

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

BRUNO BARROS DE SIQUEIRA

**Protocolo de Roteamento Baseado em ID para Redes  
Sem Fio em Malha com Topologia Linear**

NITERÓI

2014

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

BRUNO BARROS DE SIQUEIRA

# Protocolo de Roteamento Baseado em ID para Redes Sem Fio em Malha com Topologia Linear

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Redes e Sistemas Distribuídos e Paralelos

Orientadora:

Débora Christina Muchaluat Saade

Coorientador:

Célio Vinicius Neves de Albuquerque

NITERÓI

2014

Ficha Catalográfica elaborada pela Biblioteca da Escola de Engenharia e Instituto de Computação da UFF

S618 Siqueira, Bruno Barros de  
Protocolo de roteamento baseado em ID para redes sem fio em  
malha com topologia linear / Bruno Barros de Siqueira. – Niterói,  
RJ : [s.n.], 2014.  
61 f.

Dissertação (Mestrado em Computação) - Universidade Federal  
Fluminense, 2014.

Orientadores: Débora Christina Muchalut Saade, Célio Vinicius  
Neves de Albuquerque.

1. Rede sem fio. 2. Topologia de rede. 3. Roteamento. I. Título.

CDD 004.6

# BRUNO BARROS DE SIQUEIRA

Protocolo de Roteamento Baseado em ID para Redes Sem Fio em Malha com Topologia Linear

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Redes e Sistemas Distribuídos e Paralelos.

Aprovada em Março de 2014.

## BANCA EXAMINADORA

---

Prof<sup>a</sup>. Débora Christina M. Saade, D.Sc. / IC-UFF  
(Orientadora)

---

Prof. Célio Vinicius N. Albuquerque, Ph.D. / IC-UFF  
(Coorientador)

---

Prof. Antônio T. A. Gomes, D.Sc. / LNCC

---

Prof. Igor M. Moraes, D.Sc. / IC-UFF

Niterói

2014

*À Manoela, Letícia e Isabela e à memória de Paulo César.*

# Agradecimentos

À minha esposa Manoela e às minhas filhas Letícia e Isabela, que me acompanharam e me deram força durante as horas de estudo. À minha mãe Lucilia e à memória do meu pai Paulo César que criaram a base da minha formação para eu chegasse até aqui. Ao meu irmão André, ao meu primo Sergio Vitor e aos demais familiares sempre presentes. Ao meu amigo Sávio, que por altruísmo me guiou nos primeiros códigos de programação. Aos Professores orientadores Débora C. M. Saade e Célio V. N. de Albuquerque, cuja excelência, dedicação e disponibilidade me inspiraram e me motivaram a seguir sempre em frente. Ao Diego Passos, colega do Laboratório Mídiacom, pelas inúmeras ajudas e ideias que possibilitaram a realização deste trabalho. A todos os professores pelo conhecimento compartilhado e à Universidade Federal Fluminense pela infraestrutura disponibilizada.

*“Tudo deveria se tornar o mais simples possível, mas não simplificado.”*

*Albert Einstein*

# Resumo

Este trabalho investiga soluções para o problema de roteamento em redes sem fio de múltiplos saltos com topologia linear. Este cenário é típico de redes de telecomunicações ao longo de rodovias, ferrovias, rios, linhas de transmissão de energia, gasodutos, oleodutos, etc. Protocolos tradicionais para redes ad hoc são ineficientes neste cenário, onde a sobrecarga de pacotes de controle produz maior impacto sobre o desempenho da rede.

Como solução a esse problema, propõe-se o *Linear ID-Based Routing* (LIBR), um protocolo de roteamento para Redes Sem Fio em Malha projetado especialmente para topologias lineares, *i.e.*, topologias nas quais os nós são dispostos segundo um padrão bem definido baseado em linha. Explorando as características intrínsecas desse tipo de topologia, o LIBR pode alcançar bom desempenho e escalabilidade, sendo ao mesmo tempo simples e gerando baixa sobrecarga de controle para a rede. Resultados de simulações demonstraram que o LIBR pode aumentar a eficiência energética da rede, transmitindo aproximadamente 14% a mais de bytes por Joule de energia consumida quando comparado a protocolos ad hoc tradicionais.

**Palavras-chave:** rede sem fio em malha, protocolo de roteamento, topologia de rede.

# Abstract

This work investigates solutions for the problem of routing in multi-hop wireless networks with linear topology. This scenario is typical for telecommunications along roads, railroads, rivers, power transmission lines, pipelines, etc. Traditional routing protocols for ad hoc networks are inefficient in this scenario, as the overhead of control packets produces high impact over the performance of the network.

To deal with this problem, we propose the Linear ID-Based Routing (LIBR), a routing protocol for Wireless Mesh Networks specially designed for linear topologies, *i.e.*, topologies in which nodes are placed following a well-defined line-based pattern. By exploiting the intrinsic characteristics of these linear topologies, LIBR can achieve good performance and scalability, while being simple and incurring in low protocol overhead. Simulation results demonstrate that LIBR can improve the energy efficiency of the network by transmitting about 14% more of bytes per Joule consumed when compared to traditional ad hoc routing protocols.

**Keywords:** wireless mesh network, routing protocol, network topology.

# Lista de Figuras

1.1	Exemplo ilustrativo de topologia linear em que os nós são dispostos em linha mas a redundância de enlaces forma uma rede em malha. . . . .	2
1.2	Fotografia de implantação real de uma rede em malha sem fio com topologia linear no alto de torres de transmissão de energia elétrica. . . . .	3
2.1	Exemplo de propagação de informações de roteamento num protocolo vetor de distância para uma topologia simples com a métrica dos enlaces igual a 1. . . . .	7
2.2	Iterações do algoritmo de Dijkstra para uma topologia de 4 nós, onde números próximos aos enlaces representam suas métricas e números sobre os nós representam a distância até A. Círculos brancos indicam nós não visitados e pretos indicam nós visitados. . . . .	9
2.3	Exemplo de recebimento de anúncios de rotas e de cálculo de tempo de estabilidade $2 \times T_s$ . . . . .	11
2.4	Ilustração de (a) inundação normal e (b) inundação com o uso de MPRs, evidenciando a otimização feita pelo OLSR no protocolo de estado de enlace. . . . .	12
3.1	Exemplo de encaminhamento baseado em ID (área em cinza representa a cobertura do nó 2). . . . .	21
3.2	Ilustração de ineficiência da escolha de rota <i>default</i> pela heurística de encaminhamento baseado em ID. . . . .	23
3.3	Exemplo de rede com três gateways, na qual cada nó LIBR seleciona dois gateways com menores métricas, primário e secundário. Em caso de falha do primeiro, nó comuta rota <i>default</i> para o segundo. . . . .	24
3.4	Exemplo de atraso no anúncio da melhor rota via nó <i>B</i> , que não causa oscilação no roteamento do LIBR. . . . .	26
3.5	Formato do pacote de controle. . . . .	28
3.6	Arquitetura de processos do protocolo LIBR. . . . .	29

---

3.7	Fluxograma do macroprocesso de atualização. . . . .	30
3.8	Fluxograma do macroprocesso de inspeção. . . . .	31
3.9	Fluxograma do processo de atualização de vizinho, executado para vizinho de quem se recebeu mensagem de controle. . . . .	33
3.10	Fluxograma do processo de atualização de gateway, executado para os gateways primário e secundário informados em mensagem de controle. . . . .	34
3.11	Fluxograma do processo de formação de rota por caminho reverso. . . . .	35
3.12	Fluxograma do processo de encaminhamento de pacotes. . . . .	36
4.1	Topologias lineares de 38 nós geradas pseudo-aleatoriamente para as simulações. . . . .	41
4.2	Sobrecarga de bytes adicionados pelos protocolos de roteamento. . . . .	42
4.3	Número total de caminhos fim-a-fim usados pelos protocolos. . . . .	43
4.4	Atraso fim-a-fim médio de pacotes de dados para cada protocolo comparado. . . . .	44
4.5	Número médio de saltos. . . . .	44
4.6	Número médio de retransmissões na camada de enlace. . . . .	45
4.7	Capacidade da rede em termos de vazão agregada de fluxos. . . . .	45
4.8	Taxa de entrega de pacotes fim-a-fim para fluxos com taxa de transmissão de 500 kb/s. . . . .	46
4.9	Descarte de pacotes em fila de interface para fluxos com taxa de transmissão de 500 kb/s. . . . .	47
4.10	Descarte de pacotes que excederam o número máximo de retransmissões para fluxos com taxa de transmissão de 500 kb/s. . . . .	47
4.11	Foto de um dos nós de rede real modelada nas simulações. . . . .	49
4.12	Topologia da rede usada nas simulações, mostrando (a) torres disponíveis e (b) enlaces estabelecidos. . . . .	50
4.13	Vazão útil média obtida com cada protocolo de roteamento para diferentes nós de destino. . . . .	50
4.14	Número total de caminhos fim-a-fim usados por cada protocolo de roteamento para fluxos entre os nós 1 e 38. . . . .	51

---

4.15	Sobrecarga adicionada por cada protocolo de roteamento em simulações com fluxos entre os nós 1 e 38. . . . .	52
4.16	Eficiência energética para cada protocolo de roteamento em simulações com fluxos entre os nós 1 e 38. . . . .	52
4.17	Tempo médio de convergência dos protocolos de roteamento comparados.	53

# Lista de Tabelas

2.1	Classificação básica de alguns protocolos de roteamento . . . . .	18
3.1	Parâmetros ajustáveis do protocolo LIBR . . . . .	37
3.2	Resumo dos modos de roteamento do LIBR . . . . .	38
4.1	Parâmetros do modelo de energia utilizado no NS-2. . . . .	53

# Lista de Abreviaturas e Siglas

ACK	: <i>Acknowledgement;</i>
ADSL	: <i>Asymmetric Digital Subscriber Line;</i>
AODV	: <i>Ad hoc On-Demand Distance Vector;</i>
AODV-ST	: <i>Ad hoc On-Demand Distance Vector - Spanning Tree;</i>
B.A.T.M.A.N.	: <i>Better Approach To Mobile Ad hoc Networking;</i>
DSDV	: <i>Destination Sequenced Distance Vector;</i>
ETT	: <i>Expected Transmission Time;</i>
ETX	: <i>Expected Transmission Count;</i>
FIFO	: <i>First In First Out</i>
GPSR	: <i>Greedy Perimeter Stateless Routing;</i>
ID	: <i>Identifier;</i>
IEEE	: <i>Institute of Electrical and Electronics Engineers;</i>
IP	: <i>Internet Protocol;</i>
LIBR	: <i>Linear ID-Based Routing;</i>
LIBR-DV	: <i>Linear ID-Based Routing - Distance Vector;</i>
LTE	: <i>Long Term Evolution;</i>
MAC	: <i>Medium Access Control;</i>
MPR	: <i>Multipoint Relay;</i>
NS-2	: <i>Network Simulator 2;</i>
OGM	: <i>Originator Message;</i>
OLSR	: <i>Optimized Link State Routing;</i>
OTN	: <i>Optical Transport Network;</i>
RIP	: <i>Routing Information Protocol;</i>
RREP	: <i>Route reply;</i>
RREQ	: <i>Route request;</i>
TCP	: <i>Transmission Control Protocol;</i>
WMN	: <i>Wireless Mesh Network;</i>
XOR	: <i>eXclusive OR;</i>
ZRP	: <i>Zone Routing Protocol.</i>

# Sumário

<b>1</b>	<b>Introdução</b>	<b>1</b>
1.1	Objetivo . . . . .	3
1.2	Organização do Texto . . . . .	4
<b>2</b>	<b>Roteamento em Redes Sem Fio</b>	<b>6</b>
2.1	Protocolos de Roteamento em Redes Sem Fio . . . . .	7
2.1.1	DSDV . . . . .	10
2.1.2	OLSR . . . . .	12
2.1.3	AODV . . . . .	13
2.1.4	Outros protocolos relacionados . . . . .	14
2.2	Métricas de Roteamento em Redes Sem Fio . . . . .	16
2.3	Considerações Finais . . . . .	17
<b>3</b>	<b>Protocolo LIBR</b>	<b>19</b>
3.1	Heurística de Encaminhamento Baseado em ID . . . . .	20
3.2	Modo de Roteamento Vetor de Distância . . . . .	23
3.3	Mensagens de Controle . . . . .	27
3.4	Processos . . . . .	28
3.5	Estruturas de dados . . . . .	35
3.6	Considerações Finais . . . . .	37
<b>4</b>	<b>Avaliação de Desempenho</b>	<b>39</b>
4.1	Simulações com Topologias Pseudoaleatórias . . . . .	40

---

4.2	Simulações com Topologia Real . . . . .	48
4.3	Considerações Finais . . . . .	53
<b>5</b>	<b>Conclusão</b>	<b>55</b>
5.1	Trabalhos Futuros . . . . .	57
	<b>Referências</b>	<b>58</b>

# Capítulo 1

## Introdução

Atualmente, grande parte da população tem acesso à Internet como meio e ferramenta de comunicação. Serviços como correio eletrônico, navegação web, transmissão de mídia, colaboração, voz sobre IP, entre outros, têm alto impacto na emergente sociedade da informação. Para prover tal acesso, são necessários investimentos em novas tecnologias e infraestrutura de comunicação, tais como OTN (*Optical Transport Network*), ADSL (*Asymmetric Digital Subscriber Line*) e LTE (*Long Term Evolution*) [26]. Infelizmente tais investimentos nem sempre estão disponíveis em locais mais afastados dos grandes centros urbanos. Nesse caso, tecnologias de comunicação que não exigem grandes investimentos tornam-se bastante atrativas.

Redes em Malha Sem Fio [6] se apresentam como tecnologia chave para implantação de acesso à Internet em locais onde a infraestrutura é inexistente e economicamente inviável. O baixo investimento, a facilidade de implantação e a resiliência a falhas são algumas das características pelas quais essas redes têm sido amplamente utilizadas. Redes em malha sem fio são auto-organizáveis e autoconfiguráveis e não requerem necessariamente a configuração manual de parâmetros como potência, canal e taxa de transmissão. Essas redes possuem infraestrutura fixa formada por um conjunto de nós estacionários numa topologia em malha. Geralmente implantadas no padrão IEEE 802.11 [4], elas são capazes de encaminhar pacotes por múltiplos saltos. A conectividade redundante entre os nós permite que a rede se ajuste a mudanças de qualidade dos enlaces através da escolha do melhor caminho. Essas e outras características fazem das redes em malha sem fio uma ótima alternativa tecnológica para locais com deficiência em infraestrutura de comunicação.

Se por um lado uma rede em malha sem fio provê boa cobertura e robustez, por outro sofre de problemas de escalabilidade e desempenho em termos de vazão, atraso e entrega

de pacotes. Algumas das principais razões para essas fraquezas passam pela baixa taxa de transmissão, quando comparada a redes com fio, uso de rádios *half-duplex*, elevados níveis de interferência e dificuldade de se evitar colisões em comunicações de múltiplos saltos. Muitos trabalhos propõem soluções a esses temas usando antenas direcionais [22], mecanismos de controle de potência e adaptação de taxa de transmissão [25, 36], esquemas de múltiplos canais e múltiplos caminhos [48] ou mesmo implantação de protocolos e métricas de roteamento cientes de codificação de rede [35].

O desempenho de uma rede em malha sem fio depende criticamente do seu diâmetro, i.e., do número mínimo de saltos entre os nós mais distantes da rede. Alguns estudos mostram que a vazão e o atraso fim-a-fim degradam rapidamente com o aumento do número de nós [23]. Uma topologia perfeitamente linear – i.e., uma topologia em que cada nó pode se comunicar apenas com dois outros nós no máximo – representa o pior cenário, pois o diâmetro da rede é máximo para um dado número de nós. Redes com esse tipo de topologia, portanto, demandam cuidados especiais no que diz respeito à escalabilidade, sobretudo na sobrecarga de pacotes de controle do protocolo de roteamento.

O problema de roteamento para redes com topologia perfeitamente linear é trivial, já que haverá sempre um único caminho entre qualquer par de nós. Há casos, todavia, em que a topologia é quase-linear. Em outras palavras, a rede apresenta alguns enlaces redundantes, mas a estrutura principal é uma topologia linear, no sentido de que os nós são dispostos em linha, como mostrado na Figura 1.1. Esse tipo de topologia é doravante referida simplesmente como topologia linear [45]. Mais formalmente, seja  $N(u)$  o conjunto de nós a um salto de um nó  $u$  e  $N^2(u)$  o conjunto de nós a dois saltos de  $u$ . Uma topologia linear é tal que para todo nó  $u$  há continuidade para uma ou duas direções além da vizinhança, ou seja,  $|S(u)| \in \{1, 2\}$ , onde  $S(u)$  é o subconjunto de cardinalidade mínima de  $N(u)$  que atende à condição de  $\forall w \in N^2(u), \exists v \in S(u)$  tal que  $w \in N(v)$ .



Figura 1.1: Exemplo ilustrativo de topologia linear em que os nós são dispostos em linha mas a redundância de enlaces forma uma rede em malha.

Essa topologia surge em numerosas aplicações onde os nós são fisicamente distribuídos ao longo de uma linha e que demandam resiliência a falhas. Exemplos de tais aplicações incluem o provimento de infraestrutura de comunicação sem fio ao longo de linhas de transmissão de energia, gasodutos, rodovias, ferrovias e rios [17, 1, 28]. A disposição linear

desses sistemas acrescida da dificuldade de acesso físico e da necessidade de comunicação ao longo do trajeto se ajustam bem às características de uma rede em malha sem fio com topologia linear. A Figura 1.2 ilustra a implantação de nós de uma rede em malha sem fio com topologia linear no alto de torres de transmissão de energia elétrica, no contexto do Projeto de Pesquisa REMOTE – Redes de Monitoramento de Linhas de Transmissão de Energia [46]. Como pode ser observado nessa Figura, cada nó da rede REMOTE utiliza antenas direcionais acopladas a um único rádio, alimentado por bateria e painel solar.



Figura 1.2: Fotografia de implantação real de uma rede em malha sem fio com topologia linear no alto de torres de transmissão de energia elétrica.

Note que em topologias lineares geralmente haverá a possibilidade de múltiplos caminhos entre um dado número de nós, tornando o problema de roteamento próximo daquele enfrentado em redes em malha sem fio gerais. Por outro lado, topologias lineares ainda tendem a apresentar um grande diâmetro com respeito ao número de nós, o que restringe o uso de protocolos de roteamento com alta sobrecarga de pacotes de controle. Essas características dão espaço ao desenvolvimento de um novo protocolo de roteamento mais simples, escalável e adequado a esse tipo de rede.

## 1.1 Objetivo

Redes sem fio de múltiplos saltos têm sido objeto de pesquisa há mais de três décadas [18]. Um dos principais temas de estudo é o problema de roteamento [6], que difere do roteamento usado em redes com fio clássicas pela característica dinâmica da rede e pelo

uso do meio compartilhado. A redução da sobrecarga de pacotes de controle [38] e a melhoria do desempenho de rede pela escolha de rota [34] são alguns dos desafios desse tema.

Esta dissertação de mestrado objetiva fundamentalmente propor e descrever um novo protocolo de roteamento para redes em malha sem fio com topologia linear. A pesquisa se desenvolveu como resultado de uma metodologia dedutiva, fundamentada em referências bibliográficas e em experimentos baseados em simulações.

Este trabalho propõe o protocolo LIBR (*Linear ID-Based Routing*). O LIBR é baseado no conceito de explorar características particulares de topologias lineares com o objetivo de alcançar um bom desempenho em termos de métricas de rede, como vazão agregada e atraso. O LIBR foi projetado para atender às necessidades das aplicações de infraestrutura de comunicação sem fio ao longo de sistemas com topologias lineares, sendo ao mesmo tempo simples, escalável e produzindo baixo tráfego de controle.

Tendo conhecimento da sequência geral e organização dos nós na topologia de rede, cada nó operando o protocolo LIBR precisa apenas da informação relacionada à sua vizinhança local e aos gateways de saída à Internet. Baseado nessa informação, o LIBR emprega uma solução heurística de encaminhamento baseada no identificador (ID) atribuído a cada nó da rede. Com uma métrica ciente da qualidade de enlace, o protocolo proposto se ajusta bem a interferências e variações do sinal de rádio de maneira a escolher rotas com a menor probabilidade de perda de pacotes. Resultados de simulações mostram que o LIBR pode alcançar melhor desempenho, escalabilidade e eficiência energética quando comparado a protocolos ad hoc tradicionais.

## 1.2 Organização do Texto

O restante desta dissertação é organizado como a seguir. O Capítulo 2 apresenta e discute trabalhos relacionados. Esse capítulo define e diferencia os principais tipos de protocolo de roteamento, comentando pelo menos um protocolo de cada tipo e mais alguns protocolos tradicionais, relacionados ao trabalho. Nele também são descritas algumas métricas de roteamento.

O Capítulo 3 descreve a ideia principal e a operação básica do protocolo LIBR, proposto nesta dissertação. Nele são também explicados os diferentes modos de roteamento que compõem a abordagem e as situações de uso de cada um. Em sequência, mostra-se o cabeçalho do pacote de controle do protocolo e, no fim do capítulo, apresentam-se os

processos e as estruturas de dados implementadas na proposta.

No Capítulo 4, são descritos resultados de simulações que comparam o desempenho do LIBR com outros protocolos. As simulações são divididas em dois cenários, um com topologias lineares pseudoaleatórias e outro com uma topologia linear baseada numa rede em malha sem fio real. Para cada cenário, são apresentados gráficos comparativos que mostram os resultados das simulações segundo métricas de desempenho.

Finalmente, no Capítulo 5, são evidenciados os pontos fortes e as limitações da proposta, assim como as contribuições da pesquisa. O capítulo termina com considerações finais e propostas de trabalhos futuros para dar sequência à pesquisa.

