

Universidade Federal do Amazonas
Instituto de Ciências Exatas
Departamento de Ciência da Computação
Programa de Pós-Graduação em Informática

**ETR: Métrica de roteamento composta para
transmissão de dados multimídia em redes
em malha sem fio**

Loide Mara Verdes de Jesus

Manaus – Amazonas
2010

Livros Grátis

<http://www.livrosgratis.com.br>

Milhares de livros grátis para download.

Universidade Federal do Amazonas
Departamento de Ciência da Computação
Programa de Pós-Graduação em Informática

Autor: Loide Mara Verdes de Jesus
Orientador: Prof. Dr. Edson Nascimento Silva
Júnior

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Informática da Universidade Federal do Amazonas, como parte dos requisitos necessários para a obtenção do título de Mestre em Informática.

Banca Examinadora

Edson Nascimento Silva Júnior, Dr. UFAM/PPGI - Orientador
Edjair Mota, Dr. UFAM/PPGI - Membro
Eduardo Souto, Dr. UFAM/PPGI - Membro

Manaus – Amazonas

2010

*Live as if you were to die tomorrow. Learn
as if you were to live forever.*

Gandhi

À minha família.

Agradecimentos

Em primeiro lugar, agradeço à Deus por mais esta vitória: obrigada Senhor!

Agradeço à minha família, em especial minha mãe, pela educação, pelos valores passados à mim, pela compreensão e, principalmente, todo o incentivo e apoio a mim dedicado durante todos esses anos de estudos.

Às minhas irmãs e ao meu sobrinho Renan, pelo carinho e companheirismo em todos os momentos.

Agradeço aos professores do Departamento de Ciência da Computação da UFAM, em especial ao professor Edjair Mota, pelos conselhos durante a graduação e por todas as oportunidades de crescimento concedidas à mim.

Ao meu orientador, professor Edson Nascimento Silva Júnior, pela oportunidade concedida, pelo apoio e estímulo durante estes anos de pesquisa e principalmente, por acreditar no meu trabalho.

Agradeço à todos os membros do Grupo de Redes de Computadores e Multimídia, em particular ao Arlen Nascimento, Andrea Giordanna, Saulo Jorge, Regeane Aguiar e Cláudia Suzany, pelo convívio, amizade, motivação e longas discussões acadêmicas.

Agradeço aos meus amigos, por compreenderem as minhas ausências e principalmente pela agradável companhia e diversão nos meus momentos de descanso.

Ao Bernardo Bentes Gatto pela paciência, incentivo e total amizade. Agradeço também a companhia constante e apoio incondicional em todos os momentos da minha vida.

À Fundação de Amparo a Pesquisa do Amazonas (FAPEAM) pelo apoio financeiro recebido para o desenvolvimento deste trabalho.

A todos que contribuíram de modo direto ou indireto para a realização deste trabalho: Muito obrigada!

Resumo

Redes de comunicação sem fio têm sido amplamente utilizadas para serviços de compartilhamento de dados e aplicações multimídia. Devido à facilidade de expansão, auto-configuração e mobilidade encontrada nas Redes em Malha Sem Fio (*Wireless Mesh Networks*) muitos projetos têm sido implementados pela comunidade acadêmica a fim de oferecer conectividade às comunidades locais.

Um dos principais problemas existentes neste tipo de tecnologia é prover qualidade de serviço para aplicações multimídia, devido a sua natureza de múltiplos saltos e as restrições de tempo real impostas por este tipo de tráfego.

Este trabalho apresenta uma discussão sobre métricas de roteamento, funcionalidade chave neste tipo de rede, pois é necessário que a rede avalie constantemente os enlaces para cálculo dos melhores caminhos. Estes caminhos são baseados em métricas que tentam refletir a qualidade do enlace para aumentar o desempenho da rede, uma vez que a utilização do menor número de saltos têm se mostrado insatisfatória.

Além disso, apresenta uma pesquisa sobre as características dos enlaces, relacionando com parâmetros que afetam a qualidade de uma comunicação de voz. Estas pesquisas resultaram na proposta de uma extensão para o OLSR, baseada na estimativa da qualidade da fala, o cálculo do R, para o cálculo do menor caminho e como critério de seleção MPR. Esta abordagem objetiva minimizar a latência e a probabilidade de perda de pacotes em uma rede em malha.

O desempenho da métrica de roteamento proposta neste trabalho, *Expected Transmission R* (ETR), foi analisado a partir de simulações estocásticas, através da ferramenta Network Simulator (NS-2). Foram realizadas chamadas de voz, em um cenário com 16 nós dispostos em formato de grade, e avaliadas através da coleta de três parâmetros: MOS, perda e atraso.

Os resultados obtidos foram comparados às métricas ETX e ML - encontradas na literatura - visando fornecer diretrizes para a seleção do algoritmo de roteamento a ser utilizado em uma implementação de redes em malha sem fio.

A avaliação de desempenho realizada permitiu verificar que a estimativa de um único parâmetro de qualidade, no cálculo dos caminhos, não é suficiente para garantir bom desempenho das aplicações de tempo real. Com a utilização da métrica ETR, obteve-se ganhos de até 29% na qualidade de uma comunicação de voz.

Este estudo comparativo permite observar que o desempenho da métrica de roteamento é dependente da carga de tráfego transmitida na rede e, para suportar aplicações multimídia, o protocolo de roteamento deve possuir um modelo mais complexo, baseado em mais de um parâmetro, para classificação dos enlaces sem fio.

Palavras-chave: Redes em malha sem fio, Voz sobre IP, protocolos de roteamento, métricas de roteamento

Abstract

Wireless networks have been widely used for sharing data services and multimedia applications. Many projects have been implemented, by academic community, to provide connectivity to local areas using wireless mesh networks because it is self-configurable, mobile and easy to expand.

The main problem, in this kind of technology, is to provide quality of service to multimedia applications, such as voice over IP. It is because the multihop network and due this type of application requires real time delivery aim to maintain interactivity between the users.

This work present a discuss about routing metrics, key functionality in wireless mesh networks, because the network needs to assess the links constantly to compute the optimal paths.

Futhermore, reports a study on the characteristics of the links, connecting with parameters that affect the voice communication quality. Theses studies resulted in the proposal for an extension to OLSR protocol, based on the quality of speech estimation, the R calculation, to compute the shortest path and the selection of MPR set. This approach aims to minimize latency and packet loss probability in a mesh network.

The performance of the proposed routing metric, *Expected Transmission R* (ETR), was analyzed from stochastic simulations, through Network Simulator (NS-2) tool. Voice calls were conducted, in a grid scene with 16 nodes, and evaluated by collection

of three parameters: MOS, loss and delay.

The results were compared to the ETX and ML metrics - found in the literature - aiming to provide guidelines to routing algorithm selection to be used in an wireless mesh networks implementation.

The performance evaluation carried out showed that the estimation of a single quality parameter, in the path computation, is not sufficient to ensure quality of service to real-time applications. Using the ETR metric, the gains is about 29% in a voice quality.

This comparative study allows to observe that the metric routing performance is dependent on the traffic load transmitted on the network. To support multimedia applications, the protocol must have a more complex model based on more than one quality parameter in order to classify the wireless links.

Keywords: Wireless Mesh Networks, Voice over IP, routing protocol, routing metric

Sumário

Resumo	vii
Abstract	ix
Lista de Figuras	xiii
Lista de Tabelas	xv
Lista de Acrônimos	xvi
1 Introdução	1
1.1 Motivação	3
1.2 Objetivos	4
1.3 Contribuição deste Trabalho	4
1.4 Organização	5
2 Referencial Teórico	7
2.1 Redes em Malha Sem Fio	7
2.1.1 Implementações de Redes em Malha	9
2.1.2 Protocolos de Roteamento	10
2.1.3 O protocolo de roteamento OLSR	13
2.1.4 Alterações no algoritmo de seleção MPR	18

2.2	Roteamento Consciente de Qualidade	20
2.2.1	Expected Transmission Count (ETX)	25
2.2.2	Minimum Loss (ML)	26
2.3	Voz sobre IP	27
2.3.1	Qualidade de Serviço	29
2.3.2	Principais fatores de degradação da qualidade	31
2.3.3	Modelo E	34
3	Expected Transmission R	38
3.1	Obtendo I_{e-eff} a partir da Probabilidade de Perda de Pacotes (Ppl) .	39
3.2	Obtendo I_d a partir do Atraso Absoluto T_a	40
3.3	Considerações sobre a implementação da métrica ETR	42
3.4	Alterações no critério de seleção MPR	47
4	Metodologia	49
4.1	Modelo de propagação	50
4.2	Configuração geral das simulações	52
5	Análise dos resultados	57
5.1	Desempenho do algoritmo de seleção MPR	57
5.2	Desempenho da métrica de roteamento	60
6	Conclusões e Trabalhos Futuros	64
	Referências Bibliográficas	65

Lista de Figuras

2.1	Exemplo de topologia de uma rede em malha.	8
2.2	Formato básico de um pacote OLSR.[40]	14
2.3	Inundação tradicional de algoritmos <i>link state</i> [65]	15
2.4	Inundação MPR utilizada no OLSR [65]	16
2.5	Algoritmo de seleção MPR do protocolo OLSR [40]	16
2.6	Formato de uma mensagem HELLO [40]	17
2.7	Formato de uma mensagem TC [40]	18
2.8	Exemplo de isotonicidade entre dois caminhos.	24
2.9	Arquitetura de um sistema de voz sobre IP [59].	28
3.1	Pacote OLSR com informações geradas pelo algoritmo AdHoc Probe.	45
3.2	Mensagem OLSR HELLO com informações geradas pelo algoritmo AdHoc Probe.	46
3.3	Mensagem OLSR TC com informações geradas pelo algoritmo AdHoc Probe.	47
3.4	Algoritmo de seleção MPR do protocolo OLSR-ETR	48
4.1	Relação entre o MOS e o fator de suaviação α	54
4.2	Relação entre o atraso e o fator de suaviação α	55
4.3	Relação entre a perda de pacotes e o fator de suaviação α	56

5.1	Algoritmo de seleção MPR versus MOS	58
5.2	Algoritmo de seleção MPR versus Atraso	59
5.3	Algoritmo de seleção MPR versus Perda de pacotes	60
5.4	MOS versus Quantidade de chamadas simultâneas	61
5.5	Perda versus Quantidade de chamadas simultâneas	62
5.6	Atraso versus Quantidade de chamadas simultâneas	63

Lista de Tabelas

2.1	Classificação das métricas de roteamento [60]	22
2.2	Categorias de transmissão da fala	36
3.1	Expressões para calcular I_d	41
4.1	Expoentes de degradação para ambientes específicos	51
4.2	Parâmetros do tráfego de voz	53

Lista de Acrônimos

AARF:	<i>Adaptative Auto Rate Fallback</i>
AODV:	<i>Ad Hoc On-Demand Distance Vector</i>
CBR:	<i>Constant Bit Rat</i>
DSR:	<i>Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks</i>
ETR:	<i>Expected Transmission R</i>
ETX:	<i>Expected Transmission Count</i>
IEEE:	<i>Institute of Eletrical and Eletronic Engineers</i>
MD:	<i>Minimum Delay</i>
ML:	<i>Minimum Loss</i>
MOS:	<i>Mean Opinion Scoring</i>
MPR:	<i>Multipoint Relay</i>
NS-2:	<i>Network Simulator 2</i>
OLSR:	<i>Optimized Link State Routing</i>
OWD:	<i>One Way Delay</i>
PPL:	<i>Packet-loss Probability</i>
QoS:	<i>Quality of Service</i>
RFC:	<i>Request For Comments</i>
RTS:	<i>Retardo de Transmissão Suavizado</i>
SSNR:	<i>Smoothed Signal to Noise Ratio</i>
TTL:	<i>Time To Live</i>
VoIP:	<i>Voice over IP</i>
WMN:	<i>Wireless Mesh Networks</i>

Capítulo 1

Introdução

Redes de comunicação de dados sem fio podem proporcionar aos usuários de dispositivos móveis a capacidade de comunicação ubíqua e fácil acesso à informação, independente da localização, devido a sua flexibilidade, mobilidade e fácil desenvolvimento. Enquanto várias redes sem fio são implementadas para prover melhores serviços, uma tecnologia chave, *wireless mesh networks* tem emergido recentemente [1].

Wireless Mesh Networks (WMN) ou Redes em malha sem fio, são redes auto-configuráveis e auto-organizáveis; com os nós na rede estabelecendo e mantendo, dinamicamente, a conectividade entre eles. Dispositivos convencionais, como *desktops*, *laptops* e *PDA*s, equipados com uma placa de rede sem fio, podem se conectar diretamente aos roteadores em malha utilizando-os como pontos de acesso (*Access Points*). Dispositivos sem placas de rede sem fio também podem se conectar aos roteadores em malha utilizando meios de comunicação guiados, como Ethernet por exemplo. Dessa forma, redes em malha sem fio permitem que os usuários estejam conectados a qualquer hora e lugar [1].

Implementar uma rede em malha sem fio tem se mostrado uma tarefa viável pois todos os recursos exigidos já estão disponíveis para implementação de redes sem fio

móveis *ad hoc*, que são redes sem fio sem uma infra-estrutura central de acesso. A literatura dispõe de vários projetos de pesquisa que oferecem conectividade de rede para comunidades locais transformando pontos de acesso comuns em pontos de acesso *mesh* através de softwares livres [2][3][4].

Estas redes usam o conceito de redes em malha sem fio onde roteadores comuns comunicam-se entre si, através de múltiplos saltos, para encaminhar mensagens para seus vizinhos. Conseqüentemente, surgiram trabalhos em andamento para padronização do desenvolvimento destas redes e definição da tecnologia [5]. Neste sentido, o órgão *Institute of Electrical and Electronic Engineers* (IEEE) tem trabalhado para produzir o padrão *IEEE 802.11s* para definir o roteamento em redes em malha sem fio.

Algumas companhias já tem percebido o potencial desta tecnologia e oferecido produtos para interconexão em malha sem fio [12][13][14] porém não há garantia de interoperabilidade e os preços ainda são relativamente caros para um usuário comum.

Os projetos em andamento no meio acadêmico tem apresentado análises de desempenho através de redes de testes implementadas no laboratórios das universidades. Como resultado destas análises algumas otimizações tem sido propostas visando maior robustez na aplicabilidade de redes sem fio em geral. Exemplos são o RoofNet no MIT [6], MeshNet na UCSB [4] e o ReMESH na UFF [2].

Um dos desafios no projeto destas redes é a implementação de protocolos de roteamento eficientes, ou seja, com alto *throughput* e baixa perda de pacotes [7]. Dada a semelhança com redes *ad hoc*, houve uma utilização natural dos protocolos de roteamento *ad hoc* em redes em malha. Porém, devido às particularidades de arquitetura, por exemplo a heterogeneidade de tecnologias, o projeto de protocolos de roteamento para WMNs é uma área de pesquisa ativa [1][7].

1.1 Motivação

Roteamento consciente de qualidade (*quality-aware routing*) é um desafio em redes em malha pois a topologia pode mudar constantemente fazendo com que as informações sobre os enlaces disponíveis se tornem imprecisas.

Para dar suporte a Qualidade de Serviço (QoS) em redes sem fio, as informações sobre os enlaces, tais como retardo de transmissão, largura de banda, variação do atraso (*jitter*), entre outros, devem ser gerenciadas. Entretanto, obter e gerenciar essas informações não é uma tarefa trivial devido as características dos enlaces sem fio mudarem sob influência do meio. Além disto, os recursos limitados e a mobilidades dos nós acrescentam mais complexidade.

Apesar das dificuldades, alguns protocolos de roteamento consciente de qualidade têm sido propostos pela comunidade acadêmica [5][7][36]. Estes protocolos selecionam uma rota baseados em uma exigência de qualidade de serviço já conhecida.

Há muitos protocolos de roteamento visando aplicações *Best Effort*, ou seja, aplicações que fazem uso do melhor esforço, porém pouco tem sido feito para aplicações multimídia. Dessa forma, nosso ponto de partida é definir as características de uma rede em malha sem fio e usá-las para classificar uma rota neste tipo de rede. Em outras palavras, deseja-se estabelecer uma métrica de roteamento, de forma a tirar o máximo proveito das características de uma rede em malha. Nosso objetivo, é minimizar a perda de pacotes e o atraso de transmissão a fim de suportar a transmissão de tráfego multimídia, como VoIP, além de suas restrições de qualidade de serviço. Esta métrica será chamada de *Expected Transmission R* (ETR) e será detalhada no decorrer deste trabalho.

1.2 Objetivos

Nosso principal objetivo está na investigação e desenvolvimento de uma métrica de roteamento que selecione os caminhos, satisfazendo as exigências de Qualidade de Serviço de aplicações multimídia. Essa tomada de decisão, partiu da premissa de que aplicações multimídia possui exigências restritas de qualidade e, caso sejam atendidas, satisfarão exigências de qualidade dos demais tipos de tráfego.

A principal direção a ser tomada é aprimorar a alocação de recursos entre os nós do *backbone* de uma rede em malha sem fio a fim de capturar quais recursos se ajustam às necessidades de aplicações de multimídia. Em outras palavras, deseja-se estabelecer uma métrica de roteamento, de forma a tirar o máximo proveito das características de uma rede em malha.

Desse modo, o objetivo deste trabalho é adicionar uma função de roteamento consistindo de um método objetivo para avaliação da qualidade da fala. Assim, o protocolo de roteamento construirá a tabela de rotas baseado na coleta do retardo de transmissão e a probabilidade de perdas de pacotes, entre pares de nós na rede. Estes fatores são os que mais afetam a qualidade de uma comunicação de voz [8][9].

A métrica de roteamento proposta, *Expected Transmission R* será avaliada, para a transmissão tráfego de voz, a fim de verificar o impacto causado pela nossa abordagem.

1.3 Contribuição deste Trabalho

Comparado aos protocolos de roteamento de melhor esforço, um protocolo de roteamento consciente de qualidade atribui “custos” aos enlaces, baseado em informações que afetam o desempenho.

Este trabalho propõe uma heurística que permite que o protocolo de roteamento

encontre caminhos com menor retardo de transmissão e menor probabilidade de perda de pacotes, e mostra, através de experimentações, o desempenho da solução de roteamento proposta.

A principal contribuição deste trabalho é a implementação de uma função de composição para o cálculo do melhor caminho, afim de refletir as características dos enlaces sem fio. Esta função permite concatenar os parâmetros que afetam a qualidade de uma comunicação multimídia: atraso e probabilidade de perda de pacotes.

Em complemento a esta atividade é proposto, e implementado, um novo critério de seleção MPR, para utilização da métrica com o protocolo OLSR.

Um artigo, descrevendo a função de composição e o método utilizado para estimar o atraso e a perda de pacotes, foi aceito pelo *7th International Information and Telecommunication Technologies Symposium* e foi publicado nos *Proceedings of the 7th I2TS* em 2008 [29].

