



Universidade do Estado do Rio de Janeiro
Centro de Tecnologia e Ciências
Faculdade de Engenharia
Programa de Pós-Graduação em Engenharia Eletrônica

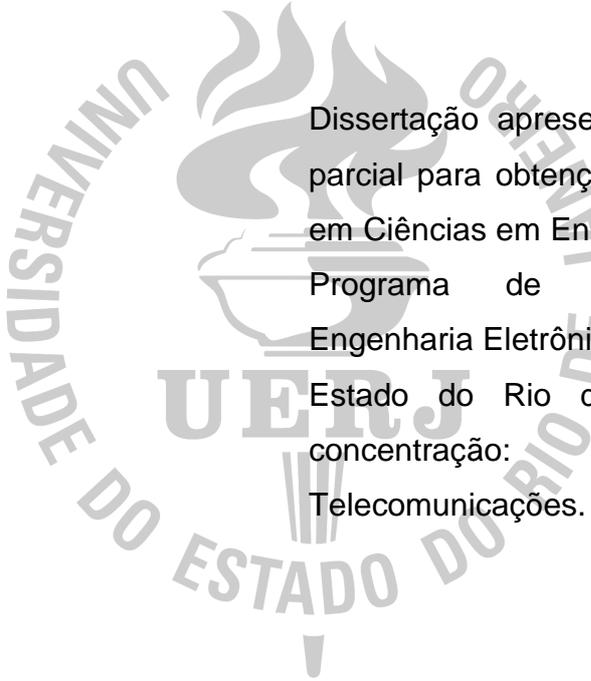
Dalbert Matos Mascarenhas

**Uma nova métrica para protocolos de roteamento em redes
em malha sem fio**

**Rio de Janeiro
2008**

Dalbert Matos Mascarenhas

Uma nova métrica para protocolos de roteamento em redes em malha sem fio



Dissertação apresentada, como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Ciências em Engenharia Eletrônica, ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Eletrônica, da Universidade do Estado do Rio de Janeiro. Área de concentração: Redes de Telecomunicações.

Orientadores: Prof. Dr. Marcelo Gonçalves Rubinstein
Prof. Dr. Alexandre Sztajnberg

**Rio de Janeiro
2008**

CATALOGAÇÃO NA FONTE
UERJ/REDE SIRIUS/BIBLIOTECA CTC/B

M395

Mascarenhas, Dalbert Matos.

Uma nova métrica para protocolos de roteamento em redes em malha sem fio/ Dalbert Matos Mascarenhas. – 2008.

66 f. : il.

Orientador : Marcelo Gonçalves Rubinstein.

Co-orientador: Alexandre Sztajnberg.

Dissertação (mestrado) – Universidade do Estado do Rio de Janeiro, Faculdade de Engenharia.

Bibliografia: f.63

1. Redes de computação. 2. Sistemas de comunicação sem fio . 3. Análise de redes (Planejamento) - Teses. 4. Engenharia eletrônica – Teses. I. Rubinstein, Marcelo Gonçalves. II. Sztajnberg, Alexandre . III. Universidade do Estado do Rio de Janeiro. Faculdade de Engenharia. IV. Título.

CDU 004.72.057.4

Autorizo, apenas para fins acadêmicos e científicos, a reprodução total ou parcial desta dissertação.

Assinatura

Data

Dalbert Matos Mascarenhas

Uma nova métrica para protocolos de roteamento em redes em malha sem fio

Dissertação apresentada, como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Ciências em Engenharia Eletrônica, ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Eletrônica, da Universidade do Estado do Rio de Janeiro. Área de concentração: Redes de Telecomunicações.

Aprovada em: 30 de Outubro de 2008.

Banca examinadora:

Prof. Dr. Marcelo Gonçalves Rubinstein (Orientador)
Universidade do Estado do Rio de Janeiro

Prof. Dr. Alexandre Sztajnberg (Orientador)
Universidade do Estado do Rio de Janeiro

Profa. Dra. Débora Christina Muchaluat Saade
Universidade Federal Fluminense

Prof. Dr. Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa
Universidade Federal do Rio de Janeiro

**Rio de Janeiro
2008**

AGRADECIMENTOS

O autor agradece à CAPES pelo financiamento da pesquisa e à Faperj e ao CNPq pelo apoio parcial.

RESUMO

MASCARENHAS, Dalbert Matos. *Uma Nova Métrica para Protocolos de Roteamento em Redes em Malha Sem Fio*. 66 f. Dissertação (Mestrado em Engenharia Eletrônica) - Programa de Pós-Graduação em Engenharia Eletrônica, Universidade do Estado do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, 2008.

Este trabalho propõe uma nova métrica denominada AP (*Alternative Path*), a ser utilizada para o cálculo de rotas em protocolos de roteamento em redes em malha sem fio. Esta métrica leva em consideração a interferência causada por nós vizinhos na escolha de uma rota para um destino. O desempenho da métrica AP é avaliado e comparado com o da métrica ETX (*Expected Transmission Count*) e com o da métrica número de saltos (*Hop Count*). As simulações realizadas mostram que a métrica AP pode propiciar desempenho superior à rede quando comparada com as outras duas métricas. A métrica AP apresenta melhor desempenho em cenários com maior diversidade de caminhos alternativos.

Palavras-chave: Redes em malha. Métricas de roteamento. Protocolos de roteamento.

ABSTRACT

This work proposes a new metric, AP (Alternative Path), to be used in the calculation of routes in wireless mesh network routing protocols. This new metric takes into account the interference caused by neighbor nodes when choosing a route for a destination. The performance of the AP metric is evaluated and compared to the ETX (Expected Transmission Count) and Hop count metrics. Simulations show that AP can provide superior performance to the network when compared with the other two metrics. The AP metric shows a better performance in networks with a wider variety of alternative paths.

Keywords: Mesh networks. Routing metrics. Routing protocols.

LISTA DE FIGURAS

FIGURA 1 - EXEMPLO DE REDE EM MALHA SEM FIO	11
FIGURA 2 - FUNCIONAMENTO DO FSR.....	22
FIGURA 3 - ESCOLHA DE MPRS	24
FIGURA 4 - EXEMPLO DO PROBLEMA DE ESCOLHA DE ROTAS DA MÉTRICA ETX.....	29
FIGURA 5 - EXEMPLO DE CÁLCULO DE ROTAS.....	35
FIGURA 6 - SEGUNDO EXEMPLO DE CÁLCULO DE ROTAS.....	36
FIGURA 7 - TRECHO DE CÓDIGO DA EXTENSÃO OLSR-ETX ALTERADO.	39
FIGURA 8 - REDE UTILIZADA NO PRIMEIRO CENÁRIO	42
FIGURA 9 - NÓS DO PRIMEIRO CENÁRIO DESCARTADOS PARA FORMAR O SEGUNDO CENÁRIO.....	43
FIGURA 10 - REDE UTILIZADA NO SEGUNDO CENÁRIO	43
FIGURA 11 - TAXA MÉDIA DE PERDA DE PACOTES PARA O PRIMEIRO CENÁRIO	45
FIGURA 12 - TAXA MÉDIA DE PERDA DE PACOTES PARA O SEGUNDO CENÁRIO	45
FIGURA 13 - VAZÃO MÉDIA PARA O PRIMEIRO CENÁRIO	46
FIGURA 14 - VAZÃO MÉDIA PARA O SEGUNDO CENÁRIO	47
FIGURA 15 - ATRASO MÉDIO PARA O PRIMEIRO CENÁRIO.....	48
FIGURA 16 - ATRASO MÉDIO PARA O SEGUNDO CENÁRIO.....	49
FIGURA 17 - TAMANHO MÉDIO DA ROTA PARA O PRIMEIRO CENÁRIO	50
FIGURA 18 - TAMANHO MÉDIO DA ROTA PARA O SEGUNDO CENÁRIO	50
FIGURA 19 - REDE UTILIZADA NO TERCEIRO CENÁRIO	51
FIGURA 20 - REDE UTILIZADA NO QUARTO CENÁRIO	52
FIGURA 21 - TAXA MÉDIA DE PERDA DE PACOTES PARA O TERCEIRO CENÁRIO.....	53
FIGURA 22 - ATRASO MÉDIO PARA O TERCEIRO CENÁRIO	54
FIGURA 23 - VAZÃO MÉDIA PARA O TERCEIRO CENÁRIO.....	54
FIGURA 24 - TAMANHO MÉDIO DA ROTA PARA O TERCEIRO CENÁRIO.....	55
FIGURA 25 - TAXA MÉDIA DE PERDA DE PACOTES PARA O QUARTO CENÁRIO	56
FIGURA 26 - ATRASO MÉDIO PARA O QUARTO CENÁRIO.....	57
FIGURA 27 - VAZÃO MÉDIA PARA O QUARTO CENÁRIO	57
FIGURA 28 - TAMANHO MÉDIO DA ROTA PARA O QUARTO CENÁRIO	58

LISTA DE TABELAS

TABELA 1 - CLASSIFICAÇÃO DAS MÉTRICAS	33
TABELA 2 - CUSTOS DAS ROTAS	37
TABELA 3 - CLASSIFICAÇÃO DAS MÉTRICAS, ADICIONANDO A MÉTRICA AP	37

SUMÁRIO

INTRODUÇÃO	10
CAPÍTULO 1 TRABALHOS RELACIONADOS.....	13
1.1 Principais redes em malha	13
1.1.1 A Roofnet	13
1.1.2 A CUWiN.....	14
1.1.3 ReMesh.....	15
1.1.4 O projeto VMesh	16
1.2 Protocolos de roteamento.....	17
1.2.1 Protocolos de roteamento reativos.....	18
1.2.1.1 Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV).....	18
1.2.1.2 Dynamic Source Routing (DSR).....	19
1.2.2 Protocolos de roteamento proativos.....	20
1.2.2.1 Hazy Sighted Link State (HSLs)	20
1.2.2.2 Fisheye State Routing (FSR).....	21
1.2.2.3 Mobile Mesh Routing Protocol (MMRP).....	22
1.2.2.4 Optimized Link State Routing (OLSR)	23
1.2.3 Protocolos de roteamento híbridos	26
1.2.3.1 Roofnet's routing protocol (Srcr).....	26
1.3 Métricas.....	27
1.3.1 Número de saltos (Hop Count).....	27
1.3.2 Expected Transmission Count (ETX).....	27
1.3.3 Minimum Loss (ML).....	30
1.3.4 Expected Transmission Time (ETT)	30
1.3.5 Weighted Cumulative ETT (WCETT)	31
1.3.6 Metric of Interference and Channel-switching (MIC).....	31
1.3.7 Contention Nodes (CN).....	32
1.3.8 Avaliação.....	33
CAPÍTULO 2 A MÉTRICA ALTERNATIVE PATH (AP).....	34
CAPÍTULO 3 SIMULAÇÕES E RESULTADOS.....	39
3.1 Simulações com cenários controlados	41
3.2 Resultados das simulações com cenários controlados	44
3.3 Simulações com cenários próximos de redes reais.....	51
3.4 Resultados das simulações com cenários próximos de redes reais	52
3.5 Avaliação dos resultados das simulações	58
CAPÍTULO 4 CONCLUSÕES.....	60

INTRODUÇÃO

As redes em malha sem fio (*wireless mesh networks*) se assemelham muito às redes *ad hoc*, principalmente devido à forma de comunicação independente de seus roteadores, utilizando múltiplos saltos para se atingir um destino. A principal característica que difere as redes em malha das redes *ad hoc* é a presença de um *backbone* geralmente estacionário formado por roteadores sem fio. Esse *backbone* permite interconectar LANs isoladas e proporcionar acesso a usuários que estejam fora da área de cobertura de dispositivos [CAMPISTA et al., 2008b]. Mesmo tendo semelhanças com as redes *ad hoc*, as redes em malha têm obtido grande aceitação do mercado, enquanto que as redes *ad hoc* ainda continuam sendo mais utilizadas em centros de pesquisa e empresas voltadas a aplicações militares e aplicações civis específicas.

Os principais motivos pelos quais as redes em malha sem fio têm atraído a atenção da indústria e de pesquisadores [KIM et al., 2006] são os custos reduzidos para uma cobertura geográfica relativamente grande, se comparado a outras redes, e também a facilidade de implantação em áreas onde o uso de infra-estrutura cabeada seria inviável. Universidades têm sido pioneiras no uso de redes em malha para interligar prédios de seus *campi* e prover acesso à Internet para seus alunos e colaboradores [PASSOS et al., 2006], [BICKET et al., 2005], [BRUNO et al., 2005]. Alguns projetos urbanos também começam a utilizar redes em malha para prover conexão entre pontos que apresentam grandes distâncias geográficas e acesso à Internet para a comunidade [CUWIN, 2008].

A Figura 1 ilustra um exemplo típico de redes em malha interligadas a um *backbone* de Internet. No centro da figura podem ser observadas as ligações dos nós roteadores, formando uma malha; estes roteadores podem estar ligados a redes cabeadas, pontos de acesso ou até mesmo usuários móveis. Pode-se prover acesso à Internet a usuários conectados ao *backbone* através de *gateways*.

Uma das principais características das redes em malha está no uso de roteadores sem fio, geralmente fixos, com maior poder de processamento em relação aos roteadores móveis, que em geral apresentam suprimento de energia limitado. Estes roteadores têm duas funções: (i) encaminhar tráfego para os outros roteadores que fazem parte da rota de destino e (ii) receber e encaminhar tráfego para os nós clientes, que podem estar conectados através de uma estrutura cabeada ou usando a comunicação sem fio.

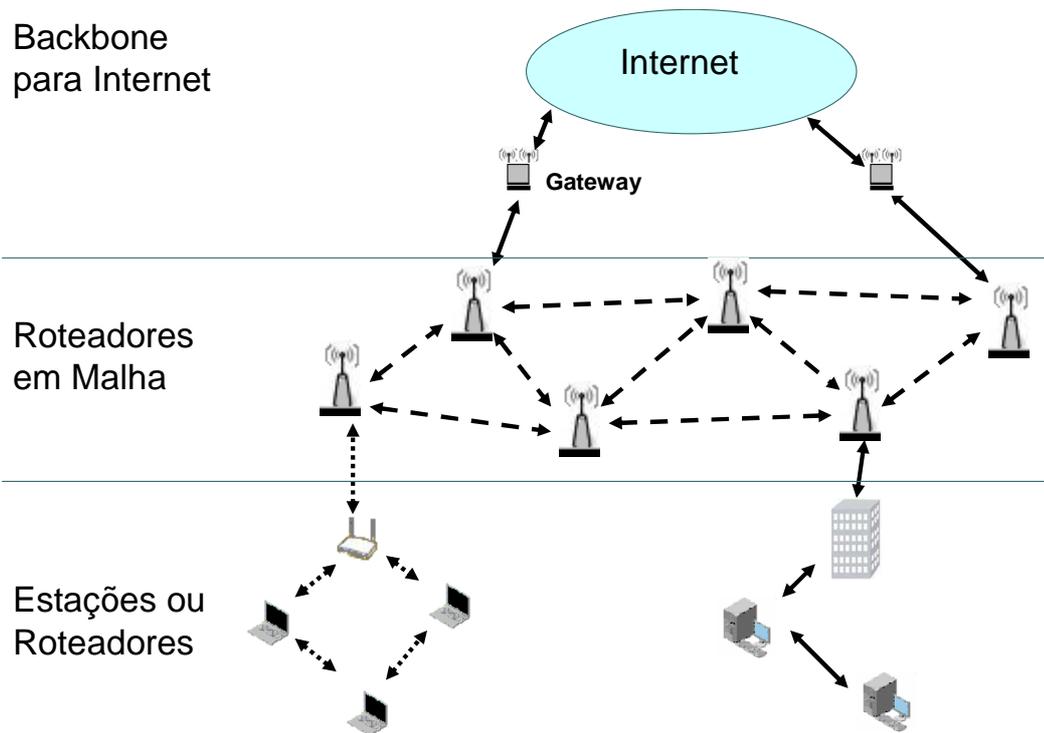


Figura 1 - Exemplo de rede em malha sem fio

A rede em malha deve reorganizar suas rotas conforme novos nós são adicionados à rede e prover uma auto-configuração de rotas que proporcione tolerância a falhas de nós e enlaces [AKYILDIZ et al., 2005]. A reorganização das rotas facilita a inclusão de novos nós roteadores na rede e permite uma maior escalabilidade da rede.

Embora as redes em malha sejam consideradas de grande utilidade em diversos cenários, a falta de padronização tem feito com que surjam diferentes soluções incompatíveis entre si. Devido a esta diversidade de soluções o IEEE 802.11 vem investigando propostas para padronizar algumas funcionalidades das redes em malha sem fio [MOREIRA et al., 2008], como o padrão 802.11s [BAHR, 2006]. O padrão 802.11s iniciou com um grupo de estudos do IEEE para redes em malha e se tornou um grupo tarefa “s” em julho de 2004. Este grupo tarefa tem como objetivo desenvolver padrões com ênfase na flexibilidade e escalabilidade das redes em malha sem fio.

Além da falta de padronização, atualmente uma parte significativa dos protocolos de roteamento adotados em redes em malha são adaptações de protocolos de roteamento de redes *ad hoc*. Entretanto, a utilização de protocolos de redes *ad hoc* pode provocar queda de desempenho nas redes em malha, principalmente porque os protocolos de roteamento para

redes *ad hoc* foram desenvolvidos para dar suporte a cenários em que os nós são móveis. Apesar de existirem muitas propostas de protocolos de roteamento para redes em malha, muitos destes protocolos não atendem a requisitos gerais destas redes; isto porque muitos dos protocolos foram desenvolvidos para atender a aplicações com requisitos específicos como alta escalabilidade, segurança, qualidade de serviço e aplicações militares [KOWALIK e DAVIS, 2006].

O comportamento e o desempenho de uma rede em malha recaem principalmente na combinação de métricas utilizadas no protocolo de roteamento. Algumas métricas levam em conta a taxa de perda de pacotes, outras utilizam múltiplos canais para proporcionar um melhor aproveitamento do meio físico, outras também usam como medida a largura de banda. Existem também as métricas que levam em consideração a quantidade de nós competindo pelo mesmo meio físico e a interferência causada pelos nós em seus vizinhos [YANG et al., 2005a]. As pesquisas envolvendo protocolos de roteamento e métricas para redes em malha têm mantido o foco no aumento de vazão. A importância das métricas de roteamento está vinculada ao tipo de aplicações utilizadas e à topologia das redes em malha.

Este trabalho propõe uma métrica que em adição à informação da taxa de perdas de pacotes nos enlaces, utiliza a informação do número de vizinhos dos nós [MASCARENHAS et al., 2008]. A idéia é dar preferência à utilização de rotas com menor probabilidade de interferências entre nós vizinhos que transmitem fluxos concorrentes, a interferência interfluxo. A métrica faz uma combinação das informações de probabilidade de perda com as informações de probabilidade de interferência para escolher suas rotas, procurando oferecer melhor desempenho à rede. Esta métrica é chamada de *Alternative Path* (AP).

O trabalho está organizado da seguinte forma. No Capítulo 1 são apresentados os trabalhos relacionados, onde são descritas algumas redes que têm impulsionado muitas pesquisas no campo de redes em malha sem fio e são também abordados os principais protocolos de roteamento e métricas. A métrica proposta é apresentada no Capítulo 2. No Capítulo 3 apresentamos detalhes das simulações com a métrica AP em quatro cenários e os resultados das simulações com as métricas AP, ETX e Hop. Por fim, o Capítulo 4 apresenta a conclusão do trabalho onde também são apontados pontos para serem desenvolvidos em trabalhos futuros.

CAPÍTULO 1 TRABALHOS RELACIONADOS

Este capítulo aborda algumas peculiaridades de redes em malha utilizando para isto exemplos destas redes. Algumas características presentes em redes em malha sem fio são apresentadas, como a tendência de crescimento da rede de forma independente e as estratégias para se evitar a queda de desempenho com este crescimento. Em algumas redes esse crescimento independente possibilita a participação de moradores e voluntários na ampliação do número de nós da rede. Observou-se nas redes em malha sem fio estudadas, que existe uma busca por soluções de infra-estrutura com menores custos. Outra peculiaridade de boa parte dos projetos de redes em malha sem fio é a escalabilidade. Com base neste comportamento independente das redes em malha, torna-se fundamental a escolha de protocolos de roteamento e métricas que atendam aos requisitos das redes. A seguir são apresentados também alguns protocolos de roteamento e métricas, apontando suas principais características.

