

CLEVERTON JULIANO ALVES VICENTINI

UMA NOVA MÉTRICA DE ROTEAMENTO
PARA REDES WIRELESS MESH COM
TRÁFEGO VOIP

Dissertação de Mestrado submetida ao Programa de Pós-Graduação em Informática da Pontifícia Universidade Católica do Paraná como requisito parcial para a obtenção do título de Mestre em Informática.

Curitiba-PR
Agosto de 2010

CLEVERTON JULIANO ALVES VICENTINI

UMA NOVA MÉTRICA DE ROTEAMENTO
PARA REDES WIRELESS MESH COM
TRÁFEGO VOIP

Dissertação de Mestrado submetida ao Programa de Pós-Graduação em Informática da Pontifícia Universidade Católica do Paraná como requisito parcial para a obtenção do título de Mestre em Informática.

Área de concentração: *Ciência da Computação*

Orientador: Prof. Dr. Mauro Sérgio Pereira Fonseca

Curitiba-PR
Agosto de 2010

Dados da Catalogação na Publicação
Pontifícia Universidade Católica do Paraná
Sistema Integrado de Bibliotecas – SIBI/PUCPR
Biblioteca Central

Vicentini, Cleverton Juliano Alves

V633n
2010

Uma Nova Métrica de Roteamento Para Redes Wireless Mesh com Tráfego VoIP / Cleverton Juliano Alves Vicentini; orientador, Mauro Sérgio Pereira Fonseca. - 2010.

xx, 50p. : il ; 30 cm

Dissertação (mestrado) - Pontifícia Universidade Católica do Paraná, Curitiba, 2010

Bibliografia: p.45-48

1. Informática. 2. Redes de computação - Protocolos. 3. Rede local sem fio. 4. Telefonia pela internet. 5. Engenharia de tráfego. I. Fonseca, Mauro Sérgio Pereira. II. Pontifícia Universidade Católica do Paraná. Programa de Pós-Graduação em Informática III. Título.

CDD 20. ed. - 004

*Esta folha deve ser substituída pela ata de defesa devidamente assinada,
que será fornecida pela secretaria do programa após a defesa.*

*Aos Meus Amados Pais e Héris
Iphigenio (in memoriam) e Wenilde.*

Agradecimentos

Primeiramente quero agradecer a Deus que permitiu o desenvolvimento desta pesquisa.

A meu Pai Iphigenio que embora não tenha conseguido ver o fim deste trabalho, me incentivou e me deu forças até os últimos minutos de sua vida, nunca me deixando desanimar.

A minha Mãe Wenilde que sempre lutou pela minha educação e com sua sabedoria sempre soube me acalmar em todos os momentos de nervosismo.

A minha Tia Dorilde e Tio Carlos, por estarem sempre presentes em minha vida, me ajudando sempre.

A minha Avó Esmendia pelas constantes orações para meu sucesso acadêmico e profissional.

Ao meu Orientador, Prof. Dr. Mauro Sérgio Pereira Fonseca, pelo apoio, confiança e paciência.

Aos colegas de Mestrado Roberson Araujo e Mario Zancanaro, pelo companheirismo e amizade.

Ao colega Dieferson Araujo pelas contribuições imensuráveis com o NS-2.

As amigas construídas no PPGIa ao longo destes anos, Mauro, Cheila, Arlindo.

Ao Prof. Dr. Carlos Maziero, por disponibilizar o modelo Latex do PPGIa em seu site, poupando os Mestrandos de uma preocupação: A formatação do documento.

Agradeço a todos que direta ou indiretamente ajudaram no desenvolvimento desta Dissertação de Mestrado.

Agradeço a CAPES pelo apoio financeiro.

Resumo

Este trabalho de dissertação de mestrado apresenta uma nova alternativa em métricas de roteamento para as *Wireless Mesh Networks* de baixa mobilidade com tráfego *VoIP*. Foram desenvolvidas duas novas métricas de roteamento, primeiramente foi implementada a métrica *Factor-K* (FK) baseada em taxas de perdas de pacotes dos nós, posteriormente baseada na FK foi desenvolvida a métrica *Factor-Q* (FQ) que utiliza a taxa da fila dos nós para calcular a qualidade do enlace. As métricas desenvolvidas foram integradas ao protocolo de roteamento OLSR (*Optimized Link State Routing*). Para análise dos resultados foi utilizado o Network Simulator 2 (NS-2). Ambas as métricas demonstraram um bom comportamento nas simulações realizadas, provando ser uma alternativa viável para utilização nas *Wireless Mesh Networks* com tráfego *VoIP*.

Palavras-chave: Wireless Mesh Networks, Protocolos de Roteamento, Métricas de Roteamento.

Abstract

This dissertation describes a new alternative in routing metrics for Wireless Mesh Networks with low mobility with VoIP traffic. Two new routing metrics were developed, firstly was implemented the Factor-K (FK) metric based in packet loss rates from nodes, posteriorly based on FK was developed Factor-Q (FQ) metric that uses the rate of the queue of nodes to calculate link quality. The metrics developed were integrated into the routing protocol OLSR (Optimized Link State Routing). For data analysis was used the Network Simulator 2 (NS-2). Both metrics showed a good behavior in simulations performed, proving to be one feasible alternative for use in Wireless Mesh Networks with VoIP traffic.

Keywords: Wireless Mesh Networks, Routing Protocols, Routing Metrics.

Sumário

Resumo	xi
Abstract	xiii
Lista de Figuras	xvii
Lista de Tabelas	xix
Lista de Abreviações	xx
1 Introdução	1
1.1 Redes Wireless Mesh	1
1.2 Motivação	1
1.3 Objetivo	2
1.4 Justificativa	2
1.5 Organização do Documento	2
2 Estado da Arte	3
2.1 Introdução	3
2.2 Arquitetura de Rede	4
2.2.1 Infra-estrutura/Backbone WMN	4
2.2.2 Clientes WMN	4
2.2.3 Híbrido WMN	5
2.3 Fatores Críticos nas <i>Wireless Mesh Networks</i>	5
2.3.1 Técnicas de Controle de Rádio Frequência	5
2.3.2 Escalabilidade	6
2.3.3 Banda Larga e Qualidade de Serviço (<i>QoS</i>)	6
2.3.4 Segurança	7
2.3.5 Facilidade de Uso	7
2.4 Protocolos de Roteamento para Redes <i>Wireless</i>	7
2.4.1 Protocolos de Roteamento <i>Unicast</i>	8
2.4.2 Protocolos de Roteamento Pró-Ativos	8
2.4.3 Optimized Link State Routing (OLSR)	8
2.4.4 Destination Sequenced Distance Vector (DSDV)	11
2.4.5 Wireless Routing Protocol (WRP)	11
2.5 Protocolos de Roteamento Reativos	12
2.5.1 Dynamic Source Routing (DSR)	12

2.5.2	Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV)	13
2.6	Protocolos de Roteamento Híbrido	13
2.6.1	Zone Routing Protocol (ZRP)	13
2.7	Protocolos de Roteamento <i>Multicast</i>	14
2.8	VoIP (<i>Voice over IP</i>)	15
2.8.1	Codecs	16
2.8.2	Qualidade da Voz	17
3	Métricas de Roteamento para Redes <i>Wireless</i>	19
3.1	<i>Expected Transmission Count</i> (ETX)	19
3.2	<i>Expected Transmission Time</i> (ETT)	20
3.3	<i>Minimum Loss</i> (ML)	21
3.4	<i>Alternative Path</i> (AP)	22
3.5	<i>Minimum Delay</i> (MD)	24
3.6	Críticas às Métricas Analisadas	24
4	Trabalhos Relacionados	27
4.1	Principais Redes <i>Wireless Mesh</i>	27
4.1.1	RoofNet	27
4.1.2	Projeto ReMesh	28
4.1.3	Projeto VMesh	28
5	Métricas Desenvolvidas	31
5.1	A Métrica <i>Factor-K</i> (FK)	31
5.2	A Métrica <i>Factor-Q</i> (FQ)	32
6	Cenário de Simulação	33
6.1	Descrição do Cenário	33
7	Resultados Obtidos	35
7.1	Resultados Obtidos com a <i>Factor-K</i>	35
7.2	Resultados Obtidos com a <i>Factor-Q</i>	39
8	Conclusão	43
A	O Padrão <i>Mesh</i> IEEE	49
A.1	Padrão 802.11s	49

Lista de Figuras

2.1	Infra-Estrutura/Backbone WMN. [Akyildiz et al., 2005]	4
2.2	Clientes WMN. [Akyildiz et al., 2005]	5
2.3	Híbrido WMN. [Akyildiz et al., 2005]	6
2.4	Divisão dos Grupos de Protocolos de Roteamento <i>Ad-Hoc</i> .	8
2.5	Comportamento de Protocolo de Roteamento que Utiliza Inundação da Rede [Jacquet et al., 2001].	9
2.6	Comportamento dos Multipoint Relays do OLSR [Jacquet et al., 2001].	10
2.7	Exemplo de Zona de Roteamento [Haas et al., 1997].	14
2.8	Módulo em Camadas de Protocolos para Aplicação VoIP [Velloso, 2003].	18
3.1	Cenário exemplo para cálculo de rotas. [Mascarenhas et al., 2008]	23
6.1	Campus PUC-PR [PUC-PR, 2010].	33
7.1	Atraso <i>Factor-K</i>	35
7.2	Jitter <i>Factor-K</i>	36
7.3	Vazão <i>Factor-K</i>	36
7.4	Perda de Pacotes <i>Factor-K</i>	37
7.5	Média Jitter <i>Factor-K</i> e Média Atraso <i>Factor-K</i>	37
7.6	Média Vazão <i>Factor-K</i> e Percentual Médio de Perda de Pacotes <i>Factor-K</i>	38
7.7	Atraso <i>Factor-Q</i>	39
7.8	Jitter <i>Factor-Q</i>	39
7.9	Vazão <i>Factor-Q</i>	40
7.10	Perda de Pacotes <i>Factor-Q</i>	40
7.11	Média Jitter <i>Factor-Q</i> e Média Atraso <i>Factor-Q</i>	41
7.12	Média Vazão <i>Factor-Q</i> e Percentual Médio de Perda de Pacotes <i>Factor-Q</i>	41
A.1	Redes <i>Wireless</i> 802.11. [Faccin et al., 2006]	50
A.2	Arquitetura <i>Mesh</i> . [Faccin et al., 2006]	50

Lista de Tabelas

2.1	Breve comparativo entre redes <i>Ad-Hoc e Mesh</i>	3
2.2	Tipos de Protocolos de Roteamento Multicast [Abelém et al., 2007]	15
2.3	Tolerância ao atraso em comunicações de voz [Abbas et al., 1996].	17
6.1	Parâmetros de Simulação [Vicentini et al., 2010]	34
7.1	Parâmetros de Simulação <i>Factor-K</i>	38
7.2	Parâmetros de Simulação <i>Factor-Q</i>	41

Lista de Abreviações

AMRIS	<i>Ad-Hoc Multicasting Routing Protocol Utilizing Increasing IdnumberS</i>
AMROUTE	<i>Ad-Hoc Multicasting Routing Protocol</i>
AODV	<i>Ad Hoc On-Demand Distance Vector</i>
AP	<i>Alternative Path</i>
CEDAR	<i>Core Extraction Distributed Ad Hoc Routing</i>
DCMP	<i>Dynamic Core Based Multicasting Routing Protocol</i>
DSDV	<i>Destination Sequenced Distance-Vector</i>
DSR	<i>Dynamic Source Routing</i>
ETX	<i>Expected Transmission Count</i>
ETT	<i>Expected Transmission Time</i>
FK	<i>Factor-K</i>
FQ	<i>Factor-Q</i>
MANET	<i>Mobile Ad hoc Network</i>
MD	<i>Minimum Delay</i>
ML	<i>Minimum Loss</i>
MPR	<i>Multi Point Relays</i>
MRL	<i>Message Retransmission List</i>
ODMRP	<i>On Demand Multicast Routing Protocol</i>
OLSR	<i>Optimized Link State Routing</i>
P2P	<i>Peer-to-Peer</i>
TORA	<i>Temporally-Ordered Routing Algorithm</i>
WMN	<i>Wireless Mesh Networks</i>
WRP	<i>Wireless Routing Protocol</i>
ZRP	<i>Zone Routing Protocol</i>

Capítulo 1

Introdução

1.1 Redes Wireless Mesh

Devido ao constante avanço das redes do tipo *Wireless*, que fornecem acesso sem fio a computadores e dispositivos móveis através de ondas de rádio e por sua facilidade de implantação, sem a necessidade de uma estrutura de rede cabeada. Esta tecnologia tende a tornar-se cada vez mais explorada e melhorada por universidades e grandes empresas, que visam conectar e disponibilizar acesso a internet a todos os usuários através de redes sem fio, sem a necessidade de alterar a estrutura física do campus ou da empresa. Evitando gastos com recursos de implantação em uma estrutura de rede cabeada.

Como o objetivo de redes sem fio é prestar melhores serviços, recentemente uma tecnologia chave surgiu: as redes *Wireless* do tipo *Mesh* (*Wireless Mesh Network* - WMN). Nas WMN, nodos são compostos de roteadores *Mesh* e clientes *Mesh*, cada nó opera tanto como host como roteador, encaminhando pacotes de outros nodos que podem estar fora da área de cobertura sem fio de seu destino. Segundo [Akyildiz et al., 2005] as redes *Wireless Mesh* provêm acesso a redes do tipo *wired*, acesso a serviços de internet, e também realiza a integração de outras redes como: redes de sensores sem fio, redes de celulares e redes do tipo IEEE 802.11 [802.11TM, 2010], IEEE 802.15 [802.15TM, 2010] e IEEE 802.16 [802.16TM, 2010].

As redes do tipo *Wireless Mesh* têm como principal atrativo a robustez, baixo custo e fácil implementação [Akyildiz et al., 2005]. Dispositivos convencionais equipados com interface sem fio podem se conectar diretamente a roteadores *Mesh*, no caso da inexistência do dispositivo é possível conectar-se aos roteadores através da entrada ethernet do próprio roteador. A infra-estrutura das redes *Wireless Mesh* será detalhada no capítulo 2.

1.2 Motivação

Devido as vantagens apresentadas pelas redes *Wireless Mesh*, dentre elas: baixo custo de implementação e rápida expansão, encontra-se um crescente número de pesquisas nesta área. Diversos projetos de redes WMN, tanto acadêmicos quanto proprietários, vem sendo realizados para o aprimoramento desta tecnologia. Desta forma surgiu a idéia de integração da tecnologia voz sobre IP (*VoIP*) no ambiente *Mesh*.

Redes WMN podem ser mais adequadas em localidades de difícil implantação de redes cabeadas, devido a ausência de infra-estrutura física. Estas localidades enquadram regiões

pobres e sem infra-estrutura para criação de uma rede cabeada, devido a passagem dos cabos ser inviável financeiramente. Sendo assim além do acesso a internet sem fio essas áreas mais afastadas ainda podem usufruir da tecnologia *VoIP*.

A partir do momento que se identifica a grande vantagem deste tipo de tecnologia, ocorre o crescimento do número de pesquisas que abordam o tema, e como consequência aumento dos desafios encontrados por estas redes. Dentre os desafios encontram-se roteamento, segurança, qualidade de serviço (*QoS*) e utilização de *VoIP* em redes *Wireless Mesh*.

1.3 Objetivo

O objetivo desta dissertação foi criar uma nova alternativa no contexto métricas de roteamento para integrá-la ao protocolo de roteamento OLSR (*Optimized Link State Routing*) [Clausen and Jacquet, 2003]. Esta nova alternativa visa melhorar a comunicação *VoIP* em redes *Wireless Mesh*. Para alcançar este objetivo, foi realizado o estudo criterioso no protocolo de roteamento OLSR e das atuais métricas de roteamento propostas na literatura. As métricas desenvolvidas são intituladas *Factor-K* e *Factor-Q*. Para análise dos resultados foi utilizado o simulador NS-2 [NS-2, 2010] e implementação do ambiente real da PUC-PR. A escolha deste cenário ocorreu por ser um lugar com possibilidade de aplicação real das métricas desenvolvidas.

1.4 Justificativa

A escolha do protocolo OLSR em redes *Mesh* nesta pesquisa, justifica-se devido ao fato de diversos trabalhos relevantes como: ReMesh [ReMesh, 2005], VMesh [Tsarmpopoulos et al., 2005] e RoofNet [Bicket et al., 2005] terem implementado plataformas *Mesh* e verificado que tais redes são viáveis, fáceis de instalar e principalmente possuem um baixo custo de implementação, contribuindo de forma significativa com a pesquisa. Os trabalhos demonstram que a maioria das pesquisas objetivam a implementação de métricas de roteamento que funcionem de forma genérica em todo tipo de rede *Mesh*. O escopo deste trabalho foi desenvolver uma nova métrica de roteamento para ambientes *Mesh* de baixa mobilidade e com tráfego *VoIP*, como é o caso da arquitetura *Mesh* implementada no NS-2, simulando o Campus da PUC-PR.

1.5 Organização do Documento

O presente documento encontra-se organizado da seguinte forma: Capítulo 1 realiza a introdução do atual documento. O Capítulo 2 aborda o estado da arte das WMN, bem como dos protocolos de roteamento *Wireless* existentes que podem ser adaptados para redes *Mesh*. O Capítulo 3 apresenta algumas das atuais métricas de roteamento integradas ao protocolo de roteamento OLSR. O Capítulo 4 demonstra alguns projetos que utilizam arquitetura *Mesh* que obtiveram sucesso em sua implementação. O Capítulo 5 detalha a proposta de trabalho desta Dissertação de Mestrado. O Capítulo 6 explica o cenário de simulação utilizado para aplicação das métricas. O Capítulo 7 traz os resultados obtidos nas simulações. O Capítulo 8 conclui a atual pesquisa. O Apêndice A traz algumas definições do padrão 802.11s [Hiertz et al., 2007].

Capítulo 2

Estado da Arte

2.1 Introdução

As *Wireless Mesh Networks* estão sendo definidas pelo padrão 802.11s [Garropo et al., 2008], são consideradas casos específicos de redes *Ad-Hoc*. Uma rede *Ad-Hoc* móvel (*MANET*) é um conjunto de dispositivos móveis sem fio, que interligados formam uma rede sem fio temporária, sem a necessidade de uma infra-estrutura fixa [Corson et al., 1999]. Os nós da rede realizam a descoberta dinâmica dos nós vizinhos, ou seja, dos nós que possuem conexão direta com o nó que solicita a comunicação.