1.4 Organização

O capítulo a seguir, Capítulo 2, apresenta uma revisão dos conceitos teóricos que fundamentam este trabalho. Neste capítulo, é abordado o funcionamento das redes em malha sem fio, os principais exemplos de protocolos de roteamento e algumas propostas para provisão de qualidade de serviço. Apresenta também, a importância do roteamento consciente de qualidade, o funcionamento do protocolo OLSR e das métricas para provisão de qualidade, ETX e ML; uma visão geral sobre voz sobre IP e os requisitos para uma transmissão de voz; modelos para cálculo da qualidade da fala.

O Capítulo 3 descreve o uma solução de roteamento baseada em uma métrica consciente de qualidade para suportar aplicações multimídia, *Expected Transmission*

R, e as considerações feitas durante a implementação.

O Capítulo 4 descreve a metodologia utilizada para avaliação de desempenho além de apresentar os cenários e configurações utilizadas nos experimentos. A seguir os resultados são apresentados, no Capítulo 5, seguidos de análise e discussão do desempenho obtido.

Finalmente, o Capítulo 6 apresenta as conclusões observadas, a partir da avaliação de desempenho, bem como as sugestões de trabalhos futuros.

Capítulo 2

Referencial Teórico

2.1 Redes em Malha Sem Fio

Redes em malha sem fio (*Wireless Mesh Networks* - WMN) são redes com topologia dinâmica, variável e de crescimento orgânico, constituídas por nós com roteamento dinâmico e cuja comunicação, no nível físico, é feita através de variantes do padrão IEEE 802.11. Essas redes evoluíram a partir das redes móveis *ad hoc* (*Mobile Ad-hoc NETWORKS*).

Segundo [1] uma rede em malha sem fio é formada por roteadores e clientes. Enquanto os roteadores são, geralmente, estáticos, os clientes podem ter tanto dinamismo e mobilidade quanto é esperado em uma rede *ad hoc*.

A arquitetura de uma rede em malha pode ser classificada em três grupos principais, conforme a funcionalidade dos nós: WMN Infraestruturada, WMN Cliente ou WMN Híbrida [1]. WMN Infraestruturada, possui roteadores auto-configuráveis formando uma malha e clientes conectados a eles. WMN Cliente provê uma rede par-a-par entre os dispositivos onde os nós clientes possuem função de roteamento e auto-configuração e não há a necessidade de nós roteadores. A combinação das duas arquiteturas anteriores forma a WMN Híbrida, onde clientes podem se conectar á

rede tanto através de nós roteadores quanto diretamente conectados a outros nós clientes.

A Figura 2.1 exibe um exemplo de rede em malha sem fio infraestruturada. Neste exemplo, os roteadores em malha formam o backbone da rede, que pode ser integrada a outras redes através de um ou mais nós específicos atuando como *gateways*.

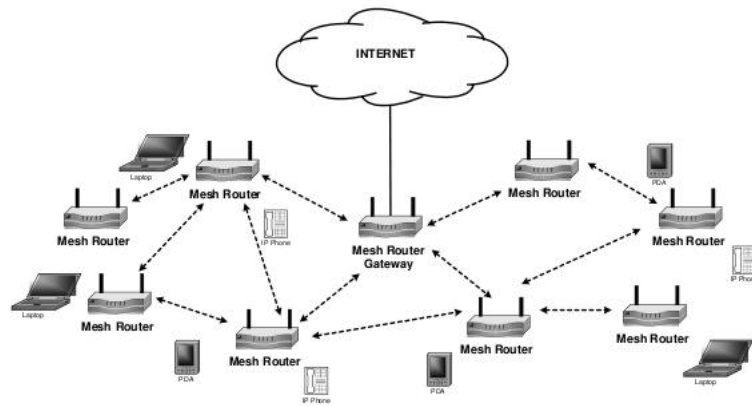


Figura 2.1: Exemplo de topologia de uma rede em malha.

Redes em malha sem fio são auto-configuráveis tendo a capacidade de se adaptarem a mudanças causadas pela adição, retirada ou falha de nós. Essa característica provê às redes em malha três qualidades importantes: desenvolvimento incremental, baixo custo de instalação e tolerância a falhas [18].

A implantação de uma rede em malha pode ser feita de maneira gradual, ou seja, roteadores podem ser instalados conforme a necessidade e a disponibilidade dos recursos, fazendo com que o investimento inicial seja reduzido. Elas apresentam baixo custo em relação a instalação de cada nó pois nem todos precisam estar conectados diretamente à uma infra-estrutura cabeada.

Em relação à tolerância de falhas, quanto maior a quantidade de roteadores em malha formando o *backbone* da rede, maior a probabilidade de que existam caminhos alternativos entre cada par de nós na rede. Assim, se houver falha, o protocolo de roteamento deve ser capaz de selecionar outro caminho rapidamente e evitar a

interrupção do serviço.

Dessa forma, não existe um ponto central de falha e, com isso, os danos causados pelo mal funcionamento de um roteador são bastante localizados. Mesmo o *gateway*, ponto crítico da rede, pode ser replicado fazendo com que a rede aumente a disponibilidade do serviço.

2.1.1 Implementações de Redes em Malha

Nos últimos anos, diversos trabalhos vem sendo desenvolvidos utilizando redes em malha sem fio para prover acesso à Internet a usuários residentes em suas proximidades. Estas implementações podem ser classificadas em dois grupos: as soluções comerciais e as soluções acadêmicas.

As soluções comerciais, em geral utilizam *hardware* e *software* fechados, desenvolvidos especialmente para redes em malha, como no caso das empresas Cisco [16] e Nortel [17]. Essas soluções apresentam custos muito altos, dificultando o acesso do usuário final a esta tecnologia.

Por outro lado, as soluções acadêmicas são frutos de projetos de pesquisa com foco no baixo custo de implantação. Estas soluções costumam utilizar, como *hardware*, roteadores sem fio comuns ou PCs adaptados para esta tarefa. Para o roteamento, são utilizados software livres com protocolos tradicionais de redes *ad hoc*. Exemplos de projetos de redes de acesso sem fio do tipo *mesh* são o ReMesh em Niterói/RJ[2], Roofnet no MIT [6], GoogleMesh na Califórnia [15], VMesh na Grécia [3], MeshNet na UCSB [4], entre outros.

Outro potencial para WMNs, além da implantação de redes de acesso à Internet próximas a universidades e escolas, é a construção de cidades digitais, oferecendo infra-estrutura de comunicação sem fio em ambiente metropolitano a todos os cidadãos. Isto já está acontecendo em cidades como Dublin, Taipei, Pittsburg e

Filadélfia.

Redes em malha sem fio são ideais para a construção de redes de acesso comunitárias permitindo o acesso a Internet para aqueles que não possuem condições de arcar com os altos custos de uma conexão faixa larga tradicional do tipo xDSL ou cabo.

2.1.2 Protocolos de Roteamento

Algoritmo de roteamento é *“a parte do software da camada de rede responsável pela decisão sobre a linha de saída a ser usada na transmissão do pacote de entrada”* [19]. Os diferentes protocolos de roteamento podem ser divididos em três classes distintas, de acordo com a maneira em que as rotas são criadas: reativos, proativos e híbridos.

Protocolos reativos, ou protocolos *on demand*, encontram as rotas a medida que é solicitado por uma determinada fonte. Uma operação de descoberta de rota termina quando um caminho, que conecta o nó fonte ao nó destino, foi encontrado ou não há nenhuma rota disponível considerando a análise de todas as permutações de caminhos. Uma vez que uma rota é descoberta e estabelecida, ela é mantida pelo mecanismo de manutenção de rotas até que a rota não seja mais necessária.

Esta característica, torna esta classe de protocolos interessantes em cenários onde há escassez de recursos, como por exemplo limitação de consumo de energia ou processamento. Isto porque os nós não possuem a obrigação de enviar mensagens constantemente informando que estão ativos na rede, uma vez que todas as possibilidades de rotas são avaliadas a medida que uma comunicação é solicitada, e nem a rede é inundada com mensagens de controle de topologia.

A principal desvantagem deste tipo de protocolo é o atraso, devido ao estabelecimento de uma conexão, pois a comunicação pode ser iniciada somente quando

uma rota estiver disponível.

Exemplos de protocolos reativos incluem o *Dynamic Source Routing Protocol* (DSR) [42], *Temporary Ordered Routing Algorithm* (TORA) [43] e o *Ad hoc On-Demand Distance Vector* (AODV) [41].

Protocolos proativos, ou protocolos *table driven*, descobrem a topologia da rede com todos os nós mantendo uma tabela que representa seus nós vizinhos. Logo, um nó fonte pode obter um caminho de roteamento imediatamente quando necessário. Porém, para manter a tabela de roteamento consistente e atualizada, os nós na rede precisam trocar mensagens de controle a cada mudança de topologia da rede, e o custo para manter a tabela atualizada é caro quando comparado a protocolos reativos [20].

Protocolos reativos geram *overhead* de tráfego de controle de topologia apenas quando uma nova rota é necessária, enquanto protocolos proativos geram tráfego de controle continuamente. Isto porque protocolos reativos trocam mensagens com informações de topologia somente quando a transmissão entre um par de nós é solicitada. Porém, em protocolos proativos, essas mensagens são trocadas continuamente a fim de garantir a existência de uma rota assim que se tornar necessário.

Um nó, em uma rede que utilize um protocolo proativo, envia mensagens de controle por difusão informando que o mesmo está ativo na rede e com quais nós ele possui alcançabilidade. Normalmente estas mensagens possuem Time To Live maior que 1 para permitir que a mensagem possa ser transmitida a nós que estejam mais distantes. A partir das informações recebidas, cada nó pode calcular então calcular sua tabela de roteamento utilizando alguma métrica pré-determinada pelo próprio protocolo.

Se o protocolo de roteamento proativo não mantém as tabelas de roteamento sincronizadas é provável que um pacote possa entrar em *loop* de roteamento até que o TimeToLive (TTL) esgote. Este é um dos maiores problemas para protocolos de

roteamento proativos além do *overhead* de tráfego e processamento.

A principal vantagem deste tipo de protocolo, além das rotas pré-estabelecidas para todos os nós que fazem parte da rede, é a sensibilidade às mudanças topológicas. Essa característica permite que uma comunicação não seja perdida caso um ou mais nós intermediários, que fazem parte da rota utilizada, sejam removidos da rede.

Contudo, os protocolos proativos possuem as seguintes desvantagens: (i) a necessidade de troca de mensagens de controle por difusão gerando um *overhead* adicional à rede, (ii) a descoberta de rota que não são efetivamente utilizadas para transmissão de dados uma vez que as rotas são calculadas independentemente da necessidade, (iii) em um cenário com limitações de recursos, o custo para a utilização deste tipo de protocolo pode ser muito alto.

Entre as propostas de protocolos proativos estão o *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) [40], o *Hazy Sighted Link State Routing* (HSLR) [44] e o *Wireless Routing Protocol* (WRP) [45].

Os protocolos híbridos reúnem as principais características dos protocolos reativos e proativos. Normalmente, estes protocolos exploram hierarquias de rede e são interessantes em redes *ad hoc* cujo comportamento varia com o passar do tempo. Por exemplo, em um determinado momento, todos os nós podem estar ativos em uma rede logo as rotas para cada nó na rede devem estar disponíveis. Entretanto, com o passar do tempo, a maioria dos nós podem ser tornar menos ativos, ou até mesmo inativos, fazendo com que uma abordagem reativa seja mais apropriada.

Entre os protocolos existentes nesta classe podemos citar o *Zone Routing Protocol* (ZRP) [48], um protocolo adaptativo, e o *Sharp Hybrid Adaptive Routing Protocol* (SHARP) [46], que propõe um roteamento baseado em zonas.

Em geral, roteadores em malha formam um *backbone* sem fio e possuem pouca ou nenhuma mobilidade. Assim, protocolos proativos apresentam melhor desempenho para este tipo de arquitetura pois provêm informações de estado atualizadas para

todos os nós da rede e eliminam o retardo de estabelecimento de uma conexão antes de uma transmissão de dados. Esta propriedade é atrativa para redes que precisam suportar aplicações com restrições de latência para estabelecimento de uma conexão, como aplicações de voz.

Outro ponto positivo é que roteadores em malha costumam ser estacionários, além de não apresentarem restrições quanto ao consumo de energia. Por isso, esta classe de protocolos têm sido amplamente utilizada nas implementações de redes em malha [2] [18].

O protocolo de roteamento OLSR é um dos protocolos mais utilizados em soluções de redes em malha sem fio, sendo utilizado pelos projetos VMesh [3], ReMesh [2] e OLSRd [70].

2.1.3 O protocolo de roteamento OLSR

Optimized Link State Routing Protocol [40], por ser um protocolo de roteamento proativo, herda a estabilidade de um algoritmo estado de enlace e tem a vantagem de ter as rotas disponíveis imediatamente quando se torna necessário. Ele é orientado à tabela de roteamento, por meio da troca de mensagens com informações sobre a topologia entre nós que fazem parte da rede.

A figura 2.2 mostra o formato básico de qualquer mensagem de controle do OLSR, omitindo informações sobre o cabeçalho IP e UDP.

Um único pacote básico do OLSR é capaz de transportar várias mensagens definidas pelo protocolo OLSR até que o tamanho máximo de pacote permitido pela rede seja alcançado, o qual é definido pela unidade máxima de transferência (*Maximum Transfer Unit*, MTU) da interface de rede. Isso permite menor *overhead* para o envio de diferentes mensagens por um mesmo nó da rede em um determinado momento.

dos nós vizinhos a um salto de distância. A partir da lista de nós informada, cada nó seleciona um subconjunto de nós que alcançam mais vizinhos distantes a dois saltos. Cada nó escolhe seu conjunto MPR independente dos demais nós na rede.

A figura 2.3 apresenta a inundação tradicional de mensagens de controle, feita pelos nós de uma rede utilizando algoritmos *link state*, e a quantidade de pacotes gerados. Ela mostra que são necessárias 49 re-transmissões para divulgar uma mensagem até 3 saltos de distância.

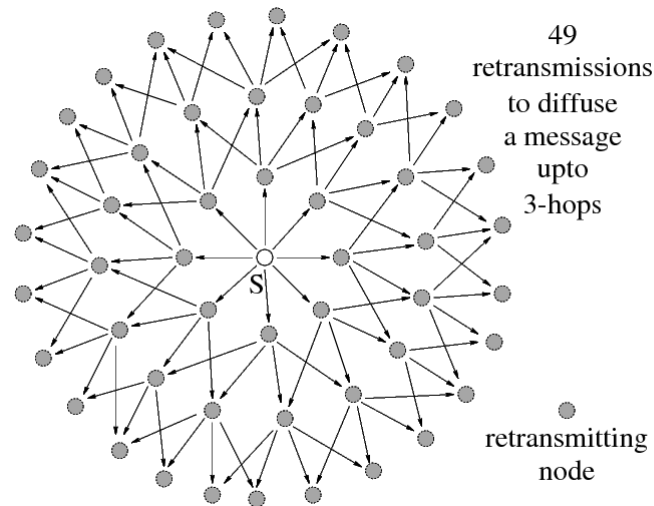


Figura 2.3: Inundação tradicional de algoritmos *link state* [65]

A figura 2.4 mostra a inundação de mensagens de controle selecionando um conjunto MPR para re-transmitir estas mensagens. Com essa abordagem, são necessárias 12 re-transmissões para divulgar uma mensagem a até 3 saltos.

Observa-se que, com a abordagem MPR, o número de mensagens geradas na inundação reduz significativamente em comparação as propostas tradicionais de protocolos baseados no algoritmo de estado de enlace.

O conjunto MPR (*MPR Set*) de um nó deve ser mantido pequeno a fim de tornar o protocolo eficiente. Quanto menor o *MPR Set* é, menos *overhead* o protocolo introduz [22].

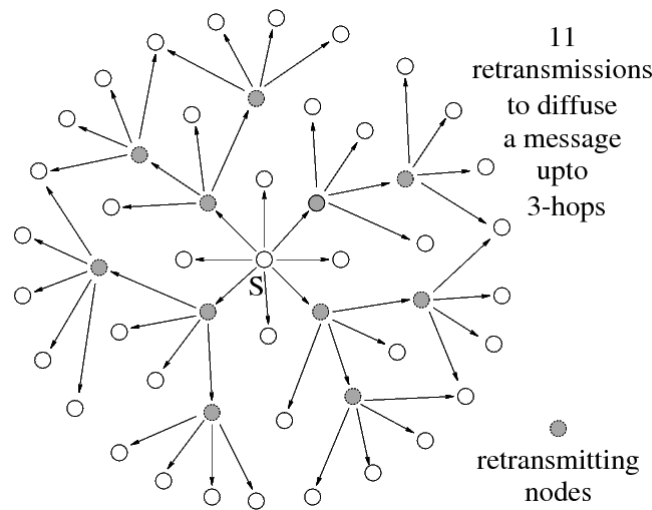


Figura 2.4: Inundação MPR utilizada no OLSR [65]

A heurística proposta em [40], para a construção do *MPR Set*, é selecionar os vizinhos a 1 salto de distância que possuem ligação com o maior número de vizinhos, não alcançados, a 2 saltos de distância. Se há um enlace, o nó com mais vizinhos é escolhido. O algoritmo de seleção *MPR Set* do OLSR é apresentado na figura 2.5.

Algoritmo de Seleção de MPRs do OLSR (i, N_i^1, N_i^2)

Entrada: Um nó i , os vizinhos de um salto de i (N_i^1), os vizinhos de dois saltos de i (N_i^2)

Saída: M_i , o conjunto MPR de i

- 1 **Início**
- 2 Adiciona a M_i os únicos nós em N_i^1 que possuem conectividade com um nó em N_i^2
- 3 Remove de N_i^2 os nós que já são alcançados por um nó em M_i
- 4 Enquanto $N_i^2 \neq \emptyset$ faça
- 5 Para cada nó em N_i^1 calcula o alcance, ou seja a quantidade de nós em N_i^2 que ele pode alcançar
- 6 Adiciona a M_i o nó com maior alcance. Em caso de vários nós com alcance igual, seleciona o que possui o maior número de vizinhos diretos (vizinhos de um salto)
- 7 Remove de N_i^2 os nós que agora são alcançados por um nó em M_i
- 8 **Fim**

Figura 2.5: Algoritmo de seleção MPR do protocolo OLSR [40]

Além do conjunto MPR, cada nó mantém um outro conjunto, o conjunto de nós que o selecionaram como MPR (*MPR Selector Set*). A informação sobre quais nós atualmente o selecionaram como MPR pode ser obtida a partir das mensagens HELLO enviadas periodicamente na rede. Estes nós divulgarão esta informação em

mensagens TC (*Topology Control*), utilizadas para divulgação da topologia da rede.

As mensagens HELLO são utilizadas para estruturar a vizinhança de um nó e encontrar informações sobre o *status* de um enlace. Cada nó envia estas mensagens, em *broadcast*, a seus vizinhos de um salto, informando a sua lista de vizinhos diretos. Desta maneira, um nó identifica seus vizinhos a 2 saltos de distância e pode executar o algoritmo de seleção MPR. Além disso, as mensagens HELLO informam a um nó se ele foi selecionado como MPR por um de seus vizinhos.

As mensagens TC enviam informações de atualização de topologia e incluem a última lista do *MPR Selector Set*. Apenas os nós escolhidos como MPR podem encaminhar este tipo de mensagem.