1.1 Principais redes em malha

Nesta seção são apresentadas algumas redes em malha sem fio e suas principais características. São apresentados resumos de algumas redes, como a Roofnet, projetos da CUWiN, o projeto ReMesh e o VMesh.

1.1.1 A Roofnet

A Roofnet [AGUAYO et al., 2005] é uma rede em malha sem fio experimental e independente, criada pelo *Massachusetts Institute of Technology* (MIT). A rede utiliza o padrão IEEE 802.11b/g e atualmente possui um número de nós ativos que varia entre 20 e 30 nós. Porém este número de nós pode aumentar à medida que novos voluntários vão aderindo ao projeto. Os voluntários ficam responsáveis por hospedar os nós roteadores em suas casas e com isso obtêm acesso à Internet e interconexão com outros voluntários. Uma das prioridades da Roofnet é o uso de software livre no seu desenvolvimento e manutenção, possibilitando uma rede de baixo custo. Como consequência dessa preocupação pelo baixo custo, a

tecnologia utilizada é a IEEE 802.11 principalmente devido ao preço acessível de suas placas de rede.

A rede conta com no mínimo quatro *gateways* para acesso à Internet de forma que o tráfego de dados da rede possa ser distribuído entre diferentes *gateways*. Este número de *gateways* pode aumentar devido à política de redistribuição de *gateways*. Nesta política, os voluntários que possuem uma segunda conexão à Internet podem conectá-la ao nó da Roofnet que, após detectar a nova conexão, fará o anúncio de um novo *gateway* para os outros nós da Roofnet. Cada nó da Roofnet é um computador com sistema operacional livre e possui um servidor WEB, um tradutor de endereços de rede (NAT) e um servidor DHCP. O servidor DHCP e o NAT são utilizados para uma configuração dinâmica dos computadores dos voluntários que estão ligados aos nós. O servidor WEB é utilizado para prover uma melhor interface de configuração do nó e para a verificação dos estados das rotas utilizadas pelos nós.

1.1.2 A CUWiN

A fundação CUWiN (*the Champaign-Urbana Community Wireless Network*) [CUWIN, 2008] é formada por um conjunto de desenvolvedores de redes sem fio e voluntários com o propósito de desenvolver redes descentralizadas com baixo custo, e de fácil instalação e manutenção. Na maioria dos projetos da CUWiN existe a missão de que suas redes cresçam de forma independente e com amplas participações das comunidades que as utilizam. Um dos projetos da CUWiN é o Urbana, formado em parceria com a cidade de Urbana. O objetivo deste projeto é implantar uma rede em malha sem fio cobrindo uma extensa área do centro da cidade de Urbana. O projeto utiliza um software desenvolvido pela CUWiN para prover as conexões entre os roteadores que irão atuar como *backhaul*. O projeto conta com o patrocínio de empresas que se situam na área de cobertura da rede e de moradores. Os moradores podem acessar a página do projeto Urbana para verificar se já estão na área de cobertura, o que facilita a participação na rede. Caso não estejam na área de cobertura dos nós de acesso público, os moradores podem adquirir roteadores próprios ou se cadastrar no quadro de possíveis hospedeiros para os roteadores próprios da CUWiN. Para os moradores que desejam adquirir seus próprios roteadores a CUWiN desenvolve roteadores sem fio, de baixo custo, com toda a estrutura para serem fixados em topo de prédios. Toda essa facilidade de implantação de novos nós faz com que a rede cresça de forma orgânica e com independência.

Outro Projeto importante é o *Mesa Grande Reservation Network* feito em parceria com o *Tribal Digital Village* [SCTDV, 2008]. A comunidade beneficiada por este projeto vivia em uma área que não possuía serviços de correspondência nem cobertura de telefones celulares. O projeto iniciou-se com o intuito de levar um enlace de banda larga até um ponto próximo à comunidade e a partir deste ponto criar uma rede sem fio que possibilitasse a conexão de vários moradores. Novamente neste projeto a CUWiN criou uma rede que pudesse crescer de forma independente e a favor dos interesses dos moradores. Os problemas apresentados com este projeto fizeram com que se corrigissem algumas falhas no software da CUWiN, como foi o caso de um módulo que determinava se o nó era um *gateway* para a Internet. Quando os moradores utilizavam as portas erradas de seus roteadores os nós eram mudados para o modo *gateway*; desta forma criava-se um problema na rede, pois existiam nós anunciando-se como *gateway* quando na verdade não eram. O problema ficou conhecido como buracos negros (*black holes*). Este problema foi solucionado com modificações no módulo responsável pela falha, de forma que possibilitasse identificar se um roteador está provendo acesso à Internet mesmo quando sua porta de acesso à Internet esteja erroneamente sendo utilizada. Como em outros projetos a CUWiN pôde aprender com os desafios encontrados em criar redes em malha sem fio.

1.1.3 ReMesh

O projeto ReMesh [PASSOS et al., 2006] é coordenado pela Universidade Federal Fluminense (UFF) e visa criar redes sem fio em malha de baixo custo e baseadas em software livre. Através da ReMesh, a UFF vem provendo acesso gratuito à Internet para a comunidade universitária que mora nas proximidades do Campus Praia Vermelha na cidade de Niterói, RJ. Esta solução, de baixo custo, já está sendo replicada para outras universidades no sul e norte do país e tem potencial para uso em vários outros cenários brasileiros, como por exemplo, para a popularização do acesso à Internet em pequenos municípios e comunidades carentes [SAADE et al., 2007].

A rede ReMesh possui seus roteadores sem fio instalados em topo de prédios e casas de usuários de forma que se crie uma malha de roteadores distribuídos. Os usuários podem se conectar aos roteadores através de redes cabeadas ou mesmo através de conexões sem fio. Dentre os roteadores existe um que é o *gateway* com acesso à Internet; este *gateway* está localizado em um dos prédios da instituição. Para se alcançar o roteador *gateway* é necessário

o uso de roteamento de múltiplos saltos entre os outros roteadores que compõem a rede. O *gateway* faz uso de um servidor de autenticação com a função de controlar o acesso à rede de forma que só seja possível a conexão de usuários cadastrados.

Foram desenvolvidas no projeto ReMesh ferramentas gráficas que permitem uma análise em tempo real da qualidade dos enlaces sem fio e a obtenção de uma melhor visão topológica da rede. Com o uso destas ferramentas é possível uma identificação mais precisa de falhas de enlaces e roteadores, facilitando a manutenção da rede.

O projeto ReMesh aponta como uma de suas principais vantagens o baixo custo dos equipamentos utilizados na rede em malha. Entre estes equipamentos tem-se o WRT54G da Linksys, funcionando com a tecnologia 802.11g. O WRT54G possibilita que os usuários se conectem a ele através de portas *Ethernet* ou conexão sem fio, de forma que um roteador possa atender a vários usuários em uma rede cabeada e também a outros usuários que estejam utilizando equipamentos de comunicação sem fio. Os roteadores utilizados no projeto ReMesh possuem um firmware instalado que foi modificado pelo ReMesh tomando como base uma distribuição Linux para dispositivos embutidos, o OpenWrt [OPENWRT, 2008].

1.1.4 O projeto VMesh

Inicialmente com o objetivo de criar uma rede em malha sem fio na cidade de Volos na Grécia, este projeto atendia principalmente aos interesses relativos a ensino, pesquisa e atividades administrativas do Departamento de Engenharia de Computação da Universidade de Tessaly [TSARMPOPOULOS et al, 2005]. O projeto possibilitava que estudantes e colaboradores tivessem acesso aos servidores do departamento e conexão à Internet com um custo mais baixo. Com o crescimento do projeto foi anexado o objetivo de cobrir áreas comunitárias fora do campus de forma que se possibilitasse uma maior abrangência da rede. Este crescimento possibilitou a participação não só dos estudantes da faculdade, mas também de escolas e outras instituições municipais.

O projeto, além de prover acesso em banda larga aos seus estudantes, também proporciona um meio de testes de novas tecnologias sem fio e com isso surge a possibilidade de atrair mais alunos e colaboradores para a participação no desenvolvimento do projeto. De forma similar ao projeto CUWiN, existe um interesse de que a rede cresça de forma auto-suficiente e tenha maior penetração em comunidades que necessitam de um acesso em banda larga com custo reduzido.

Os roteadores podem ser posicionados em topos de prédios ou casas de forma que se alcance uma maior área de abrangência. Cada roteador pode estar ligado a uma rede cabeada e ao mesmo tempo prover acesso sem fio para usuários que estejam utilizando *laptops* na área de cobertura dos roteadores. É importante que os custos de instalação dos roteadores ou pelo menos parte deles sejam custeados pelos usuários que irão se beneficiar diretamente com a instalação do roteador, devido à natureza do projeto acadêmico sem fins lucrativos. Além dos roteadores em malha do projeto estuda-se a possibilidade de dispositivos móveis participarem também do roteamento. O uso de tais dispositivos no roteamento poderia cobrir temporariamente áreas onde os sinais dos roteadores em malha estão obstruídos ou apresentam baixa qualidade.

A rede utiliza equipamentos de baixo custo e softwares livres como roteadores WRT54G e o sistema operacional OpenWrt.

O projeto ainda conta com um sistema de segurança que segmenta o tráfego e o classifica de acordo com o roteador que o originou e o usuário. Dessa forma foi criada uma política de privacidade com o uso criptografia dos tráfegos mais importantes como os de acesso aos servidores do Departamento de Computação e restringiram-se acessos não autorizados.

1.2 Protocolos de roteamento

Os protocolos de roteamento para redes em malha assim como os protocolos de roteamento de redes *ad hoc* podem ser divididos em reativos, proativos e híbridos. Os reativos fazem a descoberta de rotas sob demanda, apenas quando um nó solicita um caminho até o seu nó destino. A abordagem reativa é mais adequada para as redes *ad hoc* principalmente devido à alta mobilidade dos nós. Criar as rotas apenas quando se deseja enviar as informações faz com que se evite o desperdício de energia. Por outro lado, os protocolos proativos fazem a atualização de suas tabelas de rotas periodicamente. Essa característica faz com que cada nó tenha uma visão global da topologia da rede. Como nas redes em malha o suprimento de energia e a mobilidade não são fatores limitantes, a atualização periódica das rotas abre espaço para o envio de outras informações que viabilizem a utilização de métricas que levam em conta a qualidade dos enlaces [ZHANG et al., 2007]. Já os protocolos híbridos são resultantes da combinação das características dos protocolos reativos e proativos.

1.2.1 Protocolos de roteamento reativos

Como mencionado, alguns dos protocolos de roteamento das redes *ad hoc* foram empregados em redes em malha [PASSOS et al., 2007], ainda que impedindo o aproveitamento de algumas características das redes em malha, como os nós fixos e o maior suprimento de energia. O comportamento reativo evita a sobrecarga de roteamento com pacotes de controle, mas aumenta a latência inicial o que pode ser prejudicial para aplicações com restrição de atraso [CAMPISTA et al., 2008a]. São exemplos de protocolos *ad hoc* reativos usados em redes em malha, o AODV [PERKINS, 2003] e o DSR [JOHNSON et al., 2001].

1.2.1.1 Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV)

O AODV [PERKINS, 2003] foi criado para atender às necessidades de conexões de enlaces em redes que possuem um grande número de nós móveis. Tem como fator principal adaptar-se de forma robusta às mudanças de condições dos enlaces da rede, proporcionando uma redução no consumo de energia e no processamento ao procurar as melhores rotas. Esta adaptação também proporciona ao AODV operar em redes com baixa largura de banda e alta mobilidade. Como forma de economia de energia e largura de banda o AODV inicia sua procura por rotas para um determinado destino apenas quando um nó origem precisa enviar mensagens ao nó destino. Caso o nó não possua uma rota para o nó destino, inicia-se um processo de descoberta de rotas que inunda a rede com pacotes de requisição de rotas. Esse processo de inundação é repetido até que o nó destino ou um nó intermediário com uma rota válida para o destino é encontrado e sua rota é informada ao nó origem através de pacotes de respostas de rotas [RUBINSTEIN et al., 2006].

O AODV utiliza mensagens chamadas de *hello* para identificar se um nó vizinho ainda está operante. Um nó envia mensagens *hello* em difusão para seus vizinhos e inicia temporizadores para esperar que seus vizinhos respondam a essas mensagens. Outra forma de identificar se seus nós vizinhos estão operantes é fazendo uma consulta à camada de acesso ao meio, ouvindo o canal a procura de qualquer transmissão feita pelo vizinho, economizando largura de banda já que não estão sendo enviadas mensagens *hello*.

Quando um nó descobre que o nó vizinho não está mais operante, é iniciada uma operação de atualização que será propagada para todos os nós através de difusão. Desta forma

os nós que têm o nó inoperante em suas tabelas de rotas ativas poderão utilizar a informação atualizada na escolha das rotas. As tabelas de rotas ativas possuem um temporizador para cada rota ativa, e uma vez expirado o temporizador, as rotas são descartadas. Através das rotas válidas na tabela de um nó é possível obter informações sobre os nós predecessores que fazem parte do caminho até um nó destino. Caso haja alguma quebra em algum enlace de uma rota ativa os nós predecessores pertencentes ao mesmo caminho são informados pelos nós que primeiro detectaram a falha.

1.2.1.2 Dynamic Source Routing (DSR)

O DSR [JOHNSON et al., 2001] é um protocolo de roteamento pela fonte, ou seja, o nó origem insere no pacote todo o caminho pelo qual o pacote passará. Ao enviar um pacote para um nó destino, o nó origem insere todos os nós que estarão participando da rota de entrega do pacote. Quando um nó recebe um pacote que deve ser roteado para outro nó, inicia-se uma busca em sua tabela de roteamento para verificar se já existem rotas para o destino que é indicado no pacote. Caso existam rotas para o caminho indicado, o nó simplesmente repassa o pacote para o próximo nó indicado na rota. Porém se não for encontrada uma rota necessária para encaminhar o pacote, é enviada uma resposta para o nó origem informando a ausência de rotas. Quando o nó origem recebe a resposta de ausência de rotas, o mesmo inicia uma operação de descoberta de rotas feita por difusão. Os nós que receberem a mensagem de descobrimento de rotas irão verificar em seu cache de rotas se existe a rota para o destino, caso não exista o nó inclui o endereço em sua tabela e repassa a mensagem de requisição por *broadcast* para seus vizinhos. Os nós irão realizar esse processo de descobrimento de rotas até que a mensagem chegue ao destino ou a um nó intermediário que conheça uma rota válida para o destino, quando então será enviado para o nó origem um pacote informando o caminho para o destino. Após a obtenção do caminho até o nó destino, o nó origem insere toda a rota até o destino dentro do pacote que será enviado.

A verificação de operabilidade dos nós vizinhos é feita através do monitoramento das mensagens de confirmação dos nós vizinhos ou sondando os pacotes que estão trafegando na área de cobertura do nó. Esta capacidade de sondar outros pacotes que não estejam destinados ao próprio nó que está ouvindo possibilita detectar um problema com um nó vizinho de forma mais rápida do que esperar as informações de confirmação das requisições.

De forma similar ao AODV, o DSR também utiliza temporizadores para validar suas rotas armazenadas nas tabelas de roteamento e uma vez expiradas as rotas são descartadas. A principal característica que diferencia o DSR do AODV é que o DSR faz o roteamento pela fonte, ou seja, o pacote já possui as informações sobre as rotas que deverá passar, enquanto que o AODV vai criando a rota à medida que o pacote está sendo roteado.

1.2.2 Protocolos de roteamento proativos

Os protocolos de roteamento proativos têm como principal diferença dos protocolos reativos o fato de que cada nó possui uma ou mais tabelas com informações de rotas para qualquer outro nó da rede. Estas tabelas são atualizadas periodicamente, possibilitando a um nó ter uma visão atualizada das rotas para os outros nós da rede. A visão atualizada que um nó tem da rede depende da periodicidade com que as atualizações são feitas e isto pode variar de acordo com o protocolo de roteamento utilizado. Quando ocorre alguma mudança nos enlaces das redes, os nós que a detectaram enviam mensagens de controle para alertar os outros nós das mudanças ocorridas. Estas mensagens de atualização podem ser enviadas de forma que se atinja toda a rede com o menor espaço de tempo possível, o que pode consumir a largura de banda da rede. Segundo Campista et al. [CAMPISTA et al., 2007], o grande número de mensagens de controle fazendo anúncios de estado de enlace pode comprometer a escalabilidade da rede com o tráfego intenso de mensagens de controle. Com base nisso, alguns protocolos proativos evitam inundar toda a rede com suas mensagens de controle. Em alguns casos o protocolo de roteamento não propaga as mensagens de controle para todos os nós com a mesma frequência. Existem também protocolos de roteamento que selecionam determinados nós como encarregados de repassar as mensagens de controle, dessa forma evitando a sobrecarga de mensagens de controle na rede. Na seqüência são apresentados os protocolos proativos Srcr, HSLS, FSR, MMRP e o OLSR. Sendo este último utilizado em nossas simulações e, portanto, será apresentado de forma mais detalhada.

1.2.2.1 Hazy Sighted Link State (HSLS)

O protocolo HSLS [CUWIN, 2008], usado no projeto CUWiN, foi projetado para se adaptar a redes densamente povoadas. Neste protocolo, ao se identificar uma mudança em um enlace o nó que a detectou envia imediatamente um aviso para seus vizinhos de até um salto.

Para os outros vizinhos o nó utiliza uma combinação de TTL e tempo de atualização. As mensagens de atualização com TTLs menores são enviadas em curtos espaços de tempo, enquanto que as mensagens com valores de TTL maiores são enviadas em intervalos maiores de tempo. Desta forma os vizinhos que estão mais afastados irão receber as informações de mudança de enlace em um tempo mais longo. Devido ao tempo maior para se atualizar os nós mais distantes, o protocolo faz um resumo de todas as mudanças antes de enviar a mensagem de atualização. Dessa forma os nós mais distantes recebem em uma mesma mensagem um conjunto de todas as mudanças de enlace detectadas pelo nó que enviou as mensagens de atualização. Este tipo de abordagem economiza largura de banda evitando que a rede fique sobrecarregada com pacotes de atualização de rotas. Em detrimento da economia de largura de banda, pode se ter parte dos nós da rede com uma visão não atualizada da topologia da rede.

1.2.2.2 Fisheye State Routing (FSR)

O FSR é um protocolo proativo com uma hierarquia de roteamento implícita. Utiliza a técnica de *fisheye* proposta em [PEI et al., 2000]. Esta técnica foi utilizada inicialmente para reduzir as informações necessárias para a representação gráfica de dados. A técnica *fisheye* assemelha-se ao olho de um peixe que captura com mais detalhes as imagens que estão no campo focal e com menos detalhes as imagens que estão mais afastadas do ponto focal. Adaptada para o roteamento, a técnica *fisheye* faz com que se tenham mais informações dos nós mais próximos, em detrimento gradativo dos nós mais afastados.

O FSR se assemelha a outros protocolos de estado de enlace, mantendo um mapa topológico para cada nó. Porém a principal diferença está na forma como são propagadas as mensagens de controle, já que o FSR não inunda a rede com mensagens de atualização toda vez que há uma mudança na rede. O mecanismo utilizado para evitar inundações da rede com mensagens de atualização é a utilização de períodos de atualização variáveis. Para os nós mais próximos as mensagens de atualização são enviadas de forma mais freqüente, enquanto que os nós mais afastados receberão as mensagens de atualização em períodos de tempo mais longos; estes períodos são proporcionais à distancia do nó que iniciou a propagação das mensagens de atualização.

A Figura 2 ilustra o protocolo FSR em uma rede sem fio. O nó que detectou uma mudança de enlace e conseqüentemente irá enviar mensagens de atualização para seus

vizinhos está representado pela cor preta. Os nós em cinza representam os vizinhos diretos do nó preto e conseqüentemente recebem as mensagens de atualização com maior periodicidade. Os nós listrados representam os vizinhos de dois saltos do nó preto, e recebem mensagens de atualização com menor periodicidade do que os nós em cinza. Os nós com a cor branca representam os nós mais afastados da origem, representada pelo nó preto, e portanto são os nós que recebem as mensagens de atualização em menor periodicidade, quando comparados com os outros nós da rede.