As redes *Ad-Hoc* possuem nós que podem ter alcance, velocidade e capacidade de processamento diferentes, porém devem ser capazes de realizar o roteamento de pacotes na rede [Kleinschmidt, 2004]. Protocolos de roteamento para redes *Ad-Hoc* são um desafio. Devido a constante alteração da topologia da rede, as rotas necessitam ser atualizadas de forma permanente. Este é um desafio que as redes *Wireless Mesh* herdaram das redes *Ad-Hoc*. Os protocolos de roteamento para redes *Mesh* e *Ad-Hoc* serão discutidos na seção 2.3.

As redes *Wireless Mesh* são compostas de roteadores *Mesh* e clientes *Mesh*, onde roteadores têm mínima ou nenhuma mobilidade e formam o *backbone* da rede. Redes *Wireless Mesh* podem realizar a integração com outras tecnologias de rede como: Internet, Celular, IEEE-802.11, IEEE-802.15, IEEE-802.16, Redes de Sensores, etc. Esta integração pode ser realizada através de funções de *gateway* e *bridge* implementada nos roteadores *Mesh* [Akyildiz et al., 2005]. Clientes que não possuem uma interface de acesso sem fio podem conectar-se as WMN através da interface *ethernet* dos roteadores por exemplo.

Tabela 2.1: Breve comparativo entre redes *Ad-Hoc* e *Mesh*

Parâmetros	Redes <i>Mesh</i>	Redes <i>Ad-Hoc</i>
Infra-estrutura	Possui infra-estrutura	Não necessita infra-estrutura
Conectividade	Depende do <i>Backbone</i> central da rede	Depende dos nós da rede
Roteamento	Realizado pelos Roteadores <i>Mesh</i>	Realizado pelos nós da rede
Rádio	Múltiplos rádios	Um rádio somente
Interoperabilidade	Comunicação entre várias redes	Comunicação somente entre os nós

As redes *Wireless Mesh* diversificam as capacidades das redes *Ad-Hoc*, trazendo algumas vantagens das redes *Ad-Hoc* como: baixo custo, fácil manutenção da rede, robustez, serviço

de cobertura confiável, etc [Akyildiz and Wang, 2005]. A tabela 2.1 ilustra de forma breve as diferenças entre redes *Mesh* e *Ad-Hoc*.

2.2 Arquitetura de Rede

Esta sub-seção abordará os principais aspectos da arquitetura das redes *Wireless Mesh*. Em [Akyildiz et al., 2005] a arquitetura *Wireless Mesh* é dividida em três modos: Infra-estrutura/Backbone WMN, Cliente WMN e Arquitetura Híbrida WMN.

2.2.1 Infra-estrutura/Backbone WMN

Neste tipo de arquitetura os roteadores *Mesh* formam o *backbone* da rede para os clientes *Mesh*. A Infra-estrutura *Mesh* pode ser implementada com a utilização de diversas tecnologias de rádio sem fio, principalmente utilizando as tecnologias baseadas nos padrões IEEE-802.11.

Os roteadores *Mesh* formam uma rede *Mesh* auto-configurável entre si, podendo conectar-se a Internet se possuir funcionalidades de *gateway*. Com funcionalidades de *gateway* e *bridge* nos roteadores *Mesh* é possível realizar a integração das WMN com redes *Wireless* já existentes. Para clientes que não possuam tecnologias de rádio suportadas pelos roteadores *Mesh*, é necessário conectar-se a estações base que estão conectadas a roteadores *Mesh* via *ethernet*.

A figura 2.1 demonstra este tipo de arquitetura, onde as linhas contínuas e os tracejados, indicam comunicações *Wired* e *Wireless* respectivamente.

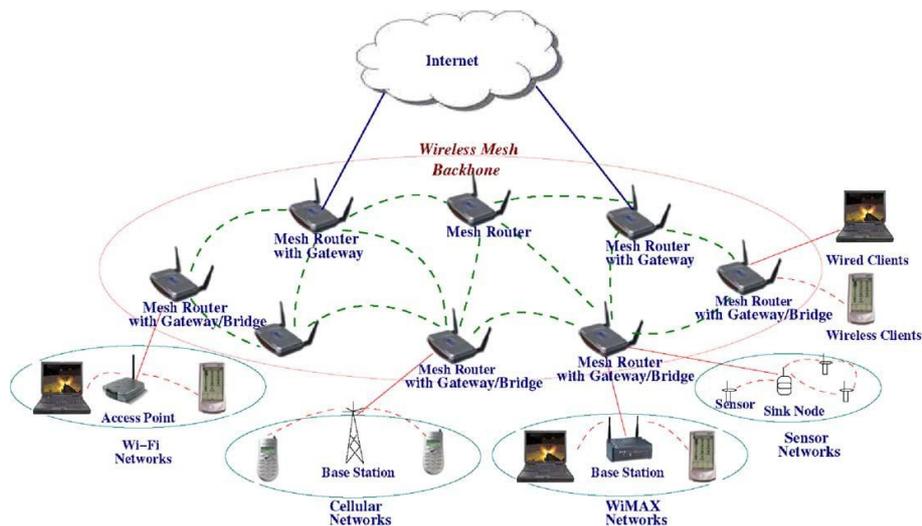


Figura 2.1: Infra-Estrutura/Backbone WMN. [Akyildiz et al., 2005]

2.2.2 Clientes WMN

Clientes *Mesh* formam uma rede *P2P* entre os dispositivos da rede. Neste tipo de arquitetura os roteadores não são necessários, sendo os clientes (nós) que formam a rede provendo funções de roteamento e configuração.

Uma rede de clientes WMN normalmente é formada com dispositivos de mesma tecnologia de rádio. Os usuários finais necessitam de uma exigência elevada de seus dispositivos se comparada com uma rede de infra-estrutura, pois usuários finais devem prover funções adicionais de roteamento e auto-configuração, cujas funções são disponibilizadas pelos roteadores em uma rede com infra-estrutura.

A figura 2.2 ilustra a arquitetura cliente WMN, onde os tracejados, indicam a comunicação *Wireless* entre os dispositivos da rede.

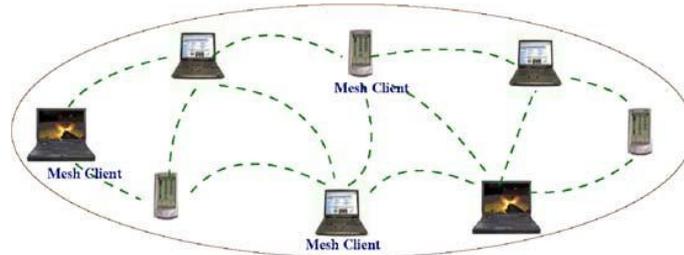


Figura 2.2: Clientes WMN. [Akyildiz et al., 2005]

2.2.3 Híbrido WMN

Esta arquitetura realiza a união das arquiteturas infra-estrutura e clientes WMN. Os clientes *Mesh* podem acessar a rede através de roteadores, enquanto os roteadores fornecem conectividade a outras redes (Internet, Wi-Fi, celulares, etc).

Este tipo de arquitetura pode ser considerada a mais indicada para a implementação de uma rede *Wireless Mesh*, pois roteadores *Mesh* podem ser espalhados em pontos estratégicos como por exemplo: em telhados de casas, interiores de empresas e blocos de um campus universitário. Desta forma é possível fornecer acesso a rede a todos os usuários que necessitem. Um exemplo de projeto *Wireless Mesh* com infra-estrutura híbrida é o projeto GT-MESH, que pode ser consultado em [Albuquerque et al., 2006b].

A figura 2.3 ilustra a junção das arquiteturas infra-estrutura e cliente *Mesh*, formando a arquitetura híbrida.

2.3 Fatores Críticos nas *Wireless Mesh Networks*

As redes *Wireless Mesh* objetivam resolver uma série de problemas referentes ao provimento de serviços de acesso, pelo fato de serem flexíveis, dinâmicas e relativamente baixo custo de implementação [Grosh et al., 2005]. Para que estes objetivos sejam alcançados, muita pesquisa é necessária para o melhoramento e desenvolvimento desta tecnologia. Nesta seção serão descritos alguns fatores críticos em aberto, que podem influenciar no desempenho das WMN.

2.3.1 Técnicas de Controle de Rádio Frequência

Para que a conectividade em malha oferecida pelas redes WMN seja garantida, é necessária a presença de algoritmos que realizem controle de topologia e auto-organização da rede.



Figura 2.3: Híbrido WMN. [Akyildiz et al., 2005]

Algumas técnicas de rádio frequência citadas em [Akyildiz et al., 2005] como: rádios reconfiguráveis e rádio cognitivo, hoje em pesquisa, objetivam melhorar o desempenho da comunicação sem fio e realizar o controle dinâmico da rede.

Para que as tecnologias de rádio citadas anteriormente operem corretamente, é necessário o desenvolvimento de protocolos de alto-nível, especialmente protocolos MAC e de roteamento [Akyildiz et al., 2005].

2.3.2 Escalabilidade

Escalabilidade é um atributo desejável em uma rede, processo ou sistema. Pode ser definida na capacidade de uma rede em comportar um número crescente de elementos, de forma que processe o volume crescente de trabalho graciosamente, sendo suscetível ao crescimento da rede [Bondi, 2000].

Uma rede WMN que não possui escalabilidade tem como consequência a degradação da rede conforme o tamanho dela aumenta. Essa degradação pode acarretar em protocolos de roteamento que não são capazes de encontrar um caminho de roteamento confiável, protocolos de transportes podem perder conexões e protocolos MAC podem sofrer uma redução significativa na vazão dos dados. Desta forma todos os protocolos da camada MAC até a camada de aplicação devem ser escaláveis [Akyildiz et al., 2005].

2.3.3 Banda Larga e Qualidade de Serviço (QoS)

A maioria das aplicações de WMN necessitam de banda larga e *quality of service (QoS)* [Akyildiz et al., 2005]. Além do atraso fim-a-fim, mais métricas de desempenho como *delay*, *jitter* e perda parcial de pacotes devem ser consideradas pelos protocolos de comunicação.

As redes sem fio usualmente utilizam a política melhor esforço, ou seja, realizam a transferência de dados, sem mecanismos que garantam a qualidade na transferência dos mesmos. Prover *QoS* em redes sem fio diferentemente da política *best-effort* não é uma tarefa trivial, pois não é dedicada a apenas uma camada, requer serviços conjuntos de todas as camadas.

O objetivo dos mecanismos de *QoS* desenvolvidos para uma rede *Ad-Hoc e Mesh*, é superar problemas característicos das redes sem fio, como instabilidade nas conexões. Para que isto seja alcançado os serviços necessitam ser adaptáveis, responder às alterações de disponibilidade de recursos no decorrer da rota, ainda deve ser capaz de realizar a distinção entre os diferentes requisitos de qualidade, especificados pela aplicação. Protocolos de roteamento podem colaborar no auxílio a *QoS* ao executar a rápida descoberta de novos caminhos, realizando um trabalho paralelo com mecanismos eficientes de sinalização, controle e gerenciamento [Hilario, 2006].

2.3.4 Segurança

Sem uma solução de segurança realmente convincente, as WMN não obterão sucesso, pois não haverá clientes dispostos a utilizar um serviço que não garanta a segurança de seus dados. Diversos esquemas de segurança vêm sendo propostos para LAN's sem fio, porém estes esquemas não estão prontos para as WMN [Akyildiz et al., 2005].

2.3.5 Facilidade de Uso

Protocolos que permitam que a rede seja o mais autônoma possível, no sentido de ser auto-organizada, realizar controle de gestão de energia, possuir um controle dinâmico de topologia, ser robusta e realizar a rápida autenticação do usuário, devem ser implementados e aperfeiçoados para as WMN.

Além destes protocolos, ferramentas de gerenciamento de rede devem ser construídas, afim de realizar operações como monitorar o desempenho da rede e configurar parâmetros para as WMN [Akyildiz et al., 2005]. A junção destas ferramentas com os mecanismos autônomos dos protocolos permitirá uma rápida implementação das WMN.

2.4 Protocolos de Roteamento para Redes *Wireless*

A finalidade de um algoritmo de roteamento é: dado um conjunto de roteadores conectados por enlaces, um algoritmo de roteamento descobre um 'bom' caminho entre o roteador fonte e o roteador destino [Kurose and Ross, 2007].

Pelo fato das WMN apresentarem as características citadas na seção 2.2 (Arquitetura *Mesh*), principalmente comunicação *multi-hop*, as arquiteturas *Mesh* realizam roteamento de forma semelhante ao roteamento *Ad-Hoc*. Porém as métricas das redes *Mesh* são diferentes das redes *Ad-Hoc*, as redes *Mesh* fornecem roteamento eficiente com níveis de *QoS* distintos, largura de banda, latência e segurança da rede.

Desta forma a métrica *Shortest Path* [Royer and Toh, 1999], que significa menor caminho, não é um fator prioritário no roteamento *Mesh*. Nas WMN o estado do enlace é o fator que passa a ser prioritário no roteamento [Faccin et al., 2006]. Por exemplo, um determinado nó destino pode estar mais próximo do nó que pretende enviar dados (nó fonte), porém a largura de banda pode vir a ser pequena, provocando assim uma maior latência na rede.

Os protocolos de roteamento para redes *Ad-Hoc* são divididos em dois grandes grupos e sub-grupos. Estes grupos são: protocolos de roteamento *Unicast* e *Multicast*. A figura 2.4 ilustra a distribuição dos grupos e sub-grupos dos protocolos de roteamento *Ad-Hoc*.

As próximas seções abordam os conceitos dos protocolos de roteamento existentes para redes *Ad-Hoc e Mesh*.

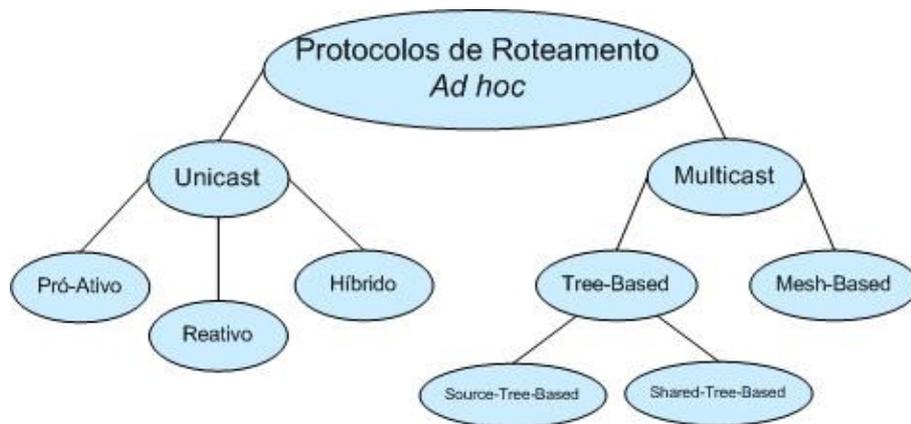


Figura 2.4: Divisão dos Grupos de Protocolos de Roteamento *Ad-Hoc*.

2.4.1 Protocolos de Roteamento *Unicast*

Grande parte das aplicações de roteamento *Mesh* encontram-se nesta categoria [Abelém et al., 2007]. Redes *Wireless* permitem que seus nós movimentem-se de forma arbitrária, desta maneira a topologia esta sujeita a constantes mudanças.

Na maioria dos protocolos de roteamento *Unicast* a escolha da rota acontece no nível de rede (camada IP), realizando a transferência de dados de um nó origem para um nó destino, através de nós intermediários. Onde o nó intermediário identifica o endereço que consta no cabeçalho do pacote de dados, compara com sua tabela de roteamento, e encaminha o pacote para o próximo nó intermediário ou destino se for o caso.

Os protocolos de roteamento *Unicast*, são sub-divididos em três categorias: os protocolos de roteamento Pró-Ativos, Reativos e Híbridos. Suas definições são descritas nas seções a seguir.

2.4.2 Protocolos de Roteamento Pró-Ativos

Este tipo de protocolo exige que os nós da rede tenham a rota de todos os possíveis destinos, de forma que quando ocorra a necessidade de transferência de dados a rota já seja conhecida para envio imediato de dados. A atualização das tabelas de roteamento nestes algoritmos ocorre via trocas contínuas de mensagens.

Os seguintes protocolos são exemplos de protocolos de roteamento *Unicast* pró-ativos: OLSR (*Optimized Link State Routing*) [Clausen and Jacquet, 2003], DSDV (*Destination-Sequenced Distance-Vector*) [Perkins and Bhagwat, 1994], [Guoyou, 2002], WRP (*Wireless Routing Protocol*) [Murthy and Garcia-Luna-Aceves, 1996]. A seguir será descrito a funcionalidade de alguns algoritmos de roteamento *Wireless* encontrados na literatura.

2.4.3 Optimized Link State Routing (OLSR)

O protocolo de roteamento OLSR é de natureza pró-ativa, herda características do algoritmo de estado de enlace (*link state*) [Jacquet et al., 2001]. Desta maneira suas rotas são disponíveis imediatamente quando necessárias.

Pode-se perceber que o protocolo OLSR é amplamente utilizado em redes *Wireless* do tipo *Mesh*, podendo citar os projetos VMesh [Tsarmpopoulos et al., 2005] e GT-Mesh

[Albuquerque et al., 2006b], que fazem a utilização deste protocolo. A seguir será descrito sucintamente o funcionamento do protocolo OLSR.

O OLSR tem como ponto forte em sua implementação os *Multipoint Relays* (MPR), que objetivam diminuir o número de mensagens de controle gerada pelos nós. De uma forma geral, quando um nó da rede recebe pacotes de controle de estado de enlace, o nó repassa esta mensagem a todos os nós vizinhos, este processo chama-se inundação da rede. Sendo assim cada nó pode receber mais de uma vez o mesmo pacote, acarretando uma sobrecarga de controle da rede. Quando trata-se de um protocolo de roteamento pró-ativo, como é o caso do OLSR esta situação torna-se mais crítica. A figura 2.5 ilustra o processo de inundação da rede.