# Capítulo 2

## Roteamento em Redes Sem Fio

A principal função do roteamento é estabelecer rotas para o envio de pacotes de dados de uma origem a um destino, através de um ou mais saltos. As rotas são configuradas em modo estático ou dinâmico, podendo ser descobertas, divulgadas e atualizadas automaticamente por um protocolo de roteamento. O protocolo de roteamento, por sua vez, convencionou a comunicação e as informações trocadas entre os roteadores de maneira a estabelecer dinamicamente as melhores rotas segundo uma determinada métrica. Desde o primeiro protocolo de roteamento aceito como padrão para comunicações TCP/IP em 1988 [20], muitos outros foram desenvolvidos e são amplamente utilizados [31, 42].

As redes sem fio de múltiplos saltos, não obstante, requerem protocolos de roteamento especiais, que diferem daqueles usados em redes com fio clássicas. Um dos principais motivos disso se deve ao uso de um meio de comunicação compartilhado. Como um pacote transmitido por um roteador pode alcançar simultaneamente diversos outros, os roteadores de rede sem fio usualmente divulgam suas informações em modo *broadcast* – *i.e.*, difundindo a todos os receptores na área de cobertura –, o que não é usual em redes com fio clássicas. Outras características das redes sem fio que impactam no roteamento são a oscilação da qualidade dos enlaces, que provoca mudanças nas métricas e nas rotas, e, em algumas situações, a mobilidade dos roteadores, que estabelece e encerra dinamicamente enlaces.

Este capítulo apresenta e classifica alguns trabalhos relacionados à presente dissertação. Suas seções estão organizadas como a seguir. A Seção 2.1 apresenta alguns protocolos de roteamento para redes sem fio, a Seção 2.2 apresenta algumas métricas de roteamento usadas nesses protocolos e, por fim, a Seção 2.3 faz considerações finais.

## 2.1 Protocolos de Roteamento em Redes Sem Fio

Existem vários protocolos de roteamento para redes sem fio. Diante das várias opções concorrentes, é útil classificá-las baseado nas suas similaridades e diferenças. De uma forma geral, os protocolos de roteamento são classificados em dois tipos básicos: vetor de distância e estado de enlace.

No tipo vetor de distância, roteadores trocam periodicamente entre vizinhos seus vetores com a distância (ou métrica) para cada destino conhecido. As métricas recebidas por um roteador de um vizinho são acumuladas à métrica do enlace entre os dois, permitindo escolher a melhor rota para um determinado destino como aquela que possua a melhor métrica. O encaminhamento de um pacote para determinado destino é então feito ao vizinho que resultou na rota de melhor métrica fim-a-fim para esse destino.

A Figura 2.1 ilustra um exemplo simplificado do modo de roteamento vetor de distância, com a atualização progressiva das tabelas de roteamento dos nós. Nessa Figura, cada linha de tabelas corresponde a um instante comum aos nós após uma rodada de troca de vetores entre vizinhos. No instante zero, após a primeira troca de mensagens, os nós conhecem apenas seus vizinhos imediatos e a métrica dos enlaces formados com eles, no caso fixada em 1. No instante seguinte, os vizinhos a dois saltos são descobertos, sendo a métrica correspondente igual a 2. No último instante apresentado, todos os nós passam a ter conhecimento de toda a rede, limitada a três saltos.

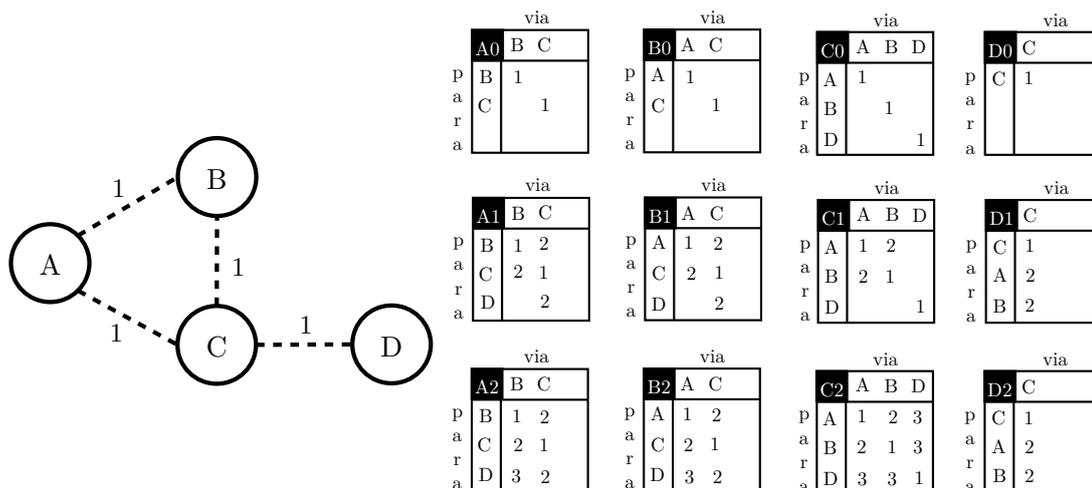


Figura 2.1: Exemplo de propagação de informações de roteamento num protocolo vetor de distância para uma topologia simples com a métrica dos enlaces igual a 1.

Esse tipo de roteamento é baseado no algoritmo de Bellman-Ford [7, 16, 30], que tem problemas conhecidos como contagem ao infinito e tempo grande de convergência [10].

O *loop* de roteamento por contagem ao infinito ocorre geralmente no vetor de distância quando há uma falha de um enlace ou de um nó da rede e não há rota alternativa que alcance o destino. Pelo algoritmo de Bellman-Ford, o roteador que percebe a falha reaprende a rota ao destino por algum vizinho que divulga uma rota ao mesmo destino com uma métrica mais alta. Essa outra rota, entretanto, passa pelo mesmo roteador que percebeu a falha, e este torna a divulgá-la com a métrica informada pelo vizinho mais a métrica de seu enlace com ele. Esses dois roteadores encaminham assim um ao outro pacotes com o destino inalcançável, produzindo o *loop* de roteamento, e divulgam a rota em questão somando a cada troca de mensagens a métrica do enlace entre eles à métrica da rota, gerando o fenômeno chamado de “contagem ao infinito”. Para evitar esse problema, duas técnicas conhecidas podem ser implantadas: *split horizon* e *poison reverse*.

No método *split horizon*, o roteador não divulga rotas ao vizinho por quem as aprendeu, evitando assim o *loop* de roteamento por contagem ao infinito. Em complemento a esse método, no *poison reverse* o roteador divulga ativamente a rota inalcançável ao vizinho por quem a aprendeu informando a métrica como infinita, de maneira a convergir a rede mais rapidamente em caso de destino inalcançável. Ambas as técnicas são aplicáveis apenas ao roteamento vetor de distância e não evitam todos os tipos de *loop* de roteamento [10, 39].

No roteamento tipo estado de enlace, todo roteador tem o conhecimento de toda a topologia da rede. Para que isso ocorra, cada roteador inunda por toda a rede as informações sobre conectividade ou métricas dos enlaces com seus vizinhos imediatos. Uma vez recebidas essas informações de todos os nós da rede, cada roteador monta então um mapa de conectividade bidirecional da rede com as métricas de todos os enlaces. Usando então o algoritmo de Dijkstra ou similar, o roteador calcula o menor caminho ou a rota com a menor métrica para cada destino da rede.

O algoritmo de Dijkstra [13] produz uma árvore de caminho mais curto a partir de uma origem – no caso, o próprio nó que o executa –, dado como parâmetro de entrada um grafo formado por vértices representando nós e arestas representando enlaces da rede. O algoritmo inicializa criando uma lista de nós “não visitados” e estabelecendo a distância do nó de origem como zero e dos demais nós como infinito. A partir de então o algoritmo percorre todos os nós da lista, em ordem crescente de distância, e calcula a menor distância para cada vizinho “não visitado” do nó corrente. A menor distância de um vizinho é definida pelo menor valor entre a distância corrente do vizinho e a soma da distância do nó corrente com a do enlace entre esses dois nós. Os nós percorridos são marcados como

“visitados” e retirados da lista de “não visitados”, até que a lista fique vazia. No fim, é obtido o caminho mais curto para todos os destinos da rede.

A Figura 2.2 exemplifica o funcionamento do algoritmo para uma topologia básica de 4 nós. O algoritmo é executado em A e calcula a distância de A para todos os demais nós da rede. Em 2.2a, o algoritmo é inicializado com distância zero em A e com distância infinito nos demais nós. Em 2.2b, 2.2c e 2.2d, são executadas iterações do algoritmo para calcular a menor distância de vizinhos não visitados do nó corrente.

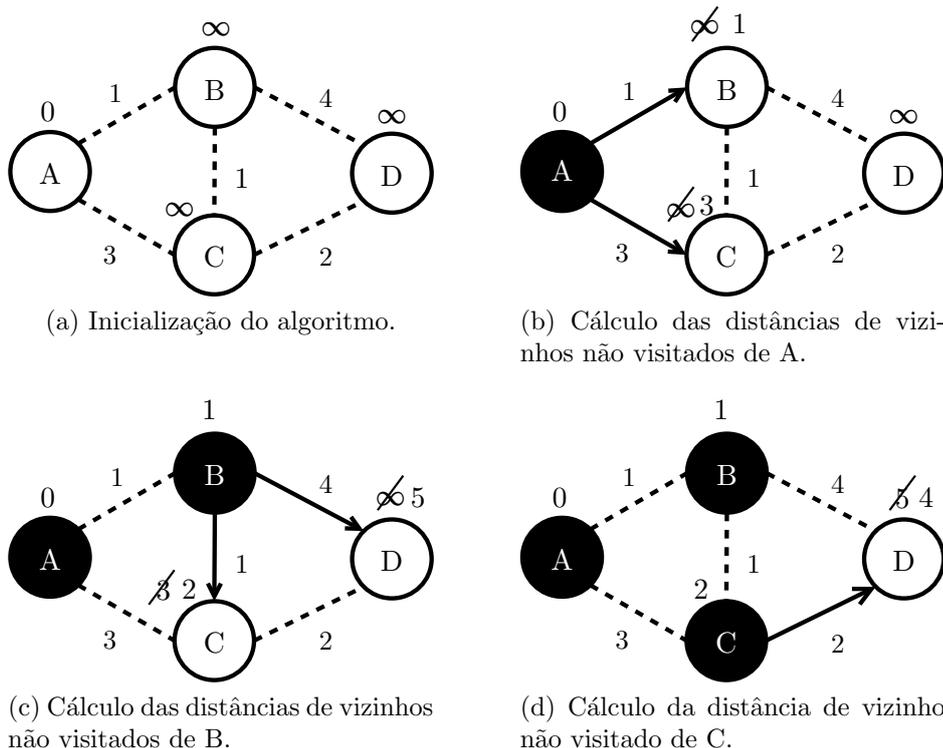


Figura 2.2: Iterações do algoritmo de Dijkstra para uma topologia de 4 nós, onde números próximos aos enlaces representam suas métricas e números sobre os nós representam a distância até A. Círculos brancos indicam nós não visitados e pretos indicam nós visitados.

O roteamento estado de enlace geralmente alcança mais rapidamente a convergência da rede, pois não depende de uma propagação gradativa das informações de rede, como no roteamento vetor de distância. Entretanto, ele possui uma complexidade computacional maior quando comparado ao roteamento vetor de distância, além de inundar a rede com mais sobrecarga de controle. Os *loops* de roteamento podem ocorrer quando os nós não tiverem as mesmas informações da rede por perda ou desatualização de algum pacote de controle.

Uma outra classificação usual para protocolos de roteamento em redes sem fio é a de protocolos proativos e reativos [9]. Na abordagem proativa, mais comumente utilizada para o roteamento, roteadores estabelecem rotas para todos os destinos da rede, mesmo

que alguns deles nunca sejam utilizados. A abordagem reativa, por outro lado, estabelece rota para determinado destino apenas quando há demanda de tráfego para ele. Para isso, uma solicitação de rota é inundada por toda rede até alcançar o destino ou algum outro nó que conheça a rota. Abordagens híbridas, com funcionamento proativo para algumas situações e reativo para outras, também podem ser utilizadas.

Nas subseções seguintes são descritos três protocolos de roteamento para redes sem fio, dentre os mais referenciados da literatura: DSDV [39], OLSR [12] e AODV [40].

### 2.1.1 DSDV

Um dos primeiros protocolos de roteamento propostos para redes sem fio em modo *ad hoc* foi o DSDV (*Destination Sequenced Distance Vector*) [39]. O DSDV é um protocolo proativo de roteamento vetor de distância onde os nós divulgam periodicamente a seus vizinhos mensagens de controle contendo a seguinte informação para cada destino conhecido:

- O endereço do destino;
- O número de saltos necessário para alcançar o destino;
- O número de sequência da informação, originalmente marcado pelo destino.

As rotas com o número de sequência mais recente são sempre preferidas na decisão de encaminhamento. Dentre as rotas com o mesmo número de sequência, são escolhidas aquelas com a menor métrica. Isso proporciona a propriedade livre de *loop*, sob certas condições e conforme explicado em [39], uma vez que o caminho até o destino percorre uma sequência não-decrescente de números de sequência. O uso do número de sequência substitui as técnicas *split horizon* e *poison reverse*, pois estas não são adequadas a redes sem fio devido à natureza de *broadcast* do meio de transmissão.

A preferência de rota mais recente seguida de rota com melhor métrica pode gerar flutuações no roteamento, uma vez que a melhor rota dentre aquelas com o mesmo número de sequência pode não ser a primeira a ser anunciada. Para minimizar essas flutuações, ao receber um anúncio de rota com um novo número de sequência, o nó aguarda por determinado tempo até receber outros anúncios para só então usar e divulgar a melhor rota. Esse tempo de estabilidade é calculado para cada destino pelo dobro da média estimada do tempo entre o primeiro anúncio e o melhor anúncio de um mesmo número

de sequência. A Figura 2.3 exemplifica o recebimento de anúncios de rotas e o cálculo do tempo de estabilidade, para um intervalo de atualização de 15 s e métrica de contagem de saltos. Nesse exemplo, a rota com menor contagem de saltos é divulgada pelo nó B em média  $T_s$  segundos após o primeiro anúncio de um número de sequência. Dessa forma, o nó aguarda  $2 \times T_s$  para atualizar sua tabela de roteamento com a rota e divulgá-la aos seus vizinhos. Isso permite que o nó não oscile a rota entre os nós A e B, uma vez que o nó A, primeiro a anunciar a rota para um determinado número de sequência, não tem a melhor métrica.

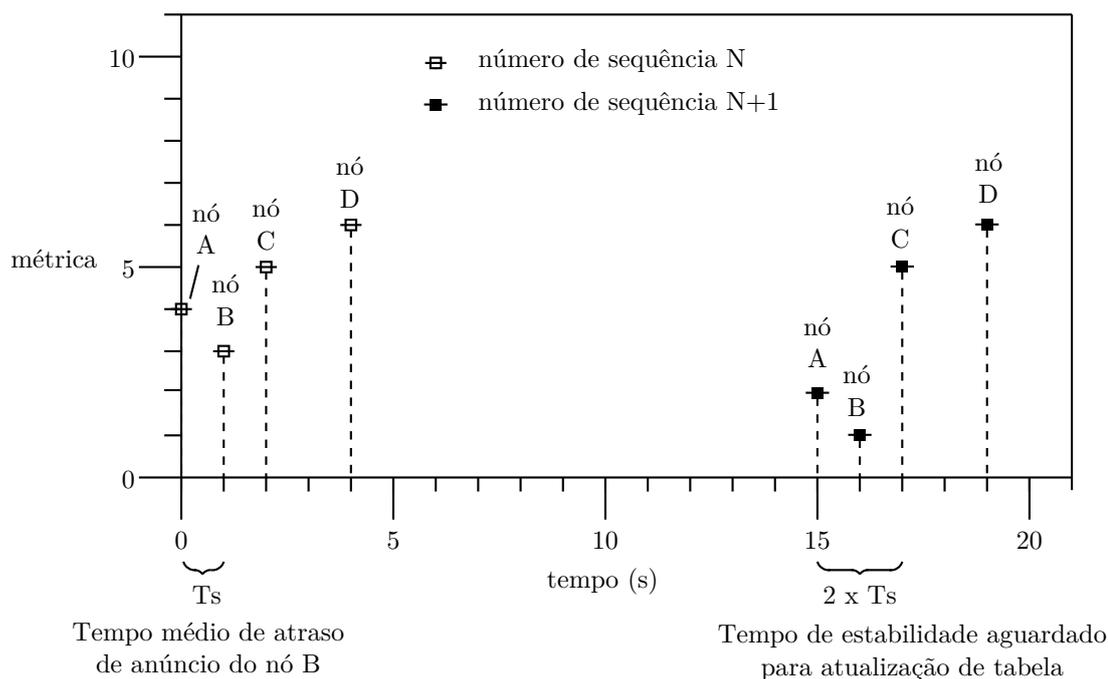


Figura 2.3: Exemplo de recebimento de anúncios de rotas e de cálculo de tempo de estabilidade  $2 \times T_s$ .

Os pacotes de controle do DSDV são enviados periodicamente a cada 15 segundos. Mudanças substanciais em uma rota, como a quebra de um enlace detectada pelo protocolo de camada 2, são divulgadas imediatamente. Para se reduzir o volume de informação carregada nos pacotes de controle, são definidos dois tipos de pacotes: o completo, que carrega toda a informação de roteamento, e o incremental, que transporta apenas informações alteradas desde o último pacote completo. A mudança da rede por quebra de um enlace ou um destino inalcançável pode ser detectada após certo tempo sem receber atualizações.

O protocolo DSDV tem uma das menores sobrecargas de controle sobre o tráfego da rede, quando comparado a outros protocolos ad hoc tradicionais. O uso do tempo de espera por estabilidade na atualização de rotas, entretanto, não anula por completo a

instabilidade do roteamento. Além disso, o tempo de espera dá margem a formação de *loops* de roteamento e aumenta o tempo de convergência do roteamento na rede.

### 2.1.2 OLSR

O protocolo OLSR (*Optimized Link State Routing*) [12] é um protocolo proativo de roteamento estado de enlace onde a informação de topologia é inundada na rede. O OLSR foi desenvolvido como uma otimização do protocolo estado de enlace clássico, sob medida para redes sem fio em modo ad hoc, especialmente para redes grandes e densas.

Para otimização e redução da sobrecarga de controle causada pela inundação das informações de topologia, o OLSR faz uso de *multipoint relays* ou MPRs – um conjunto de nós vizinhos a um salto pelo qual qualquer nó a dois saltos pode ser alcançado. Apenas os nós MPRs são responsáveis por encaminhar os pacotes de controle por toda a rede. A Figura 2.4 ilustra a otimização feita pelos MPRs em relação à inundação normal.

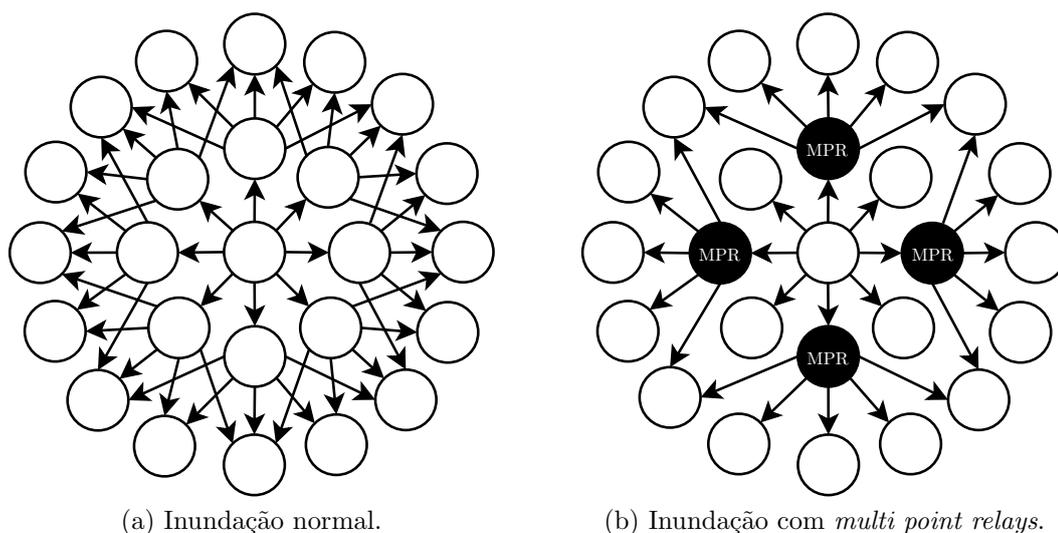


Figura 2.4: Ilustração de (a) inundação normal e (b) inundação com o uso de MPRs, evidenciando a otimização feita pelo OLSR no protocolo de estado de enlace.

Um nó MPR se reconhece como tal quando sinalizado por um vizinho através de mensagens de *hello*. O nó MPR mantém a informação sobre o conjunto de vizinhos que o selecionaram como MPR, e este conjunto é definido como seletores de MPR.

O OLSR possui três tipos básicos de mensagens de controle:

- Mensagens *hello*, transmitidas por padrão a cada 2 segundos para sensoriamento de enlace, detecção de vizinho e sinalização de MPR;

- Mensagens TC, transmitidas por padrão a cada 5 segundos para declaração de topologia;
- Mensagens MID, transmitidas por padrão a cada 5 segundos para declaração da presença de múltiplas interfaces em um nó.

O protocolo OLSR reduz bastante o número de inundações na rede, mas ainda produz uma sobrecarga de controle alta quando comparado a outros protocolos. O seu tempo de convergência de rotas é mais breve e isso contribui para uma melhor escolha de rotas em redes muito dinâmicas.