As atualizações mais freqüentes para os nós mais próximos podem ter como conseqüência uma visão obsoleta das rotas para os nós que estão mais distantes. Porém a visão obsoleta das rotas mais distantes pode ser compensada pelo fato de que à medida que o pacote se aproxima do destino ele será roteado com base em informações mais precisas.

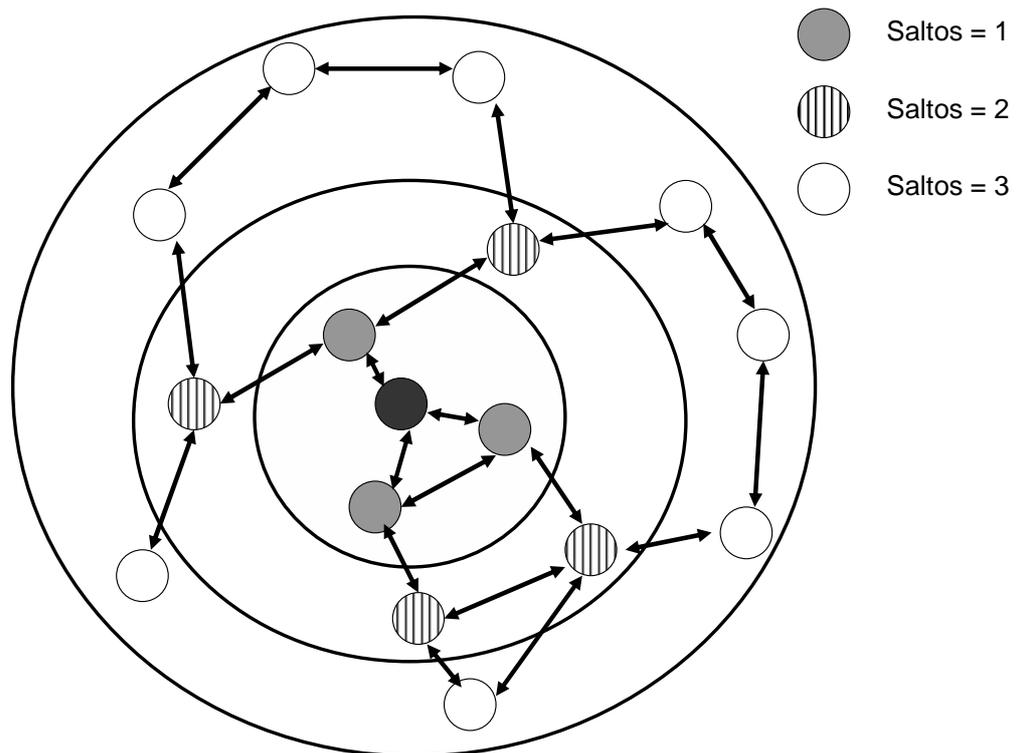


Figura 2 - Funcionamento do FSR

1.2.2.3 Mobile Mesh Routing Protocol (MMRP)

O MMRP [MITRE, 2006] é um protocolo desenvolvido para proporcionar maior escalabilidade e robustez às redes sem fio. Por tratar-se de um protocolo proativo de estado de enlace, os nós mantêm tabelas com informações de rotas para todos os outros nós da rede e de

forma similar ao FSR, também utiliza a técnica conhecida como *fisheye*. O MMRP utiliza tanto a técnica de enviar suas mensagens de atualização com periodicidades proporcionais às distâncias como o FSR, como também utiliza uma técnica para controlar o tempo de vida das mensagens de atualização. A técnica de estipular um tempo de vida para as mensagens de atualização emprega um campo chamado *AGE* do protocolo MMRP. O campo *AGE* indica por quantos segundos a mensagem de atualização será considerada válida para os nós da rede. O nó origem determina o número máximo de segundos do *AGE* e a cada nó intermediário este campo deverá ser decrementado do tempo que o pacote permaneceu no nó intermediário, antes de ser reenviado. Quando o campo *AGE* chega a 0 o pacote é descartado. O MMRP foi desenvolvido para Linux com kernel 2.2.X, sem módulos adicionais para o kernel ou qualquer outra alteração. Os desenvolvedores do MMRP criaram mais dois módulos para atuar em conjunto com o MMRP: o *mmdiscover* e o *mmborder*. O *mmdiscover* é responsável pela descoberta de enlaces adjacentes em uma interface IP, utilizando mensagens de sondagem do tipo *hello*. O *mmborder* faz a procura por nós que estão diretamente ligados a uma rede fixa e analisa a possibilidade de utilização da rede fixa para retransmitir pacotes de uma rede *ad hoc*.

1.2.2.4 Optimized Link State Routing (OLSR)

O protocolo de roteamento OLSR [OLSR, 2008] destaca-se ao apresentar desempenho satisfatório em redes sem fio de grande porte e densamente povoadas, principalmente devido ao protocolo utilizar os MPRs (*Multipoint Relays*). A utilização de MPRs faz com que seja reduzido o número de mensagens de controle por toda a rede e portanto economiza largura de banda. Este protocolo é utilizado nos projetos ReMesh e VMesh. Quanto maior e mais densa é a rede, melhor será o desempenho alcançado pelo OLSR. O desempenho do OLSR é melhor em redes onde existe uma maior possibilidade de utilização de rotas alternativas pelos tráfegos de informação.

Cada nó na rede seleciona, entre seus vizinhos de um salto, um subconjunto de nós que poderão retransmitir suas mensagens. Este subconjunto de nós responsáveis por encaminhar mensagens de um determinado nó é chamado de conjunto de MPRs. Dessa forma, os nós vizinhos de um determinado nó, que não fazem parte do seu conjunto de MPRs, ao receberem mensagens enviadas pelo nó, não irão repassá-las para os outros nós, evitando o excesso de propagação de mensagens de controle. A escolha do conjunto de MPRs é feita de forma que se alcancem todos os vizinhos de dois saltos. Para esta escolha o OLSR seleciona

como MPR o nó que possa cobrir um maior número de nós vizinhos de dois saltos, visando diminuir a quantidade de retransmissões de mensagens de controle. Além disso, os nós que pertencem a um conjunto de MPRs devem possuir enlaces simétricos entre os nós que os selecionaram, permitindo o envio e o recebimento de mensagens.

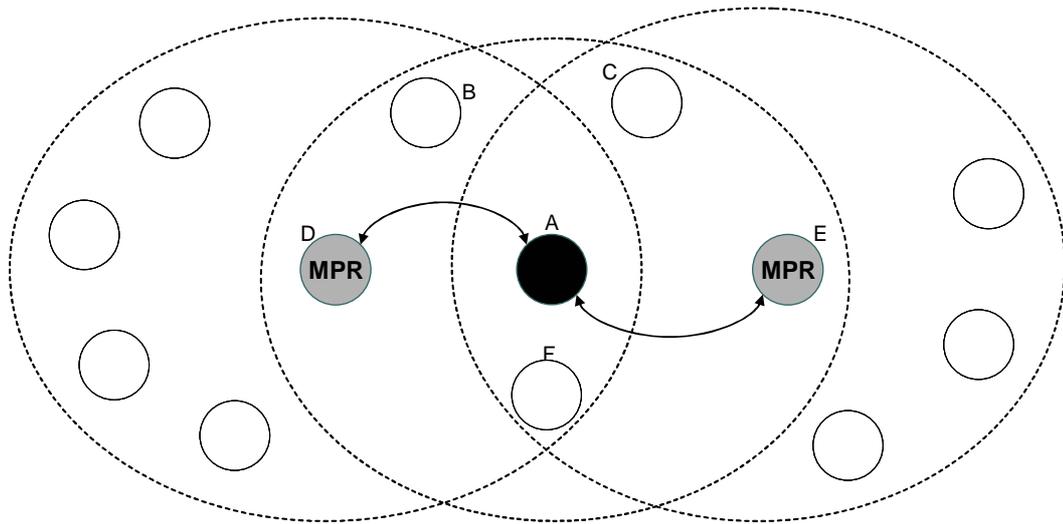


Figura 3 - Escolha de MPRs

A Figura 3 exemplifica uma escolha de possíveis MPRs para um nó A. No exemplo podem ser vistos os vizinhos de um salto, ou seja, que estão na mesma área de cobertura do nó A, são eles os nós B, C, D, E, F. Para atingir os outros vizinhos de dois saltos é necessária a utilização de outros nós para encaminhar as mensagens. Como os nós escolhidos como MPRs são aqueles que atingem um maior número possível de vizinhos de dois saltos, os nós D e E seriam escolhidos para esta tarefa.

Esta técnica reduz consideravelmente a quantidade de retransmissões necessárias para atualizar todos os nós da rede. Para escolher os melhores caminhos o OLSR utiliza apenas parte das informações de estado de enlace. Isto porque todos os nós MPR declaram seus enlaces para todos os outros nós que utilizam o MPR e assim se for necessário utilizar informações topológicas adicionais, estas servirão para propósitos de redundância. Devido à utilização de MPRs diminuir a inundação de mensagens de controle na rede, é possível otimizar as reações às mudanças topológicas do OLSR diminuindo o tempo de intervalo de atualização do OLSR sem comprometer excessivamente a largura de banda da rede.

As informações entre os nós e os conjuntos de MPRs são trocadas através de pacotes de sondagem, também chamados de pacotes *hello*. Os pacotes *hello* são enviados de forma

periódica entre os nós e quando utilizados em nós com múltiplas interfaces, cada interface é responsável por enviar seus próprios pacotes *hello*. A escolha do conjunto de MPRs não é definitiva e pode ser alterada à medida que as informações obtidas com os pacotes *hello* indiquem mudanças de enlaces ou inoperância de nós. Caso a camada de enlace forneça informações suficientes nas suas transmissões, esta pode ser utilizada pelo OLSR para verificar o estado dos enlaces através da escuta de mensagens trocadas entre os nós, reduzindo assim o número de mensagens *hello* enviadas.

As comunicações feitas pelo protocolo de roteamento OLSR utilizam um formato de pacote padrão. O objetivo de se utilizar um pacote com um formato preestabelecido é proporcionar uma maior facilidade para novas atualizações no protocolo e ao mesmo tempo permitir que haja compatibilidade com as outras versões. Além disso, a padronização dos pacotes permite uma maior facilidade de rastreamento de diferentes tipos de informações enviadas através dos pacotes de controle. Os pacotes são embutidos em datagramas UDP. Cada pacote faz o encapsulamento de uma ou mais mensagens. As mensagens que são encapsuladas compartilham um formato de cabeçalho padrão de forma a facilitar a identificação da mensagem e decidir se a mensagem deve ser processada ou repassada. Com as informações de distância em número de saltos obtidas no cabeçalho das mensagens é possível disseminar as mensagens para atingir toda a rede ou limitá-las em relação à distância de sua origem. A padronização do pacote também possibilita uma reação mais rápida à duplicação de mensagens. Uma vez detectada a duplicação de mensagens a mesma é eliminada localmente, já que cada nó pode comparar se a mensagem já foi recebida anteriormente e descartá-la.

Caso seja necessária a utilização de difusão para todos os nós da rede sem limitar-se ao uso dos MPRs, o OLSR possui um tipo de mensagem que enviada aos nós será retransmitida para todos os seus vizinhos e assim sucessivamente até que se atinja toda a rede de forma rápida.

As mensagens de controle não precisam ser entregues de forma ordenada nos roteadores que as recebem, pois cada mensagem de controle possui um número de seqüência que é incrementado a cada nova mensagem. Dessa forma o nó que recebe uma mensagem de controle pode identificar e utilizar as mensagens que possuem informações mais recentes.

Para criar uma base de informações topológicas, cada nó escolhido como MPR envia mensagens de controle topológicas da rede chamadas de *Topology Control* (TC). As mensagens TC são enviadas para todos os nós da rede utilizando para isto os nós MPR. Desta

forma as mensagens TC são difundidas na rede de forma que cada nó tenha informações de estado de enlace suficientes para calcular suas rotas.

O OLSR foi feito para trabalhar de forma completamente distribuída e não depende do controle de uma entidade central na rede. Não é necessário que haja uma confiabilidade no estado dos enlaces, pois o protocolo constantemente está verificando o estado dos mesmos através de mensagens de controle. Dessa forma é possível reagir a um enlace que está apresentando um número elevado de perdas procurando outro enlace que satisfaça as necessidades do tráfego.

1.2.3 Protocolos de roteamento híbridos

Os protocolos híbridos utilizam uma combinação entre os protocolos reativos e os proativos, em muitos casos a parte reativa é utilizada para o procedimento de descoberta de rotas, enquanto que a parte proativa é utilizada para informações topológicas da rede.

1.2.3.1 Roofnet's routing protocol (Srcr)

O Srcr [AGUAYO et al., 2005], utilizado no Roofnet, apresenta comportamentos de protocolos de estado de enlace e de protocolos reativos. Inicialmente o protocolo Srcr sonda seus enlaces de forma a encontrar os que apresentam uma melhor vazão. O Srcr roteia um pacote de forma similar ao DSR, procurando evitar os *loops* de roteamento quando um enlace é perdido. Os nós que utilizam o Srcr possuem um banco de dados parcial dos enlaces da rede e seus custos de métricas. Quando um nó envia um pacote, automaticamente é inserido o custo da métrica do enlace pelo qual passou o pacote. Desta forma todos os nós que receberem este pacote saberão os custos do enlace por onde o pacote passou. Caso um nó queira enviar dados para um destino mas não saiba a rota, inicia-se um processo de descoberta de rotas similar ao DSR, e os nós intermediários aprendem o caminho da rota com as respostas às mensagens de requisição de rotas. Outro ponto importante do funcionamento do Srcr é que quando um destino recebe o pacote, o mesmo pode decidir sobre que caminho utilizar para a resposta baseando-se nos custos que o próprio pacote carrega ao chegar no destino. Apesar de apresentar um desempenho satisfatório em muitos cenários, o Srcr pode não oferecer um bom desempenho em redes grandes ou densamente povoadas, devido ao seu

mecanismo de descoberta de rotas utilizar um grande tráfego de mensagens de controle [BICKET et al., 2005].

1.3 Métricas

A escolha de métricas, o peso de cada métrica e os algoritmos utilizados para a construção das tabelas de rotas em cada nó têm influência direta no comportamento e desempenho da rede. O objetivo é que os nós consigam utilizar os melhores caminhos, evitando perdas de pacotes, *loops* de roteamento e instabilidade na rede. São detalhadas a seguir as principais métricas utilizadas em redes em malha sem fio: número de saltos, ETX, ML, ETT, WCETT, MIC e CN.

1.3.1 Número de saltos (Hop Count)

O número de saltos é uma métrica que seleciona as rotas com menor número de nós intermediários até o destino [SANTIVANEZ et al., 2002]. Essa métrica é utilizada em protocolos de redes *ad hoc* devido à mobilidade dos nós. Como os nós estão em movimento, quanto maior o número de nós para se atingir um nó destino, maior é a probabilidade de haver falhas nas rotas. Porém a utilização da métrica de número de saltos pode levar a um desempenho ruim da rede, pois negligencia a qualidade dos enlaces. Em função disso, novas métricas que levam em consideração as variações do meio físico surgiram.

1.3.2 Expected Transmission Count (ETX)

A métrica ETX pode ser definida como o número esperado de transmissões necessárias para a entrega de um pacote através de um determinado enlace [COUTO et al., 2003]. Essa métrica calcula o peso dos caminhos através do somatório de todos os ETXs dos enlaces de um caminho. Desta forma a métrica irá escolher caminhos que diminuam o número total de retransmissões no nível de enlace.

A probabilidade de sucesso na transmissão é calculada utilizando pacotes de sondagem. Estes pacotes são enviados em intervalos regulares de forma que se possa criar uma estimativa do número de pacotes recebidos em um determinado tempo. Como alguns

protocolos de roteamento possuem pacotes de controle enviados em intervalos regulares, pode ser feita uma alteração de forma que estes pacotes de controle sejam utilizados também para o cálculo do ETX.

$$P_{xy} = PR / PE. \quad (1)$$

A Equação 1 representa a probabilidade de sucesso de transmissão entre um nó x e um nó y . Uma vez fixado um intervalo de tempo o cálculo da probabilidade de transmissão pode ser feito com o número de pacotes recebidos PR dividido pelo número de pacotes esperados PE. Um algoritmo de roteamento utilizando a métrica ETX irá escolher os caminhos que apresentarem os menores resultados das somas dos valores de ETX pertencentes aos enlaces que constituem o caminho.

A métrica ETX utiliza duas variáveis para armazenar os dados referentes aos resultados do sucesso das transmissões das mensagens sonda, o LD (*Link Direto*) e o LR (*Link Reverso*).

$$ETX = 1/(LD \times LR). \quad (2)$$

É importante notar que a métrica ETX calcula seu LR através do número de pacotes recebidos em um intervalo de tempo. Para isso cada nó envia, periodicamente, mensagens-sonda (*probes*) com informações para a manutenção das rotas. Por exemplo, considere-se um intervalo de 20s e a transmissão de uma mensagem sonda a cada 2s de cada nó para seus vizinhos. Sendo assim, um enlace de qualidade 100% teria recebido 10 pacotes em um intervalo de 20s. O cálculo do LD é feito da mesma forma, porém seu valor é informado pelos vizinhos quando os mesmos adicionam essa informação à mensagem-sonda; ou seja, cada nó indica na mensagem-sonda o número de pacotes recebidos de cada um de seus vizinhos.

Os resultados das comparações entre as métricas ETX e a métrica número de saltos demonstram que a ETX melhora o desempenho da rede ao se escolher rotas com menor probabilidade de perdas de pacotes [SAADE et al., 2007]. Porém, a métrica ETX pode não refletir com exatidão a probabilidade destas perdas, pois a mesma utiliza pacotes de mensagens-sonda para inferir as probabilidades de transmissão e estes pacotes possuem um

tamanho reduzido se comparados com os pacotes de dados. A métrica pode fazer uma estimativa menos realista do que se estivesse usando pacotes com tamanho mais próximo dos pacotes de dados para inferir a probabilidade de transmissão. Além disso, estes pacotes são enviados em uma taxa básica de transmissão (taxa física), o que pode proporcionar estimativas imprecisas do comportamento da rede em relação a diferentes taxas de transmissão.

Outro problema encontrado na métrica ETX é a possibilidade de escolhas de rotas que podem prejudicar o desempenho da rede devido ao número de perdas de pacotes, como no exemplo apresentado na Figura 4. O enlace entre os nós x e y apresenta um valor de ETX igual a 1 e o enlace entre os nós y e z também apresenta um valor de ETX igual a 1, utilizando a equação de probabilidade, Equação 1, percebe-se que um valor de ETX igual a 1 significa que foram recebidos o mesmo número de pacotes esperados, ou seja o enlace possui uma probabilidade de sucesso de transmissão de 100%. Já para o enlace entre os nós x e z, percebe-se que o valor de ETX é igual a 2, o que representa uma probabilidade de sucesso de transmissão igual a 50%, utilizando a Equação 1. O problema aparece no cálculo do valor de ETX entre os nós x e z, pois existem duas rotas uma direta e outra passando pelo nó y. As duas rotas apresentam o mesmo valor de ETX já que a soma dos enlaces xy e yz será 2. A métrica ETX irá escolher a rota xz, pois apresenta o mesmo valor de ETX da outra rota, xyz, mas com menor número de saltos. Porém a rota xz apresenta uma taxa de perdas maior e conseqüentemente irá prejudicar o desempenho da rede.

