do nível de enlace.

Na Figura 3.4 mostra-se o cabeçalho completo do quadro MAC que inclui o CID. Um quadro pode ser genérico contendo mensagens de gerência ou dados para o modo PMP ou mesh, e, neste caso, o bit *Header Type* é zero (HT=0). Se HT=1 o quadro é específico para solicitação de banda no modo PMP. No caso de quadros do modo mesh, além de HT=0, o campo Type de 6 bits tem o bit 5 igual a um indicando que se segue uma mensagem do modo mesh. Campos adicionais:

- EC Encryption Control (se zero, quadro não cifrado);
- CI CRC Indicator (se zero não inclui CRC);
- EKS índice para chave de encriptação e vetor de inicialização utilizados;
- LEN tamanho do quadro incluindo a carga útil;
- HCS Header Checksum Sequence.



Figura 3.4 – O cabeçalho MAC genérico Fonte: IEEE 802.16-2004 (2004)

3.2. Escalonamento no Canal de Controle

Conhecendo a estrutura do quadro, é possível compreender o funcionamento do escalonamento. Na Subseção 3.2.1, apresenta-se o mecanismo de ocupação dos *slots* de controle que elege um vencedor para um determinado *slot*, e na Subseção 3.2.2 apresenta-se o mecanismo de Handshake pelo qual os nós, através das mensagens de controle, negociam a banda.

3.2.1.Mesh Election

Existe uma competição entre os diversos nós da rede por uma oportunidade de transmitir mensagens de controle de escalonamento. Para que não haja colisão entre mensagens querendo ocupar um mesmo *slot* de controle, há um procedimento padronizado para que, com antecedência, as estações resolvam os conflitos.

As mensagens de controle no escalonamento distribuído são chamadas de MSH-DSCH (*Distributed Scheduling*). Estas mensagens são enviadas periodicamente pelos diversos nós para informar a seus vizinhos sobre sua intenção de transmissão. O conteúdo da mensagem MSH-DSCH encontra-se detalhado no Anexo A. No momento será apresentado apenas o mecanismo pelo qual os nós decidem, sem a intervenção da MBS, qual deles vai transmitir as mensagens MSH-DSCH em determinado *slot* de controle.

No instante em que um nó obtém o direito a transmitir uma mensagem de controle, ele já determina em que *slot* a frente poderá transmitir a próxima mensagem de controle. Para isto, neste momento o nó roda um algoritmo chamado *MeshElection*. O algoritmo *MeshElection* é uma função que realiza uma mistura pseudo-aleatória dos dados de entrada e permite escolher um ganhador de um específico *slot* sem negociação explícita entre os nós. Este

algoritmo encontra-se detalhado no Anexo B. Utilizando a mesma entrada em todos os nós, produz-se a mesma saída em todos os nós: sucesso para um nó ganhador e fracasso para os demais. O algoritmo tem como entrada a identificação dos nós competidores e qual *slot* estão disputando. E para definir quem são os nós competidores, o nó que está rodando o *MeshElection* usa informações que recebeu de mensagens MSH-DSCH anteriores contendo dois parâmetros de cada nó. Estes dois parâmetros juntos permitem calcular os próximos intervalos de transmissão desejados pelos nós. São eles:

- XmtHoldoffExponent: expoente utilizado na composição do tempo de Holdoff, ou seja o tempo em que o nó não pode transmitir mensagens de controle. O cálculo do tempo de Holdoff é dado por: XmtHoldoffTime= 2 ^(XmtHoldoffExponent +4);
- NextXmtMx: utilizado para cálculo do intervalo elegível de transmissão, chamado NextXmtTime:

 $2^{XmtHoldoffExponent}$ * NextXmtMx < NextXmtTime $\leq 2^{XmtHoldoffExponent}$ *(NextXmtMx+1).

Se, por exemplo, *NextXmtMx* = 32 e *XmtHoldoffExponent*=1, o NextXmtTime é o intervalo entre os slots 64 e 66 a frente .

Com o conhecimento do valor destes dois parâmetros de cada vizinho, o nó é capaz de construir um mapa da intenção de transmissão de toda a vizinhança. Na Figura 3.5 ilustra-se um mapa. Neste exemplo um determinado nó tem 5 vizinhos identificados pelos *NodelDs* 12, 18, 26, 33 e 87. Tendo recebido os parâmetros *XmtHoldoffExponent* e *NextXmtMx* de cada vizinho, o nó calcula os intervalos nos quais os vizinhos pretendem transmitir (*NextXmtTime*), ilustrado nos retângulos hachurados com linhas verticais na Figura 3.5. Após o intervalo NexXmtTime, os nós devem ficar novamente em silêncio (*XmtHoldoffTime*). O mapa permite, também, conhecer o instante seguinte no qual os nós podem voltar a competir após os respectivos *holdoffs*, ilustrado nos retângulos

hachurados com linhas horizontais. Não se obteve mensagens com informação de escalonamento do nó com *NodeID*=33, e, portanto, ele é considerado um possível competidor o tempo todo. Vê-se, ainda na mesma figura, uma barra vertical ilustrando o próximo instante no qual o nó candidato deseja transmitir. O instante calculado pelo nó candidato tem intersecção com possível transmissão dos nós 18, 26 e 33 e este conflito deve ser resolvido para evitar colisão no *slot* de controle especificado. Ao rodar o *MeshElection*, se o nó perder a competição pelo *slot* disputado, tenta novamente no *slot* seguinte, e assim sucessivamente até ser ganhador em algum *slot* a frente. Quando ganhar, calcula os 2 parâmetros a serem comunicados e os envia na mensagem MSH-DSCH corrente. Quando os vizinhos receberem esta mensagem atualizarão seus respectivos mapas.



TempoAtual

Figura 3.5 – Exemplo da distribuição dos tempos de cada nó vizinho. Fonte: Adaptado de Beyer et al. (2002)

3.2.2.Handshake

O mecanismo de reserva de banda prevê a utilização de 3 mensagens de controle MSH-DSCH: requisição, concessão e confirmação, que formam o chamado *Handshake* de 3 vias. Na Figura 3.6 (a) ilustra-se um *Handshake*. Supondo que um nó A queira transmitir dados, o primeiro passo é emitir uma

mensagem requisitando a banda necessária para transmissão, através da primeira mensagem chamada MSH-DSCH:Request. Esta mensagem contém o *LinkID* do enlace e a quantidade de *slots* requisitados. Esta mensagem é recebida por todos os vizinhos que estão no alcance de A. Ao receber a mensagem, o nó B confere o *LinkID* e, como é uma mensagem para ele, busca a lista de *slots* disponíveis para verificar se pode atender a requisição. Se o nó B puder atender a requisição, envia a segunda mensagem de controle MSH-DSCH:Grant informando em que quadro e quais *slots* estão sendo concedidos a A. Todos os vizinhos de B recebem esta mesma informação e ficam sabendo quais *slots* estão ocupados.

Para fechar a transação é necessário ainda que o nó A confirme a banda que lhe foi concedida, e o faz através da terceira mensagem, MSH-DSCH: Confirm. Neste momento, também todos os vizinhos de A ficam sabendo que *slots* estão ocupados. Transmissões dos dados reservados só são autorizadas após a transmissão da confirmação.





Ao enviar a mensagem de Requisição, o nó A calcula o instante da transmissão de sua próxima mensagem de controle como explicado anteriormente (Subseção 3.2.1). Todavia, se no momento da chegada da próxima mensagem de controle o nó A ainda não tiver recebido a concessão correspondente do nó B, a mensagem de controle será emitida sem os dados da confirmação, que só estará incluída após a recepção da concessão correspondente, como ilustrado na Figura 3.6 (b).

Nota-se da Figura 3.6 que, se o expoente de Holdoff for grande, a distância entre as mensagens MSH-DSCH será grande também e toda a transmissão será atrasada. Se o expoente de A for grande, a confirmação demora; se o expoente de B for grande, a concessão demora. Em qualquer dos casos a negociação da banda é prejudicada.

3.3. Escalonamento no Canal de Dados

Tendo recebido uma mensagem de Requisição de banda de algum vizinho através de uma mensagem MSH-DSCH, o nó deve passar à etapa de decisão de quais slots conceder a este vizinho. Na Figura 3.6, tanto o nó A quanto o nó B tiveram que obter um slot de controle para enviar suas mensagens e, portanto, ambos rodaram o algoritmo MeshElection. Neste exemplo, como o nó A fez a requisição, quem tem a missão de rodar um algoritmo escalonador dos slots de dados é o nó B.

Como os nós recebem, frequentemente, mensagens MSH-DSCH informando quadros e respectivos *slots* ocupados, eles podem manter localmente a informação de disponibilidade da banda e tomar suas decisões, baseados em alguma heurística. Obviamente, se a demanda de transmissão de dados é muito alta na rede, a concessão não será imediata, pois slots próximos já estarão ocupados. A decisão de alocação de slots de dados, para ser eficiente, deve levar em conta algumas características do MAC. Suponha que o nó B, assim que recebe a requisição de A, decide alocar os primeiros slots livres que se seguem em uma estratégia gulosa. A estratégia gulosa concede o primeiro quadro à frente que estiver disponível, porém pode acontecer que este quadro se localize antes da terceira mensagem do Handshake, como ilustrado na Figura 3.7. Vê-se, nesta figura, que a concessão emitida pelo nó B foi prematura, pois quando A teve acesso ao canal de controle para enviar a terceira mensagem do Handshake, o quadro alvo da concessão já tinha passado. Neste caso, o Handshake deve ser iniciado novamente a partir da primeira mensagem de requisição.



Figura 3.7 – Concessão prematura de banda

Baseado na dinâmica de Handshake de 3 vias, o algoritmo FEBA, embutido no simulador utilizado nesta tese (CICCONETTI et al., 2007a), define o conceito de horizonte de concessão. Horizonte de concessão é um intervalo no qual os slots podem ser concedidos buscando um equilíbrio: não deve ser cedo demais para não perder a vez e não deve ser tarde demais para a requisição não esperar muito. O nó monitora a latência das mensagens de controle envolvidas com cada vizinho para obter uma estimativa mais precisa do horizonte de concessão.

A decisão do escalonador em adotar um horizonte de concessão aparentemente pode atrasar o fluxo, porém é melhor esperar um pouco mais

do que ter que reiniciar o Handshake devido a uma concessão perdida. Cicconetti et al. (2007a) mostram o ganho que se obtém na vazão, comparando o algoritmo FEBA com o algoritmo guloso.

A estratégia utilizada pelo escalonador de slots de dados é crucial para o desempenho da rede. O escalonamento não sendo eficiente reflete-se em maiores atrasos em cada nó da rede.

Um diferencial do protocolo 802.16 em relação ao 802.11 é a possibilidade de uma requisição ser de longa duração. Como pode ser comprovado no Anexo A, existe um campo na mensagem MSH-DSCH de requisição, chamado *Demand Persistence*, que indica o número de quadros nos quais a demanda existe. É possível que uma solicitação seja com duração desejada por vários quadros ou até por tempo indeterminado, permanecendo até que seja cancelada. Há na mensagem MSH-DSCH de confirmação também o campo *Persistence* que permite o atendimento da requisição por vários quadros ou por tempo indeterminado.

3.4. Reuso Espacial

Em redes sem fio, quando uma transmissão acontece de um nó para seu vizinho, esta transmissão interfere em outras transmissões que estejam ocorrendo na vizinhança. Fora da região de conflito, dois nós quaisquer da rede podem efetuar suas transmissões sem qualquer prejuízo. Reuso espacial diz respeito ao aproveitamento dos mesmos slots de dados por nós geograficamente distantes e que possam fazer transmissões simultâneas, o que melhora muito o desempenho da rede.

Um modelo de interferência citado por Ramanathan e Loyd (1993) considera interferências referidas como primárias e secundárias. As interferências primárias dizem respeito à transmissão que uma estação pode ou não realizar,

considerando a presença de uma única interface de rádio no nó. As seguintes regras devem ser seguidas:

- Um nó A transmitindo para um nó B não pode transmitir para nenhum outro nó, nem receber de nenhum outro nó;
- (ii) Um nó B que está recebendo de A não pode transmitir nem receber dados de nenhum outro nó;

Interferências secundárias dizem respeito às transmissões dos vizinhos. As seguintes regras devem ser seguidas:

- (iii) Os vizinhos de um nó A que está transmitindo não podem receber dados de nenhum outro vizinho;
- (iv) Os vizinhos de um nó B que está recebendo de A não podem transmitir.

Numa rede de múltiplos saltos, é possível construir uma matriz de conflito que represente os enlaces que não podem transmitir simultaneamente.

O exemplo na Figura 3.8 ilustra essas restrições. A topologia em cadeia, ou *chain*, com 6 nós tem seus enlaces numerados de L0 a L9. O círculo ao redor do nó ilustra o alcance de sua transmissão. Supondo que está acontecendo uma transmissão no enlace L3, a aplicação das regras implica em que:

- o nó 3 transmitindo para o nó 2 conflita com os enlaces L2, L4 e L5 (regra i);
- o nó 2 recebendo de 3 conflita com os enlaces L0, L1 e L2 (regra ii);
- os vizinhos de 3, que são 4 e 2, não podem receber, pois conflitam com os enlaces L4, L7 e L0 (regra iii);
- os vizinhos do nó 2 não podem transmitir, pois conflita com L0 (regra iv).

Em resumo, o enlace L3 conflita com os enlaces L0, L1, L2, L4, L5 e L7, porém podem ocorrer transmissões simultâneas entre os enlaces L3 e L6 ou L3 e L8 ou L3 e L9, ou seja, quando os círculos ao redor dos nós de destino não têm

interseção entre si. Vê-se que, na cadeia de 6 nós, é possível um pequeno aproveitamento da característica de reuso espacial. Isto quer dizer, por exemplo, que um quadro transmitido pelo nó 2 no enlace L2 pode também ter sido concedido pelo nó 4 ao nó 5, e ser transmitido no enlace L7, pois na realidade, pela distância entre os enlaces, trata-se de quadros diferentes.



Figura 3.8 – Reuso espacial entre enlaces na cadeia de 6 nós

A matriz de conflito **C** representa as interferências entre os enlaces relativos a Figura 3.8 Nesta matriz $c_{ij}=1$ se o enlace *i* interfere com o enlace *j* e, portanto, não podem transmitir simultaneamente; *cij=*0 caso contrário.

	Γ	LO	L1	L2	L3	L4	L5	L6	L7	L8	L9
	LO	0	1	1	1	1	0	0	0	0	0
	L1	1	0	1	1	0	1	0	0	0	0
	L2	1	1	0	1	1	1	1	0	0	0
	L3	1	1	1	0	1	1	0	1	0	0
C =	L4	1	0	1	1	0	1	1	1	1	0
	L5	0	1	1	1	1	0	1	1	0	1
	L6	0	0	1	0	1	1	0	1	1	1
	L7	0	0	0	1	1	1	1	0	1	1
	L8	0	0	0	0	1	0	1	1	0	1
	L9	0	0	0	0	0	1	1	1	1	0

Nas regiões em que o uso simultâneo é problemático, o Handshake de 3 vias resolve o problema. Supondo uma situação como indicada na Figura 3.9, na

qual cada nó da cadeia envia suas mensagens MSH-DSCH a seus vizinhos. O nó 3 fez uma requisição ao nó 2 (Req1) que respondeu concedendo um quadro (Gnt1). O nó 5 também fez uma requisição ao nó 4 (Req2), que, ainda não sabendo que este quadro estava sendo alocado, concede o mesmo quadro ao nó 5 (Gnt2). Como a mensagem Gnt2 também chega para o nó 3, na chegada da mensagem o nó 3 percebe que o quadro que lhe foi concedido já está em uso e não confirma a concessão Gnt1. Como não foi confirmado o quadro para o nó 3, ele será utilizado apenas pelo nó 5 e não haverá conflito. Por outro lado, o nó 3 deve iniciar o Handshake novamente para ser atendido. Algumas implementações do IEEE 802.16 utilizam um mecanismo de re-concessão, ou seja, como não aconteceu Cnf1, confirmação correspondente a Gnt1, o nó 2 considera a requisição aberta e faz nova concessão sem necessidade de repetir a requisição.



Figura 3.9 – Conflito dentro de uma mesma área de uso da banda

4 MODELAGEM ANALÍTICA

A partir do processo de envio de dados de um nó A a um de seus vizinhos, o nó B, é possível descrever a modelagem analítica adotada.

Na Figura 4.1 resume-se o processo modelado. No início, o nó A envia uma mensagem MSH-DSCH requisitando o envio de dados. Passado o intervalo de tempo T_{ab} , o nó B envia sua mensagem de concessão, MSH-DSCH:Gnt. Passado o intervalo de tempo T_{ba} , o nó A envia sua mensagem de confirmação, MSH-DSCH:Cnf. A soma destes dois intervalos de tempo é chamada tempo de Handshake, $TH_{AB} = T_{ab}+T_{ba}$.



Figura 4.1 - Tempos envolvidos na Transmissão do nó A ao nó B

A negociação entre estes dois nós ocorrida no Handshake resulta em slots concedidos em quadros futuros. O volume de dados e o algoritmo de escalonamento determinam quão mais para a frente do Handshake é a concessão. O tempo *TEspera* ilustrado na Figura 4.1 é o tempo entre o fim do Handshake e o início da transmissão no quadro concedido neste Handshake.

Após a espera de sua vez de transmitir, o nó inicia a transmissão que pode durar vários slots em vários quadros. O tempo *TEnvio* ilustrado na Figura 4.1 indica o tempo que o nó A ocupa o meio com a efetiva transmissão de seus dados.

Em Cesar e Carvalho (2011) apresenta-se uma modelagem simplificada do processo de transmissão. Naquele trabalho considerou-se o *TEspera* insignificante e, portanto, o modelo representa apenas o melhor caso da análise. Uma modelagem completa considera que a competição pelo canal de dados, embora não sofra colisões, não permite o uso imediato do canal, e, portanto, *TEspera* deve ser considerado e tem impacto no desempenho.

Por simplicidade, assume-se na presente modelagem que é transmitido no mínimo um quadro completo e que, se for necessário transmitir mais de um quadro, serão concedidos quadros contíguos, o que pode não ser verdade para diferentes algoritmos de escalonamento de dados.

Cada uma das fases da transmissão contribui com uma fatia de tempo para compor o tempo total da transmissão. Na Seção 4.1 será apresentada a modelagem de cada uma das fases que serão integradas ao modelo de fila apresentado na Seção 4.2 que calcula a vazão e o atraso de um nó individualmente. Um método iterativo apresentado na Seção 4.3 reúne os dados de cada nó compondo o atraso fim-a-fim na malha. Os limites da capacidade de um nó são apresentados na Seção 4.4 e por fim o critério de equidade é proposto na Seção 4.5.