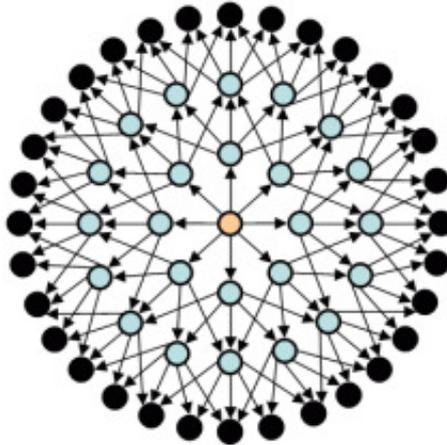


Figura 2.5: Comportamento de Protocolo de Roteamento que Utiliza Inundação da Rede [Jacquet et al., 2001].

Os *Multipoint Relays* objetivam diminuir esta sobrecarga gerada pelas mensagens de controle da rede. Sua função é retransmitir os pacotes de controle da rede. Cada nó da rede realiza de forma independente o processo de escolha de seus MPR, o conjunto de MPR é calculado de forma que contenha um sub-conjunto de vizinhos com distância de um salto, o qual realiza a cobertura dos vizinhos de dois saltos [Jacquet et al., 2001]. Os vizinhos de qualquer nó N que não se encontram em seu conjunto de MPR, lêem e processam os pacotes *broadcast* recebidos de N, porém não retransmitem estes pacotes. A figura 2.6 ilustra o conceito de *Multipoint Relays*.

Para detecção dos vizinhos cada nó manda periodicamente mensagens *broadcasts hello*, contendo a informação de seus vizinhos e seu estado do enlace. O campo TTL (Time to Live) destas mensagens é 1, de forma que não difunda a mensagem para os demais vizinhos. As mensagens *hello* contém:

- Lista de endereços dos vizinhos que possuem um enlace bidirecional válido.
- Lista de endereços dos vizinhos que ouvem esta mensagem *hello* mas não tem enlace bidirecional. Se um nó encontra seu próprio endereço em uma mensagem *hello* considera a ligação ao nó rementente como bidirecional.

Com base nesta informação cada nó realiza a seleção de seus MPR. Estes MPR são indicados nas mensagem *hello* com estado do enlace MPR.

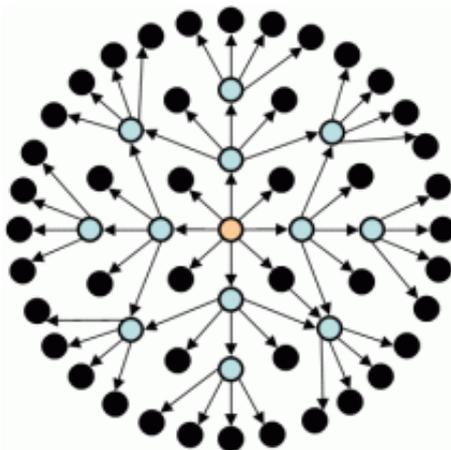


Figura 2.6: Comportamento dos Multipoint Relays do OLSR [Jacquet et al., 2001].

Para descoberta de topologia são utilizadas mensagens de controle, chamadas TC (*Topology Control*). As TC são transmitidas via *broadcast* por toda a rede. Cada nó da rede envia periodicamente mensagens TC para declarar seu conjunto de *multipoint relays*. As informações difundidas na rede por estas mensagens ajudam cada nó a construir sua tabela de topologia.

Cada nó da rede possui uma tabela de roteamento, que permite rotear pacotes para outros destinos da rede. Esta tabela é recalculada e atualizada sempre que a mudança de conjunto de enlaces (vizinhos, vizinhos de 2 saltos e base de informações de controle de topologia) é detectada.

Na RFC 3626 [Clausen and Jacquet, 2003], é proposto o algoritmo SPF (Shortest Path First) para o cálculo de rotas. O SPF funciona da seguinte forma:

- São removidos todas as entradas da tabela de roteamento.
- A tabela de roteamento é inicializada com vizinhos de um salto ($h=1$) como destino. Para cada vizinho de 1 salto que é adicionado, adiciona-se também vizinhos de 2 saltos. Esta inicialização terá 2 como métrica e próximo salto com o vizinho que a gerou.
- Para cada nó que possui métrica = 2, é adicionado todos os nós de 1 salto, desde que já não tenham sido adicionados. Este procedimento é repetido até mapear toda a rede.
- Após o término do cálculo da tabela de roteamento, as entradas da tabela que não forem utilizadas podem ser excluídas para liberar memória ou podem ser utilizadas para prover múltiplas rotas.

O OLSR destina-se para redes de alta escalabilidade, onde a comunicação entre um grande número de nós ocorrem com frequência [Jacquet et al., 2001].

É importante destacar baseado na descrição do funcionamento do protocolo citado anteriormente, que o OLSR reduz respectivamente o número de retransmissão de informações topológicas e o tamanho do pacote *broadcast* pela rede. Como consequência, o protocolo OLSR possibilita o uso mais eficiente de banda disponível, se comparado com protocolos de roteamento tradicionais do tipo *link-state*.

2.4.4 Destination Sequenced Distance Vector (DSDV)

O protocolo DSDV [Perkins and Bhagwat, 1994], [Guoyou, 2002] é de natureza pró-ativa, baseado no algoritmo vetor de distância, desta forma cada nó da rede contém uma tabela com informações que serão enviadas por *broadcast*. Também possuem uma tabela de roteamento com todas as possíveis rotas para cada nó destino da rede, juntamente com a quantidade de saltos para alcançar cada destino.

A tabela de roteamento é atualizada através do campo *destination sequence number*, o objetivo deste número é distinguir rotas antigas de rotas novas, evitando a formação de loops. Este campo é informado pelo nó destino no processo de descoberta da rota. A manutenção da tabela é realizada através do envio de mensagens periódicas realizadas por cada nó quando ocorrem alterações em suas tabelas relacionados a alterações na topologia da rede. Existem dois tipos de mensagens para atualização de rotas [Perkins and Bhagwat, 1994],[Guoyou, 2002]:

- Mensagem Completa (*full dump*): Contém toda informação da tabela de roteamento, implicando na geração de uma grande quantidade de tráfego a ser transmitido. De forma a evitar uma sobrecarga na rede. Mensagens completas devem ser enviadas com uma frequência relativamente baixa.
- Mensagem Curta (*incremental*): Contém somente as últimas rotas que sofreram alguma modificação, seu objetivo é complementar informações enviadas no último *full dump*;

Caso ocorra a situação de um enlace se romper, qualquer rota que utiliza este enlace altera a entrada em sua tabela de roteamento indicando uma quantidade de saltos infinita e esta informação é repassada aos demais nós.

2.4.5 Wireless Routing Protocol (WRP)

O protocolo WRP [Murthy and Garcia-Luna-Aceves, 1996], também pertencente ao grupo de protocolos pró-ativos, objetiva manter informações de roteamento dentre os nós da rede. Cada nó da rede fica responsável por quatro tabelas: tabela de roteamento, tabela de custos do enlace, tabela de distância e a tabela de Lista de Retransmissão de Mensagem (*message retransmission list (MRL)*). A tabela MRL possui um vetor com o número de sequência da mensagem de atualização, contador para as retransmissões, *flag* contendo a requisição de reconhecimento (ACK), com uma entrada por vizinho e lista de atualizações, que são transmitidas na mensagem de atualização. É o MRL que registra e define quais atualizações contidas em uma mensagem de atualização devem ser retransmitidas, bem como quais vizinhos necessitam reconhecer esta mensagem de retransmissão.

As atualizações de mudanças dos enlaces entre os nós, ocorrem através de mensagens de atualização. As mensagens de atualização são trocadas somente entre nós vizinhos, estas mensagens contêm uma lista de atualizações que possuem os campos: nó destino, distância até o nó destino e nó predecessor do nó destino, contendo também a lista dos nós que devem reconhecer (ACK) esta atualização. Quando ocorre uma falha na comunicação entre dois nós, estes enviam a seus vizinhos uma mensagem de atualização. Quando os vizinhos recebem as mensagens de atualização, estes modificam sua tabela de distância e procuram por novos caminhos para outros nós. Quaisquer caminhos novos encontrados são retransmitidos de volta aos nós originais, possibilitando que os mesmos atualizem suas tabelas.

Os nós descobrem a existência de seus vizinhos através de reconhecimentos e outras mensagens. Se um nó não estiver enviando mensagens, ele deve enviar periodicamente mensagens *hello* para assegurar a conectividade. Se não houver tais mensagens provenientes do nó é indicado como falha na comunicação com aquele nó. No momento que um nó móvel recebe uma mensagem *hello* de um novo nó, ocorre a atualização da tabela de roteamento e envio de informações de sua tabela de roteamento atualizada ao novo nó.

No WRP os nós de roteamento se utilizam de informações de distância e do antepenúltimo nó para cada nó destino da rede, ajudando a eliminar situações de *loop* permitindo uma rota mais rápida na situação em que ocorra a falha em um enlace.

2.5 Protocolos de Roteamento Reativos

Este tipo de Protocolo, os Reativos, só são chamados quando existe a necessidade da criação de uma rota para um determinado destino, iniciando assim um processo de descoberta de rota para o nó destino. Este processo é baseado em um tipo de inundação da rede de forma que o nó destino seja alcançado. O nó destino quando alcançado, envia ao nó fonte uma mensagem de confirmação de que foi alcançado juntamente com a rota utilizada para chegar a ele. Uma vantagem dos protocolos reativos é a menor taxa de sobrecarga na rede.

Uma rede *Ad-Hoc* por sua natureza dinâmica necessita que as informações globais sobre a topologia armazenadas em cada nó estejam sempre atualizadas, consumindo muita banda. Este consumo de banda muitas vezes reflete em desperdício, pois as atualizações de *link state* podem expirar antes que a rota seja utilizada. Visando diminuir o desperdício de banda, surgiram os protocolos de roteamento reativos.

Os seguintes protocolos são exemplos de protocolos de roteamento *Unicast* reativos: DSR (*Dynamic Source Routing*) [Johnson et al., 2003] e AODV (*Ad Hoc On-Demand Distance Vector*) [Perkins et al., 2003].

2.5.1 Dynamic Source Routing (DSR)

O protocolo DSR [Johnson et al., 2003] é do tipo *source-routing*, ou seja, é o nó fonte que realiza a escolha da rota que o pacote deve seguir pela rede, devido ao fato de ser reativo, opera sob demanda, sendo assim, sua tabela de rotas é montada somente se houver necessidade de envio de pacotes. O DSR não envia mensagens periódicas de troca de informações de roteamento, o que possibilita um maior aproveitamento da banda da rede e da energia de cada nó.

O processo de descobrimento de rotas é composto por dois mecanismos principais: *route discovery* (descoberta de rota) e *route maintenance* (manutenção de rota). O descobrimento de rotas funciona da seguinte forma: nó origem transmite para os nós vizinhos um pacote de requisição de rota chamado *route request (RREQ)*, utilizando a técnica *flooding*, este pacote contém os endereços dos nós origem e destino e o registro de rota. Cada nó intermediário verifica em sua tabela de roteamento se possui uma rota para o destino solicitado. Se possuir a tal rota é transmitido ao nó origem um pacote de resposta de rota chamado *route reply (RREP)*, contendo a rota até o nó destino (lista dos nós intermediários até o destino). Se a rota não existir, os nós inserem seu próprio endereço no registro de rota e replicam o pacote utilizando *flooding* aos nós vizinhos. Este processo repete-se até que a rota para o nó destino seja construída. Quando a rota até o nó destino é alcançada, é transmitido uma mensagem RREP ao nó origem contendo o

registro de rota até o nó destino. Sendo assim, o nó origem recebendo esta mensagem possui a rota para o nó destino bem como para todos os nós intermediários, que poderão ser nós destinos em outras ocasiões.

Pelo fato da topologia nestas redes ser dinâmica, o DSR contém um mecanismo para manutenção de rotas. Cada nó da rede tem a possibilidade de monitorar os pacotes RREP de outros nós ou ainda ouvir todas as comunicações que passam por ele. Desta forma, cada nó pode verificar falhas nos nós vizinhos e enviar pacotes de informação ao nó origem, para que o nó origem defina que rota utilizar ou iniciar um processo novo de descoberta.

2.5.2 Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV)

O protocolo AODV [Perkins et al., 2003], trabalha de forma similar ao protocolo DSR. Constrói enlaces reversos de forma que o nó destino conheça a rota até o nó origem. O protocolo AODV quando necessita de uma rota para envio de dados a um determinado nó destino, e esta rota não consta em sua tabela de roteamento, é iniciado o processo de descoberta de rota. O nó origem envia um pacote RREQ (*route request*), utilizando a técnica *flooding*, para todos os nós vizinhos, estes vizinhos repetem a operação aos demais nós. Até que o nó destino seja alcançado ou até que um nó intermediário que possua a rota até o nó destino seja localizado. No momento que o nó destino é alcançado é encaminhado ao nó origem uma mensagem RREP (*route reply*), todos os nós intermediários que recebem esta mensagem atualizam o campo correspondente à quantidade de saltos para alcançar o nó destino.

O AODV faz com que cada nó transmita mensagens de *hello* periodicamente aos vizinhos que contenham rotas que passem pelo nó. Assim os vizinhos podem manter suas tabelas atualizadas sobre uma nova rota. Se um determinado nó não enviar mensagens *hello* durante um determinado tempo, entende-se que ocorreu a quebra em algum enlace pertencente à rota, tornando a mesma inválida. Caso a rota esteja ativa, o nó pode fazer uma nova requisição de rota através de um RREQ [Albuquerque et al., 2006a].

2.6 Protocolos de Roteamento Híbrido

Protocolos de roteamento híbridos realizam uma combinação entre protocolos de roteamento Pró-Ativos e Reativos. Este protocolo divide a rede em zonas (*clusters*). Exemplificando: um determinado nó possui uma zona de roteamento, para nós que estão dentro desta zona de roteamento são utilizadas características de protocolos Pró-Ativos e fora desta zona são utilizados características de protocolos Reativos [Haas et al., 1997].

Os seguintes protocolos são exemplos de protocolos de roteamento *Unicast* híbridos: ZRP (*Zone Routing Protocol*) [Haas et al., 1997], [Paula, 2006], CEDAR (*Core Extraction Distributed Ad Hoc Routing*) [Sivakumar et al., 1999]. A seguir será descrito o funcionamento do protocolo ZRP como exemplo de protocolo híbrido.

2.6.1 Zone Routing Protocol (ZRP)

O objetivo do protocolo de roteamento ZRP [Haas et al., 1997], [Paula, 2006], é combinar as características dos protocolos de roteamento pró-ativos e reativos. O ZRP utiliza o conceito de roteamento pró-ativo dentro de um perímetro denominado *zona de roteamento* e

utiliza o conceito de roteamento sob demanda para nós que estão além desta zona de roteamento. Uma zona de roteamento pode ser comparada a um *cluster*, porém cada nó opera como um *clusterhead* (líder do *cluster*). Cada nó delimita o tamanho do raio da zona em número de *hops*.

Quando um nó origem necessita enviar um pacote para um nó que esteja dentro da zona de roteamento, o pacote é encaminhado imediatamente pelo fato do nó conhecer o caminho previamente (pró-ativo). Se o nó destino estiver fora desta zona, o nó origem envia um pacote *unicast* para os nós que estejam localizados na borda da zona de roteamento, solicitando a rota do nó destino. Se este nó de borda é conhecedor da rota, envia uma mensagem ao nó origem informando e ativando-a para o destino. Caso contrário, os nós encaminham a mensagem os nós que estão nas bordas de suas próximas zonas pró-ativas, até que a rota seja alcançada ou até esgotar o número de *hops*.

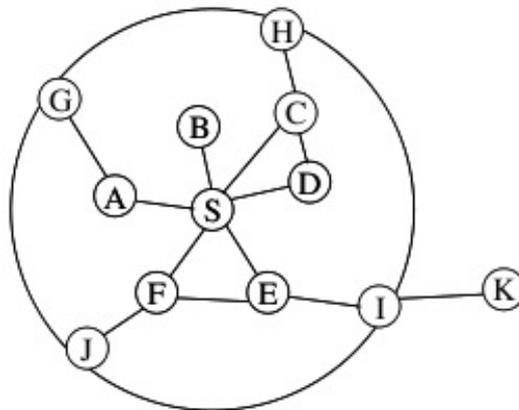


Figura 2.7: Exemplo de Zona de Roteamento [Haas et al., 1997].

A figura 2.7 demonstra uma zona de roteamento com perímetro de 2 *hops*, partindo do nó S, onde os nós de A até J fazem parte da zona de roteamento e utilizam o princípio pró-ativo para comunicação entre si. Para comunicação com o nó K, cujo está fora da zona, é necessário a utilização de roteamento sob demanda para comunicação.

2.7 Protocolos de Roteamento *Multicast*

Protocolos *multicast* são caracterizados por tornar possível que um determinado nó envie pacotes a múltiplos nós de destinos, realizando apenas uma requisição ao serviço de transporte.

Segundo Abelém [2007], transmissões *multicast* não são amplamente utilizadas em redes do tipo *Mesh*, porém em um futuro próximo se tornarão muito importantes, por serem fundamentais para realizar suporte a comunicação multimídia em redes sem fio.

Protocolos *Multicast* são divididos em duas categorias, que serão descritas na sequência [Abelém et al., 2007].

- *Tree-Based*: possibilitam a existência de um único caminho entre dois nós. Estes protocolos apresentam uma altíssima eficiência na vazão dos dados.

Protocolos de Roteamento do tipo *Tree-Based* são caracterizados pela construção de uma árvore de *Multicast*, onde, quando o nó origem encaminha um pacote de dados, cada integrante da árvore recebe o pacote do nó *upstream* e encaminha ao nó *downstream*.

Segundo [Albuquerque et al., 2006a], protocolos de roteamento *Tree-Based* podem ser sub-divididos em dois tipos: (1) *Source-Tree-Based*, onde a árvore é construída a partir da origem. (2) *Shared-Tree-Based*, onde os nós *Multicast* realizam o compartilhamento de uma mesma árvore, que é construída a partir de um nó definido como núcleo.

O primeiro tipo *Source-Tree-Based* possibilita um melhor desempenho para um volume alto de dados, enquanto o segundo tipo, *Shared-Tree-Based*, demonstra ser mais escalável, porém com vulnerabilidade relativamente alta, pelo fato do nó núcleo ser um ponto único de falhas.