### 2.1.3 AODV

O protocolo AODV (*Ad hoc On-Demand Distance Vector*) [40] é um protocolo reativo de roteamento vetor de distância. Nele as rotas são descobertas apenas quando há demanda de tráfego e mantidas enquanto necessárias.

Toda vez que é detectado um novo fluxo para um destino sem rotas válidas conhecidas, o AODV inicia uma fase de descoberta de rota inundando a rede com um pacote conhecido como *route request* ou RREQ. Uma vez que o RREQ alcança o nó de destino – ou algum nó intermediário que tem uma rota válida para o destino – um pacote de *route reply* ou RREP é enviado de volta para a origem, estabelecendo a rota por caminho reverso. As rotas armazenadas na tabela de roteamento possuem um tempo de expiração, após o qual reinicia-se o processo de descoberta de rota, caso ainda haja tráfego de interesse.

As informações contidas na mensagem RREQ são:

- Endereço de origem;
- Número de sequência de origem;
- ID de *broadcast*;
- Endereço de destino;
- Número de sequência de destino;
- Contagem de saltos.

Uma mensagem RREQ é identificada unicamente pelo par “endereço de origem” e “ID de *broadcast*”. Caso um nó intermediário da rede receba um RREQ duplicado, ele o

descarta. As informações de número de sequência de origem e destino são utilizadas para especificar e manter o quão atual é determinada rota mediante as mudanças da rede. A métrica utilizada pelo AODV para definir a melhor rota é a contagem de saltos.

Como um protocolo reativo, o AODV tem a vantagem de gerar tráfego de controle apenas quando a rota é de fato requerida e não está presente e atualizada na tabela de roteamento. Entretanto, dependendo da quantidade de tráfego de interesse e da dinamicidade da rede, as inundações de tráfego de controle podem ser excessivas. Além disso, como as mensagens RREQ e RREP são transmitidas de forma não confiável, é possível que a cada atualização de rota sejam estabelecidas diferentes rotas, mesmo para uma rede estática.

#### 2.1.4 Outros protocolos relacionados

Muitos protocolos são derivações dos protocolos DSDV, OLSR e AODV. O protocolo AODV-ST [41], por exemplo, é um protocolo de roteamento híbrido que usa a estratégia proativa para descobrir rota entre terminais comumente utilizados (*relay-to-gateway*) e usa a estratégia reativa para rotas entre terminais menos utilizados (*relay-to-relay*). No AODV-ST, gateways periodicamente difundem mensagens de *route request* para iniciar a criação de *spanning-trees*, com suporte a diferentes métricas.

Além das derivações de protocolos tradicionais, uma linha de pesquisa propõe protocolos de roteamento escalável para redes sem fio. Nessa linha, os protocolos podem ser classificados [21] em três tipos:

- Roteamento plano, no qual todos os nós usam um endereçamento plano sob uma mesma regra;
- Roteamento hierárquico, onde são criados agrupamentos de nós com diferentes regras;
- Roteamento assistido por posição geográfica, que exige que os nós sejam equipados com GPS.

Nessa classificação, DSDV, OLSR e AODV seriam definidos como protocolos de roteamento plano. Um exemplo de protocolo de roteamento hierárquico é o ZRP (*Zone Routing Protocol*) [19], também classificado como híbrido. A ideia básica do ZRP é utilizar a estratégia proativa dentro de zonas predefinidas por número de saltos, e a estratégia

reativa fora dessas zonas. Assim, quando o destino não pertence à zona, são enviados pacotes RREQ e RREP, semelhantes ao do AODV, para a descoberta das rotas.

O protocolo GPSR (*Greedy Perimeter Stateless Routing*) [24] é uma proposta de roteamento assistido por posição geográfica. Mensagens periódicas são enviadas pelos nós para divulgar suas posições geográficas aos seus vizinhos, de forma que apenas a informação de vizinhança local é utilizada para o encaminhamento de pacotes. A posição geográfica de origem e destino é adicionada ao cabeçalho de todos os pacotes de dados. O encaminhamento de pacotes é feito utilizando duas abordagens, uma após a outra: a gulosa e a de perímetro. A abordagem gulosa é feita encaminhando-se o pacote ao vizinho com posição geográfica mais próxima do destino. Se no fim não se alcançar o nó, é utilizada então a abordagem de perímetro, na qual se encaminha o pacote por vizinhos que formam um grafo de vizinhança relativa.

Em comunicações *peer-to-peer*, inúmeros trabalhos [47, 29] propõem a utilização de tabelas *hash* distribuídas em um substrato que rede em que os nós formam uma vizinhança lógica. Inspirado nessa ideia, um mecanismo de roteamento plano para redes em malha sem fio é proposto em [33]. Este é baseado na métrica de OU exclusivo (XOR) e no conceito de visibilidade local. Sua tabela de roteamento é dividida em baldes e os destinos são agrupados neles conforme a ordem de grandeza da distância  $d(a, b) = a \oplus b$  entre o nó  $a$  corrente e o nó  $b$  de destino. Cada balde da tabela é preenchido até um determinado número de entradas, de maneira que se tenha mais informação da parte mais próxima da rede e menos informação da parte mais distante da rede. O protocolo opera com dois tipos de vizinho: o físico e o virtual. A descoberta de vizinho físico é feita por mensagens de *hello*, enquanto a descoberta de vizinhos virtuais, a mais de um salto de distância, é feita usando mensagens de *query* e *response*. O encaminhamento de um pacote de dados é feito ao vizinho mais próximo do destino, no balde correspondente.

O protocolo B.A.T.M.A.N. (*Better Approach To Mobile Ad hoc Networking*) [5] faz uma abordagem proativa com algumas características de um roteamento vetor de distância. Cada nó envia periodicamente uma mensagem de *broadcast* chamada de *originator message* (OGM) que informa aos seus vizinhos a respeito de sua existência. Os vizinhos retransmitem essa mensagem até que cada nó da rede tenha ciência de todos os outros nós. Em razão da natureza não confiável da transmissão em *broadcast*, a inundação de mensagens OGM não irá atravessar eficazmente enlaces congestionados. O roteamento escolhe dessa forma as rotas com a maior probabilidade de entrega, medida por contadores de pacotes OGM. Assim, o encaminhamento de pacote de dados é feito ao vizinho de

quem mais se recebeu mensagens OGM do destino durante um determinado intervalo de tempo.

Muitos outros protocolos de roteamento já foram propostos para redes sem fio, cada qual com abordagens e técnicas diferentes. No melhor de nosso conhecimento, os protocolos da literatura são projetados para operar em topologias genéricas. Nesta dissertação, é proposto um protocolo projetado especificamente para redes sem fio em malha com topologia linear. Como a escolha da melhor rota não depende apenas da abordagem utilizada pelo protocolo, mas também da métrica adotada, a seção seguinte descreve algumas das métricas de roteamento usadas em redes sem fio.

## 2.2 Métricas de Roteamento em Redes Sem Fio

Em termos de métricas de roteamento, a primeira proposta foi a Contagem de Saltos, que considera o melhor caminho como aquele com a menor contagem de enlaces. Essa métrica, entretanto, não leva em conta a qualidade dos enlaces e, na prática, não tem um bom desempenho [9].

Dentre as métricas de roteamento cientes de qualidade de enlace, a métrica ETX (*Expected Transmission Count*) [32] estima o número esperado de transmissões para o envio com sucesso de um pacote entre um par de nós. A estimativa é calculada a partir da probabilidade de entrega de pacotes de um enlace, em ambos sentidos. Para isso, cada nó difunde periodicamente pacotes sonda com um número de sequência. Toda vez que um vizinho recebe tal pacote, ele atualiza a estatística de perda e recebimento de sondas do nó emissor (pacotes perdidos são detectados a partir de lacunas nos números de sequência). Essa informação é então sumarizada numa média deslizante, permitindo nós receptores estimarem a probabilidade de entrega do enlace.

Periodicamente – geralmente usando a mesma sonda – cada nó anuncia suas estimativas de maneira que emissores também conhecem a probabilidade de entrega no sentido reverso. Uma vez que essa informação é conhecida, a métrica ETX é definida para um dado enlace como:

$$ETX = \frac{1}{d_f \times d_r}$$

onde  $d_f$  e  $d_r$  são as probabilidades de entrega do enlace em cada sentido. Caso uma das probabilidades seja igual a zero, o ETX é salvo com um valor reservado que representa

infinito.

A métrica ETX possui duas imperfeições que reduzem seu desempenho: as inundações são transmitidas em taxa básica e o tamanho das sondas é geralmente menor que o tamanho típico de pacotes de dados. Como é sabido, variações da taxa de transmissão e do tamanho do pacote interferem diretamente na probabilidade de entrega. Para cobrir esses temas, a métrica *Expected Transmission Time* (ETT) [14] leva em conta o tempo necessário para transmitir um pacote de dados com sucesso para cada vizinho, ajustando a taxa de transmissão e o tamanho do pacote. Segundo abordagem de Draves [14], seu cálculo é computado da seguinte forma:

$$ETT = ETX \times \frac{S}{B}$$

onde  $S$  é o tamanho do pacote de dados e  $B$  é a banda estimada do enlace.

Para estimativa da banda de enlace, um nó transmite em sequência dois pacotes, um de tamanho pequeno seguido de outro de tamanho grande. Cada vizinho mede o intervalo de tempo entre o recebimento dos dois pacotes e o reporta de volta ao emissor. O cálculo da estimativa da banda se computa pelo tamanho do pacote maior dividido pelo atraso mínimo recebido para cada enlace.

Existem várias outras métricas cientes de qualidade de enlace, assim como de taxa de transmissão e interferência interfluxo e intrafluxo [9]. A presente dissertação, entretanto, se restringe às métricas de contagem de saltos, ETX e ETT, dando foco maior nos protocolos de roteamento.

## 2.3 Considerações Finais

A classificação e a característica básica de variados protocolos de roteamento para redes sem fio são resumidas na Tabela 2.1. Dentre os diversos protocolos visitados nesse capítulo, uns pecam pela instabilidade na escolha de rotas, outros pela complexidade e excesso de sobrecarga da controle. A melhor opção de protocolo é, portanto, aquela com características que melhor se adaptam à rede em questão.

As redes sem fio em malha com topologia linear, estudo e foco desta dissertação, servem bem a necessidade de comunicação ao longo de sistemas que respeitam um posicionamento linear. Alguns trabalhos já pesquisaram o planejamento ótimo e a implantação de tais redes para linhas de transmissão de energia [45, 17]. Redes similares também já

Tabela 2.1: Classificação básica de alguns protocolos de roteamento

	<b>Tipo</b>	<b>Descoberta de rotas</b>	<b>Hierarquia</b>	<b>Característica básica</b>
DSDV	Vetor de distância	Proativo	Plano	Preferidas rotas com número de sequência mais recente.
OLSR	Estado de enlace	Proativo	Plano	Controle da inundação através de MPR.
AODV	Vetor de distância	Reativo	Plano	Uso de caminho reverso da solicitação de rota.
AODV-ST	Vetor de distância	Híbrido	Plano	Atualização periódica de rotas para o gateway.
ZRP	Híbrido	Híbrido	Hierárquico	Dividido em zonas proativa e reativa.
GPSR	Não aplicável	Proativo	Posição geográfica	Encaminhamento por duas abordagens: gulosa e de perímetro.
XOR	Não aplicável	Proativo	Plano	Métrica XOR, visibilidade local e tabela dividida em baldes.
B.A.T.M.A.N.	Vetor de distância	Proativo	Plano	Encaminhamento feito ao vizinho de quem mais se recebeu inundações do destino.

foram implementadas ao longo de ferrovias, gasodutos, rodovias e rios [1, 28], porém, sem usar um protocolo de roteamento específico.

Para as redes sem fio em malha com topologia linear, requisitos mínimos como simplicidade, escalabilidade, baixo tráfego de controle e proveito das características comuns da rede devem ser considerados no desenvolvimento da proposta de um protocolo eficaz. A especialização desse protocolo deve portanto gerar resultados de desempenho iguais ou superiores aos dos principais protocolos estudados.

# Capítulo 3

## Protocolo LIBR

A demanda por aplicações de redes sem fio em malha com topologia linear, como aquelas ao longo de linhas de transmissão de energia, rodovias, gasodutos, etc., e as limitações dos protocolos de roteamento descritos no Capítulo 2 para essas redes motivam o desenvolvimento de um novo protocolo de roteamento, mais simples e escalável. Nessa visão, a presente dissertação propõe o LIBR (*Linear ID-Based Routing*) [44], um protocolo de roteamento proativo e plano, especializado em redes sem fio em malha com topologias lineares.

A ideia central do LIBR é usar características conhecidas de uma rede em malha sem fio com topologia linear para reduzir o montante de informação que precisa ser colhida por meio do uso de pacotes de controle. Especificamente, seus pacotes de controle são usados apenas para obter informações relacionadas à vizinhança local de um nó e aos gateways. Para o encaminhamento de pacotes, o protocolo usa uma heurística baseada na identificação de nós (ID) aproveitando as características da topologia linear. O LIBR assume que cada nó da rede recebe um único ID numérico que é relacionado à sua posição na topologia linear. Os IDs não precisam ser consecutivos, mas devem sempre aumentar ou diminuir enquanto a topologia linear é percorrida. Isto é razoável para a maioria das aplicações de redes em malha lineares, desde que elas sejam planejadas e sigam algum outro sistema com identificadores, como por exemplo torres de linhas de transmissão que usualmente são numeradas sequencialmente.

Levando em conta que geralmente a maior parte do tráfego é destinado ou originado por um gateway, o LIBR opera de maneira híbrida: um roteamento do tipo vetor de distância para comunicação com o gateway e um encaminhamento heurístico baseado na identificação do nó para comunicação entre os demais nós. O uso do roteamento vetor de distância para os gateways não só permite a escolha de uma rota ótima para eles como

também define qual o melhor dos gateways da rede para saída à Internet.

O protocolo LIBR usa a métrica ETX [32] para avaliar a qualidade de cada enlace. A métrica ETX é computada como o usual, pela difusão periódica de sondas. Como em outras implementações da métrica ETX, o LIBR usa pacotes de controle como sondas para a medição da qualidade do enlace, computando-a em uma média móvel parametrizável. Especificamente, o pacote de controle enviado por um dado nó carrega a informação de todos os nós conhecidos por esse nó, assim como as estimativas correntes de entrega dos seus vizinhos para ele. Isso permite a todos os nós da rede coletarem informações sobre sua vizinhança incluindo a qualidade de cada enlace, em termos da métrica ETX. Em outras palavras, um nó executando o protocolo de roteamento LIBR conhece todos os nós que pode alcançar em um salto, assim como os respectivos valores de ETX. Note que, como um nó é capaz de escutar os pacotes de controle de seus vizinhos, ele é também capaz de computar o ETX dos enlaces entre seus vizinhos.

Este capítulo propõe e descreve o protocolo de roteamento LIBR e seus modos de funcionamento, conforme seções a seguir. A Seção 3.1 descreve a heurística de encaminhamento baseado em ID, principal contribuição do trabalho. A Seção 3.2 explica como o protocolo descobre rotas para os gateways. A Seção 3.3 descreve as mensagens de controle do protocolo, que geram baixa sobrecarga. A Seção 3.4 mostra em linhas gerais os principais processos do protocolo implementado. A Seção 3.5 explica as estruturas de dados e os parâmetros utilizados na implementação do protocolo. Por fim, a Seção 3.6 faz considerações finais.

## 3.1 Heurística de Encaminhamento Baseado em ID

A heurística de encaminhamento baseado em ID usada pelo LIBR toma vantagem da numeração sequencial dos nós da rede. A ideia básica desse procedimento simplificador é que, toda vez que um pacote é recebido por um nó intermediário, ele é enviado para o vizinho cujo ID é mais próximo do ID do nó de destino, podendo este vizinho ser o próprio destino. Todavia, para evitar o uso de enlaces de baixa qualidade por essa estratégia gulosa, antes do envio do pacote para o vizinho com ID mais próximo do destino, é feita uma verificação se a melhor opção é a transmissão para o enlace direto com esse vizinho ou a transmissão usando outros vizinhos como intermediários até o vizinho com o ID mais próximo do destino. Isso é feito usando a métrica ETX, comparando o ETX do enlace direto – *i.e.*, do nó corrente para o vizinho com ID mais próximo do destino – e dos

caminhos disponíveis com dois ou mais saltos usando outros vizinhos como *relays*. Essa comparação é executada para todos os vizinhos e a melhor rota de cada vizinho é salva na tabela de roteamento.

A Figura 3.1 ilustra um exemplo no qual o nó 2 deseja enviar um pacote ao nó 5. O nó 2 não conhece o nó 5, mas pode facilmente descobrir que o nó 4 (seu vizinho) é o mais próximo do destino. Tendo ciência dos custos dos enlaces na sua vizinhança, o nó 2 decide encaminhar o pacote ao nó 3, já que o custo do caminho com dois saltos ao nó 4 ( $1,0 + 1,5 = 2,5$ ) é menor que o custo do enlace direto ao nó 4 ( $3,0$ ). O nó 3, por sua vez, tomará uma nova decisão de rota e não necessariamente encaminhará o pacote ao nó vizinho 4.

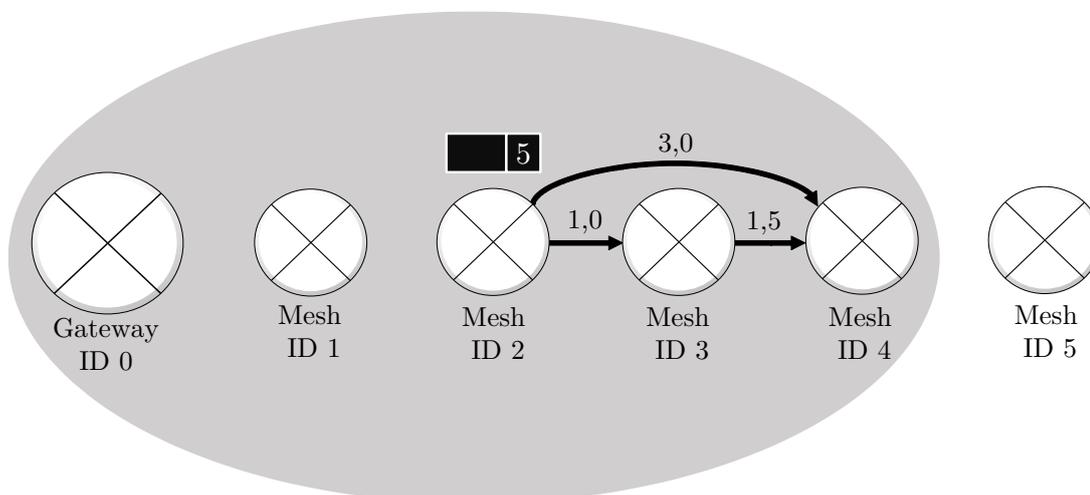


Figura 3.1: Exemplo de encaminhamento baseado em ID (área em cinza representa a cobertura do nó 2).

A atribuição de ID deve ser feita de uma maneira que não viole a ordem sequencial, caso contrário, *loops* de encaminhamento podem ocorrer. Diferentes critérios de atribuição de ID aos nós da rede podem ser aplicados, como numeração sequencial de acordo com a distância a partir de um nó extremo da topologia, adoção da mesma numeração do sistema acompanhado pela rede, ou utilização da distância física quantizada a partir de um ponto de referência. Qualquer que seja o critério aplicado, de um ponto de vista prático é recomendada a reserva de lacunas na sequência para permitir mudanças na topologia em virtude da expansão ou manutenção da rede.

Ressalta-se que mudanças de rede combinadas com perdas de mensagens de controle não causam *loops* de roteamento usando essa heurística, ao contrário do que pode ocorrer em outros protocolos como DSDV, AODV e OLSR. As informações das mensagens de controle usadas por essa heurística dizem respeito apenas a vizinhança local ou nós a um

salto de distância, não interferindo na ordem sequencial de IDs da rede com topologia linear. Isso contribui para a estabilidade do protocolo e eliminação de descartes por *loop*.

Vale notar que o uso desse método de encaminhamento requer um mecanismo para mapear endereços IP para IDs, pois pacotes de dados não carregam a informação de ID de nó. De maneira a evitar uma sobrecarga de pacotes de controle para esse mapeamento, propõe-se um mapeamento direto de alguns bits de endereço IP para ID. Isso pode ser feito, dentre várias maneiras possíveis, pelo simples isolamento do terceiro byte de um endereço IP para ser usado como ID. Por exemplo, em uma rede 192.168.0.0 /16, o terceiro byte do endereço seria usado para formar um ID de 8 bits, limitando a rede a 256 IDs. O quarto byte seria usado pelos clientes associados ao respectivo nó, em uma subrede de máscara /24. Nesse exemplo, um cliente de endereço 192.168.77.3 estaria associado ao nó de ID 77.

O endereçamento IP utilizado nessa rede é plano, no sentido de que não há agrupamento hierárquico. Contudo, em razão do mapeamento direto de endereço IP para ID e para o correto funcionamento do protocolo, a configuração de endereço IP dos nós deve ser em função da atribuição de ID, respeitando uma ordem sequencial ao longo da topologia linear. O LIBR não suporta, a princípio, mobilidade de clientes através de diferentes nós. Como a aplicação desse tipo de rede é geralmente para prover acesso a sensores e a técnicos de manutenção, isso não representa um problema.