4.1. As fases da Transmissão

A seguir serão apresentadas as modelagens para calcular o tempo associado a cada uma das fases da transmissão: Handshake, Espera e Envio. A fase de Handshake foi modelada por Cao et. al (2007). Na Subseção 4.1.1 serão apresentadas as idéias principais de sua modelagem e as fórmulas que serão empregadas no modelo de fila proposto neste trabalho. Nas Subseções 4.1.2 e 4.1.3 apresentam-se, respectivamente, os cálculos dos tempos de Espera e

Envio que permitem estender a modelagem do Handshake, completando o processo da transmissão.

4.1.1.Fase de Handshake

Para o cálculo do tempo de Handshake entre dois nós A e B, denominado TH_{AB} , utiliza-se a formulação de Cao et al. (2007). Esta seção dedica-se inteiramente a delinear a formulação desenvolvida pelos autores e utilizada no modelo.

Cao et al. (2007) desenvolveram um modelo estocástico que estima com precisão o tempo gasto no Handshake. Consideraram que as sequências de transmissão das mensagens de controle formam um processo de renovação estatisticamente independente (TIJMS, 2003). A seguir, será dada uma visão geral da formulação que foi embutida no modelo de fila, usando preferencialmente a notação da referência citada, alterada nos casos em que conflita com a notação do modelo.

Seja T_k o intervalo entre transmissões de mensagens de controle sucessivas pelo nó *k* no processo de renovação no nó *k*. Um primeiro passo para o cálculo da esperança de TH_{AB} é obter $E[T_A]$ e $E[T_B]$. T_k é composto por duas partes:

- *H_k* = Tempo de Holdoff do nó k definido pelo padrão IEEE 802.16 como 2^(XmtHoldoffExponent+4), medido em número de slots e
- S_k =número de slots que o nó k perdeu antes de ganhar um slot para transmitir, corresponde ao tempo gasto na competição após o tempo H_k, medido em slots.

Então, $T_k = H_k + S_k$.

Seja μ_k a esperança do intervalo entre transmissões sucessivas, ou o intervalo da renovação expresso como $\mu_k = E[T_k] = H_k + E[S_k]$.

Para determinar $E[S_k]$, é preciso obter de uma determinada topologia os seguintes parâmetros:

- N_k , conjunto de vizinhos do nó *k* de até dois saltos de distância;
- N_k^{Known}, conjunto de vizinhos do nó k dos quais se conhece o escalonamento;
- N_k^{unknown}, conjunto de vizinhos do nó k dos quais o escalonamento é desconhecido; o nó k considera um vizinho competidor se não receber dele nenhuma mensagem de controle MSH-DSCH.

É preciso também obter a probabilidade de um nó ganhar um determinado slot s de acordo com o algoritmo *MeshElection*. Por simplicidade assume-se que S_k tem distribuição geométrica, ou seja, $P(S_k=s)=(1-p_k)^{s-1} p_k$ onde p_k depende do número de competidores e de suas distribuições.

A partir da definição de esperança matemática

$$E[S_{k}] = \sum_{s=1}^{\infty} s P(S_{k} = s), \text{ obtém-se para cada nó } k$$
$$E[S_{k}] = \sum_{j=1, j \neq k, xj \geq xk}^{N_{k}^{known}} \frac{2^{xj} + E[S_{k}]}{2^{xj+4} + E[S_{j}]} + \sum_{j=1, j \neq k, xj < xk}^{N_{k}^{know}} \frac{1}{2^{xj+4}} + N_{K}^{unknow} + 1$$
(4.1)

onde x_k é o expoente de Holdoff do nó k e x_j é o expoente de Holdoff do nó j, vizinho de k.

O conjunto de Equações 4.1 é recorrente, ou seja, é expresso em termos do próprio valor $E[S_k]$. Utiliza-se um método numérico de iteração de ponto fixo para obter a solução.

Obtêm-se, assim, $\mu_A = E[T_A] \in \mu_B = E[T_B]$. Para dar continuidade à derivação do tempo de Handshake, $E[TH_{AB}]$, é necessário calcular a variável aleatória denominada excesso. É preciso relacionar $E[T_A] \in E[T_B]$, pois existe uma relação entre as respectivas mensagens de controle.

Seja Z(t) um processo de renovação que conta os eventos ocorridos até o tempo *t*; *t* corresponde a um *slot* qualquer entre uma renovação e outra. A largura $T_{Z(t)+1}$ é o intervalo que contém *t* como mostrado na Figura 4.2. A idade do processo é o tempo ocorrido entre a última renovação e *t*. O excesso é o tempo entre *t* e a renovação seguinte a *t*.



Figura 4.2 – O excesso no Processo de Renovação Fonte: Adaptado de Cao (2007)

Para calcular a probabilidade de um nó *j* competir com um nó *k* no slot dado S_k =s, idealizaram-se dois cenários apresentados na Figura 4.3. Nesta figura, no instante *t* o nó *k* terminou uma transmissão, entra em Holdoff e ganha o direito de transmitir em *s*. A variável *e* da figura é o tempo entre t e a próxima renovação do nó j.



Figura 4.3 – Casos de competição entre os nós *j* e *k* Fonte: Cao (2007)

O instante *t* marca assim o início do excesso para o nó *j*, que transmite em *t*+*e*. No caso 1 da Figura 4.3, os nós vão competir se o início do próximo período de transmissão do nó *j* após seu Holdoff for menor que o intervalo de transmissão de *k*, ou

$$t+e+H+1 \leq t+H+s$$
.

No caso 2 da Figura 4.3, os nós vão competir se o intervalo de transmissão de *k* estiver contido no intervalo elegível de *j*. Neste caso, o nó j não estava em Holdoff, e a competição ocorre se

$$t+e \leq t+H+s \leq t+e+V-1$$
.

Com a probabilidade de ocorrência destas situações, deriva-se a esperança do excesso:

$$E[e_k] = \frac{2^{xk+3} + 2^{2xk+7} + 2^{xk+4} + E[S_k] + E^2[S_k]}{2^{xk+4} + E[S_k]},$$
(4.2)

que pode ser resolvido utilizando a Equação 4.1.

Sabendo que $TH_{AB} = T_{ab} + T_{ba}$, obtêm-se aproximações para T_{ab} e T_{ba} , usando o valor da esperança do excesso. T_{ab} pode ser aproximado por e_B , mas não é possível aproximar T_{ba} por e_A pois T_{ba} não é independente de T_{ab} . Os autores utilizaram abordagem empírica e apoiada em simulação para derivar TH_{AB} , usando a Equação 4.2.

Os autores estimaram que

$$E[TH_{AB}] \approx E[e_B] + c \mu_A + (1-c)E[e_A],$$
 (4.3)

onde *c* é um fator de compromisso definido como $c = E[S_A]/\mu_A$.

Utilizando o resultado de Cao et al. (2007) para o cálculo da esperança do tempo de Handshake, é possível definir a taxa média da fase de Handshake, β , como sendo β = 1 / E[TH_{AB}] para cada nó da rede, considerando que o nó A é o nó em foco e o nó B é o próximo vizinho na rota de A rumo à MBS.

4.1.2. Fase de Espera pela Transmissão

Após o Handshake, há um tempo no qual o nó deve aguardar pelo quadro que Ihe foi concedido na negociação (*TEspera* da Figura 4.1).

Nesta modelagem, assume-se que os dados vindos dos níveis superiores são colocados em pacotes do tamanho de um quadro inteiro manipulado pelo nível de enlace, e não há necessidade de fragmentação. Assim, as requisições acontecem em unidades de quadros e não de *slots*. Igualmente, a espera se dá em unidades de quadros.

Como visto na seção 3.1, a duração do quadro depende da freqüência utilizada e do tipo de modulação. Seja $1/\mu$ a duração de um quadro para as condições físicas adotadas. Assume-se que a duração de um quadro coincide com um período da fase de espera. Se for necessário esperar *k* períodos, o tempo gasto na espera é de k/μ .

O nó deve esperar, no mínimo, o tempo da transmissão de um quadro, quando, após o Handshake, foi concedido o quadro imediatamente seguinte ao Handshake. Vê-se, na Figura 4.1 que, após a mensagem de confirmação encerrando o Handshake em algum *slot* de controle, passam-se ainda os *slots* de dados do quadro corrente para iniciar a transmissão no quadro seguinte. Mesmo sem considerar o horizonte de concessão, é conveniente que a concessão seja feita, no mínimo, a partir do quadro seguinte.

Intuitivamente, quanto mais ocupada estiver a rede, maior será a espera, podendo-se associar uma probabilidade ao tempo de espera. Seja α a probabilidade de acessar o meio para transmissão de dados após o Handshake. Seja *NEspera* uma variável aleatória discreta que indica quantos períodos serão aguardados antes do acesso ao meio para a transmissão efetiva. Supõese que *NEspera* tem uma distribuição geométrica de probabilidade. Se o nó deve esperar k períodos antes de conseguir o acesso, então, a função de probabilidade associada a *NEspera* é:

 $P(NEspera=k) = \alpha (1-\alpha)^{k-1},$

e a média da duração total da espera é

$$E[TEspera] = \sum_{k=1}^{\infty} \alpha (1-\alpha)^{k-1} \frac{k}{\mu} = \frac{\alpha}{\mu} \sum_{k=1}^{\infty} k (1-\alpha)^{k-1}$$
O termo do somatório é uma série geométrica infinita de razão $r = (1-\alpha)$, que converge para $1/(1-r)^2$. Assim,

$$E[TEspera] = \frac{\alpha}{\mu} \frac{1}{(1-(1-\alpha))^2} = \frac{\alpha}{\mu} \frac{1}{\alpha^2} = \frac{1}{\alpha\mu},$$

e, portanto, a taxa média desta fase é $\alpha\mu$.

A estratégia de obtenção da taxa média de espera é semelhante à estratégia da obtenção do tempo de backoff para o 802.11 apresentada em Zhou e Mitchell (2010).

A determinação do valor de α é fundamentada no escalonador de dados que decide quando conceder o acesso, mas também é influenciada pela topologia, que implica em maior ou menor reuso espacial, e pela taxa de dados.

Na Seção 4.4, o valor desta probabilidade será variado entre valores máximo e mínimo para explorar os limites da capacidade da rede. No Capítulo 5, será definida uma função para determinar o valor de α , intermediário entre o máximo e o mínimo, possibilitando, assim, validar o modelo analítico em comparação com o simulador empregado.

4.1.3. Fase de Envio

Após o Handshake e após a espera pelo acesso, o meio é efetivamente ocupado com a transmissão por um tempo denominado *TEnvio* (Figura 4.1).

Quando há pouca demanda de transmissão local, os níveis superiores pedem a transmissão de um quadro, o nó ocupa o meio por apenas um quadro e em seguida libera o meio. Quando há muita demanda de transmissão local, a concessão pode durar vários quadros. Intuitivamente, quanto maior a demanda,

maior a ocupação do meio e, consequentemente, pode-se associar uma probabilidade à ocupação.

Seja η a probabilidade de liberar o meio após as fases de Handshake e Espera e $1/\mu$ a duração de um quadro para as condições físicas escolhidas. De maneira análoga a fase de Espera, o envio também pode durar *m* períodos e neste caso o tempo gasto enviando dados seria m/μ .

Associa-se a η uma variável aleatória discreta, *NEnvio*, que indica quantos períodos serão empregados no envio. Supõe-se que *NEnvio* tem uma distribuição geométrica de probabilidade. Se o nó ocupa o meio por m períodos, então, a função de probabilidade associada a *NEnvio* é:

$$P(NEnvio=m) = \eta (1-\eta)^{m-1},$$

e a média da duração total do envio é

$$E[TEnvio] = \sum_{m=1}^{\infty} \eta (1-\eta)^{m-1} \frac{m}{\mu} = \frac{\eta}{\mu} \sum_{m=1}^{\infty} m (1-\eta)^{m-1} = \frac{\eta}{\mu} \frac{1}{(1-(1-\eta))^2} = \frac{\eta}{\mu} \frac{1}{\eta^2} = \frac{1}{\eta\mu}$$

e, portanto, a taxa média da fase de envio é $\eta\mu$.

A determinação de η também é fundamentada na decisão do escalonador de dados que decide o quanto da capacidade disponível será concedido a um nó.

O escalonador pode, por exemplo, implantar alguma política de QoS que permita a um determinado fluxo usar o meio por mais tempo que outro fluxo, e η será uma função não só do volume de tráfego, mas da qualidade do tráfego.

Outro exemplo de decisão do escalonador que influi na determinação de η é agrupar ou não requisições que o nó está encaminhando. Suponha uma topologia como mostrado na Figura 4.4 à direita. Os nós 3 e 4 encaminham dados para o nó 2 que encaminha para o nó 1, que é a MBS. Na Figura 4.4, à esquerda vêem-se as mensagens trocadas entre estes nós. O nó 2 faz o Handshake com o nó 3 e recebe seus dados. O mesmo ocorre em relação ao nó 4. Após receber os dados de 3 e 4, o nó 2 verifica que precisa requisitar nova transmissão, pois os dados eram destinados ao nó 1. Quando o nó 2 for enviar a próxima mensagem MSH-DSCH para o nó 1 com sua requisição, pode agrupar os pedidos referentes aos nós 3 e 4 em uma única requisição, ou fazer duas requisições separadas como indicado na Figura 4.4. Se fizer uma requisição única, solicitará mais dados de uma só vez, e usará o meio por mais tempo. Isto implicaria em um η maior, o que aumentaria a vazão. Por outro lado, agrupando as requisições, pode acontecer que o nó 2 use o meio por muito tempo, e por razões de equidade o nó 2 decida fazer uma requisição por vez. Fazendo uma requisição por vez, como a primeira requisição que chegou foi a do nó 3, a requisição do nó 4 teria que esperar mais. Desta forma, as decisões do nó 2 contribuem para determinar as probabilidades tanto de acessar o meio como de liberá-lo após o início do acesso.

Na Seção 4.4, os valores de $\eta \in \alpha$ são avaliadas entre valores máximos e mínimos para explorar a capacidade da rede.



Figura 4.4 – Troca de mensagens entre os nós

4.2. O modelo de um nó

As diversas fases da transmissão descritas até aqui têm uma correspondência natural com a abordagem de Teoria de Filas de Lipsky (2010).

Segundo esta abordagem, os problemas são formulados na forma de matrizes e vetores, o que simplifica o tratamento de processos compostos, tais como foram identificados neste trabalho. Além disto, várias ferramentas matemáticas disponíveis executam diretamente operações sobre matrizes, como é o caso do software Mathematica ® empregado neste trabalho.

No estudo do protocolo IEEE 802.16, foram identificadas 3 fases para o serviço de transmissão de dados e, consequentemente, com esta abordagem serão

manipuladas matrizes de dimensão 3x3, cujo processamento é simples e rápido.

Na descrição do modelo, será utilizada a mesma notação de Lipsky (2010): negrito com letra maiúscula para matrizes, negrito com letra minúscula para vetores e o símbolo " ' " aplicado a um vetor linha indica sua transposição para um vetor coluna. O vetor linha $\epsilon = [1,1,...1]$ é um operador constantemente usado e ϵ ' é o vetor coluna, transposto de ϵ .

O modelo consiste em representar cada nó da rede como um sistema *S* de fila fechado com um número fixo de clientes e composto de 2 subsistemas, chamados de *S1* e *S2* que interagem um com o outro trocando clientes como ilustrado na Figura 4.5.

Em determinado instante *S1* tem s_1 clientes, *S2* tem s_2 clientes e o sistema tem $L = s_1 + s_2$ clientes no total. Para especificar a dinâmica do sistema, deseja-se conhecer s_1 e s_2 a qualquer instante. Como *L* é fixo, conhecendo-se s_1 , conhece-se s_2 e identificam-se os possíveis estados do sistema, $s_1 = 0, 1, 2, ..., L$ e, portanto, há (*L*+1) estados possíveis. O cliente que está sendo tratado em S1 pode estar em uma das três fases internas: Handshake, Espera ou Envio. Para especificar totalmente o sistema, é preciso saber em que fase o cliente se encontra em *S1*. Como para cada cliente dos s_1 possíveis em *S1* há 3 possibilidades, o número total de estados possíveis em *S* é *3L*+1.



Figura 4.5 - Sistema projetado S composto de subsistemas S1 e S2

O sistema S da Figuras 4.5 pode ser classificado como um sistema de fila M/G/1/L cuja notação é interpretada da seguinte maneira:

- M: o subsistema S2 é markoviano, ou a distribuição do tempo entre chegadas é exponencial;
- G: o subsistema S1 não é exponencial, ou a distribuição do tempo de serviço é a soma de três variáveis aleatórias exponenciais negativas, caracterizando uma Erlang generalizada;
- 1: o subsistema S1 serve um cliente por vez;
- L: número de clientes no sistema.

A Figura 4.6 traz uma outra representação do sistema S na abordagem mais comum de teoria de filas através de Cadeia de Markov de Tempo Contínuo (BOLCH et al., 2006).



Figura 4.6 - Representação alternativa de S

A formulação apresentada a seguir tem por objetivo calcular o atraso médio e a vazão em um nó. Os clientes nesse sistema de filas representam os quadros nas redes mesh, objeto da modelagem.

Inicialmente, estudam-se características do subsistema *S1* para depois compor o estudo com *S2*, caracterizando o sistema completo. Os seguintes parâmetros são necessários para compreender *S1*:

Define-se a matriz de transição *P* onde *P_{ij}* é a probabilidade de o sistema ir para o estado *j* ao deixar o estado *i*. Em *S1* acontecem apenas duas transições: da fase de Handshake à fase de Espera ou da fase de Espera à fase de Envio. *P*, então, é dada por:

$$\mathbf{P} = \begin{array}{ccc} Hnd & Esp & Env \\ Hnd \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 \\ \\ Esp & 0 & 0 & 1 \\ \\ Env & 0 & 0 & 0 \\ \end{array}$$

Neste caso a última linha é toda 0, pois no estado 3 (Envio) não há transição para nenhum estado interno e por isto **P** é classificada como subestocástica.

Define-se um vetor de saída *q* cujo componente *q_i* é a probabilidade de deixar *S1* quando o serviço termina no estado *i*. Aqui, o único estado que tem saída é o estado 3, e o vetor *q* é dado por:

$$\boldsymbol{q} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}.$$

Com estas definições, garante-se que, a partir de qualquer estado, sempre se sai de *S1*, ou seja, Pe' + q' = e'.