- *Mesh-Based*: possibilitam a existência de vários caminhos entre dois nós. Estes protocolos apresentam uma altíssima robustez, devido a disponibilidade de múltiplos caminhos entre os nós de origem e destino.

O grupo de protocolos de roteamento *Mesh-Based*, utiliza uma malha *multicast* ao invés de uma árvore *multicast*. Isto garante aos membros do grupo enlaces de comunicação redundantes na rede. Estes protocolos apresentam uma maior capacidade de adaptação as características dinâmicas de uma rede *Ad-Hoc*.

Dentre os protocolos *Tree-Based* estão: MAODV (*Multicast Ad-Hoc On-Demand Distance Vector*), AMROUTE (*Ad-Hoc Multicasting Routing Protocol*) e AMRIS (*Ad-Hoc Multicasting Routing Protocol Utilizing Increasing IdnumberS*). Dentre os protocolos *Mesh-Based* encontram-se o ODMRP (*On Demand Multicast Routing Protocol*), DCMP (*Dynamic Core-Based Multicasting Routing Protocol*) e NSMP (*Neighbor Supporting Ad-Hoc Multicast Routing Protocol*).

Abelém [2007], realiza a comparação dos protocolos *Multicast Tree-Based* e *Mesh-Based*, conforme a tabela a seguir.

Tabela 2.2: Tipos de Protocolos de Roteamento Multicast [Abelém et al., 2007]

Características	Tree-Based	Mesh-Based
Organização da Rede	Árvore	Malha
Definição de Rotas	Somente um caminho	Vários caminhos
Uso dos recursos da rede	Eficiente	Desperdício
Como lida com mobilidade	Não possui caminhos alternativos	Caminhos alternativos
<i>Overhead</i>	Baixo	Alto

A tabela 2.2 demonstra as diferenças mais significativas entre os protocolos de roteamento *multicast*, utilizando como ponto de partida o tipo de topologia, classificadas em *tree-based* e *mesh-based*.

2.8 VoIP (*Voice over IP*)

A tecnologia VoIP é formada pelo conjunto de programas e equipamentos utilizados para a transmissão de chamadas telefônicas através de pacotes IP com dados de voz. Desta

forma a tecnologia VoIP possibilita que pacotes IP transportem chamadas de voz em uma rede de pacotes, não necessitando realizar chamadas oriundas dos circuitos tradicionais da rede de telefonia comutada.

Para ocorrer esse transporte, primeiramente o transmissor envia um sinal da voz que será digitalizado e segmentado em um pacote IP, possibilitando a sua transmissão juntamente com outros pacotes de dados [Chowdhury, 2002]. Quando os pacotes alcançam seu destino (receptor), ocorre o processo de reconstrução dos pacotes e os sons de voz são emitidos.

Este processo de digitalização é responsável pela codificação da voz de forma que ela possa ser transmitida via pacotes IP, interfere de forma direta na qualidade da voz transferida e na largura de banda utilizada [Souza et al., 2009]. A próxima seção apresenta algumas técnicas de digitalização de voz chamados CODECS.

2.8.1 Codecs

Os Codificadores-Decodificadores (coder-decoder - codec), são responsáveis por codificar e decodificar, compactação e descompactação, de determinados tipos de dados. Os codecs comuns geralmente convertem sinais de som analógico em som digitalizado, podendo ser utilizados com conteúdo *streaming* (vídeo e áudio ao vivo), ou conteúdo baseado em arquivo.

Mecanismos de compressão de voz trabalham no intuito de otimizar a utilização da largura de banda para transmissão. A padronização dos algoritmos de compressão de voz é feito pela *International Telecommunications Union - Telecommunications Standardization Sector* - (ITU-T). Estes mecanismos resumem-se em circuitos integrados especializados através de um Processador Digital de Sinal (*Digital Signal Processor* - DSP) e com dedicação para o processamento dos sinais de voz com sua conversão analógica para digital.

Para este trabalho foi utilizado o codec G.729. A seguir serão descritos o alguns codecs afim de fundamentação teórica.

G.711

A recomendação G.711 da ITU-T é o padrão para codificação de áudio telefônico de 64 Kbps internacional. É um esquema PCM (*Pulse Code Modulation*) trabalhando em uma taxa de amostragem de 8 kHz, com 8 bits por amostra.

O teorema de Nyquist [Peters et al., 2008] é utilizado na frequência de amostragem de forma que o sinal possa ser restaurado com sucesso no processo de decodificação. A taxa de saída deste codec é 64kbps no entanto desconsiderando qualquer sobrecarga. Os codecs evoluíram partindo do PCM com a finalidade de reduzir a taxa de bits necessária para realização de transmissões do voz com qualidade.

G.729

Esta recomendação é utilizada para compressão de voz e supressão de silêncio de um sinal digital, realiza a conversão de um sinal PCM de entrada 64 kbps em uma saída de 8 kbps. Utiliza pouca banda e possui uma qualidade de áudio boa, utiliza como método de compressão o *Conjugate-Structure Algebraic-Code-Excited Linear-Prediction* (CS-ACELP). A escolha do codec G.729 para esta Dissertação, se dá pelo fato do mesmo ser amplamente utilizado em redes sem fio devido ao seu consumo de banda (8 Kbps) [Lau et al., 2005].

Tabela 2.3: Tolerância ao atraso em comunicações de voz [Abbas et al., 1996].

Atraso da Voz	Tolerância
até 150ms	Aceitável com boa interatividade
150ms - 400ms	Aceitável, mas o usuário já percebe alguma perda de interatividade
acima de 400ms	Inaceitável, com perda de interatividade

2.8.2 Qualidade da Voz

A qualidade da voz e desempenho da rede estão amplamente conectados, sendo depreciada pelas seguintes características: Atraso, Variação do Atraso (*Jitter*) e Perda de Pacotes. Descritos brevemente na sequência.

Atraso

O atraso ou “latência” da rede é entendido como o somatório dos atrasos impostos pela rede e equipamentos na comunicação. A classificação do atraso pode ser dita como atraso fixo ou variável.

O atraso fixo corresponde ao atraso fim-a-fim para qualquer pacote de voz, independentemente dos pontos de congestionamento da rede. Este atraso está associado a fatores como compressão/descompressão, tamanho do *buffer* de *Jitter*, tempo utilizado para empacotamento dos quadros, etc. O Atraso variável é consequência de congestionamentos na rede ou nos gateways.

O atraso é o maior desafio para voz em redes de pacotes, correspondendo ao tempo necessário para transmitir os pacotes de dados da origem ao destino. É o parâmetro que mais influencia para a perda de interatividade da conversação. A tabela 2.3 demonstra alguns valores de tolerância ao atraso descritos na recomendação G.114 do ITU-T .

Visando minimizar o atraso, as redes IP podem acrescentar largura de banda e reduzir aplicações que competem entre si. Os cabeçalhos dos pacotes são necessários para direcionar a transmissão de voz sobre IP. A figura 2.8 demonstra um módulo em camadas de protocolos para aplicação voz sobre IP [Velloso, 2003].

O protocolo Real-Time Protocol (RTP) [Schulzrinne et al., 1996] prôve serviços fim-a-fim para aplicações de tráfego em tempo real. Isto explica o porque de sua utilização para transporte dos pacotes de voz. As principais características do RTP é a identificação do tipo de tráfego, o número de sequência de pacotes, e com auxílio do *Real-Time Control Protocol* (RTCP), o monitoramento de entrega dos pacotes. A utilização do protocolo RTP é geralmente sobre o protocolo UDP (*User Datagram Protocol*), que não prevê a retransmissão de pacotes perdidos. Para a transmissão de pacotes contendo sinais de tempo real, um pacote retransmitido provavelmente não chegará ao receptor a tempo de ser reproduzido. O RTP não provê nenhuma garantia de atraso ou entrega ordenada de pacotes, porém o receptor pode utilizar o número de sequência para ordená-los.

O protocolo RTCP é um protocolo de controle utilizado de forma conjunta com o RTP, e fornece informações da qualidade de uma dada sessão RTP. Uma sessão RTP é composta por um conjunto de participantes que se comunicam através do protocolo RTP, cada sessão é composta por duas comunicações UDP (portas diferentes): uma utilizada pelo RTP e outra pelo RTCP.

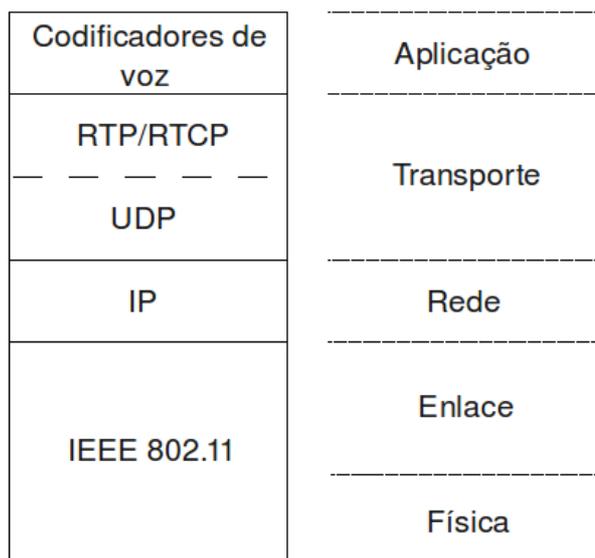


Figura 2.8: Módulo em Camadas de Protocolos para Aplicação VoIP [Velloso, 2003].

Jitter

O *Jitter* é outro parâmetro relevante para comunicação de voz sobre IP. O *jitter* é definido como a diferença entre o maior e menor atraso sofrido pelos pacotes na conexão [Kansal and Karandikar, 2003]. O *Jitter* pode ocorrer mesmo que a rede não esteja com alto tráfego de dados, uma vez que é originado a partir das diferentes taxas de atraso nas filas, aos quais os pacotes são submetidos durante a transmissão.

Perda de Pacotes

As perdas de pacotes nas redes IP ocorrem em função dos Descartes de Pacotes nos roteadores e Perda de Pacotes devido a erros ocorridos na camada 2 durante o transporte dos mesmos. O objetivo em transmissões de Voz sobre IP é garantir limites razoáveis que possibilitem uma operação adequada da aplicação. Protocolos de transportes de dados como TCP, retransmitem de forma automática os pacotes perdidos. Devido a característica de tempo real, as aplicações VoIP utilizam protocolos UDP e RTP, que não executam retransmissão em ocorrência de perda de pacotes.

Conclusão da Seção

Esta sub-seção explanou alguns dos conceitos da tecnologia VoIP (*Voicer Over IP*). Este trabalho utilizará a tecnologia VoIP sobre redes *Wireless Mesh* para avaliar o comportamento das métricas FK (*Factor-K*) e FQ (*Factor-Queue*) propostas e implementadas nesta Dissertação.

Capítulo 3

Métricas de Roteamento para Redes *Wireless*

Redes *Ad Hoc* normalmente utilizam a quantidade de saltos como métrica de roteamento. Tal métrica é adequada a redes *Ad Hoc* pelo fato que novos caminhos devem ser encontrados de forma rápida [Campista et al., 2008].

As redes WMN por possuírem uma topologia onde os nós formadores do *Backbone* são geralmente fixos, uma rota com menor número de saltos pode não ser a melhor escolha, desta forma foram desenvolvidos algumas métricas de roteamento diferentes da quantidade de saltos, que podem ser integradas aos protocolos de roteamento utilizados nas WMN.

Este capítulo tem por objetivo explicar o conceito de algumas métricas de roteamento utilizadas em redes *Wireless* do tipo *Mesh* atualmente. Dentre as métricas de roteamento atuais encontram-se: a métrica *Expected Transmission Count* (ETX) [Couto et al., 2005], *Expected Transmission Time* (ETT) [Draves et al., 2004], *Minimum Loss* (ML) [Passos and Albuquerque, 2007], *Alternative Path* (AP) [Mascarenhas et al., 2008] e *Minimum Delay* (MD) [Cordeiro et al., 2007].

3.1 *Expected Transmission Count (ETX)*

A primeira métrica proposta para as WMNs é a *Expected Transmission Count* (ETX) [Couto et al., 2005]. A métrica ETX mede de forma contínua a taxa de perda de ambos os sentidos entre cada nó e seus respectivos vizinhos, monitorando as taxas de perda dos enlaces através de troca de mensagens periódicas, assim como em enlaces alternativos para garantir o uso da melhor rota.

Seu objetivo é encontrar caminhos com a menor quantidade de transmissões necessárias para realizar a entrega de um pacote para seu destino. [Albuquerque et al., 2006b].

O cálculo da métrica de um enlace é obtido através das taxas de entregas de pacotes de ida (*forward delivery ratio*(df)) e de volta (*reverse delivery ratio* (dr)). Onde o enlace de ida é responsável pelo envio de dados e o enlace de volta é responsável pelos reconhecimentos positivos (ACKs). Devido a probabilidade de uma transmissão de dados e seu respectivo ACK ser: $df * dr$, a métrica ETX é dada pelo seu inverso [Esposito et al., 2007]. Desta forma a métrica ETX é representada pela equação 3.1.

$$ETX = \frac{1}{df \times dr} \quad (3.1)$$

No protocolo OLSR que utiliza a métrica ETX, as taxas de recepção (d) são medidas através dos pacotes *hello* modificados, enviados a cada t segundos. Cada nó realiza o cálculo de *hellos* recebidos em um período w de segundos e realizam a divisão do números de *hellos* que deveriam ter sido recebidos no mesmo período. Cada pacote *hello* modificado contém informações do números de *hellos* recebidos pelo vizinho entre os últimos w segundos. [Albuquerque et al., 2006b]. Ao receberem essas informações, os nós tem a possibilidade de estimar as taxas de entrega dos enlaces de ida (df) para cada vizinho. Para realização do cálculo dos enlaces de volta (dr), cada nó realiza a contagem dos *hellos* recebidos de cada vizinho no intervalo w [Esposito et al., 2007].

O exemplo a seguir ilustra o cálculo da métrica ETX descrito acima. Tendo uma transmissão de dados de A para B, um período de envio de pacotes *hello* de 1 segundo e uma janela w de 10 segundos, o número de pacotes recebidos caso não exista perda é 10. Se o nó A recebeu 7 pacotes *hello* no último intervalo w , e no último pacote *hello* recebido o nó B informou que havia recebido 8 pacotes *hello* de A no último intervalo w . A métrica ETX de A para B se dá por:

$$\frac{1}{\frac{7}{10} \times \frac{8}{10}} = 1,78 \quad (3.2)$$

É possível observar que conforme a equação 3.2 que quanto maior o valor da métrica ETX pior a qualidade do enlace.

Quando ocorre a situação de caminhos com múltiplos saltos, o valor de ETX total da rota é obtido através da soma do valor de ETX de cada salto [Albuquerque et al., 2006b]. Em uma rota do nó A até o nó C, passando por B, o valor final de ETX é demonstrado na equação 3.3.

$$ETX_{ac} = ETX_{ab} + ETX_{bc} \quad (3.3)$$

O protocolo que faz o uso da métrica ETX seleciona como melhor rota, a que de uma origem a um destino específico, apresente o menor valor de ETX.

Embora a métrica ETX apresente uma melhor estimativa à qualidade do enlace, a mesma possui deficiências, pois são utilizados pacotes *broadcast* para obter as probabilidades. Estes pacotes tem uma taxa de pequeno tamanho (1Mbps). Desta forma a probabilidade de perda de pacote fica menor. Exemplificando, no caso de dois enlaces, x e y , possuem valores de ETX = 1 respectivamente. Representa que com a taxa de transmissão de 1Mbps não existirá perda entre os enlaces. Mas pode ocorrer a situação de um dos dois enlaces apresentarem perdas, por exemplo x apresenta perdas e y permanece normal. Assim a métrica irá avaliar ambos igualmente, mesmo que o enlace y seja melhor que o enlace x .

3.2 Expected Transmission Time (ETT)

A métrica ETT foi desenvolvida como uma extensão da métrica ETX [Esposito et al., 2007]. A ETT considera a taxa de transmissão utilizada, para estimar com precisão a qualidade dos enlaces. Seu objetivo é estimar o valor do atraso do canal,

realizando a concatenação do ETX do enlace com a taxa de transmissão do nó. Pode-se representar a métrica ETT através da equação 3.4.

$$ETT = ETX \times \frac{S}{B} \quad (3.4)$$

Na equação 3.4, S demonstra o tamanho do pacote de controle (em bits) e B é a capacidade de transmissão de dados do enlace. Para realizar o cálculo do ETT de um enlace é utilizado a técnica *packet pair probing* detalhada em [Draves et al., 2004]. Nesta técnica são realizados o envio periódico de dois pacotes, um pequeno e em seguida um pacote maior, para cada vizinho. Quando o vizinho realiza o recebimento dos pacotes supondo que os envios sejam realizados imediatamente um após o outro, basta que o vizinho receptor calcule o atraso entre a recepção do primeiro e do segundo pacote, e o intervalo dos recebimentos. O atraso recebido é retornado ao nó originador dos pares de pacotes, que após ter recebido um número determinado de amostras do atraso, o nó estima a capacidade de transmissão do enlace realizando a divisão do tamanho da sonda maior do par pelo menor valor de atraso recebido.

De forma similar ao ETX a métrica ETT de uma determinada rota se dá pela soma dos ETTs dos enlaces individuais do caminho. Desta maneira quanto maior o valor de ETT pior a qualidade da rota. O ETT tem como fator prejudicial o aumento da sobrecarga de controle devido a implementação do par de pacotes (*packet pair probing*).

3.3 *Minimum Loss* (ML)

A métrica *Minimum Loss* [Passos and Albuquerque, 2007], é baseada em probabilidades de sucesso na transmissão de pacotes a nível de enlace. Seu objetivo é encontrar rotas que minimizem a probabilidade de perda de um pacote. Sua implementação é semelhante a da métrica ETX.

O ML tem como definição que o peso atribuído a cada enlace será a probabilidade do mesmo de que um pacote seja enviado com sucesso de a para b . Ou seja:

$$P_{ab} = (df \times dr) \quad (3.5)$$

O evento ilustrado na equação 3.5 pode ser descrito como a intersecção de dois sub-eventos. Primeiro: um pacote é transmitido por a e é corretamente recebido por b . Segundo: o *ack* do pacote de dados enviado é corretamente recebido por a . Assim a probabilidade de P_{ab} é igual ao produto das probabilidades dos sub-eventos.