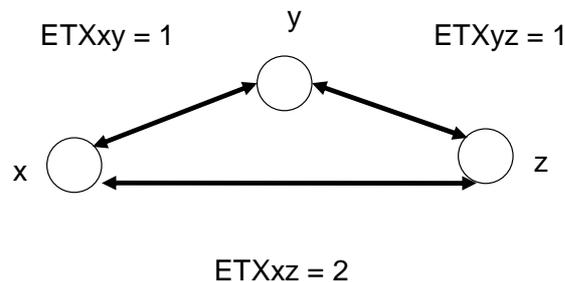


Figura 4 - Exemplo do problema de escolha de rotas da métrica ETX

1.3.3 Minimum Loss (ML)

Como alternativa à métrica ETX existe a métrica ML [PASSOS et al., 2006] que utiliza uma abordagem multiplicativa no custo de cada enlace. A ML busca encontrar caminhos com menos perdas de pacotes mesmo que isso leve à escolha de rotas com mais saltos. Nos caminhos com múltiplos enlaces intermediários, a probabilidade de sucesso na transmissão de pacotes em um determinado caminho representada pelo valor total de ML, será a multiplicação de todos os ML dos enlaces intermediários. Para a Figura 4, a métrica ML calcularia a probabilidade total de sucesso na transmissão de x para z passando por y da seguinte forma:

$$P_{xyz} = P_{xy} \times P_{yz}. \quad (3)$$

O ML utiliza a multiplicação dos valores de ML encontrados nos enlaces intermediários diferenciando-se do ETX que utiliza a soma total dos valores de ETX nos enlaces intermediários. Segundo [PASSOS et al., 2006], a métrica ML apresenta uma maior estabilidade em suas rotas quando comparada com a ETX.

1.3.4 Expected Transmission Time (ETT)

Uma versão melhorada da ETX é a métrica ETT [BICKET et al., 2005] que utiliza em seus cálculos de melhor rota as diferentes taxas de transmissão dos enlaces. Assim, o cálculo do ETT pondera o ETX de um enlace, multiplicando o mesmo pelo tamanho do pacote dividido pela taxa de transmissão do enlace. Como exemplo:

$$ETT = ETX \times (TP/TT). \quad (4)$$

A Equação 4 demonstra o cálculo da métrica ETT onde TP é o tamanho do pacote usado na sondagem do meio de transmissão e TT é a taxa de transmissão do enlace. A métrica ETT pode utilizar uma técnica chamada de pares de pacotes para calcular a capacidade de transmissão do enlace e assim definir a taxa de transmissão. Na técnica de pares de pacotes

são enviados dois pacotes sendo um pequeno e outro maior com tamanho similar a um pacote de dados. Cada vizinho calcula o intervalo de tempo entre a chegada dos dois pacotes e envia para o nó que os transmitiu. De posse desta informação, o nó transmissor calcula a largura de banda utilizando o tamanho do maior pacote dividido pelo menor atraso recebido. Com a utilização da taxa de transmissão do enlace, a métrica pode refletir de modo mais preciso as taxas de perdas em relação a taxas de transmissão mais altas. Devido à possibilidade do aumento do tamanho do pacote, a métrica pode refletir melhor as taxas de erros e perdas nos enlaces dos pacotes de dados. De forma semelhante à métrica ETX, a métrica ETT calcula o valor total de um caminho através da soma dos valores de ETT dos enlaces intermediários e escolhe os caminhos com menor custo de ETT.

1.3.5 Weighted Cumulative ETT (WCETT)

A métrica WCETT [DRAVES et al., 2004b], baseada na métrica ETT, utiliza múltiplos canais para tentar reduzir a interferência causada por nós roteadores em um mesmo caminho que utilizem um mesmo canal. Essa interferência também é conhecida como intrafluxo. Apesar de utilizar as probabilidades de ocorrência de interferência intrafluxo em uma rota, a WCETT não considera os efeitos da interferência interfluxo. Esse efeito é causado pela interferência de nós vizinhos que transmitem fluxos concorrentes. A interferência do tipo interfluxo pode ser observada principalmente em redes onde existe uma grande quantidade de nós por área [SALONIDIS et al., 2007]. Outro problema da métrica WCETT está na dificuldade de ser utilizada em algoritmos eficientes, pois quando utilizada em protocolos de roteamento de estado de enlace podem acontecer *loops* de roteamento e quando utilizada em protocolos de roteamento baseados em vetor de distância podem ser escolhidos caminhos que proporcionam um menor desempenho na transmissão de dados.

1.3.6 Metric of Interference and Channel-switching (MIC)

A métrica MIC [YANG et al., 2005b] utiliza os cálculos da métrica ETT de forma que se procurem também os caminhos com o menor valor total de ETT. A métrica MIC além de considerar a interferência intrafluxo também considera a interferência interfluxo no cálculo de suas rotas. Um componente utilizado pela métrica MIC para evitar rotas com maior interferência intrafluxo é o CSC (*Channel Switching Cost*). O CSC faz com que rotas com

enlaces que utilizam o mesmo canal consecutivamente tenham um custo de rota maior do que as rotas com maior variedade de canais ao longo de todo o caminho. A métrica MIC utiliza o componente IRU (*Interference-aware Resource Usage*) para calcular a interferência interfluxo. A utilização do IRU faz com que a métrica MIC possa calcular em uma transmissão o tempo que seria consumido nos canais de seus vizinhos. Dessa forma as rotas mais procuradas serão aquelas que ocupam menos tempo nos canais de seus vizinhos. Segundo [YANG et al., 2005b], a métrica MIC é uma melhoria da métrica WCETT já que leva em consideração as interferências intrafluxo e interfluxo em seu cálculo de rotas, enquanto que a métrica WCETT apenas considera a interferência intrafluxo.

1.3.7 Contention Nodes (CN)

A métrica CN [KIM, 2006] também considera a interferência interfluxo nos cálculos de suas rotas. Seu funcionamento inicia-se quando um nó recebe ou envia dados para seus vizinhos, fazendo com que seja automaticamente classificado. Os nós são classificados em nós que estão enviando dados (*tx-neighbor*), nós que estão recebendo dados (*rx-neighbor*) e nós que estão enviando e recebendo dados (*tx/rx-neighbor*). A classificação dos nós não é fixa e depende exclusivamente do comportamento dos nós no momento em que a métrica esteja sondando o meio de transmissão. Um nó que estava apenas recebendo dados pode ter sua classificação modificada quando começa a enviar dados e portanto competir pelo meio de transmissão. A métrica se baseia na utilização do mecanismo de detecção de canal virtual do IEEE 802.11, portanto os vizinhos de um nó geralmente impedem que o nó tenha acesso ao meio compartilhado quando é iniciada a tentativa de reserva do meio para iniciar uma transmissão de pacotes. Utilizando a classificação dos nós vizinhos pode-se deduzir com relação ao mecanismo de detecção de canal virtual do 802.11 que o número de CNs de um nó será os seus vizinhos que tenham pelo menos um *rx-neighbor* e sejam *tx-neighbor*. A métrica CN pode calcular as melhores rotas levando em conta o número de vizinhos que estão enviando dados e possivelmente competindo pelo meio de transmissão.

1.3.8 Avaliação

Foram apresentadas sete métricas que podem ser utilizadas em redes em malha. Vale ressaltar que a maior parte dos protocolos de roteamento implementa a métrica ETX ou pequenas variações desta [PASSOS et al., 2007].

A Tabela 1 classifica as métricas apresentadas em função de capacidade de utilização da qualidade do enlace, das interferências intrafluxo e interfluxo em seus cálculos de custo de rotas. Pode ser observado que a métrica Hop não utiliza em seus cálculos a qualidade do enlace, uma vez que usa apenas o número de saltos como informação para o cálculo dos custos das rotas. As métricas ETX, ML e ETT apesar de utilizarem a qualidade do enlace em seus cálculos de rotas, não consideram as interferências intrafluxo e interfluxo. A métrica WCETT além de utilizar a qualidade do enlace também faz uso da interferência intrafluxo em seus cálculos de rotas, enquanto que a métrica CN utiliza a interferência interfluxo. A métrica MIC sobressaiu-se em relação às demais, pois além de utilizar a qualidade do enlace também utiliza as interferências intrafluxo e interfluxo.

Tabela 1 - Classificação das métricas

Métrica	Qualidade do enlace	Intrafluxo	Interfluxo
Hop	NÃO	NÃO	NÃO
ETX	SIM	NÃO	NÃO
ML	SIM	NÃO	NÃO
ETT	SIM	NÃO	NÃO
WCETT	SIM	SIM	NÃO
MIC	SIM	SIM	SIM
CN	SIM	NÃO	SIM

CAPÍTULO 2 A MÉTRICA ALTERNATIVE PATH (AP)

A métrica AP proposta neste trabalho é baseada na métrica ETX, porém diferencia-se dela por levar diretamente em conta o número de nós vizinhos nos cálculos de qualidade de enlaces. A interferência causada por nós vizinhos em uma rota pode comprometer significativamente o desempenho da rede.

O cálculo da métrica AP modifica o cálculo original do ETX, adicionando ao fator LD da Equação 2 o valor de um novo componente representado por Y . Esse valor é justamente a divisão de um peso (P) pelo número de vizinhos (NV) do nó. O motivo da utilização de Y somado com LD é que o LD é informado pelos vizinhos como visto no Capítulo 1; desta forma quando um vizinho adiciona LD às mensagens sonda, também é adicionado o Y em função do seu próprio NV .

$$Y = P / NV. \quad (5)$$

Portanto

$$AP = 1 / ((LD + Y) \times LR). \quad (6)$$

Como NV representa o número de vizinhos, quanto maior a quantidade de vizinhos menor será a contribuição de Y para o cálculo da qualidade de um enlace. Ou seja, em um enlace com um número muito alto de vizinhos o valor de Y seria de baixa influência para o cálculo de AP, porém em um enlace com poucos vizinhos, Y teria uma influência significativa (maior probabilidade de o enlace ser escolhido). Assim, a métrica AP procura evitar perdas causadas por interferência interfluxo de outros nós, vizinhos. Para isso, rotas menos suscetíveis a interferências são selecionadas, melhorando o desempenho da rede.

Para ilustrar o cálculo da métrica AP considere o exemplo da Figura 5, que apresenta duas rotas, A e B , para um mesmo destino. A rota A possui um total de cinco enlaces com 40% de probabilidade de perda em cada enlace. A rota B tem seis enlaces sendo que cinco

com probabilidade de perda de 40% e um com probabilidade de perda de 10%. Tal cenário, recorrente em redes em malha, se justifica, por exemplo, se a rota *A* passa por regiões com muitos nós vizinhos (não mostrados na Figura 5), em que cada nó da rota tenha, digamos, 15 vizinhos. A rota *B*, por sua vez, passa por um caminho mais longo e mais afastado dos outros nós (não mostrados na Figura 5). Neste caso cada nó possui apenas cinco vizinhos.

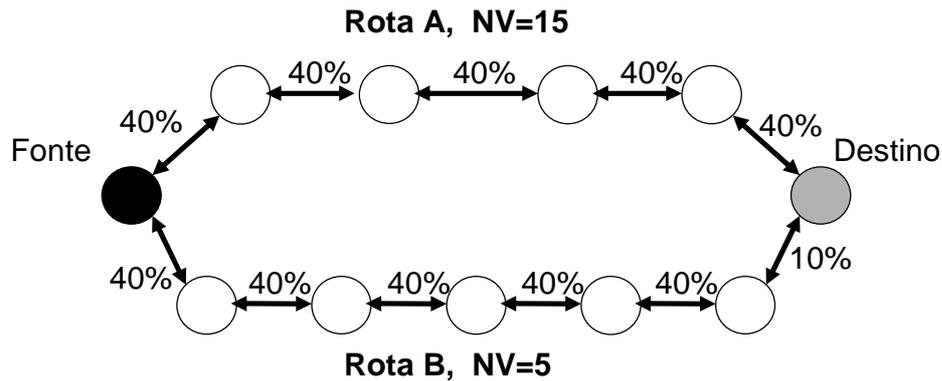


Figura 5 - Exemplo de cálculo de rotas

Com base nos números de vizinhos por nó e considerando um peso P de 0,6, por exemplo, o valor de Y para cada nó na rota *A* vale 0,04 e na rota *B*, Y vale 0,12. Os valores LD e LR podem ser obtidos através das probabilidades de entrega. Assim, um enlace com 40% de probabilidade de perda teria uma probabilidade de entrega ou qualidade de enlace de 60% (0,6). Já um enlace com 10% de perda teria uma probabilidade de entrega ou qualidade de enlace de 90% (0,9).

O custo de cada rota seria calculado pelo somatório de todos os custos dos APs intermediários através da Equação 6. Para a rota *A*, obtém-se o valor 2,6 para cada enlace, como são cinco enlaces com a mesma média de vizinhos e probabilidade de perda, o somatório do custo da rota é 13. Para o custo total da rota *B* seriam calculados os custos dos APs de cinco enlaces com perda de 40% e o de um enlace com perda de 10%. Somando os custos dos APs dos cinco enlaces com 40% de perda tem-se 11,55 e somando-se a este o custo do AP do enlace de 10% de perda, que é de 1,09, tem-se um custo total da rota de 12,64. Portanto utilizando a métrica AP, a rota *A* teria um custo total de 13 e a rota *B* teria um custo de 12,64. Como as rotas escolhidas são as de menor custo, a rota *B* seria a escolhida, mesmo tendo um caminho mais longo, pelo fato desta apresentar uma menor probabilidade de perdas por interferência interfluxo.

Utilizando a métrica ETX neste cenário os custos de cada rota mudariam, já que o ETX não leva em conta a interferência interfluxo e, portanto, não se considera o valor Y nos seus cálculos. Assim, a rota *A* utilizando o ETX teria um custo igual à soma dos cinco enlaces com 40% de perda, obtendo um custo total de 13,9. Para a rota *B*, seria utilizada a mesma soma dos cinco enlaces com perda de 40% adicionada ao custo do enlace com 10% de perda, obtendo um custo total de 15,13. Como a rota *A* teria um custo total mais baixo, a mesma seria a escolhida pela métrica ETX; ou seja, neste caso a rota utilizada seria justamente aquela com maior probabilidade de sofrer interferências interfluxo.

O valor do peso P em uma rede é de grande importância para a escolha da melhor rota. Se forem utilizados pesos de valores baixos a métrica AP se comportará de forma semelhante à métrica ETX, já se forem utilizados valores mais altos de P a métrica AP tenderá a escolher caminhos mais periféricos.

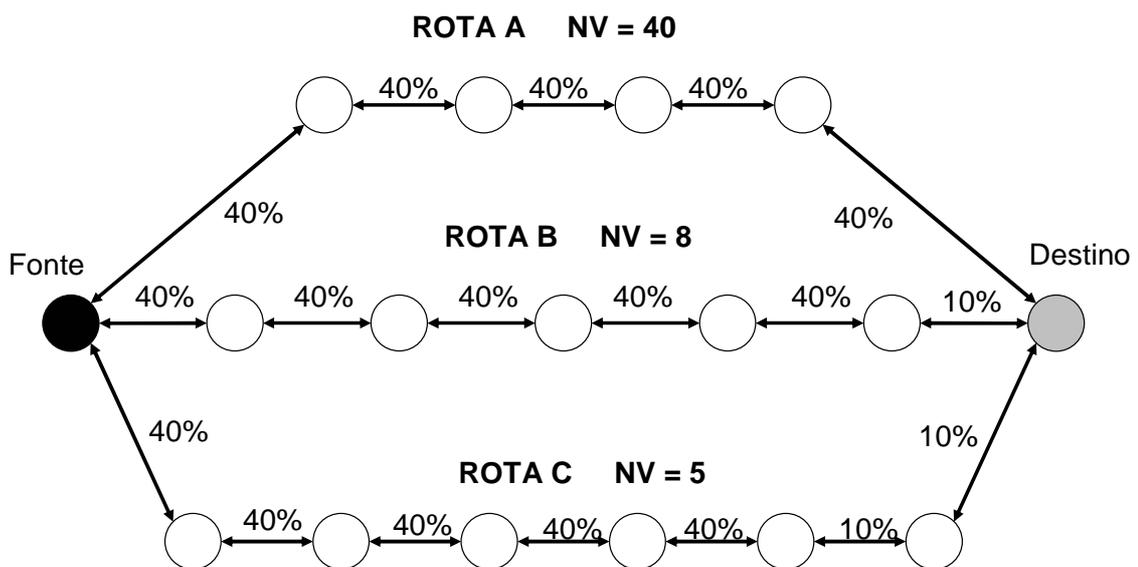


Figura 6 - Segundo exemplo de cálculo de rotas

A Figura 6 mostra uma situação hipotética em que um nó pode utilizar três caminhos diferentes para enviar seus dados até um nó destino. Para os cálculos dos custos de cada caminho foram utilizadas a Equação 2 para o ETX e as Equações 5 e 6 para a métrica AP. Como pode ser observado na Tabela 2 utilizando a métrica ETX, a rota que proporcionou um custo mais baixo foi a rota *A* mesmo sendo a rota com maior número de vizinhos e portanto mais suscetível a interferências interfluxo. Utilizando a métrica AP com um peso 0,6, a rota que apresentou o menor custo foi a rota *B*; isto se deve ao fato de a rota *B* apresentar um

número menor de vizinhos do que a rota A e apresentar uma menor probabilidade de perdas do que a rota C. Já quando se utiliza a métrica AP com peso 1,0, a rota escolhida foi a rota com menor número de vizinhos, a rota C. Nota-se que apesar desta rota apresentar a menor probabilidade de interferência interfluxo ela também pode apresentar uma maior probabilidade de perdas pois possui mais dois enlaces com perdas de 10%. Desta forma, variando-se o valor do peso P pode-se intensificar ou reduzir a utilização de rotas periféricas em relação ao número de vizinhos.

Tabela 2 - Custos das rotas

	Rota A	Rota B	Rota C
ETX	13,89	15,12	16,36
AP 0,6	13,55	13,48	13,75
AP 1,0	13,33	12,58	12,44

Tabela 3 - Classificação das métricas, adicionando a métrica AP

Métrica	Qualidade do enlace	Intrafluxo	Interfluxo
Hop	NÃO	NÃO	NÃO
ETX	SIM	NÃO	NÃO
ML	SIM	NÃO	NÃO
ETT	SIM	NÃO	NÃO
WCETT	SIM	SIM	NÃO
MIC	SIM	SIM	SIM
CN	SIM	NÃO	SIM
AP	SIM	NÃO	SIM

Analisando as características da métrica AP, percebe-se que comparada com as outras métricas, apresentadas na Tabela 1 do Capítulo 1, a métrica AP destaca-se por escolher rotas com base na qualidade do enlace e na interferência interfluxo. A Tabela 3 mostra o resumo

das características das métricas apresentadas incluindo a métrica AP. Pode ser observado na tabela que a métrica AP utiliza características semelhantes às da métrica CN em seus cálculos de rotas, como o uso da interferência interfluxo e a qualidade do enlace.

CAPÍTULO 3 SIMULAÇÕES E RESULTADOS

Para avaliar o comportamento da métrica AP, realizamos uma série de simulações utilizando a ferramenta *ns-2* [NETWORK SIMULATOR, 2008] em conjunto com extensões para o OLSR e a métrica ETX desenvolvidas para o *ns-2* [CORDEIRO et al., 2007]. O protocolo de roteamento OLSR foi utilizado para implantar a métrica AP, pois este já faz o cálculo do número de nós vizinhos para selecionar, a partir do mesmo, o conjunto de nós MPR (Capítulo 1). Essa característica nata do OLSR facilita a implementação da métrica AP, pois a informação contendo o número de vizinhos já está disponível na estrutura deste protocolo. Sobre este arcabouço implementamos adaptações para contemplar os cálculos da métrica AP.

A Figura 7 apresenta (linhas 1 e 2) a principal modificação introduzida no código responsável pelos cálculos dos custos dos enlaces da extensão OLSR-ETX. O método *link_quality()* é o responsável pelo cálculo do número de pacotes-sonda recebidos sobre o número de pacotes esperados. O valor do número de vizinhos do nó é calculado pelo OLSR e armazenado em *nbset().size()*. A variável *P* recebe o valor do peso. O método *Dlink_quality()*, linha 2, antes da alteração enviava apenas o valor de *LD* para o cálculo do custo dos enlaces (utilizado na Equação 2 apresentada no Capítulo 1); porém com a alteração feita este método envia o valor de *LD* somado ao peso dividido pelo número de vizinhos ($P/nbset().size()$). Esta alteração faz com que a Equação 2 se transforme na Equação 6 do Capítulo 2.

```

01  P =0.6;
02  Dlink_quality() = (link_tuple->link_quality() + (P/nbset().size()));
03  msg.hello().hello_msg(count).nb_iface_addr(i).nb_link_quality() =
                                     (link_tuple->nb_link_quality());

```

Figura 7 - Trecho de código da extensão OLSR-ETX alterado.