A heurística de encaminhamento baseado em ID é ineficiente na escolha de melhor gateway para rota *default*. Em redes com múltiplos gateways, nem sempre o gateway com ID mais próximo faz parte do caminho de melhor desempenho para saída à Internet, como ilustrado na Figura 3.2. Nessa Figura, os dois gateways têm IDs equidistantes do nó de ID 50, mas certamente o caminho por um deles tem métrica melhor que por outro. Salienta-se que as métricas da rede externa não são levadas em conta na escolha de rota *default*, uma vez que redes com fio geralmente têm desempenho superior ao de redes sem fio. Além disso, interrupções de caminho provocadas por falha de nó não são detectadas pela heurística. Para superar essa ineficiência e escolher melhores rotas na comunicação com os gateways, o LIBR faz uso híbrido de roteamento vetor de distância, conforme explicado na Seção seguinte.

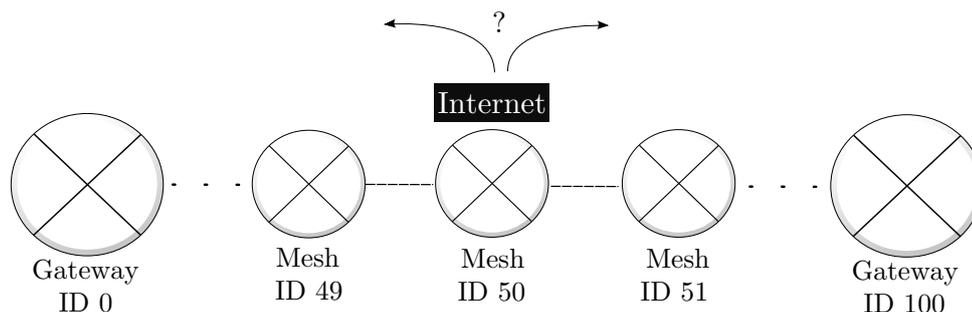


Figura 3.2: Ilustração de ineficiência da escolha de rota *default* pela heurística de encaminhamento baseado em ID.

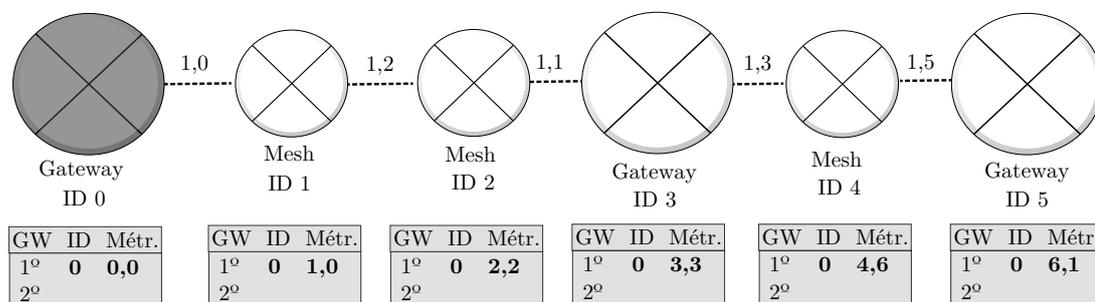
## 3.2 Modo de Roteamento Vetor de Distância

No protocolo de roteamento vetor de distância padrão usado na Internet, vizinhos trocam entre si mensagens periódicas contendo a contagem de saltos para cada destino conhecido da rede. Com base nessas informações, um nó encaminha um pacote de dados ao vizinho com a menor distância ao destino do pacote.

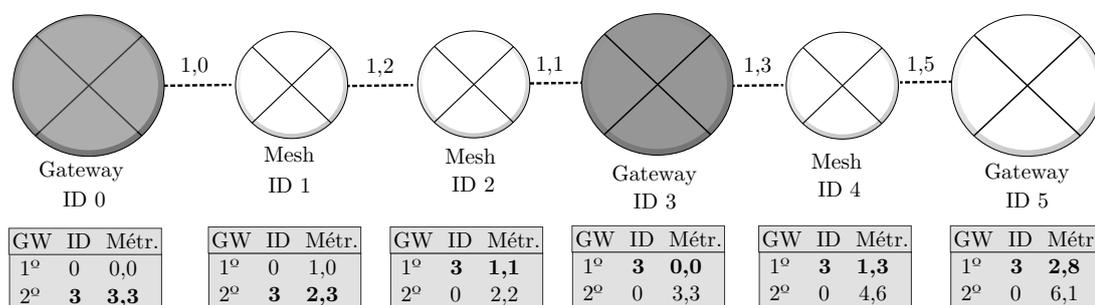
No protocolo LIBR proposto, seis mudanças são feitas sobre o roteamento vetor de distância padrão, tomando como base a abordagem do DSDV [39], de maneira a melhorar o seu desempenho para redes sem fio em malha com topologia linear. A primeira delas é habilitar o roteamento vetor de distância apenas para as rotas de destino aos gateways da rede, uma vez que a maior parte do tráfego é destinada a eles e a heurística de encaminhamento baseado em ID é ineficiente na escolha do melhor gateway. Isso reduz consideravelmente o tamanho das mensagens de controle, diminuindo a probabilidade de colisão dessas mensagens bem como a sobrecarga de controle.

A segunda mudança diz respeito ao suporte do protocolo a múltiplos gateways da rede de maneira a prover redundância aos gateways de saída à Internet. Cada nó da rede anuncia os dois gateways com as menores métricas do conjunto total de gateways, definindo aquele de menor métrica como primário e o segundo como secundário. Caso o gateway primário não seja mais alcançável, a rede rapidamente comuta as rotas para o gateway secundário sem a necessidade de um novo período de convergência do roteamento vetor de distância. Com o descarte de um dos gateways, um novo gateway pode ser aceito para recompor o par (*primário, secundário*). A Figura 3.3 ilustra como os nós da rede definem seus gateways e comutam de gateway em caso de falha do primário.

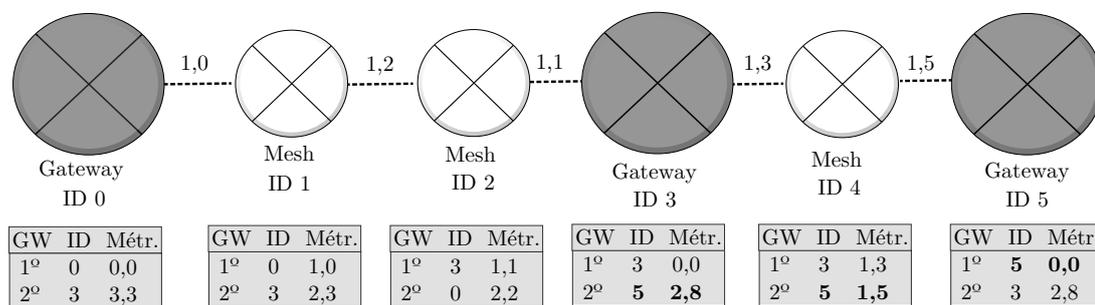
Como apenas os gateways divulgam rotas para si mesmo, as rotas para os demais nós da rede não são conhecidas a priori. Para se fazer uso de rotas simétricas e manter o requisito de rotas ótimas para fluxos indo e vindo do gateway, é adotado de forma



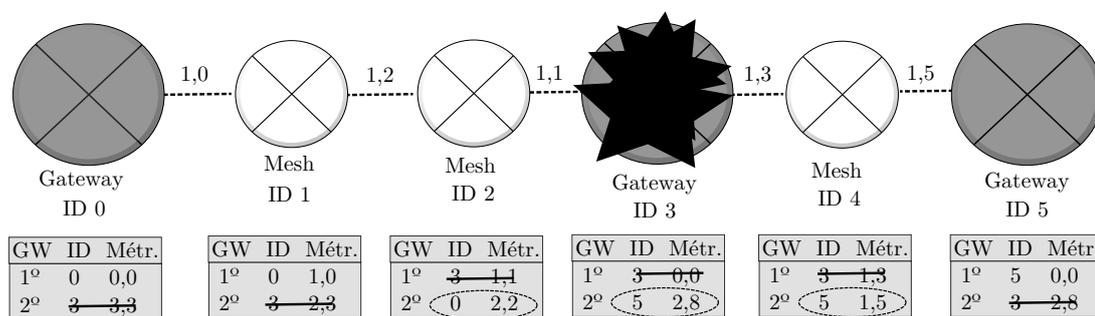
(a) Gateway ID 0 divulgado.



(b) Gateway ID 3 divulgado.



(c) Gateway ID 5 divulgado.



(d) Falha de gateway ID 3.

Figura 3.3: Exemplo de rede com três gateways, na qual cada nó LIBR seleciona dois gateways com menores métricas, primário e secundário. Em caso de falha do primeiro, nó comuta rota *default* para o segundo.

complementar o roteamento por caminho reverso. Ao receber um pacote destinado a um gateway, cuja rota foi aprendida por roteamento vetor de distância, um nó qualquer da rede salva em sua tabela de roteamento o endereço de origem e o salto anterior do pacote. Dessa forma, quando uma resposta retornar do gateway, esse nó saberá a que vizinho encaminhá-la usando o caminho reverso de ida.

Os problemas de contagem a infinito e *loop* de roteamento são evitados por meio de duas técnicas: divulgação do número de sequência da rota e divulgação do nó por onde foi aprendida a rota. Toda vez que um gateway divulga sua rota para propagação pela rede, ele estampa a mensagem com um número de sequência. Uma vez que a rede atinja um estado estável, é demonstrado em [39] por teoria dos grafos que se forma uma árvore livre de *loop* entre a raiz representada pelo gateway e os demais nós da rede. Essa condição será atendida se:

1. Cada nova rota contiver o número de sequência mais recente;
2. Dadas rotas com o mesmo número de sequência, for escolhida aquela com a menor métrica.

Todavia, a perda de uma mensagem de controle com um novo número de sequência pode quebrar a primeira condição citada acima. Por essa razão e como melhoria à técnica utilizada pelo protocolo DSDV, junto à rota divulgada é informado também por qual nó a rota foi aprendida. Caso um nó receba de seu vizinho uma rota que foi aprendida por ele próprio, ele descarta essa rota. Essa técnica é análoga às técnicas *split horizon* e *poison reverse* [20].

Oscilações na rede podem causar instabilidade no roteamento. Para tratar esse ponto, o LIBR usa uma técnica que dá preferência às atualizações de gateways oriundas do atual próximo salto. Ao contrário do DSDV, o LIBR não aguarda por um tempo de estabilidade para atualizar uma rota com novo número de sequência, mas atualiza de imediato caso ela seja divulgada pelo atual próximo salto. Isso permite uma convergência mais rápida da rede e reduz a instabilidade provocada por anúncios atrasados ou mesmo perdidos. A Figura 3.4 exemplifica uma situação onde a melhor rota de um número de sequência  $N$  é anunciada pelo nó  $B$ . No número de sequência  $N + 1$ , o anúncio dessa rota sofre um atraso, que seria suficiente para provocar uma oscilação no DSDV, mas que não causa mudanças no LIBR. O pequeno atraso desse exemplo pode ser absorvido com baixo impacto na convergência da rede.

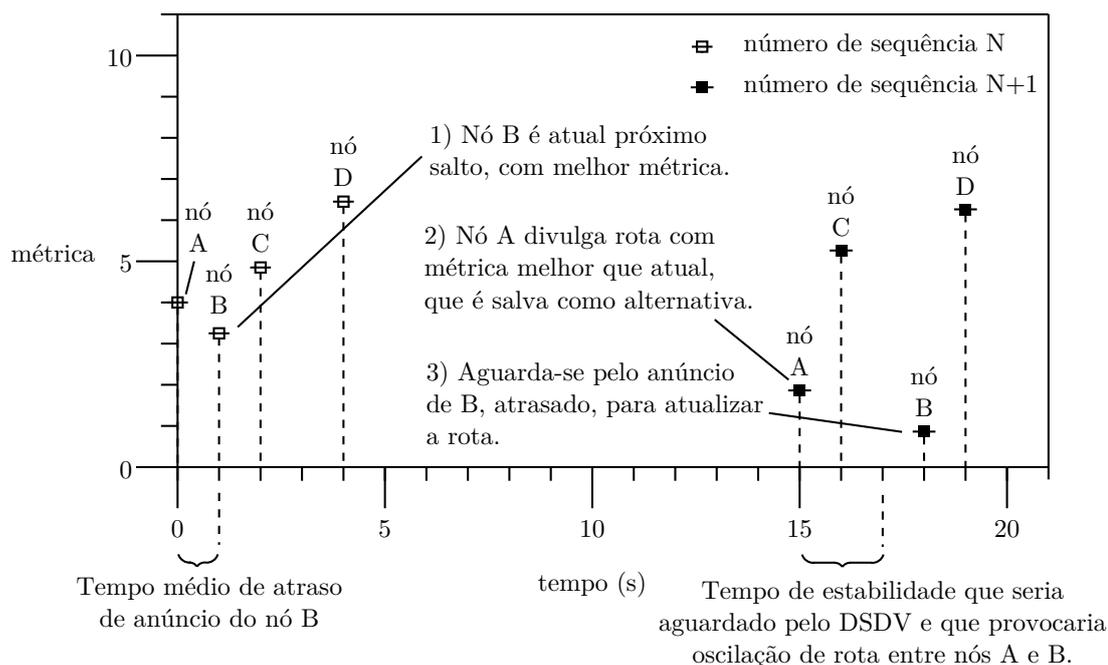


Figura 3.4: Exemplo de atraso no anúncio da melhor rota via nó *B*, que não causa oscilação no roteamento do LIBR.

As rotas não oriundas do atual próximo salto são salvas como rotas alternativas, sendo mantida apenas aquela com a melhor métrica. No momento em que se recebe uma atualização com um novo número de sequência, é comparada a métrica da rota atual com a da rota alternativa, e se a rota alternativa for melhor, passa a ser adotada como rota atual. Dessa maneira, todas as alternativas de rotas são avaliadas antes de se fazer uma mudança de rota.

A quarta e última mudança do protocolo vetor de distância padrão é o uso de métrica ETX [32] ciente da qualidade de enlace no lugar da métrica de contagem de saltos. Como descrito anteriormente, a métrica ETX calcula o número esperado de transmissões a partir das probabilidades de entrega de um enlace. Para efeitos do protocolo, apenas os pacotes de controle são usados no cálculo das probabilidades. O uso da métrica ETX aumenta consideravelmente a vazão média da rede, pois define o caminho com o menor número médio de transmissões. Para o devido cálculo da métrica, se faz necessária a troca de informações entre vizinhos por mensagens periódicas de controle, apresentadas na seção seguinte.

### 3.3 Mensagens de Controle

O protocolo LIBR utiliza um único formato de pacote de controle que consolida todas as informações para sua operação. Além da informação de vizinhos conhecidos e suas respectivas probabilidades de entrega, os pacotes de controle enviados periodicamente também transmitem informação sobre os dois gateways conhecidos com as menores métricas. Um gateway anuncia a si mesmo como gateway enviando pacotes de controle com o campo de gateway primário preenchido com seu ID e o respectivo campo de métrica preenchido com zero.

Toda vez que um nó falha, a falha é percebida por seus vizinhos após algum tempo sem receber suas mensagens de controle. As mensagens de controle têm períodos de validade – geralmente múltiplos dos intervalos de atualização – que quando expiram indicam que um vizinho não está mais disponível ou alcançável. A falha do gateway é percebida após um período sem receber atualizações com um novo número de sequência. Tanto para os vizinhos como para os gateways, a indisponibilidade é configurada para ser percebida após um número parametrizável de intervalos de atualização sem receber novas mensagens ou números de sequência mais recentes.

Pacotes de controle são periodicamente trocados entre vizinhos – neste trabalho, foi adotado um período de 15 segundos entre cada pacote de controle, o mesmo período usado por padrão pelo protocolo DSDV [39] – mas nós podem também gerar pacotes esporádicos para informar que um dado nó falhou. Nesse caso, a entrada relativa a esse nó no pacote de controle tem seu custo colocado como infinito (um valor reservado de ponto flutuante) e assim é divulgada por um número parametrizável de vezes seguidas até ser finalmente retirada dos nós anunciados. Outro caso em que pacotes esporádicos podem ser gerados ocorre para informar que um novo gateway está disponível na rede. A divulgação imediata de novo gateway acelera a propagação e o uso dessa informação por toda rede.

A Figura 3.5 mostra o formato do pacote de controle usado pelo LIBR. O tamanho do pacote é variável de acordo com o número de vizinhos. Ele deve ter no mínimo 12 bytes e cada vizinho reportado acrescenta mais 3 bytes. Na topologia linear, não são esperados muitos vizinhos por nó. Se por exemplo um nó possuir 6 vizinhos, o pacote de controle terá 30 bytes de comprimento. Os campos de métrica e probabilidade de entrega são representados como ponto flutuante. Os demais campos são representados como inteiro sem sinal.

Os primeiros dois campos fixos, ID de origem e número de sequência, são usados

0	8	16	24	32
ID de origem	Número de seqüência	ID do gateway primário	Núm. de seq. do gateway primário	
Próximo salto do gateway primário	Métrica do gateway primário		ID do gateway secundário	
Núm. de seq. do gateway secundário	Próximo salto do gateway secundário	Métrica do gateway secundário		
ID de vizinho 1	Probabilidade de entrega de vizinho 1		ID de vizinho 2	
Probabilidade de entrega de vizinho 2		...		

Figura 3.5: Formato do pacote de controle.

para auxiliar na computação da probabilidade de entrega para a métrica ETX. Lacunas nos números de seqüência recebidos indicam pacotes perdidos. Os oito campos seguintes transmitem informação relativa aos gateways. Eles informam os IDs dos gateways primário e secundário e seus respectivos últimos números de seqüência, próximos saltos e métricas. Se a rede tem apenas um gateway, os campos do gateway secundário são preenchidos com números reservados. A partir desse ponto, cada par de campo representa um vizinho, informando o ID e a respectiva probabilidade de entrega. A métrica ETX entre dois nós vizinhos  $A$  e  $B$  é calculada pelo inverso do produto da probabilidade de entrega de  $A$  para  $B$  pela probabilidade de entrega de  $B$  para  $A$ .

### 3.4 Processos

A implementação de um protocolo passa pela estruturação de sua operação em processos ou módulos executáveis. A arquitetura de processos do protocolo LIBR, ilustrada na Figura 3.6, é formada por módulos de roteamento (vetor de distância, caminho reverso e vizinhança), que atualizam a tabela de roteamento, e por um módulo de encaminhamento que consulta a tabela de roteamento ou outra base de dados. Caso a tabela de roteamento não possua rota para o destino de um pacote, é consultada a base de dados de ID e de enlaces da vizinhança para fazer o encaminhamento baseado em ID.

A arquitetura de processos é desmembrada em dois processos principais ou macro-processos, relativos aos mecanismos de roteamento, envio e recebimento de mensagens de controle do LIBR:

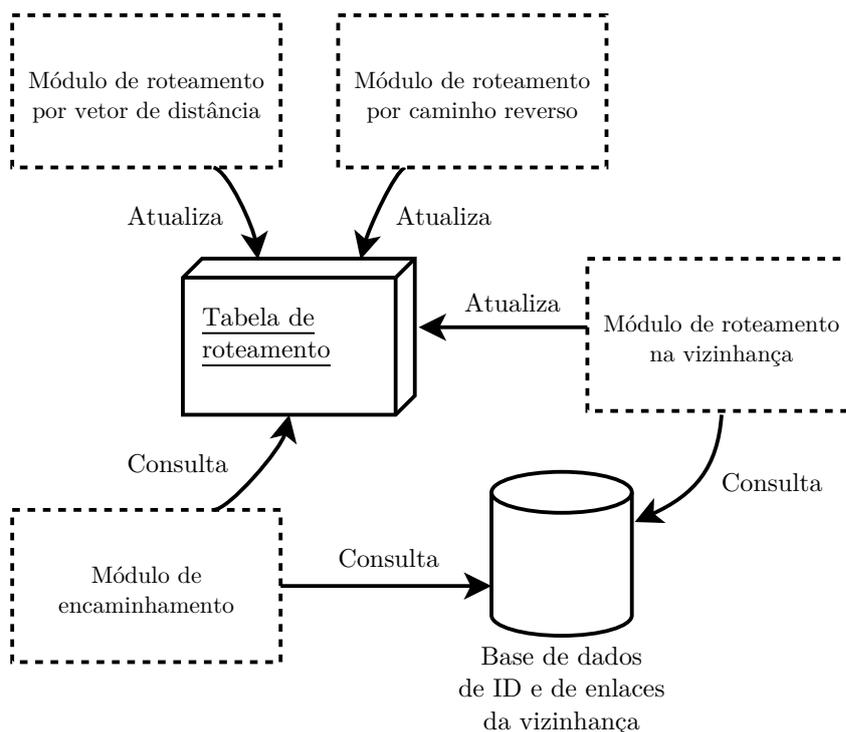


Figura 3.6: Arquitetura de processos do protocolo LIBR.

- Macroprocesso de atualização;
- Macroprocesso de inspeção.

O macroprocesso de atualização é disparado toda vez que um nó LIBR recebe uma mensagem de controle de um de seus vizinhos. Após seu início são executados dois processos menores: o processo de atualização de vizinho, realizado para o vizinho que originou a mensagem LIBR, e o processo de atualização de gateway, executado uma vez para cada gateway válido informado na mensagem. No primeiro processo, o nó atualiza a probabilidade de entrega do vizinho e calcula o ETX do enlace do próprio nó com esse vizinho e dos enlaces desse vizinho com outros vizinhos em comum. Nos processos seguintes, os gateways primário e secundário e suas respectivas métricas são atualizados pelo nó conforme informações contidas na mensagem. Por fim, as melhores rotas para vizinhos e gateways são salvas na tabela de roteamento. O fluxograma da Figura 3.7 ilustra as etapas do macroprocesso de atualização.