As figuras 2.6 e 2.7, apresentam os formatos básicos das mensagens HELLO e TC, respectivamente.

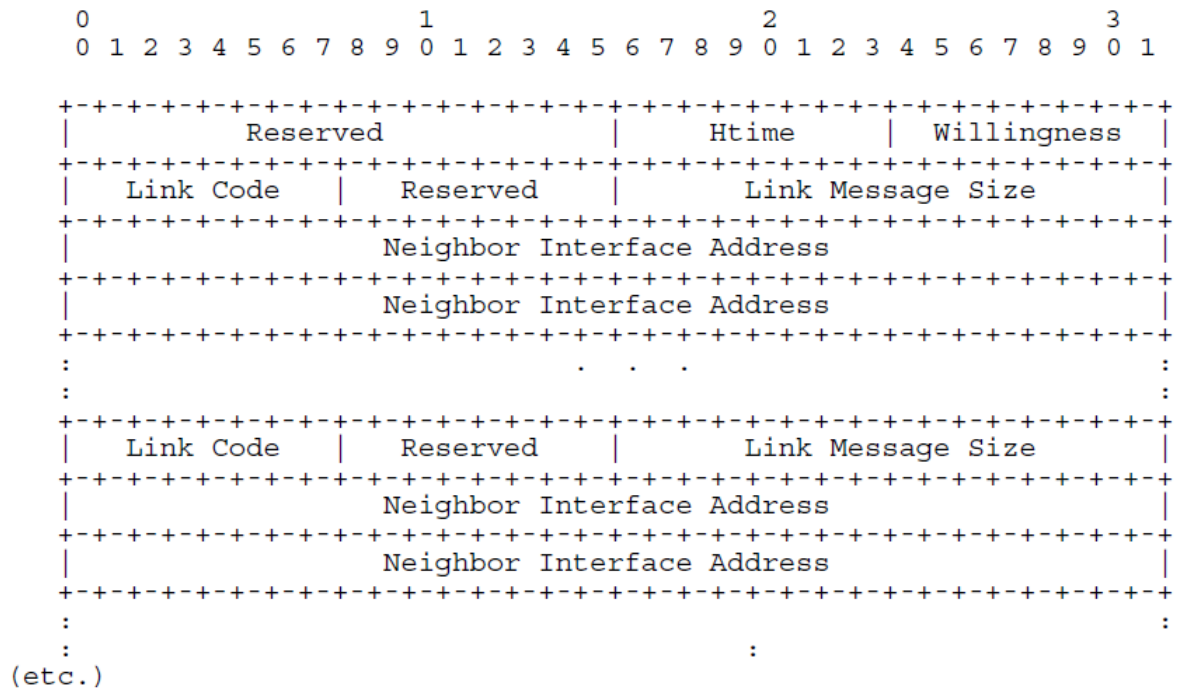


Figura 2.6: Formato de uma mensagem HELLO [40]

Tendo recebido mensagens TC e estando consciente dos seus vizinhos a 2 saltos

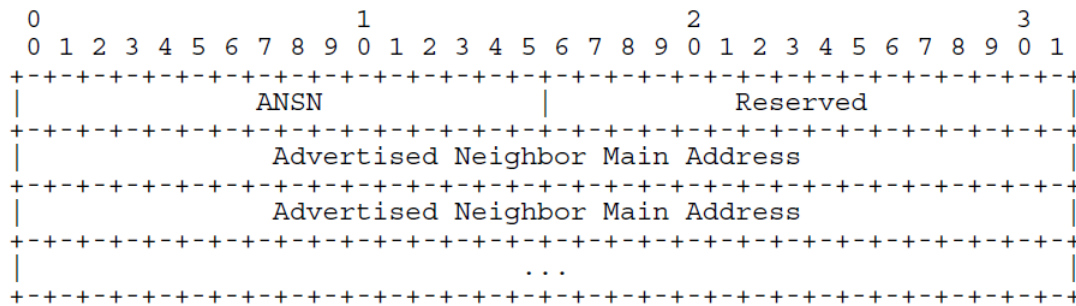


Figura 2.7: Formato de uma mensagem TC [40]

de distância, cada nó pode calcular sua tabela de roteamento. O algoritmo para cálculo desta tabela é baseado na construção de uma árvore espalhada para prover todos os caminhos mínimos possíveis. A vantagem do OLSR, do ponto de vista da Qualidade de Serviço, é que as rotas estão disponíveis antes mesmo que uma comunicação seja iniciada além do fato de que o cálculo das rotas é realizado com base no conhecimento da topologia de toda a rede.

Entretanto, a desvantagem do OLSR está na escalabilidade. À medida que aumentam a quantidade de nós na rede, o protocolo tende a tornar-se não-escalável, devido ao grande volume de mensagens de controle propagadas utilizando pacotes de difusão. Esta característica também aumenta a largura de banda usada pelo protocolo [23].

2.1.4 Alterações no algoritmo de seleção MPR

A heurística de seleção de MPRs do protocolo original tem por objetivo selecionar um conjunto mínimo de vizinhos diretos que podem ser utilizados para alcançar todos os vizinhos que estão a dois saltos de distância. Essa heurística limita o número de MPRs na rede a fim de garantir que o *overhead* seja o menor possível. Entretanto, do ponto de vista da qualidade de serviço, pelo algoritmo de seleção de MPRs, um enlace de boa qualidade pode ser escondido por outros na rede [67].

Badis *et al.* [67] mostram que há uma relação direta entre o conjunto de nós MPRs, selecionado por um nó, e o conjunto de enlaces anunciados na rede. A estratégia é, portanto, selecionar MPRs de modo que enlaces de boa qualidade sejam anunciados na rede, ao invés de enlaces de baixo desempenho uma vez que apenas os enlaces anunciados na rede serão utilizados para o cálculo dos melhores caminhos.

Como um exemplo, Ge *et al.* [22] propõem alterar a heurística de seleção MPR para fazer o OLSR encontrar caminhos com o máximo de largura de banda. Em [22], os autores propõem dois algoritmos para seleção MPR. O primeiro algoritmo, OLSR_R1, é quase o mesmo do algoritmo tradicional. Entretanto, quando há mais de um vizinho direto, que alcança os mesmos vizinhos a 2 saltos, aquele que possui um enlace com o nó atual de maior capacidade é o escolhido. O segundo algoritmo, OLSR_R2, seleciona os vizinhos diretos com maior largura de banda até que todos os vizinhos a 2 saltos de distância sejam alcançados.

Ge *et al.* [22] mostram que, embora o OLSR_R1 utilize o algoritmo padrão de seleção MPR, ele obtém melhor desempenho que o mesmo, porém não evita que enlaces com boa capacidade sejam escondidos na topologia da rede. O algoritmo OLSR_R2 mostrou bons resultados, encontrando rotas com melhor largura de banda, porém seleciona mais MPRs o que leva a produzir maior *overhead* em relação ao OLSR padrão.

O algoritmo OLSR_R1 possuem algumas vantagens. A primeira é que a modificação na heurística de seleção de MPRs não afeta a interoperabilidade com versões padrão do OLSR e com versões que utilizem outra heurística. Além disso, evita que informações adicionais sejam trocadas entre os nós.

Entre as desvantagens da proposta está o fato de que apenas uma métrica, ou um combinação específica de métricas, pode ser considerada. Logo, ela não permite que o protocolo atenda diversas classes de serviços. E mesmo considerando uma

única métrica, o algoritmo prioriza aqueles com menor número de saltos, que não são, necessariamente, os melhores com respeito a métrica usada.

Em [70], o grupo OLSR *New Generation* (OLSR-NG) considera vulnerável o conceito de MPR, uma vez que a falha de um enlace MPR dá margem a que vários roteadores apresentem uma visão inconsistente da rede. Conseqüentemente, enlaces inválidos podem ser usados para rotear dados dos usuários.

A fim de aumentar a garantia de que cada roteador terá as informações atualizadas sobre a topologia, OLSR-NG sugere tornar todos os nós MPR, utilizando a difusão tradicional dos algoritmos estado de enlace, resultando no *olsrd* [70].

2.2 Roteamento Consciente de Qualidade

Roteamento é a funcionalidade chave em redes de comunicação de dados de múltiplos saltos. O projeto de protocolos de roteamento para redes em malha sem fio é ainda uma área de pesquisa ativa por diversas razões: dentre elas, podemos citar que as métricas existentes não atendem a todos os requisitos necessários; fazendo com que haja uma necessidade de descoberta e investigação de novas métricas a fim de melhorar o desempenho dos protocolos de roteamento [21].

Em adição, os protocolos de roteamento existentes ainda possuem a limitação da escalabilidade, ou seja, conforme o tamanho da rede aumenta, o desempenho tende a reduzir significativamente pois a construção da tabela de roteamento pode levar maior tempo além de, devido a maior quantidade de saltos, o atraso para transmissão de dados se tornar maior [1].

Para suportar a comunicação entre dois nós em malha sem fio, é necessário o uso de protocolos de roteamento combinados com métricas de roteamento que determinem qual caminho será usado, dentre todos os caminhos possíveis entre um par de nós. Em geral, essa classificação dos caminhos dentro de uma rede, pode ser

dividida em duas etapas:

1. avaliar os enlaces individualmente e atribuir pesos correspondentes;
2. determinar uma função de composição do peso total de um caminho.

A primeira etapa consiste em determinar uma ou mais características de interesse no enlace e como as mesmas podem ser obtidas. Essas características podem depender direta ou indiretamente do tráfego em andamento na rede. Algumas características interessantes a serem observadas são a interferência, intra-fluxo e inter-fluxo, e o consumo de energia.

Uma das maneiras de obter informações sobre o estado dos enlaces, é introduzir tráfego artificial para medir o comportamento do mesmo. No entanto, esta abordagem pode interferir no tráfego normal da rede, possivelmente prejudicando os usuários do serviço. Alguns requisitos devem ser atendidos pelas técnicas de medição de capacidade de enlace. Além de possuir baixa complexidade, o processo de estimativa deve (i) ser independente de tráfego cruzado, ou seja, o fato de pares de pacotes de amostra ficarem separados na fila de roteadores intermediários, por pacotes pertencentes ao tráfego do usuário, não deve afetar o resultado obtido pela técnica; (ii) ser adequada para medição de capacidade em caminhos heterogêneos, que misturem enlaces cabeados e sem fio; e (iii) a técnica deve ser não-intrusiva a fim de não perturbar o tráfego de aplicações do usuário que estejam fluindo pela rede.

A partir do conhecimento de suas características, cada enlace poderá ser representado individualmente pela métrica de desempenho, formalizando o custo ou o peso de um enlace [21].

A segunda etapa, é a criação de uma função que atribua um custo a um caminho considerando os pesos individuais de cada enlace. Esse é o papel da função de composição. Uma função de composição bastante simples é a soma. Ou seja, o peso de cada enlace da rota em questão é somado, obtendo-se assim o custo total.

Considerando que $m(i,j)$ representa o peso atribuído ao enlace, que conecta o nó i ao nó j , a Tabela 2.1 apresenta a classificação das métricas de acordo com a propriedade matemática da função de composição utilizada para determinação do custo total de um caminho [60],[36].

Nome	Propriedade matemática	Exemplo
Aditiva	$m(P) = m(i, j) + m(j, k) + \dots + m(l, m)$	atraso, jitter, número de saltos
Multiplicativa	$m(P) = m(i, j) \cdot m(j, k) \cdot \dots \cdot m(l, m)$	perda de pacotes
Concava	$m(P) = \min\{m(i, j), m(j, k), \dots, m(l, m)\}$	largura de banda

Tabela 2.1: Classificação das métricas de roteamento [60]

Em geral, as funções de composição são criadas com o objetivo de representar alguma grandeza que tenha relação direta com o desempenho da rede. Desta forma, o melhor caminho passa a ser aquele que maximiza ou minimiza esta grandeza [11].

Geralmente, os protocolos de roteamento caracterizam a rede com um única métrica tal como menor número de saltos e utilizam *shortest path algorithm* para cálculo do caminho. A maioria dos protocolos de roteamento utilizam *minimum hop count* como métrica para a escolha da melhor rota, como o OLSR [40], AODV [41] e DSR [42].

Esta métrica tem como objetivo minimizar o número de saltos em cada caminho. Cada enlace possui um peso igual independente da qualidade ou outras características do enlace. A única informação necessária para a sua implementação é a topologia da rede, o que é facilmente obtido através do envio periódico de pacotes de controle em *broadcast*. No protocolo OLSR, por exemplo, esta informação é obtida através de mensagens HELLO e TC que permitem a um nó descobrir se outro nó é seu vizinho ou não.

Entretanto, para suportar transmissão de tráfego multimídia várias exigências precisam ser satisfeitas a fim de garantir qualidade de serviço. Isso significa que o protocolo de roteamento precisa criar um modelo mais complexo para caracterizar

a rede utilizando múltiplas métricas tais como *bandwidth*, *delay* e perda de pacotes.

De Couto *et al.* [50] observam que muitos dos menores caminhos selecionados possuem baixo desempenho devido a altas perdas de pacotes sobre os enlaces selecionados para estes caminhos. Isto é devido a seleção de a menor quantidade de saltos nos caminhos privilegiar caminhos de longa distância, ou seja, entre nós mais distantes. Estes enlaces, normalmente, estão mais suscetíveis a interferência ou obstáculos o que leva a um desempenho ruim da transmissão.

Minimum Hop Count não leva em consideração a capacidade, qualidade, volume de carga, diversidade do canal ou qualquer outra característica específica dos enlaces. Apesar de ter sido provado que esta métrica não é ótima para estabelecer caminhos com alto desempenho, comparações mostram que, sobre cenários com alta mobilidade, ela apresenta melhor desempenho porque reage mais rápido a mudanças topológicas [52].

O custo de um enlace é o custo para encaminhar um pacote ao longo de um caminho. A definição da métrica que irá definir o custo de um enlace é considerada mais difícil em redes sem fio que em redes cabeadas devido a variabilidade dos canais de radio. A qualidade de um enlace depende do ruído no meio, obstáculos e desvanecimento do canal, bem como de outras transmissões ocorrendo simultaneamente na rede. É desejável que a métrica que estabelece o custo de um enlace seja composta então o custo total de um caminho pode ser facilmente derivado dos custos individuais dos enlaces que o compõem [54].

A escolha da métrica de roteamento é analisada em [7]. Os autores mostram que o roteamento em redes em malha estáticas deve ser baseado em protocolos proativos, uma vez que espera-se que a topologia não mude frequentemente.

A métrica de roteamento deve satisfazer as seguintes exigências: bom desempenho e rotas estáveis; deve existir algoritmos eficientes para determinar os melhores caminhos; e estes devem ser livres de *loops* [7].

Além disso, [7] considera que a condição para a existência de algoritmos eficientes é que a métrica deve apresentar uma propriedade chamada isotonicidade (*isotonicity*). Isotonicidade significa que se o custo para ir do nó A para o nó C é maior que o custo para ir do nó B para o nó C, então o custo para ir de A até D passando por C deve ser maior que o custo para ir de B até D passando por C [56].

Em resumo, esta propriedade significa que uma métrica de roteamento deve garantir que a ordem dos pesos de dois caminhos é preservada se eles forem acrescentados a um outro caminho em comum.

A figura 2.8 apresenta um exemplo de isotonicidade entre dois caminhos a e b . A concatenação de dois caminhos a e b é definida pela operação $a \oplus b$ e o peso de um caminho a , definido pela métrica, por $W(a)$. A figura mostra que se $W(a) \leq W(b)$ então $W(a \oplus c) \leq W(b \oplus c)$ e $W(c' \oplus a) \leq W(c' \oplus b)$, para todo caminho a, b, c e c' .

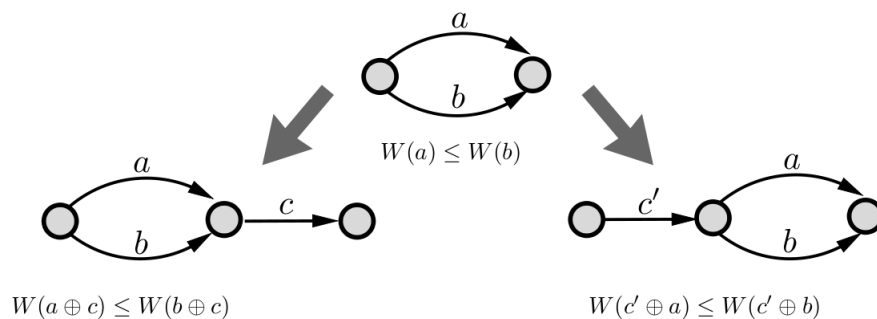


Figura 2.8: Exemplo de isotonicidade entre dois caminhos.

Se uma métrica de roteamento não é isotônica, apenas algoritmos de complexidade exponencial serão capazes de calcular o caminho de menor custo baseado nesta métrica, o que não é tratável, mesmo para redes de tamanho razoável.

Baumann *et al.* [36], apresenta uma análise das métricas de roteamento atuais com respeito a função de composição utilizada e os fatores que a influenciam.

A seguir, serão apresentadas algumas das propostas, encontradas na literatura,

em termos de métricas de roteamento para redes sem fio de múltiplos saltos, e que serão utilizadas neste trabalho.

2.2.1 Expected Transmission Count (ETX)

ETX é uma métrica proposta por De Couto *et al.* [49] e indica o número esperado de transmissões (e retransmissões) necessárias para a entrega, com sucesso, de um pacote através da rede. Basicamente, o ETX de um enlace sem fio é o número médio de transmissões de $\{data\ frame, ACK\ frame\}$ necessários para transmitir um pacote através dos enlaces sem fio.

Cada nó estima a taxa de perda de pacotes p_f para cada um de seus vizinhos e obtém deles uma taxa estimada p_r que representa o sentido inverso. Estas estimativas são obtidas utilizando pacotes de *probe* em *broadcast* (que não são retransmitidos) a cada segundo. O protocolo IEEE 802.11 requer que, para que uma transmissão possa ocorrer com sucesso, o pacote deve ser confirmado por meio do envio de um pacote ACK. As estimativas p_f e p_r representam, respectivamente, a fração de *probes* e ACKs recebidos em uma dada janela de tempo, a qual dura dez segundos tipicamente [49].

O nó, então, calcula o ETX para um enlace com um vizinho pela seguinte equação:

$$ETX = \frac{1}{(1-p_f)(1-p_r)}$$

A taxa de entregas é medida utilizando pacotes de *probe* em *broadcast* na camada de enlace. Logo, ETX só deve ser utilizada em redes com retransmissões na camada de enlace, tais como redes 802.11b.

A métrica ETX é aditiva e composta pois o número total de transmissões ao longo de um caminho é a soma dos ETX individuais calculados nos enlaces que o compõem. ETX trata, indiretamente, interferência entre fluxos através das medições

na camada de enlace. Enlaces que possuem maior interferência terão maior taxa de perda de pacotes e conseqüentemente maior valor ETX.

ETX é uma métrica de roteamento isotônica, pois preserva a ordem dos pesos de dois caminhos se eles forem adicionados a um caminho em comum, o que garante cálculo eficiente do peso dos caminhos e roteamento livre de *loops* [7][69]. Ela é uma das poucas métricas, como a *hop count*, que já foi implementada em redes reais [70]. Além disso, minimizar o número total de transmissões não somente aumenta o desempenho total da rede como também diminui o consumo de energia considerando que os níveis destes sejam constantes [36].