A partir do momento que todos os enlaces da rede possuem seu peso, a melhor rota entre um nó origem à um nó destino é a que tem a maior probabilidade de sucesso na transmissão de um pacote de dados fim-a-fim. A equação 3.6 define o valor de ML_n correspondente a uma rota composta por n enlaces.

$$ML_n = \prod_{i=0}^{n-1} P_{a_i a_{i+1}} \quad (3.6)$$

Desta maneira $P_{a_i a_{i+1}}$ demonstra a probabilidade de sucesso na transmissão de um pacote entre os nós $a_i a_{i+1}$ [Passos and Albuquerque, 2007].

Em uma rota com múltiplos saltos a probabilidade de sucesso na transmissão em toda a rota, deve ser o produto das probabilidades de cada salto. Exemplificando: em uma rota de A até C, passando por B, tem a probabilidade total de transmissão com sucesso expressada por:

$$P_{AC} = P_{AB} \times P_{BC} \quad (3.7)$$

Sendo assim, a medição de qualidade de um caminho com múltiplos saltos é definido pelo produto do valor da medida de qualidade de cada salto e não pela soma de todos. Por usar a probabilidade P e não seu valor inverso (ETX), o melhor caminho de um nó origem à um nó destino específico é a que apresenta maior probabilidade de transmissão com sucesso, que consequentemente será a menor probabilidade de perda de pacotes [Saade et al., 2007].

3.4 *Alternative Path (AP)*

A métrica AP proposta em [Mascarenhas et al., 2008], é uma variação da métrica ETX, porém considera mais um ponto em seu cálculo, o número de nós vizinhos. Segundo [Mascarenhas et al., 2008], a interferência causada por nós vizinhos em uma rota pode comprometer o desempenho da rede de forma significativa.

No EXT são considerados para cálculo da qualidade de um enlace o inverso da multiplicação da qualidade do enlace direto (df) pela qualidade do enlace reverso (dr). Na métrica AP é modificado o cálculo original de ETX, incluindo ao fator df (equação 3.1) o valor de Y (equação 3.8).

$$Y = \frac{P}{NV} \quad (3.8)$$

Onde Y representa a divisão de um peso (P) pelo número de vizinhos (NV) do nó. Sendo assim a métrica AP é descrita da seguinte forma:

$$AP = \frac{1}{((df + Y) \times dr)} \quad (3.9)$$

Se a quantidade de vizinhos for muito grande, a contribuição de Y será pequena para o cálculo da qualidade do enlace. Porém em um enlace com poucos vizinhos a contribuição de Y seria extremamente significativa, com maior probabilidade do enlace ser escolhido. Desta forma a métrica AP objetiva evitar perdas ocasionadas pela interferência de nós vizinhos, selecionando rotas com menores interferências, melhorando o desempenho da rede.

Para ilustrar o cálculo da métrica AP será utilizado como exemplo a figura 3.1 [Mascarenhas et al., 2008], que ilustra duas rotas, A e B , para um destino comum. Sendo: Rota A contendo 5 enlaces com 40% de probabilidade de perda. Rota B contendo 6 enlaces, sendo 5 com 40% de probabilidade de perda e 1 com 10% de probabilidade de perda. Considerando que a Rota A possui 15 vizinhos e a Rota B possui 5 vizinhos, os vizinhos das rotas não estão ilustrados na figura. Tal cenário pode ser facilmente encontrado em redes *Mesh*, onde existam áreas com vários vizinhos causando uma maior interferência naquela região da rede e áreas com um número reduzido de vizinhos.

A proposta de [Mascarenhas et al., 2008] considera o Número de vizinhos por nó e atribui um peso P de 0.6. Este valor do peso foi determinado em função de simulações preliminares com a métrica AP utilizando diversos valores de P e o autor constatou que com a utilização do peso 0.6 é obtido um melhor desempenho da métrica. O valor de Y para cada nó da Rota A vale 0.04, para a Rota B Y vale 0.12, conforme demonstra as equações a seguir.

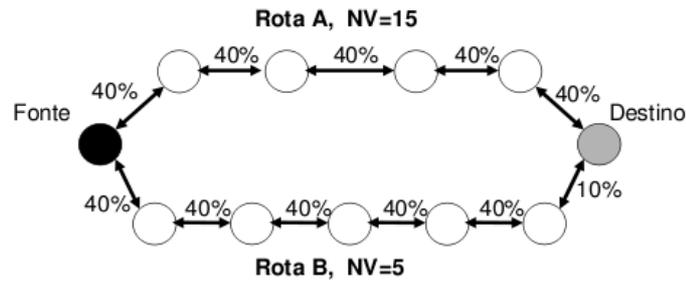


Figura 3.1: Cenário exemplo para cálculo de rotas. [Mascarenhas et al., 2008]

Rota A:

$$Y = \frac{0.6}{15} = 0.04 \quad (3.10)$$

Rota B:

$$Y = \frac{0.6}{5} = 0.12 \quad (3.11)$$

Para obter os valores de df e dr são utilizadas as probabilidades de entrega. Por exemplo: um enlace com 40% (0.4) de probabilidade de falha corresponde a 60% (0.6) de probabilidade de sucesso na entrega. Um enlace com probabilidade de 10% (0.1) de perda terá 90% (0.9) de probabilidade de sucesso na entrega dos pacotes. As equações a seguir ilustram o cálculo dos valores das métricas AP de cada rota.

Rota A (5 enlances com 40% de probabilidade de perda):

$$AP = \frac{1}{(0.6 + 0.04) \times 0.6} = 2.60 \quad (3.12)$$

A equação 3.12 calcula o AP por nó, como a *Rota A* é composta de cinco nós o valor da métrica para a *Rota A* é a soma de todos os AP's dos nós da rota ou seja: $2.60 \times 5 = 13$.

Rota B (5 enlances com 40% de probabilidade de perda e 1 enlace com 10% de probabilidade de perda):

Cálculo da métrica para os enlances com 40% probabilidade de perda:

$$AP = \frac{1}{(0.6 + 0.12) \times 0.6} = 2.31 \quad (3.13)$$

Cálculo da métrica para os enlances com 10% probabilidade de perda:

$$AP = \frac{1}{(0.9 + 0.12) \times 0.9} = 1.09 \quad (3.14)$$

Para obter o valor total da métrica da *Rota B* deve-se somar todos os valores de AP. Ficando $(2.31 \times 5) + (1.09) = 12.64$.

Desta maneira a *Rota A* teria o custo total de 13.9 e a *Rota B* teria um custo de 12.64. Como a métrica AP escolhe rotas com menor custo, a *Rota B* seria eleita mesmo tendo um caminho com mais saltos, apresenta uma menor taxa de perda e menor interferência interfluxo [Mascarenhas et al., 2008].

A métrica ETX em sua forma original calcularia como custo total para a *Rota A* : 13.9 e para *Rota B* : 15.13. Como a métrica ETX não leva em conta os nós vizinhos escolheria

como melhor rota a *Rota A*, desta forma escolhendo o caminho com maior probabilidade de interferência.

3.5 *Minimum Delay (MD)*

A métrica MD proposta em [Cordeiro et al., 2007] tem como critério o menor atraso de transmissão total para a construção de rotas entre pares comunicantes e seleção dos MPR's. Sendo assim, considera a menor soma dos atrasos originados de todos os enlaces envolvidos na rota. Para extração das medidas de atraso de transmissão a MD utiliza uma variação da técnica de estimativa de capacidade de enlace conhecida como *Ad-Hoc Probe* [Chen et al., 2005] que é baseada em pares de pacotes e desenvolvida para redes *Ad-Hoc*. A expressão 3.15 ilustra como é realizado o cálculo da métrica *Minimum Delay*.

$$T = (T_{recv2,i} - T_{send,i} - \delta) - (T_{recv1,i} - T_{send,i} - \delta) = T_{recv2,i} - T_{recv1,i} \quad (3.15)$$

Onde δ é a janela de tempo compensada entre os nós, $T_{send,i}$ é o tempo de envio dos pacotes do nó origem e por fim $T_{recv2,i}$ e $T_{recv1,i}$ são o tempo de recebimento de cada pacote pelo nó receptor [Cordeiro et al., 2007].

3.6 *Críticas às Métricas Analisadas*

Esta seção realiza uma análise crítica sobre as métricas derivadas da métrica ETX, tendo como foco listar os pontos fracos encontrados em cada métrica desenvolvida.

Críticas à Métrica Expected Transmission Time (ETT)

A métrica *Expected Transmission Time* é uma opção interessante para cálculo da métrica de roteamento, mas o fato da ETT utilizar a metodologia *packet pair probing* descrito na seção 3.2 que gera uma sobrecarga na rede, torna a ETT uma opção não relevante para a utilização em uma rede *Mesh* com tráfego de voz.

Críticas à Alternative Path (AP)

A métrica *Alternative Path* é uma opção interessante para utilização em redes wireless do tipo mesh, porém os dados que a AP utiliza para medir a quantidade de nós vizinhos que cada nodo da rede possui é feita pelo protocolo de roteamento OLSR, desta maneira, outros dispositivos móveis que venham a estar próximos das rotas mas que não estejam fazendo a utilização da mesma rede, não serão contabilizados para o cálculo da qualidade do enlace das determinadas rotas. Outra questão que o trabalho deixa a desejar na métrica AP é a utilização de um peso para o cálculo do fator número de vizinhos, como é visto na expressão 3.8, o peso Y é composto por P/NV , onde P é um peso que o autor definiu como 0.6 sendo a melhor situação, desta maneira tornando a métrica questionável de sua funcionalidade em outros cenários Mesh. No NS-2 a métrica apresentou resultados relevantes, mas em uma rede real, onde podem haver diversos dispositivos móveis gerando interferência, a métrica pode não apresentar resultados significativos. Desta forma este trabalho optou por não realizar simulações com a métrica AP.

Críticas à ML

A métrica ML apresentou um ótimo desempenho quando comparada a métrica ETX em uma rede real como mostra os estudos do grupo REMESH [ReMesh, 2005]. Porém trabalhar apenas com o produto dos pacotes de *hello* para o cálculo da qualidade do enlace pode não ser a melhor opção de cálculo. Desta forma a ETX pode ser melhorada com a utilização de outros tipos de dados para o cálculo da qualidade do enlace. Como mostram as métricas FK [Vicentini et al., 2010] e FQ, descritas neste documento.

Críticas à MD

A MD demonstrou em [Cordeiro et al., 2007] um ótimo desempenho perante a ETX e ML em um ambiente *Mesh* com tráfego *VoIP*. Porém a técnica pares de pacotes não é a melhor solução em redes *Wireless* como já visto com a métrica ETT, pois isto acaba sobrecarregando a rede. Os resultados no Capítulo 7 demonstram que a MD não é a melhor solução para redes *Wireless Mesh* com tráfego *VoIP*.

Capítulo 4

Trabalhos Relacionados

Este capítulo aborda alguns trabalhos relacionados que utilizam a arquitetura das redes *Wireless Mesh*. Algumas características das redes *Wireless Mesh* são apresentadas, como o crescimento da rede de forma independente e formas de evitar a queda de desempenho decorrentes de seu crescimento. Em algumas redes seu crescimento é realizado com a participação de moradores e voluntários, aumentando o número de nós da rede. O estudo das redes *Mesh*, demonstra que existe uma procura por soluções de baixo custo com infra-estrutura. Uma particularidade das redes *Mesh* é a escalabilidade, tornando fundamental a escolha de protocolos e métricas de roteamento que atendam as necessidades da rede. A seguir serão apresentadas algumas redes *Wireless* do tipo *Mesh* e suas principais características.

4.1 Principais Redes Wireless Mesh

Esta seção apresenta algumas redes *Wireless* do tipo *Mesh*, bem como suas principais características.

4.1.1 RoofNet

O projeto RoofNet [Bicket et al., 2005] é desenvolvido pelo *Massachusetts Institute of Technology* (MIT) na cidade de Cambridge. O projeto encontra-se em uma área urbana bem povoada, localizada próxima ao MIT, onde inicialmente foram instalados 37 nodos Mesh, porém este número é incrementado a medida que mais voluntários participam do projeto. Os voluntários que aderem ao projeto, hospedam um nó em sua residência, desta forma obtêm acesso a web e interconexão com vizinhos voluntários. Este nó é composto por um computador pessoal equipado com uma placa de rede sem fio 802.11, conectado a uma antena omni-direcional, em que todos os nós operam em um mesmo canal.

Para o roteamento do projeto RoofNet foi utilizado um protocolo baseado no DSR *Dynamic Source Routing*, nomeado de Srcr. Os protocolos diferem pelo fato do DSR utilizar a métrica do número de *hops* e o protocolo Srcr utiliza a métrica ETT. Sendo assim, o protocolo procura por rotas com menor valor de ETT. Os estudos do grupo MIT demonstraram que a arquitetura *Wireless Mesh Network* é viável de implantação.

4.1.2 Projeto ReMesh

As redes *Wireless Mesh* tem como ponto atrativo o baixo custo de implantação e facilidade de implantação. Como cenário de aplicação de tais redes encontra-se por exemplo: um bairro, cidade ou universidade, onde pode existir um ponto de acesso central à Internet, que distribui o sinal para uma determinada área coberta via rádio.

Nesta linha que o projeto *ReMesh* [ReMesh, 2005] atua, objetivando implantar uma rede em malha sem fio de acesso comunitário em um dos *campi* da Universidade Federal Fluminense, para assim fornecer acesso banda larga para: funcionários, alunos e professores que residem ao redor do campus. O projeto está sendo desenvolvido pelo Departamento de Telecomunicações (DET) e o Instituto de Computação (IC) da Universidade Federal Fluminense (UFF), sendo financiado pela RNP (Rede Nacional de Ensino e Pesquisa). Foi definido para o projeto como protocolo de roteamento o OLSR, por apresentar-se mais estável neste tipo de rede e roteadores sem fio *linksys WRT54G* equipados com software livre (*OpenWRT*).

O protocolo OLSR utilizado no *ReMesh* não está em sua forma original. A equipe do *ReMesh* implementou uma modificação no cálculo das métricas, gerando um novo protocolo. Primeiramente o *ReMesh* utilizava a métrica ETX para cálculo de rota. Porém a equipe do projeto *ReMesh* constatou que a utilização desta métrica pode acarretar instabilidade nas tabelas de roteamento e taxas de perda de pacotes elevadas. Isto ocorre devido a métrica ETX selecionar caminhos mais curtos e com taxas de perdas mais altas, ao invés de caminhos mais longos com taxas de perda menores [Albuquerque et al., 2006b].

Visando a melhoria da métrica ETX o grupo *ReMesh* propôs uma nova métrica de roteamento intitulada *Minimum Loss (ML)* e integrou a métrica ao protocolo de roteamento OLSR, chamanda de OLSR-ML.

A proposta OLSR-ML define-se como a probabilidade de transmissão com sucesso entre dois nós. Em um caminho com múltiplos saltos, a probabilidade de transmissão com sucesso é dada pelo produto das probabilidades em cada salto. Desta forma o melhor caminho entre uma origem e um destino será a rota que apresente a maior probabilidade de transmissão com sucesso, ou seja, com a menor probabilidade de perda de pacotes. Este novo protocolo OLSR-ML apresentou em testes uma maior estabilidade na tabela de rotas e uma perda menor de pacotes quando comparado a métrica ETX em sua forma original.

4.1.3 Projeto VMesh

O projeto *VMesh* iniciou com uma malha sem fio na cidade de Volos na Grécia, atendendo interesses relacionados a pesquisa, ensino e atividades particulares do Departamento de Engenharia de Computação da Universidade de Tessaly [Tsarmopoulos et al., 2005].

A arquitetura do projeto *VMesh* é composta por vários dispositivos estacionários e móveis. Os dispositivos estacionários são os roteadores sem fio, localizados no alto de prédios e telhados para obter uma melhor conectividade, permitindo que dispositivos clientes obtenham conexão local para possibilitar acesso ao resto da rede. O protocolo de roteamento utilizado no *VMesh* é o OLSR.

O *VMesh* possibilitou um avanço nas pesquisas em redes *Mesh*, demonstrando a viabilidade de implantação deste tipo de rede. O desempenho da rede foi satisfatório levando em conta as limitações da tecnologia. O custo do conjunto *hardware* e *software* é de certa forma baixo. A transferência de dados no projeto *VMesh* é realizada pelo melhor esforço [Tsarmopoulos et al., 2005].

Este capítulo apresentou alguns grupos que implementaram a tecnologia *Mesh* e obtiveram sucesso. Além dos projetos apresentados, existem demais projetos em desenvolvimento que também utilizam protocolos de roteamento integrados com métricas diferenciadas para melhor desempenho das redes. Buscando não somente o correto funcionamento das redes, mas também a busca por *QoS* nestas redes, como alto desempenho e tolerância a falhas.

Capítulo 5

Métricas Desenvolvidas

Este capítulo descreve as métricas desenvolvidas neste trabalho de Dissertação de Mestrado. Primeiramente será explanado como foi desenvolvida a métrica *Factor-K* e após isto, explica como foi desenvolvida a métrica *Factor-Q*.

5.1 A Métrica *Factor-K* (FK)

Para criação da métrica *Factor-K* (FK) [Vicentini et al., 2010], foi realizada a alteração do cálculo original da métrica ETX. Os estudos feitos no Capítulo 3 demonstram que a métrica ETX considera apenas os pacotes de *hello* para o cálculo da métrica. O diferencial da métrica FK desenvolvida neste trabalho é além de considerar os pacotes *hello*, a métrica FK considera também os pacotes de dados reais dos nós *Mesh*. Desta maneira a nova métrica atribui ao *Link Direto* (df) da métrica ETX, o valor dos pacotes de dados perdidos do nó correspondente, para desta forma setar os pesos para cada enlace da rota, detectando assim, enlaces com altas taxas de perdas de pacotes. A expressão 5.1 LP (*Lost Packets*) é responsável por extrair os valores dos pacotes de dados perdidos pelos nós *Mesh*.

$$LP = ((totalpkts - lostpkts)/totalpkts) \quad (5.1)$$

Onde *totalpkts* corresponde ao total de pacotes enviados e *lostpkts* corresponde aos pacotes perdidos pelo nodo correspondente. Ao atribuir o LP ao *Link Direto* de ETX obtém-se a nova métrica *Factor-K* como ilustra a expressão 5.2, onde P significa probabilidade.

$$FK = \frac{1}{P_{((df+lp) \times dr)}} \quad (5.2)$$

Sendo assim a equação 5.3 ilustra o cálculo da métrica em uma rota $A \rightarrow B$.

$$FK_{ab} = \frac{1}{P_{ab}} \quad (5.3)$$

Para o cálculo de uma rota com múltiplos saltos a métrica *Factor-K* realiza o somatório dos valores de FK de cada enlace afim de obter o custo total de cada rota. A equação 5.4 denota este cálculo.

$$FK_n = \sum_{i=0}^{n-1} \frac{1}{P_{(a_i a_{i+1})}} \quad (5.4)$$

A métrica FK demonstra um bom desempenho em redes com tráfego de voz e dados como pode ser visto no capítulo 7. Esse desempenho se dá pelo fato de quando o enlace apresentar altas taxas de perda de pacotes, a métrica irá retornar um peso maior para o atual enlace, forçando o protocolo de roteamento a escolha de uma rota alternativa.