O macroprocesso de inspeção é disparado junto do início da operação do nó LIBR e é repetido ciclicamente com o auxílio de um temporizador. O período de aguardo do temporizador é igual ao período configurável de envio de mensagens periódicas de controle, que por padrão é igual a 15 segundos. A primeira etapa deste macroprocesso é o envio de uma mensagem de controle para que um nó se anuncie aos demais nós da rede que

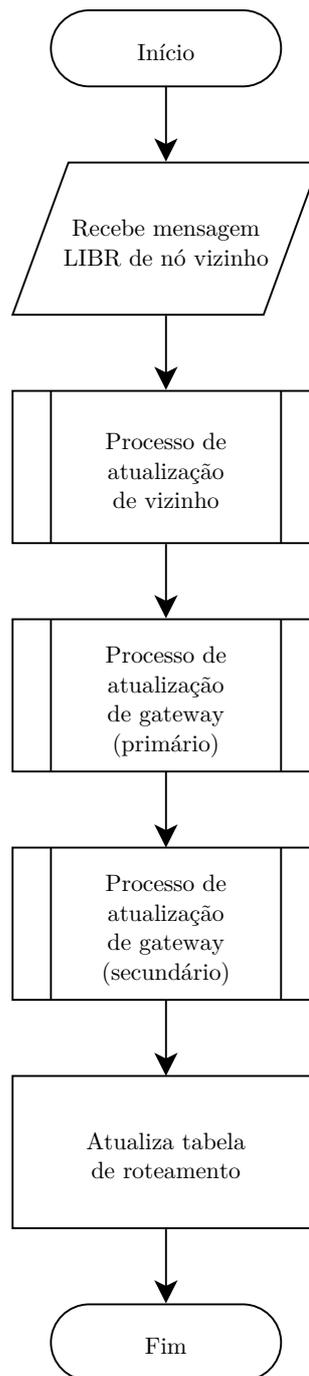


Figura 3.7: Fluxograma do macroprocesso de atualização.

formam sua vizinhança. Em seguida, o nó temporiza 15 segundos e, durante esse período, espera-se que ele receba mensagens de controle de seus vizinhos. Ao final da temporização, retiram-se do cálculo de probabilidade de entrega de cada vizinho conhecido as mensagens recebidas com sucesso que perderam validade. O tempo de validade é dado pelo período de atualização (15 s) multiplicado pelo número máximo de amostras consideradas no cálculo da probabilidade (25 amostras por padrão), sendo portanto igual a 375 segundos por padrão.

Os vizinhos e os gateways de quem por vários períodos consecutivos não se recebem mensagens ou atualizações são marcados como inativos e retirados da tabela de roteamento. Enquanto estiverem no estado de inativos, suas informações de métrica ETX, no caso de nó gateway, e de probabilidade de entrega, no caso dos demais nós (doravante chamados de nós mesh), são divulgadas respectivamente como um número reservado representando infinito e zero. No caso de nó mesh inativo, além de removê-lo da tabela de roteamento é verificado se alguma rota que o tenha como próximo salto deve ser recalculada. No caso de gateway inativo, é enviada de imediato uma mensagem de controle para que os nós da rede que usem esse gateway como primário ou secundário rapidamente tomem ciência de sua inatividade. A propagação dessa mensagem não é feita pelos nós que não usam o gateway, reduzindo assim o raio de inundação. Após determinado período de inatividade, os nós são finalmente excluídos da tabela. O fluxograma da Figura 3.8 ilustra as etapas do macroprocesso de inspeção.

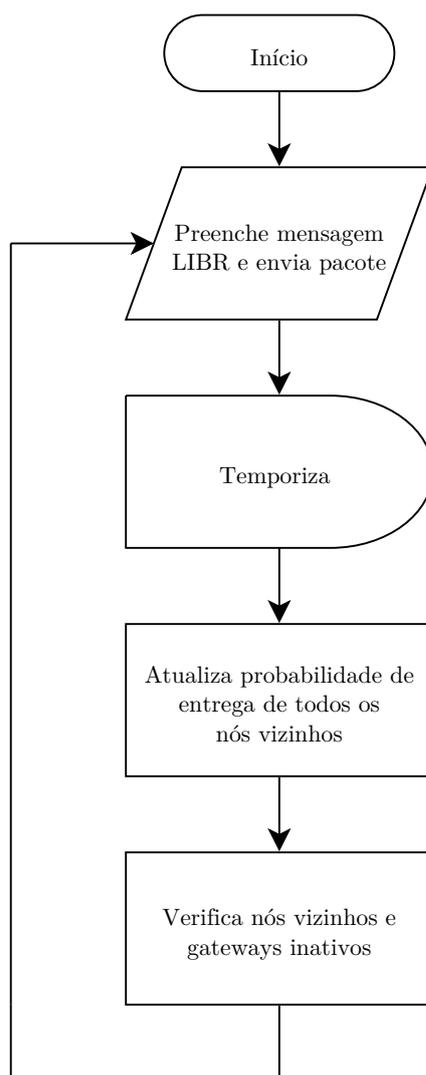


Figura 3.8: Fluxograma do macroprocesso de inspeção.

O macroprocesso de atualização tem etapas que podem ser expandidas em dois processos distintos: o de atualização de vizinhos e o de atualização de gateways. No processo de atualização de vizinhos, é primeiramente checado se o vizinho pertence à lista de vizinhos conhecidos e, caso negativo, o mesmo é inserido à lista. Em seguida, é verificado o número de sequência da mensagem e, pela diferença com o último número de sequência recebido desse vizinho, descobre-se o número de mensagens perdidas. Dividindo-se o número de mensagens recebidas com sucesso pelo número total de mensagens enviadas, dentro do período de validade, obtém-se a probabilidade de entrega.

Na etapa seguinte do processo de atualização de vizinhos, o nó calcula o ETX dos enlaces de um vizinho a partir das probabilidades de entregas computadas e informadas. Para o cálculo do ETX do enlace entre o próprio nó e seu vizinho, são usadas a probabilidade de entrega computada pelo nó e a probabilidade de entrega informada pelo vizinho. Para cálculo do ETX do enlace entre dois vizinhos  $A$  e  $B$ , são usadas a probabilidade de entrega de  $A$  para  $B$  informada por  $B$  e a probabilidade de entrega de  $B$  para  $A$  informada por  $A$ . Por fim, é verificado qual o caminho de menor ETX para comunicação do nó com o vizinho, o do enlace direto entre os dois ou a soma dos ETX dos enlaces do caminho usando outros vizinhos como *relays*. A Figura 3.9 resume esse processo.

O processo de atualização de gateways é executado uma vez para cada gateway válido informado, começando pelo gateway primário. Assim como no processo de atualização de vizinhos, inicialmente é verificado se o gateway informado é conhecido. Caso não seja, compara-se sua métrica ETX às métricas dos gateways usados pelo nó em questão. Se for melhor, adota-se o gateway informado em substituição ao gateway primário ou secundário em uso. Caso o gateway informado seja conhecido, é checado se o número de sequência do gateway é novo. Não sendo novo, é verificado se o vizinho que divulgou a informação é o atual próximo salto para esse gateway. Essa verificação é feita para se dar preferência às atualizações de gateways oriundas do atual próximo salto, provendo assim maior estabilidade no roteamento.

As rotas não oriundas do atual próximo salto são salvas como rotas alternativas, sendo preservada dentre elas apenas aquela com a melhor métrica. No momento em que se recebe uma atualização de uma rota alternativa com um novo número de sequência, é comparada a métrica da rota atual com a da rota alternativa, e se a rota alternativa for melhor, passa a ser adotada como rota atual. Outra verificação feita é se o próximo salto da rota divulgada é o próprio nó. Se positivo, a rota é descartada para se evitar *loop* de roteamento. A Figura 3.10 mostra o fluxograma do processo de atualização de gateways

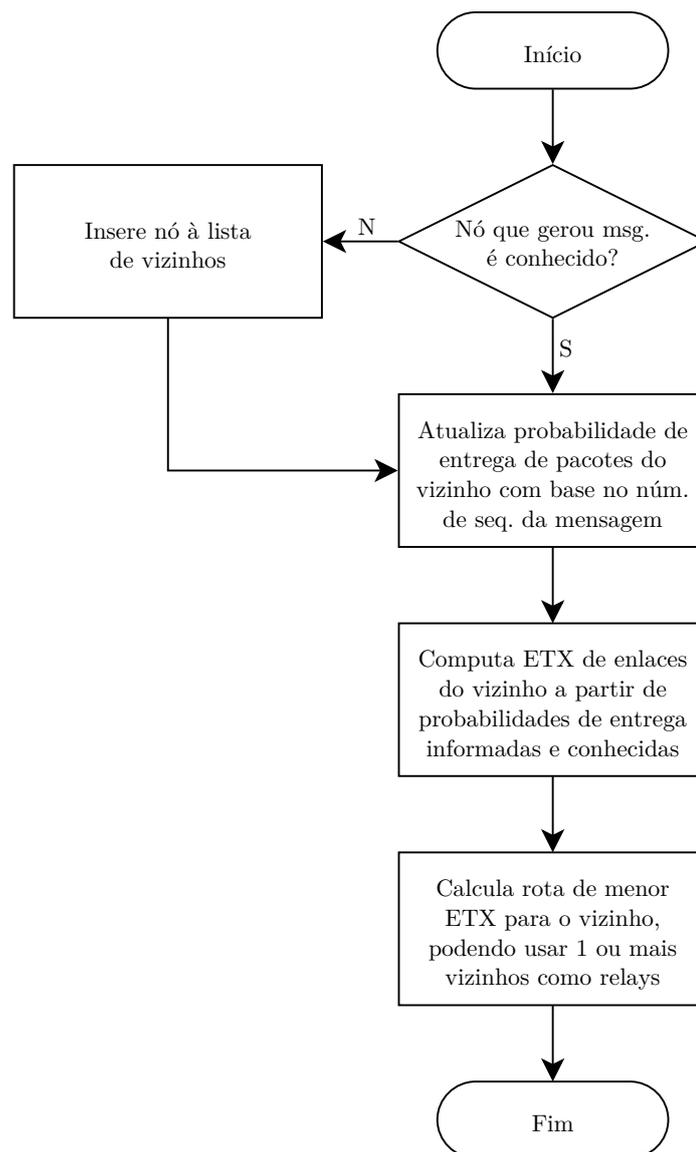


Figura 3.9: Fluxograma do processo de atualização de vizinho, executado para vizinho de quem se recebeu mensagem de controle.

com todas as etapas e verificações.

Em complemento ao roteamento tipo vetor de distância, habilitado para que os nós da rede descubram as rotas até os gateways, utiliza-se o roteamento por caminho reverso para que um gateway e os nós intermediários de uma comunicação descubram a rota até o nó que se comunica com esse gateway. A descoberta e a atualização de uma rota por caminho reverso se dá toda vez que um nó recebe um pacote de dados destinado a um gateway conhecido da rede. O endereço IP de origem e o endereço MAC do salto anterior são salvos na tabela de roteamento respectivamente como destino da rota e próximo salto. O fluxograma desse processo simples é ilustrado na Figura 3.11.

Uma vez preenchida a tabela de roteamento com rotas para vizinhos, gateways e outros

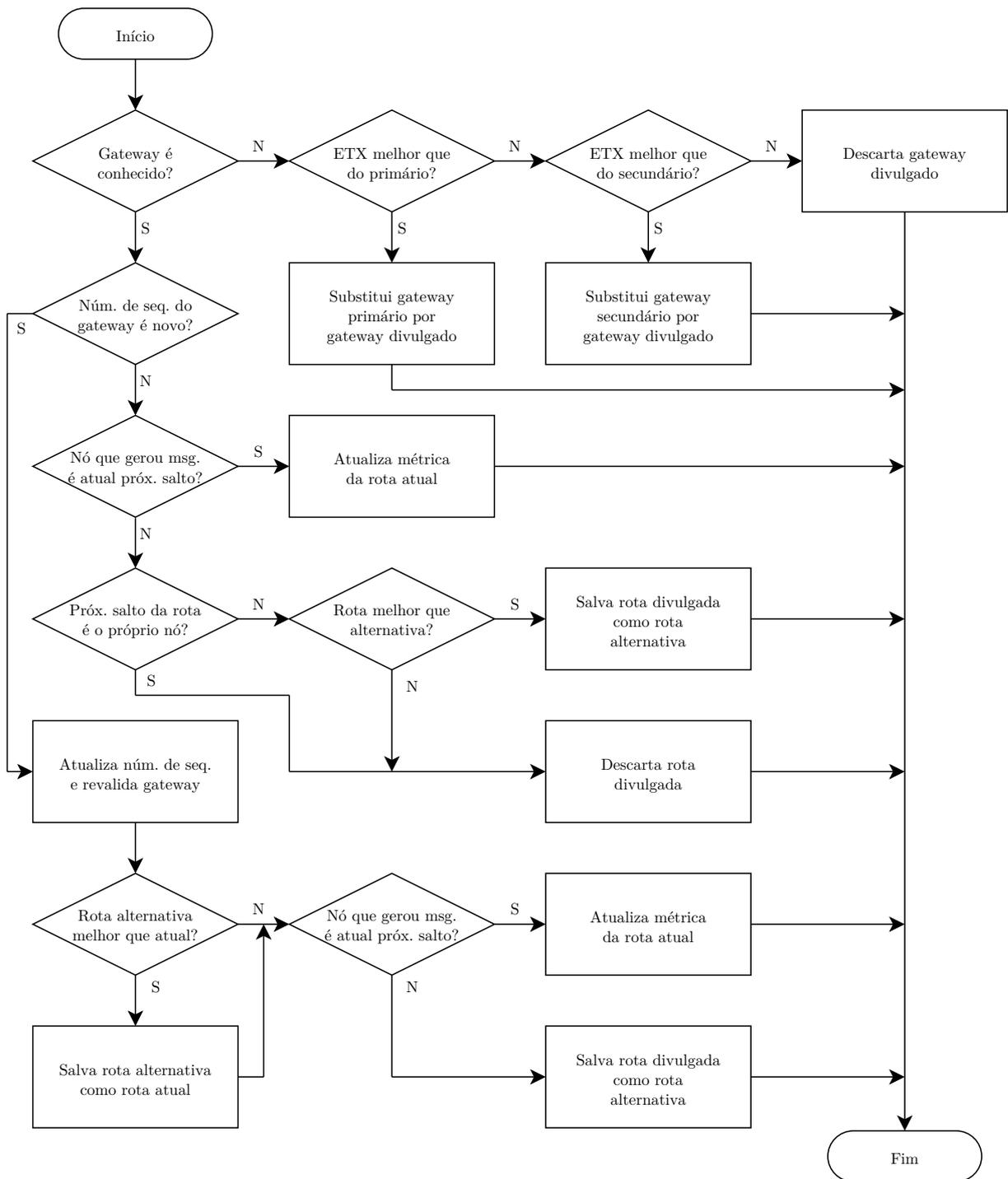


Figura 3.10: Fluxograma do processo de atualização de gateway, executado para os gateways primário e secundário informados em mensagem de controle.

nós aprendidos por caminho reverso, pacotes de dados para esses nós são encaminhados ao próximo salto consultado na tabela. Caso não haja rota para o destino do pacote, é utilizado então o encaminhamento baseado em ID, no qual primeiro consulta-se qual é o vizinho com ID mais próximo do ID de destino e depois encaminha-se o pacote para o próximo salto desse vizinho. A Figura 3.12 mostra o fluxograma desse processo de

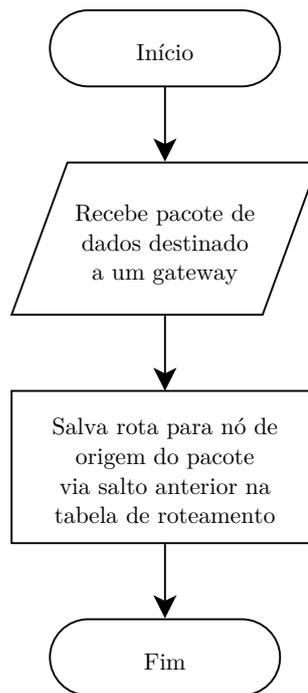


Figura 3.11: Fluxograma do processo de formação de rota por caminho reverso.

encaminhamento.

## 3.5 Estruturas de dados

Diferentes tipos de estrutura de dados são adequadas a diferentes tipos de aplicação e nesta seção são apresentadas aquelas que foram usadas na implementação do LIBR. As principais estruturas de dados utilizadas armazenam informações relativas a:

- Tabela de roteamento;
- Vizinhos;
- Probabilidade de entrega de vizinho;
- Probabilidades de entregas informadas por vizinhos;
- Gateways.

A tabela de roteamento armazena as informações de endereços de rede de destinos e próximos saltos numa estrutura de dados de árvore de busca binária, do tipo rubro-negra, que permite que os dados sejam acessados em tempo  $O(\log n)$ , onde  $n$  é o número total de entradas.

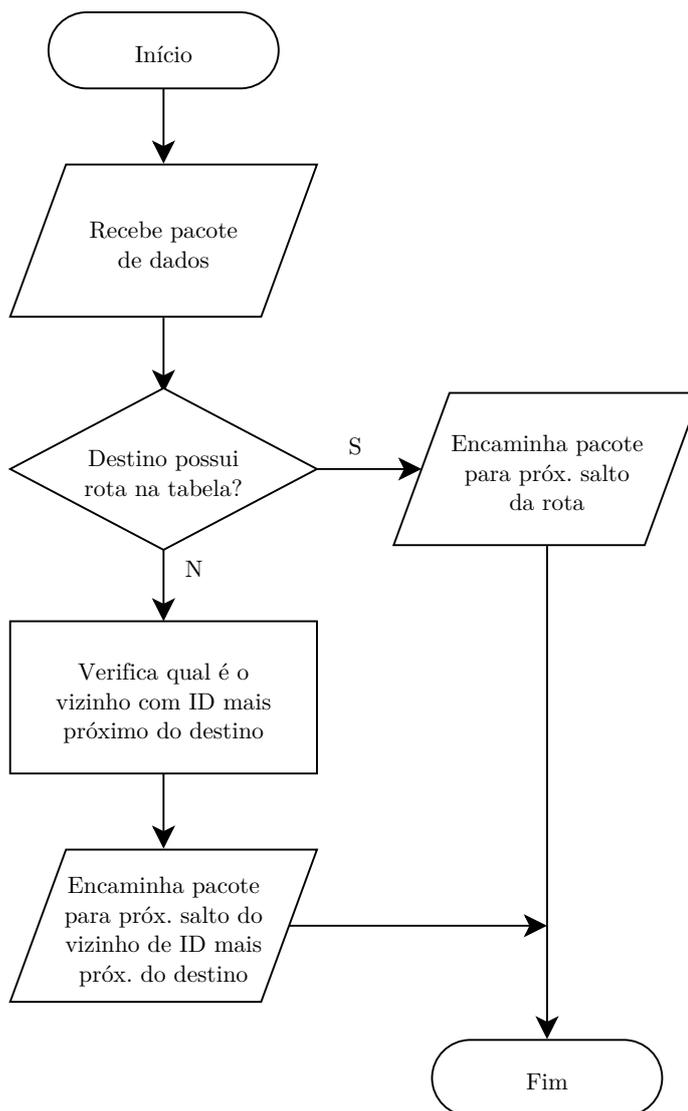


Figura 3.12: Fluxograma do processo de encaminhamento de pacotes.

Os vizinhos são também organizados em árvore de busca binária, indexada pelo ID e contendo campos para próximo salto, métrica ETX, probabilidade de entrega computada localmente e probabilidades de entregas informadas por respectivos vizinhos. As probabilidades de entregas informadas por vizinhos são igualmente armazenadas numa árvore de busca binária.

A probabilidade de entrega computada localmente para cada vizinho é organizada numa fila do tipo FIFO (*First In First Out*), de comprimento iniciado em uma posição e limitado ao número de posições configurado pelo parâmetro *LIBR\_PKT\_WINDOW*. A fila é representada na forma de um *buffer* de bits, onde cada bit representa um número de sequência, sendo o bit 0 indicativo de pacote não recebido e o bit 1 indicativo de pacote recebido com sucesso. A probabilidade de entrega é calculada pela soma de bits 1 dividida

pelo comprimento da fila.

Por fim, alguns parâmetros de ajuste do protocolo são representados em constantes e variáveis ajustáveis, conforme descritos na Tabela 3.1.

Tabela 3.1: Parâmetros ajustáveis do protocolo LIBR

Parâmetro	Valor padrão	Descrição
<i>update_interval</i>	15,0	Intervalo de envio de pacotes de controle
<i>LIBR_MAX_NB</i>	32	Número máximo de vizinhos
<i>LIBR_PKT_WINDOW</i>	25	Janela de pacotes para cálculo de probabilidade de entrega
<i>LIBR_INACTIVE_NODE</i>	4	Número de pacotes perdidos para considerar nó inativo
<i>LIBR_DELETED_NODE</i>	8	Número de pacotes perdidos para descartar nó da base de dados
<i>LIBR_INACTIVE_HOP</i>	2	Número de pacotes de próximo salto perdidos para mudar rota de gateway

## 3.6 Considerações Finais

A proposta de protocolo de roteamento apresentada visa atender às redes sem fio em malha com topologias lineares, como aquelas implantadas ao longo de linhas de transmissão de energia, rodovias, gasodutos, etc. Tais tipos de redes sem fio demandam requisitos técnicos como escalabilidade e possuem características comuns que podem ser aproveitadas no roteamento.

Neste capítulo foi proposto e descrito o funcionamento do protocolo de roteamento LIBR (*Linear ID-Based Routing*). A ideia central do LIBR é usar características da vizinhança local de uma rede em malha sem fio com topologia linear para reduzir o montante de informação que precisa ser colhida por meio de pacotes de controle. O uso dessa heurística elimina a necessidade dos nós inundarem por toda a rede informações sobre toda a topologia, o que torna o protocolo escalável e adequado para redes com muitos nós.