Muitas implementações do ETX utilizam pequenos pacotes de *probe* para detectar perdas de transmissão, logo as estimativas podem não refletir precisamente a taxa de perda devido ao menor tamanho destes pacotes comparados ao tamanho médio dos pacotes de dados [69].

2.2.2 Minimum Loss (ML)

A métrica ML, proposta por Passos *et al.* [53], é baseada na probabilidade de sucesso na transmissão de pacotes a nível de enlace. Como seu nome sugere, a idéia é encontrar caminhos que minimizem a probabilidade de perda de pacotes.

O peso associado a cada enlace $a \rightarrow b$ será a probabilidade P_{ab} que um pacote seja transmitido com sucesso por ele de a até b . Isso é feito interpretando as taxas de entregas dos enlaces como probabilidades. Assim, a probabilidade de sucesso em uma transmissão de $a \rightarrow b$ será:

$$P_{ab} = d_f \cdot d_r$$

Em um caminho de múltiplos saltos, a probabilidade de uma transmissão de sucesso sobre um caminho deve ser o produto das probabilidades de cada enlace no caminho. Com os pesos associados à todos os enlaces na rede, o melhor caminho

entre dois nós será o que tiver a maior probabilidade de sucesso na transferência de um pacote fim a fim.

Logo, o valor ML_n correspondente ao custo total de um caminho formado por n enlaces é definido por:

$$ML = \prod^n d_f \cdot d_r$$

A métrica ML é uma métrica multiplicativa e não isotônica pois é possível encontrar casos em que a adição de novos enlaces a um caminho não altere o custo total. Passos *et al.* [53] argumenta que o uso da multiplicação reduz as mudanças de rota melhorando o desempenho da rede.

ML seleciona caminhos que apresentam maior probabilidade de sucesso de transmissão, ao contrário do que ocorre com a métrica ETX, que seleciona caminhos com menor soma total do número esperado de transmissões de todos os saltos ao longo do caminho de transmissão. Portanto, caminhos com menores taxas de perdas (ou maiores probabilidades de sucesso na transmissão) resultam em maior desempenho além do benefício de rotas mais estáveis e menores taxas de perdas de pacotes.

2.3 Voz sobre IP

A tecnologia de voz sobre IP permite o tráfego de voz sobre redes que utilizam o protocolo da Internet. As vantagens dessa tecnologia são a possibilidade de compartilhamento do canal de transmissão por vários usuários, o uso de técnicas eficientes de compressão a fim de otimizar o canal de transmissão disponível e a introdução de mobilidade baseada no protocolo IP.

O principal atrativo para a adoção desta tecnologia é o baixo custo. Em vez de pagar por duas contas (a de conexão com a Internet e a telefônica) ou de se pagar mais caro por ligações interurbanas, o usuário de VoIP necessita arcar apenas com os custos de conexão à Internet, o que ele normalmente já faz.

VoIP é uma comunicação sobre redes de dados IP. A voz é submetida a protocolos de codificação e decodificação (*codecs*) que definem como os sinais de voz são digitalizados. Uma vez em forma de digital, o fluxo de voz é dividido em pequenas partes, estas são introduzida em pacotes de dados, e enviadas através de redes IP utilizando protocolos de transporte como UDP (*User Datagrama Protocol*) e o RTP (*Real Time Protocol*). Quando chegam aos destinatários, estes pacotes são reordenados e convertidos para a sua forma análogica.

A fala é um sinal analógico, que alterna períodos de voz e períodos de silêncio, considerado uma distribuição exponencial. Para propostas de transmissão através de redes de dados, o sinal analógico da fala é convertido em um sinal digital no transmissor e o processo inverso é executado no receptor. A figura 2.9 apresenta a arquitetura de um sistema VoIP.

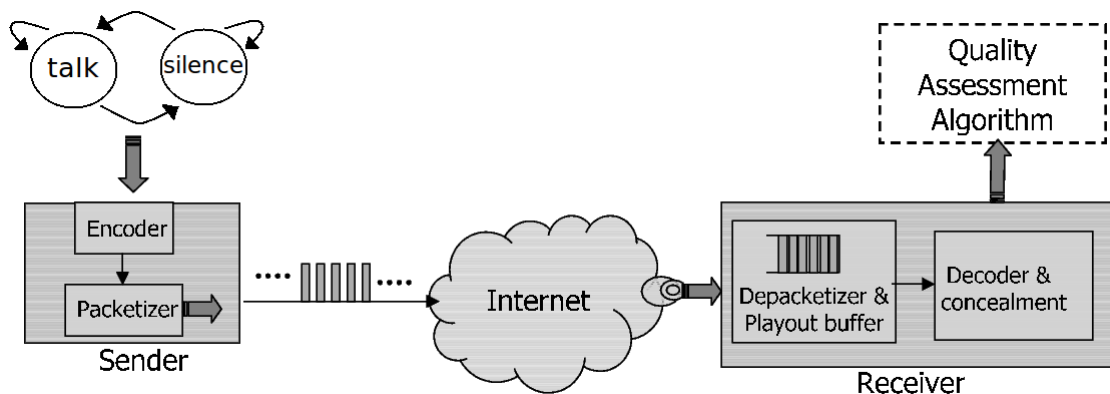


Figura 2.9: Arquitetura de um sistema de voz sobre IP [59].

A tecnologia de voz sobre IP oferece, à primeira vista, uma maneira de transmitir em um só enlace vários serviços distintos: voz, dados e vídeo. Porém, essa integração vai além do nível físico, e várias aplicações têm sido desenvolvidas no sentido de convergir também os próprios serviços, otimizando tarefas.

Devido à natureza heterogênea dos dados transportados pelas redes TCP/IP, surgem problemas quando a aplicação é uma conversa interativa. Isto porque, as

redes de dados TCP/IP baseiam-se na técnica de melhor esforço e por isso impõem restrições tais como atraso e perdas de pacotes variáveis. A iteratividade, entre os participantes de uma comunicação de voz, é afetada pelo atraso causado pela transmissão na rede [27].

Para assegurar a qualidade de uma comunicação de voz, na presença de danos provenientes da rede, é necessário um estudo dos fatores que afetam uma comunicação de voz e a produção de medições quantitativas para refletir a percepção do usuário.

2.3.1 Qualidade de Serviço

Prover Qualidade de Serviço (*Quality of Service*) é um dos principais desafios para a transmissão de voz sobre uma rede IP. Isto porque essa rede poderá transmitir os pacotes de voz com uma certa demora, gerando atraso, ou simplesmente não entregá-los ao destino, causando perda de informação.

As redes IP não fornecem garantias de que o serviço será realizado com sucesso pois fornecem um serviço do melhor esforço (*best effort*). Ou seja, fazem o possível para que os pacotes sejam entregues, porém há a possibilidade desse entrega não ocorrer ou ocorrer com um atraso muito grande. Com a falta desse garantia de entrega, as redes IP ficam mais suscetíveis a problemas que afetam diretamente a qualidade da fala.

Além disso, as redes de dados, como a Internet, são redes públicas nas quais passam uma quantidade enorme de dados dos mais diversos tipos. Ao compartilhar a estrutura da rede, uma comunicação VoIP pode competir com milhares de outras informações que também estão sendo transmitidas e muitas vezes essa competição afeta diretamente os pacotes de voz.

QoS é uma medida do nível de serviço entregue ao cliente. Ela pode ser conside-

rada como o nível de garantia dado pela rede, de que uma aplicação particular terá suas exigências atingidas. De um ponto de vista mais técnico, a QoS pode ser caracterizada por diversos critérios de desempenho, tais como a disponibilidade, vazão, tempo de estabelecimento de conexão, percentual de transmissões com sucesso e a velocidade de detecção e correção de falhas.

Os métodos para medição da qualidade da fala podem ser classificados em dois tipos [28]:

- **Métodos subjetivos:** são baseados na opinião dada por um grupo de ouvintes;
- **Métodos objetivos:** estimam o resultado dado por um grupo de ouvintes sem que eles sejam consultados. Estes podem ser divididos em duas classes:
 - **Métodos perceptuais:** utilizam o conhecimento do funcionamento do sistema auditivo humano para compor uma medição de distorção de voz.
 - **Métodos computacionais:** calcula parâmetros relativos à conexão de rede (tais como atraso, perda de pacotes, ruído do ambiente, etc) e estima qual seria a qualidade da fala percebida por usuários humanos.

Todos estes métodos baseiam-se em comparações. Nos métodos perceptuais, a comparação é explícita pois utilizam um sinal de referência para comparar com um sinal degradado a fim de compor uma medida de distorção da voz. As distorções mais significativas ao ouvido humano são computadas com maior peso do que aquelas que são quase inaudíveis. Um exemplo de método de medição perceptual é o *Perceptual Evaluation of Speech Quality* (PESQ) [73].

Os métodos subjetivos mais utilizados executam uma comparação indireta. Basicamente, várias pessoas são recrutadas para ouvir alguns trechos de conversa, sob condições controladas, e avaliá-los conforme o conhecimento prévio que possuem do

que é uma chamada de boa ou má qualidade. Estes métodos são caros, demorados e poucos repetíveis pois nem todos os ouvintes possuem um mesmo critério de julgamento. Testes subjetivos foram os primeiros métodos utilizados para avaliar a qualidade da fala em redes de telefonia e estão descritos nas recomendações ITU-T P.800 [34] e P.830 [35].

Já os métodos computacionais baseiam-se na experiência técnica em redes de telefonia, de forma que os parâmetros monitorados são comparados, ainda que implicitamente, a parâmetros conhecidos como indicadores de boa qualidade da fala. Entre as vantagens desta classe de métodos consta (i) a facilidade de implementação; (ii) a possibilidade de serem utilizados em medições intrusivas ou não-intrusivas, em tempo real ou não; (iii) o conhecimento das causas de eventual baixa de qualidade através do conhecimento dos valores dos parâmetros computados.

O Modelo E [24] é um exemplo de modelo computacional que foi desenvolvido para redes com controle de qualidade focado no atraso, perda de pacotes, eco e manipulação de sinais digitais. Devido às vantagens apresentadas, o Modelo E foi escolhido como base para este trabalho e está descrito, em detalhes, na Seção 2.3.4.

2.3.2 Principais fatores de degradação da qualidade

As aplicações de voz sobre IP são aplicações de tempo real, possuindo requisitos específicos para manter a iteratividade entre os usuários comunicantes. Existem diversos fatores que podem prejudicar a qualidade de uma comunicação, sendo os mais críticos o atraso, a variação do atraso (*jitter*) e a perda de pacotes [26] [47]. Cada um deles afeta de maneira particular a qualidade das chamadas de voz, podendo servir de fator limitante para a utilização do serviço.

Atraso

Atraso em voz sobre IP é caracterizado pelo tempo gasto para o sinal sair do emissor e chegar ao receptor. Essa fatia de tempo é inerente a vários fatores relacionados à voz e à rede na qual ela está sendo transmitida. Essa definição consiste não só do atraso provocado pelo percurso do pacote de voz ao longo da rede, mas também dos atrasos de compressão/descompressão da voz, bem como a espera nas filas do equipamento de rede (ex. roteador) e a disputa do meio com outro tráfego.

Segundo a recomendação ITU-T G.114 [26], o valor máximo de atraso permitido para uma conversa de boa qualidade é de 150ms em um sentido. Quando o atraso ultrapassa este limite, a conversação torna-se confusa e, com frequência, os locutores tendem a falar simultaneamente ou esperar que o outro fale.

Variação do atraso - *Jitter*

Corresponde a variação da latência entre pacotes sucessivos de dados. Um *jitter* elevado produz uma recepção não regular de pacotes de dados, inviabilizando uma conversa normal, que espera uma sucessão de pacotes a um ritmo constante.

Um dos grandes responsáveis pela introdução do *jitter* em uma rede em malha é o atraso aleatório gerado no processo de enfileiramento dos pacotes nos roteadores e devido à janela de disputa da camada MAC. A solução comumente usada para remover esta variação de atraso é a introdução de *buffers* (*de jitter buffers*) no último elemento do percurso a fim de armazenar os pacotes que chegam com um atraso variável e entregá-los ao receptor em uma taxa constante, gerando, com isto, um atraso fixo. Ao mesmo tempo, o *buffer de jitter* pode reordenar os pacotes, caso o protocolo utilizado o permita.

O tamanho deste *buffer* pode ser ajustado para a maioria dos sistemas. Quanto maior for o seu tamanho, maior será o atraso final na reconstituição da voz, ocasio-

nando efeitos perceptíveis ao ouvinte. Porém, se o seu tamanho for pequeno demais, o processo de recuperação dos pacotes no receptor ficará mais vulnerável ao *jitter* ocasionando perdas de pacotes por descarte. O ajuste no tamanho do *dejitter buffer* é então uma relação entre o atraso e a perda de pacotes [47].

Devido ao fato deste *buffer* introduzir uma latência adicional, deve ser especificado um tamanho que permita que a soma total das latências não ultraprasse os 150ms, indicados para o atraso total, tendo um valor por volta de 50 ms [72].

Perda de Pacotes

A quantidade de pacotes perdidos na rede é um fator que impacta diretamente na qualidade de uma comunicação. Uma transmissão de voz é muito sensível ao atraso e ao *jitter* porém pode tolerar algum grau de perda de pacotes, desde que estes representem uma percentagem baixa de pacotes de dados. No entanto, uma aplicação de tempo real, como VoIP, tem a desvantagem de não permitir que um pacote seja re-enviado em caso de erro pois, quando este finalmente fosse recebido pelo receptor, seu tempo de transmissão já teria passado.

Nas redes em malhas sem fio, os pacotes voz podem ser perdidos por dois motivos [47]:

- Perda por falha nos enlaces e mudança de rota
- Descarte de pacotes nos roteadores da rede ou no *buffer* de compensação de *jitter*

Os pacotes podem ser perdidos devido à falhas nos enlaces causadas por obstrução, desvanecimento ou qualquer outro motivo, e o algoritmo de roteamento precise calcular uma nova rota para o tráfego. Em redes muito grandes, o tempo levado para a realização do cálculo é significativo, podendo ocorrer perdas de pacotes que degradem a qualidade de uma chamada em andamento.

Um pacote pode ser perdido devido à sobrecarga da rede, onde ocorrem congestionamentos e o descarte de pacotes é a solução empregada para resolver este problema. Os pacotes transmitidos são armazenados nos *buffers* dos roteadores porém, se a taxa de pacotes recebidos é maior que a sua capacidade de transmissão, a quantidade excedente é descartada. Para suportar aplicações multimídia é necessário um gerenciamento do esquema de enfileiramento dos pacotes em todos os elementos da rede.

Outro motivo para o descarte de pacotes é o atraso excessivo. Se um pacote chega ao receptor com um atraso acima do valor limite, determinado pelo *de jitter buffer*, ele é descartado. Para o tratamento adequado deste tipo de perda é necessário a implementação de algoritmos dinâmicos de *de jitter buffer*. Além disso, o atraso limite tolerado pelo *buffer de jitter* deve ser uma relação de compromisso entre o atraso máximo suportado pelo usuário e a máxima taxa de perda de pacotes.

De acordo com [72], a taxa de perda de pacotes máxima é de 3%, sendo recomendável que seja inferior a 0,50%, do total de pacotes transmitidos.

2.3.3 Modelo E

O Modelo E foi especificado para sistemas telefônicos em geral, não necessariamente para aqueles que se utilizam de voz sobre IP. Este modelo contabiliza as perdas ocasionadas pelos elementos envolvidos na comunicação de voz, resultando em uma pontuação de qualidade. Se utilizado periodicamente ao longo de uma chamada, o Modelo E servirá para acompanhar a variação da qualidade ao longo da mesma.

O princípio fundamental do Modelo E, definido na Recomendação ITU-T G.107 [24], baseia-se no conceito de que “*fatores psicológicos numa escala subjetiva são aditivos*”, ou seja, cada contribuição ocasionada por um fator de perda, em um

sistema de comunicação de voz, pode ser computada separadamente, embora isso não implique que tais fatores não estejam correlacionados [27].

O Modelo E implementa um mecanismo baseado na soma de termos que representam distorções na qualidade da fala, tais como atraso de transmissão, eco, distorções introduzidas pelos equipamentos utilizados, entre outros fatores. O resultado do modelo é o fator escalar R, mapeável para a escala de pontuação MOS (*Medium Opinium Score*).

O MOS, ou Pontuação de Opinião Média, é definido na Recomendação ITU-T P.800 [34], pelo qual avaliadores ouvintes atribuem uma pontuação de 1 (pobre) a 5 (excelente) à qualidade da fala reproduzida pelo sistema de comunicação em teste. Como expressa diretamente a opinião média dos usuários, o MOS representa um índice de referência para avaliação da qualidade da fala em sistemas de comunicação.

O fator R é obtido pela seguinte fórmula [27]:

$$R = R_o - I_s - I_d - I_{e-eff} + A, \quad (2.1)$$

onde:

R_o representa os efeitos da relação sinal-ruído (SNR);

I_s representa as perdas simultâneas ao sinal de voz, por exemplo, a interferência da própria voz do locutor sobre o fone de ouvido do mesmo;

I_d representa as perdas associadas ao atraso fim-a-fim levando em consideração as perdas devido ao eco no lado transmissor e receptor e as perdas relacionadas ao atraso absoluto da voz;

I_{e-eff} representa as perdas associadas ao equipamento utilizado o que permite computar as perdas causadas pelos codecs de baixa taxa de transmissão de bits;

A corresponde ao fator de vantagem, ou fator de expectativa, o que significa o grau de tolerância que um usuário espera pela conveniência de utilização da tecnologia.

O fator R resulta em um valor que varia de 0 (pior caso) a 100 (excelente), e pode ser convertido pra a escala de pontuação MOS como listado na Tabela 2.2.

Fator R	MOS	Satisfação do usuário
$90 \leq R < 100$	4.34 - 4.50	Muito satisfeitos
$80 \leq R < 90$	4.03 - 4.34	Satisfeitos
$70 \leq R < 80$	3.60 - 4.03	Alguns insatisfeitos
$60 \leq R < 70$	3.10 - 3.60	Muitos insatisfeitos
$0 \leq R < 60$	1.00 - 3.10	Quase todos insatisfeitos

Tabela 2.2: Categorias de transmissão da fala

Normalmente, o fator R é descrito em categorias de valores, tal qual é apresentado na Tabela 2.2. Sistema cuja qualidade da fala seja avaliada em $R \leq 60$ não são recomendáveis, sendo desejável obter $R \geq 70$ [39].

Considerando as expressões matemáticas e os valores padrões apresentados em [24], o valor padrão para R_o é 94.77 e para I_s é 1.41.

O fator de vantagem, A, varia de 0 (para telefonia fixa) a 20 (para localidades de difícil acesso). Para a telefonia celular é recomendável o uso de A igual a 5, para redes *indoor*, ou igual a 10, para redes geográficas. No entanto, este valor pode ser considerado uma variável cultural dependente do serviço de telefonia disponível. Para VoIP, [37] recomenda o valor 0.