Define-se um vetor de entrada *p* cujo componente *p_i* é a probabilidade de, entrando em *S1*, o cliente ir diretamente ao estado *i*. Ao entrar em *S1* o cliente vai para a fase de Handshake com probabilidade 1, e o vetor *p* é dado por:

$$\mathbf{p} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \end{bmatrix};$$

 A matriz de conclusão *M* governa o processo de deixar um estado, contendo na diagonal os elementos m_{ii} com a taxa com que se deixa o estado *i*:

$$\mathbf{M} = \begin{bmatrix} \beta & 0 & 0 \\ 0 & \alpha \mu & 0 \\ 0 & 0 & \eta \mu \end{bmatrix}.$$

Com estas matrizes, é possível calcular o tempo médio para um cliente deixar *S1*.

Seja τ ' o vetor coluna cujo componente τ_i é o tempo médio para deixar *S1*, dado que começou no estado *i*. O cliente é servido em *i* e para isto gasta o tempo ($M^{-1}\epsilon'$.)_{*i*}. Em seguida vai para outro estado *j* com probabilidade P_{ij} , e lá gasta τ_j . A equação em forma de vetor é:

$$\tau' = M^{-1} \epsilon' + P \tau' \implies \tau' = [M(I-P)]^{-1} \epsilon'.$$

A matriz M(I - P) é denominada B, matriz de taxa de serviço e sua inversa $V = B^{-1}$ é denominada matriz de tempo de serviço, onde *vij* é o tempo médio que o cliente gasta no estado *j* a partir do momento que visitou o estado *i* até sair de *S1*. Tem-se, então:

$$\boldsymbol{B} = \begin{bmatrix} \beta & -\beta & 0 \\ 0 & \alpha \mu & -\alpha \mu \\ 0 & 0 & \eta \mu \end{bmatrix} \quad \mathbf{e} \, \boldsymbol{V} = \begin{bmatrix} 1/\beta & 1/\alpha \mu & 1/\eta \mu \\ 0 & 1/\alpha \mu & 1/\eta \mu \\ 0 & 0 & 1/\eta \mu \end{bmatrix}.$$

Seja T_s a variável aleatória que denota o tempo gasto em *S1*, então a esperança de T_s , escalar, é a soma dos τ_s vezes a probabilidade de entrar em *i*. Em forma matricial tem-se:

$$E[T_{s}] = \boldsymbol{p} \ \boldsymbol{\tau}' = \boldsymbol{p} \ \boldsymbol{V} \boldsymbol{\epsilon}' \tag{4.4}$$

Conhecendo a dinâmica de funcionamento de *S1*, as próximas definições cuidam de integrar *S1* e *S2*, analisando o comportamento de *S* no estado estacionário.

Seja $\pi_i(s_1;L)$ a probabilidade em regime estacionário de haver s_1 clientes na fila de *S1* e o cliente que está sendo servido está na fase *i*. Os outros $s_2=L-s_1$ clientes estão em *S2*. Aqui $\pi(s_1;L)$ é um vetor linha com 3 elementos: $\pi_1(s_1;L)$ é a probabilidade de ter s_1 clientes em S1 e o cliente que está sendo servido estar na fase de Handshake, $\pi_2(s_1;L)$ é a probabilidade ter s_1 clientes em S1 e o cliente servido estar na fase de Espera e $\pi_3(s_1;L)$ é a probabilidade de ter s_1 clientes em S1 e o cliente servido estar na fase de Espera e $\pi_3(s_1;L)$ é a probabilidade de ter s_1

Há ainda a probabilidade escalar $r(s_1;L)$ associada a $\pi(s_1;L)$, que é a probabilidade de se ter s_1 clientes em S1, em qualquer fase interna. Para todo $0 \le s_1 \le L$, tem-se:

$$r(s_1, L) = \sum_{i=1}^{3} \pi_i(s_1; L) = \pi(s_1; L) \in \mathbf{T}$$

 $\pi_i(0;L)$ não tem significado real, pois se não há clientes em S1, ninguém estará na fase *i*, porém é útil definir o vetor $\pi(0;L)$ para as equações posteriores:

$$\pi(0;L) = r(0;L). p$$

O sistema de equações de Chapman-Kolmogorov fornece a condição para o estado estacionário: a taxa média de entrada deve ser igual à taxa média de saída do mesmo estado. Com esta premissa, derivam-se as seguintes equações, chamadas equações de balanço:

• Considerando o estado referente à fila vazia em S1:

$$\lambda \boldsymbol{\pi}(0;L) = \boldsymbol{\pi}(1;L). \boldsymbol{B} \boldsymbol{\epsilon}'.\boldsymbol{p} \tag{4.5}$$

 Considerando o estado referente à fila cheia em S1, ou seja, com L elementos:

$$\boldsymbol{\pi}(L;L) = \boldsymbol{\pi}(L-1;L). \ \boldsymbol{V} \lambda \tag{4.6}$$

• Considerando um estado intermediário com s₁ elementos em S1:

$$\boldsymbol{\pi}(s_1;L) = \boldsymbol{\pi}(s_1-1;L). \boldsymbol{U}$$
(4.7)

em que $\boldsymbol{U} = (\boldsymbol{I} + \frac{1}{\lambda}\boldsymbol{B} - \boldsymbol{\epsilon}'\boldsymbol{\rho})^{-1}$.

A Equação 4.7 pode ser reescrita sem a recursividade, em termos de $\pi(0;L)$ ou em termos de r(0;L):

$$\boldsymbol{\pi}(s_1;L) = \boldsymbol{\pi}(0;L)\boldsymbol{U}^{s_1} = r(0;L).\boldsymbol{p}.\boldsymbol{U}^{s_1}$$

É possível remover também a recursividade da Equação 4.6, descrevendo-a através de r(0;L):

$$\boldsymbol{\pi}(L;L) = \boldsymbol{\pi}(0;L)\boldsymbol{U}^{L-1}\boldsymbol{V}\lambda = \lambda r(0;L).\boldsymbol{\rho}^{L-1}\boldsymbol{V}$$

Ainda, a soma das probabilidades deve ser igual a 1 (equação de normalização):

$$\sum_{n=0}^{L} r(s_1; L) = 1$$

Equivalentemente,

$$\sum_{s_{1}=0}^{L} \boldsymbol{\pi}(s_{1};L) \in \boldsymbol{\prime} = \sum_{s_{1}=0}^{L-1} \boldsymbol{\pi}(s_{1};L) \in \boldsymbol{\prime} + \boldsymbol{\pi}(L;L) \in \boldsymbol{\prime} =$$
$$= \sum_{s_{1}=0}^{L-1} \mathbf{r}(0;L) \boldsymbol{p}. \boldsymbol{U}^{s_{1}} \in \boldsymbol{\prime} + \lambda r(0 L) \boldsymbol{p}. \boldsymbol{U}^{L-1} \boldsymbol{V} \in \boldsymbol{\prime} =$$
;

$$= r(0 L) \left(\sum_{s_{1}=0}^{L-1} U^{s_{1}} + \lambda U^{L-1} V \right) \in ' = 1$$

A expressão entre parênteses é chamada matriz de normalização, K(L). Usando esta matriz, simplifica-se a equação de normalização:

$$r(0;L) \, p \, K(L) \, \epsilon' = 1$$

de onde se extrai r(0;L), que é a base do cálculo de todas as outras equações de probabilidade para $\pi(s_1;L) \in \pi(L;L)$.

Após calcular as probabilidades de cada estado, é possível obter o tamanho médio da fila. Seja *N* a variável aleatória discreta que representa o número de elementos na fila de *S1* em um dado instante. A esperança de *N* é dada por:

$$E[N] = \sum_{i=1}^{L} i \boldsymbol{\pi}(i;L) \in '.$$

Em particular r(L;L) é a probabilidade da fila em S1 estar cheia, chamada de probabilidade de bloqueio.

A vazão do sistema é o número de clientes que deixou o servidor por unidade de tempo. Também pode ser medida como a probabilidade do subsistema (*S1* ou *S2*) estar ocupado em função do tempo, considerando um longo período de tempo. Se o subsistema *S2* for escolhido para se medir a vazão, este fica ocupado sempre que a fila de *S1* não estiver completa, ou seja, a probabilidade do subsistema *S2* estar ocupado é *1-r(L;L)*. O período de tempo considerado na observação é um tempo médio entre chegadas de clientes, $\bar{x}_2 = \frac{1}{\lambda}$. Assim, a vazão é dada por:

$$V = \frac{1 - r(L;L)}{\bar{x}_2} = \lambda (1 - r(L;L))$$
(4.8)

Conhecendo a vazão e o número médio de elementos na fila, pode-se expressar o atraso médio do nó pela fórmula de Little (BOLCH et al., 2006):

$$\overline{T} = \frac{E[N]}{V} \tag{4.9}$$

Uma adaptação é necessária neste modelo para representar o aumento da vazão quando se aumenta o tempo da fase de envio, explicada através do seguinte exemplo:

Suponha-se que são utilizados quadros de tamanho 3KB, com a duração do quadro de 4ms, ou seja, μ =1/4ms=250, dados pelas condições físicas. Suponha-se que, em uma determinada taxa de

transmissão, a probabilidade η foi calculada valendo 0,7. Como η <1, o tempo do envio de dados é maior do que o tempo de apenas um quadro. O tempo gasto na fase de envio de dados é $1/\eta\mu$ = 5ms. O fato de se gastar mais tempo enviando dados significa que mais dados são enviados e para calcular quantos bytes a mais serão enviados, a mesma probabilidade deve ser também aplicada ao tamanho do quadro utilizado, que é como se passasse a ter 3KB/ η , que neste exemplo será de 4286 Bytes. Assim, antes de se aplicar o modelo, calcula-se o volume de dados envolvido na transferência corrente da seguinte maneira:

$Tamanho_corrente = Tamanho_F(sico_em_Bytes/\eta)$.

Outra implicação de se enviar mais dados diz respeito ao tamanho do buffer empregado. Considerar quadros maiores é equivalente a se retirar mais bytes do buffer e, consequentemente, o buffer deve ter seu tamanho em quadros reavaliado. Na inicialização do modelo o tamanho máximo do buffer, *L*, é definido em número de quadros, da seguinte maneira:

$$L = \begin{bmatrix} Tamanho _ máximo _ em _Bytes \\ Tamanho _ Físico _ Quadro _ em _Bytes \end{bmatrix}$$

Assim, se o tamanho máximo do buffer em bytes fosse 500KB e o tamanho físico do quadro fosse 3KB, *L* teria inicialmente 167 quadros. No exemplo dado, com η = 0,7, L passaria a conter 117 quadros.

Se o tamanho corrente se alterar, *L* também deve ser recalculado na mesma proporção. Assim, antes de rodar o modelo, recalcula-se o tamanho do buffer:

$$L = \left[\frac{\eta \ Tamanho \ máximo \ em \ Bytes}{Tamanho \ Físico \ Quadro \ em \ Bytes}\right].$$
(4.10)

4.3. Método Iterativo

O modelo apresentado na Seção 4.2 calcula o atraso e a vazão de um nó *i* da rede. Para obter o atraso de todo o percurso de um pacote que sai do nó *i* e vai à MBS é necessário fazer iterações entre todos os nós que estão nesta rota, pois o fluxo de saída de um nó é a entrada do próximo nó. Esta estratégia é similar a estratégia utilizada nas referências (ZHOU; MITCHELL, 2010; LEINER, 1980; SAADAWI; EPHREMIDES, 1981; GARETTO et al., 2008).

A rota empregada pelo método iterativo no modelo deve ser a mesma rota empregada pelo simulador, para posterior comparação dos respectivos resultados. Definição de rotas dinâmicas é um importante tópico de melhoria do desempenho em redes mesh, porém como ponto de partida da modelagem a rota foi considerada estática.

A Subseção 4.3.1 explica o processo de obtenção da rota, expressa através de uma matriz **R** que contém, para cada nó, o próximo salto em direção a MBS. A Subseção 4.3.2 apresenta o algoritmo que, usando a matriz **R**, calcula o atraso fim-a-fim na malha.

4.3.1.Obtenção da Rota

Considerando a rede como um grafo, representando determinada topologia estável, é necessário obter, dentre o conjunto total de nós e arestas, qual o subconjunto que estará ativo na comunicação com a MBS.

Tomando como exemplo a topologia em grade 3x3, a Figura 4.7(a) representa a rede como um grafo composto de 9 vértices e 24 arestas. Como o foco do interesse é o encaminhamento à MBS, escolhido como o nó 5 do grafo exemplo, deseja-se obter um subconjunto destas arestas que indique a rota de cada nó para a MBS, como ilustrado na Figura 4.7(b).



Figura 4.7 – Representação na forma de grafo da grade 3x3 e respectivas rotas

A Figura 4.7(b) corresponde a uma matriz **R** expressando estas relações de roteamento que serão utilizadas no algoritmo iterativo. No grafo do exemplo na Figura 4.7(b) a matriz **R** é:

$$R = 5 \begin{bmatrix} 0 & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 \\ 1 \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 2 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 3 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 0 & 0 & 0 & - & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 7 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 8 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 9 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Nesta matriz, o elemento *Rij=1* se o nó *i* vai para a MBS passando pelo nó *j*, caso contrário *Rij=0*. Desta forma, em uma linha de **R**, há apenas um "1".

O algoritmo de roteamento básico empregado é baseado no algoritmo de Bellman-Ford que computa a menor distância entre dois nós atribuindo pesos às arestas. Na versão empregada aqui todas as arestas têm peso igual. O algoritmo, resumido com o pseudo-código abaixo, verifica se para ir de *i* a *j* há algum caminho mais curto passando por *k* e armazena o caminho vencedor.

```
Algoritmo Bellman-Ford:

Para k=1 a N faça

Para i=1 a N faça

Para j=1 a N faça

Se distancia(i,j)>distância(i,k)+distância(k,j) então

distancia(i,j)=distância(i,k)+distância(k,j)

caminho(i,j)=caminho(i,k)+caminho(k,j)

Fimse

Fimpara

Fimpara

Fimpara
```

Este algoritmo obtém o primeiro caminho mais curto, porém em uma rede de múltiplos saltos é possível ter vários caminhos mínimos entre dois nós quaisquer. Na grade 3x3 da Figura 4.7(a) para ir do nó 1 ao nó 5 com distância mínima seria possível ir pela rota 1=>2=>5 ou pela rota 1=>4=>5.

A estratégia adotada pelo simulador e também adotada pelo modelo é calcular todos os possíveis caminhos mínimos e, se houver mais de um, escolher dentre eles um caminho aleatoriamente.

O algoritmo a seguir constrói uma matriz, chamada *NextHop*, com o próximo nó a ser visitado no caminho de i a j. Para isto, para cada par (i,j) calculam-se os menores caminhos dos vizinhos de i na rota até j, utilizando o algoritmo Bellman-Ford. Algoritmo para definição do próximo passo no caminho mínimo entre pares de nós da rede:

Para i=1 a N faça

Para j=1 a N faça

Se (i,j) são vizinhos então o caminho é direto

Senão

Obter lista de vizinhos do nó i

Desconectar o nó i do grafo

Aplicar Bellman-Ford ao novo grafo

Escolher menores caminhos dos vizinhos de i a j

(que não passam por i)

Se há apenas um caminho este é o escolhido

Senão

Escolher aleatoriamente entre os menores

Fimse

Fimse

Fimpara

Fimpara

No caso do exemplo dado, a matriz NextHop completa gerada pelo algoritmo é:

$$1 2 3 4 5 6 7 8 9$$

$$1 0 2 2 4 2 4 4 4 2$$

$$2 1 0 3 5 5 5 1 5 3$$

$$2 2 0 2 6 6 2 2 6$$

$$4 1 1 1 0 5 5 7 5 7$$

$$NextHop = 5 4 2 2 4 0 6 8 8 6$$

$$6 3 3 3 5 5 0 5 5 9$$

$$7 4 4 8 4 8 8 0 8 8$$

$$8 5 5 5 7 5 7 5 7 0 9$$

$$9 8 8 6 6 6 6 6 8 8 0$$

Nesta matriz a coluna referente à MBS corresponde a matriz **R** necessária ao método iterativo do modelo.

4.3.2. Algoritmo Iterativo

Considera-se que cada nó tem uma demanda própria gerada localmente λ_i^o igual para todos os nós. Na primeira iteração, a taxa de entrada do nó *i* é apenas a sua própria demanda λ_i^o ; na segunda iteração incorpora-se à demanda local a demanda do vizinho que está a um salto de distância; na terceira iteração a demanda do vizinho que está a dois saltos, etc, até que todo o volume de tráfego dos nós para os quais ele é encaminhador tenha chegado até ele.

As iterações seguem a matriz de roteamento **R** para determinar qual o nó que oferece seu fluxo a outro nó. As iterações são finitas, uma vez que os nós mais distantes da MBS não são encaminhadores para ninguém e o fluxo gerado por eles sempre diz respeito apenas à própria demanda local.

O algoritmo iterativo resolve o modelo de fila para um nó e oferece o fluxo de saída ao próximo nó da rota. As iterações se sucedem até que não haja mudanças na vazão observada.