Foram realizados testes para avaliar o desempenho da métrica AP em quatro cenários distintos, sendo dois cenários mais controlados e dois cenários com topologias mais próximas da realidade. Os dois cenários com topologia controlada foram usados para estudar os resultados da métrica AP em relação ao número de caminhos alternativos. O primeiro cenário se baseia em uma rede com um núcleo similar a uma grade (Figura 8). Com este tipo de

topologia foi possível reduzir o número de nós intermediários e manter a maior parte da área da rede original formando assim o segundo cenário. O cenário com maior número de nós desta rede com núcleo em forma de grade apresenta um total de 24 nós, enquanto que o segundo cenário apresenta 17 nós cobrindo a maior parte da área coberta pelos 24 nós do cenário anterior. Os outros dois cenários, mais próximos das topologias reais, são representados por um cenário contendo algumas rotas com maior interferência interfluxo e outras com baixa interferência e o outro cenário com mais nós e uma maior quantidade de caminhos alternativos às rotas com alta interferência. Tanto os cenários hipotéticos como os cenários mais próximos da realidade têm a representação de seus enlaces em forma de linhas nas figuras. As linhas tracejadas indicam enlaces com perdas superiores a 50%, já as linhas contínuas indicam enlaces com melhor qualidade. A taxa de perda dos enlaces foi calculada através de simulações prévias de forma a encontrar a média de perda dos enlaces.

Nas simulações, as mensagens de sonda, *hello* no OLSR, foram enviadas a cada 2s. As mensagens de estado do enlace, utilizadas pelos nós MPRs, são enviadas a cada 5s. A taxa de perdas no meio é calculada utilizando como base 10 amostras de transmissões de *hello*. Foram utilizadas transmissões CBR entre o nó origem e os nós selecionados (“nós termômetros”); estas transmissões foram feitas em um período de 45s a uma taxa de 10 kbps para cada nó selecionado. Os nós termômetros, destacados em cinza nas figuras dos cenários, foram utilizados para estudar o comportamento da rede. A escolha destes nós foi baseada em suas posições na rede, de forma que se pudesse sondar o comportamento do tráfego em diferentes pontos da rede. Foram escolhidos aleatoriamente outros nós da rede para serem submetidos a taxas de transmissão variadas. As transmissões para os nós termômetros foram mantidas em todas as simulações, enquanto as outras transmissões, de *background*, variaram em número e duração. Assim formou-se um cenário com múltiplas interferências e com transmissões concorrentes. O padrão sem fio simulado foi o IEEE 802.11b com velocidade de 11 Mbps utilizando a faixa de frequências de 2.4 GHz. Foram utilizados nas simulações alguns parâmetros do modelo de propagação *Shadowing* como: *Path Loss Exponent* com valor igual a 2,7, simulando obstrução de árvores, prédios e umidade do ar, e *Shadowing Deviation* com o valor igual a 4, simulando uma rede externa. Tais valores também foram utilizados em [CORDEIRO et al., 2007] para simular um ambiente de uma rede em malha sem fio real. Estes parâmetros representam algumas particularidades das redes reais como a alta incidência solar, o elevado índice pluviométrico e a concentração de obstáculos nas proximidades da rede.

Foram medidos com intervalo de confiança de 90% os valores médios da taxa de perda, do atraso, da vazão e do tamanho de rota. Para os cenários controlados foram feitas 12 rodadas de simulação enquanto que para os cenários mais próximos de redes reais o número de rodadas foi 16.

O valor de P foi escolhido em função de simulações preliminares realizadas com a métrica AP para diversos valores de P . Os pesos com valores entre 0,6 e 1,0 apresentaram os melhores resultados. Em alguns cenários o peso 0,6 apresentou resultados superiores aos conseguidos com pesos maiores como 0,7, 0,8, 0,9 e 1,0, porém em outros cenários o peso 1,0 apresentou melhores resultados do que os pesos menores. Isso se deve ao fato de que ao se aumentar muito o peso, a métrica começa a forçar uma grande parte do tráfego para os caminhos periféricos e ao se reduzir muito o peso, a métrica começa a se comportar de forma semelhante à métrica ETX, como mostrado no Capítulo 2. Devido à diferença em número de nós e possibilidades de caminhos alternativos nos cenários, os pesos 0,6 e 1,0 apresentaram diferenças em relação ao desempenho.

Os resultados das simulações são apresentados em gráficos de taxa de perda, atraso, vazão e tamanho de rotas. As métricas analisadas e simuladas para cada cenário foram número de saltos (Hop), ETX e AP. Os nós termômetros selecionados para cada cenário foram dispostos no eixo x segundo suas distâncias em relação ao nó origem e disponibilidade de rotas alternativas, de forma a evidenciar a atuação da métrica AP em comparação com a ETX e o número de saltos conforme a distância da origem.

3.1 Simulações com cenários controlados

Para os cenários controlados, o primeiro (Figura 8) e o segundo (Figura 10) cenário, foram utilizados os pesos 0,6 e 1,0 para a métrica AP de forma que se pudesse observar o comportamento da métrica com estes dois pesos em uma rede mais e menos densa. A topologia da rede mais densa, primeiro cenário, é constituída de um núcleo em grade e a topologia da rede menos densa, segundo cenário, é o resultado da eliminação de alguns nós da topologia do primeiro cenário como mostrado nas Figuras 9 e 10.

Para estes dois cenários hipotéticos, os nós termômetros escolhidos foram os nós 12, 14, 21 e 23. Observa-se que para estes dois cenários os nós termômetros foram os mesmos e suas posições continuaram as mesmas. Assim, foi possível estudar o impacto de uma rede

mais densa com maior número de caminhos alternativos e outra rede menos densa com menor número de caminhos alternativos em uma mesma área.

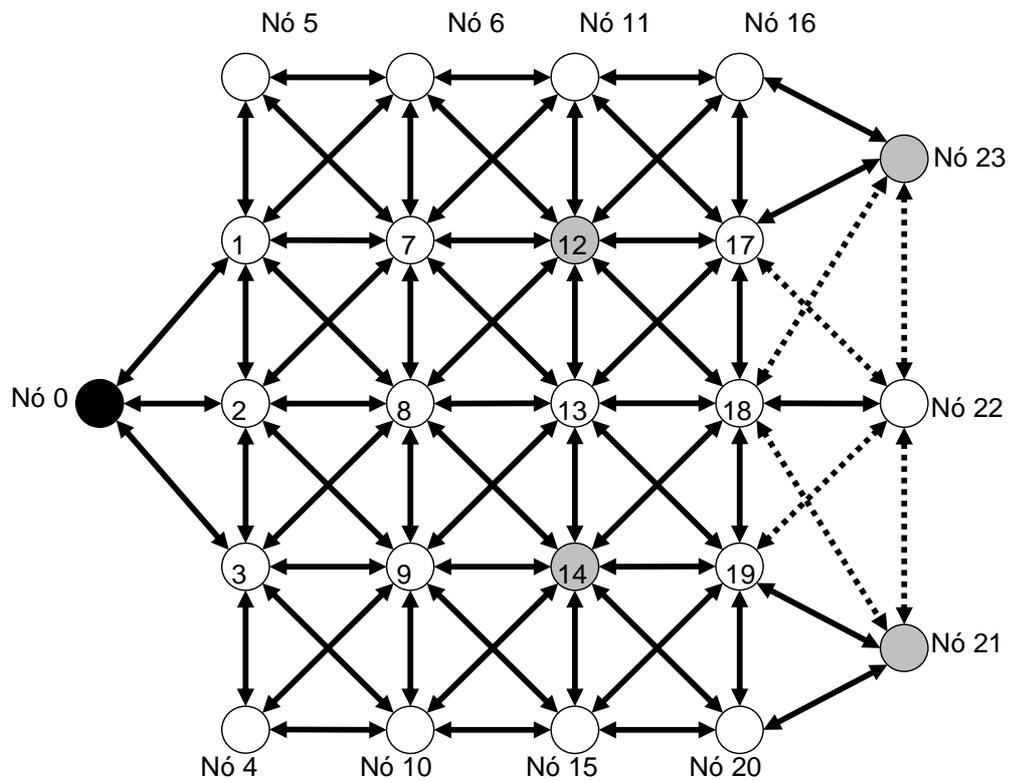


Figura 8 - Rede utilizada no primeiro cenário

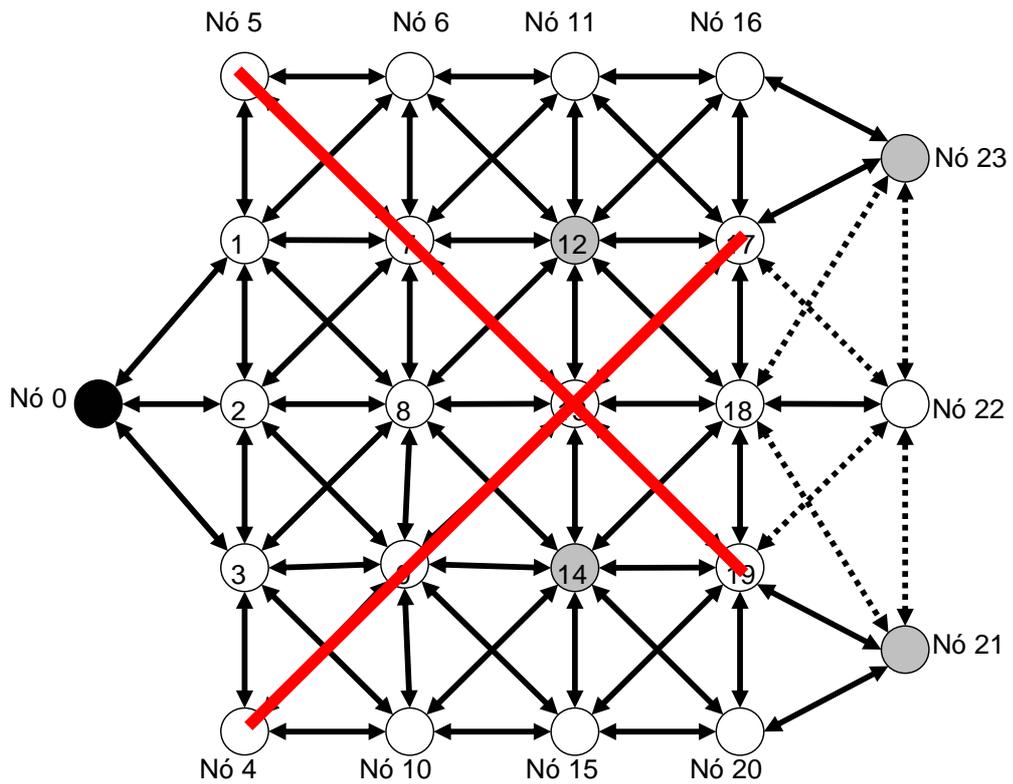


Figura 9 - Nós do primeiro cenário descartados para formar o segundo cenário

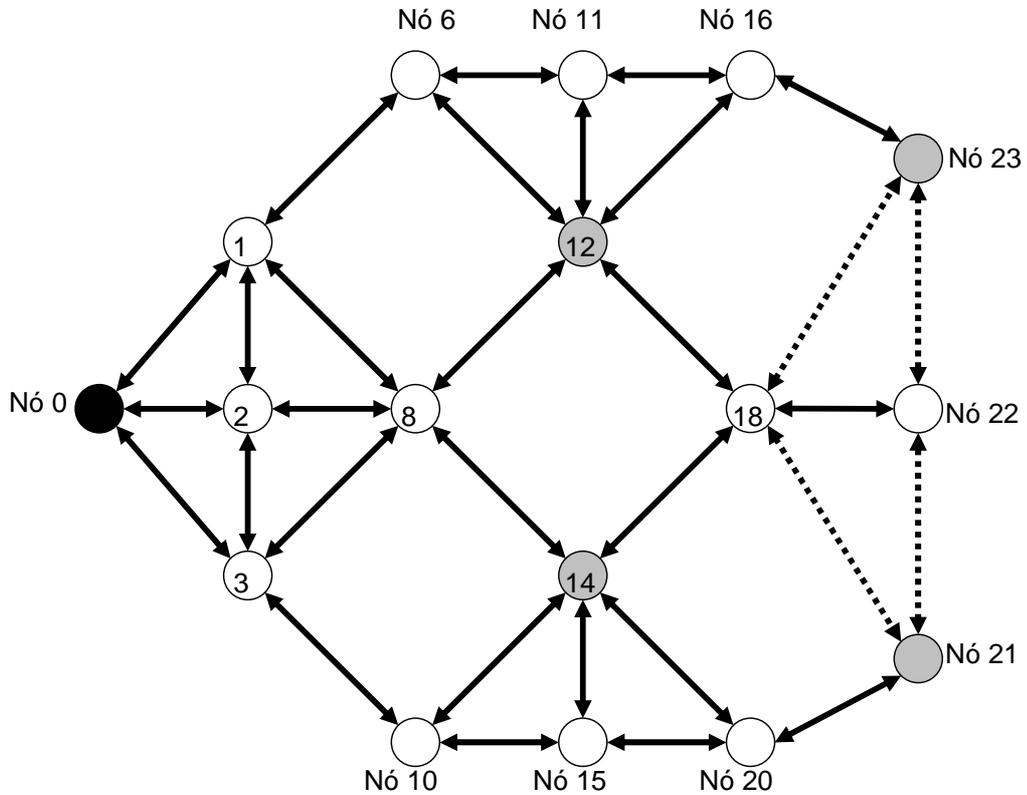


Figura 10 - Rede utilizada no segundo cenário

3.2 Resultados das simulações com cenários controlados

Para o primeiro e segundo cenários, foram escolhidos quatro nós termômetros (12, 14, 21 e 23). Lembrando que para estes dois cenários hipotéticos a principal diferença entre o maior (primeiro) e o menor (segundo) cenário está na quantidade de nós, já que a área de cobertura da rede permaneceu quase a mesma. Os gráficos dos dois cenários são apresentados aos pares para que se possa analisar a diferença de desempenho das métricas em cenários mais e menos densos.

Os gráficos das Figuras 11 e 12 apresentam a média de perda de pacotes para os nós termômetros. Observa-se no gráfico que representa a rede com maior número de nós, primeiro cenário, que a métrica AP utilizando o peso 1,0 apresentou menores perdas em três dos quatro nós termômetros quando comparada com as perdas obtidas com a métrica ETX. A média do nó 21, utilizando a métrica AP com peso 1,0 também esteve abaixo da média de perdas calculada usando a métrica ETX, porém percebe-se que em ambas houve interseção na área de seus intervalos de confiança. Nas comparações com a métrica AP utilizando o peso 0,6 apenas metade dos nós termômetros tiveram menores perdas do que a métrica ETX. O que mostra que o peso 1,0 apresentou melhor desempenho do que o peso 0,6 no primeiro cenário. Isto se deve ao maior número de caminhos alternativos do primeiro cenário e o comportamento de pesos maiores como foi visto no Capítulo 2.

Para a rede com menor número de nós (Figura 10) o resultado do gráfico de perdas apresentou resultados mais próximos entre as métricas AP e ETX; em dois dos quatro nós termômetros as métricas atingiram desempenhos semelhantes. Apenas nos nós 14 e 21 a diferença das médias de perdas se mostrou mais acentuada. Para o nó 14 a métrica ETX apresentou menores perdas do que a métrica AP utilizando tanto o peso 1,0 como 0,6. Isto porque o número de caminhos alternativos para a métrica AP utilizar era reduzido e conseqüentemente o desempenho da mesma foi prejudicado. Porém para um nó mais afastado, o nó 21, a média de perdas da métrica ETX foi maior que a média da métrica AP com peso 1,0 e 0,6, pois havia mais caminhos alternativos entre o nó origem e o nó termômetro. Para os dois cenários a métrica número de saltos apresentou as maiores médias de perdas.

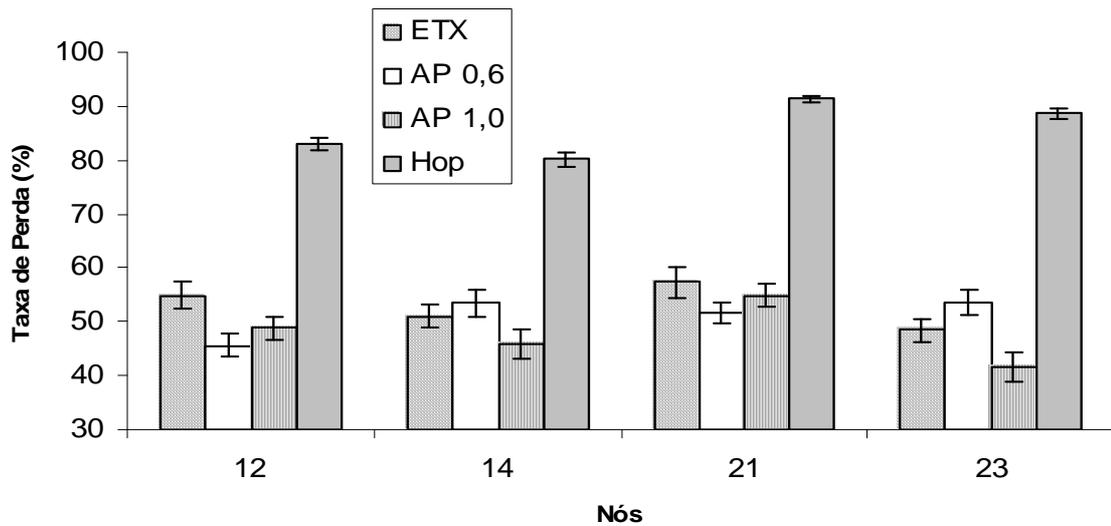


Figura 11 - Taxa média de perda de pacotes para o primeiro cenário

Comparando os resultados apresentados nas Figuras 11 e 12, pode-se observar que em duas redes com áreas de cobertura semelhantes, a rede com maior número de nós e conseqüentemente maior número de caminhos alternativos (primeiro cenário) proporcionou menores perdas com a utilização da métrica AP em relação à métrica ETX. Porém quando se reduziu o número de nós (segundo cenário), o desempenho da métrica AP em relação à métrica ETX foi reduzido de forma que as duas métricas apresentaram desempenhos similares.

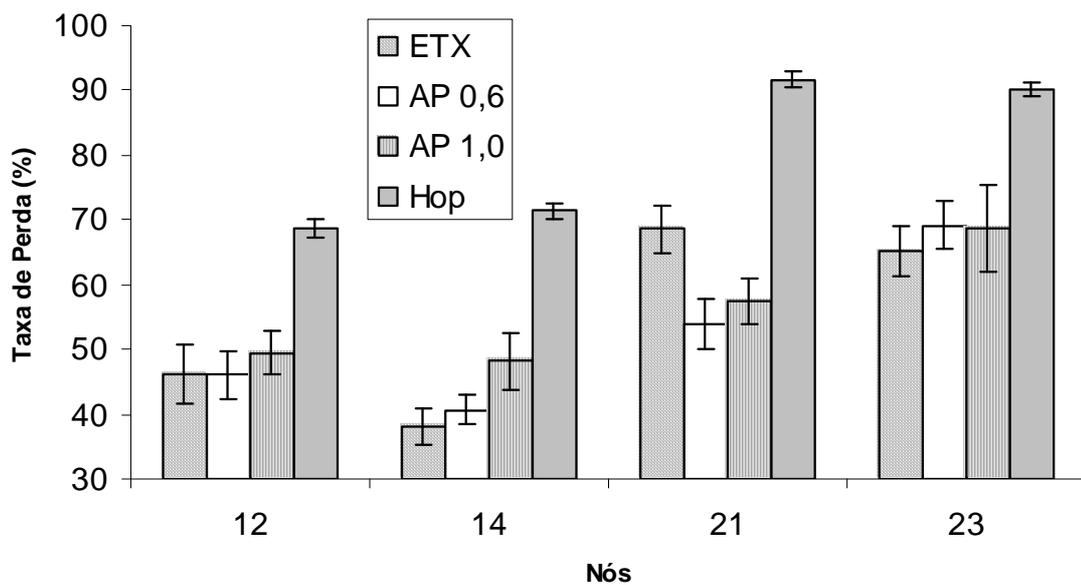


Figura 12 - Taxa média de perda de pacotes para o segundo cenário

Os gráficos de vazão do primeiro e segundo cenário são apresentados nas Figuras 13 e 14, respectivamente. Para o cenário com maior número de nós o gráfico de vazão refletiu o que foi apresentado no gráfico de perdas, mostrando que a média de vazão conseguida com a métrica AP com o peso 1,0 foi superior à métrica ETX em três dos quatro nós termômetros. E como nos resultados do gráfico de perdas, o nó 21 apresentou desempenho muito próximo do obtido com a métrica ETX. Os resultados da métrica AP com peso 0,6 ficaram próximos dos obtidos com a métrica ETX, com a diferença que para o nó termômetro 12 a métrica AP utilizando peso 0,6 superou em média de vazão tanto a métrica ETX quanto a própria métrica AP utilizando o peso 1,0. Isto porque, como observado nos arquivos de saída do simulador, para o nó 12 a métrica AP com o peso 0,6 utilizou caminhos que não foram nem tão longos quanto os utilizados com o peso 1,0 e nem tão curtos e sujeitos a interferência interfluxo como os caminhos utilizados pela métrica ETX. O comportamento das métricas em relação ao nó 14 foi diferente do comportamento observado no nó 12. Isto porque os caminhos mais curtos e próximos ao centro da rede estiveram mais sujeitos às interferências interfluxo dos fluxos entre o nó 0 e o nó 12 e das transmissões de *background* dos outros nós da rede. No gráfico com menor número de nós (Figura 14) observa-se que as médias de vazão entre a métrica ETX e a métrica AP ficaram próximas; neste cenário a métrica AP utilizando o peso 0,6 obteve um pequeno aumento em relação à métrica ETX, mas ainda assim as duas métricas tiveram interseção em boa parte dos seus intervalos de confiança. A métrica número de saltos apresentou as menores médias de vazão nos dois cenários.