Com base nestes valores, a equação 2.1 pode ser reduzida para [27][38][39]:

$$R = 93.4 - I_d - I_{e-eff} \quad (2.2)$$

onde I_d é uma função sobre o atraso absoluto (*one way delay*) e I_{e-eff} é, em resumo, uma função do tipo de *codec* utilizado e a taxa de perda de pacotes.

Assim, assumindo que o *codec* utilizado seja conhecido, é preciso, apenas, capturar as estatísticas da rede (atraso e perda de pacotes) para estimar a qualidade da fala por meio do fator R.

Capítulo 3

Expected Transmission R

Neste capítulo é apresentado uma nova proposta de roteamento consciente de qualidade, chamada *Expected Transmission R*, a qual é baseada em um método computacional para medição da qualidade da fala, o Modelo E.

A métrica ETR tem por objetivo avaliar os enlaces na rede observando o atraso fim-a-fim e a probabilidade de perda de pacotes, a fim de suportar aplicações multimídia. Estes parâmetros são considerados os mais críticos para a qualidade de uma chamada de voz [8] [9].

Conforme descrito no Capítulo 2, o cálculo do fator R pode ser reduzido para depender apenas do atraso absoluto de transmissão e da probabilidade de perdas de pacotes associados ao *codec* utilizado, segundo a Equação 2.2.

Utilizando esta equação para o cálculo do custos dos enlaces em uma rede em malha, a métrica ETR selecionará os caminhos que possuem o maior valor para o fator R, representando caminhos com menor probabilidade de perda de pacotes e menor retardo de transmissão.

Uma implicação desta abordagem é que cada nó na rede, seja capaz de obter as informações exigidas para o cálculo do fator R. A principal direção tomada neste trabalho foi estender o protocolo OLSR, para utilizar uma técnica de estimativa de

3.1 Obtendo I_{e-eff} a partir da Probabilidade de Perda de Pacotes (Pp) 9

capacidade de enlace específica para redes sem fio, de modo a fornecer os parâmetros necessários para o cálculo dos caminhos.

Outras propostas de extensão do protocolo OLSR, baseadas em algoritmos que selecionam as rotas considerando múltiplas métricas, podem ser encontradas na literatura [60][67]. Entretanto, as propostas fazem asserções inválidas para redes sem fio, por exemplo, considerar que todos os nós, que fazem parte de uma rede, possuem seus relógios sincronizados para estimar o retardo de transmissão [66]. Ou então, utilizam técnicas que apresentam medidas pouco confiáveis para a estimativa de largura de banda como em [23].

O objetivo deste trabalho é apresentar uma extensão para a escolha de rotas do protocolo OLSR escolhendo caminhos com maior fator R até o destino. ETR é uma métrica fim-a-fim, pois representa o valor total de um caminho, e captura os efeitos tanto da taxa de perda de pacotes quanto do tamanho do caminho, uma vez que caminhos mais longos e com maior probabilidade de perda resultam em um valor baixo para o fator R.

As seções a seguir, 3.1 e 3.2, descrevem como é feito o cálculo dos parâmetros I_{e-eff} e I_d , respectivamente, a partir da probabilidade de perda de pacotes (Ppl) e do atraso absoluto (Ta) capturados da rede.

3.1 Obtendo I_{e-eff} a partir da Probabilidade de Perda de Pacotes (Ppl)

O fator de perda I_{e-eff} é um meio flexível de calcular as perdas causadas pelos *codecs* de baixa transmissão de bits. Seu valor depende do *codec* utilizado para a codificação da voz e é calculado pela equação 3.1 [24]:

$$I_{e-eff} = I_e + (95 - I_e) \cdot \frac{Ppl}{(Ppl + Bpl)} \quad (3.1)$$

onde, I_e é o fator de perda associado ao equipamento a 0% de perdas de pacotes, Bpl é o fator de robustez à perda de pacotes e Ppl é a probabilidade de perda de pacotes. O apêndice I da Recomendação ITU-T G.113 [25] fornece valores do I_e e Bpl para alguns codecs sob condições de perdas aleatórias de pacotes e perdas em rajada. Esses valores são resultados de testes exaustivos de pontuação MOS sob diversas taxas de perdas de pacotes.

O *codec* escolhido para este trabalho foi o G.729 pois utiliza uma taxa de transmissão baixa, 8Kbps, e por isso baixo consumo de banda sendo muito usado em ambiente sem fio. Usando os valores apresentados em [25] para o I_e e Bpl , 11 e 19, respectivamente, podemos reduzir o cálculo do I_{e-eff} utilizando para seguinte expressão [27]:

$$I_{e-eff} = 11 + 84 \cdot \frac{Ppl}{(Ppl+19)} \quad (3.2)$$

O valor Ppl deve ser obtido através da monitoração da rede, ou seja, Ppl corresponde à perda de pacotes observada na rede IP. Para uma rota, este valor será acumulado ao longo do caminho. Considerando um caminho do nó a para o nó c , passando por b , a probabilidade de perda de pacotes será definida pela expressão:

$$Ppl_{ac} = Ppl_{ab} + Ppl_{bc} \cdot \frac{(100 - Ppl_{bc})}{100} \quad (3.3)$$

O impacto do Ppl é aumentar o valor do fator I_{e-eff} e, assim, diminuir a qualidade da chamada. Como a métrica ETR favorecerá caminhos com maior fator R estimado, conseqüentemente, favorecerá caminhos com menor probabilidade de perda.

3.2 Obtendo I_d a partir do Atraso Absoluto Ta

Ta é o atraso fim-a-fim e pode ser descrito pela seguinte soma:

$$T_a = T_{codec} + T_{rede} + T_{buffer} \quad (3.4)$$

onde T_{codec} representa o atraso inerente ao codec utilizado, T_{rede} é o atraso de transmissão na rede e T_{buffer} é o atraso adicionado pelo *buffer de jitter*. Contudo, para o *codec* G.729, T_{codec} e T_{buffer} possuem um valor fixo conhecido, 45ms e 20ms respectivamente segundo [25], então T_a pode ser reduzido para:

$$T_a = 65 \text{ ms} + T_{rede} \quad (3.5)$$

Assim o valor de T_a , fica dependente apenas do atraso de transmissão na rede e será sempre positivo uma vez que representa a soma de todos os T_a 's ao longo de um caminho.

De acordo com o valor de T_a , uma expressão diferente para cálculo do I_d , é utilizada, a qual melhor se ajusta à fórmula original apresentada em [24]. A expressão original para o cálculo do I_d , descrita em [24], a qual inclui raiz quadrada e funções trigonométricas, foi simplificada para equações polinomiais em [27] por questões de desempenho. Estas simplificações serão utilizadas neste trabalho para fins de implementação.

A Tabela 3.1 apresenta as expressões utilizadas para o cálculo do fator I_d , com relação ao valor de T_a , e a referência consultada.

Expressão I_d	T_a (ms)	Referência
$0.023 \cdot T_a$	$T_a \leq 175$	[27]
$0.111 \cdot T_a - 15.444$	$175 < T_a \leq 300$	[27]
$-2.468 \cdot 10^{-14} \cdot T_a^6 + 5.062 \cdot 10^{-11} \cdot T_a^5 - 3.903 \cdot 10^{-8} \cdot T_a^4 + 1.344 \cdot 10^{-5} \cdot T_a^3 - 1.802 \cdot 10^{-3} \cdot T_a^2 + 0.103 \cdot T_a - 0.1698$	$300 < T_a \leq 600$	[9]
50	$T_a > 600$	[29]

Tabela 3.1: Expressões para calcular I_d

Pelas expressões, o valor de I_d aumenta a medida que o atraso absoluto T_a cresce. Atrasos acima de 400 ms são considerados inaceitáveis para redes de propósito geral

[26], logo se $Ta > 400$ ms então R tende a zero, pela equação 2.2. Caminhos com atraso absoluto acima de 600ms possuem um valor fixo para o I_d , representando o valor máximo para o parâmetro, a fim de reduzir o custo computacional do algoritmo.

Uma vez que o atraso é sempre maior que zero, acrescentar um salto na escolha de um caminho vai aumentar o valor de Ta e, portanto, diminuir o valor de I_d .

3.3 Considerações sobre a implementação da métrica ETR

Uma das limitações verificadas no protocolo OLSR é que o algoritmo de roteamento não possui informações, a respeito das características da rede, que permitam aplicações efetivas de QoS para satisfazer as restrições de cada um determinado tipo de tráfego. Logo a integração com uma técnica de estimativa da capacidade dos enlaces torna-se necessária.

Para estimar a capacidade dos enlaces, uma técnica ativa de medição de capacidade de enlace pode ser utilizada. As técnicas ativas injetam pacotes extras na rede de modo a obter amostras da capacidade do enlace estudado. Estas técnicas, apesar de intrusivas, apresentam bom desempenho com relação ao baixo tempo de convergência e medições precisas da capacidade.

Entre as técnicas ativas mais populares estão o *CapProbe* [61] e o *AdHoc Probe* [58]. Ambas as técnicas são baseadas em pares de pacotes e enviam, simultaneamente, dois pacotes de mesmo tamanho em um único sentido do enlace a fim de medir a diferença de tempo entre as chegadas no nó destino. A partir desta informação, a capacidade é calculada.

AdHoc Probe foi desenvolvido especialmente para atender as peculiaridades das redes *ad hoc* que devido, às características intrínsecas deste tipo de rede, pos-

suem requisitos específicos. Como por exemplo, a capacidade do enlace que pode variar dinamicamente devido a interferência, mobilidade ou mudança nas políticas de economia de energia adotadas pelos nós na rede.

Diferente do *CapProbe*, que é baseado no modo *round-trip* e estima a capacidade no enlace de “gargalo”, o *AdHoc Probe* estima a capacidade máxima de um enlace baseado no envio de pacotes em um único sentido. Segundo [58], o modo *round-trip* é inadequado para redes *ad hoc* pois o primeiro pacote enviado pode colidir com o segundo na rede.

A capacidade máxima de um enlace, estimada pelo *AdHoc Probe*, é a capacidade máxima de transferência sobre um enlace, na ausência de tráfego competidor. Esta capacidade é, tipicamente, menor que a taxa de transmissão nominal do canal devido a uma variedade de razões como os múltiplos saltos e mecanismos de RTS/CTS. *AdHoc Probe* é capaz de identificar estes fatores [58]. Esta característica é bastante interessante em situações em que políticas de qualidade de serviço precisam ser adotadas.

Assim, para suprir as informações necessárias à métrica ETR, utilizamos uma adaptação do algoritmo *AdHoc Probe*. Como o algoritmo envia pacotes, de tamanho fixo, a uma taxa constante, foi configurado o tamanho máximo para os pacotes em 60 bytes a fim de simular pacotes de voz G.729. Cada nó enviará um par de pacotes a uma taxa de 20ms e estimará o atraso absoluto (T_a) e a probabilidade de perda de pacotes (P_{pl}).

O tempo do envio é estampado em todos os pacotes que o emissor envia e o atraso (OWD) é calculado no receptor. O receptor calcula o OWD de cada pacote pela diferença entre o tempo em que o pacote foi recebido (no seu próprio relógio) e o tempo em que o pacote foi enviado (impresso no cabeçalho do pacote). Chen *et al.*[58] provou que o algoritmo apresenta bom desempenho mesmo quando os relógios não estão sincronizados pois coleta uma quantidade n de amostras para o cálculo

da capacidade.

O cálculo do OWD é calculado, neste trabalho, pela equação 3.6.

$$\text{OWD} = (T_{recv1,i} - T_{send,i} - \delta) + (T_{recv2,i} - T_{send,i} - \delta) \quad (3.6)$$

onde $T_{send,i}$ representa o tempo de envio do pacote; $T_{recv1,i}$ e $T_{recv2,i}$, o tempo de recebimento do primeiro e segundo pacote, respectivamente; e δ representa a diferença de tempo entre os relógios do emissor e do receptor.

Com base no número de sequência do envio destes pacotes é calculado a taxa de perda de pacotes gerados pelos vizinhos para detecção das perdas.

Devido o cálculo do retardo de transmissão ser um valor instável, com variações pouco significativas, outras alterações devem ser adotadas para garantir a eficiência da métrica. Segundo [32][71], uma boa métrica deve (i) representar de forma adequada as características do enlace; (ii) ser sensível a mudanças graduais na qualidade do enlace; (iii) não ser sensível a mudanças temporárias na qualidade do enlace, tais como desvanecimento do sinal; (iv) não ser sensível à carga do enlace.

Para atender a estes requisitos, cada nó manterá informações sobre o retardo de transmissão, para cada um de seus vizinhos, a fim de calcular adaptativamente o retardo de transmissão suavizado (RTS). O método utilizado é similar ao utilizado para calcular a taxa suavizada de ruído do sinal (do inglês *Smoothed Signal to Noise Ratio*, SSNR) apresentada em [71].

O cálculo do RTS, a partir do n -ésimo par de pacotes recebido de um nó i é obtido, recursivamente, por:

$$\text{RTS}_{n,i} = \alpha R_{n,i} + (1 - \alpha)\text{RTS}_{n-1,i} \quad (3.7)$$

onde $\text{RTS}_{n-1,i}$ é o retardo calculado pro último pacote recebido e α é um fator de suavização definido para refletir as condições do ambiente. Este último é um fator

ajustável que assume valores contínuos no intervalo $[0..1]$. Quanto maior o valor de α , maior será a sensibilidade da métrica ao retardo de transmissão.

Esta técnica permite calcular as estimativas em apenas um dos sentidos do enlace. Assim, para que os nós possam obter informações no sentido inverso do, é proposta uma alteração nas mensagens de controle do OLSR a fim de permitir que um nó possa informar o resultado do cálculo OWD para o seu vizinho.

A Figura 3.1 apresenta o novo formato do pacote de controle OLSR com informações geradas pelo *AdHoc Probe*. Destaque para os novos campos identificando o número de seqüência e o tempo de envio do pacote.

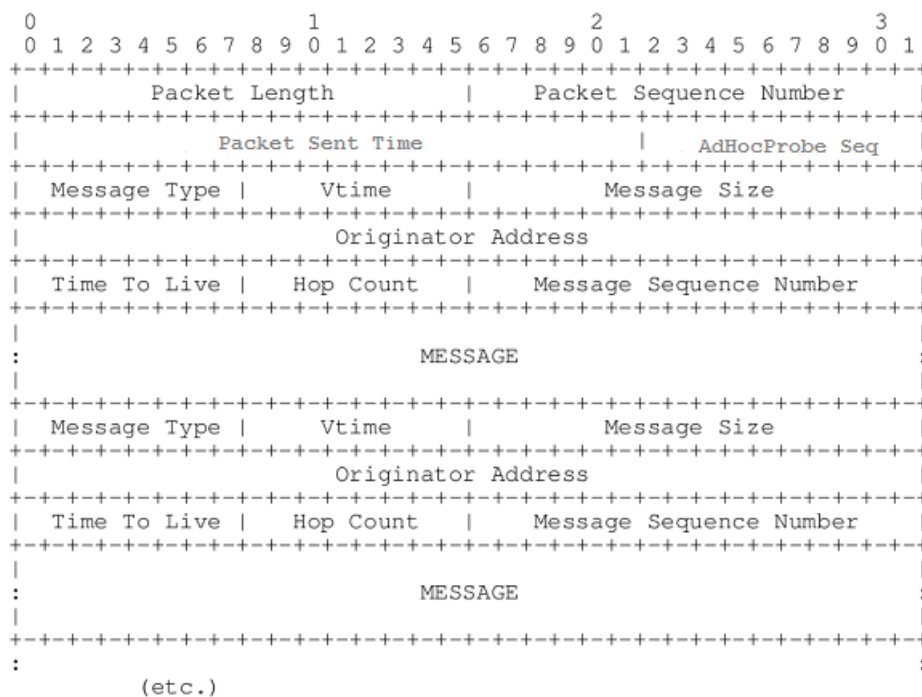


Figura 3.1: Pacote OLSR com informações geradas pelo algoritmo AdHoc Probe.

As mensagens HELLO e TC também foram alteradas para carregar informações sobre o estado dos enlaces no sentido dos nós vizinhos ao nó que está enviando, atualmente, uma dessas mensagens. As figuras 3.2 e 3.3, apresentam o novo formato das mensagens HELLO e TC, respectivamente. Com este formato, é possível que o

nó envie informações sobre a capacidade dos enlaces vizinhos.

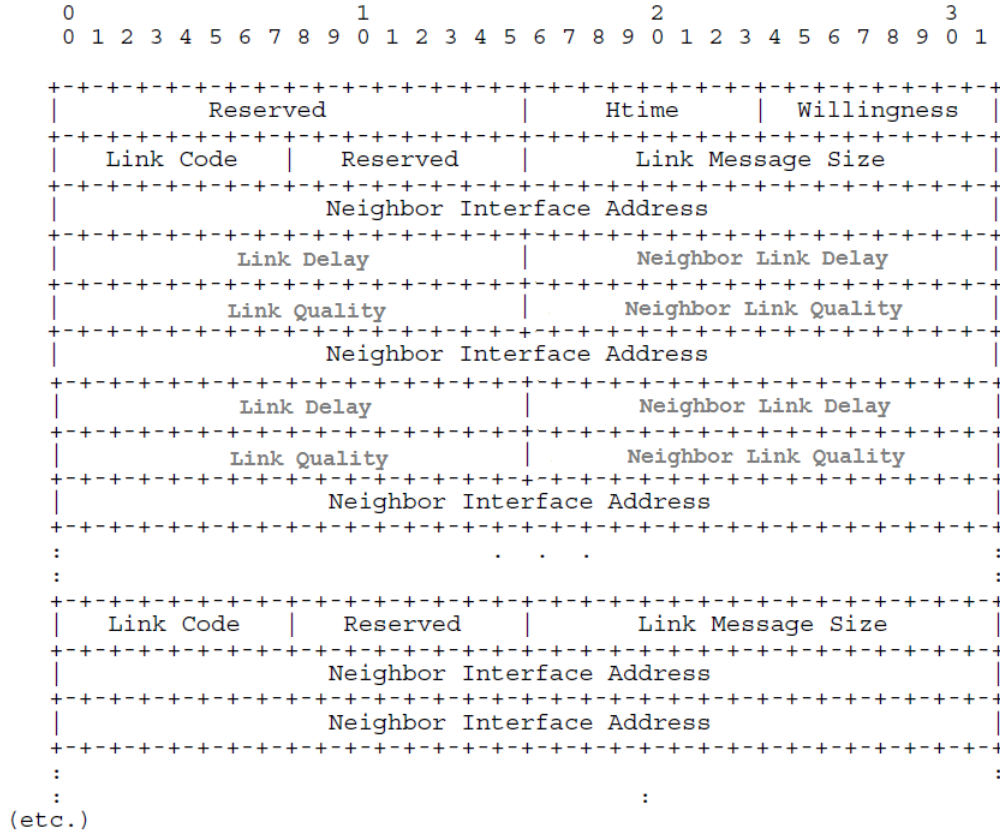


Figura 3.2: Mensagem OLSR HELLO com informações geradas pelo algoritmo Ad-Hoc Probe.