O algoritmo iterativo apresentado a seguir assume que:

- $\lambda[i]$ é a taxa de entrada de cada nó;
- *N* é o número de nós na rede local;
- CalculaHandshake(i) calcula a taxa de Handshake (β) no nó *i* usando a Equação 4.3;
- ResolveFila(λ, β, &V, &T) é um procedimento que calcula vazão (V) e atraso médio (T), usando as Equações 4.8 e 4.9, respectivamente, para uma dada taxa de entrada λ, e uma taxa de Handshake β;
- SomaTRota(i): percorre matriz R somando o tempo médio (7) calculado em cada nó que está na rota do nó *i* rumo a MBS;

Inicio

```
Para i=1 a N faça
          \lambda[i] = \lambda_i^0
          β[i]=CalculaHandshake(i)
          ResolveFila(λ[i], β[i], &Vold[i], &T[i])
   Fimpara
   Repita
          Para i=1 a N faça
                somaV = 0
                Para j=1 a N faça
                     Se R[j,i] = 1
                           então somaV = somaV + Vold[j]
                     Fimse
                Fimpara
                \lambda[i] = \lambda_i^0 + \text{somaV}
                ResolveFila(λ[i], β[i], &Vnew[i], &T[i])
                Se |Vold[i] - Vnew[i]| < eps
                     então converge[i] = Verdadeiro
                     senão
                           converge[i] = Falso
                          Vold[i]=Vnew[i]
                Fimse
          Fimpara
   Até que converge[i] seja Verdadeiro para todo i
   Para i=1 a N faça
          Tfim-a-fim[i] = SomaTRota(i);
   Fimpara
Fim
```

4.4. Limite da Capacidade

Como visto na Seção 4.2, a vazão do sistema pode ser medida como a probabilidade de o subsistema (*S1* ou *S2*) estar ocupado considerando um longo período de tempo. A Equação 4.8 para o cálculo da vazão foi baseada na escolha do subsistema *S2*, porém para análise dos limites da capacidade da rede é conveniente escolher o subsistema *S1*. Assim, agora para medir a vazão, é preciso conhecer a probabilidade de *S1* estar ocupado. *S1* estará ocupado sempre que sua fila tiver pelo menos um elemento, ou seja (1-r(0;L)). O período de tempo analisado é o tempo médio para servir um cliente, $E[T_s]$ dado pela Equação 4.4:

$$E[T_s] = \mathbf{p} \ \mathbf{\tau}' = \mathbf{p} \ \mathbf{V} \ \boldsymbol{\epsilon}' = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1/\beta & 1/\alpha\mu & 1/\eta\mu \\ 0 & 1/\alpha\mu & 1/\eta\mu \\ 0 & 0 & 1/\eta\mu \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} = 1/\beta + 1/\alpha\mu + 1/\eta\mu$$

e a vazão:

$$V = \frac{1 - r(0; L)}{E[Ts]}$$

Quando o sistema está no limite de sua capacidade máxima, o subsistema servidor, S1, está sempre ocupado, e a probabilidade de a fila estar vazia tende a zero. Assim, a vazão em quadros por segundo é dada por:

$$V = \frac{1}{E[Ts]} = \frac{1}{\frac{1}{\beta} + \frac{1}{\alpha\mu} + \frac{1}{\eta\mu}}$$
(4.11)

Desta fórmula, percebe-se que a vazão cresce quando o tempo de serviço diminui. E o tempo de serviço está em função das probabilidades $\alpha \in \eta$. Variando estes valores, obtêm-se o melhor e pior caso desta análise.

4.4.1.Melhor caso

Analisando a Equação 4.11, à primeira vista poderia se pensar que $\alpha=1$ e $\eta=1$ correspondem ao melhor caso, pois correspondem ao menor $E[T_s]$ possível e, portanto, à maior vazão. Todavia, $\eta=1$ implica em transmitir um quadro do tamanho físico admitido por Handshake. Em outras palavras, embora $\eta=1$ poderia levar a maior vazão possível em quadros por segundo, não levaria à maior vazão em Bytes por segundo, pois, como visto na Seção 4.2, η também é aplicado ao tamanho físico do quadro e o efeito é equivalente a aumentar o tamanho final do quadro em bytes, para Tamanho_Físico_em_Bytes/ η .

Por outro lado, η não deve tender a zero, o que significaria que apenas um nó poderia transmitir indefinidamente, ou seja, hipoteticamente o nó poderia transmitir quadros de tamanho infinito. O limite inferior para η pode ser definido pelo tamanho do buffer, que deve conter pelo menos um elemento. Assim, pode-se extrair da Equação 4.10 a inequação:

$$\left|\frac{\eta \ Tamanho \ _m\acute{a}ximo \ _em \ _Bytes}{Tamanho \ _F\'(sico \ _Quadro \ _em \ _Bytes}\right| \ge 1$$

Tomando-se novamente, como exemplo, um tamanho físico do Quadro de 3384 Bytes e tamanho máximo do Buffer = 500KB, η deve ser maior que 0,006768.

Para se ter uma idéia do que isto representa na prática, toma-se novamente a faixa de freqüência de 10MHz e a modulação QPSK-1/2 que produz um valor típico para μ de 250 e valor típico para β de 60,65. Este valor de β foi obtido assumindo-se uma topologia cujo nó tem 2 vizinhos, resolvendo-se a Equação 4.3. Neste cenário, ao assumir α =1 e η =0.006768 tem-se:

E[Ts]= 1/60,65+ 1/250+ 1/(0,006768*250)= 611,51 ms

e a vazão V = 1/E[Ts] = 1,6353 quadros por segundo.

O quadro correspondente a esta probabilidade é de tamanho 3384B/0,006768 = 500KB e, portanto, a vazão máxima em bits por segundo é 1,6353 * 500KB * 8 = 6,541 Mbps. Este valor é o máximo que se pode obter no protocolo 802.16 no modo distribuído, considerando-se que há apenas um Handshake para negociar este grande volume de dados.

A largura de banda deste canal de comunicação, definido como a quantidade de dados que pode ser enviada por unidade de tempo, é o quociente do tamanho do quadro pela duração do quadro. Este valor, denominado "*raw bandwidth*", pode ser calculado em bits por segundo:

 $Raw_bandwidth = 3384Bytes*8/4ms = 6,768Mbps.$

Assim, a capacidade máxima limitada pelo controle de acesso ao meio representa 97% da largura de banda, ou seja, no melhor caso, o Handshake ocupa apenas 3% da largura de banda. Dificilmente um nó poderia ocupar sozinho o barramento por aproximadamente 600ms, todavia o protocolo permite esta opção. De fato, ao requisitar banda, um nó pode requisitar um volume grande e quem concede a banda, não havendo outro nó competindo, ou querendo privilegiar algum fluxo, pode conceder banda a somente um nó.

4.4.2.Pior caso

O pior caso corresponde à situação na qual se demora muito para obter o meio para transmissão, e, ao obtê-lo, transmite-se apenas um quadro; em outras palavras, α tendendo a zero e η tendendo a 1. Quando isto ocorre, o buffer tende a ficar cheio e a probabilidade de bloqueio também tende a 1.

Tomando como exemplo o mesmo cenário visto no melhor caso, e invertendo as probabilidades assumidas no melhor caso, os valores passam a ser α =0,006768 e η =1, têm-se o mesmo tempo de serviço e a mesma vazão em quadros por segundo do melhor caso:

E[Ts]= 1/60.65+ 1/(0.006768*250)+ 1/250= 611,51ms

e a vazão, como no caso anterior, V = 1/E[Ts] = 1,6353 quadros por segundo. No entanto, nesta situação o quadro manteve-se com o tamanho original, pois $\eta = 1$, e, assim, а vazão em bits por segundo é de 1,6353 * 3384B * 8 = 44,27kbps. Neste caso, o gargalo é a espera muito alta, de 591ms, e o tempo de Handshake e de transmissão não são proporcionalmente tão longos.

4.4.3.Caso Intermediário

Pode se pensar em uma situação na qual se obtém acesso ao meio imediatamente e se transmite apenas um quadro. Neste caso, $\alpha=1$ e $\eta=1$ e no cenário típico o tempo de serviço é:

E[Ts]= 1/60,65+ 1/250+ 1/250= 24,49ms

e a vazão V = 1/E[Ts] = 40,84 quadros por segundo. Como o tamanho do quadro se manteve o mesmo do quadro físico, a vazão em bits por segundo é 40,84 * 3384B * 8 = 1,106Mbps.

Cada etapa contribui para o tempo total com a seguinte proporção:

- Fase de Handshake: 67,34%;
- Fase de Espera: 16,32%
- Fase de Envio: 16,32%

Quanto mais dados forem passados em um só Handshake, tanto melhor será o aproveitamento do barramento com dados efetivos. No entanto, quando apenas um nó tende a monopolizar o barramento, os demais podem ser prejudicados, levando à necessidade de aplicação de algum critério para fazer uma divisão equânime dos recursos.

4.5. Equidade

Um problema comum em WMNs é o problema da divisão justa dos recursos (*fairness*), como mencionado na Seção 2.2. Em geral, os nós que estão na vizinhança da MBS, como têm uma carga de tráfego maior, tendem a usar mais recursos, em detrimento dos nós mais distantes que acabam com uma vazão insuficiente para seus serviços.

Uma estratégia de equidade deve ser fornecida para evitar os seguintes problemas:

- (1) Privilégios demasiados para o tráfego local dos vizinhos da MBS se os nós próximos da MBS forem egoístas e encaminharem preferencialmente os dados gerados localmente, os pacotes dos nós mais distantes que estão em seu buffer terão um atraso muito grande ou serão descartados por não caberem no buffer;
- (2) Privilégios demasiados para os nós distantes da MBS se os nós próximos da MBS, que precisam encaminhar os dados dos nós

distantes que estão em seus buffers, não conseguirem transmitir, cria-se um gargalo na rede, aumentando o atraso de todos os nós.

A estratégia adotada é de compartilhamento da banda disponível, uma estratégia altruísta, aplicada quando for excedida a capacidade do nó que, nesta situação, reduz a inserção na fila de novos pacotes de sua própria demanda. Quando um nó detecta que não é mais capaz de encaminhar todos os pacotes que foram solicitados, ao reduzir o próprio volume de pacotes a uma proporção justa, reduz o impacto negativo dos nós que dependem dele.

Algumas definições são necessárias para apresentação da estratégia de equidade:

- Seja H a maior distância a partir da MBS em uma rede, os nós que estão à distância H da MBS não encaminham dados para nenhum outro nó. Um nó x, que está a H-1 saltos da MBS, para ser justo deve compartilhar a banda disponível para si com os nós a H saltos para os quais ele é encaminhador;
- Seja N_e(x_H) o número de nós a H saltos da MBS para os quais o nó x é encaminhador;
- Seja V_{max} a máxima vazão de saída de um nó correspondente a um volume de dados na entrada de *x* que não foi bloqueado.

Na estratégia de equidade, V_{max} , no enlace que parte de *x* que está a *H-1* saltos da MBS, deve ser igualmente repartida entre o nó *x* e os $N_e(x_H)$ nós, ou seja, a fatia de banda ideal de cada um destes nós é $V_{max}/(N_e(x_H)+1)$.

Suponha que *x* se encontra a *H-2* saltos da MBS, $N_e(x_{H-1})$ é o número de nós a *H-1* saltos da MBS para os quais *x* é encaminhador. Por sua vez, cada um destes nós é também encaminhador para outros nós a *H* saltos e nenhum deles deve ser prejudicado no caminho. A banda deve ser dividida igualmente

entre todos os nós x, $N_e(x_H)$ e $N_e(x_{H-1})$. Na Figura 4.8 ilustra-se o nó x a *i* saltos da MBS. Nesta Figura $N_e(x_{i+1})=2$, $N_e(x_{i+2})=3$ e $N_e(x_{i+3})=6$.



Figura 4.8 – Distância de um nó x à MBS

Um nó *x* que está à distância *i* da MBS deve compartilhar a banda entre $\sum_{j=i+1}^{H} Ne(x_j) + 1$ nós. Na Figura 4.8 a banda que passa pelo nó *x* deve ser

compartilhada entre 12 nós.

Para calcular $N_e(x)$ para cada x, é preciso percorrer a matriz de roteamento **R**. Na coluna referente ao nó x, a linha que tiver um "1" corresponde ao nó a ser contado. Para cada 1 encontrado, percorre-se a coluna correspondente para investigar se este nó, contabilizado também, não é encaminhador para outro nó, e, assim, sucessivamente, até que sejam contabilizados todos os nós com rota passando por x.

A estratégia de divisão justa da banda não é necessária enquanto a vazão não atingir o valor máximo, ou seja, enquanto não houver bloqueio, pois somente neste caso é importante fazer alguma restrição.

O algoritmo a seguir, é uma melhoria no algoritmo apresentado na Seção 4.3 e assume os mesmo parâmetros e procedimentos. Adicionalmente, tem-se:

 ContaNe(i): percorre matriz R contando todos os nós que tem rota através do nó *i*;

Inicio

```
Para i=1 a N faça

\lambda[i] = \lambda_i^0

\beta[i] = CalculaHandshake(i)

ResolveFila(\lambda[i], \beta[i], &Vold[i], &T[i])

N_e[i] = ContaNe(i)
```

Fimpara

Repita

```
Para i=1 a N faça

somaV = 0

Para j=1 a N faça

Se R[j,i] = 1 então

somaV = somaV + Vold[j]

Fimse

Fimpara

\lambda[i] = \lambda_i^0 + \text{somaV}

ResolveFila(\lambda[i], \beta[i], \&Vnew[i], \&T[i])

Se |Vnew - \lambda[i] > eps então

{Houve bloqueio: fatiar a banda permitida entre todos}

\lambda[i] = Vnew/ N_e[i] + \text{somaV}

ResolveFila(\lambda[i], \beta[i], \&Vnew[i], \&T[i])

Fimse
```

Se |Vold[i] – Vnew[i]| < eps

então converge[i] = Verdadeiro

senão

converge[i] = Falso

Vold[i]=Vnew[i]

Fimse

Fimpara

Até que converge[i] seja Verdadeiro para todo i

Para i=1 a N faça

Tfim-a-fim[i] = SomaTRota(i);

Fimpara

Fim

Apesar do corte na própria quantidade de dados a enviar, a taxa de entrada pode ainda ser superior à quantidade permitida pela fila. O sistema de fila encarrega-se, então, de eliminar novamente o excesso.

5 RESULTADOS NUMÉRICOS

Nesta seção, confrontam-se os resultados gerados pelo modelo proposto com os resultados gerados por um simulador. Foi utilizado um simulador de software aberto (Ns2mesh80216, 2009), que é uma extensão do simulador ns2, um simulador de eventos discretos (NS-2, 2008). Embora existam outras opções de simulador de software livre, como o NCTUN (2007), a aderência à plataforma ns-2 amplamente difundida determinou a escolha.

A implementação do modelo foi feita usando a ferramenta Mathematica ®, versão 7.0 (WOLFRAM, 2007), que reúne todas as características necessárias para o desenvolvimento e análise do modelo, tais como resolução de sistema de equações com iteração de ponto fixo, funções de manipulação de matrizes, iterações e outras.

Na Seção 5.1, são levantadas características do simulador escolhido e definidas funções que caracterizem as probabilidades de acesso (α) e liberação do meio (η). Na Seção 5.2, são apresentados os resultados numéricos comparando o modelo analítico com a simulação. Na Seção 5.3, são apresentados os resultados da aplicação da estratégia de equidade e, por fim, na Seção 5.4, variam-se valores de certos parâmetros para análise de sensibilidade do modelo.

5.1. Adequação ao Simulador

Ignal et al. (1978) e Pritsker (1989) relatam estudos de casos nos quais métodos analíticos foram derivados baseados em resultados de simulação. Em seus estudos, os autores derivam relações entre parâmetros, obtidas de simulação, e as validam através de simulação, confrontando os resultados para

diferentes conjuntos de simulação que não tinham sido inicialmente examinados. A modelagem como um processo evolutivo permite que percepções do comportamento do sistema possam ser fornecidas pela simulação a um modelo analítico (PRITSKER et al., 1991).

Usando esta estratégia, foram realizadas simulações para determinação dos valores de α e η . Conforme explicação na Seção 4.1, as probabilidades de acesso (α) e liberação do meio (η) dependem das decisões do escalonador de dados. Estas probabilidades foram obtidas em um cenário específico com uma cadeia de 6 nós, e, posteriormente, os resultados foram confrontados em outros cenários.

No teste realizado, cada nó da rede recebe um fluxo de entrada em taxa constante. A Tabela 5.1 ilustra um trecho das informações extraídas na simulação do nó 2, vizinho da MBS. O arquivo gerado correspondente a 50 segundos de simulação, durante os quais foram enviados 12500 quadros correspondentes aos vários fluxos que passam pelo nó 2 a uma taxa de 800kbps cada.

A partir desta monitoração, calculou-se a média da espera pelo acesso ao meio e a média do tempo de uso do barramento, para uma determinada taxa de entrada. Este mesmo procedimento foi realizado em variadas taxas nesta mesma topologia, cujos resultados podem ser vistos na Tabela 5.2. Verifica-se que as médias crescem com o aumento da taxa de entrada em cada nó e, portanto, em função do volume total tratado pela rede.

82

Tabela 5.1 - Monitoração realizada no Nó 2 da cadeia de 6 nós

Num. do Quadro com MSH-DSCH: REQ	Num. do Quadro com MSH-DSCH: CNF	Num. do Quadro contendo dado negociado	Num. de Quadros ocupados com os dados
253	257	259	1
257	262	264	2
262	266	268	3
266	270	272	4
270	276	276	3
276	280	282	4
280	289	304	1
293	297	309	3
297	303	314	2
303	312	325	3
312	316	331	2

na taxa de 800kbps

Tabela 5.2 – Médias extraídas em várias taxas do Nó 2 da cadeia de 6 nós

Taxa de	Média de	Média de	
entrada (kbps)	Quadros a	quadros	
	esperar para	ocupados com	
	transmissão	a transmissão	
400	2,859	1,455	
600	3,458	1,763	
800	3,359	2,144	
1000	3,710	2,537	
1500	10,220	3,440	

Estes valores ajudaram na definição de uma função para a probabilidade de acesso e outra função para probabilidade de liberação subsequente do meio.

Funções f(.) e g(.) foram definidas através de interpolação dos dados da Tabela 5.2. A função f(.) expressa o funcionamento da probabilidade α em termos da distância do nó a MBS e da taxa de entrada no nó. A função g(.) expressa o funcionamento da probabilidade η em termos das mesmas variáveis. As funções apresentadas a seguir foram definidas de forma empírica, abstraindo as decisões do escalonador. Estas funções são uma aproximação

de uma implementação real do protocolo 802.16 e uma boa base para os demais experimentos.

Seja:

- *t:* a taxa de entrada de dados em kbps;
- *d:* a distância do nó a MBS.

Define-se a probabilidade de acesso ao meio (α) como:

$$f(d,t) = \alpha = \begin{cases} (0,7+0,02d) e^{-(0,00032d)t}, 2 \le d \le 15\\ e^{-(0,0048)t}, d > 15 \end{cases}$$

Define-se, também, a probabilidade de liberação do meio (η) como:

$$g(d,t) = \eta = 0.3 e^{-(0.0001d+0.0001)t}$$

Ao se tentar aplicar essas mesmas funções a outras topologias, verificou-se a necessidade de se considerar outras características além da distância à MBS e da taxa de entrada. Observaram-se duas principais características que influenciam na definição das probabilidades:

1. Redes mais densas, com maior número de vizinhos, têm menor probabilidade de acessar a rede na primeira tentativa. A relação entre o número máximo de saltos, *H*, e a taxa de reuso pode ser empregada como uma medida da densidade da rede. Associa-se uma variável *nRR* – número de Regiões de Reuso - como sendo uma classificação das possíveis transmissões simultâneas na rede. Numa topologia em cadeia com 4 nós, não é possível haver transmissões simultâneas, e, assim, há apenas uma Região de Reuso, ou seja, *nRR=1*. Ao passar para uma cadeia com 6 nós, é possível que um enlace distante da MBS faça sua transmissão ao mesmo tempo em que um enlace vizinho da MBS e, portanto, há duas regiões de reuso. Tomando a topologia cadeia como

exemplo, quando se acrescentam nós, havendo mais saltos na rede, espera-se que o desempenho caia, porém, considerando que em uma cadeia maior pode acontecer o reuso espacial em diferentes regiões da rede, o desempenho não deve cair tanto quanto se não houvesse reuso. Observou-se que nas topologias mais densas há um maior número de vizinhos e, portanto, a relação entre o número de Regiões de Reuso e a distância máxima à MBS (*H*), *nRR/H*, é maior que em uma topologia cadeia. Quando *nRR/H* é maior, a espera é maior, porém diminui mais suavemente;

2. Os nós vizinhos da MBS (d = 1) têm comportamento diferente dos demais nós. Nas topologias mais densas eles são os nós que demoram mais para usar o meio, porém nas topologias em cadeia nem sempre isto acontece. Quando o nó mais próximo da MBS tem muitos vizinhos, ele deve gerenciar um número maior de requisições e tem que entregar os dados para a MBS, que também tem um número maior de vizinhos, e, por este motivo, demora mais para acessar o meio que os demais nós. O nó vizinho da MBS reflete a complexidade da rede.