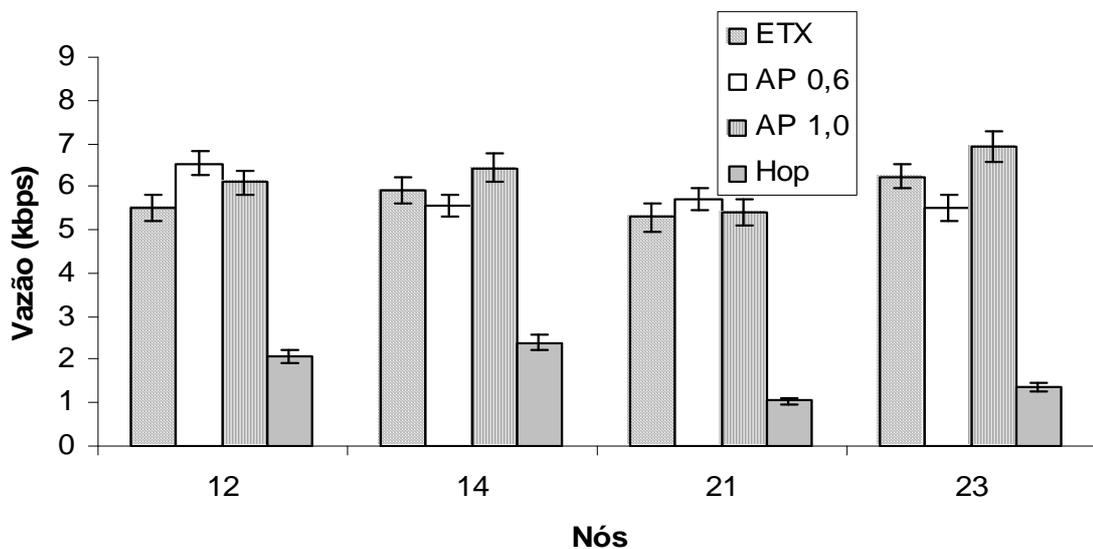


Figura 13 - Vazão Média para o primeiro cenário

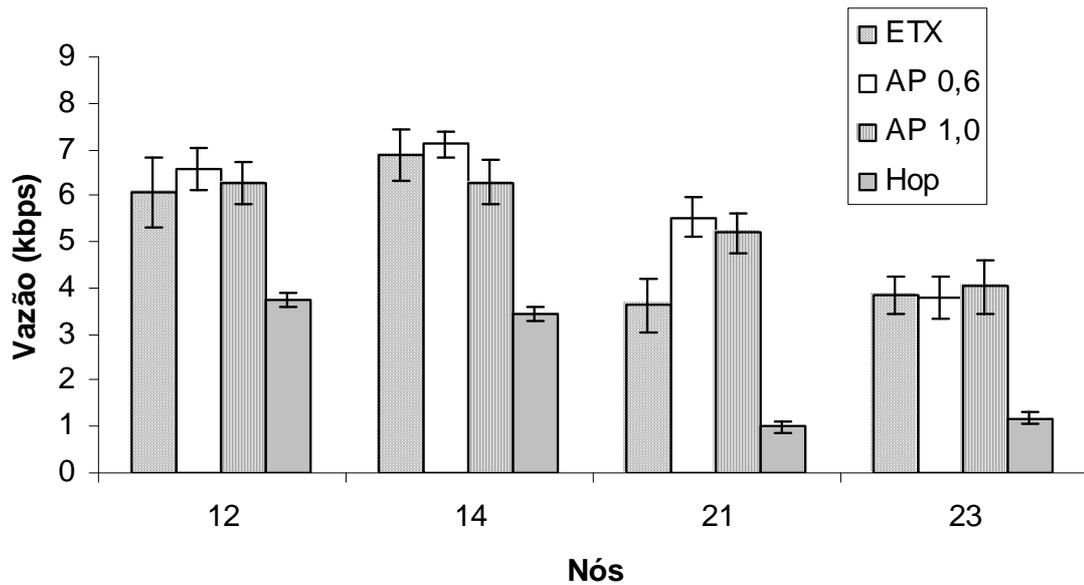


Figura 14 - Vazão Média para o segundo cenário

Os gráficos de vazão também mostraram que a rede com maior número de nós, primeiro cenário, possibilitou à métrica AP um melhor desempenho do que o apresentado pela métrica ETX. E a mesma rede com número de nós reduzido, segundo cenário, apresentou resultados mais próximos entre a métrica AP e a métrica ETX.

Com relação aos gráficos de atraso representados pelas Figuras 15 e 16, observou-se que a diferença de desempenho entre a métrica AP e a métrica ETX foi pequena em ambos os cenários. Para o cenário com maior número de nós a métrica AP utilizando o peso 1,0 obteve média de atraso menor do que a métrica ETX para três dos quatro nós termômetros, sem considerarmos os intervalos de confiança. O nó termômetro 14 apresentou menor média de atraso para a métrica ETX quando comparada com as médias obtidas com a métrica AP. Quando se utilizou a métrica AP com peso 0,6 os dois nós que demonstraram uma média de atraso menor para a métrica AP foram os nós 12 e 21. Para os nós que estavam mais perto da fonte, como o 12 e 14, a métrica número de saltos apresentou atraso próximo do obtido com as métricas ETX e AP, porém para os nós mais afastados, 21 e 23, a métrica número de saltos apresentou atrasos muito maiores do que os apresentados pelas métricas ETX e AP. Isto porque os caminhos mais curtos, escolhidos pela métrica número de saltos, estavam mais congestionados com outros tráfegos.

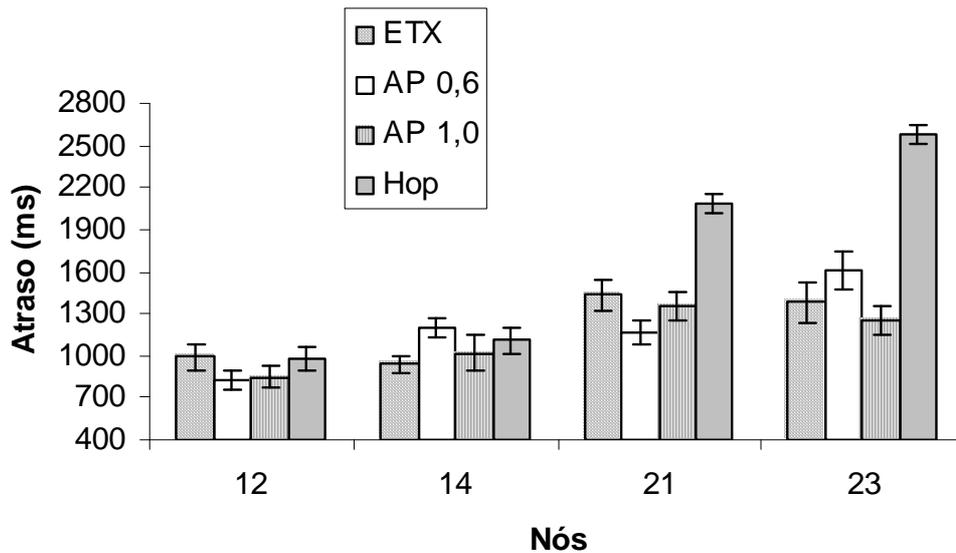


Figura 15 - Atraso médio para o primeiro cenário

No cenário com menor número de nós, os atrasos com a métrica AP com peso 1,0 apresentou médias de atraso menores do que os obtidos com a métrica ETX em três dos quatro nós medidos no gráfico (Figura 16), porém houve interseção dos intervalos de confiança. A métrica AP com peso 0,6 obteve menores atrasos do que a métrica ETX em somente metade dos nós termômetros, mas suas médias de atrasos coincidiram com os intervalos de confiança das médias da métrica ETX. A métrica número de saltos obteve maiores atrasos do que as outras métricas, seu melhor desempenho foi apresentado nas médias de atraso para o nó 12.

A comparação entre a métrica AP e a métrica ETX nos dois cenários mostrou que para o cenário com maior número de nós a métrica AP obteve menores atrasos do que a métrica ETX, já no cenário com menor número de nós essa diferença entre as duas métricas foi menor.

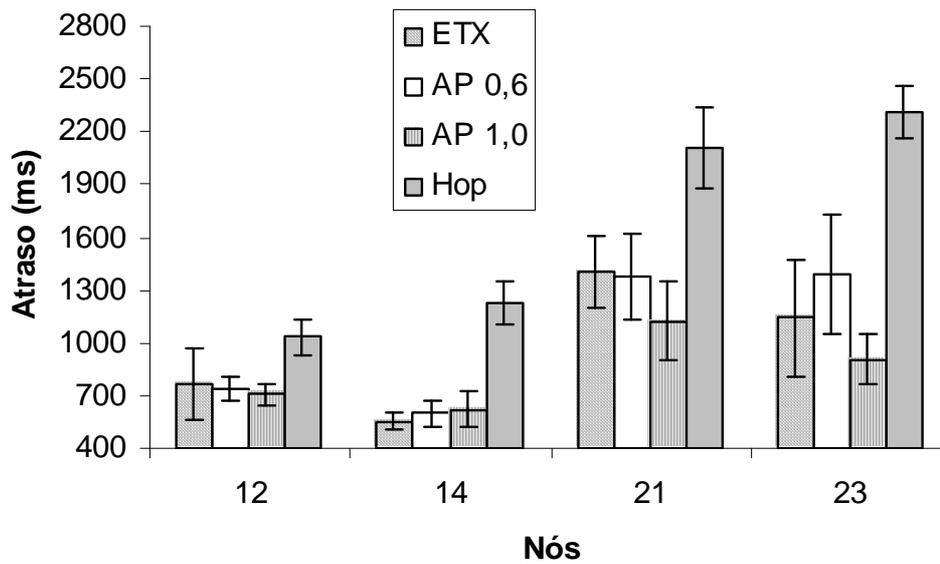


Figura 16 - Atraso médio para o segundo cenário

Os gráficos que demonstram os tamanhos das rotas são apresentados nas Figuras 17 e 18. Para o gráfico de rotas do cenário com maior número de nós (Figura 17) observou-se que a métrica AP com peso 1,0 e 0,6 apresentou caminhos mais longos do que os apresentados com a métrica ETX. Apenas para o nó 12 a métrica AP com peso 1,0 atingiu uma média próxima da média da métrica ETX. A métrica número de saltos apresentou as menores médias de tamanho de rotas quando comparada com as outras métricas, devido à característica da métrica de procurar os caminhos mais curtos.

O gráfico do cenário com menor número de nós (Figura 18) apresentou resultados similares aos do cenário de maior número de nós. Novamente aqui a métrica AP utilizou rotas mais longas do que as utilizadas com a métrica ETX e a métrica número de saltos utilizou rotas menores do que a ETX e a AP.

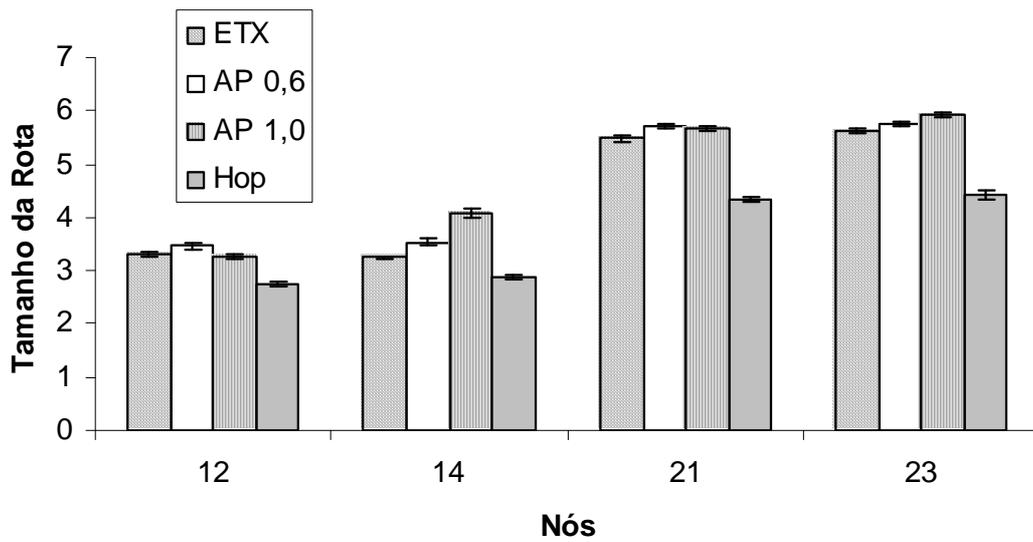


Figura 17 - Tamanho médio da rota para o primeiro cenário

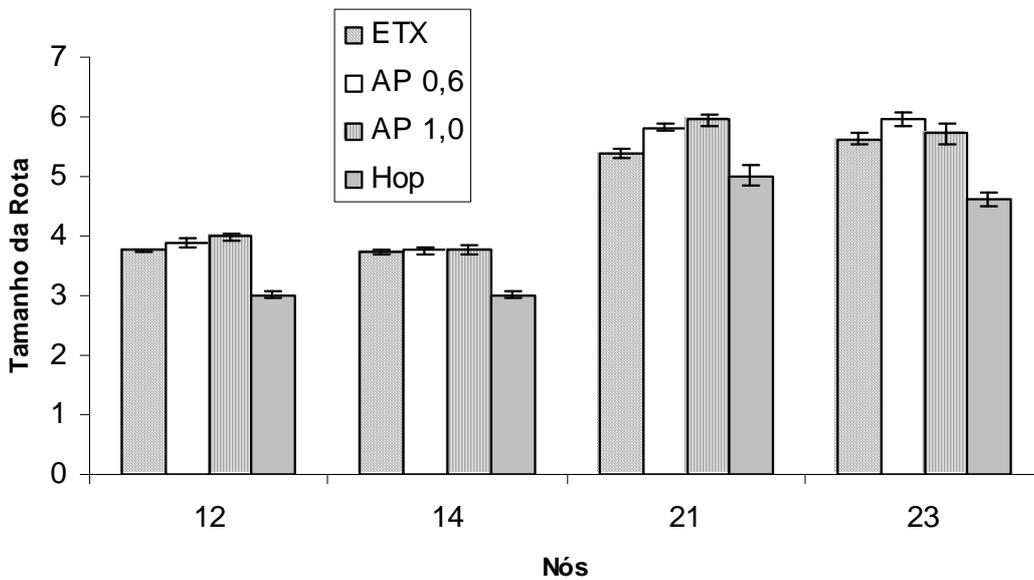


Figura 18 - Tamanho médio da rota para o segundo cenário

Quando comparados os resultados das médias das médias apresentadas anteriormente, a métrica AP com peso 1,0 obteve melhores resultados do que utilizando o peso 0,6. Os resultados obtidos com as médias da métrica AP com peso 1,0 apresentaram desempenho superior aos resultados das médias da métrica ETX. Esta superioridade de desempenho da métrica AP em relação à métrica ETX se mostrou maior na rede com maior número de nós, o

primeiro cenário. Calculando a média de perdas para o primeiro cenário a métrica AP com peso 1,0 obteve 9,6% menos perdas do que a métrica ETX, no segundo cenário este número caiu para apenas 1,2%. No cálculo de vazão a métrica AP com peso 1,0 superou a métrica ETX em 8,4% no primeiro cenário enquanto que no segundo cenário este número foi de 6,8%. Os resultados apresentados nos gráficos do primeiro e segundo cenário mostraram que o desempenho da métrica AP está diretamente ligado à quantidade de caminhos alternativos.

3.3 Simulações com cenários próximos de redes reais

Para o terceiro (Figura 19) e o quarto (Figura 20) cenários, as simulações com a métrica AP também foram feitas com os pesos 0,6 e 1,0. Os nós termômetros escolhidos para o terceiro cenário foram 3, 5, 7, 9, 15 e 17 (em cor cinza) e para o quarto cenário os nós termômetros escolhidos foram 3, 7, 23, 15 e 9 (em cor cinza). A diferença no número de nós termômetros utilizados e suas posições se deve a diferença dos cenários em quantidade de nós e posicionamento dos mesmos.