Devido a métrica FK demonstrar um comportamento muito interessante no cenário utilizado, surgiu a idéia da criação de um novo paradigma que trata outro dado no cálculo da métrica. Isto resultou na criação da métrica *Factor-Q* (FQ), ou seja, fator fila, que será demonstrado a seguir.

5.2 A Métrica *Factor-Q* (FQ)

A *Factor-Q* segue o mesmo princípio da ETX, porém é adicionado ao *Link Reverso* (dr), a taxa de utilização da fila dos nós. A taxa de utilização da fila é calculada através da divisão do tamanho da fila pela capacidade máxima da fila. A equação 5.5 demonstra como a taxa de utilização da fila é calculada.

$$TxQ = \text{queue_} > \text{length}() / \text{queue_} > \text{limit}(); \quad (5.5)$$

Onde, $\text{queue_} > \text{length}()$ significa fila atual e $\text{queue_} > \text{limit}()$ corresponde ao total da fila. Feito o cálculo da taxa de utilização da fila, é necessário incluir o resultado deste cálculo na métrica ETX, formando assim a nova métrica *Factor-Q*. Ao atribuir o TxQ (Taxa da Fila) ao *Link Reverso* de ETX obtém-se a nova métrica *Factor-Q* como ilustra a expressão 5.6, onde P significa probabilidade.

$$FQ = \frac{1}{P_{(df \times (dr + TxQ))}} \quad (5.6)$$

Seguindo o mesmo princípio da métrica FK, a equação 5.7 ilustra o cálculo da métrica em uma rota $A \rightarrow B$.

$$FQ_{ab} = \frac{1}{P_{(ab)}} \quad (5.7)$$

Para o cálculo de uma rota com múltiplos saltos a métrica *Factor-Q* realiza o somatório dos valores de FQ de cada enlace afim de obter o custo total de cada rota. A equação 5.8 denota este cálculo.

$$FQ_n = \sum_{i=0}^{n-1} \frac{1}{P_{(a_i a_{i+1})}} \quad (5.8)$$

A métrica FQ demonstra um bom desempenho nas simulações realizadas, estes melhores resultados são decorrentes da utilização da taxa da fila, pois quando o enlace apresentar altas taxas de utilização de fila a métrica FQ irá retornar um peso maior para o atual enlace, forçando o protocolo de roteamento a escolha de uma rota alternativa. O capítulo 7 ilustra os resultados da métrica FQ.

Capítulo 6

Cenário de Simulação

Este capítulo descreve o cenário adotado para as simulações de tráfego de voz sobre redes *Wireless Mesh* no Network Simulator 2.

6.1 Descrição do Cenário

O cenário utilizado para as simulações foi o campus da Pontifícia Universidade Católica do Paraná - PUC-PR (Figura 6.1), que é composto por vários blocos acadêmicos e áreas de estacionamento entre estes blocos. Com o objetivo de avaliar o comportamento das métricas FK (*Factor-K*) [Vicentini et al., 2010] e FQ (*Factor-Queue*), as simulações foram executadas no *Network Simulator 2* [NS-2, 2010], utilizando-se extensões para o OLSR e as métricas ML (*Minimum loss*), MD (*Minimum Delay*) e ETX (*Expected Transmission Count*), desenvolvidas para o NS-2 [Cordeiro et al., 2007].

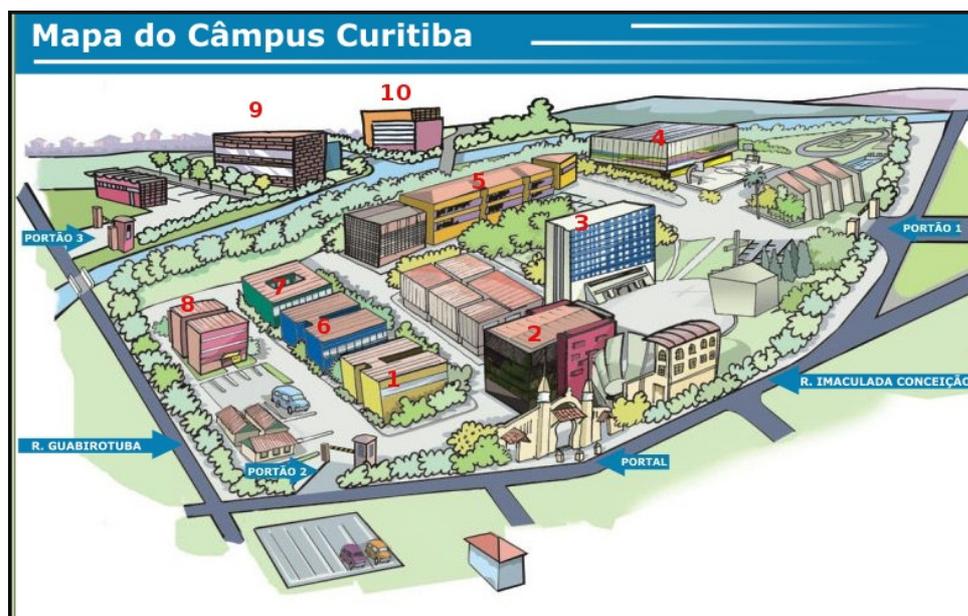


Figura 6.1: Campus PUC-PR [PUC-PR, 2010].

O cenário da PUC-PR foi escolhido para realização das simulações por refletir de maneira fiel o ambiente real. Foram realizadas 1000 simulações por fluxo *VoIP* com diferentes

sementes para cada métrica avaliada. O tráfego foi gerado através de transmissões *VoIP* (UDP) e FTP (TCP). As simulações são compostas por fluxos *VoIP*, onde a cada 2 fluxos representam 1 chamada *VoIP*. Juntamente com o tráfego de voz foi aplicado tráfego de *background* (FTP).

O protocolo de roteamento utilizado nas simulações foi o OLSR, amplamente utilizado em redes *Mesh*. Para comparar os resultados da métrica *Factor-K* e *Factor-Q* produtos deste documento, foram utilizadas as métricas: ML (*Minimum loss*), MD (*Minimum Delay*) e ETX (*Expected Transmission Count*), no mesmo cenário de simulação. Esta escolha se dá pelo fato da métrica ETX ser a mais utilizada como parâmetro no desenvolvimento de novas métricas [Passos and Albuquerque, 2007]. Quanto a ML por ser amplamente utilizada nas WMN [ReMesh, 2005] e com resultados mais satisfatórios que a métrica ETX. Por fim, pela métrica MD se demonstrar uma ótima alternativa em redes *Mesh* com tráfego VoIP segundo [Cordeiro et al., 2007].

A Figura 6.1 ilustra o campus da PUC-PR com os roteadores *Mesh* espalhados, onde cada bloco possui 1 roteador *Mesh*. Desta maneira cada bloco descrito a seguir dispõe de um roteador *Mesh*: 1-CTHC, 2-Biblioteca Central, 3-Administração Central, 4-Quadras Poliesportivas, 5-Bloco Acadêmico, 6-CCET, 7-CCBS, 8-CCJS, 9-Parque Tecnológico e 10-PPGIA. A tabela 6.1 descreve as localizações dos nós pelo cenário de simulação conforme figura 6.1.

Tabela 6.1: Parâmetros de Simulação [Vicentini et al., 2010]

Posição dos nodos em metros					
Identificação do Nó	Eixo X	Eixo Y	Identificação do Nó	Eixo X	Eixo Y
1. CTHC	160,00	485,00	6. CCET	628,00	320,00
2. Biblioteca Central	305,00	277,00	7. CCBS	570,00	440,00
3. Administração Central	340,00	226,00	8. CCJS	780,00	480,00
4. Quadras Poliesportivas	270,00	32,00	9. Parque Tecnológico	918,00	597,00
5. Bloco Acadêmico	476,00	200,00	10. PPGIA	968,00	550,00

O tráfego de *background* (FTP) foi gerado através do Modelo de Pareto [NS-2, 2010], para caracterizar tráfego em rajadas, com valores *default*. O *codec* utilizado para as simulações foi o G.729, pois seu consumo de banda é de 8 Kbps, desta forma é o mais utilizado nas redes sem fio [Cordeiro et al., 2007]. O Número de chamadas VoIP bem como os parâmetros de simulações serão descritos juntamente com cada métrica no capítulo 7. O intervalo de confiança para análise dos resultados foi de 95% calculado conforme [Jain, 1991]. Os valores escolhidos para avaliação dos resultados foram: *jitter*, atraso, vazão e perda de pacotes.

Capítulo 7

Resultados Obtidos

Este Capítulo ilustra e descreve os resultados que as métricas *Factor-K* e *Factor-Q* obtiveram nas simulações realizadas. Primeiramente será descrito como foi o comportamento da métrica *Factor-K* e posteriormente o comportamento da métrica *Factor-Q*, ambas resultantes desta dissertação de mestrado.

7.1 Resultados Obtidos com a *Factor-K*

Para análise dos resultados, a métrica FK [Vicentini et al., 2010] foi comparada com a métrica ML, como fundamentado no Capítulo 6. As simulações realizadas no cenário da PUC-PR implementado no NS-2, demonstraram um bom comportamento da métrica FK perante a métrica ML.

Foram realizados 20 fluxos VoIP ao total, representando 10 chamadas VoIP (UDP) e simultaneamente foram realizadas transmissões de dados (TCP), representando um ambiente real. Os resultados para atraso, *jitter*, vazão e perda de pacotes no cenário simulado serão respectivamente demonstrados a seguir.

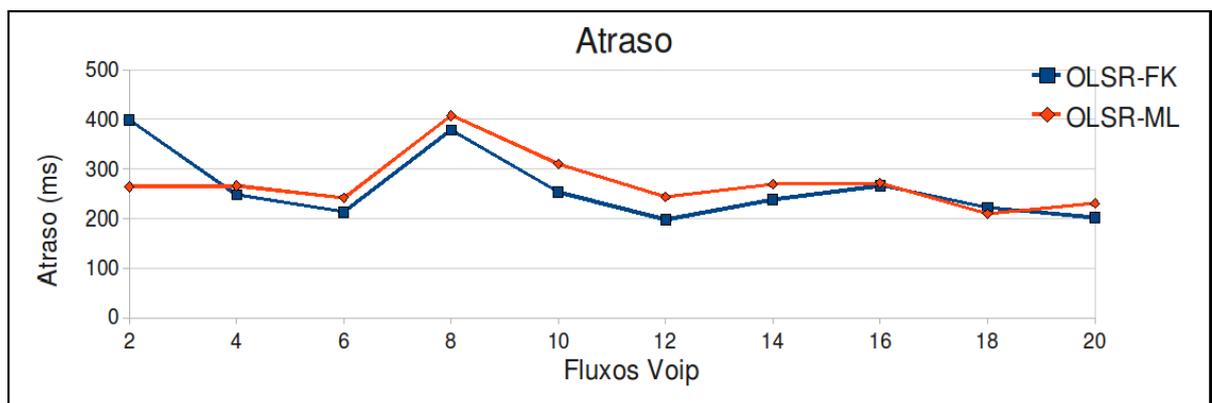


Figura 7.1: Atraso *Factor-K*

A figura 7.1 ilustra os resultados de atraso para os 20 fluxos VoIP (2 fluxos por chamada) obtidos nas simulações. A métrica *Factor-K* demonstra melhor comportamento perante a métrica ML, tanto na rede com baixo tráfego de dados, como também com tráfego elevado,

diminuindo consideravelmente o atraso. Pode-se observar que na primeira chamada VoIP a métrica FK demonstra uma alta taxa de atraso, isso justifica-se pelo fato da chamada ser iniciada entre pontos muito distantes na rede.

Os resultados para *jitter* ilustrados na figura 7.2, demonstram o melhor comportamento da métrica FK, consequência dos menores atrasos obtidos com esta métrica. Tanto o atraso quanto o *jitter* diferem para fluxos da mesma chamada, isto ocorre pelo fato dos fluxos tomarem rotas diferentes, devido à interferências dos outros nós.

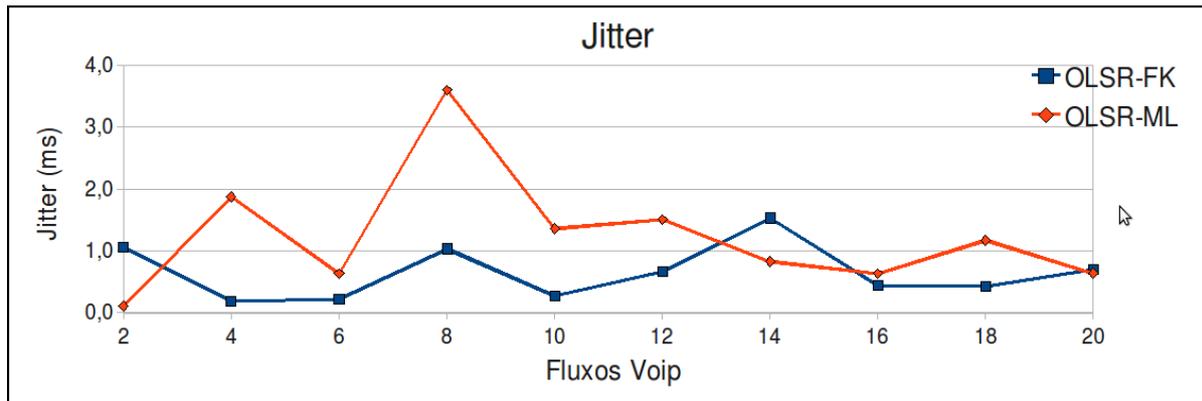


Figura 7.2: Jitter *Factor-K*

A figura 7.3 apresenta os resultados de vazão. Observou-se que a métrica FK obteve novamente melhor comportamento perante a métrica ML. A distância entre os nós influencia na vazão dos dados, pois na maioria das vezes quanto menor a distância maior é a vazão, isto explica o fato do fluxo de número 20 apontar uma melhora na vazão.

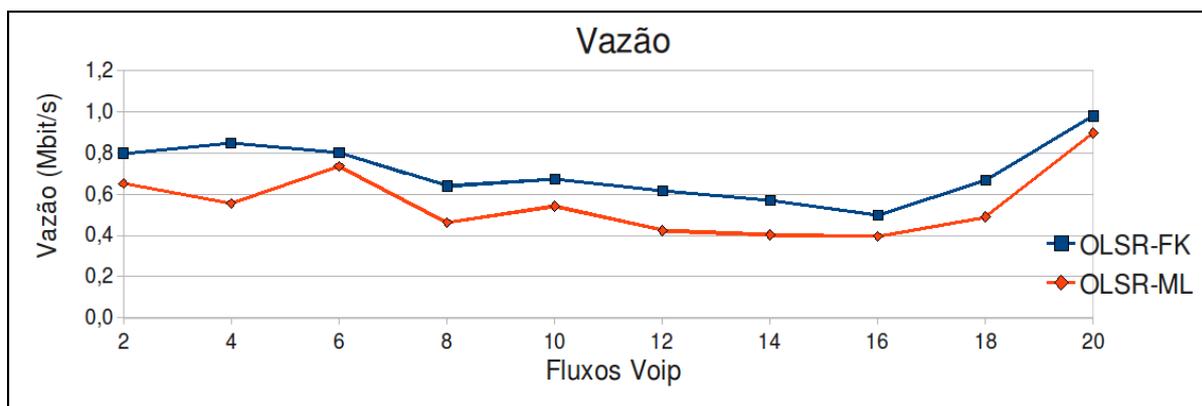


Figura 7.3: Vazão *Factor-K*

Com relação a perda de pacotes ilustrado na figura 7.4 a métrica FK demonstra menores taxas de perda em relação a ML durante o período de simulação, somente quando a rede começa a saturar sua capacidade a métrica ML tende a igualar-se a FK, pois quando o tráfego satura a capacidade de uma rede as métricas de roteamento geralmente não influenciam no desempenho de forma satisfatória.

As simulações demonstraram que a métrica FK obteve melhores resultados perante a métrica ML com relação a atraso, *jitter*, perda de pacotes e vazão no cenário utilizado. Este

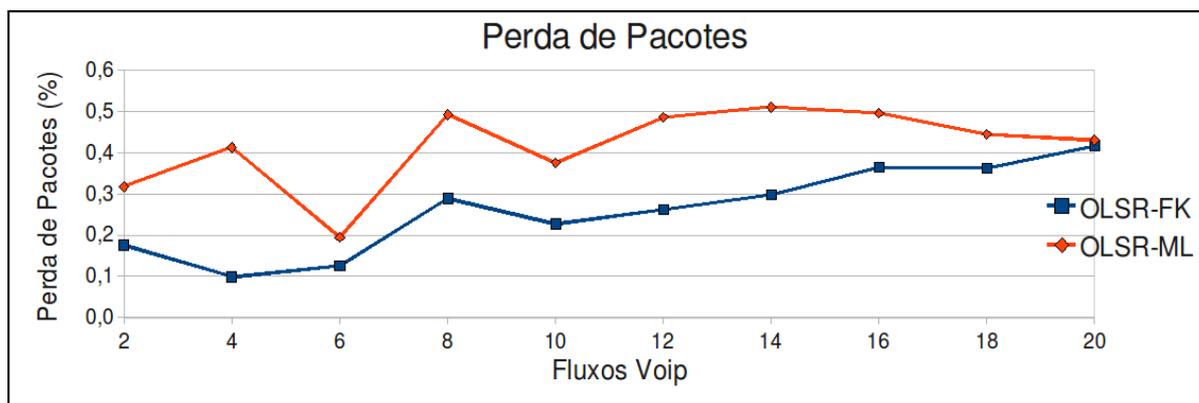


Figura 7.4: Perda de Pacotes *Factor-K*

desempenho se deve ao fato da métrica FK utilizar além do cálculo de probabilidades de transmissões utilizado na métrica ETX, utilizar de forma adicional os pacotes de dados perdidos pelo nodo, de forma a detectar o instante em que um enlace se encontra com altas taxas de perda de pacotes, forçando a busca de rotas com menores taxas de perda de pacotes e consequentemente menor tráfego.