O LIBR opera em modo híbrido: um roteamento do tipo vetor de distância para descoberta de rotas aos gateways e um encaminhamento heurístico baseado na identificação do nó para rotas entre demais nós. Em complemento ao vetor de distância, é utilizado também um roteamento de caminho reverso para que os gateways descubram rotas aos

demais nós sem provocar assimetria na comunicação. A Tabela 3.2 resume os modos de roteamento adotados.

Tabela 3.2: Resumo dos modos de roteamento do LIBR

<b>ORIGEM</b>	<b>DESTINO</b>	<b>ROTEAMENTO</b>	<b>MÉTRICA</b>
Nó mesh	Vizinho a um salto	Baseado em ID	ETX
Nó mesh	Nó mesh fora da vizinhança	Baseado em ID	ETX
Nó mesh	Gateway	Vetor de distância	ETX
Gateway	Nó mesh	Caminho reverso	ETX

O protocolo suporta múltiplos gateways e opera com rotas redundantes, *i.e.*, caso o gateway primário de algum nó se torne indisponível, este rapidamente comuta sua rota do gateway primário para o secundário. Para aumentar o desempenho da rede, ele usa a métrica ETX que avalia a qualidade de todos os enlaces de um nó, bem como dos enlaces entre seus vizinhos a um salto. Apesar da métrica ETX ter sido adotada, o protocolo não se limita a ela e pode suportar outras métricas, desde que feitos os devidos ajustes na mensagem de controle, caso necessário.

O LIBR atende aos requisitos elencados para redes com topologia linear com simplicidade e baixo tráfego de controle. Sua avaliação e comparação com outros protocolos conhecidos são apresentadas no capítulo seguinte.

# Capítulo 4

## Avaliação de Desempenho

Este capítulo descreve os experimentos conduzidos para a avaliação do desempenho do protocolo LIBR. O objetivo da avaliação é validar a proposta do protocolo de roteamento, confirmando os resultados esperados das técnicas adotadas. Em complemento à validação, são feitas comparações a protocolos conhecidos em termos de desempenho, utilizando diferentes cenários de redes sem fio em malha com topologia linear.

A proposta de protocolo foi implementada na linguagem de programação C++ para o simulador *Network Simulator 2* (NS-2), na versão 2.35 [2]. Na implementação, foram utilizados os mesmos processos de atualização e inspeção e estruturas de dados descritos no Capítulo 3. Os nós foram configurados como estacionários e com antenas omnidirecionais em todos os cenários simulados. As filas de interface foram limitadas ao tamanho de 50 pacotes e o mecanismo RTS/CTS foi desabilitado para o acesso ao meio utilizando o padrão IEEE 802.11 com taxa de transmissão de 11 Mb/s.

O protocolo LIBR foi comparado aos protocolos DSDV, AODV e OLSR – este último usando a métrica ETX, igualmente utilizada pelo LIBR. Esses protocolos são exemplos clássicos de diferentes abordagens de roteamento em redes sem fio de múltiplos saltos: OLSR é proativo baseado em estado de enlace, AODV é reativo baseado em vetor distância, e DSDV é proativo baseado em vetor distância. Cada protocolo envia pacotes de controle com diferentes intervalos padrões de tempo: 2 s e 5 s para pacotes *hello* e topologia do OLSR, 10 s para atualizações do AODV e 15 s para atualizações do DSDV. Além disso, diferentes métricas de roteamento são também empregadas: ETX para OLSR e contagem de saltos para DSDV e AODV. Cada um desses protocolos sobressai-se de diferentes maneiras. Enfim, eles proveem uma boa linha de base para avaliação do desempenho do LIBR em vários aspectos relevantes.

As simulações foram agrupadas em dois cenários distintos, um utilizando topologias lineares pseudoaleatórias (Seção 4.1) e outro utilizando uma topologia linear baseada numa rede sem fio em malha real utilizada em uma linha de transmissão de energia no contexto do Projeto de Pesquisa REMOTE [46] (Seção 4.2). Em todas topologias simuladas, os nós foram dispostos em linha, com redundância de enlaces. A redundância de enlaces, geralmente utilizada em implantações de redes sem fio em malha para aumento de disponibilidade, possibilita que diferentes protocolos de roteamento formem diferentes rotas para um destino comum.

## 4.1 Simulações com Topologias Pseudoaleatórias

Neste primeiro cenário, foram executadas dez simulações, cada uma utilizando uma topologia pseudoaleatória diferente. Para gerar essas topologias, foi inicialmente criada uma topologia linear de 38 nós posicionados numa coordenada  $y$  fixa e espaçados regularmente de 70 metros na coordenada  $x$  do plano cartesiano. Depois suas posições foram variadas aleatoriamente usando uma distribuição uniforme em até 20 metros a mais ou a menos para cada uma das coordenadas  $x$  e  $y$ , gerando assim 10 topologias pseudoaleatórias, conforme ilustrado na Figura 4.1. O número de 38 nós foi escolhido por ser o mesmo número de nós da topologia baseada em rede real, permitindo assim comparar de maneira mais justa os resultados dos dois cenários.

Para todas as simulações deste cenário, foram gerados dois fluxos UDP com taxa constante de transmissão fixada em 500 kb/s, um do primeiro ao último nó e outro no sentido reverso. Os fluxos entre os nós das extremidades da rede maximizam o número de rotas possíveis e tornam a escalabilidade um fator crítico para um bom desempenho. A taxa de transmissão definida em 500 kb/s ajusta de maneira mais justa os quatro protocolos simulados à capacidade de vazão da rede. As simulações tiveram uma duração de 500 segundos, sendo que durante os primeiros 200 segundos não foram transmitidos fluxos de dados para que os protocolos (especialmente o DSDV que é baseado em vetor de distância) atingissem convergência de rotas para todos os destinos da rede.

As simulações adotaram o modelo de propagação *Two Ray Ground*, que considera tanto o caminho de visada direta como o caminho de reflexão no chão. As taxas de transmissão da camada física foram configuradas em 1 Mb/s para pacotes de controle e 11 Mb/s para pacotes de dados. O intervalo de confiança para os resultados médios foi estabelecido em 95%.

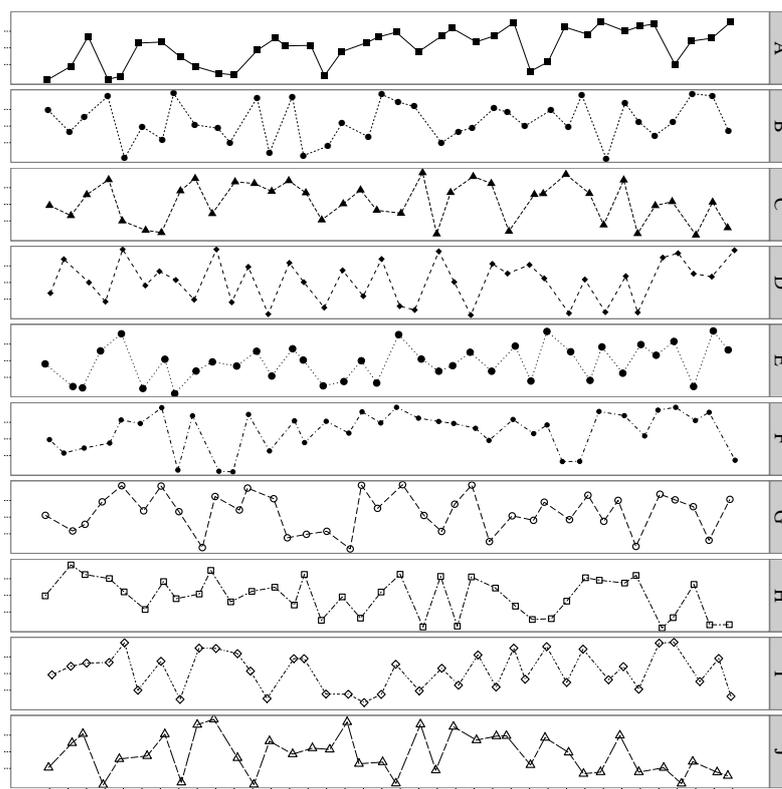


Figura 4.1: Topologias lineares de 38 nós geradas pseudo-aleatoriamente para as simulações.

Um dos resultados verificados das simulações foi a sobrecarga de controle dos protocolos (*overhead*), calculada pelo percentual de bytes de pacotes de controle em relação ao total de bytes transmitidos. Nessa verificação, apresentada na Figura 4.2, foi confirmado que o LIBR gera um tráfego de controle muito baixo (média de 0,03%) quando comparado a outros protocolos de roteamento, sejam eles baseados em estado de enlace ou vetor de distância. Isso confere ao LIBR a escalabilidade adequada a redes extensas. Não se pode dizer o mesmo do OLSR, que teve uma sobrecarga acima de 1%.

A segunda comparação do cenário diz respeito à estabilidade do protocolo. Nessa comparação, foi definido como métrica o número total de caminhos fim-a-fim percorridos pelos pacotes de dados em ambos os sentidos. Uma vez que o cenário possui dois fluxos com taxa de transmissão constante a 500 kb/s, o número de caminhos usados não deveria mudar muito, a princípio. Não é isso que acontece com o AODV, por exemplo, que utiliza uma média em torno de 1300 caminhos por simulação. Além de contar caminhos em ambos os sentidos, esse alto número do AODV se explica pela saturação das filas de interface que disparam novas inundações de descoberta de rotas, levando à instabilidade do roteamento.

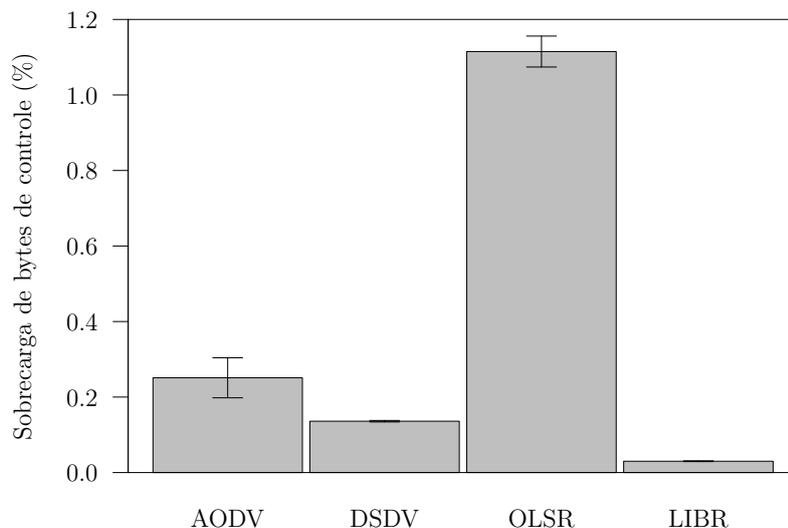


Figura 4.2: Sobrecarga de bytes adicionados pelos protocolos de roteamento.

A partir desse ponto faz-se a distinção do nome dado aos dois principais modos de operação do protocolo LIBR: o encaminhamento puramente baseado em ID, chamado simplesmente de LIBR, e o roteamento vetor de distância complementado por caminho reverso, doravante chamado de LIBR-DV. Essa distinção se faz necessária para melhor avaliar o desempenho de ambos os modos no que diz respeito a seleção de rotas, sem que o resultado de um interfira no do outro. Dependendo se a comunicação é feita com um nó gateway ou um nó mesh, o protocolo pode encaminhar pacotes por rotas estabelecidas por vetor de distância (LIBR-DV) ou pela heurística baseada em ID (LIBR), e o desempenho de ambos os modos é confrontado. Para cada um dos modos de operação foi processada uma simulação independente. A diferença é que na simulação do modo LIBR-DV, o nó 0 foi sinalizado como gateway da rede.

A Figura 4.3 ilustra o número total de caminhos, computado pelo número total de caminhos fim-a-fim formados pelos fluxos de dados em ambos os sentidos. Essa figura apresenta dois resultados importantes. O primeiro é a comprovação que a técnica que dá preferência às atualizações dos gateways oriundas do atual próximo salto torna o LIBR-DV mais estável que o DSDV. E essa maior estabilidade ocorre mesmo com o LIBR-DV utilizando a métrica ETX ciente de qualidade de enlace. O segundo resultado é que o LIBR puro é considerado altamente estável utilizando uma média de 10 caminhos apenas. Uma das razões do LIBR ser mais estável que outros protocolos tradicionais se deve à restrição aos limites da vizinhança do efeito de mudanças de rede sobre o roteamento. Como cada nó tem apenas que escolher o caminho para alcançar os limites da sua vizinhança,

flutuações na qualidade do enlace (comuns nesse tipo de rede) tem apenas efeito local na seleção da rota [37].

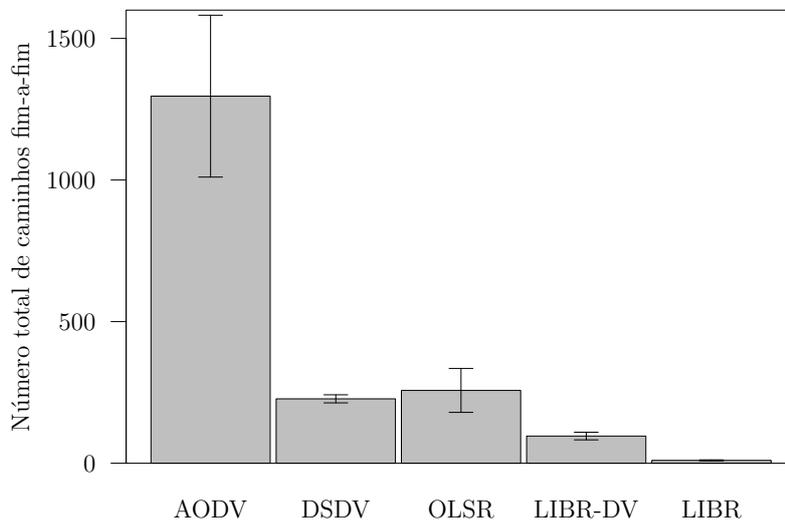


Figura 4.3: Número total de caminhos fim-a-fim usados pelos protocolos.

A Figura 4.4 mostra o atraso fim-a-fim médio de pacotes de dados para os protocolos comparados. Nessa avaliação, o LIBR foi o protocolo capaz de transmitir pacotes ao destino no menor tempo, sendo 3 a 5 vezes mais rápido que os demais. Esse resultado pode ser explicado por duas razões principais. A primeira é a seleção de rotas com menor número de saltos, o que reduz o tempo total de transmissões e acesso ao meio. A segunda se deve ao uso de rotas com menor número retransmissões provocadas por colisões.

As duas razões pelo baixo atraso são observadas nas Figuras 4.5 e 4.6, referentes respectivamente ao número médio de saltos e de retransmissões de quadros na camada de enlace por caminho percorrido. Comparando-se o LIBR com o OLSR, ambos usando a métrica ETX, observa-se nesses dois gráficos que o LIBR escolhe rotas com 5% a menos de saltos em média e 39% a menos de retransmissões na camada de enlace em relação ao OLSR para que o pacote chegue ao seu destino. Esse resultado mostra a consistência das rotas escolhidas pelo LIBR.

A avaliação da capacidade de vazão da rede, um dos principais resultados avaliados, exigiu que fossem feitas novas simulações com taxa de transmissão de cada fluxo variando de 100 kb/s até 1000 kb/s. A capacidade de vazão da rede foi verificada pela vazão agregada dos dois fluxos, que por sua vez foi calculada como o número total de bits recebidos no nó de destino dividido pelo tempo total de transmissão. A comparação de capacidade da rede entre protocolos de roteamento com diferentes métricas pode não ser

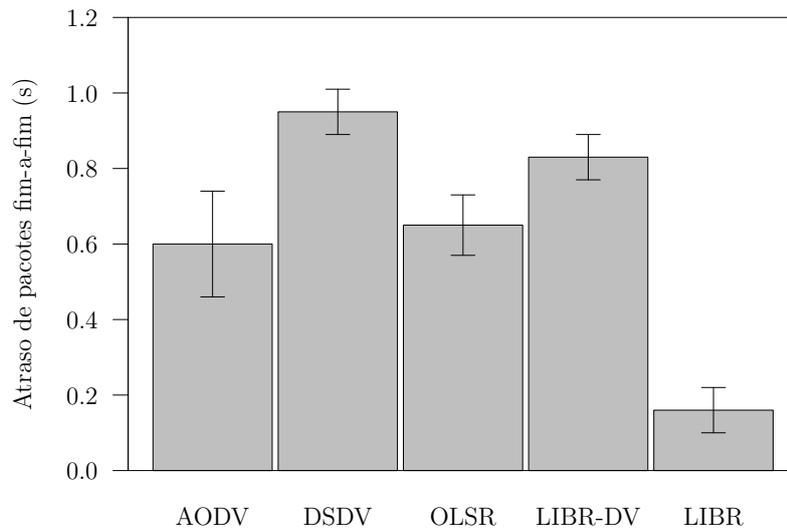


Figura 4.4: Atraso fim-a-fim médio de pacotes de dados para cada protocolo comparado.

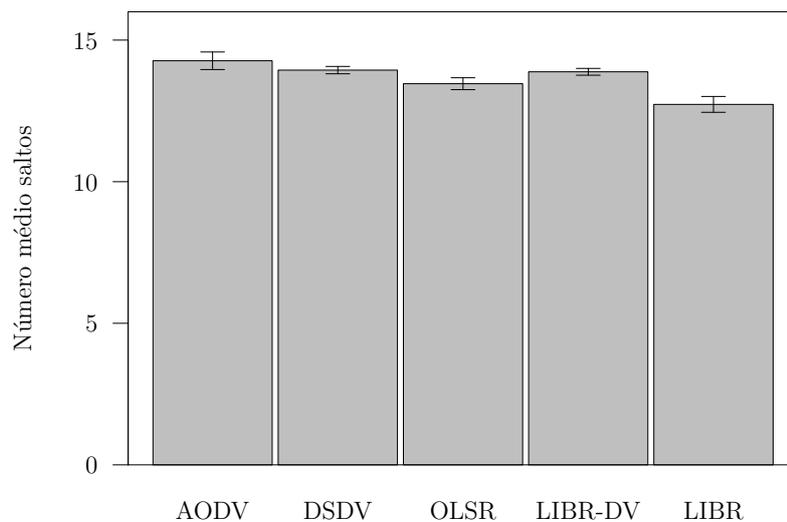


Figura 4.5: Número médio de saltos.

justa num primeiro momento. Ainda assim, a Figura 4.7 compara todos os protocolos e, ao contrário do que se esperava, o protocolo DSDV com métrica de contagem de saltos apresentou uma capacidade maior que o OLSR com métrica ETX para fluxos de até 600 kb/s.

Dentre os resultados de avaliação de capacidade, o LIBR desempenhou uma capacidade máxima de vazão agregada, atingida com fluxos na taxa de transmissão de 550 kb/s, de pelo menos 13% superior em relação aos demais protocolos. Isso permite que o LIBR acomode mais fluxos e maiores taxas de transmissão que os outros protocolos compara-

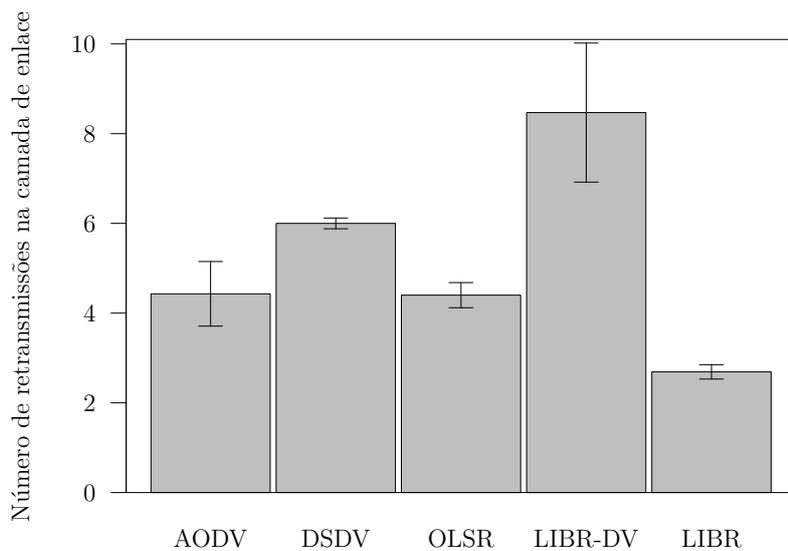


Figura 4.6: Número médio de retransmissões na camada de enlace.

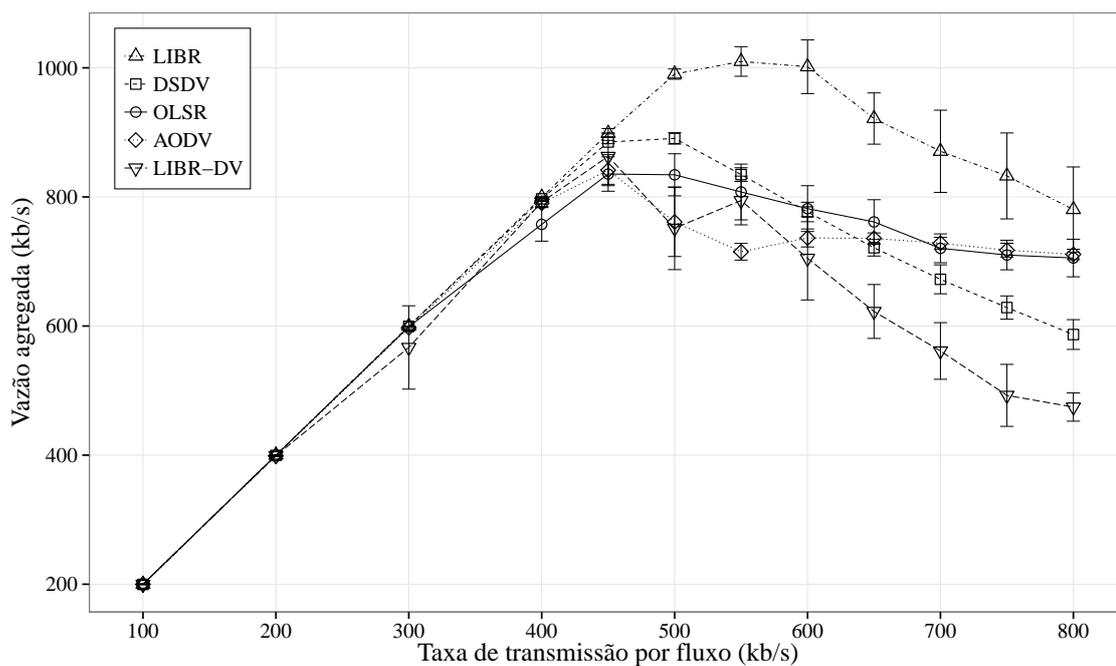


Figura 4.7: Capacidade da rede em termos de vazão agregada de fluxos.

dos. As principais características do LIBR que explicam esse desempenho são a baixa sobrecarga de controle e a boa estabilidade de rotas. Quando as taxas de transmissão dos fluxos são elevadas a ponto de saturar a rede, os protocolos LIBR, OLSR e AODV tendem a se equilibrar. Os protocolos DSDV e LIBR-DV, entretanto, tendem a ter um desempenho mais degradado com a saturação da rede.