Estas observações deram origem a um ajuste na definição da probabilidade α associada ao nó vizinho da MBS.

Utilizando as variáveis *H*, *nRR* e *N* = número total de nós na rede, distinguemse dois casos para α do nó a 1 salto da MBS:

Se
$$nRR/H \ge 1$$
: $\alpha = 0.5e^{-(0.000023(\frac{nRR}{H})^2 - 0.00015(\frac{nRR}{H}) + 0.001)t}$

Se nRR/H < 1:
$$\alpha = \begin{cases} 0.9e^{-(0.00015)t} & , N \le 3\\ 0.9e^{-(0.0007\ln(N)-0.0008)t} & , N > 3 \end{cases}$$

O gráfico da Figura 5.1(a) ilustra a variação do valor de α numa cadeia de 6 nós. Foram escolhidos alguns nós a diferentes distâncias da MBS, com a

distância indicada na legenda. Na cadeia de 6 nós, *H*=3 e *nRR*=2, e como *nRR/H* < 1, o nó a distância 1 utiliza a segunda equação para α . Em 5.1(b), mostra-se a variação de α em uma topologia em grade de 7 por 7 nós nas distâncias indicadas. Neste caso *nRR/H* ≥ 1, pois *nRR*=21 e *H*=6.



Figura 5.1 - Probabilidade de acesso ao meio (α) em função da taxa de entrada

5.2. Comparação da Modelagem com Simulação

Nesta seção apresentam-se os resultados numéricos organizados em 3 grupos, cada grupo dedicado a uma diferente topologia. Em cada teste, para uma dada topologia, variou-se a taxa de entrada individual em cada nó da malha e mediram-se o atraso e a vazão em alguns nós significativos.

Nas legendas usa-se a notação SimNx para indicar o resultado da simulação para o nó de número x e ModNx para indicar o resultado da aplicação do modelo para o nó de número x.

Em cada teste, utilizaram-se os parâmetros indicados na tabela 5.3.
Parâmetro	Valor
Duração do Quadro	4 ms
Modulação empregada	QPSK-1/2
Duração da simulação	300 seg
Período de Warm up	20 seg
Número de replicações	20
Tamanho do Quadro	3KBytes
MSH-DSCH-NUM	4
MSH-CTRL-LEN	4
Tamanho do Buffer	500KB

5.2.1.Topologia cadeia

A topologia mais simples entre as testadas é a cadeia de 4 nós. Neste caso, a distância máxima da MBS é de 3 saltos e não é possível reuso espacial. Portanto, *H*=3 e *nRR*=1. Como o número de saltos é pequeno, espera-se pouco para usar o meio. A Figura 5.2(a) traz o desenho desta topologia. Na Figura 5.2(b), encontra-se a vazão que a MBS atinge, que, neste caso coincide com a vazão de saída do nó 2.

Nas Figuras 5.2(c) e 5.2(d) comparam-se o resultado de simulação com o resultado do modelo para medida do atraso fim-a-fim. Foram escolhidos os nós 2 e 4, o mais próximo da MBS e o mais distante, respectivamente.

No gráfico do nó 2, indica-se, no eixo x, a taxa de entrada gerada localmente em cada nó. Para uma dada taxa λ de entrada local, na realidade o nó 2 está lidando com 3 λ , sendo λ local e mais 2 λ de dados encaminhados pelo nó 3. Nota-se que ambas as curvas, do simulador e do modelo, têm a mesma tendência.



(c) Atraso fim-a-fim dos fluxos do nó 2

(d) Atraso fim-a-fim dos fluxos no nó 4

Figura 5.2 – Resultados na topologia cadeia de 4 nós

O próximo teste a ser exibido refere-se a uma cadeia de 6 nós. Esta topologia tem *H*=5 e *nRR*=2.

A Figura 5.3(a) mostra o desenho da topologia. O atraso fim-a-fim foi medido nos nós 2, 4 e 6, respectivamente, o nó mais próximo, um nó intermediário e o mais distante da MBS. Os resultados obtidos estão apresentados nas Figuras 5.3(b), 5.3(c) e 5.3(d).





(f) Vazão de saída nos diversos nós

Figura 5.3 – Resultados na topologia cadeia de 6 nós

Na Figura 5.3(e) apresenta-se a vazão chegando à MBS. Os dois resultados diferem a partir da máxima vazão. Os resultados gerados na simulação

apresentam uma queda na vazão, pois os dados são descartados devido ao transbordo de buffer e devem ser retransmitidos, o que diminui a capacidade do nó de entregar novos dados.

Quando a rede está sobrecarregada, é possível que algum nó intermediário anterior ao vizinho da MBS na cadeia não consiga encaminhar todos os dados que recebe na entrada. Na Figura 5.3(f), vê-se que todo volume de dados na entrada do nó 6 é encaminhado, pois a vazão na saída é igual a taxa de entrada. No nó 4, no entanto, nem toda entrada é encaminhada, devido a restrição do tempo de serviço e restrição de seu próprio buffer para as taxas mais altas, o que acarreta bloqueio na taxa de entrada a partir de 700kbps. Na taxa de demanda local 700Kbps, o nó 4 recebe mais 1400Kbps vindos do nó 5 e não consegue encaminhar este volume total de 2100Kbps. O nó 2 também não consegue encaminhar para a MBS o fluxo que recebe na entrada. Quando λ =500kbps, o nó 2 recebe 5 λ =2,5Mbps, e este é o limite do quanto consegue entregar sem bloqueio significativo.

A Figura 5.4 apresenta os gráficos referentes ao teste com uma cadeia de 10 nós, em que H=9 e nRR=3. O atraso no nó a 9 saltos em altas taxas torna inviável qualquer serviço que não seja do tipo "Melhor esforço". De fato, quando a taxa de chegada em cada nó é de apenas 250kbps, o nó 2 está incumbido de enviar 250 kbps*9=2,25Mbps e, nesta situação, a probabilidade de bloqueio é de 14%.

90



(b) Atraso fim-a-fim dos fluxos do nó 2



(c) Atraso fim-a-fim dos fluxos do nó 7







(f) Overhead do Handshake nos diversos nós

Figura 5.4 - Resultados na topologia chain de 10 nós

No gráfico da Figura 5.4(e), nota-se que a vazão produzida pelo modelo é reduzida após atingir o máximo, assim como no resultado da simulação. Esta

redução no modelo é devido ao fato de que, quando a taxa de entrada aumenta, o modelo tende a aumentar o tamanho do pacote proporcionalmente a η ; com este aumento a fila é recalculada e o número máximo de pacotes, L, diminui; a probabilidade de bloqueio cresce proporcionalmente e, consequentemente, a vazão final em pacotes por segundo diminui.

Na Figura 5.4(f) vê-se o quanto o tempo gasto no Handshake representa em relação ao tempo total do serviço em cada nó. Quanto maior a taxa, maior o pedido que é atendido em um só Handshake, e, consequentemente, o overhead da etapa de Handshake diminui em relação ao tempo total.

5.2.2.Topologia estrela

A Figura 5.5 apresenta os testes com uma estrela de apenas 2 ramificações. É um primeiro teste no qual mais de um caminho pode levar a MBS. Esta estrela simples tem *H*=3 e *nRR*=2 e, portanto, ainda se situa na classe *nRR/H* <1, semelhante às topologias cadeia. São mostrados os nós 3 e 7, o vizinho da MBS e o nó mais distante.

Em 5.5(d) observa-se a queda na vazão da simulação pelos mesmos motivos dos testes em cadeia, ao passo que o modelo mantém o mesmo nível máximo ideal.



(b) Atraso fim-a-fim dos fluxos do nó 3





(d) Vazão de chegada na MBS

Figura 5.5 – Resultados na estrela de 2 braços

A Figura 5.6 apresenta os testes com uma estrela de 4 ramificações. Esta estrela tem *H*=3 e *nRR*=4 e, portanto, pertence a classe *nRR/H* \geq 1, semelhante às topologias em grade.







(c) Atraso nos fluxos que saem do nó 9



(e) Vazão de chegada na MBS



(b) Atraso nos fluxos que saem do nó 5



(d) Atraso nos fluxos que saem do nó 13

Figura 5.6 - Resultados na estrela de 4 braços

94

5.2.3. Topologia grade

As redes com topologia em grade têm um perfil diferente de variação das probabilidades, pois o desempenho é dificultado pela competição com um maior número de vizinhos. A seguir, serão apresentados testes com 3 topologias em grade, 3x3, 5x5 e 7x7, a fim de se ter validação do modelo para esta topologia.

O primeiro teste na Figura 5.7 corresponde à grade 3x3, onde H=2 e nRR=3. O desenho da topologia contém os enlaces correspondentes à rota da matriz **R**.



(a) Topologia grade 3x3



(b) Atraso nos fluxos que saem do nó 2



Figura 5.7 - Resultados na topologia grade 3x3







(e) Vazão de chegada na MBS

Figura 5.8 – Resultados na topologia grade 5x5

O teste exibido na Figura 5.9 corresponde à grade 7x7, onde H=6 e nRR=21.





(e) Vazão de chegada na MBS

Figura 5.9 – Resultados na topologia grade 7x7

Na comparação entre as topologias cadeia e grade, nota-se uma diferença acentuada: o desempenho na grade é inferior. O desempenho do modelo em uma grade de 3x3 que tem H=2 é pior do que o desempenho na cadeia de 4 nós que tem um maior número de saltos, H=3. Embora o número de saltos máximo seja pequeno, o acesso tanto ao canal de controle quanto ao canal de dados enfrenta maior competição na grade. De fato, enquanto um vizinho da MBS na topologia cadeia tem a taxa de Handshake β =60,65, na topologia em grade um valor típico é β =49,83.

5.3. Resultados dos testes de equidade

Nesta seção, serão apresentados os testes correspondentes à aplicação do algoritmo de equidade apresentado na Seção 4.5 em comparação com os resultados do algoritmo sem equidade da Seção 4.3. Foram utilizadas as definições das probabilidades α e η compatíveis com o simulador, como descrito na Seção 5.1.

Serão apresentados os resultados da aplicação do algoritmo de equidade nas mesmas topologias testadas na Seção 5.2.

5.3.1.Topologia cadeia

Os gráficos da Figura 5.10 mostram os ganhos da estratégia com equidade para uma cadeia de 4 nós. Os testes indicaram que no nó 2, o primeiro bloqueio ocorreu com a taxa de entrada de 800kbps, e a partir daí o ganho no tempo foi crescente até 9% nas taxas mais altas. O efeito do nó 2 reduzir a própria demanda foi um melhor atendimento dos que estavam em sua fila e este benefício propaga-se por toda a rede. O nó 4, que é o mais distante, não tem necessidade de dividir sua banda com outros nós, com a divisão de banda dos demais nós em sua rota, obteve um benefício de até 12%.



Figura 5.10 - Comparação do modelo com e sem equidade na cadeia de 4 nós

Na Figura 5.11, encontram-se os ganhos na cadeia de 6 nós, para os mesmos nós mostrados na seção anterior. O primeiro bloqueio no nó 2 ocorre à taxa de entrada de 450Kbps, e o ganho no atraso fim-a-fim com a equidade chega a 10%. No nó 4, o ganho chega a 13% e no nó 6 a 12%. Neste teste, o nó 2 e 4 diminuíram parte da demanda local. A probabilidade de bloqueio do nó 6 não foi alta o suficiente para que houvesse redução de sua demanda. O gráfico da Figura 5.11(d) é similar ao gráfico 5.3(f), que mostra a vazão em cada nó para ressaltar que o nó continua enviando o mesmo volume de dados que enviava na abordagem sem equidade.













Figura 5.11 – Comparação do modelo com e sem equidade na cadeia de 6 nós

Na Figura 5.12, mostram-se os gráficos da cadeia de 10 nós. No nó 2 desta cadeia, o bloqueio começa à taxa de entrada de 200kbps. À medida que a taxa aumenta, os demais nós também reduzem a própria demanda, exceto o nó 10 que ainda não possui demanda passível de bloqueio. No nó 2, houve um ganho de 14%, no nó 7 chegou a 27% e no nó 10 foi de 30%.





16,00 S 14,00

Atraso Financial Atraso

4,00

2,00

(c)Atraso nos fluxos que saem do nó 10



ModN10

FairN10

Vê-se que, quanto maior o número de saltos, mais compensadora é a estratégia da equidade.

O ganho no atraso fim-a-fim foi obtido às custas da redução da demanda nos nós intermediários. No ponto de maior ganho da cadeia, houve uma redução entre 20 e 30% da taxa de entrada nos nós 2 a 8.

5.3.2. Topologia estrela

No nó a um salto da MBS na estrela de dois ramos, houve um ganho de 5% e à maior distância o ganho foi de 7% a taxas mais altas.

A Figura 5.13 mostra a comparação na topologia de estrela de quatro ramos. São exibidos na figura o nó mais próximo, o nó 5, e o mais distante, o nó 13. Em todos os nós, o ganho máximo foi de 14%.



(a) Atraso nos fluxos que saem do nó 5



Figura 5.13 - Comparação do modelo com e sem equidade na estrela de 4 ramos

5.3.3.Topologia grade

Nos testes com a grade 3x3, verificou-se que o bloqueio ocorre a partir da taxa de 700kbps, como ilustrado na Figura 5.14. A partir deste valor tem-se ganhos no atraso fim-a-fim, com um ganho máximo de 22%.





(b) Atraso nos fluxos que saem do nó 2



Nos testes com a grade 5x5, verificou-se que o nó 12, vizinho da MBS, começou a sofrer bloqueio na taxa de 160kbps, porém até a taxa máxima utilizada do teste, os únicos nós que sofreram bloqueio foram os vizinhos mais sobrecarregados da MBS. Como a taxa de chegada é baixa, os nós intermediários não sofreram restrição, mas, como o número de fluxos chegando aos vizinhos da MBS é grande, a sobrecarga ficou com estes nós. Com somente estes nós colaborando, o ganho foi de apenas 5% para todos os nós da rede.

Nos testes com a grade 7x7, este fenômeno foi mais intenso: o nó 32, vizinho da MBS, obteve menos de 1% de melhoria e o nó mais distante obteve apenas 3%. O bloqueio no nó 32 começou à taxa de 80kbps e a seguir apenas os vizinhos de 2 saltos sofreram bloqueio. O ganho no nó 32 e em seu vizinho implicou na redução da taxa de entrada de 7,5%.

5.4. Discussão sobre equidade

Com os testes realizados, observou-se que o algoritmo de equidade apresentou melhor resultado quando as redes não são muito densas, como cadeias. A solução parece mais adequada para o caso de redes com múltiplos saltos do que para redes muito densas com múltiplos vizinhos.

Observou-se um ganho no atraso fim-a-fim com o consequente custo da diminuição da demanda principalmente dos nós vizinhos à MBS.

É possível medir o quanto uma distribuição de recursos pode ser justa em uma rede. Uma das medidas possíveis é o Índice de Jain (JAIN, 1984). Se v_i é a vazão de saída do nó i, e N é o número de nós que compartilham o recurso,o Índice de Jain é definido como:

$$J = \frac{\left[\sum_{i=1}^{N} v_{i}\right]^{2}}{N \sum_{i=1}^{N} v_{i}^{2}}.$$

Este índice, limitado entre 0 e 1, indica diretamente se a distribuição é mais ou menos justa. Se todos os nós recebem igualmente v, J=1. Se um nó recebe v e os outros recebem 0, J=1/N.

No caso, por exemplo, da cadeia de 4 nós, na ausência de bloqueio, a vazão de saída é igual a vazão da entrada. No processo iterativo em que as saídas de um nó são incorporadas ao próximo nó, tem-se no nó 4 a vazão de saída $v_4=\lambda$, no nó 3 $v_3=2\lambda$, e no nó 2 $v_2=3\lambda$. Assim, o índice de Jain é

$$J = \frac{[\lambda + 2\lambda + 3\lambda]^2}{3[\lambda^2 + 4\lambda^2 + 9\lambda^2]} = \frac{[6\lambda]^2}{3[14\lambda^2]} = 0,85$$

Sem a aplicação de nenhum critério de equidade, quando há bloqueio da taxa de entrada, o índice cresce, pois os nós mais próximos da MBS têm sua vazão de saída limitada. Para dar um exemplo, na taxa de entrada λ =1,3Mbps, as taxas de saída em cada nó são v_4 =1,3Mbps, v_3 =2,3Mbps e v_2 =3,2Mbps e neste caso J=0,9.

No algoritmo do tipo *max-min*, ao dividir a banda igualmente entre os 3 nós que querem transmitir, cada nó teria direito a vazão total (6λ) dividida entre os 3 nós, o que daria 2λ para cada nó. O Índice de Jain calculado com esta hipótese é:

$$J = \frac{[2\lambda + 2\lambda + 2\lambda]^2}{3[4\lambda^2 + 4\lambda^2 + 4\lambda^2]} = \frac{[6\lambda]^2}{3[12\lambda^2]} = 1$$

Porém como o nó 4 não precisa de 2λ, o índice resulta

 $J = \frac{[\lambda + 2\lambda + 2\lambda]^2}{3[\lambda^2 + 4\lambda^2 + 4\lambda^2]} = \frac{[5\lambda]^2}{3[9\lambda^2]} = 0,92$, o que demonstra uma equidade melhor que o 0,85 calculado acima, porém uma eficiência pior, uma vez que o nó 2 teve sua vazão limitada pela equidade. O nó 2, mesmo podendo transmitir 3λ , pois tinha capacidade para isto, só transmite 2λ .