O cálculo do melhor caminho é feito através do algoritmo de *Dijkstra* para a seleção do menor caminho. Porém, o algoritmo de *Dijkstra* seleciona os enlaces de menor peso, o que contradiz a escolha dos caminhos com maior qualidade da fala, ou seja, maior valor do fator R.

Para contornar este problema, o cálculo do fator R foi adaptado para se ajustar ao algoritmo de *Dijkstra*. Considerando que o valor máximo do fator R é 100, a função de composição do ETR passa a ser representado pela subtração de (100 - Equação 2.2), resultando na equação na seguir:

$$ETR = 6,6 + I_d + I_{e-eff} \quad (3.8)$$

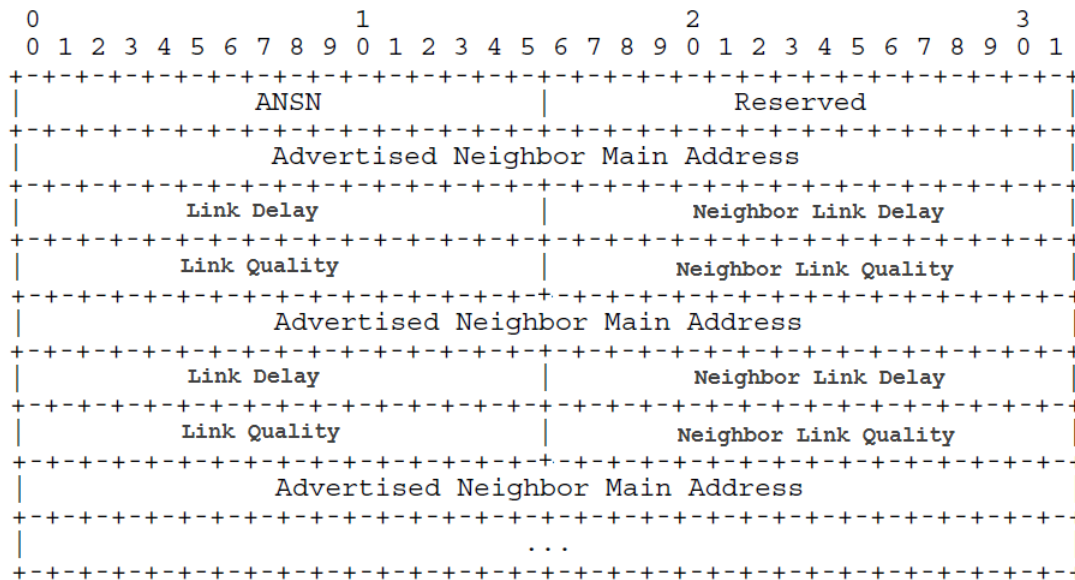


Figura 3.3: Mensagem OLSR TC com informações geradas pelo algoritmo AdHoc Probe.

Assim, durante o cálculo do melhor caminhos, enlaces com menor valor ETR serão escolhidos maximizando a qualidade de uma comunicação de voz.

3.4 Alterações no critério de seleção MPR

O critério utilizado pelos nós para selecionar o conjunto MPR é essencial na determinação de caminhos com boa qualidade de serviço. Duração a seleção, enlaces com baixa latência e perda de pacotes não devem ser escondidos por outros enlaces mais populares. Portanto, o algoritmo de seleção do conjunto MPR tradicional [40], que escolhe os nós baseado na quantidade de vizinhos que ele possui, foi modificado a fim de refletir a métrica de qualidade de serviço.

Para a métrica ETR, o algoritmo de seleção MPR é quase o mesmo do OLSR padrão. Entretanto, quando há mais de um vizinho direto alcançando a mesma quantidade de nós, distantes 2 saltos, aquele que possui menor ETR é escolhido como MPR.

O algoritmo de seleção MPR do OLSR-ETR é apresentado na Figura 3.4.

Algoritmo de Seleção de MPRs do OLSR-ETR (i, N_i^1, N_i^2)

Entrada: Um nó i , os vizinhos de um salto de i (N_i^1), os vizinhos de dois saltos de i (N_i^2)

Saída: M_i , o conjunto MPR de i

```

1 Início
2   Adiciona a  $M_i$  os únicos nós em  $N_i^1$  que possuem conectividade com um nó em  $N_i^2$ 
3   Remove de  $N_i^2$  os nós que já são alcançados por um nó em  $M_i$ 
4   Enquanto  $N_i^2 \neq \emptyset$  faça
5     Para cada nó em  $N_i^1$  calcula o alcance, ou seja a quantidade de nós em  $N_i^2$  que ele pode alcançar
6     Adiciona a  $M_i$  o nó com maior alcance. Em caso de vários nós com alcance igual, seleciona o que possui
       maior qualidade, ou seja, menor ETR
7     Remove de  $N_i^2$  os nós que agora são alcançados por um nó em  $M_i$ 
8 Fim

```

Figura 3.4: Algoritmo de seleção MPR do protocolo OLSR-ETR

Esta estratégia busca manter a interoperabilidade com a versão padrão do protocolo OLSR ou com outras que utilizam a mesma heurística sobre outra métrica. Além disso, leva a criação de caminhos mais curtos em relação a quantidade de saltos, uma vez que o critério utilizado seleciona nós até que todos os nós a 2 saltos de distância sejam alcançados.

Assim como o algoritmo padrão de seleção MPR, o OLSR-ETR selecionará o menor número de nós MPRs possível produzindo assim, baixo *overhead* de mensagens de controle.

Por fim, esta heurística permite a possibilidade do uso de métricas assimétricas, onde o custo de um enlace difere conforme o sentido que ele é utilizado, parecidas com a ETR. Ou seja, um nó na rede seleciona seu conjunto MPR, com base em uma característica de interesse, para os enlaces que ele possui com os demais nós na rede, enquanto que os enlaces no sentido inverso são somente anunciados através das mensagens TC.

Capítulo 4

Metodologia

Existem diferentes técnicas para avaliação de desempenho em sistemas computacionais. Porém, elas podem ser classificadas segundo três tipos: medições de um sistema real, simulação de eventos discretos a partir de um modelo implementado em software, e análise analítica de um modelo matemático [74]. A técnica escolhida para avaliação de desempenho foi a simulação de eventos discretos devido a falta de um sistema real e por permitir controle total sobre o sistema que está sendo estudado. Assim, é possível observar o impacto de pequenas alterações no mesmo.

O desempenho das extensões propostas neste trabalho será analisado a partir de simulações através da ferramenta Network Simulator 2 (NS-2) [31], versão 2.29. Este simulador foi escolhido devido a vantagem de ser software livre e com código aberto, o que permite a realização de ajustes para uma experimentação. O código-fonte do NS-2 pode ser obtido, gratuitamente, em [31]. Para atingir nossos objetivos foi adicionado um módulo de roteamento que implementa o protocolo OLSR com as métricas ETX e MD desenvolvido por [32].

Para garantir a confiabilidade estatística dos dados coletados, utilizamos a ferramenta Akaroa-2 [30] integrada ao NS-2 em todas as simulações. Esta ferramenta coleta uma grande quantidade de observações, em execução paralela e distribuída,

e realiza um tratamento estatístico para detectar e descartar amostras coletadas durante o período de estado transiente e eliminar a correlação. Desse modo, a simulação só pára quando atinge um nível de precisão estatística pré-definido.

Os trabalhos consultados para este trabalho, descritos no Capítulo 2, que utilizam métodos estatísticos para avaliação de desempenho, não apresentam indícios de possuírem confiabilidade estatística, o que compromete os resultados apresentados. De modo geral, utilizam simulações de horizonte finito, com um número fixo de amostras e uma duração pré-determinada. Nesta abordagem não há como garantir que a quantidade de amostras foi grande o suficiente para evitar que todas as amostras pertençam ao estado estacionário e, portanto, devam ser consideradas.

Os experimentos executados neste trabalho utilizam simulações de horizonte infinito com o Akaroa-2 utilizando um intervalo de confiança de 95% e precisão relativa de 0.05. Neste caso a quantidade de amostras coletadas é definida pela ferramenta, durante a execução, e em algumas casos foram coletadas 37.742 amostras, das quais 2.499 foram descartadas por pertencerem ao estado transiente.

4.1 Modelo de propagação

O modelo de propagação possui um papel fundamental na implementação de redes 802.11 uma vez que estimam a potência dissipada ao longo do percurso de propagação do sinal sem fio.

Na literatura, a grande maioria dos trabalhos utiliza modelos determinísticos como o *Free Space* e o *Two-ray Ground* por serem os modelos padrão implementados no NS-2 [31]. Estes modelos são dependentes da distância, potência do sinal e dos ganhos proporcionados pelas antenas. Ambos consideram que há visada direta entre o transmissor e o receptor, contudo o *Two-ray Ground* considera um percurso de reflexão sobre uma superfície plana, fazendo com que o modelo seja mais preciso.

Entretanto, os dois modelos não caracterizam adequadamente o ambiente sem fio das redes em malha [75].

Queiroz *et al.* [75] analisa o impacto de modelos de propagação pouco realistas sobre parâmetros de desempenho da camada de aplicação.

O modelo de propagação *Shadowing* utiliza um componente determinístico e outro estocástico, que variam conforme o ambiente modelado, para descrever o valor médio da potência. O primeiro representa a degradação do percurso, *path loss exponent*, representando por α . O segundo indica o desvio padrão da potência degradada devido a obstruções ao longo do percurso de propagação do sinal, σ , e é expresso em dB.

A Tabela 4.1 apresenta alguns expoentes de degradação típicos para alguns ambientes de simulação [68].

Ambiente	Valor de α
Espaço livre	2
Rede interna com visada	1.6 a 1.8
Área Urbana	2.7 a 3.5
Rede interna com obstruções	4 a 6

Tabela 4.1: Expoentes de degradação para ambientes específicos

A implementação do *Shadowing* existente no NS-2 considera a existência de várias obstruções no percurso do sinal sendo mais realístico que os modelos anteriores. Esta implementação é considerada incorreta por [62] pois cada quadro é recebido com diferentes fatores de degradação da potência, tornando o modelo estocástico em um modelo estático e inadequado para representar as oscilações temporais na qualidade do canal. Este modelo foi corrigido em [62] e é utilizado na realização dos experimentos para avaliação de desempenho.

O ambiente de simulação foi configurado para modelar a área interna de um ambiente urbano, desse modo, o desvio padrão σ é de 6.0 dB e expoente de degradação

α 4.0.

4.2 Configuração geral das simulações

Os nós foram modelados como roteadores IEEE 802.11b, equipados com antenas omni-direcionais com ganho de 2 dBi (*decibel isotropic*) e geograficamente dispostos em formato de grade, com distância horizontal e vertical de 25m. O *backbone mesh* dos nossos experimentos é composto de 16 nós dispostos em uma área de 10000 x 10000 metros.

O algoritmo para seleção automática de taxas utilizado foi o AARF (*Adaptive Auto Rate Fallback*) implementado por [62]. Este algoritmo permite que as taxas de transmissões sejam adequadas às condições do canal. Esta característica é interessante para nossa proposta, que estima a qualidade de um enlace como métrica de roteamento, pois captura o desvanecimento do sinal sem fio.

Para este estudo de caso, foi avaliado a qualidade de uma comunicação de voz, sobre dois aspectos:

Desempenho do algoritmo de seleção MPR: O desempenho do algoritmo de seleção MPR, baseado no ETR, comparado ao algoritmo padrão da RFC 3626, algoritmo OLSR_R1, algoritmo OLSR_R2, e a abordagem do *olsrd*.

Desempenho da métrica de roteamento: O desempenho da métrica OLSR-ETR, no cálculo da tabela de roteamento, comparado às métricas OLSR-ETX e OLSR-ML.

Para avaliar as chamadas de voz, utilizamos uma implementação de chamadas VoIP em conjunto com o cálculo do Modelo E, disponível em [63]. As comunicações de voz foram modeladas de acordo com o tráfego ON/OFF, em que o período ON indica a geração do tráfego de voz e o período OFF indica a ausência de voz, seguindo

a recomendação P.59 [33]. É válido ressaltar que uma chamada de voz é representada por dois fluxos, uma vez que a aplicação utiliza fluxo bidirecional, e estes, pela característica de múltiplos saltos das redes em malha, não necessariamente serão transmitidos pelos mesmos caminhos.

Uma chamada de voz é representada, neste trabalho, por tráfego CBR (*Constant Bit Rate*), de acordo com as características de um fluxo de voz que utiliza o *codec* G.729. Este *codec* foi escolhido pois utiliza uma taxa de transmissão baixa (8 Kbps) e, portanto, baixo consumo de banda [32].

As chamadas possuem 30 segundos de duração, com *buffer* de compensação de *jitter* estático de 170ms. A Tabela 4.2 apresenta informações detalhadas sobre o tráfego de voz gerado.

Parâmetro	Valor
Codec	G.729
Taxa de geração de pacotes	8kbps
Tamanho de carga útil	20 bytes
Buffer de compensação de <i>jitter</i>	170ms
Duração do quadro de voz	20ms
Duração das chamadas	30ms

Tabela 4.2: Parâmetros do tráfego de voz

Para o primeiro tipo de experimentos foram realizadas 2 chamadas bidirecionais e, para o segundo tipo, 2, 4, 6, 8, 10, 12 e 14 chamadas bidirecionais simultâneas, com os nós origem e destino escolhidos aleatoriamente na rede. De cada uma das chamadas realizadas, é coletado o MOS, o atraso de transmissão e a perda de pacotes. Estas informações são passadas ao Akaroa-2 para garantir a confiabilidade estatística dos resultados.

O valor do MOS foi calculado a partir do "Modelo E estendido" e seu valor de tolerância mínimo é de 3.5, para atender a satisfação do usuário [28].

O fator de suavização, α , utilizado para diminuir a sensibilidade da métrica ETR,

foi de 0.6 pois apresentou melhor desempenho em simulações de 2, 4, 6 e 8 chamadas bidirecionais simultâneas. Os resultados obtidos são apresentados nas Figuras 4.1, 4.2 e 4.3, relacionando a quantidade de chamadas ao valor do MOS, atraso e perda, para α com valor 0.0, 0.2, 0.4, 0.6, 0.8 e 1.0.

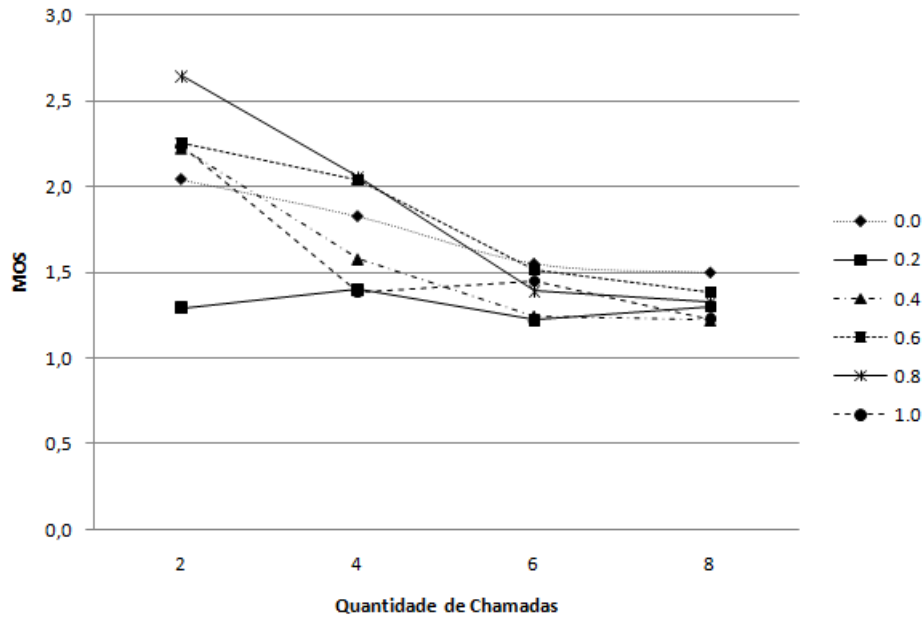


Figura 4.1: Relação entre o MOS e o fator de suavização α .

Analisando o gráfico da Figura 4.1, é possível verificar que para α em 0.8 a qualidade da fala foi superior, considerando 2 chamadas simultâneas porém, a medida que a quantidade de chamadas aumenta, a degradação da qualidade é acentuada variando de 4% a 32%. Para α em 0.6, o MOS apresentou uma degradação mais estável, diminuindo em 9%, quando aumentamos de 2 para 4 chamadas simultâneas, e 8%, de 6 para 8 chamadas.

Para os demais valores, os resultados não se mostraram estáveis, devido a baixa ou alta atualização de rotas geradas pela métrica de roteamento, sendo que em alguns casos a qualidade da fala aumenta junto com a quantidade de chamadas. Isto é justificado pela falta de precisão da métrica, para calcular as rotas em enlaces pouco congestionados, quando a função de composição é pouco sensível às variações

da rede.

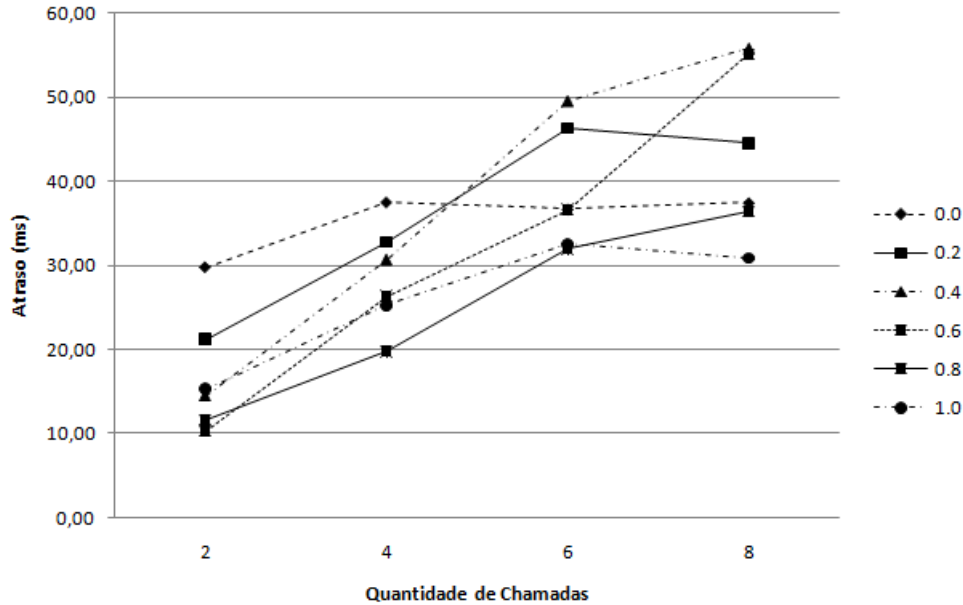


Figura 4.2: Relação entre o atraso e o fator de suavização α .

Esta característica pode ser melhor observada pelo gráfico da Figura 4.2, que apresenta o retardo de transmissão. Para valores de α próximos do limite, piso e teto do fator, a variação dos atrasos é reduzida caso a rede esteja saturada. Para α 0.6, o atraso aumenta a medida que a quantidade de chamadas cresce, variando de 39% a 156%. Para α 0.4, o crescimento do retardo de transmissão varia de 13% a 111% porém, não garante melhor qualidade da fala conforme visto no gráfico anterior.