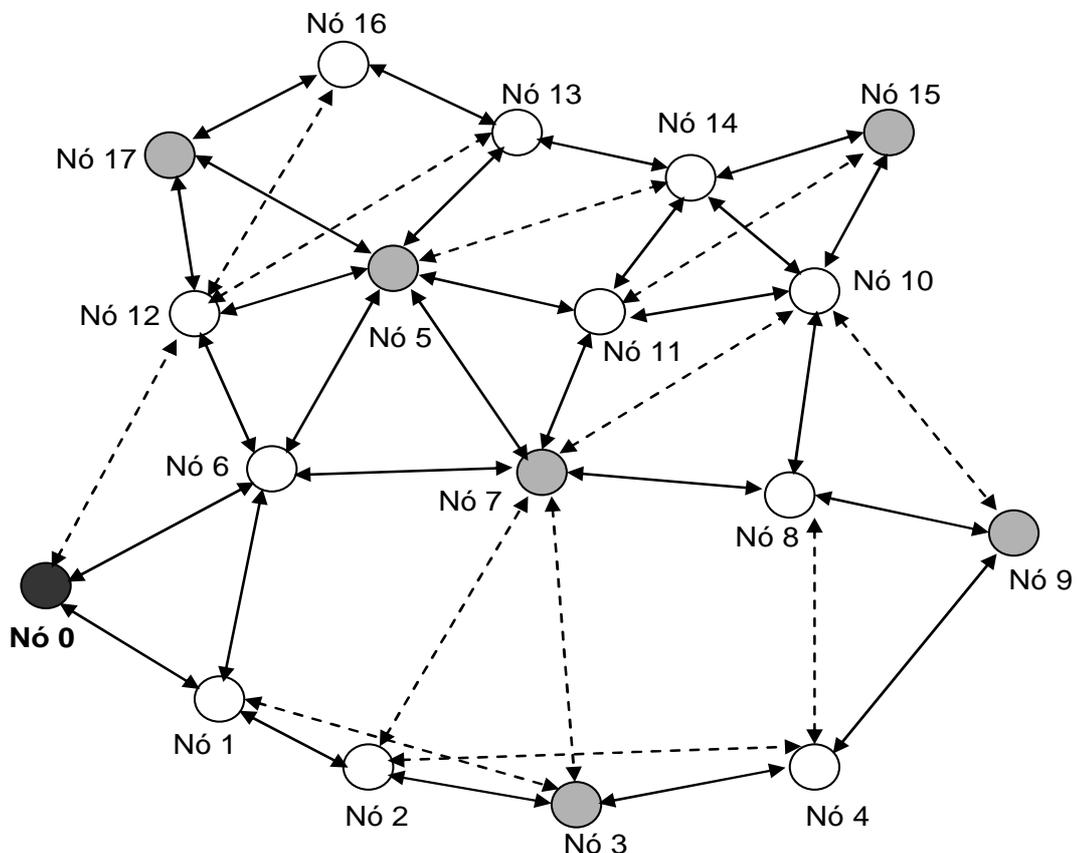


Figura 19 - Rede utilizada no terceiro cenário

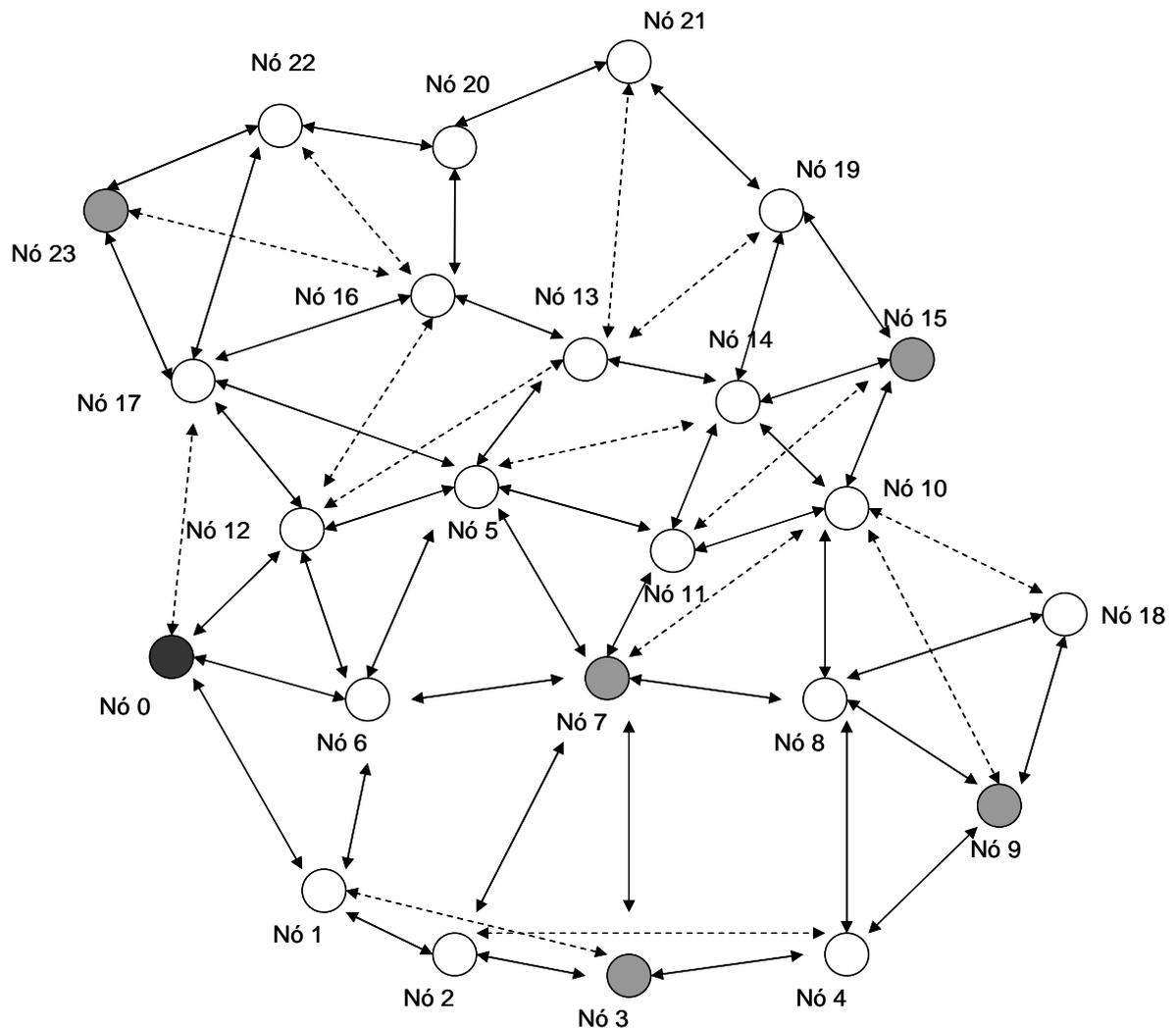


Figura 20 - Rede utilizada no quarto cenário

3.4 Resultados das simulações com cenários próximos de redes reais

Nas Figuras 21 a 24, são apresentados os resultados das simulações para os seis nós termômetros selecionados para o terceiro cenário. Para o quarto cenário foram escolhidos cinco nós para a função de termômetros; as simulações para estes cinco nós são apresentadas nas Figuras 25 a 28.

A Figura 21 apresenta a taxa média de perda de pacotes para o terceiro cenário. Pode ser observado que a métrica AP com peso 0,6 obteve menores perdas. Sua taxa de perdas apenas se aproximou da métrica ETX para o nó destino 17, que apresenta poucas chances de

se evitar a interferência interfluxo, devido às pequenas possibilidades de rotas existentes (vide topologia na Figura 11). Desta forma a métrica AP com peso 0,6 utilizou na maioria das vezes a rota 0-6-12-17, pois era o melhor caminho periférico disponível, a métrica ETX também utilizou a rota 0-6-12-17, porém alternou entre o uso da mesma e o uso da rota 0-6-5-17 que possuía uma maior probabilidade de interferência interfluxo. Com o peso 1,0 a métrica AP apresentou maiores perdas do que com o peso 0,6 isto porque a organização dos nós no cenário não possibilitou rotas alternativas suficientes para um peso que força a busca por caminhos mais periféricos. A métrica número de saltos apresentou média de perdas maiores do que as outras métricas avaliadas.

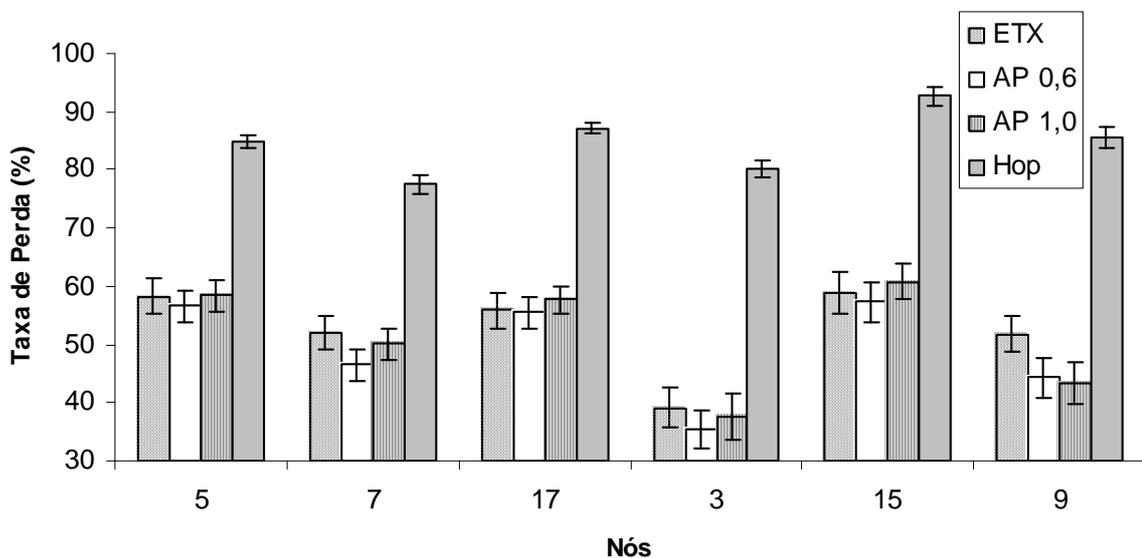


Figura 21 - Taxa média de perda de pacotes para o terceiro cenário

A Figura 22 mostra que a métrica AP com peso 0,6 atingiu um menor atraso médio para cinco dos seis destinatários. O métrica AP com o peso 0,6 apresentou um menor atraso, em cinco dos seis nós, do que utilizando o peso 1,0. A rota para o nó 9 apresentou maior diferença entre as métricas AP e ETX por possuir caminhos longos e com uma boa possibilidade de escolha de rotas alternativas com pequena interferência interfluxo. Para o nó 9, a métrica AP escolheu o caminho 0-1-2-3-4-9 na maioria das vezes e a métrica ETX utilizou, na maioria das vezes, um caminho com menor número de saltos o 0-6-7-8-9. As simulações para o nó 9 demonstraram que é possível diminuir o atraso utilizando caminhos longos porém com menor interferência interfluxo. A métrica número de saltos obteve as

médias mais altas de atraso e apenas se aproximou do atraso da métrica ETX nos resultados obtidos com os nós 5 e 7.

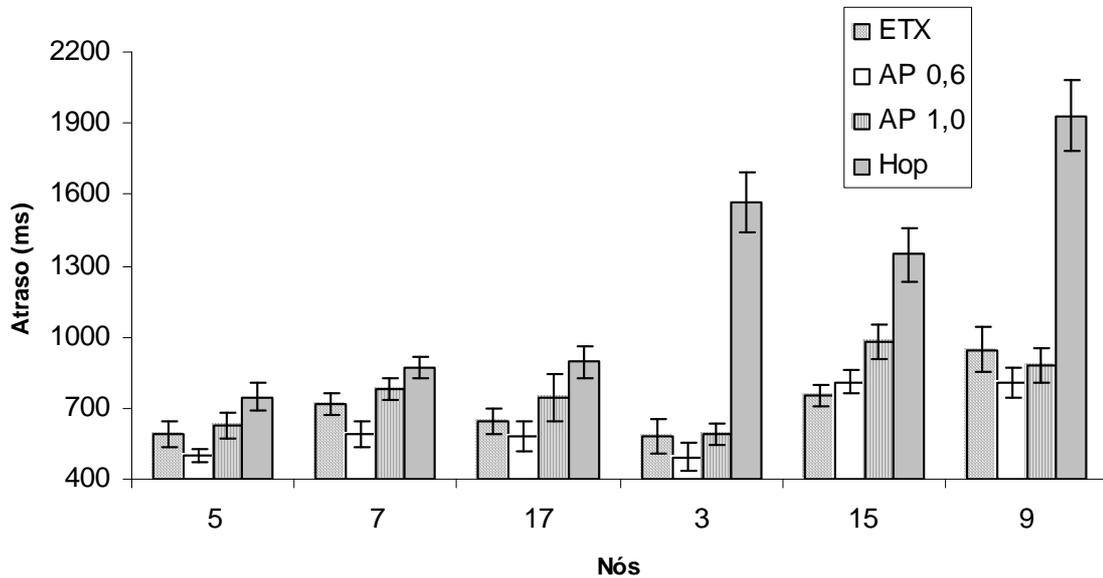


Figura 22 - Atraso médio para o terceiro cenário

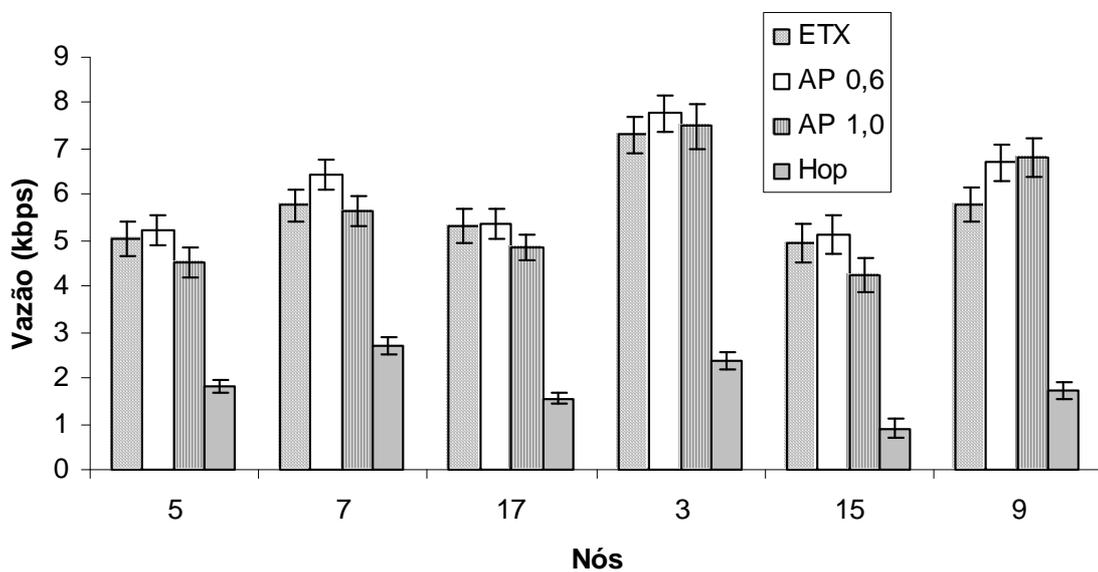


Figura 23 - Vazão média para o terceiro cenário

A Figura 23 mostra que a métrica AP com peso 0,6 proporcionou vazão média superior para a maioria dos nós termômetros. A utilização do peso 0,6 se mostrou mais eficiente do que a utilização do peso 1,0 de forma semelhante ao que foi visto no gráfico de perdas. A rota até o nó 17, além de ter apresentado uma taxa de perda aproximada entre as

métricas AP com peso 0,6 e ETX, também apresentou uma vazão aproximada. Este comportamento comprova o que foi observado no gráfico de perdas, em relação às pequenas possibilidades de escolha de rotas alternativas. A métrica número de saltos apresentou as menores médias de vazão; para o nó 15 a média de vazão aproximou-se de 1 kbps.

A Figura 24 apresenta o tamanho médio da rota em número de saltos (*hops*). Observa-se que a métrica AP utilizou rotas mais longas em relação às rotas usadas pela métrica ETX. Essa diferença do tamanho de rotas se mostrou maior principalmente nas rotas mais longas como é o caso dos nós destinatários 9 e 15, pois a métrica AP procurou caminhos alternativos, eventualmente com mais saltos, para poder evitar os danos causados pela interferência interfluxo em suas rotas. As menores médias de tamanho de rotas foram alcançadas pela métrica número de saltos, por essa métrica buscar utilizar o menor número de saltos possível.

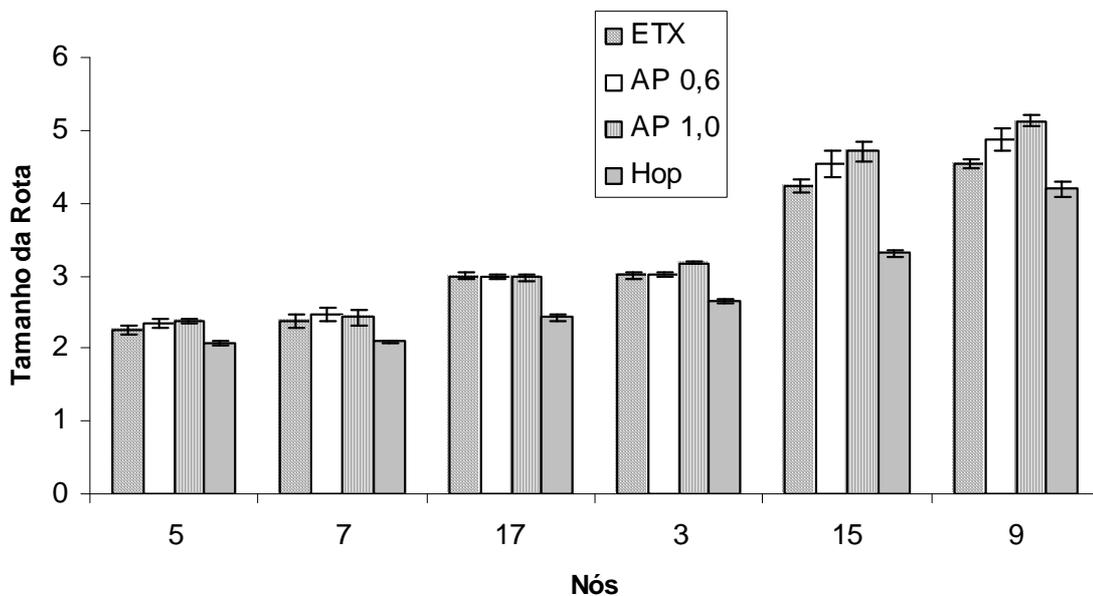


Figura 24 - Tamanho médio da rota para o terceiro cenário

O quarto cenário se diferencia do terceiro cenário em número de nós e posicionamento dos mesmos, criando mais caminhos alternativos. A seguir são apresentados os resultados do quarto cenário.

A Figura 25 apresenta a taxa média de perda de pacotes para o quarto cenário. Apesar da métrica AP com um peso 0,6 ter atingido resultados satisfatórios com menores perdas do que a métrica ETX, observou-se que a utilização da métrica com um peso 1,0 proporcionou caminhos com menores perdas. Isto se deve ao fato de que aumentando o peso de 0,6 para 1,0

a métrica AP pôde aproveitar melhor a capilaridade do novo cenário, escolhendo um maior número de rotas periféricas e assim evitando a interferência interfluxo. As rotas para o nó 9 podem exemplificar este comportamento devido à grande diferença de desempenho entre a métrica AP e ETX. Devido às mudanças no novo cenário, destinos que antes apresentavam uma escolha mais restrita agora apresentam uma maior variedade de caminhos alternativos. Por exemplo, para o destino 9, a rota 0-1-2-3-4-9 continua sendo a principal rota com menor interferência interfluxo; porém novos caminhos providos pelos enlaces 1-6, 2-7, 3-7 e 4-8 possibilitam mais alternativas de rotas sem comprometer o custo do caminho com enlaces com alto índice de atenuação de sinal. Outro destino que pode comprovar o melhor desempenho em relação às perdas é o nó 3. Para esse destino, a métrica AP com pesos 0,6 e 1,0 utilizou na maioria das vezes a rota com menor interferência interfluxo, a 0-1-2-3. A métrica ETX apesar de também ter utilizado a rota 0-1-2-3 também utilizou a rota 0-6-7-3 onde os nós 6 e 7 estão mais sujeitos a interferência interfluxo. A métrica número de saltos apresentou as maiores médias de perdas; estas médias estiveram acima de 80%.

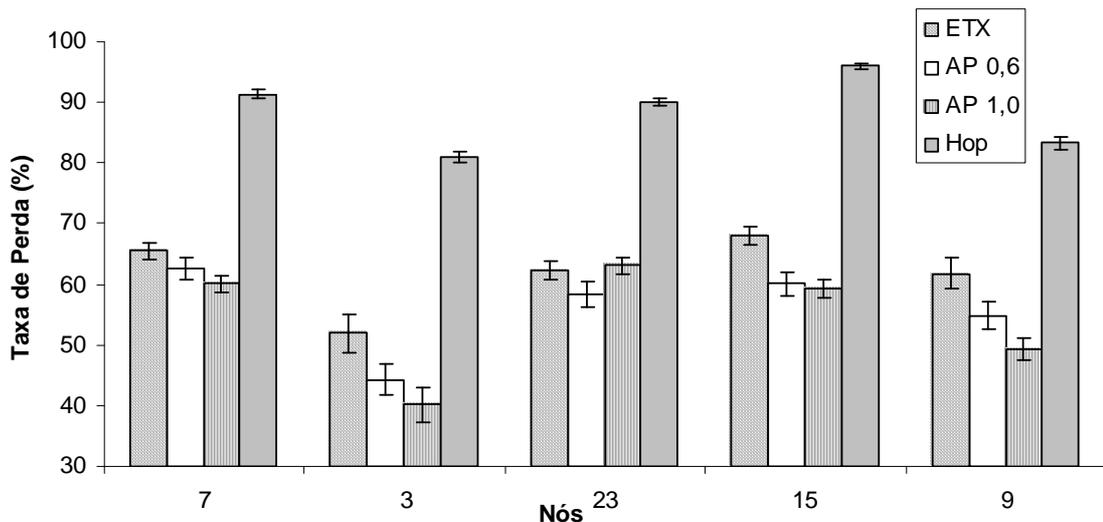


Figura 25 - Taxa média de perda de pacotes para o quarto cenário

Através da Figura 26 pode-se observar que a métrica AP utilizando um peso 1,0 proporcionou um maior atraso para algumas rotas, principalmente para as rotas para os nós 15 e 23. Isto se deve à escolha de caminhos mais longos para evitar as perdas de pacotes causadas por interferência interfluxo. A métrica AP, com o peso 0,6, proporcionou um menor atraso em quatro dos cinco nós termômetros quando comparada com a métrica utilizando o peso 1,0. A métrica número de saltos apresentou maiores médias de atraso.