Na sequência afim de ilustrar o comportamento da métrica FK perante a ML durante todo o período de simulação. Foi realizado a média de todos os fluxos de ambas as métricas e diante destes resultados é possível visualizar as melhoras estabelecidas pela FK.

As figuras 7.5 e 7.6 ilustram a média geral dos resultados obtidos nas simulações realizadas.

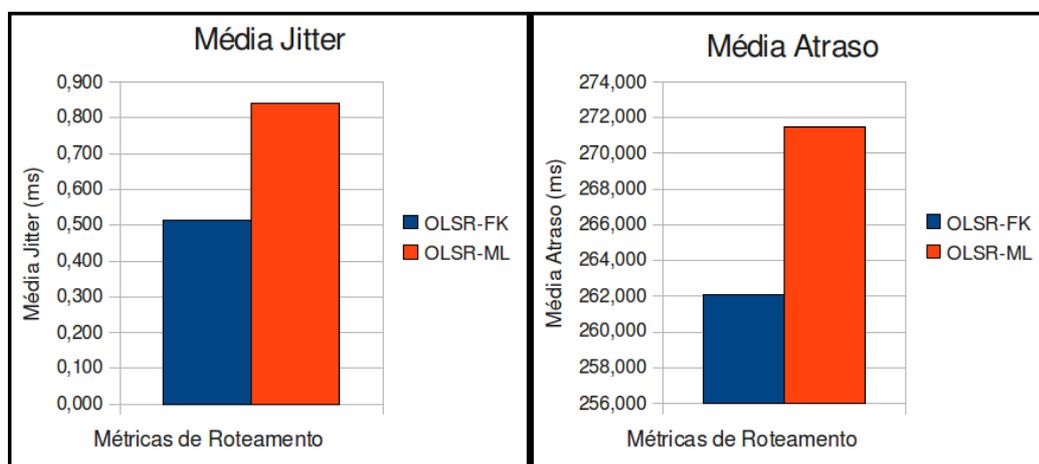


Figura 7.5: Média Jitter *Factor-K* e Média Atrazo *Factor-K*

Com relação ao *Jitter* a métrica FK manteve a média de 0,51 (ms), enquanto a métrica ML chegou a 0,84 (ms). No atraso a métrica FK manteve a média de 262 (ms) e a ML 272 (ms). Tendo uma melhora de 63% na variação do atraso e de 4% no Atrazo. As taxas de vazão média e perda de pacotes com relação a ML foram: 26% de ganho em relação a vazão e de 37% a menos de pacotes perdidos. Considerando estes dados é possível concluir que a métrica FK é uma alternativa viável de implementação em cenários de baixa mobilidade, onde existe a necessidade de concatenar as tecnologias de Voz/VoIP (UDP) e Dados (TCP).

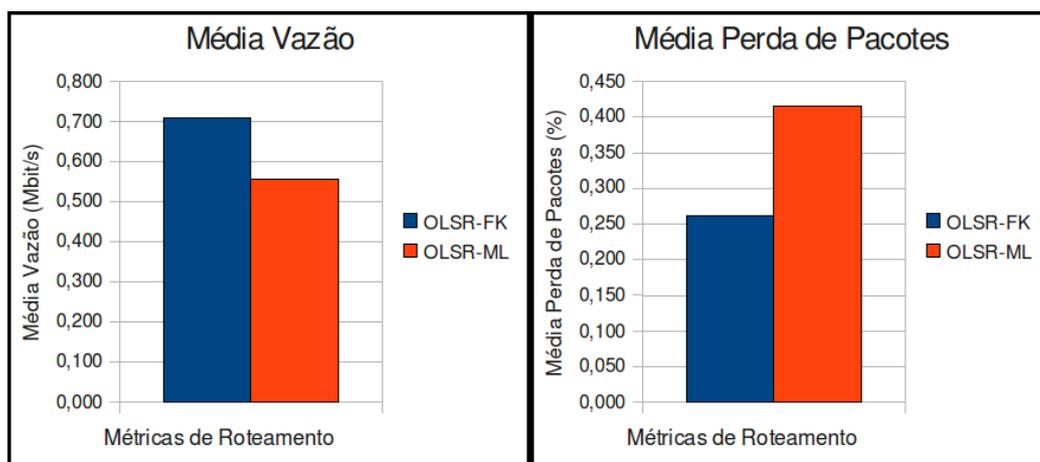


Figura 7.6: Média Vazão *Factor-K* e Percentual Médio de Perda de Pacotes *Factor-K*

Os parâmetros utilizados para simular a métrica FK estão descritos na tabela 7.1 abaixo.

Tabela 7.1: Parâmetros de Simulação *Factor-K*

Parâmetros	Valores
Protocolo de Roteamento	OLSR
Métricas	Factor-K e Minimum Loss
Tempo de Simulação	50 Segundos
Padrão Utilizado	IEEE 802.11b
Modelo de Propagação	Shadowing
Modelo das Antenas	Omnidirecional, 18dB de ganho
Path Loss Exponent	2,7
Shadowing deviation	4.0dB
Área de Simulação	1000m x 1000m
N° Nós Mesh	10

7.2 Resultados Obtidos com a *Factor-Q*

Para análise dos resultados a métrica FQ foi comparada com as seguintes métricas: ETX, ML e MD, no mesmo cenário de simulação. Foram realizados 30 Fluxos VoIP ao total representando 15 chamadas VoIP (UDP), e simultaneamente foram realizadas transmissões de dados (TCP). Os resultados são demonstrados a seguir.

A figura 7.7 ilustra os resultados de atraso para os 30 fluxos VoIP (2 fluxos por chamada) obtidos nas simulações. A métrica *Factor-Q* demonstra melhor comportamento diante as métricas utilizadas, mantendo sua taxa de atraso mais baixa que as demais métricas durante a maioria do tempo de simulação.

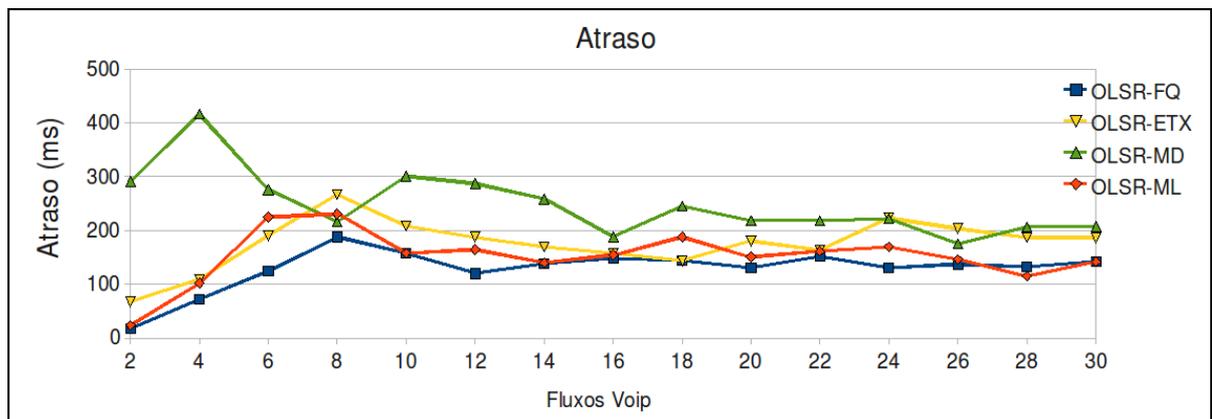


Figura 7.7: Atraso *Factor-Q*

Em uma rede onde o tráfego VoIP é prioridade como é o caso do cenário utilizado, obter baixas taxas de atraso é essencial para fazer o uso da tecnologia voz sobre IP. Desta forma a métrica FQ demonstra as taxas almeçadas perante as demais métricas.

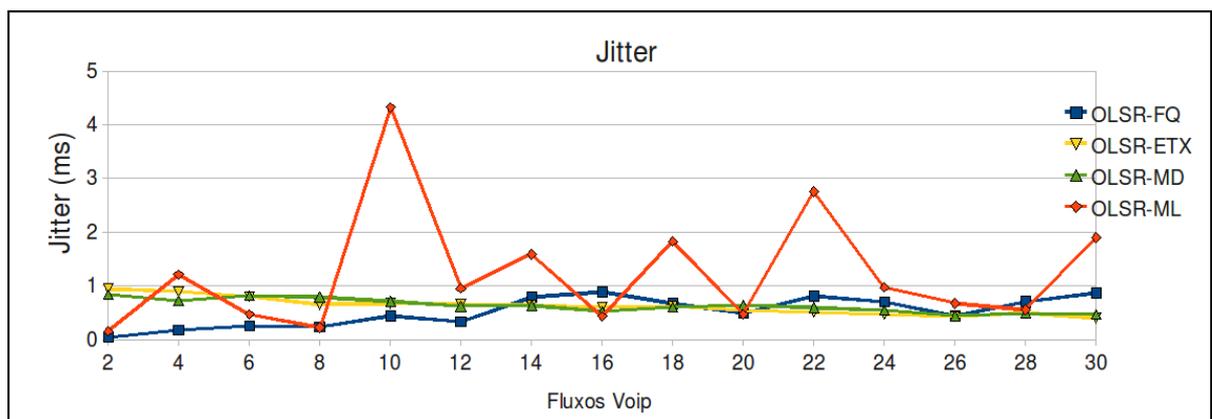


Figura 7.8: Jitter *Factor-Q*

Os resultados para *jitter* ilustrados na figura 7.8, demonstram o comportamento das métricas simuladas. O comportamento da FQ se manteve com baixas taxas de variação do atraso. Como já descrito na seção 7.1 tanto o atraso quanto o *jitter* diferem para fluxos da mesma chamada, isto ocorre pelo fato dos fluxos tomarem rotas diferentes, devido à interferências dos outros nós.

A figura 7.9 apresenta os resultados de vazão. Os resultados de vazão demonstram que o comportamento da métrica FQ é melhor que a métrica ML e ETX durante quase todo o período de simulação e somente nos fluxos 8 e 10 perde na vazão para a métrica MD.

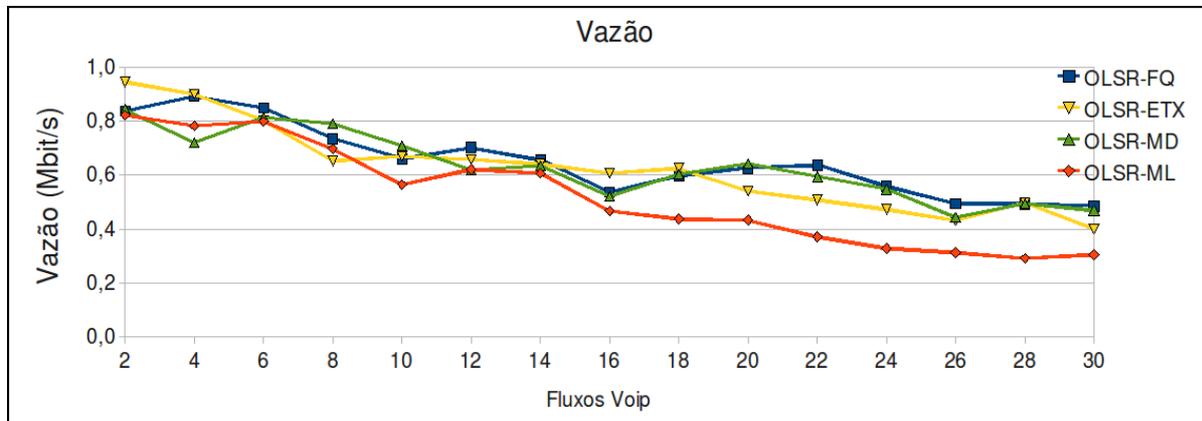


Figura 7.9: Vazão *Factor-Q*

Com relação a descarte de pacotes ilustrado na figura 7.10 a métrica FQ foi menor que a métrica ML durante todo o período de simulação e variou com as demais métricas no período.

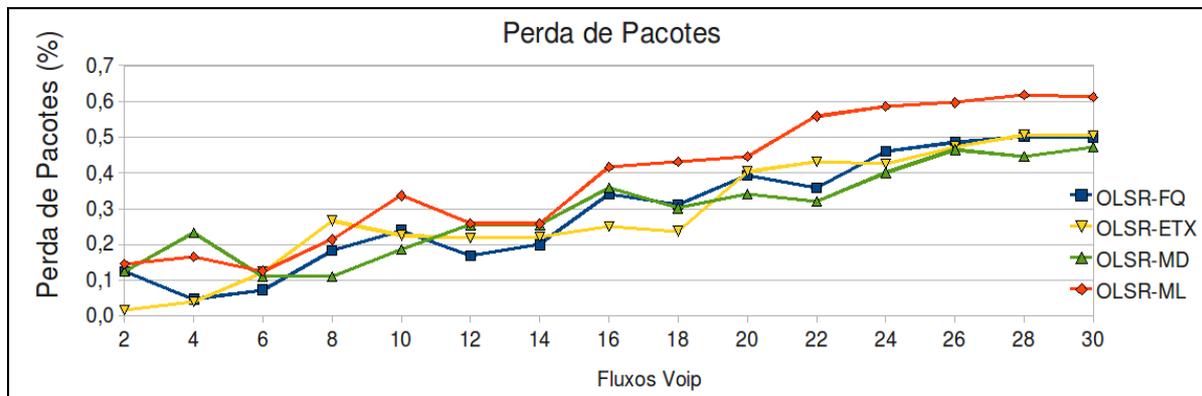


Figura 7.10: Perda de Pacotes *Factor-Q*

A métrica FQ se demonstrou uma alternativa viável de implementação em uma rede *Wireless Mesh* real com tráfego *VoIP*, pois obteve menores taxas de atraso que as demais métricas analisadas, isto em uma rede com tráfego *VoIP* faz total a diferença. Este ganho é consequência da utilização das taxas de fila dos roteadores, pois quando é detectado altas taxas de fila em um determinado nó a métrica FQ retorna esta informação ao protocolo de roteamento OLSR, e o mesmo irá identificar e escolher rotas alternativas diminuindo o atraso na entrega dos pacotes.

Seguindo o mesmo princípio da seção anterior, que foi demonstrar o comportamento geral das métricas ao longo das simulações, as figuras 7.11 e 7.12 ilustram a comportamento geral da métrica FQ com relação as demais métricas analisadas.

A figura 7.11 ilustra claramente o comportamento da métrica FQ, demonstrando suas taxas de *jitter* e atraso sempre menores na média das simulações.

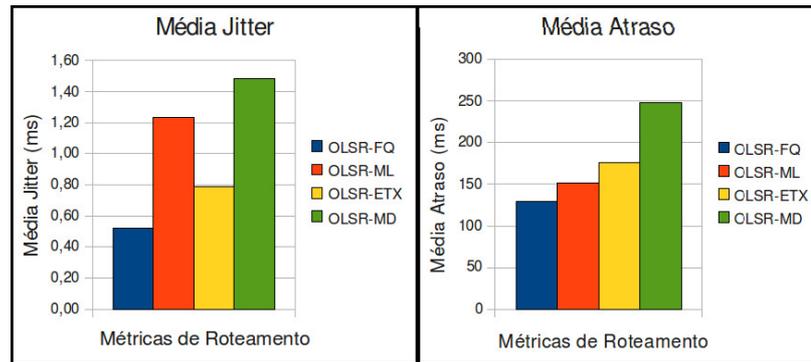


Figura 7.11: Média Jitter *Factor-Q* e Média Atraso *Factor-Q*

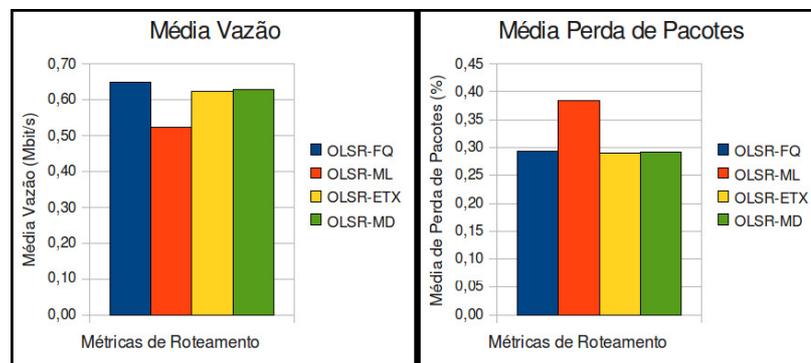


Figura 7.12: Média Vazão *Factor-Q* e Percentual Médio de Perda de Pacotes *Factor-Q*

Os resultados para vazão a métrica FQ continua com taxas melhores que as demais métricas, na perda de pacotes as métricas MD, ETX mantém suas taxas próximas a da FQ, e a métrica ML é a que mais perdeu pacotes durante todo período de simulação.

Os parâmetros para esta simulação estão descritos na tabela 7.2, abaixo.

Tabela 7.2: Parâmetros de Simulação *Factor-Q*

Parâmetros	Valores
Protocolo de Roteamento	OLSR
Métricas	Factor-Q, ETX, Minimum Delay e Minimum Loss
Tempo de Simulação	50 Segundos
Padrão Utilizado	IEEE 802.11g
Modelo de Propagação	Shadowing
Modelo das Antenas	Omnidirecional, 18dB de ganho
Path Loss Exponent	2,7
Shadowing deviation	4.0dB
Área de Simulação	1000m x 1000m
N° Nós Mesh	10

Capítulo 8

Conclusão

O crescimento das redes sem fio do tipo *Wireless Mesh Networks*, desencadeiam a necessidade do desenvolvimento de novas tecnologias para este tipo de rede. O tema *Wireless Mesh Networks* é complexo, desta forma, encontra-se em constante processo de pesquisa. Desta maneira as redes sem fio do tipo *Mesh* podem desenvolver um maior potencial com relação a serviços oferecidos e desempenho.