O aumento no atraso faz com que haja maior perda de pacotes, a medida que a quantidade de chamadas aumenta, devido a descartes de pacotes que excedem a capacidade de transmissão. Com a métrica muito sensível às mudanças temporais na rede, maior valor de α , o aumento da perda de pacotes chega a alcançar 100%, com α 0.8, e 118%, com α 1.0.

Para um fator de sensibilidade baixo, a quantidade de perda de pacotes foi baixa variando de 25% a 11%, para α 0.0, de 3% a 11%, para α 0.2, e de 3% a 66%, para

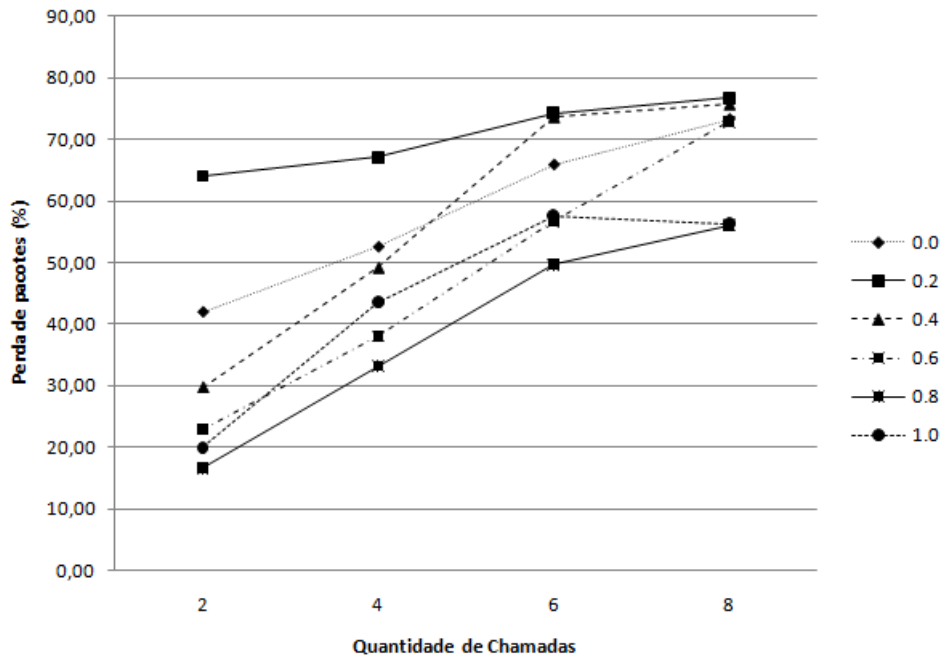


Figura 4.3: Relação entre a perda de pacotes e o fator de suavização α .

α 0.4. Entretanto, o retardo de transmissão nestes valores foi considerado alto o que significa que houveram muitas re-transmissões.

Usando um fator de sensibilidade médio, α 0.6, o aumento da perda de pacotes é estável, variando de 28% a 66%, conforme a quantidade de chamadas aumenta.

Capítulo 5

Análise dos resultados

Este capítulo é dedicado à apresentação e análise dos resultados obtidos conforme a metodologia proposta no Capítulo 4.

5.1 Desempenho do algoritmo de seleção MPR

A Figura 5.1 apresenta o desempenho, medido através do MOS, para os 5 algoritmos de seleção MPR: algoritmo de seleção MPR baseado no fator R (*mpr-rfactor*), algoritmo OLSR_R1, algoritmo OLSR_R2, abordagem *olsrd* com todos os nós MPR, e o algoritmo padrão descrito na RFC 3626. Todos foram executados utilizando o fator R para o cálculo dos melhores caminhos.

O algoritmo da RFC 3626 apresentou desempenho superior ao OLSR_R1 e ao OLSR_R2, em 15% e 30%, respectivamente. Isto pode ser justificado pelo fato do primeiro algoritmo selecionar os nós com maior conectividade permitindo que mais enlaces sejam considerados durante as atualizações de rota. Este também obteve melhor desempenho comparado à abordagem *olsrd*, o que pode ser explicado pelo fato de este último produzir maior *overhead* de controle de atualizações.

Utilizando o algoritmo *mpr-rfactor* foi obtido um ganho de até 45%, pelo fato de

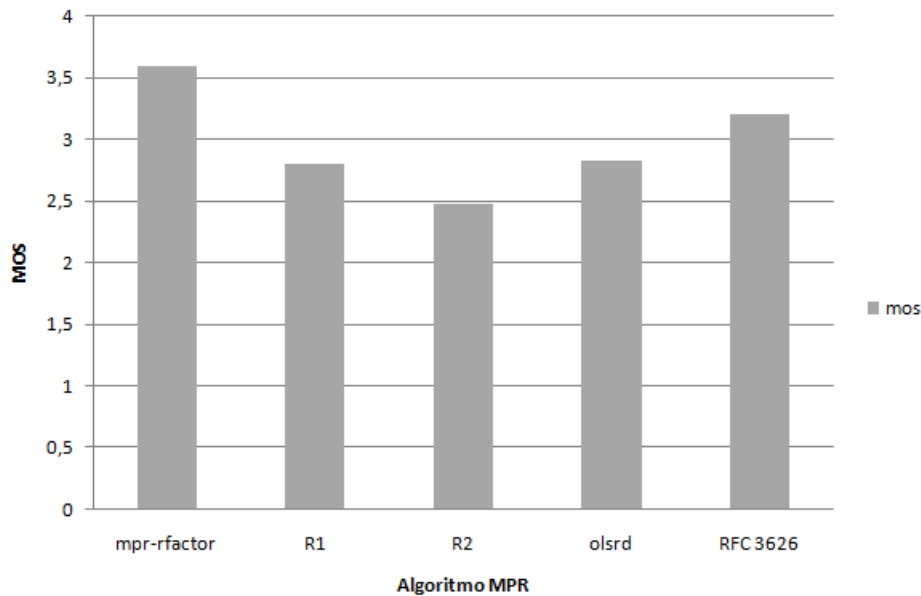


Figura 5.1: Algoritmo de seleção MPR versus MOS

considerar o retardo de transmissão e a probabilidade de perda de pacotes no cálculo dos melhores caminhos e na seleção MPR. Este algoritmo foi o único a atingir o valor do MOS acima de 3,5, o mínimo recomendado.

Na Figura 5.2, são exibidos os retardos de transmissão, obtidos na camada de aplicação, para cada um dos algoritmos de seleção MPR. O pior retardo de transmissão foi obtido utilizando o OLSR_R2, pois seleciona os nós com maior largura de banda até que todos os vizinhos a 2 saltos sejam alcançados e não considera os parâmetros que influenciam o cálculo do fator R. É possível notar uma redução de 80% no retardo de transmissão quando o algoritmo *mpr-rfactor* é utilizado.

Apesar de utilizar o mesmo algoritmo da RFC 3626, o *mpr-rfactor* reduz o retardo de transmissão em 36% comparado ao primeiro. Isto pode ser justificado pelo fato de roteadores de núcleo, conforme o cenário de grade, priorizarem enlaces com menor retardo de transmissão quando a quantidade de vizinhos é a mesma.

Os algoritmos OLSR_R1 e *olsrd* apresentaram resultados parecidos e inferiores ao *mpr-rfactor* em 62% e 59%, respectivamente. O primeiro resultado se explica

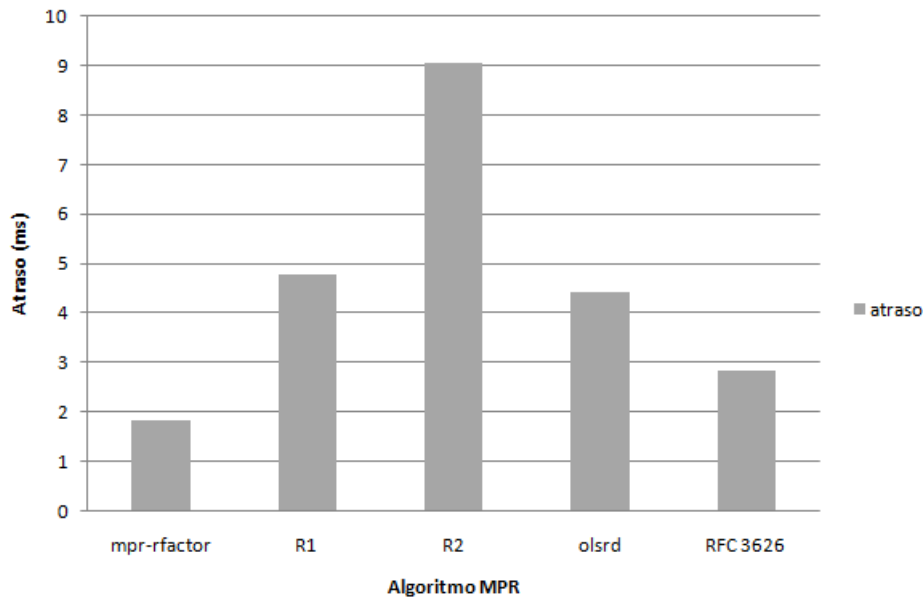


Figura 5.2: Algoritmo de seleção MPR versus Atraso

pelo fato do algoritmo permitir omitir enlaces com baixo retardo de transmissão, e o segundo, pelo volume de mensagens de controle geradas pelos nós MPR.

Na Figura 5.3 são mostradas as perdas de pacotes relacionadas aos algoritmos de seleção MPR. Pelo gráfico, é possível observar que a perda de pacotes é reduzida em até 54% quando o algoritmo *mpr-rfactor* é utilizado, o que contribui significativamente para a melhoria de qualidade de uma comunicação de voz.

O algoritmo OLSR_R2, apresenta a maior quantidade de perda de pacotes devido ao descarte pois o elevado atraso, conforme visto na Figura 5.2, faz com que o tempo de reprodução se esgote. A quantidade de perda de pacotes foi superior à encontrada com o *mpr-rfactor* em 75%.

O segundo melhor desempenho foi obtido utilizando o algoritmo padrão da RFC 3626, inferior ao *mpr-rfactor* em apenas 25%. Os resultados encontrados levam a concluir que a utilização de uma métrica, para a seleção do conjunto MPR, diferente da utilizada para o cálculo dos melhores caminhos não é satisfatória pois os enlaces anunciados na rede são fortemente dependentes do conjunto MPR escolhido.

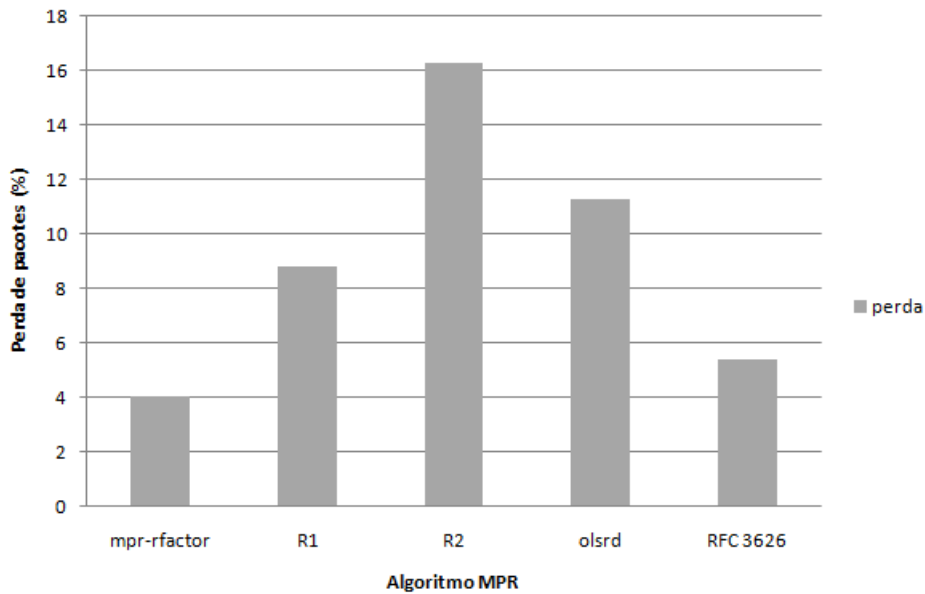


Figura 5.3: Algoritmo de seleção MPR versus Perda de pacotes

5.2 Desempenho da métrica de roteamento

Nesta fase dos experimentos, a extensão proposta, OLSR-ETR, foi avaliada de forma comparativa ao OLSR-ETX e OLSR-ML, com relação a quantidade de chamadas realizadas simultaneamente.

O gráfico da Figura 5.4 mostra que, a medida que a quantidade de chamadas aumenta, a qualidade sofre degradação sobre todas as métricas utilizadas. Pela figura, é possível observar que, diferente do esperado, o OLSR-ML apresentou um desempenho inferior, em até 13%, ao encontrado pelo OLSR-ETX.

A explicação para o desempenho ruim do OLSR-ML é o fato de a função de composição, para cálculo dos melhores caminhos (baseada na multiplicação da qualidade dos enlaces que fazem parte do mesmo), permitir ocultar enlaces de baixa qualidade. Este efeito não ocorre no OLSR-ETX, devido a sua característica isotônica, que preserva a qualidade dos enlaces através da soma dos pesos durante o cálculo do caminho. Entretanto, o OLSR-ML apresentou níveis de degradação mais graduais,

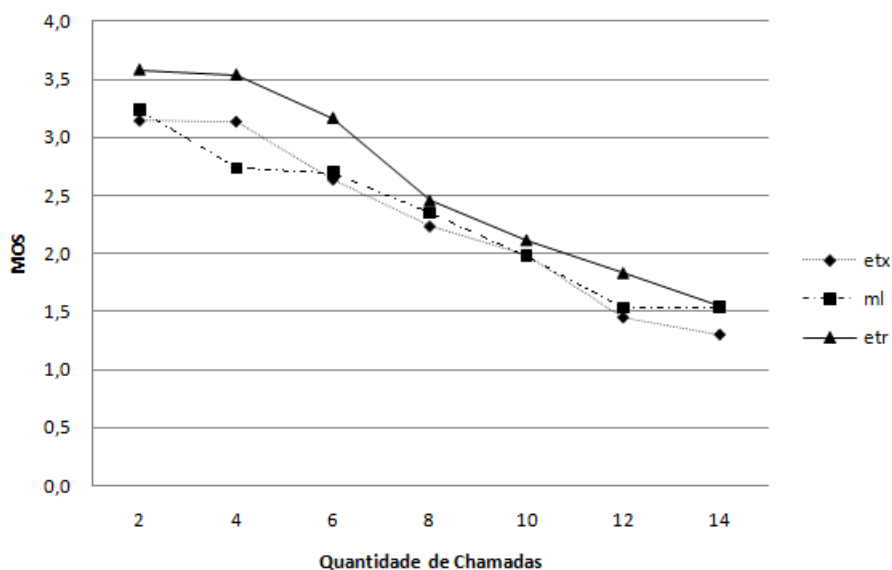


Figura 5.4: MOS versus Quantidade de chamadas simultâneas

variando de 13% a 23%, devido a estabilidade das rotas selecionadas.

O OLSR-ETR obteve os melhores resultados sendo o único a suportar 4 chamadas simultâneas de boa qualidade, ou seja, MOS acima de 3,5. Para estas 4 comunicações simultâneas, o desempenho foi superior em 13% e 29% sobre o OLSR-ETX e OLSR-ML, respectivamente. Além disso, o OLSR-ETR apresentou um ganho de até 27% para 12 chamadas simultâneas, comparado ao OLSR-ETX, e de 12%, sobre o OLSR-ML. Isto ressalta a necessidade da observação de mais de um requisito de qualidade na avaliação dos melhores caminhos.

A Figura 5.5, trata sobre a taxa de perda de pacotes de dados sobre cada uma das métricas. As menores taxas encontradas são de 3% e 3,4%, para 2 e 4 chamadas simultâneas sobre o OLSR-ETR, respectivamente. Estes valores estão dentro do padrão permitido para uma chamada de qualidade e confirmam o MOS calculado.

Para esta mesma quantidade de chamadas, o OLSR-ETX e OLSR-ML apresentaram desempenhos inferiores, de 47% e 74%, cada. Este resultado pode ser explicado pelo fato de o OLSR-ETX priorizar rotas diretas, enquanto o OLSR-ML

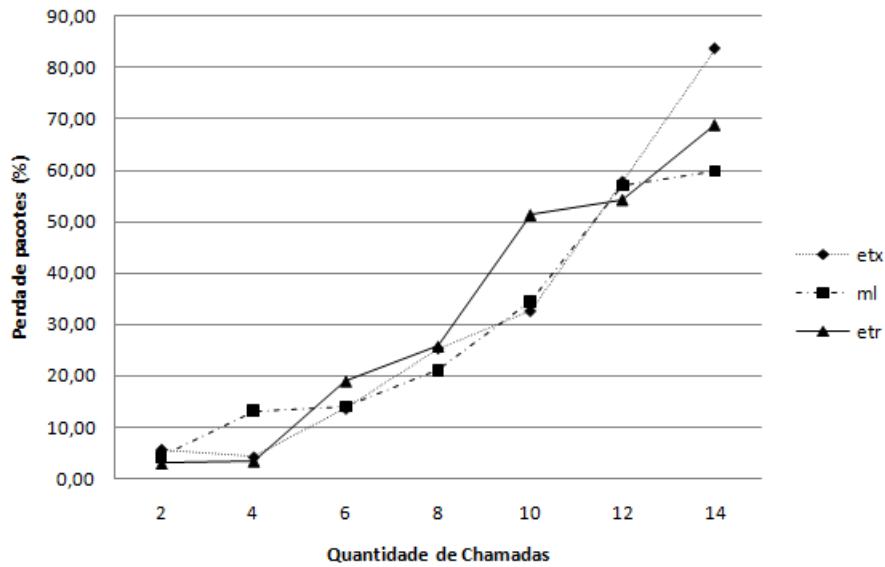


Figura 5.5: Perda versus Quantidade de chamadas simultâneas

privilegia caminhos mais longos. Em um cenário com baixa carga de tráfego, as estimativas de qualidade podem não ser precisas fazendo com que sucessivas retransmissões sejam feitas e muitos pacotes sejam descartados devido ao atraso.

A medida que a quantidade de chamadas aumenta, o OLSR-ML obtém melhor desempenho, sendo superior ao OLSR-ETR, em 13%, e ao OLSR-ETX, em 28%, para 14 chamadas simultâneas.

O desempenho inferior do OLSR-ETR é explicado pelo fator de suavização utilizado na função de composição. Apesar da taxa mais alta, o desempenho total da qualidade da fala foi superior o que indica que as rotas escolhidas apresentavam perdas espaçadas que não comprometem a qualidade da comunicação.

A Figura 5.6, apresenta o retardo de transmissão sobre cada uma das métricas. O gráfico mostra que os resultados apresentam um comportamento similar aos obtidos para a taxa de perdas. O OLSR-ETR apresentou desempenho superior, com até 4 chamadas simultâneas, de 32%, sobre o OLSR-ETX, e de 54%, sobre o OLSR-ML.