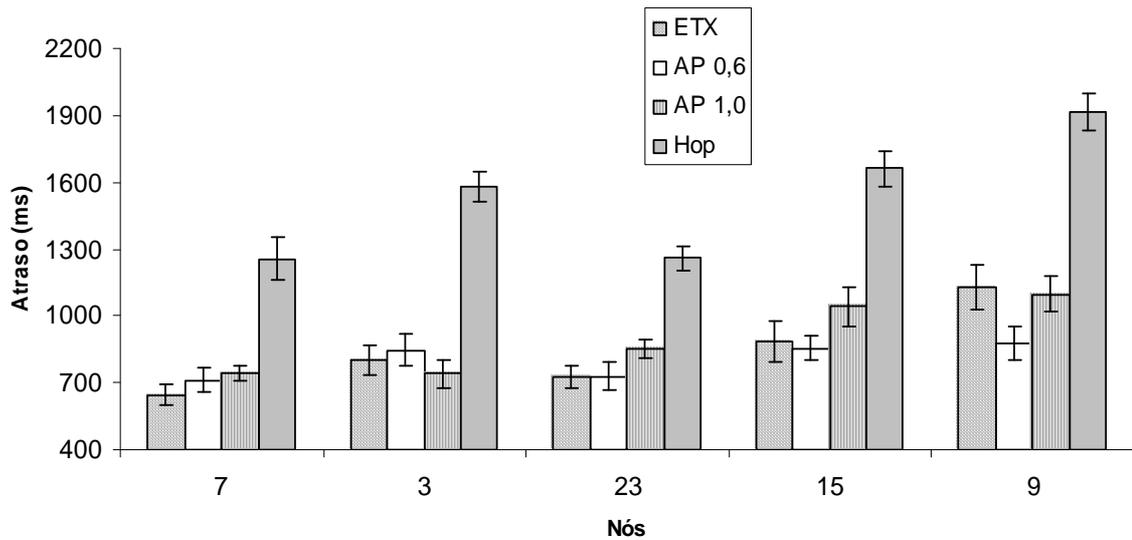


Figura 26 - Atraso médio para o quarto cenário

A Figura 27 mostra que a vazão proporcionada pela métrica AP foi maior que a vazão da métrica ETX. A métrica AP utilizando o peso 1,0 apresentou uma melhor vazão do que quando se utilizou o peso 0,6. Porém para o nó 23 a métrica AP com o peso 0,6 apresentou um melhor desempenho de vazão. Isto porque quando se utilizou o peso 1,0, que aumentou a utilização de rotas periféricas, o nó 17 ficou mais sobrecarregado com a quantidade de tráfego. Como o nó 17 pertence aos enlaces que provêm um menor caminho, em número de nós intermediários, ao nó 23, a sobrecarga do mesmo impactou no desempenho em termos de vazão. A métrica número de saltos apresentou as menores médias de vazão, atingindo valores próximos de 1 kbps para os nós 7, 23 e 15.

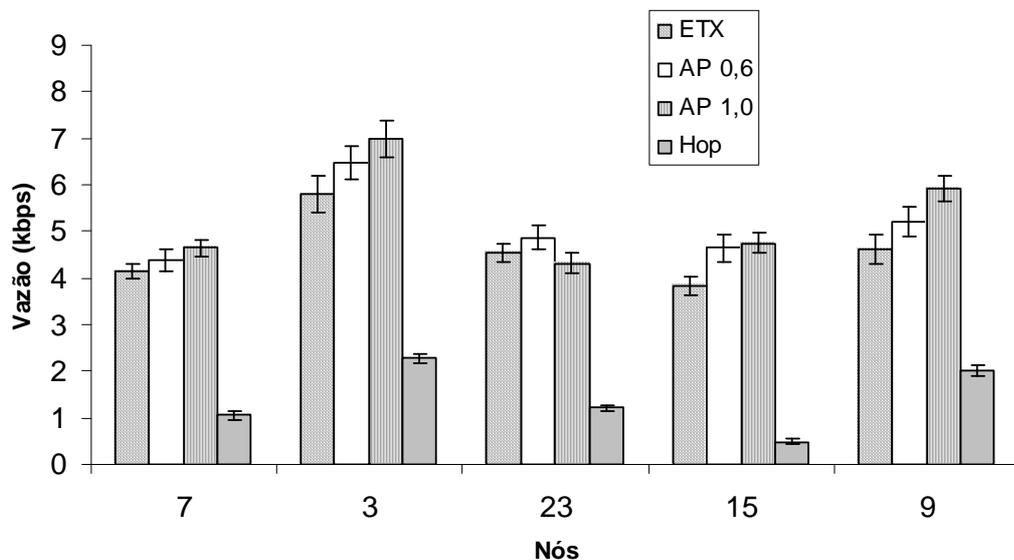


Figura 27 - Vazão média para o quarto cenário

A Figura 28 mostra o tamanho médio da rota em número de saltos (*hops*). De forma semelhante ao gráfico de número de saltos dos outros cenários, este gráfico mostra que a métrica AP utilizou caminhos mais longos do que os utilizados pela métrica ETX. A métrica AP utilizando o peso 1,0 utilizou rotas mais longas que as utilizadas com o peso 0,6 em quatro dos cinco nós termômetro. Para o nó 7 a métrica AP com peso 1,0 utilizou rotas quase tão longas quanto as utilizadas pelo ETX; isto se deve às rotas escolhidas pela métrica AP possuírem um tamanho parecido com os da métrica ETX, porém pode-se notar que o caminho foi diferente já que a métrica AP variou seus caminhos entre as rotas 0-1-2-7 e 0-6-7, enquanto que a métrica ETX tendeu a utilizar na maioria das vezes as rotas 0-6-7 e 0-6-5-7. A diferença do tamanho médio de rotas foi maior para as rotas mais longas, devido à possibilidade de diferentes caminhos para contornar os enlaces com maior probabilidade de interferência interfluxo. Comparando com as métricas AP e ETX, a métrica número de saltos obteve média de tamanho de rotas menor.

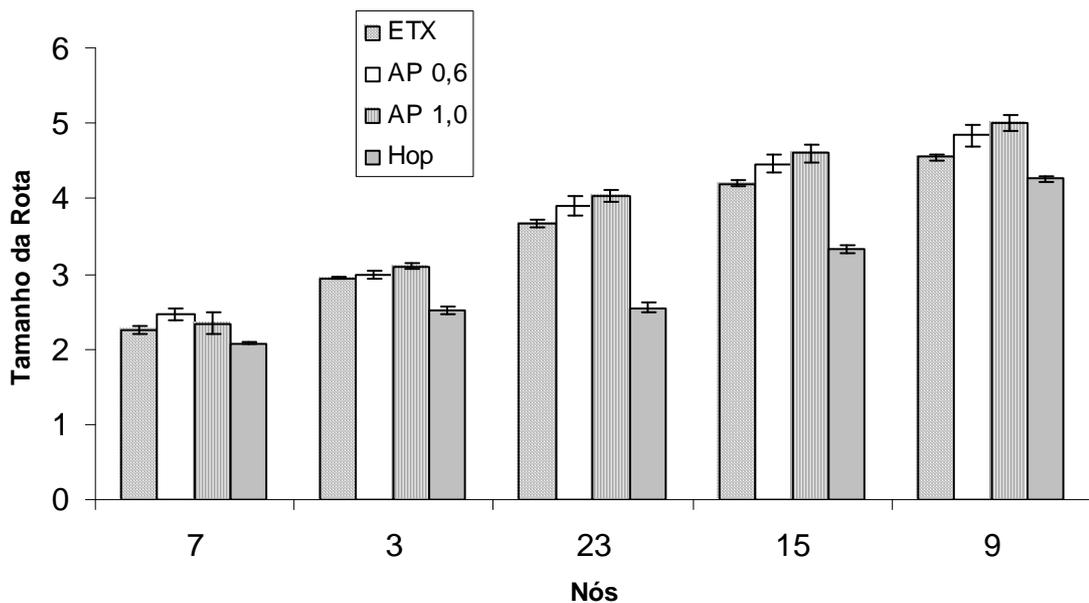


Figura 28 - Tamanho médio da rota para o quarto cenário

3.5 Avaliação dos resultados das simulações

Para as simulações realizadas no terceiro cenário, verifica-se que a métrica AP com peso 0,6 apresenta desempenho médio 6,5% melhor em relação às perdas, 6,7% melhor em relação à vazão e 10,6% melhor em relação ao atraso. No quarto cenário as comparações com

as métricas ETX e AP com peso 1,0 demonstraram um desempenho médio 12,1% melhor em relação às perdas utilizando o peso 1,0 e 9,4% utilizando o peso 0,6. A média de atraso da métrica AP utilizando peso 1,0 foi aumentada pelos nós 15 e 23 ocasionando um atraso médio 5,9% maior que o atraso médio da métrica ETX. Este comportamento do atraso com o peso 1,0 não foi encontrado no peso 0,6 que proporcionou uma média de atraso menor do que o ETX em 3,9%. As médias de vazão do quarto cenário mostram que a métrica AP obteve desempenho superior à métrica ETX, pois com o peso 1,0 a média de vazão foi 13,8% superior e com o peso 0,6 a média de vazão foi 10,3% superior. Como esperado, a métrica AP utilizou em média caminhos mais longos, tanto no terceiro cenário quanto no quarto, para proporcionar um melhor desempenho da rede. Os resultados das simulações do terceiro e quarto cenário ratificaram a observação feita com base nos dois primeiros cenários, de que quanto maior a diversidade de caminhos melhor será o desempenho da métrica AP. Com base nos resultados das simulações observou-se que a métrica AP apresentou desempenho superior à métrica ETX, e este desempenho se tornou mais elevado conforme se aumentava o número de nós nos cenários e a quantidade de caminhos alternativos.

CAPÍTULO 4 CONCLUSÕES

Este trabalho propôs uma nova métrica denominada AP para aprimorar o cálculo de melhores rotas em redes em malha. Essa métrica considera a probabilidade de interferência dos nós vizinhos nas transmissões de outras rotas, a interferência interfluxo. A métrica AP utiliza como base o cálculo da probabilidade de transmissões feito pela métrica ETX. Além de utilizar este cálculo da métrica ETX, a métrica AP utiliza a quantidade de vizinhos nos seus cálculos. Em conjunto com a variável que armazena a quantidade de vizinhos, a métrica AP também utiliza uma variável peso que pode ter seu valor alterado para aumentar ou diminuir a utilização de rotas mais afastadas das áreas de interferência interfluxo.

Nas simulações realizadas a métrica AP apresentou melhores resultados com relação a perda de pacotes, vazão e atraso em relação ao ETX. Foi observado nas simulações em redes maiores, com maior número de rotas alternativas, que a métrica AP apresentou melhor desempenho do que em redes menores e conseqüentemente com poucos caminhos alternativos. Este desempenho superior se deve ao fato da métrica AP procurar caminhos alternativos aos caminhos com grande probabilidade de interferências por nós vizinhos. Os resultados das simulações mostraram que o uso de um peso maior, como 1,0, proporciona um melhor desempenho da métrica AP em redes maiores e com maior capilaridade de caminhos. Em um cenário com maior número de caminhos alternativos, a métrica AP utilizando um peso maior proporcionou uma média de perdas 12,1% inferior à média obtida com a métrica ETX e uma vazão superior em 13,8% quando comparada com a vazão alcançada pela métrica ETX.

Na seqüência das pesquisas será estudada uma forma de atribuir pesos para a métrica AP de acordo com as características da rede. Desta forma, uma rede com maior número de caminhos alternativos poderia utilizar um peso maior para a métrica AP do que uma rede com poucos caminhos alternativos. Para esta atribuição de pesos poderá ser usado um mecanismo distribuído no qual os roteadores escolheriam um peso baseado nos resultados de perdas de pacotes ou poderá ser utilizado um mecanismo centralizado que escolheria nós termômetros aleatórios para sondar as perdas de pacotes e comparar os resultados com os obtidos com diferentes pesos. O mecanismo utilizado proporcionaria um maior dinamismo à métrica, pois a métrica poderia se ajustar dinamicamente conforme o crescimento da rede e suas modificações topológicas.

Pretende-se também criar variações da métrica AP adicionando características de outras métricas. Uma das opções seria a utilização de tamanhos de pacotes variados e diferentes taxas de transmissão dos pacotes de sondagem. Tais características, que estão presentes na métrica ETT, poderiam proporcionar à métrica AP uma maior precisão nos cálculos de qualidade dos enlaces. Outra opção seria combinar uma abordagem multiplicativa no cálculo da qualidade dos enlaces, como a métrica ML, e adicionar a particularidade da métrica AP de evitar caminhos com interferência interfluxo. Além das combinações de características de diferentes métricas que lidam com apenas um canal, estuda-se a possibilidade de utilizar a métrica AP com múltiplos canais. Desta forma a métrica poderia buscar rotas com menor probabilidade de interferência interfluxo e, utilizando múltiplos canais, reduzir interferências intrafluxo.

REFERÊNCIAS

- AGUAYO, D.; BICKET, J.; MORRIS, R. SrcRR: A High Throughput Routing Protocol for 802.11 Mesh Networks. Draft. MIT. 2005.
- AKYILDIZ, I.; WANG, X.; WANG, W. Wireless Mesh Networks: A Survey. *Computer Networks*, p. 445-87, março de 2005.
- BAHR, M. Proposed routing for IEEE 802.11s WLAN mesh networks. *ACM International Conference Proceeding*. v. 220. p. 510-9. agosto de 2006.
- BICKET, J.; AGUAYO, D.; BISWAS, S.; MORRIS, R. Architecture and Evaluation of an Unplanned 802.11b Mesh Network. *ACM MobiCom*. p. 31-42. agosto de 2005.
- BRUNO, R.; CONTI, M.; GREGORI, E. Mesh Networks: Commodity Multihop Ad Hoc Networks. *IEEE Communications Magazine*. v. 43. p. 123-31. março de 2005.
- CAMPISTA, M.E.; COSTA, L.H.; DUARTE, O.C. Um Algoritmo Eficiente de Disseminação dos Estados de Enlace para Redes em Malha Sem Fio. 25º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos. p. 751-64. 2007.
- CAMPISTA, M.E.; COSTA, L.H.; DUARTE, O.C. WPR: Um Protocolo de Roteamento Pró-ativo Adaptado às Redes em Malha Sem Fio. 26º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos. p. 889-902. 2008.
- CAMPISTA, M.; PASSOS, D.; ESPOSITO, P.; MORAES, I.; ALBUQUERQUE, C.; SAADE, D.; RUBINSTEIN, M.; COSTA, L.; DUARTE, O. Routing Metrics and Protocols for Wireless Mesh Networks. *IEEE Network*. p. 6-12. janeiro de 2008.
- CORDEIRO, W.; AGUIAR, E.; MOREIRA, W.; ABELÉM, A.; STANTON, M. Providing Quality of Service for Mesh Networks Using Link Delay Measurements. *Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks*. p. 991-6. agosto de 2007.
- COUTO, D.; AGUAYO, D.; BICKET, J.; MORRIS, R. A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Routing. *ACM MobiCom*. p. 419-34. setembro de 2003.
- CUWIN. <http://www.cuwireless.net>, acessado em abril de 2008.
- DRAVES, R.; PADHYE, J.; ZILL, B. Comparison of Routing Metrics for Static Multi-hop Wireless Networks. *ACM MobiCom*. p. 133-44. 2004.
- DRAVES, R.; PADHYE, J.; ZILL, B. Routing in Multi-radio, Multi-hop Wireless Mesh Networks. *ACM MobiCom*. p. 114-28. 2004.
- JOHNSON, D.; MALTZ, D.; BROCH, J. DSR: The Dynamic Source Routing Protocol for Multihop Wireless Ad Hoc Networks. *Ad Hoc Networking*, Addison-Wesley Longman Publishing Co. Boston MA. 2001.
- KIM, S.; LEE, S.; CHOI, S. The Impact of IEEE 802.11 MAC Strategies on Multi-Hop Wireless Mesh Networks. *IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks*. Setembro de 2006.
- KIM, B.C. Performance Comparison of Route Metrics for Wireless Mesh Networks. *IEICE-*

- Transactions on Communications. v. E89-B. p. 3124-27. Novembro de 2006.
- KOWALIK, K.; DAVIS, M. Why Are There So Many Routing Protocols for Wireless Mesh Networks?. Irish Signal and Systems Conference (ISSC '06). 2006.
- MASCARENHAS, D.; RUBINSTEIN, M.; SZTAJNBERG, A. Uma Nova Métrica para Protocolos de Roteamento em Redes em Malha Sem Fio. XXVI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBrT'08. Setembro de 2008.
- MITRE Corporation. Mobile Mesh Routing Protocol.
http://www.mitre.org/work/tech_transfer/mobilemesh/draft-grace-manet-mmrp-00.txt,
 acessado em agosto de 2008.
- MOREIRA, W.; AGUIAR, E.; ABELÉM, A.; STANTON, M. Using Multiple Metrics with the Optimized Link State Routing Protocol for Wireless Mesh Networks. 26º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos. 2008.
- SAADE, D.C.; ALBUQUERQUE, C.; MAGALHÃES, L.C.S.; PASSOS, D.; DUARTE, J.; VALLE, R. Redes em Malha: Solução de Baixo Custo para Popularização do Acesso à Internet no Brasil. XXV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações. SBrT. Setembro de 2007.
- NETWORK SIMULATOR ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, acessado em abril de 2008.
- OLSR Implementation. <http://www.olsr.org>, acessado em abril de 2008.
- OPENWRT. www.openwrt.org, acessado em maio de 2008.
- PASSOS, D.; TEIXEIRA, D.; SAADE, D.C.; MAGALHÃES, L.C.S.; ALBUQUERQUE, C. Mesh Network Performance Measurements. 5th International Information and Telecommunications Technologies Symposium. Dezembro de 2006.
- PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C. Proposta, Implementação e Análise de uma Métrica de Roteamento Multiplicativa para Redes em Malha Sem Fio. Revista Eletrônica de Iniciação Científica (REIC). Setembro de 2007.
- PEI, G.; GERLA, M.; CHEN, T.W. Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks. ICDCS Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing. p. D71-8. 2000.
- PERKINS, C.E. Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. RFC 3561 Julho de 2003.
- RUBINSTEIN, M.G.; MORAES, I.M.; CAMPISTA, M.E.; COSTA, L.H.M.; DUARTE, O.C. A Survey on Wireless Ad Hoc Networks. Mobile and Wireless Communication Networks. p. 1-33. Agosto de 2006.
- SALONIDIS, T.; GARETTO, M.; SAHA, A.; KNIGHTLY, E. Identifying High Throughput Paths in 802.11 Mesh Networks: a Model-based Approach. IEEE International Conference on Network Protocols. p. 21-30. Outubro de 2007.
- SANTIVANEZ, C.; MCDONALD, B.; STAVRAKAKIS, I.; RAMANATHAN, R. On the Scalability of Ad Hoc Routing Protocols. IEEE INFOCOM. v. 3. p. 1688-97. Junho de 2002.
- SCTDV. <http://sctdv.net/>, acessado em maio de 2008.
- TSARMPOPOULOS, N.; KALAVROS, I.; LALIS, S. A Low-Cost and Simple-to-Deploy

Peer-to-Peer Wireless Network based on Open Source Linux Routers. TRIDENTCOM'05. IEEE Computer Society. p. 92-7, 2005.

YANG, Y.; WANG, J.; KRAVETS, R. Designing Routing Metrics for Mesh Networks. IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks. Setembro de 2005.

YANG, Y.; WANG, J.; KRAVETS, R. Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks. UIUCDCS-R-2005-2526. 2005.

ZHANG, Y.; LUO, J.; HU, H. Multiple Antenna Techniques for Wireless Mesh Networks. Wireless Mesh Networks: Architectures, Protocols and Standards. ISBN 0849373999. Auerbach Publications. p. 361-84. 2007.