De forma geral este trabalho abordou e discutiu as métricas de roteamento que constituem uma das diversas áreas de pesquisa dentro do tema redes *Wireless Mesh*. As métricas de roteamento são fundamentais em redes *Mesh* e *Ad-Hoc*, pois seus enlaces e rotas necessitam estar em processo constante de avaliação, porém interferindo o mínimo possível no desempenho da rede. Quando a rede *Mesh* dispõem de tráfego *VoIP* juntamente com tráfego TCP, o tema métricas de roteamento torna-se ainda mais desafiador.

Este trabalho de dissertação de mestrado teve como resultante duas novas alternativas no âmbito métricas de roteamento, intituladas *Factor-K* e *Factor-Q*. Ambas as métricas utilizam pesos alternativos para o cálculo do custo dos enlaces, normalmente as métricas utilizam os pacotes de *hello* e reconhecimentos positivos ACK's para setar a qualidade do enlace. Tanto a FK como a FQ utilizam outros tipos de dados juntamente com os pacotes *hello*, sendo este seu diferencial. Ambas as métricas se demonstraram viáveis de implantação em redes *Wireless Mesh* com tráfego *VoIP* juntamente com tráfego TCP. Os resultados provaram essa viabilidade através de simulações no Network Simulator 2 (NS-2) em um cenário real, e com possibilidade de aplicação prática.

Na sequência das pesquisas as métricas FK e FQ poderão ser utilizadas em redes com maior número de nós e tráfego mais intenso, com intuito a testar seu comportamento perante outras métricas de roteamento existentes na literatura em diferentes circunstâncias.

Referências Bibliográficas

- [802.11TM, 2010] 802.11TM (2010). IEEE 802.11 Standard Group Web Site. Disponível em: <<http://www.ieee802.org/11/>>.
- [802.15TM, 2010] 802.15TM (2010). IEEE 802.15 Standard Group Web Site. Disponível em: <<http://www.ieee802.org/15/>>.
- [802.16TM, 2010] 802.16TM (2010). IEEE 802.16 Standard Group Web Site. Disponível em: <<http://www.ieee802.org/16/>>.
- [Abbas et al., 1996] Abbas, S., Mosbah, M., Zemmari, A., et al. (1996). ITU-T Recommendation G. 114, One way transmission time. In *International Conference on Dynamics in Logistics 2007 (LDIC 2007), Lecture Notes in Computer Science*. Citeseer.
- [Abelém et al., 2007] Abelém, A., Albuquerque, C., and Muchaluat-Saade, D. (2007). Redes Mesh: Mobilidade, Qualidade de Serviço e Comunicação em Grupo. *XXV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos - Minicurso do SBRC, Páginas 59-112*.
- [Akyildiz and Wang, 2005] Akyildiz, I. and Wang, X. (2005). A Survey on Wireless Mesh Networks. In *Communications Magazine, IEEE, vol. 43, no. 9*, pages 23–30.
- [Akyildiz et al., 2005] Akyildiz, I., Wang, X., and Wang, W. (2005). Wireless Mesh Networks: a survey. In *Computer Networks and ISDN Systems*, pages 445–487.
- [Albuquerque et al., 2006a] Albuquerque, C. V. N., Saade, D. C. M., Leite, J., Magalhães, L. C. S., Teixeira, D. V., and Neves, L. E. (2006a). Gt-Mesh - Termo de referência e estado da arte - Relatório Técnico 1. RT-1 1-80. Fluminense - RJ.
- [Albuquerque et al., 2006b] Albuquerque, C. V. N., Saade, D. C. M., Passos, D. G., Teixeira, D. V., Leite, J., Neves, L. E., and Magalhães, L. C. S. (2006b). Gt-Mesh - Rede Mesh de Acesso Universitário Faixa Farga Sem Fio - Relatório Técnico 3. RT-3 1-118. Fluminense - RJ.
- [Bicket et al., 2005] Bicket, J., Aguayo, D., Biswas, S., and Morris, R. (2005). Architecture and evaluation of an unplanned 802.11b mesh network. In *Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 31–42. ACM New York, NY, USA.
- [Bondi, 2000] Bondi, A. B. (2000). Characteristics of Scalability and Their Impact on Performance. In *Proceedings of the 2nd international workshop on Software and performance*, pages 195 – 203, Ontario - Canada.

- [Campista et al., 2008] Campista, M., Esposito, P., Moraes, I., Costa, L., Duarte, O., Passos, D., de Albuquerque, C., Saade, D., and Rubinstein, M. (2008). Routing metrics and protocols for wireless mesh networks. *IEEE network*, 22(1):6.
- [Chen et al., 2005] Chen, L., Sun, T., Yang, G., Sanadidi, M., and Gerla, M. (2005). Ad hoc probe: path capacity probing in wireless ad hoc networks. In *Wireless Internet, 2005. Proceedings. First International Conference on*, pages 156–163. IEEE.
- [Chowdhury, 2002] Chowdhury, D. (2002). Projetos avançados de redes IP. *Rio de Janeiro: Campus*.
- [Clausen and Jacquet, 2003] Clausen, T. and Jacquet, P. (2003). RFC3626: Optimized Link State Routing Protocol (OLSR). *RFC Editor United States*.
- [Cordeiro et al., 2007] Cordeiro, W., Aguiar, E., Abélem, A., and Stanton, M. (2007). Providing Quality of Service for Mesh Networks Using Link Delay Measurements. *Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks*, p.991-996.
- [Corson et al., 1999] Corson, M., Maker, J. P., and Cemicione, J. H. (1999). Internet-Based Mobile Ad Hoc Networking. In *IEEE Internet Computing*, pages 63–70.
- [Couto et al., 2005] Couto, D., Aguayo, D., Bicket, J., and Morris, R. (2005). A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wireless Networks*, 11(4):419–434.
- [Draves et al., 2004] Draves, R., Padhye, J., and Zill, B. (2004). Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. *MobiCom 04: Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 114–128.
- [Esposito et al., 2007] Esposito, P., Schiller, F., Campista, M., Moraes, I., Rubinstein, M., Costa, L., and Duarte, O. (2007). Implementação da Métrica de Roteamento Tempo Esperado de Transmissão em Redes em Malha Sem Fio. *XXV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBrT, Páginas 25-33*.
- [Faccin et al., 2006] Faccin, M. S., Wijting, C., Kenckt, J., and Damle, A. (2006). Mesh Wlan Networks: Concept and System Design. In *IEEE Wireless Communications*, vol. 13, no. 2, pages 10 – 17.
- [Garropo et al., 2008] Garropo, R. G., Giordano, S., Lacono, G., and Tavanti, L. (2008). On the Development of a iee 802.11s Mesh Point Prototype. In *Proceedings of the 4th International Conference on Testbeds and research infrastructures for the development of networks e communities*, pages 1–10, Austria.
- [Grosh et al., 2005] Grosh, S., Basu, K., and Das, S. K. (2005). What a Mesh! An Architecture for Next-Generation Radio Access Networks. In *IEEE Network*, pages 35 – 42.
- [Guoyou, 2002] Guoyou, H. (2002). Destination-sequenced distance vector (DSDV) protocol. *Networking Laboratory. Helsinki University of Technology*.
- [Haas et al., 1997] Haas, Z., Pearlman, M., and Samar, P. (1997). The zone routing protocol (ZRP) for ad hoc networks. *TERNET DRAFT-Mobile Ad hoc Networking (MANET) Working Group of the internet Engineering Task Force (ETF), November*.

- [Hiertz et al., 2007] Hiertz, G., Max, S., Zhao, R., Denteneer, D., and Berlemann, L. (2007). Principles of IEEE 802.11 s. In *Computer Communications and Networks, 2007. ICCCN 2007. Proceedings of 16th International Conference on*, pages 1002–1007. IEEE.
- [Hilario, 2006] Hilario, L. E. N. (2006). Qualidade de Serviço em Redes Mesh, Dissertação de Mestrado. Master's thesis, Programa de Pós-Graduação em Computação - Universidade Federal de Fluminense - UFF, Niterói - RJ.
- [Jacquet et al., 2001] Jacquet, P., Muhlethaler, P., Clausen, T., Laouiti, A., Qayyum, A., and Viennot, L. (2001). Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks. In *IEEE INMIC*, volume 1, pages 63–68.
- [Jain, 1991] Jain, R. (1991). *The art of computer systems performance analysis: techniques for experimental design, measurement, simulation, and modeling*. Wiley New York.
- [Johnson et al., 2003] Johnson, D., Maltz, D., Hu, Y., and Jetcheva, J. (2003). The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks (DSR). *IETF Mobile Ad Hoc Networks Working Group, Internet Draft, work in progress*, 15.
- [Kansal and Karandikar, 2003] Kansal, A. and Karandikar, A. (2003). An Overview of Delay Jitter Control for Packet Audio in IP Telephony. *IETE Technical Review*, 20(4):289–293.
- [Kleinschmidt, 2004] Kleinschmidt, J. H. (2004). Redes Bluetooth: Modelagem, Desempenho e Aplicações, Dissertação de Mestrado. Master's thesis, Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada - Pontifícia Universidade Católica do Paraná - PUCPR, Ctba - PR.
- [Kurose and Ross, 2007] Kurose, J. F. and Ross, K. W. (2007). *Redes de Computadores e a Internet: Uma abordagem top-down, 3ª Edição*. Addison-Wesley.
- [Lau et al., 2005] Lau, R., Khare, R., and Chang, W. (2005). *Service assurance for voice over WiFi and 3G networks*. Artech House.
- [Lee et al., 2006] Lee, M., Zheng, J., Ko, Y., and Shrestha, D. (2006). Emerging standards for wireless mesh technology. *IEEE Wireless Communications*, 13(2):56–63.
- [Mascarenhas et al., 2008] Mascarenhas, D., Rubinstein, M., and Sztajnberg, A. (2008). Uma nova métrica para protocolos de roteamento em redes em malha sem fio. *XXVI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBrT*.
- [Murthy and Garcia-Luna-Aceves, 1996] Murthy, S. and Garcia-Luna-Aceves, J. (1996). An Efficient Routing Protocol for Wireless Networks. *Mobile Networks and Applications*, 1(2):183–197.
- [NS-2, 2010] NS-2 (2010). The Network Simulator - NS-2. Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>>.
- [Passos and Albuquerque, 2007] Passos, D. and Albuquerque, C. (2007). Proposta, Implementação e Análise de uma Métrica de Roteamento Multiplicativa para Redes em Malha Sem Fio. *Revista Eletrônica de Iniciação Científica (REIC)*.

- [Paula, 2006] Paula, R. S. (2006). Roteamento Adaptativo em Redes Ad Hoc sem Fio: Modelagem e Simulação, Dissertação de Mestrado. Master's thesis, Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica - Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP, Campinas - SP.
- [Perkins et al., 2003] Perkins, C., Belding-Royer, E., and Das, S. (2003). IETF RFC 3561, Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing.
- [Perkins and Bhagwat, 1994] Perkins, C. and Bhagwat, P. (1994). Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 24(4):234 – 244.
- [Peters et al., 2008] Peters, J., Bathia, M., Kalidindi, S., and Mukherjee, S. (2008). *CISCO - Fundamentos de VoIP*. Bookman.
- [PUC-PR, 2010] PUC-PR (2010). Mapa Campus PUC-PR, Home Page, <http://www.vestibular.pucpr.br/pseletivo/unificado2008/mapa.html>.
- [ReMesh, 2005] ReMesh (2005). Universidade Federal Fluminense. 2005. Disponível em: <<http://mesh.ic.uff.br>>.
- [Royer and Toh, 1999] Royer, E. and Toh, C. (1999). A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks. In *IEEE Personal Communications*, vol. 2, no. 6, pages 46 – 55, Austria.
- [Saade et al., 2007] Saade, D., Albuquerque, C., Magalhães, L., Passos, D., Duarte, J., and Valle, R. (2007). Redes em Malha: Solução de Baixo Custo para Popularização do Acesso à Internet no Brasil, Páginas 1-6. *XXV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBrT*.
- [Schulzrinne et al., 1996] Schulzrinne, H., Casner, S., Frederick, R., and Jacobson, V. (1996). RTP: A transport protocol for real-time applications, RFC 1889.
- [Sivakumar et al., 1999] Sivakumar, R., Sinha, P., and Bharghavan, V. (1999). CEDAR: A Core-Extraction Distributed Ad Hoc Routing Algorithm. In *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no 8, pages 1454 – 1465.
- [Souza et al., 2009] Souza, M., Schicorski, A., Ferreira, K. Z. A., J., S. L., and Cortes, O. C. (2009). Avaliação de técnicas de codificação de voz para VoIP. Páginas 123-134. [*JBCS*] - *Journal of the Brazilian Computer Society. Revista no. 4; vol. 15;*.
- [Tsarmopoulos et al., 2005] Tsarmopoulos, N., Kalavros, I., and Lalis, S. (2005). A low-cost and simple-to-deploy peer-to-peer wireless network based on open source linux routers. In *Testbeds and Research Infrastructures for the Development of Networks and Communities, 2005. Tridentcom 2005. First International Conference on*, pages 92–97.
- [Velloso, 2003] Velloso, P. (2003). Transmissão de voz em redes ad hoc - Dissertação de Mestrado. Master's thesis, Universidade Federal do Rio de Janeiro.
- [Vicentini et al., 2010] Vicentini, C., Araujo, R., and Fonseca, M. (2010). Proposta de Uma Métrica de Roteamento Para Redes Wireless Mesh com tráfego VoIP. In *XXVIII - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - XV - Workshop de Gerência de Redes e Sistemas Distribuídos, 2010*, pages 147–156.

Apêndice A

O Padrão *Mesh* IEEE

O IEEE engloba especificações onde fabricantes e projetistas de *hardware* e *software* realizam estudos baseados nestas especificações, para a construção de equipamentos que funcionem em vários tipos de sistemas de uma forma homogênea, realizando serviços que lhe são atribuídos de forma correta.

A.1 Padrão 802.11s

Padrões IEEE chegam a uma taxa de 11Mbps (IEEE 802.11b) e 54Mbps (IEEE 802.11a/b), pesquisas do padrão IEEE 802.11n visam o aumento desta taxa de transferência em 10 a 20 vezes, mesmo que usuários ainda não possuam *hardware* que suporte tal tecnologia ou pelos serviços ADSL oferecidos [Akyildiz et al., 2005]. O padrão 802.11 está em processo constante de evolução em diversos segmentos como 802.11e para prover *QoS* ou 802.11n para vazão de dados maior que 100Mb/s.

As Redes *Mesh* do mercado possuem um custo elevado. Em consequência deste custo e de protocolos de roteamento utilizados pelas redes *Ad-Hoc* não serem adequados para redes *multi-hop*, ocorreu a formação de um grupo de pesquisa do IEEE intitulado: *IEEE 802.11s ESS Mesh*, criado em 2004, para padronizar esta nova tecnologia [Lee et al., 2006].

Nas redes *Mesh* tanto usuários quanto *access points* são inseridos na rede de forma aleatória, ocasionando um aumento de capacidade na rede, formando uma arquitetura escalpavel e redundante. O grupo adianta como definição da tecnologia: Casos de uso, Qualidade de Serviço, especificação da arquitetura, de segurança, de protocolos de roteamento e de desenvolvimento de novos protocolos MAC [Akyildiz et al., 2005].

O grupo 802.11s trabalha na especificação de um novo protocolo para instalação, configuração e operação das WLANs *Mesh* incluindo a camada física dos padrões IEEE 802.11a/b/g/n operantes em frequências não licenciadas 2.4 e 5Ghz.

Redes *Wireless* contêm diversas arquiteturas dependentes dos objetivos da rede que variam de simplesmente fornecer acesso a internet a nodos móveis ou coleta, armazenamento e processamento de dados em uma rede de sensores.

A figura A.1 ilustra algumas arquiteturas *wireless* facilmente encontradas. O item (a) demonstra o modo *wireless* infra-estruturado com a utilização de AP; item (b) ilustra a arquitetura *Ad-Hoc*; o item (c) apresenta a arquitetura híbrida onde utiliza-se de características de infra-estrutura e *ad-hoc*, onde as linhas pontilhadas ilustram comunicação *ad-hoc* e na linha contínua comunicação via AP; por fim o item (d) apresenta a arquitetura *Mesh*.

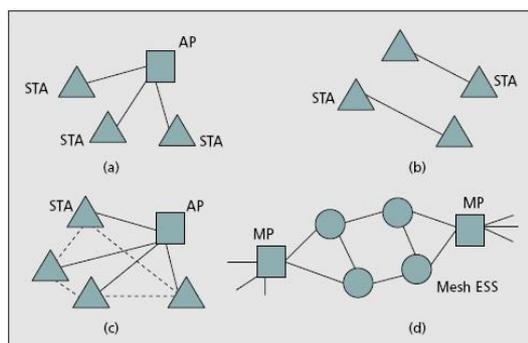


Figura A.1: Redes *Wireless* 802.11. [Faccin et al., 2006]

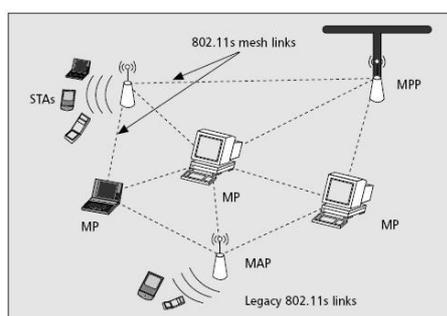


Figura A.2: Arquitetura *Mesh*. [Faccin et al., 2006]

A arquitetura *Mesh* possui clientes *Mesh* chamados de *mesh point* (*MP*), que utiliza-se de serviços da rede, ou podem atuar como roteadores para outros clientes da rede como outro *MP* ou estações *STA* atuam como clientes não roteando pacotes.

Além destas definições ainda podem ser encontradas em redes *Mesh*: *Mesh Portal* (*MPP*) atuando como *bridge* / *gateway* entre *Mesh Wireless Local Area Networks* (*MWLANs*) e outros tipos de redes, *Mesh Access Point* (*MAP*) atuando como *access point* de rede *Mesh* a figura A.2 ilustra tal conceito.