O modo de roteamento LIBR-DV foi avaliado nesse e em outros cenários e na maioria

dos casos apresentou um desempenho inferior ao LIBR. Era esperado que o modo de roteamento vetor de distância alcançasse uma vazão superior à heurística baseada em ID e, por esse motivo o LIBR-DV foi projetado para comunicação dos gateways pois na prática a maior parte do tráfego passa por eles. Os resultados das simulações, entretanto, mostraram que o LIBR-DV teve desempenho próximo ou mesmo pior dos demais protocolos enquanto o LIBR se destacou positivamente.

Uma das maneiras de se explicar a alta vazão do LIBR e a vazão abaixo do esperado do LIBR-DV é através da taxa de entrega de pacotes fim-a-fim. A Figura 4.8 mostra que, para fluxos com a taxa de transmissão de 500 kb/s, o LIBR possui uma taxa de entrega de pacotes próxima de 100%. O LIBR-DV, por outro lado, apresentou uma taxa de entrega em torno de 75%, evidenciando que suas rotas produzem descartes relativamente altos.

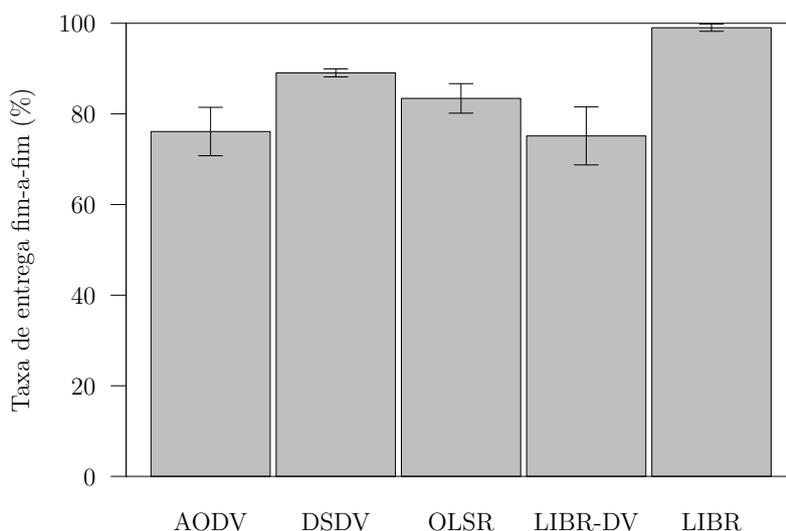


Figura 4.8: Taxa de entrega de pacotes fim-a-fim para fluxos com taxa de transmissão de 500 kb/s.

Os pacotes não entregues no destino são descartados no decorrer do caminho por duas causas principais: falta de espaço no *buffer* de enfileiramento da interface ou número máximo de retransmissões excedido. As Figuras 4.9 e 4.10 reforçam que a heurística de encaminhamento baseado em ID do LIBR escolhe rotas que sobrecarregam menos as filas de interface dos nós e produzem menos colisões quando comparado aos demais protocolos. Em contrapartida, o LIBR-DV mais uma vez apresentou um desempenho inferior, especialmente no indicador de descarte de pacotes em fila. Uma das razões dessa alta perda é o fato do LIBR-DV produzir rotas simétricas através do uso de roteamento por caminho reverso. Esse tipo de roteamento força que pacotes passem pelos mesmos

nós para ambos sentidos de fluxo, sobrecarregando assim a fila de interface de um grupo reduzido de nós.

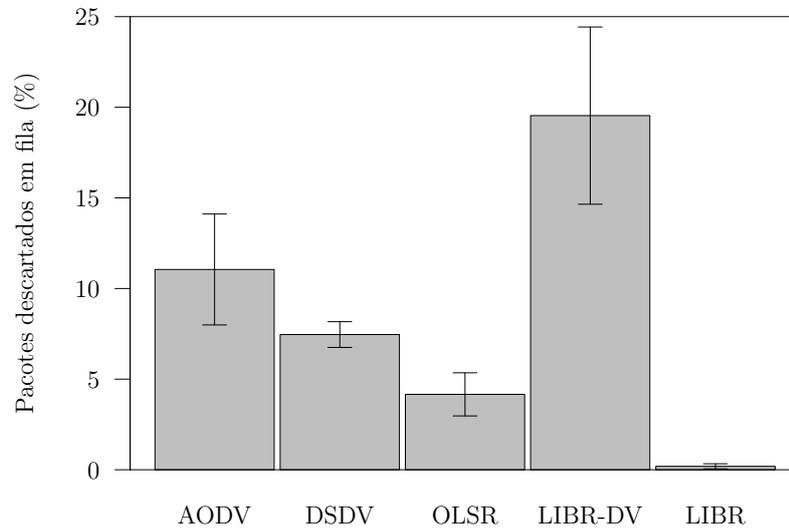


Figura 4.9: Descarte de pacotes em fila de interface para fluxos com taxa de transmissão de 500 kb/s.

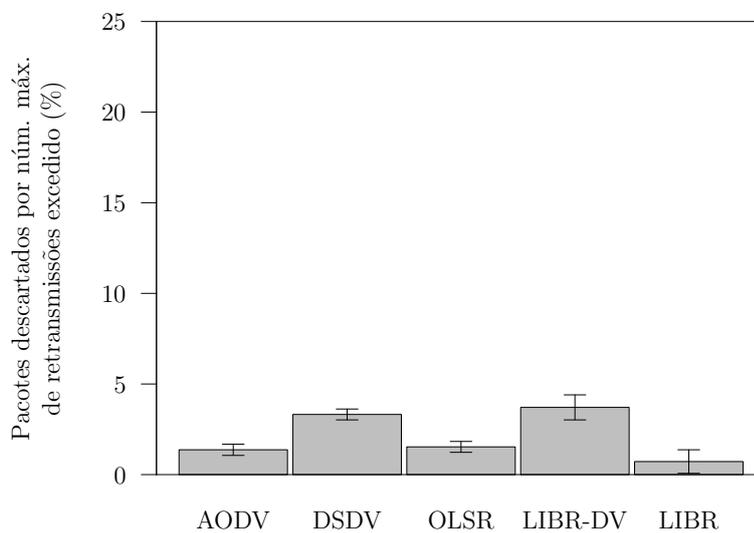


Figura 4.10: Descarte de pacotes que excederam o número máximo de retransmissões para fluxos com taxa de transmissão de 500 kb/s.

A superioridade dos resultados do LIBR em relação ao LIBR-DV mostrou que, mesmo para a comunicação com os gateways da rede, é preferível que o encaminhamento seja feito pela heurística baseada em ID, assim como é feito para os demais nós mesh da rede. As rotas aprendidas por vetor de distância e caminho reverso tiveram um desempenho abaixo

do esperado e, portanto, se mostraram desnecessárias. Isso fez com que a presente pesquisa passasse a dar mais foco à heurística de encaminhamento baseado em ID, suficiente para o funcionamento completo do protocolo. Dessa forma, a proposta final do protocolo escolhe o melhor gateway da rede conforme métricas divulgadas por vetor de distância, porém, o encaminhamento é feito pela heurística baseada em ID. As simulações da seção seguinte já passam a lidar exclusivamente com a heurística de encaminhamento do LIBR.

## 4.2 Simulações com Topologia Real

As simulações do segundo cenário foram executadas numa topologia linear composta de 38 nós baseada numa rede sem fio em malha real, descrita em [45]. Essa rede é composta de nós implantados ao longo de uma linha de transmissão de energia que conecta duas cidades no Brasil, Machadinho e Campos Novos, totalizando 40 km de extensão. Os 38 nós são posicionados em algumas das torres de transmissão, como ilustrado na Figura 4.11. A Figura 4.12 fornece uma visão geral da topologia. Na ilustração de topografia básica da Figura 4.12(a), círculos pretos representam torres onde há nós *mesh* ativos, enquanto círculos brancos representam torres onde não há nós *mesh* ativos. Na rede real, cada nó é conectado a duas antenas direcionais apontadas para o nó anterior e o nó posterior da linha. No cenário simulado, foram utilizadas antenas omnidirecionais. Nessa rede, os nós são energizados por um conjunto de baterias, que são carregadas por painéis solares. Por isso, eficiência energética é um tema importante. Os dois nós em cada um dos extremos da topologia são conectados com a Internet e, portanto, operam como gateways para o restante da rede em malha. A infraestrutura sem fio permite técnicos se comunicarem enquanto próximos às torres, assim como recuperar dados de sensores implantados ao longo da linha.

Nas simulações descritas nesta seção, foi implantado o modelo de propagação *Two Ray Ground* e fixada a taxa de transmissão da camada física a 11 Mb/s para pacotes de dados e 1 Mb/s para pacotes de controle. A rede sem fio em malha foi estabelecida com enlaces redundantes representados na Figura 4.12(b).

Em todas as simulações desse cenário, foram estabelecidos 10 fluxos TCP simultâneos entre o nó gateway implantado na primeira torre e outro nó mais adiante na linha, representando um usuário fazendo *download* de dados da Internet. O nó de destino é variado de uma simulação para outra. Optou-se pelo uso de múltiplos fluxos TCP entre o mesmo par de nós para mitigar o tema conhecido de desempenho do TCP em redes

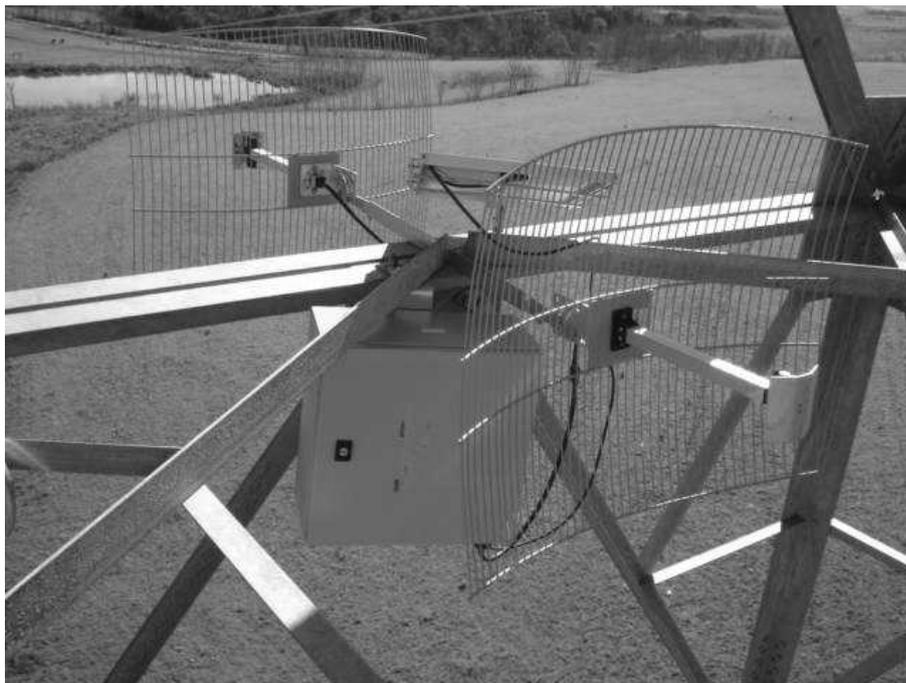
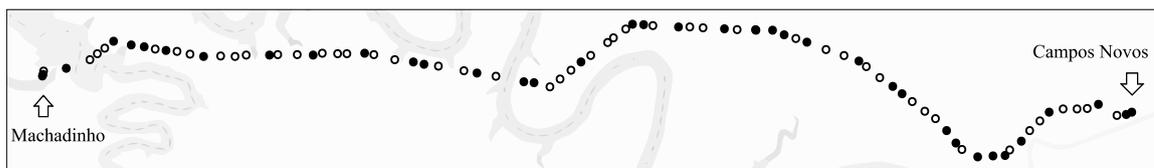


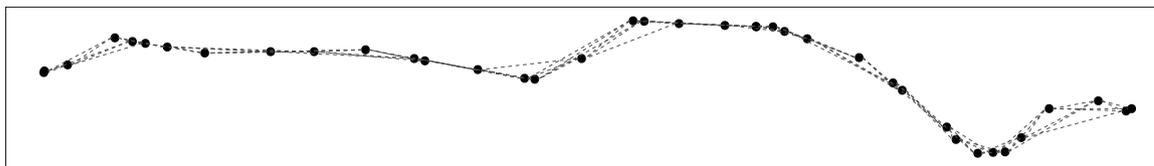
Figura 4.11: Foto de um dos nós de rede real modelada nas simulações.

sem fio (perdas no meio sem fio são equivocadamente interpretadas como perdas por congestionamento, levando o TCP a reduzir a taxa de transmissão) [8, 27]. Cada simulação durou 500 segundos, onde os primeiros 200 segundos foram reservados para convergência do protocolo, *i.e.*, detecção de vizinhança e estabilização de métrica de roteamento. Para cada diferente simulação, 10 repetições foram feitas com diferentes sementes. Todos os resultados médios são apresentados com 95% de intervalo de confiança.

A Figura 4.13 mostra a vazão útil média – volume de bits de segmentos TCP não repetidos recebidos no nó de destino dividido pelo tempo total de transmissão – obtida para cada protocolo de roteamento para diferentes nós de destino, cada destino usado em uma simulação separada. O eixo X do gráfico representa o ID do destino, indicando o número de nós entre origem e destino dos fluxos TCP. O protocolo LIBR alcança a maior vazão útil para a maioria dos destinos. Mesmo nos casos onde os outros protocolos são ligeiramente melhores (exemplo, destinos 21, 24 e 27), o LIBR ainda apresenta um desempenho similar. O protocolo AODV, por outro lado, foi consistentemente pior que os outros protocolos sob a mesma métrica. Na média, o LIBR desempenhou uma vazão útil 4% melhor que a do OLSR, segundo melhor protocolo nessa avaliação. O resultado positivo do LIBR é especialmente interessante para a simulação que usou o nó 38 como destino (o caso mais extremo, já que o nó 38 é o último da topologia). O fato de o LIBR apresentar resultados comparáveis (na maior parte dos casos melhores) que protocolos tradicionais, que consideram a rede completa na escolha das rotas, indica que a heurística



(a) Linha de transmissão de energia entre cidades de Machadinho e Campos Novos (roteadores em preto).



(b) Rede sem fio em malha estabelecida entre roteadores no alto das torres.

Figura 4.12: Topologia da rede usada nas simulações, mostrando (a) torres disponíveis e (b) enlaces estabelecidos.

de seleção de rotas baseada em ID pode frequentemente encontrar bons caminhos.

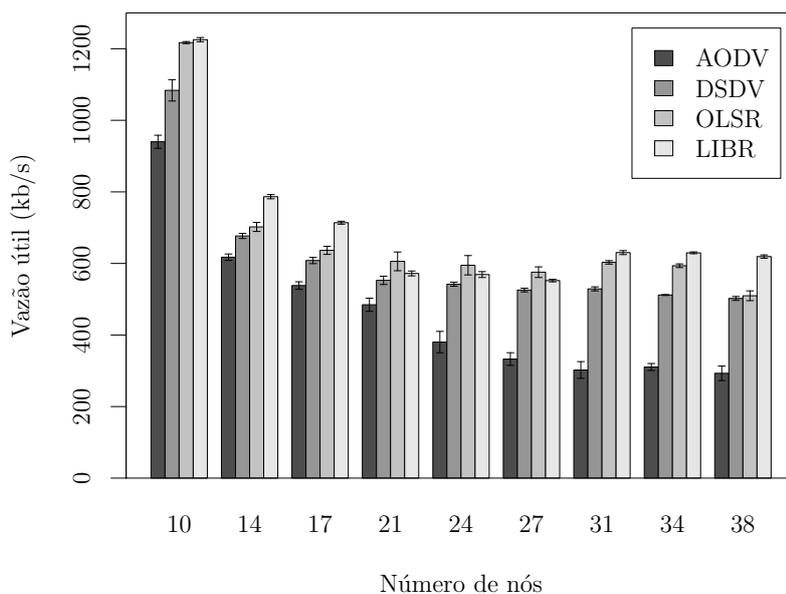


Figura 4.13: Vazão útil média obtida com cada protocolo de roteamento para diferentes nós de destino.

Outra razão para o bom desempenho do LIBR foi a alta estabilidade na seleção de rotas, como ilustrado na Figura 4.14. Esse gráfico mostra o número médio de caminhos fim-a-fim usados para as 10 repetições das simulações com fluxos entre os nós 1 e 38 (novamente, o caso mais extremo). As decisões de roteamento do LIBR oscilam muito menos que aquelas de outros protocolos. Tendo uma melhor estabilidade na seleção de rotas, o LIBR evita perdas de pacote devido a *loops* de roteamento e sofre menos com a redução de desempenho do TCP devido a reordenação de pacotes. Como explicado anteriormente, uma das razões do LIBR ser mais estável que outros protocolos tradicionais

se deve ao fato de flutuações na qualidade do enlace (comuns nesse tipo de rede) terem apenas efeito local na seleção da rota.

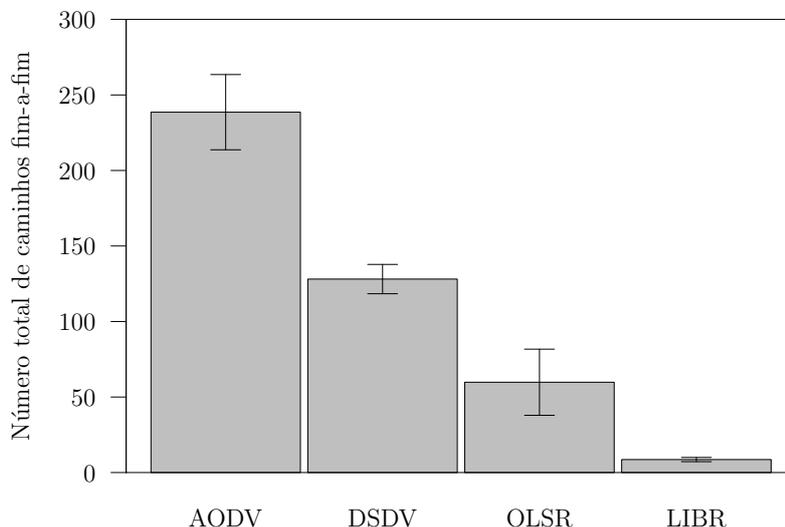


Figura 4.14: Número total de caminhos fim-a-fim usados por cada protocolo de roteamento para fluxos entre os nós 1 e 38.

A Figura 4.15 mostra a sobrecarga de controle acrescentada por cada protocolo de roteamento durante as simulações com fluxos entre os nós 1 e 38. Essa sobrecarga é calculada pelo percentual do número de bytes dos pacotes de controle do protocolo pelo número total de bytes transmitidos durante a simulação. Como esperado, o OLSR foi o protocolo que mais acrescentou sobrecarga quando comparado aos demais protocolos, devido a sua natureza proativa junto com a abordagem de estado de enlace. Por outro lado, o LIBR teve a menor sobrecarga de controle. Esse resultado foi esperado, já que o LIBR nunca inunda a rede com pacotes de controle e, ao contrário do DSDV, seus pacotes de controle contêm apenas informações relativas à vizinhança local e, logo, são pequenos.

Essa redução de sobrecarga de pacotes de controle, enquanto mantém bom desempenho em termos de vazão útil, resulta numa alta eficiência energética para o LIBR, em comparação com outros protocolos. A eficiência é representada como o número de bytes de dados transmitidos pelos fluxos TCP dividido pela energia em Joule consumida pelos nós. Como mostrado na Figura 4.16, o LIBR é capaz de transmitir 14% mais bytes por Joule consumido, quando comparado com o DSDV, o segundo protocolo mais eficiente nas simulações. Para uma rede como a usada de modelo nas simulações, isso é especialmente importante, pois pode estender a duração da bateria dos nós durante os períodos sem luz solar suficiente para recarregá-las. Os parâmetros de energia usados no simulador são

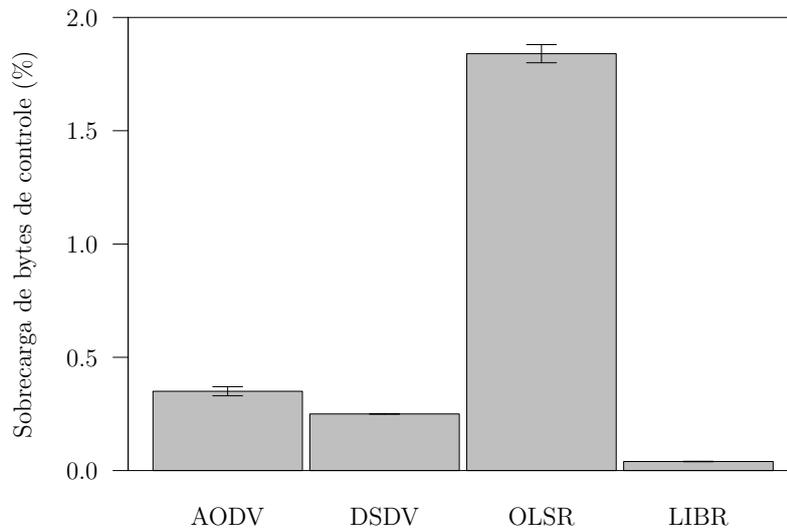


Figura 4.15: Sobrecarga adicionada por cada protocolo de roteamento em simulações com fluxos entre os nós 1 e 38.

mostrados na Tabela 4.1 e foram baseados em [11, 15, 43].