No algoritmo de equidade proposto aqui, isto não acontece, uma vez que o critério de equidade só se aplica quando o nó atingiu sua capacidade máxima. Desta forma, a vazão de saída é a mesma do caso sem aplicação do critério, pois o critério restringe apenas a taxa de entrada. Portanto o índice de Jain sobre a vazão de saída fornece o mesmo resultado em ambas as abordagens.

Conclui-se que o critério proposto, uma variação do critério *max-min*, não altera o índice de equidade que avalia vazão de saída, mas produz um ganho no atraso fim-a-fim. Ao criar um critério de avaliação sobre as entradas dos nós, ao invés de avaliar as saídas, poderia se verificar o quanto os nós mais próximos da MBS foram penalizados.

Um conceito que tem surgido para redes de múltiplos saltos é o conceito de *temporal fair* – ao invés da banda ser considerada como recurso a ser compartilhado com justiça, o tempo de uso do canal seria compartilhado. Neste novo conceito, o tempo total que um fluxo está ativo é igual para todos os fluxos, independente de quantos nós atravesse e da capacidade do enlace de cada nó. Este tópico está sendo considerado na Seção referente a Trabalhos Futuros (6.3).

5.5. Variação nos valores de parâmetros

Como mencionado na introdução, o modelo pretende ser um ponto de partida para a análise de redes mesh do protocolo 802.16. Para se avaliar a eficácia do modelo, realizou-se uma análise de sensibilidade de alguns parâmetros de configuração. Foram escolhidos os casos mais críticos das topologias cadeia e grade para comparar duas possíveis alterações: o tipo de modulação e o número de mensagens de controle em cada quadro.

5.5.1. Variação no tipo de modulação

Os testes apresentados na Seção 5.2 referem-se ao tipo de modulação QPSK-1/2, que é a modulação mais modesta do protocolo com a qual cada símbolo representa 24 bytes. Deseja-se saber como seriam a vazão e o atraso caso a modulação fosse 64QAM-2/3, na qual um símbolo representa 96 bytes. Neste caso, um quadro carregaria 13536 Bytes.

A Figura 5.15(a) ilustra a comparação do atraso entre a modulação QPSK-1/2 e 64QMA-2/3 para o nó 10 da topologia chain e a Figura 5.15(b) ilustra o ganho na vazão que chega na MBS.



Figura 5.15 – Comparação de tipos de modulação na cadeia de 10 nós

O ganho no atraso fim-a-fim é proporcional ao aumento do tamanho do quadro.

A Figura 5.16 ilustra esta mesma comparação para o nó 49 da topologia em grade 7x7.



(a) Atraso nos fluxos que saem do nó 49

(b) Vazão que chega a MBS

Figura 5.16 – Comparação de tipos de modulação na grade 7x7

Nota-se que um aumento de 4 vezes no número de bytes do quadro corresponde a uma diminuição de 10 vezes no atraso fim-a-fim.

Com esta modulação, deve ser refeito o cálculo para análise da capacidade apresentado na Seção 4.2, pois, embora tenha se mantido o mesmo tempo médio de serviço, ao se aumentar a quantidade de bytes por quadro, a vazão final também aumenta.

5.5.2. Aumento do número de mensagens de controle

Uma questão importante para o desempenho é a proporção do quadro dedicada às mensagens de controle. Apesar do aumento no número de *slots* de controle tornar o Handshake mais rápido, tal aumento implica na diminuição de *slots* para a transmissão de dados. Na derivação dos resultados até então, foram utilizados 4 mensagens de controle por quadro (MSH-DSCH-NUM=4), e para avaliar o impacto do aumento deste número de mensagens, nos próximos dois testes o número de mensagens de controle serão aumentadas para 8 e 10 em cada teste.

A Figura 5.17 ilustra o atraso fim-a-fim no nó 1 em uma grade 5x5, à distância 4 da MBS. Um quadro com 4 mensagens de controle tem 3384 bytes de dados,

com 8 mensagens de controle tem 2712 bytes de dados e com 10 mensagens de controle, apenas 2376 bytes de dados. Estes cálculos foram realizados conforme explicação no Apêndice B.

Verificou-se que o atraso com 4 mensagens de controle é maior do que com 8 mensagens, porém menor do que com 10, à taxas mais altas.



Figura 5.17 – Comparação do número de mensagens de controle no nó 1 da grade 5x5

Apesar de não ter sido explorado em detalhes no presente trabalho, este problema é um tema interessante para pesquisas futuras. O modelo desenvolvido é uma contribuição para este estudo.

6 CONCLUSÃO

Neste capítulo, enfatizam-se as principais contribuições relatadas, apontam-se limitações e postulam-se sugestões para trabalhos futuros.

6.1. Contribuições da Pesquisa

A principal contribuição obtida neste trabalho é um modelo analítico baseado em teoria de filas para calcular o atraso fim-a-fim médio e a vazão média em uma rede mesh IEEE 802.16 em estado estacionário. O modelo expressa de maneira simplificada o mecanismo do controle de acesso ao meio. Este modelo é útil para análise da capacidade da rede e para guiar decisões de projeto, configuração e implantação de serviços, proporcionando a obtenção de resultados em pequenos tempos de execução.

O protocolo IEEE 802.16 é relativamente recente e ainda não foi suficientemente analisado. As inovações deste protocolo para o modo mesh em relação a seus competidores, como a separação flexível no quadro da porção de controle e dados e a ausência de colisões, são extremamente interessantes e acredita-se que serão incorporadas em protocolos que venham sucedê-lo. O levantamento bibliográfico indicou que este é o primeiro modelo analítico desenvolvido utilizando teoria de filas para o padrão IEEE 802.16.

Variações nos valores de parâmetros de configuração da rede podem ser realizadas para investigar desempenho. Podem-se citar algumas destas variações para as quais o modelo produz resposta imediata:

(1) Variação da faixa de frequência - o modo mesh admite cinco diferentes faixas de frequências por canal: 3MHz, 3,5MHz, 5,5MHz, 7MHz e 10MHz, o que implica em diferentes tempos de duração do quadro, diferentes números de *slot*s e bytes em cada quadro. O quanto o atraso final varia em cada caso pode ser avaliado rapidamente utilizando-se o modelo;

- (2) Variar o tipo de modulação e codificação nos diversos enlaces o modo mesh admite sete diferentes esquemas de modulação e codificação: BPSK-1/2, QPSK-1/2, QPSK-3/4, 16-QAM-1/2, 16-QAM-3/4, 64-QAM-1/2, 64-QAM-3/4. Diferentes esquemas implicam em diferentes quantidades de bytes por símbolo e, consequentemente, diferentes tamanhos de quadro, como ilustrado no teste apresentado na Subseção 5.4.1;
- (3) Variação do número de mensagens de controle em um quadro o número de mensagens de controle de escalonamento distribuído pode variar de 1 a 16, e ao se variar a porção do quadro dedicada a controle, o desempenho se altera, como ilustrado no teste apresentado na Subseção 5.4.2;
- (4) Variação da topologia ao investigar novas topologias é necessário gerar as equações de cálculo de Handshake que dependem da vizinhança, gerar a tabela de roteamento, determinar número máximo de saltos e classificar a rede em relação à Regiões de Reuso;
- (5) Variação da demanda local, ou seja, das taxas de entrada em cada nó para cada topologia o limite da vazão de chegada na MBS é variável. É possível mudar as taxas de entrada para estudar o comportamento da rede em cada situação;

- (6) Cálculo do overhead devido à fase de Handshake: o custo devido à negociação de controle muda de acordo com o contexto, e limiares para o volume de dados requisitados no Handshake podem ser estabelecidos, em função deste custo, como discutido na Seção 4.4;
- (7) Variação do tamanho do buffer dentro do nó ao aumentar o tamanho do buffer, o atraso médio cresce nas taxas mais altas, como consequência de haver mais elementos na fila para o mesmo tempo de serviço. Não obstante este aumento do atraso médio, para alguma aplicação pode ser compensador não descartar novas requisições, mas armazená-las para encaminhar posteriormente ainda que com maior atraso. Apesar das variações no tamanho do buffer não terem sido exploradas neste documento, o modelo permite este tipo de análise.

Uma segunda contribuição, derivada do modelo, é o cálculo do limite da capacidade, que é a vazão ideal máxima possível em cada nó para a configuração corrente da rede.

A terceira contribuição é a implementação de um critério de equidade derivado do critério conhecido como *max-min*, e avaliação dos resultados obtidos pela aplicação do critério a redes IEEE 802.16, sendo possível quantificar os ganhos e respectivos custos da implementação do critério.

6.2. Limitações

O modelo tem algumas limitações que o impede de ser totalmente aderente ao padrão, ou que o impede de fazer uma análise mais detalhada do desempenho. São elas:

(1) Não permite diferentes taxas de entrada em diferentes nós: nos testes realizados, a demanda local (λ_i^0) era igual em todos os nós, uma situação

idealizada. Variar a demanda em cada nó permitiria uma análise mais próxima da situação real de uma rede;

- (2) Não permite utilizar modulações diferentes nos diferentes enlaces: o padrão permite que em um determinado enlace com boa qualidade de sinal seja utilizado um método de modulação e codificação mais eficientes, a chamada AMC. Seria conveniente ao se aplicar o modelo que se pudesse definir para cada enlace que método de modulação e codificação é possível utilizar;
- (3) Não permite utilização de mais de um canal simultaneamente: o padrão IEEE 802.16d admite múltiplos canais, o que significa que pode haver transmissões simultâneas mesmo entre nós vizinhos que utilizem canais diferentes;
- (4) As funções empregadas para $\alpha \in \eta$ foram definidas tendo como base um escalonador de dados específico. Estas funções são um reflexo de uma implementação real do protocolo, e permitem uma inspeção detalhada do desempenho, porém outros escalonadores de dados mais eficientes podem produzir melhores resultados, que podem permitir melhor aproximação do máximo apontado pelo modelo. Como é difícil definir os valores $\alpha \in \eta$ compatíveis com os possíveis escalonadores, não é imediata a comparação do modelo com qualquer simulador que tome diferentes decisões. Na comparação entre escalonadores, o que produzisse maior vazão e menor atraso poderia ser utilizado para refinar as funções para $\alpha e \eta$ de maneira que representem uma implementação mais eficiente do protocolo IEEE 802.16.

6.3. Trabalhos Futuros

As possibilidades de continuação deste trabalho são inúmeras. Primeiramente, é possível em curto prazo resolver as limitações (1) e (2) apontadas acima. Pode-se enumerar os nós e enlaces, e antes de se aplicar o modelo, associar a cada nó uma taxa diferente e a cada enlace uma modulação diferente.

A limitação (3) requer a redefinição de α e η para refletir o ganho com a transmissão simultânea de nós próximos em canais diferentes. O simulador empregado possibilita o uso de múltiplos canais e, portanto, é possível confrontar o resultado das novas definições com este mesmo simulador.

Visando aprimorar a análise do desempenho do IEEE 802.16d, podem ser incorporadas ao modelo as seguintes características:

- (1) Modelagem de erros: o modelo atual supõe que o canal é livre de erros, uma condição idealizada, porém a condição real do canal em redes sem fio tem um impacto considerável no atraso médio. Um ambiente com grande probabilidade de erro conduz a grande perda de pacotes e consequentemente a muitas retransmissões, o que aumenta o atraso;
- (2) Cálculo da variação do atraso dos pacotes (*jitter*) em um canal sobrecarregado, ou com muitos erros, o atraso não é constante. Medidas de *jitter* são importantes especialmente para implantação de serviços do tipo multimídia nos quais apenas um certo nível de variação é aceitável. Tendo modelado os erros, é possível calcular uma média do desvio do atraso médio.
- (3) Avaliação das probabilidades α e η de um nó em função do número de vizinhos e do tráfego local, não mais em função da distância à MBS. Com este tipo de definição, qualquer comunicação entre quaisquer dois

nós da rede pode ser avaliada e não só a comunicação direcionada a MBS. Neste caso, as probabilidades de um nó utilizar e liberar o meio são definidas exclusivamente em função da ocupação do meio a seu redor, o que pode ser conhecido por um nó através das mensagens de controle que ele recebe. Um caminho possível para obter esta avaliação é a definição de um sistema de equações para determinar as probabilidades de transmissão de cada nó, considerando a carga dos nós e a matriz de conflito.

Como uma evolução natural do modelo, é desejável passar a contemplar a evolução do protocolo como os padrões IEEE 802.16e, IEEE 80216-2009 e outros que trazem novos conceitos para a comunicação sem fio como mobilidade e múltiplas interfaces de rádio. A complexidade da modelagem, nestes casos, pode crescer consideravelmente.

Múltiplas interfaces de rádio podem ser refletidas na modelagem analítica considerando um modelo de fila com múltiplos servidores: a cada nova interface de rádio, um novo servidor no modelo, o que implica em grande melhoria no tempo de serviço.

Quanto à equidade, os testes indicaram que em redes mais densas apenas os nós próximos a MBS se sacrificaram reduzindo a própria demanda, com um ganho muito pequeno do desempenho global. Pode-se se propor um novo algoritmo de equidade no qual os nós que estão com algum bloqueio enviem uma mensagem a todos os nós que são roteados através dele para que estes nós diminuam a própria carga antes de ter o tráfego local bloqueado. Esta nova abordagem não seria altruísta nem egoísta, mas cooperativista, de forma que a redução da demanda ocorra igualmente entre os nós envolvidos em um determinado fluxo. Também é possível adaptar o conceito de compartilhamento da banda disponível para o conceito de compartilhamento do tempo de uso do canal, como discutido na Subseção 5.3.4.

Em relação a discussão da porção ideal do quadro dedicado a controle, podese propor um problema de otimização visando a maximização da vazão.

Finalmente, é preciso avaliar criteriosamente o custo computacional da resolução do modelo para se verificar a possibilidade de sua implantação nos nós para que se possa tomar decisões em tempo real. Com a viabilidade de rodar em tempo real, o modelo tem um número maior de aplicações, entre as quais, citam-se:

- Avaliação do atraso de diversos caminhos para a definição dinâmica de rota;
- Avaliação dinâmica do número de mensagens de controle nos quadros;
- Admissão de fluxos com diferentes requisitos de QoS;
- Classificação de fluxos escolhendo diferentes rotas para diferentes fluxos.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

ALI, N. A. A.; TAHA, A. M.; HASSANEIN, H. S.; MOUFTAH, H. T. IEEE 802.16 Mesh Schedulers: issues and design challenges. **IEEE Network**, v. 22, n.1, p. 58-65, 2008.

AKYILDIZ I. F.; WANG, X.; WANG, W. Wireless mesh networks: a survey. **Computer Networks Journal**, v. 47, n. 4, p. 445-487, Jan. 2005.

ALICHERRY, M.; BATHIA, R.; LI, L. Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multi-radio wireless mesh network. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE COMPUTING AND NETWORKING, 2005, Cologne. **Proceedings...** New York: ACM, 2005. p. 38-72.

BACCARELLI, E.; BIAGI, M.; PELIZZONI, C.; CORDESCHI, N. **Wireless mesh networks:** an overview. Italian National project: Wireless8O2.16 Multiantenna mEsh Networks (WOMEN) technical report, 2006. Disponível em: <HTTP://www.womenproject.altervista.org/wireless_mesh_network_full_versio n.pdf>. Acesso em: 22 mar. 2011.

BASTANI, S.; YOUSEFI, S.; MAZOOCHI, M.; GHIAMATYOUN, A. Delay and throughput trade-off in WiMax Mesh networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATION SOFTWARE AND NETWORKS, Chengdu, 2009. **Proceedings...** Washington, DC: IEEE Computer Society, 2009. p.283-286.

BAYER, N.; XU, B.; RAKOCEVIC, V.; HABERMANN, J. Improving the performance of the distributed scheduler in IEEE 802.16 Mesh networks. In: IEEE VEHICULAR TECHNOLOGY CONFERENCE, 65., 2007, Dublin. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2007. p. 1193-1197.

BEYER, D.; EDKUND, C.; KASSLIN, M.; VAN WAES, N. **802.16 MAC layer mesh extensions overview**. 2002. Disponível em: <http://wirelessman.org/tga/contrib/S80216a-02_30.pdf>. Acesso em: 22 fev. 2011.

BISNIK, N.; ABOUZEID, A. Queuing network models for delay analysis of multihop wireless ad hoc networks. **Computer Networks**, v.51, n.10, p. 2450-2466, 2007.

BOLCH, G.; GREINER, S.; MEER, H.; TRIVEDI, K. S. **Queuing networks and Markov Chains**. New Jersey: John Wiley & Sons, 2006.

BRUNO, R.; CONTI, M.; PINIZOTTO, A. Capacity-Aware routing in heterogeneous mesh networks: an analytical approach. In: ACM INTERNATIONAL CONFERENCE ON MODELING, ANALYSIS AND SIMULATION OF WIRELESS AND MOBILE SYSTEMS, 12., Tenerife, Canary Islands, Spain, 2009. **Proceedings...** New York: ACM, 2009. p. 73-81.

CAO, M.; MA, W.; ZHANG, Q.; WANG, X. Analysis of IEEE 802.16 Mesh mode scheduler performance. **IEEE Transactions on Wireless Communications,** v. 6, n. 4, p.1455-1464, 2007.

CESAR, C. A. C.; CARVALHO, S. V. An Analytical Framework for Distributed Coordinated Scheduling in IEEE 802.16 Wireless Mesh Networks. **Ad Hoc Networks, 2011**. http://dx.doi.org/10.1016/j.adhoc.2011.04.00.

CESAR, C. A. C.; FONSECA, N. L. S.; CARVALHO, S. V. QoS no canal de controle do padrão IEEE 802.16 no modo mesh. In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES E SISTEMAS DISTRIBUÍDOS, 28., Gramado, 2010. **Anais...** Porto Alegre: SBC/LARC, 2010. v.1, p. 629-642.

CHAKRABARTI, S.; MISHRA, A. QoS issues in Ad Hoc wireless networks. **IEEE Communications Magazine,** v. 39, n.2, p.142-148. Feb. 2001.

CHENG, S.; HUANG, D.; LIN, P.; S. YANG. A study on distributed/centralized scheduling for wireless mesh network. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON WIRELESS COMMUNICATIONS AND MOBILE COMPUTING, 2006, Vancouver. **Proceedings...** New York: ACM, 2006. p. 599-604.

CICCONETTI, C.; AKYLDIZ, I. F.; LENZINI, L. Bandwidth balancing in multichannel IEEE 802.16 wireless mesh networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS, 26., 2007, Anchorage. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2007a. p. 2108-2116.