O baixo desempenho do OLSR-ETR pode ser explicado pelo fato de selecionar

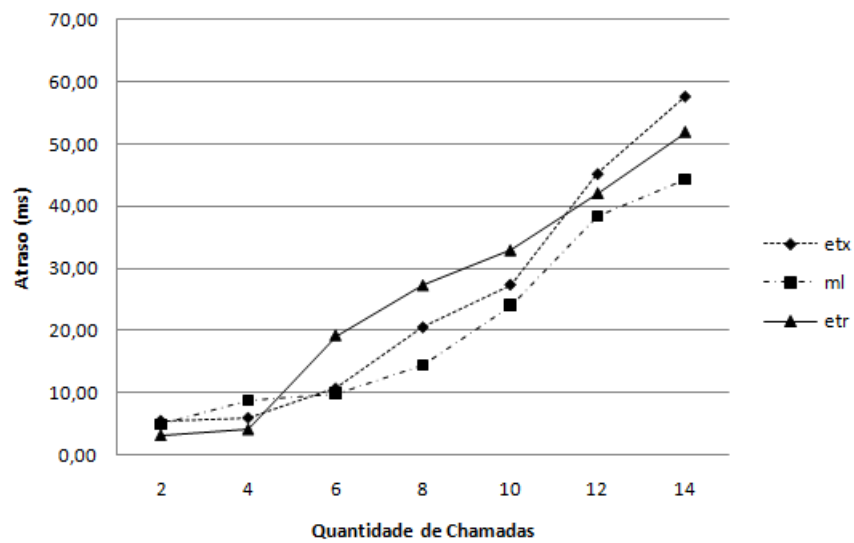


Figura 5.6: Atraso versus Quantidade de chamadas simultâneas

rotas sem garantias de sucesso nas entrega dos pacotes, em contrapeso ao fato de apresentarem menor atraso. Isto é fortemente impactado no caso de os nós comunicantes estarem no domínio de colisão de outros nós.

Entretanto, em nenhum dos casos o atraso foi superior ao valor máximo permitido para uma conversa de boa qualidade, 150ms. Logo, o valor obtido para o MOS não foi fortemente dependente do atraso na rede.

Capítulo 6

Conclusões e Trabalhos Futuros

A reprodução de aplicações multimídia é mais restritiva quando executada sobre ambientes sem fio devido à variabilidade do meio. Assim, o desenvolvimento de novas tecnologias para atender às exigências de tráfego torna-se fundamental em redes em malha sem fio. Vários estudos têm sido feitos sobre as particularidades deste tipo de rede porém as pesquisas para padronização da tecnologia estão longe de serem encerradas.

Neste trabalho, discutimos uma questão chave na implementação de uma rede em malha: a métrica de roteamento. A métrica de roteamento é de fundamental importância pois é necessário que a rede avalie constantemente os enlaces, a fim de atualizar a topologia, sem interferir no desempenho da rede.

Este trabalho realizou uma pesquisa sobre as propostas de roteamento mais populares e apresentou uma extensão ao protocolo OLSR, o OLSR-ETR. Esta extensão é baseada em um modelo objetivo para cálculo da qualidade de uma comunicação de voz e implementada através do algoritmo de estimativa de capacidade de enlace, o Ad Hoc Probe. A implementação foi avaliada comparativamente com outras métricas encontradas na literatura.

O estudo comparativo apresentado neste trabalho pode fornecer diretrizes para a

seleção do algoritmo de roteamento a ser utilizado em uma implementação de redes em malha, além de permitir identificar melhorias a serem feitas para as métricas descritas. Além disso, os resultados mostram que, para suportar aplicações multimedias, o protocolo de roteamento precisa ter um modelo mais complexo, para classificação dos enlaces, baseado em mais de um parâmetro.

Procurou-se demonstrar que as métricas atuais, devido à estimativa de um único parâmetro para o cálculo dos caminhos, não conseguem caracterizar os enlaces de forma precisa. Logo, tendem a apresentar problemas que afetam seu desempenho e a sua utilização é dependente da carga de tráfego transmitida na rede.

Outro aspecto a ser considerado é a validade das informações obtidas dos enlaces. A falta de precisão nestas informações pode impactar de maneira negativa na escolha das rotas, levando a desempenhos abaixo do esperado. Além disso, a captura das mesmas deve afetar minimamente o tráfego em andamento na rede. Em outras palavras, métodos que utilizam em demasia os recursos da rede, prejudicando os fluxos da camada de aplicação, não são aceitáveis, independente do quão apuradas são as informações obtidas.

Especificamente em relação à métrica proposta neste trabalho, *Expected Transmission R*, mais experimentos devem ser realizados, utilizando diferentes cenários, para que seja observado o desempenho do modelo.

Trabalhos futuros passarão pela investigação do desempenho da métrica ETR em conjunto com outros algoritmos para a seleção do conjunto MPR, e cálculo do menor caminho, em redes heterogêneas. Outro ponto em aberto é investigar o impacto da alocação de recursos sobre o OLSR-ETR. Para isso, pesquisas serão desenvolvidas a fim de integrar o protocolo com outros componentes como, por exemplo, controle de admissão. Estas investigações permitirão identificar novas melhorias que podem ser feitas na captura das informações para a caracterização dos enlaces.

Referências Bibliográficas

- [1] I. F. Akyildz, X. Wang and W. Wang. Wireless Mesh Networks: a survey. *Computer Networks*, 2005.
- [2] Projeto ReMesh. Disponível em <http://mesh.ic.uff.br>. Acesso em 20 Mai, 2010.
- [3] Projeto Vmesh. Disponível em <http://vmesh.inf.uth.gr> Acesso em 20 Out, 2009.
- [4] Projeto Meshnet. Disponível em <http://moment.cs.ucsb.edu/meshnet> Acesso em 20 Out, 2009.
- [5] M. Bahr. Proposed Routing for IEEE 802.11s WLAN Mesh Networks. *Proceedings of the 2nd Annual International Wireless Internet Conference*, 2006.
- [6] Projeto Roofnet. Disponível em <http://pdos.csail.mit.edu/roofnet/doku.php>. Acesso em 20 Out, 2009.
- [7] Yaling Yang, Jun Wang and Robin Kravets. Designing Routing Metrics for Mesh Networks. *IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks*, 2005.
- [8] A. Passito, E. Mota, S. Queiroz, E. Bezerra e L. Galvão . Análise de desempenho de tráfego VoIP utilizando o protocolo IP Security. *WORKCOMP'04*, 2004.
- [9] L. Sun and E. C. Ifeachor. Voice Quality Prediction Models and Their Application in VoIP Networks. *IEEE Transactions on Multimedia*, 2006.

- [10] B. C. Kim and H. S. Lee. Performance Comparison of Route Metrics for Wireless Mesh Networks. *IEICE Transactions on Communications Series B*, 2006.
- [11] R. Baumann, S. Heimlicher, V. Lenders and M. May. Routing Packets into Wireless Mesh Networks. *IEEE Conference on Wireless and Mobile Computing*, 2007.
- [12] Meshcube. <http://br1.einfach.org/MeshCube>. Último acesso: 20 de outubro de 2009.
- [13] Cyber Mesh. <http://investing.businessweek.com/research/stocks/private/snapshot.asp?privcapId=26123343> Último acesso: 20 de outubro de 2009.
- [14] Meraki. <http://meraki.com> último acesso: 20 de outubro de 2009.
- [15] Wifi Google. <http://wifi.google.com> Último acesso: 20 de outubro de 2009.
- [16] Solução Mesh Cisco. http://www.cisco.com/en/US/netsol/ns621/networking_solutions_package.html Acessado em Outubro de 2009.
- [17] Solução Mesh Nortel. <http://www.nortel.com/wirelessmesh>. Acessado em Outubro de 2009.
- [18] R. Bruno, M. Conti and E. Gregori. Mesh Networks: Commodity multihop ad hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 43(3):123-131, 2005.
- [19] A. S. Tanenbaum. *Redes de Computadores*, Editora Elsevier, 2003.
- [20] H. Ahlehagh and W. R. Michalson. Statistical Characteristics of Wireless Network Traffic and Its Impact on Ad Hoc Network Performance. *Advanced Simulation Technologies Conference*, 66-71, 2003.
- [21] K. Kowalik and M. Davis. Why Are There So Many Routing Protocols for Wireless Mesh Networks? *Irish Signal and Systems Conference*, 2006.

- [22] Y. Ge, T. Kunz and L. Lamont. Quality of Service Routing in Ad-Hoc Networks using OLSR. In: 36th Hawaii International Conference on System Sciences, 2003
- [23] J. Leguay, V. Conan and T. Friedman. QoS Routing in OLSR with Several Classes of Service. In: 4th Annual IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications Workshops, 2006
- [24] ITU-T Recommendation G.107. The E-Model, a computational model for use in transmission planning. *Genève*, 2005.
- [25] ITU-T Recommendation G.113 Appendix I. Provisional planning values for the equipment impairment factor I_e . *Genève*, 2007.
- [26] ITU-T Recommendation G.114. One way transmission time. *Genève*, 2003.
- [27] L. C. G. Lustosa, L. S. G. Carvalho, P. H. de A. Rodrigues e E. de S. Mota. Utilização do Modelo E para a avaliação da qualidade da fala em sistemas de comunicação baseados em voz sobre IP. *XXII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, 2004.
- [28] L. S. G. Carvalho. Implementação do modelo e para avaliação objetiva da qualidade da fala em redes de comunicação voip. Master thesis, UFAM, Manaus - AM, Sep 2004.
- [29] L. M. Verdes, E. N. Silva Júnior e E. Mota. Composite Metric for Quality of Service Routing in Wireless Mesh Networks. *Proceedings of I2TS*, 2008.
- [30] Simulation Group. http://www.cosc.canterbury.ac.nz/research/RG/net_sim/simulation_group/akaroa/ Akaroa project, 2009. Último acesso: 02 de janeiro de 2010.

- [31] Information Sciences Institute. The network simulator - ns-2, 2009. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>. Último acesso: 02 de janeiro de 2010.
- [32] W. L. da C. Cordeiro. Provisionamento de Qualidade de Serviço em Redes Ad Hoc Sem Fio utilizando Medição de Retardo de Enlace. TCC, UFPA, Belém - PA, Feb 2007.
- [33] ITU-T Recommendation P59. Artificial Conversational Speech. *Genève*, 1993.
- [34] ITU-T Recommendation P.800. Methods for subjective determination of transmission quality. *Genève*, 1996.
- [35] ITU-T Recommendation P.830. Subjective performance assessment of telephoneband and wideband digital codecs. *Genève* 1996
- [36] R. Baumann, S. Heimlicher, M. Strasser and A. Weibel. A Survey on Routing Metrics. TIK Report 262, Feb 2007.
- [37] Psytechnics Group. Estimating E-model Id within a VoIP network. Psytechnics Technical note, 2002.
- [38] A. D. Clark. Modeling the Effects of Burst Packet Loss and Recency on Subjective Voice Quality. IP - Telephony Workshop, 2001.
- [39] R. G. Cole and J. H. Rosenbluth. Voice over IP performance monitoring. In ACM SIGCOMM Computer Communication Review 2001
- [40] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (olsr). IETF RFC 3626 2003
- [41] C. E. Perkins, E. M. Belding-Royer and S. Das. Ad Hoc On Demand Distance Vector (AODV) Routing. IETF RFC 3561, 1999.

-
- [42] D. Johnson and D. Maltz. The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4. IETF RFC 4728, 1996.
- [43] V. D. Park and M. S. Corson. A Highly Adaptative Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks. In: Proc. of the IEEE Infocom, 1997
- [44] C. Santivanez and R. Ramathan. Hazy Sighted Link State (HSLS) Routing: A Scalable Link State Algorithm. BBN Technical Memorandum, No. 1301, March 2003.
- [45] S. Murthy and J. J. Garcia-Luna-Aveces. An Efficient Routing Protocol for Wireless Networks. AACM/Baltzer Journal on Mobile Networks and Applications, Special Issue on Routing in Mobile Communication Networks ACM Vol. 1, No. 2, p. 183-197, out. 96.
- [46] V. Ramasubramanian, Z. J. Hass and E. G. Sirer. SHARP: A Hybrid Adaptive Routing Protocol for Mobile Adhoc Networks. ACM MobiHoc, 2003.
- [47] E. M. Tavares. Um estudo de Voz sobre IP em Redes em Malha 802.11. Master thesis, UFF, Niterói - RJ, 2008.
- [48] Z. J. Haas. A new routing protocol for the reconfigurable wireless networks 6th International Conference on Universal Personal Communications Records 1997
- [49] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket and R. Morris. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. In Proceedings of MOBICOM 2003
- [50] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, B. A. Chambers and R. Morris. Performance of Multihop Wireless Networks: Shortest Path is not Enough. In Proc. the First Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets-I) 2002

- [51] R. Draves, J. Padhye and B. Zill. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks In MOBICOM'04: Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking 2004
- [52] R. Draves, J. Padhye and B. Zill. Comparison of Routing Metrics for Static Multi-Hop Wireless Networks. ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev, vol. 34, pp. 133-144, August 2004
- [53] D. Passos, D. Teixeira, D. Machaluat-Saade, L. C. S. Magalhães e C. V. N. de Albuquerque Mesh Network Performance Measurements In: 5th International Information and Telecommunication Technologies Symposium 2006
- [54] C. E. Koksal. Quality-Aware Routing Metrics in Wireless Mesh Networks. Chapter 8, Wireless Mesh Networks: Architectures and Protocols, Eds. E. Hos-sain and K. Leung, Springer 2007 (ISBN:978-0-387-68839-8)
- [55] Z. Wang and J. Crowcroft. Quality of Service Routing for Supporting Multi-media Applications. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 14, pp. 1228-1234, 1996.
- [56] J. L. Sobrinho Algebra and Algorithms for QoS Path Computation and Hop-by-Hop Routing in the Internet In: IEEE INFOCOM 2001
- [57] T. Lopatic. <http://www.olsr.org/docs/README-Link-Quality.html> Olsr Project 2009 20 out 2009
- [58] L. Chen, T. Sun, G. Yang, M. Y. Sanadidi and M. Gerla. Ad Hoc Probe: Path Capacity Probing in Wireless Ad Hoc Networks In: IEEE International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing 2005

- [59] A. P. Markopoulo, F. A. Tobagi and M. J. Karam. Assessing the Quality of Voice Communications over Internet Backbones In: Proceedings of INFOCOM 2002
- [60] N. Aslam, W. Philips and W. Robertson. Composite metric for quality of service routing in OLSR In: 2004
- [61] R. Kapoor, L. Chen, L. Lao, M. Gerla and M. Y. Sanadidi. CapProbe: a simple and accurate capacity estimation technique In: ACM SIGCOMM COMPUTER COMMUNICATION 2004
- [62] V. Mhatre. Enhanced Wireless Mesh Networking for ns-2 simulator In: ACM SIGCOMM Computer Communication Review 2007
- [63] Grupo de Redes de Computadores e Multimídia (GRCM) Disponível em <http://grcm.dcc.ufam.edu.br>
- [64] D. Aguayo, J. Bicket, S. Biswas, G. Judd and R. Moris. Link-level measurements from an 802.11b mesh networks In: SIGCOMM Computer Communication Review 2004
- [65] A. Qayyum, L. Viennot and A. Laouiti. Multipoint relaying technique for flooding broadcast in mobile wireless networks. In: 35th Hawaii International Conference on System Sciences 2002
- [66] H. Badis, A. Muranetto, K. Al Agha and G. Pujolle. QoS for Ad Hoc Networking Based on Multiple Metrics: Bandwidth and Delay. In: IEEE International Conference on Mobile and Wireless Communications Networks, 2003
- [67] H. Badis, A. Muranetto, K. Al Agha and G. Pujolle. Optimal path selection in a link state QoS routing protocol. In: IEEE Vehicular Technology Conference 2004

- [68] T. S. Rappaport. Wireless Communications Principles and Practice Prentice Hall PTR 1996
- [69] J. Guerin, M. Portmann and A. Pirzada. Routing Metrics for Multi-Radio Wireless Mesh Networks. In: Telecommunication Networks and Applications Conference, 2007.
- [70] A. Tønessem and T. Lopatic. The olsr.org. <https://www.open-mesh.net> Acesso em 15 de maio de 2010.
- [71] N. Wisitpongphan, H. Tsai and O. K. Tonguz . Link-quality aware ad hoc on demand distance vector routing protocol. In: 1ST International Symposium on Wireless Pervasive Computing, 2002
- [72] J. Q. Walker and J. T. Hicks. The essential Guide to VoIP implementation and management. NeqIQ Corporation 2002
- [73] ITU-T Recommendation P.862. Perceptual evaluation of speech quality (PESQ): An objective method for end-to-end speech quality assessment of narrow-band telephone networks and speech codecs. Genève 2001
- [74] J. Le Boudec. Performance Evaluation of Communication Systems. EPFL, Versão 2.1, 2007
- [75] S. Queiroz, A. Nascimento, E. Mota, A. Nascimento and L. Galvão. Impact Evaluation of Radio Propagation Models on Performance Parameters of Application Layer in Wireless Mesh Backbone Simulation. Proceedings of 13th IEEE Symposium on Computers and Communications 2008

Livros Grátis

(<http://www.livrosgratis.com.br>)

Milhares de Livros para Download:

[Baixar livros de Administração](#)

[Baixar livros de Agronomia](#)

[Baixar livros de Arquitetura](#)

[Baixar livros de Artes](#)

[Baixar livros de Astronomia](#)

[Baixar livros de Biologia Geral](#)

[Baixar livros de Ciência da Computação](#)

[Baixar livros de Ciência da Informação](#)

[Baixar livros de Ciência Política](#)

[Baixar livros de Ciências da Saúde](#)

[Baixar livros de Comunicação](#)

[Baixar livros do Conselho Nacional de Educação - CNE](#)

[Baixar livros de Defesa civil](#)

[Baixar livros de Direito](#)

[Baixar livros de Direitos humanos](#)

[Baixar livros de Economia](#)

[Baixar livros de Economia Doméstica](#)

[Baixar livros de Educação](#)

[Baixar livros de Educação - Trânsito](#)

[Baixar livros de Educação Física](#)

[Baixar livros de Engenharia Aeroespacial](#)

[Baixar livros de Farmácia](#)

[Baixar livros de Filosofia](#)

[Baixar livros de Física](#)

[Baixar livros de Geociências](#)

[Baixar livros de Geografia](#)

[Baixar livros de História](#)

[Baixar livros de Línguas](#)

[Baixar livros de Literatura](#)
[Baixar livros de Literatura de Cordel](#)
[Baixar livros de Literatura Infantil](#)
[Baixar livros de Matemática](#)
[Baixar livros de Medicina](#)
[Baixar livros de Medicina Veterinária](#)
[Baixar livros de Meio Ambiente](#)
[Baixar livros de Meteorologia](#)
[Baixar Monografias e TCC](#)
[Baixar livros Multidisciplinar](#)
[Baixar livros de Música](#)
[Baixar livros de Psicologia](#)
[Baixar livros de Química](#)
[Baixar livros de Saúde Coletiva](#)
[Baixar livros de Serviço Social](#)
[Baixar livros de Sociologia](#)
[Baixar livros de Teologia](#)
[Baixar livros de Trabalho](#)
[Baixar livros de Turismo](#)