CICCONETTI, C.; ERTA, A.; LENZINI, L.; MINGOZZI, E. Performance evaluation of the mesh election procedure of IEEE 802.16/WiMAX. In: ACM SYMPOSIUM ON MODELING, ANALYSIS AND SIMULATION OF WIRELESS AND MOBILE SYSTEMS, 10., Chania, 2007. **Proceedings...** New York: ACM, 2007b. p. 323-327.

DUFFY, K.; LEITH, D. J.; Li, MALONE, T. D. Improving fairness in multi-hop mesh networks using 802.11e. In: INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON

MODELING AND OPTIMIZATION IN MOBILE, AD HOC AND WIRELESS NETWORK, 4., 2006, Boston. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2006.

GAMBIROZA, V.; SADEGHI, B.; KNIGHTLY, E. W. End-to-end Performance and Fairness in Multihop Wireless Backhaul Networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE COMPUTING AND NETWORKING., 2004, Philadelphia. **Proceedings...** New York: ACM, 2004. p. 287-301.

GARETTO, M.; SALONIDIS, T.; KNIGHTLY, E. Modeling per-flow throughput and capturing starvation in CSMA multi-hop wireless networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking.** v.16, n. 4, p. 864-877, Aug. 2008.

GUNASEKARAN, Vinoth; HARMANTZIZ, Fotios C. Affordable infrastructure for deplying WiMax systems: mesh v. non mesh. In: VEHICULAR TECHNOLOGY CONFERENCE, 61., 2005, Stockholm. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2005.

HAN, B.; JIA, W.; LIN, L. Performance evaluation of scheduling in IEEE 802.16 based wireless mesh networks. **Computer Communications,** v. 30, n. 4, p. 782-792, Feb. 2007.

HINCAPIE, R.; SIERRA, J.; BUSTAMANTE, R. Remote locations coverage analysis with wireless mesh networks based on IEEE802.16 standard. **IEEE Communications Magazine**, v. 45, n.1, p.120-127, Jan. 2007.

HINER, J. **Sanity check**: Will WiMAX be a 3G killer, or is it vice-versa? 2007. Disponível em: http://www.techrepublic.com/blog/hiner/sanity-check-will-wimax-be-a-3g-killer-or-is-it-vice-versa/556.. Acesso em: 24 mar. 2011.

IGNALL, E. J.; KOLESAR, P.; WALKER, W.E. Using simulation to develop and validate analytic models: some case studies. **Operations Research**, v. 26, n. 2, p. 237-253, Mar./Apr., 1978.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERS. **IEEE 802.16-2004:** IEEE standard for local and metropolitan area networks – Part 16: air interface for fixed broadband wireless access systems. Oct, 2004.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERS. **IEEE 802.16e-2005:** IEEE standard for local and metropolitan area networks – Part 16: air interface for fixed broadband wireless access systems - Amendment 2: Physical and Medium Access Control Layers for Combined Fixed and Mobile Operation in Licensed Bands and Corrigendum 1. Feb, 2006. JAIN, R.; CHIU, D.; HAWE, W. **A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer system**. Hudson: Digital Equipment Corp., 1984. 40p. (Technical Report, DEC-TR-301). Disponível em: http://www.cse.wustl.edu/~jain/papers/fairness.htm. Acesso em: 15 mar. 2011.

JUN, J.; SICHITIU, M. L. Fairness and QoS in multihop wireless networks. In: IEEE VEHICULAR TECNOLOGY CONFERENCE, 58., Orlando, 2003. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2003. v. 5, p. 2936-2940.

KAS, M.; YARGICOGLU, B.; KORPEOGLU, I.; KARASAN, E. A survey on scheduling in IEEE 802.16 mesh mode. **IEEE Communications Surveys and Tutorials,** v.12, n.2, p. 205-221, 2010.

KIM, B. C.; KWAK, D. G.; SONG, H.; LEE, H.S.; MAA, J.S. An adaptive Holdoff algorithm based on node state for IEEE 802.16 mesh mode with coordinated distributed scheduling. In: INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON PERSONAL, INDOOR AND MOBILE RADIO COMMUNICATIONS, 19., 2008, Cannes. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2008. p. 1-5.

KUN, W.; MU-GEN, P.; WEN-BO, W. Efficient delay based scheduling with fairness in multi-hop wireless mesh networks. **The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications**, v. 14, n. 4, p. 82-87, Dec. 2007.

KURAN, M. S.; YILMAZ, B.; Alagöz, F.; Tuğcu, T. Quality of service in mesh mode IEEE 802.16 networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON SOFTWARE IN TELECOMMUNICATIONS AND COMPUTER NETWORKS. 2006, Split, Croatia. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2006. p. 107-111.

KURAN, M. S.; GUR, F.; TUGCY, T.; ALAGOZ, F. Applications of the crosslayer paradigm for improving the performance of WiMax. **IEEE Wireless Communications**, v.17, n. 3, p. 86-95, 2010.

KUROSE, J. F.; ROSS, K. W. **Redes de computadores e a Internet**. São Paulo: Addison Wesley, 2010.

LAKANI, S.; FATHY, M.; GHAFFARIAN, H. A new approach to improve the efficiency of distributed scheduling in IEEE 802.16 mesh networks. **International Journal of Recent Trends in Engineering**, v.1, n.1, p. 344-348, May 2009.

LE, L. B.; NGUYEN, A. T.; HOSSAIN, E. A Tandem Queue model for performance analysis in multihop wireless networks. In: WIRELESS COMMUNICATIONS AND NETWORKING CONFERENCE, Hong Kong, 2007. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2007. p. 2981-2985.

LEINER, B. M. A simple model for computation of packet radio network communication performance. **IEEE Transactions on Communications**, v. 28, n.1, p. 2020-2023, Dec. 1980.

LI, Y.; YANG, Y.; CAO, C.; ZHOU, L. QoS issues in IEEE 802.16 mesh networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON INFORMATION SCIENCE AND ENGINEERING, Nanjing, 2010. **Proceedings...** Washington, DC: IEEE Computer Society, 2009. p.2688-2690.

LIPSKY, L. **Queuing theory**: a linear algebraic approach. New York: Springer Science and Business Media, 2010.

LIU, F.; ZHENG, Z.; TAO, J.; LI, Q.; LIN, Z. Achieving QoS for IEEE 802.16 in mesh mode. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER SCIENCE AND INFORMATICS, 8., 2005 Salt Lake City. **Proceedings...** Khurda: Interscience Research Network, 2005.

LIU, M.; YANG, M.; DAI, J. Performance improvement based on path delay analysis in WiMax Mesh networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS AND NETWORKING IN CHINA, 2., Shanghai, 2007. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2007. p. 958-962.

LIU, T.; LIAO, W. Location dependent throughput and delay in wireless mesh networks. **IEEE Transactions on Vehicular Technology**, v. 57, n. 2, p.1188–1198, Mar. 2008.

LOSCRI, V.; ALOI, G. A probabilistic approach for evaluating parameters of the distributed scheduling scheme of the 802.16. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON SIGNAL PROCESSING AND COMMUNICATION SYSTEMS, 9., 2007, Gold Coast, Australia. **Proceedings...** Tarrawanna: DSP for Communications Systems, 2007.

LOSCRI, V. A new distributed scheduling scheme for wireless mesh networks. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON PERSONAL, INDOOR AND MOBILE RADIO COMMUNICATION, 18., Atenas, 2007. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2007.p.1-5. MIN, G.; WU, Y.; LI, K.; AI-DUBAI, A. Y. Performance modelling and optimization of integrated wireless LANs and multi-hop mesh networks. **International Journal of Communication Systems**, v. 23, n. 9-10, p.1111-1126, 2009.

MOGRE, P.; HOLLICK, M.; STEINMETZ, R. QoS in wireless mesh networks: challenges, pitfalls, and roadmap to its realization. In: NETWORK AND OPERATING SYSTEM SUPPORT FOR DIGITAL AUDIO AND VIDEO, 17., 2007, Urbana-Champaign. **Proceedings...** New York: ACM, 2007.

MOGRE, P. S.; HOLLICK, M. **The IEEE 802.16-2004 mesh mode explained**: technical report. 2006. Disponível em: <ftp://ftp.kom.tu-darmstadt.de/TR/KOM-TR-2006-08.pdf.>. Acesso em: 22 fev. 2011.

NCTUns. Desenvolvido pela National Chiao Tung University. Version 6.0, Janeiro, 2010. Disponível em: http://nsl10.csie.nctu.edu.tw. Acesso em: 20 mar. 2011.

Ns2mesh80216. Computer Networking Group; University of Pisa; Broadband Wireless Networking Laboratory, Georgia Institute of Technology. 2009. Disponível em: http://cng1.iet.unipi.it/wiki/index.php/Ns2mesh80216. Acesso em: 14 abr. 2011.

NS-2: Network Simulator. National Science Foundation, Version 2.33, March, 2008. Disponível em: http://nsnam.isi.edu/nsnam/index.php/Main_Page. Acesso em: 14 abr. 2011.

PRITSKER, A. A. B. Developing analytic models based on simulation results. In: CONFERENCE ON WINTER SIMULATION, 21., 1989, Washington, D.C. **Proceedings...** New York: ACM, 1989. p. 653-660. [doi>10.1145/76738.76822].

PRITSKER, A. A. B. ; HENRIKSEN, J. O. ; FISHWICK, P. A. ; CLARK, G.M. Principles of modeling (panel). In: CONFERENCE ON WINTER SIMULATION, 23., 1991, Phoenix, Arizona. **Proceedings...** New York: ACM, 1991. p.1199-1208.

RAMANATHAN, S.; LLOYD, E. L. Scheduling algorithms for multihop radio networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v.1, p-166-177, 1993.
SAADAWI, T.; EPHREMIDES, A. Analysis, stability and optimization of slotted ALOHA with a finite number of buffered users. **IEEE Transactions on Automatic Control,** v. 26, n.3, p. 680-689, 1981.

SHAKKOTTAI, S.; RAPPAPORT, T. S.; KARLSSON, P. C. Cross-layer design for wireless networks. **IEEE Communications Magazine**, v. 41, n. 10, p. 74-80, 2003.

SHARMA, V.; KUMAR, A.; SANDEEP, S. R.; SANKARAN, M. S. Providing QoS to real and data applications in WiMAX Mesh Networks. In: IEEE WIRELESS COMMUNICATIONS AND NETWORKING CONFERENCE, 2008, Las Vegas. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2008. p. 2645 – 2650.

SHETIYA, H.; SHARMA, V. Algorithms for routing and centralized scheduling to provide QoS in IEEE 802.16 mesh network. In: IEEE WIRELESS COMMUNICATIONS AND NETWORKING CONFERENCE, 2006, Las Vegas. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2006. p. 140-149.

TIJMS, Henk C. **A first course in stochastic models**. West Sussex: John Wiley & Sons, 2003.

WANG, P.; JIANG, H.; ZHUANG, W.; POOR, H.V. Redefinition of Max-Min Fairness in Multi-Hop Wireless Networks. **IEEE TRANSACTIONS ON WIRELESS COMMUNICATIONS**. v.7, n.12, p. 4786-4791, Dec. 2008.

WANG, S.; LIN, C.; CHU, H.; HSU, T.; FANF, K. Improving the performances of distributed coordinated scheduling in IEEE 802.16 Mesh networks. **IEEE Transactions on Vehicular Technology,** v. 57, n. 4, p. 2531-2547, 2008.

WIMAX FORUM. **Deployment of mobile WiMAX networks by operators with existing 2G&3G networks**. Beaverton, 2008. Disponível em <http://www.wimaxforum.org/sites/wimaxforum.org/files/document_library/depl oyment_of_mobile_wimax.pdf>. Acesso em: 15 fev. 2011.

WIMAX.COM. What is the actual throughput (data transfer rate) of WiMAX **Technology?** Disponível em: http://www.wimax.com/wimax-technologies-standards/what-is-the-actual-throughput-data-transfer-rate-of-wimax-technology. Acesso em: 24 mar. 2011.

WOLFRAM Mathematica. Software. Version 7.0. Champaign: Wolfram Research, 2007. Disponível em: http://www.wolfram.com/mathematica. Acesso em: 14 abr. 2011.

ZHANG, Y.; LUO, J.; HU, H. **Wireless mesh networking:** architectures, protocols and standards. Boca Raton: Auerbach, 2007.

ZHANG, Y.; HU, H.; CHEN, H. Qos Differentiation for IEEE 802.16 WiMax mesh networking. **Mobile Networks and Applications,** v.13, n. 1-2, p.19-37, 2008.

ZHOU, J.; MITCHELL, K. A scalable delay based analytical framework for CSMA/CA wireless mesh networks. **Computer Networks**, v. 54, p. 304-318, 2010.

Glossário

AMC – Adaptive Modulation and Coding, técnica para melhorar a eficiência no uso do espectro constituída da adaptação dinâmica, de acordo com a qualidade do canal, do método de modulação e da taxa de codificação para correção de erros empregados. IEEE 802.16 prevê adaptação dos esquemas de modulação QPSK e QAM e da taxa de codificação ½ ou ¾, ou seja, 1 bit de redundância a cada 2 bits de dados, ou 1 bit de redundância a cada 3 bits de dados.

Backbone - chamada espinha dorsal de uma rede: contém a infra-estrutura de conexões principais de uma rede.

Backhaul – é a porção de uma rede hierárquica de telecomunicações responsável por fazer a ligação entre o núcleo da rede, ou backbone, e as sub-redes periféricas.

Banda – veja Largura de banda.

Cross-Layer – abordagem que fornece mecanismo de realimentação da informação sobre qualidade de parâmetros entre os níveis permitindo assim adaptação dinâmica dos parâmetros.

Fairness – equidade ou justiça, atributo perseguido em uma rede cuja métrica permite determinar se usuários e aplicações recebem um compartilhamento equânime dos recursos.

Gateway – máquina intermediária destinada a interligar redes, portanto capaz de traduzir e adaptar os pacotes originados na rede local para a rede de destino, e vice-versa. Pode também incorporar mecanismos de defesa.

125

Handshake – mecanismo de coordenação entre as duas partes em uma comunicação para assegurar um acordo, baseado em três etapas: inicio, resposta e confirmação de resposta.

Holdoff – período de espera que um nó deve respeitar antes da transmissão. No caso do padrão IEEE 802.16 o nó não tenta transmitir neste período; no padrão IEEE 802.11 o nó que tenta transmitir pode colidir com outro nó que também esteja tentando transmitir.

IP – Internet Protocol, protocolo de comunicação utilizado na Internet relativo a camada de Rede responsável pelo encaminhamento dos pacotes entre os nós através de roteadores intermediários.

Largura de banda – (*bandwidth*) medida da capacidade de transmissão de um determinado meio em bits por segundo. Usado aqui abreviadamente como banda.

MAC - Media Access Control: Controle de Acesso ao Meio, responsável por mover pacotes de dados de uma interface de rede para outra interface de rede local através de um canal compartilhado.

QoS – Qualidade de Serviço, termo referente a garantias de que a rede forneça resultados previsíveis, ou seja referente a medidas de desempenho. Taxas de transmissão, atrasos, taxas de erros e outras características devem ser medidas, aprimoradas e em certa medida garantidas antecipadamente.

Raw-bandwidth – valor máximo teórico da banda no enlace; número de bytes que pode ser transferido por segundo em um enlace sem contabilizar estrutura de pacotes e outros efeitos.

Redes Ad Hoc – Redes sem fio do tipo descentralizado que não se apóiam em infra-estrutura pré-existente como roteadores e pontos de acesso. Os nós das redes Ad Hoc participam da organização, controle e roteamento da rede, encaminhando pacotes para outros nós. Os recursos do nó (potência de transmissão, poder computacional e memória) e recursos do enlace são fundamentais para o desempenho da rede.

TCP/UDP – Transmission Control Protocol/User Datagram Protocol, protocolos da camada de transporte na Internet. Ambos interagem com a aplicação final fornecendo serviço de comunicação fim-a-fim. Utilizam para isto os serviços da camada de rede, rodando sobre o protocolo IP. O TCP é mais confiável que o UDP, estabelecendo conexão prévia e realizando controle sobre cada mensagem enviada.

WLANs – Wireless Local Area Networks: Redes Locais sem Fio projetadas com a abrangência de uma área geográfica limitada a poucos quilômetros, sendo o suficiente para conectar máquinas em uma sala, prédio ou campus universitário.

WMANs – Wireless Metropolitan Area Networks: Redes Metropolitanas sem Fio projetadas com a abrangência de uma cidade.

APÊNDICE A

Algoritmo para Melhoria do Desempenho através da Configuração Dinâmica de Expoentes de Holdoff

Extraído de (CESAR et al;,2010)

Os bits de prioridade no CID do quadro 802.16 permitem diferenciar os quadros. Postulou-se que o uso dos bits de prioridade para escalonamento das mensagens de controle poderia encurtar a duração do 3-way handshake para os fluxos de alta prioridade. A idéia é atribuir expoentes menores aos nós que manipulam fluxos prioritários. Em experimentos realizados pelos autores, verificou-se que esta estratégia aplicada isoladamente resultou em um ganho muito pequeno para os fluxos de maior prioridade e maior perda para os fluxos de menor prioridade.

Em Han et al. (2007) apontou-se que se tem maior ganho no escalonamento centralizado caso se favoreçam os nós mais próximos da MBS, o que para o escalonamento distribuído corresponde a atribuir menor valor para o expoente destes nós. Ainda que no escalonamento distribuído possam existir transmissões entre quaisquer nós da rede, é provável que a maioria dos fluxos seja direcionada a MBS, caso se considere a semelhança com tráfego em redes cabeadas, portanto, é conveniente privilegiar o caminho para a Internet que passa necessariamente pela MBS.

Além disso, ao se privilegiar os nós próximos a MBS, que são os que têm maior volume de dados a transmitir, pode-se melhorar o desempenho da rede dado que uma percentagem significativa dos fluxos passa pela MBS, evitando este gargalo anterior à MBS. Postula-se, então, que o algoritmo deve associar a priorização dos fluxos à informação de topologia.

O algoritmo de ajuste dinâmico implementado atua em 3 momentos distintos:

- Ao se receber mensagens de controle de rede, chamadas MSH-NCFG; neste momento calcula-se o expoente relativo à distância a MBS;
- (2) Ao se receber um pacote, para atualizar a maior prioridade e fluxos ativos no momento.
- (3) No momento do envio de mensagem MSH-DSCH: a verificação sobre o expoente a ser divulgado aos vizinhos acontece no momento do envio da mensagem MSH-DSCH; o padrão prevê que, neste momento, decide-se quando será o envio da próxima mensagem. A Figura A.1 resume as ações tomadas neste momento.

AtualizeExpoenteHoldoff
MaxPriority = Obtenção da maior prioridade desde a última mensagem
MOLEDOOL
MOH-DOCH
HexpPriority = Mapeamento da prioridade MaxPriority em expoente de
Holdoff
HexpTopology – Obtenção do expoente de Holdoff associado a posição do
nó em relação a BS
HexpNew = (HexpPriority + HexpTopology) /2]
Iniciar a competição com o novo expoente

Figura A.1 – Algoritmo de Ajuste Dinâmico de Expoentes

A variável *HexpNew* será o novo valor de expoente a ser divulgado para os vizinhos. *HExpNew* é a média entre os expoentes associados à prioridade e à topologia. Foram realizados diversos experimentos com diferentes pesos para estes dois componentes e verificou-se que:

- Peso maior para topologia traz ganho na vazão total da rede, porém não permite diferenciação dos fluxos importantes;
- Peso maior para prioridade sem considerar topologia é desastroso para os fluxos menos importantes.

A melhor associação encontrada foi a média dos dois valores.

Notou-se, também, que se aumentando ou diminuindo o expoente, vizinhos que estejam a dois saltos de distância podem ainda decidir o escalonamento com base em informação desatualizada, o que pode levar a colisão de mensagens MSH-DSCH. A solução adotada aqui, para manter o padrão, considera os vizinhos de segundo salto sempre competidores. Desta forma, não importa se um vizinho distante altera o valor de seu expoente, pois ele será sempre considerado competidor no escalonamento do controle.

Em diversos testes realizados comparando os resultados do algoritmo estático com os resultados do algoritmo com ajuste dinâmico, verificou-se um ganho da ordem de 10% na vazão dos fluxos prioritários. Quanto aos fluxos de menor prioridade as duas abordagens produziram resultados semelhantes.

APÊNDICE B

Cálculo do número de Bytes por Quadro

Cada mensagem de controle é composta de 7 símbolos da técnica de transmissão OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*). Assim, a duração do subquadro de controle é MSH-CTRL-LEN * 7 * Duração do símbolo OFDM. A frequência utilizada define a duração do quadro e do símbolo OFDM.

O número total de símbolos OFDM no quadro é calculado como:

Sym_por_Quadro = Duração do Quadro / Duração do Símbolo;

Subtraindo do total de símbolos do quadro, os símbolos reservados para controle, obtém-se a quantidade de símbolos do subquadro de dados. O padrão define o número de símbolos por *slot* de dados com a seguinte fórmula:

Sym_por_Slot = [(Sym_por_Quadro – 7 *MSH-CTRL-LEN-1)/256]

Decorre que o número de slots de dados por quadro é:

Slot_por_Quadro = (Sym_por_Quadro - 7*MSH-CTRL-LEN)/Sym_por_Slot

Tomando como exemplo a freqüência de 10MHz, tem-se que a duração do Quadro é de 4ms e a duração do Símbolo = 23,61µs

Definindo MSH-CTRL-LEN=4, tem-se: Sym_por_Quadro=169 símbolos Sym_por_Slot=1 Slot_por_Quadro= 141 slots.

O número de bytes em cada *slot* é definido pelo tipo de modulação e codificação. Tomando como exemplo a escolha do método QPSK-1/2, tem-se 24 bytes em um símbolo, e neste caso em um quadro cabem 141 *slots* * 24 Bytes = 3384 Bytes.

Se nesta mesma frequência for usado a modulação e codificação 64QAM-2/3 em que um símbolo representa 96 bytes, em um quadro caberiam 141 *slots* * 96 Bytes = 13536 Bytes.

Tomando outro exemplo com a freqüência de 3MHz, tem-se que a duração do Quadro é de 10ms e a duração do Símbolo = 79,07µs

Definindo MSH-CTRL-LEN=4, tem-se: Sym_por_Quadro=126 símbolos Sym_por_Slot=1 Slot_por_Quadro= 98 slots.

Com o método QPSK-1/2 há 24 bytes em um símbolo, e neste caso em um quadro cabem 98*slots* * 24 Bytes = 2352 Bytes.

ANEXO A

Conteúdo da mensagem de controle MSH-DSCH

O conteúdo da mensagem exibida abaixo foi extraído do padrão (IEEE 802.16-2004, 2004) à página 91.

As tabelas e numeração das seções referem-se ao padrão.

Table 77—MSH-DSCH message format			
Syntax	Size	Notes	
MSH-DSCH_Message_Format() {			
Management Message Type =41	8 bits		
Coordination Flag	1 bit		
Grant/Request Flag	1 bit		
Sequence counter	6 bits		
No. Requests	4 bits		
No. Availabilities	4 bits		
No. Grants	6 bits		
reserved	2 bits	Shall be set to zero.	
if (Coordination $Flag == 0$)			
MSH-DSCH_Scheduling_IE()	variable		
for (i=0; i< No_Requests; ++i)			
MSH-DSCH_Request_IE()	16 bits		
for (i=0; i< No_Availabilities; ++i)			
MSH-DSCH_Availability_IE()	32 bits		
for (i=0; i< No_Grants; ++i)			
MSH-DSCH_Grant_IE()	40 bits		
}			

Coordination Flag

0 = Coordinated

1 = Uncoordinated

Coordinated MSH-DSCH transmissions take place in the control subframe (see 8.3.5.3). Uncoordinated MSH-DSCH transmissions take place in the data subframe (see 8.3.5.3). Both the cases require a threeway handshake (Request, Grant, and Grant confirmation) to establish a valid schedule. Uncoordinated scheduling may only take place in minislots that cause no interference with the coordinated schedule.

Grant/Request Flag

0 =Request message

1 = Grant message (also used as Grant confirmation)

The Request Type indicates that a new Request is made of one or more other nodes. The **No. Requests** shall be nonzero in this case. The message may also contain Availabilities and Grants. The Grant Type indicates that one or more Grants are given or confirmed. The **No. Grants** shall be nonzero in this case. The message may also contain Availabilities and Requests. Requests in this type of message indicate pending demand to the indicated node(s), but do not solicit a Grant from this node.

This flag is always set to 0 for coordinated distributed scheduling.

Sequence Counter

Sequentially increased counter for solicit messages in uncoordinated scheduling (used as multiple solicits might be outstanding). In coordinated scheduling, it allows nodes to detect missed scheduling messages. Independent counters are used for the coordinated and uncoordinated messages.

No. Requests

Number of Request IEs in the message.

No. Availabilities

Number of Availability IEs in the message. The Availability IEs are used to indicate free minislot ranges that neighbors could issue Grants in.

No. Grants

Number of Grant IEs in the message.

6.3.2.3.37.1 MSH-DSCH Scheduling IE

The Coordinated distributed scheduling information carried in the MSH-DSCH message shall be used to distribute information needed to determine transmission timing of the MSH-DSCH messages with coordinated distributed scheduling. Each node shall report the two related parameters both of its own and all its neighbors. The scheduling information shall include all of the following parameters:

Next Xmt Mx

Next Xmt Time is the next MSH-DSCH eligibility interval for this node and computed as the range:

 $2^{\text{Xmt Holdoff Exponent}}$. Next Xmt Mx < Next Xmt Time $\leq 2^{\text{Xmt Holdoff Exponent}}$. (Next Xmt Mx+1) (5)

For example, if **Next Xmt Mx** = 3 and **Xmt Holdoff Exponent** = 4, then the node shall be considered eligible for its next MSH-DSCH transmission between 49 and 64 (due to the granularity) transmission opportunities away and ineligible before that time.

If the **Next Xmt Mx** field is set to 0x1F (all ones), then the neighbor should be considered to be eligible to transmit from the time indicated by this value and every MSH-DSCH opportunity thereafter (i.e., treat **Xmt Holdoff Time** = 0)

Neighbor Next Xmt Mx

Advertises the **Next Xmt Mx** as reported by this neighbor.

Xmt Holdoff Exponent

The **Xmt Holdoff Time** is the number of MSH-DSCH transmit opportunities after **Next Xmt Time** (there are MSH-CTRL-LEN –1 opportunities per network control subframe, see 8.3.5.3) that this node is not eligible to transmit MSH-DSCH packets (see 6.3.7.5.5.6).

Xmt Holdoff Time = $2^{(Xmt Holdoff Exponent+4)}$

(6)

Neighbor Xmt Holdoff Exponent

Advertises the **Xmt Holdoff Exponent** as reported by this neighbor.

No. SchedEntries

Number of Neighbor MSH-DSCH Scheduling Entries in the message. See Table 78.

Neighbor Node ID

The Node ID of the neighbor being reported on.

Syntax	Size	Notes
MSH-DSCH_Scheduling_IE() {		
Next Xmt Mx	5 bits	
Xmt holdoff exponent	3 bits	
No. SchedEntries	8 bits	
for (i=0; i< No_SchedEntries; ++i) {		
Neighbor Node ID	16 bits	
Neighbor Next Xmt Mx	5 bits	
Neighbor Xmt holdoff exponent	3 bits	
}		
}		

Table 78—MSH-DSCH Scheduling IE

6.3.2.3.37.2 MSH-DSCH Request IE

The Requests carried in the MSH-DSCH message shall convey resource requests on per link basis. The Requests shall include all of the parameters listed in Table 79:

Syntax	Size	Notes
MSH-DSCH_Request_IE() {		
Link ID	8 bits	
Demand Level	8 bits	
Demand Persistence	3 bits	
reserved	1 bit	Shall be set to zero.
}		

Table 79—MSH-DSCH Request IE

Link ID

The ID assigned by the transmitting node to the link to this neighbor that this request involves.

Demand Level

Demand in minislots (assuming the current burst profile).

Demand Persistence

Persistency field for demands. Number of frames wherein the demand exists.

- 0 = cancel reservation
- 1 = single frame
- 2 = 2 frames
- 3 = 4 frames
- 4 = 8 frames
- 5 = 32 frames
- 6 = 128 frames
- 7 = Good until cancelled or reduced

6.3.2.3.37.3 MSH-DSCH Availabilities IE

The Availabilities carried in the MSH-DSCH message shall be used to indicate free minislot ranges that neighbors could issue Grants in. The Availabilities shall include all of the parameters listed in Table 80:

Syntax	Size	Notes
MSH-		
DSCH_Availability_IE() {		
Start Frame number	8 bits	8 LSB of Frame
Start Frame number		number.
Minislot start	8 bits	
Minislot range	7 bits	
Direction	2 bits	
Persistence	3 bits	
Channel	4 bits	
}		

Table 80—MSH-DSCH Availability IE

Start Frame number

Availability start:

Indicates lowest 8 bits of frame number in which the availability starts.

Minislot start

The start position of the availability within a frame (minislots as time unit, see 8.3.5.3 for definition).

Minislot range

The number of minislots free for grants

Direction

- 0 = Minislot range is unavailable.
- 1 = Available for transmission in this minislot range.
- 2 = Available for reception in this minislot range.
- 3 = Available for either transmission or reception

Persistence

Persistency field for Availabilities. Number of frames over which the Availability is valid.

- 0 =cancel availability
- 1 = single frame
- 2 = 2 frames
- 3 = 4 frames
- 4 = 8 frames
- 5 = 32 frames
- 6 = 128 frames
- 7 =Good until cancelled or reduced

Channel

Logical channel number, which is the logical number of the physical channel. A subset of the possible physical channel numbers is mapped to logical channels in the Network Descriptor.

6.3.2.3.37.4 MSH-DSCH Grants IE

The Grants carried in the MSH-DSCH message shall convey information about a granted minislot range selected from the range reported as available. Grants shall be used both to grant and confirm a grant. The Grants shall include all of the parameters listed in Table 81:

Syntax	Size	Notes
MSH-DSCH_Grants_IE() {		
Link ID	8 bits	
Start Frame number	8 bits	8 LSB of Start Frame number.
Minislot start	8 bits	
Minislot range	8 bits	
Direction	1 bit	
Persistence	3 bits	
Channel	4 bits	
}		

Table 81—MSH-DSCH Grants IE

Link ID

The ID assigned by the transmitting node to the neighbor that this grant involves.

Start Frame number

Schedule start: Indicates lowest 8 bits of frame number in which the schedule is granted.

Minislot start

The start position of the reservation within a frame (minislots as time unit, see 8.3.5.3 for definition).

Minislot range

The number of minislots reserved.

Direction

0= From requester (i.e., to granter) 1= To requester (i.e., from granter)

Persistence

Persistency field for grants. Number of frames over which the grant is allocated.

- 0 = cancel reservation
- 1 = single frame
- 2 = 2 frames
- 3 = 4 frames
- 4 = 8 frames
- 5 = 32 frames
- 6 = 128 frames
- 7 = Good until cancelled or reduced

Channel

Logical channel number, which is the logical number of the physical channel. A subset of the possible physical channel numbers is mapped to logical channels in the Network Descriptor.

ANEXO B

Algoritmo MeshElection

O algoritmo *MeshElection* exibido aqui foi extraído do padrão (IEEE 802.16-2004, 2004), página 160.

Quando um nó necessita saber em qual *slot* a frente poderá transmitir a próxima mensagem de controle, ele roda o algoritmo *MeshElection* que é uma função que realiza uma mistura pseudo-aleatória dos dados de entrada e permite escolher um ganhador de determinado slot sem negociação explícita entre os nós.

O algoritmo tem como entrada o *slot* que estão disputando (parâmetro *XmtTime*), a identificação do nó local (*MyNodeID*) e a identificação dos nós competidores (*NodeIDList*). Tem como saída *True* se o nó que chamou o algoritmo foi vencedor da disputa e *False* caso contrário.

A função inline_smear abaixo é chamada no procedimento MeshElection

 $\prime\prime$ Convert a uniform 16-bit value to an uncorrelated uniform 16-bit hash value, uses mixing.

```
uint32 inline_smear(uint16 val) {
```

```
val +=(val <<12);
val ^=(val >>22);
val +=(val <<4);
val ^=(val >>9);
val +=(val <<10);
val ^=(val >>2);
val +=(val <<7);
val ^=(val >>12);
return(val);
```

}

boolean MeshElection (uint32 XmtTime,uint16 MyNodeID,uint16 NodeIDList [])) {

```
uint32 nbr_smear_val,smear_val1,smear_val2;
smear_val1 =inline_smear(MyNodeID ^ XmtTime ));
smear val2 =inline smear(MyNodeID +XmtTime );
For each Node ID nbrsNodeID in NodeIDList Do {
   nbr_smear_val =inline_smear(nbrsNodeID ^ XmtTime ));
   if(nbr_smear_val > smear_val1) {
          return FALSE;//This node loses.
   }
   else if(nbr_smear_val == smear_val1 ) {
   //1st tie-breaker.
          nbr_smear_val =inline_smear(nbrsNodeID +XmtTime );
          if(nbr_smear_val > smear_val2) {
          return FALSE;//This node loses.
          }
          else if(nbr_smear_val == smear_val2) {
          //If we still collide at this point Break the tie based on MacAdr
                 if ((XmtTime is even &&(nbrsNodeID >MyNodeID))||
                 (XmtTime is odd &&(nbrsNodeID <MyNodeID ))) {
                        return FALSE;//This node looses.
                 }
          }
   }
   //This node won over this competing node
}//End for all competing nodes
//This node is winner, it won over all competing nodes.
return TRUE;
```

}

ANEXO C

Processo de Entrada de um nó na Rede

O processo descrito aqui foi extraído e resumido de Zhang et al. (2007), página 441, sendo complementado pela Figura C.3 extraída do padrão (IEEE 802.16-2004, 2004).

A Figura C.1 mostra o cenário de entrada de um novo nó A na rede. O nó C da figura será seu responsável. Os seguintes elementos são importantes neste processo:

- Nó responsável (Sponsor): O nó de entrada escolhe como nó responsável um nó vizinho que tem a melhor qualidade de sinal. Este nó é o que fará o encaminhamento das transmissões de e para o novo nó;
- Nó de Autorização (*Authorization*): Autoriza ou não a entrada do novo nó na rede, de acordo com procedimento de autenticação;
- Nó de Registro (*Registration*): Após o aceite pelo nó de autorização, o nó deve ser registrado e recebe um identificador de nó – *NodeID*.



Figura C.1 – Novo nó se associando à rede mesh Fonte: Zhang (2007)

Mensagens de controle passam a ser trocadas entre o novo nó e os nós com os quais se relaciona: *Sponsor, Authorization* e *Registration*. A negociação é resumida na Figura C.2 e constitui-se de 6 passos:



Figura C.2 – Mensagens trocadas no processo de entrada de um novo nó Fonte: Zhang (2007)

- Negociação inicial para aceitação do novo nó: o novo nó escuta mensagens MSH-NCFG; aprende parâmetros operacionais da rede, seleciona um nó responsável, se sincroniza, seleciona dinamicamente a freqüência de operação. A seguir envia a mensagem de controle MSH-NENT, requisitando entrada ao nó responsável, que responde com a mensagem MSH-NCFG: NetEntryOpen. Quando o novo nó recebe esta mensagem, pode fazer uma sincronização fina e calcular o escalonamento inicial. Envia mensagem MSH-NENT: Ack, encerrando o handshake deste passo;
- Envio de SBC-REQ: indica requisição de habilidades suportadas para tratar parâmetros físicos e de alocação de banda. A resposta (SBC-RSP) indica se o nó responsável pode ou não atendê-lo;
- Obtenção de autenticação do nó, através de encaminhamento de certificado com as mensagens PKM-REQ e PKM-RSP. O nó responsável possui o IP do nó de autorização;

- Registro: o nó de registro recebe dados do novo nó e oferece seu NodeID, que é repassado via nó responsável;
- 5. IP: recebe um IP via DHCP e pode fazer download de um arquivo de parâmetros operacionais via TFTP;
- 6. Fim da fase de entrada: o nó foi aceito e tem um Node ID.

A seguir o nó pode estabelecer enlaces com seus vizinhos. A Figura C.3 ilustra o processo de construção de um enlace entre dois vizinhos A e B. O nó A envia um desafio ao nó B, já contendo uma chave privada fornecida pelo provedor. O nó B responde ao desafio, e se aceita o enlace, fornece um identificador do enlace B-A. Se o nó A está de acordo com a resposta do desafio, ele confirma fornecendo também um identificador do enlace A-B.

Node A		Node B
send challenge (action code=0x0)		
	>Challenge>	
		if HMAC{} match, send challenge response (action code=0x1)
	<challenge response<="" td=""><td></td></challenge>	
if HMAC{} match, send Accept (action code=0x2)		
	>Accept>	

Figura C.3 – Estabelecimento de enlaces entre vizinhos Fonte: IEEE 802.16-2004 (2004)