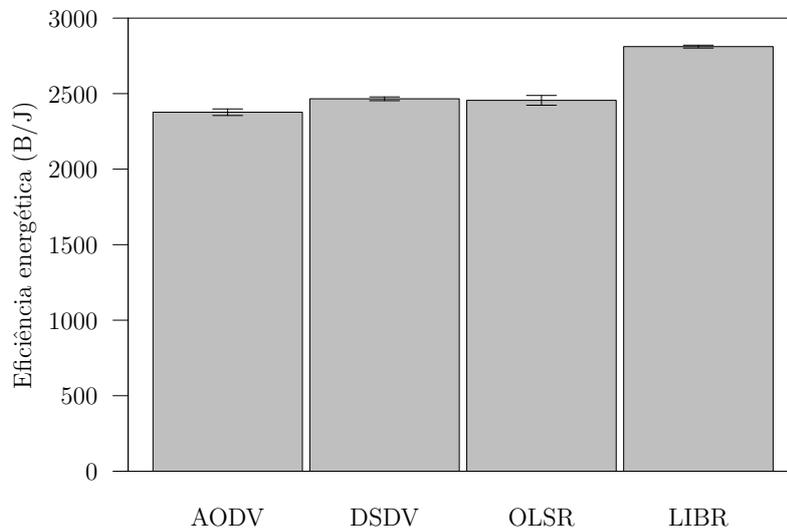


Figura 4.16: Eficiência energética para cada protocolo de roteamento em simulações com fluxos entre os nós 1 e 38.

Como um último resultado dessa avaliação, a Figura 4.17 mostra o tempo médio de convergência para cada protocolo com fluxos entre os nós 1 e 38. Para computar essa métrica, para cada protocolo foi determinada a rota escolhida mais frequente. Com essa informação, é verificado quanto tempo cada protocolo leva para convergir para rota mais frequente. Tanto para os protocolos proativos (LIBR, OLSR e DSDV) como para o

Tabela 4.1: Parâmetros do modelo de energia utilizado no NS-2.

Parâmetro	Valor
Energia elétrica inicial	1 MJ
Potência elétrica durante transmissão	2,0 W
Potência elétrica durante recepção	1,0 W
Potência elétrica em modo ocioso	0,5 W
Potência elétrica em modo de espera	0,05 W
Potência elétrica durante transição de modos	0,2 W
Tempo de transição	0,005 s

protocolo reativo (AODV), esse tempo foi medido desde o início da simulação, que teve uma duração de 500 segundos. Os valores reportados no gráfico são médias relativas a 10 repetições. Nessa avaliação, o DSDV apresentou o mais alto tempo de convergência. Considerando os intervalos de confiança, não é possível afirmar que o LIBR foi melhor que o AODV e o OLSR.

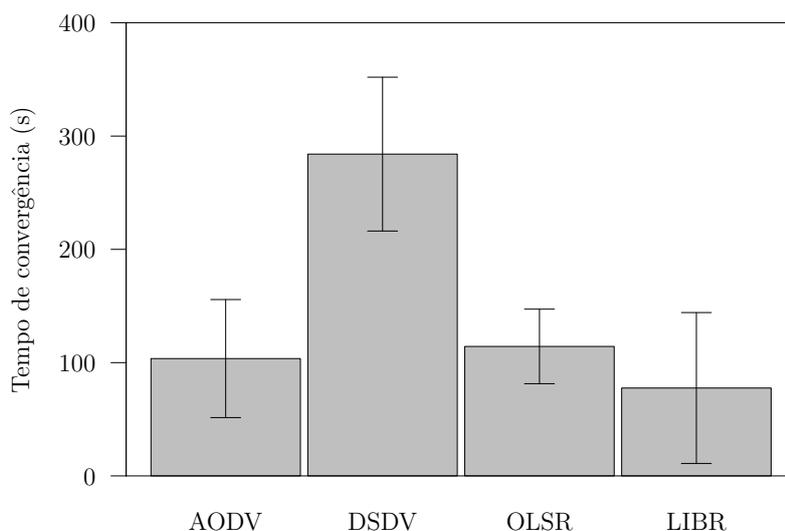


Figura 4.17: Tempo médio de convergência dos protocolos de roteamento comparados.

### 4.3 Considerações Finais

Os experimentos desenvolvidos no simulador NS-2 serviram ao propósito de validar o protocolo de roteamento LIBR proposto para redes em malha sem fio com topologia linear. Sua validação foi realizada confrontando-o com os protocolos conhecidos DSDV, AODV e OLSR, exemplos clássicos de diferentes abordagens de roteamento em redes sem fio de múltiplos saltos e, portanto, uma boa linha de base para avaliação de desempenho. Os

cenários foram diversificados em um conjunto de redes com topologias lineares pseudoaleatórias trafegadas por fluxos UDP, bem como numa rede com fluxos TCP baseada em uma implantação real sobre linhas de transmissão de energia [46].

Os resultados apresentados confirmaram qualidades do LIBR como simplicidade, escalabilidade e baixo tráfego de controle, graças especialmente à técnica que explora características particulares de topologias lineares. A heurística de encaminhamento baseado em ID elimina a necessidade dos nós inundarem por toda a rede informações sobre toda a topologia, o que a torna bem adequada a redes com muitos nós.

A estabilidade, medida em termos de número de caminhos usados, foi uma qualidade adicional do LIBR descoberta durante as simulações. Uma das razões do LIBR ser mais estável que outros protocolos tradicionais se deve à restrição aos limites da vizinhança do efeito de mudanças de rede sobre o roteamento. Como cada nó tem apenas que escolher o caminho para alcançar os limites da sua vizinhança, flutuações na qualidade do enlace tem apenas efeito local na seleção da rota.

Os resultados de desempenho de rede do LIBR-DV com o modo de roteamento vetor de distância ficaram aquém do esperado. Projetado para alcançar um melhor desempenho na comunicação com os gateways, na prática obteve uma vazão agregada e um atraso fim-a-fim piores do que os da heurística de encaminhamento baseado em ID. O uso de caminho reverso pelo LIBR-DV, reforçado pela boa estabilidade de rotas, foi apontado como uma das principais causas dos descartes de fila. Esse efeito se justifica pelo uso de um grupo reduzido de nós para o encaminhamento de pacotes de fluxos de ambos os sentidos, o que sobrecarga a fila de interface de rede.

A superioridade de desempenho do LIBR em relação ao LIBR-DV desviou o curso da pesquisa, passando a proposta final do protocolo a operar única e exclusivamente com o encaminhamento baseado em ID. Isso não descarta algumas das técnicas desenvolvidas para o LIBR-DV, que contribuíram para a mitigação de *loops* de roteamento e o tornaram mais estável que o DSDV, usado como base. Além disso, o método de escolha do gateway de menor métrica e o uso de gateways primário e secundário foram preservados na proposta final, mantendo o mesmo formato do pacote de controle.

Enfim, o bom desempenho do LIBR em termos de vazão agregada, atraso fim-a-fim e eficiência energética atendem bem aos requisitos elencados pelas aplicações de comunicação sem fio ao longo de sistemas lineares, como linhas de transmissão de energia, rodovias, gasodutos, etc. O capítulo seguinte encerra a dissertação destacando os pontos fortes da proposta e as contribuições da pesquisa, bem como as ideias de trabalhos futuros.

# Capítulo 5

## Conclusão

Nesta dissertação de mestrado, foi estudado o problema de roteamento para redes em malha sem fio com topologia linear, nas quais os nós são dispostos em linha e com enlaces redundantes. O grande diâmetro dessas redes no que diz respeito ao número de nós restringe o uso de protocolos de roteamento com alta sobrecarga de controle, tornando necessária a adoção de um protocolo escalável e de bom desempenho.

Em resposta ao problema e baseado em trabalhos relacionados, foi proposto um novo protocolo de roteamento chamado LIBR, desenvolvido especialmente para esse tipo de rede. A ideia do LIBR é usar a informação da forma geral da rede com topologia linear para simplificar decisões de roteamento, reduzindo a sobrecarga de controle e melhorando a escalabilidade. Além disso, o algoritmo de seleção de rotas do LIBR é muito mais simples que aqueles usados por protocolos tradicionais, se adequando bem a dispositivos limitados em termos de energia e recursos, como aqueles tipicamente implementados em tais redes.

O LIBR foi implementado no simulador NS-2 e avaliado com diferentes topologias, incluindo uma topologia de uma rede linear real utilizada em torres de uma linha de transmissão de energia. Os resultados indicaram que o LIBR foi capaz de alcançar vazão útil média similar e, na maior parte dos casos, melhor que protocolos tradicionais, como OLSR, AODV e DSDV, empregando uma menor sobrecarga de controle. Uma das razões para o bom desempenho foi a melhor estabilidade de rotas alcançada pelo LIBR, consequência direta do algoritmo de seleção de rotas baseado na localidade. O LIBR alcançou resultados superiores especialmente em termos de eficiência energética, alcançando pelo menos 14% a mais de bytes transmitidos por Joule quando comparado a qualquer outro protocolo avaliado.

Esses resultados sugerem que, para esse tipo de rede, protocolos tradicionais de roteamento genérico não são necessários. Em vez disso, a heurística de encaminhamento baseado em ID pode ser mais simples, mais eficiente em energia e com comparável desempenho em termos de vazão. Os pontos fortes da proposta portanto são:

- Mecanismo que usa características conhecidas da rede com topologia linear, reduzindo a sobrecarga de pacotes de controle;
- Abordagem simples, que consome poucos recursos dos nós;
- Escalabilidade adequada às redes com grande diâmetro em termos de número de nós;
- Propostas de melhoria do roteamento vetor de distância para mitigar a formação de *loops* e aumentar a estabilidade;
- Suporte a múltiplos gateways de rede, com armazenamento e divulgação das informações de dois gateways para cada nó;
- Comutação rápida entre gateways primário e secundário em caso de falha do primeiro;
- Protocolo com alta eficiência energética em termos de bytes transmitidos por joules consumidos;
- Alta estabilidade do protocolo pelo uso de poucos caminhos por destino;

Em resumo, como principais contribuições desta dissertação, destacam-se:

- Proposta de um novo protocolo de roteamento para redes sem fio em malha com topologia linear, que explora informações gerais da topologia;
- Implementação disponível<sup>1</sup> do protocolo proposto para o simulador NS-2.

Conclui-se, portanto, que o novo protocolo de roteamento proposto atende bem à demanda por aplicações de redes sem fio em malha com topologia linear, como aquelas ao longo de linhas de transmissão de energia, rodovias, ferrovias, gasodutos, rios, etc., tipicamente utilizadas nos locais mais afastados dos grandes centros urbanos por não exigirem grandes investimentos. Face a isto e às demais contribuições do trabalho, é possível afirmar que os objetivos traçados para esta dissertação de mestrado foram plenamente alcançados.

---

<sup>1</sup>Código disponível em <http://www.midiacom.uff.br/libr>

## 5.1 Trabalhos Futuros

Há diversas possibilidades de trabalhos futuros complementares à pesquisa desenvolvida nesta dissertação. Como proposta imediata, pretende-se implementar o LIBR numa rede sem fio em malha real de maneira a validar e ampliar ainda mais a avaliação de seu desempenho. A implementação pode ser feita no sistema operacional OpenWrt [3]. Como opções de banco de ensaio estão uma rede de *campus* universitário formada por roteadores sem fio de porte residencial, com limitação de memória e processamento, ou mesmo a rede do Projeto de Pesquisa REMOTE [46] implantada no alto de torres de transmissão de energia elétrica. Na avaliação, o LIBR pode ser comparado com protocolos de roteamento por posição geográfica (GPSR, por exemplo) e analisado em redes com múltiplos gateways.

Outro trabalho futuro interessante é combinar o LIBR com uma métrica de roteamento ciente de outras características da rede além da probabilidade de entrega. Entre as características desejáveis estão a taxa de transmissão dos enlaces – importante para redes de múltiplas taxas –, o nível de bateria dos nós para a escolha de rotas que preservem os nós com pouca energia, e os fluxos de dados correntes de maneira a permitir uma seleção de rotas que reduza a interferência interfluxo.

A atribuição automática de ID para os nós da rede surge também como uma oportunidade de melhoria do protocolo proposto. O LIBR assume o mapeamento direto de endereço IP para ID e vice-versa por uma simples conversão de bits. O correto funcionamento do protocolo depende dessa maneira da configuração manual e sequencial dos endereços IP dos nós, o que é razoável para redes planejadas. Na abordagem de atribuição automática de ID, os nós inicialmente se registrariam no gateway da rede ou num nó de um agrupamento para receberem um ID. Antes de iniciar a transmissão de um fluxo, um nó precisaria buscar o ID equivalente ao endereço IP de destino do fluxo para só então fazer a seleção da rota.

Por fim, poderia ser proposto uma forma de generalização do protocolo de roteamento baseado em ID para qualquer rede em malha sem fio. Nesse caso, o ID deveria carregar a informação de duas ou três dimensões relativas à posição de nó. A designação do ID deixaria de ser linear e um novo esquema de ordenação seria necessário. O encaminhamento ainda teria que ser adaptado para situações de não se encontrar o nó pela abordagem de maior proximidade física.

# Referências

- [1] AFAR communications, wireless linear network. Disponível em <http://www.afar.net/technology/linear-network/>. Data de acesso: 28/03/2014.
- [2] Network Simulator 2. Disponível em <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>. Data de acesso: 28/03/2014.
- [3] OpenWrt. Disponível em <http://openwrt.org>. Data de acesso: 28/03/2014.
- [4] 802.11 - IEEE standard for wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications, Março 2012. Disponível em <http://ieeexplore.ieee.org/servlet/opac?punumber=6178209>.
- [5] AICHELE, C.; LINDNER, M.; NUEMANN, A.; WUNDERLICH, S. Better Approach to Mobile Ad-hoc Networking (B.A.T.M.A.N.), 2008. Disponível em <http://tools.ietf.org/html/draft-openmesh-b-a-t-m-a-n-00>.
- [6] AKYILDIZ, I. F.; WANG, X.; WANG, W. Wireless mesh networks: a survey. *Computer Networks* 47, 4 (2005), 445 – 487.
- [7] BELLMAN, R. On a routing problem. Tech. rep., DTIC Document, 1956.
- [8] BIAZ, S.; VAIDYA, N. H. Discriminating congestion losses from wireless losses using inter-arrival times at the receiver. In *Application-Specific Systems and Software Engineering and Technology, 1999. ASSET'99. Proceedings. 1999 IEEE Symposium on* (1999), IEEE, pp. 10–17.
- [9] CAMPISTA, M.; ESPOSITO, P.; MORAES, I.; COSTA, L.; DUARTE, O.; PASSOS, D.; DE ALBUQUERQUE, C.; SAADE, D.; RUBINSTEIN, M. Routing metrics and protocols for wireless mesh networks. *Network, IEEE* 22, 1 (2008), 6–12.
- [10] CHENG, C.; RILEY, R.; KUMAR, S.; ACEVES, J. A loop-free extended Bellman-Ford routing protocol without bouncing effect. *SIGCOMM Comput. Commun.* 19, 4 (Agosto 1989), 224–236.
- [11] CHIARAVALLOTI, S.; IDZIKOWSKI, F.; BUDZISZ, L. Power consumption of WLAN network elements, 2011. TKN Technical Report.
- [12] CLAUSEN, T.; JACQUET, P. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR), Outubro 2003. Disponível em <http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>.
- [13] DIJKSTRA, E. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik* 1, 1 (1959), 269–271.

- [14] DRAVES, R.; PADHYE, J.; ZILL, B. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. In *Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking* (New York, NY, USA, 2004), MobiCom '04, ACM, pp. 114–128.
- [15] EBERT, J.-P.; AIER, S.; KOFAHL, G.; BECKER, A.; BURNS, B.; WOLISZ, A. Measurement and simulation of the energy consumption of an wlan interface, 2012. TKN Technical Report.
- [16] FORD, L. R. Network flow theory.
- [17] GERK, L.; PASSOS, D.; MUCHALUAT-SAADE, D.; ALBUQUERQUE, C. Infraestrutura de comunicação em malha sem fio para supervisão e controle de sistemas de transmissão de energia. *Espaço Energia* 10 (2009), 1–10.
- [18] GITMAN, I.; VAN SLYKE, R.; FRANK, H. Routing in packet-switching broadcast radio networks. *Communications, IEEE Transactions on* 24, 8 (Agosto 1976), 926–930.
- [19] HAAS, Z.; PEARLMAN, M. The performance of query control schemes for the zone routing protocol. *IEEE/ACM Trans. Netw.* 9, 4 (Agosto 2001), 427–438.
- [20] HEDRICK, C. Routing Information Protocol (RIP), Junho 1988. Disponível em <http://tools.ietf.org/html/rfc1058.html>.
- [21] HONG, X.; XU, K.; GERLA, M. Scalable routing protocols for mobile ad hoc networks. *Network, IEEE* 16, 4 (2002), 11–21.
- [22] HU, C.; HONG, Y.; HOU, J. On mitigating the broadcast storm problem with directional antennas. In *Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on* (2003), vol. 1, pp. 104–110 vol.1.
- [23] HUANG, L.; LAI, T.-H. On the scalability of IEEE 802.11 ad hoc networks. In *Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing* (New York, NY, USA, 2002), MobiHoc '02, ACM, pp. 173–182.
- [24] KARP, B.; KUNG, H. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking* (New York, NY, USA, 2000), MobiCom '00, ACM, pp. 243–254.
- [25] KRUNZ, M.; MUQATTASH, A.; LEE, S.-J. Transmission power control in wireless ad hoc networks: challenges, solutions and open issues. *Network, IEEE* 18, 5 (2004), 8–14.
- [26] MAEDA, Y.; FEIGEL, R. A standardization plan for broadband access network transport. *Communications Magazine, IEEE* 39 (Julho 2001), 166–172.
- [27] MASCOLO, S.; CASETTI, C.; GERLA, M.; SANADIDI, M. Y.; WANG, R. Tcp westwood: Bandwidth estimation for enhanced transport over wireless links. In *Proceedings of the 7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking* (New York, NY, USA, 2001), MobiCom '01, ACM, pp. 287–297.

- [28] MATTOS FREIRE, G. J.; MOURA, A. C. M.; DE OLIVEIRA, R. H.; DE SANTANA, S. A.; VIOLA, Z. G.; DE OLIVEIRA WAGNER, I. C. Geoprocessamento na seleção de pontos para monitoramento telemétrico de qualidade de água na bacia do rio das velhas. In *XXIV Congresso Brasileiro de Cartografia* (Maio 2010).
- [29] MAYMOUNKOV, P.; MAZIÈRES, D. Kademia: A peer-to-peer information system based on the XOR metric. In *Peer-to-Peer Systems*, P. Druschel, F. Kaashoek, and A. Rowstron, Eds., vol. 2429 of *Lecture Notes in Computer Science*. Springer Berlin Heidelberg, 2002, pp. 53–65.
- [30] MOORE, E. F. *The shortest path through a maze*. Bell Telephone System., 1959.
- [31] MOY, J. OSPF version 2, Abril 1998. Disponível em <http://tools.ietf.org/rfc/rfc2328.txt>.
- [32] NI, X.; LAN, K.-C.; MALANEY, R. On the performance of expected transmission count (ETX) for wireless mesh networks. In *Proceedings of the 3rd International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools* (ICST, Brussels, Belgium, Belgium, 2008), ValueTools '08, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), pp. 77:1–77:10.
- [33] PASQUINI, R. *Proposta de Roteamento Plano Baseado em uma Métrica de OU-Exclusivo e Visibilidade Local*. Tese de Doutorado, Universidade Estadual de Campinas, Campinas, SP, Junho 2011.
- [34] PASSOS, D. *Flow-Based Interference-Aware Routing in Multihop Wireless Networks*. Tese de Doutorado, Instituto de Computação, Universidade Federal Fluminense, Niterói, RJ, Brasil, Setembro 2013.
- [35] PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C. Modeling the transmission of coded packets for coding aware routing. In *Global Communications Conference (GLOBECOM), 2012 IEEE* (2012), pp. 118–124.
- [36] PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C. V. N. A joint approach to routing metrics and rate adaptation in wireless mesh networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.* 20, 4 (Agosto 2012), 999–1009.
- [37] PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C. V. N.; CAMPISTA, M. E. M.; COSTA, L. H. M. K.; DUARTE, O. C. M. B. Minimum loss multiplicative routing metrics for wireless mesh networks. *Journal of Internet Services and Applications* 1, 3 (2011), 201–214.
- [38] PENG, W.; LU, X.-C. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the 1st ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing* (Piscataway, NJ, USA, 2000), MobiHoc '00, IEEE Press, pp. 129–130.
- [39] PERKINS, C.; BHAGWAT, P. Highly dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector routing (DSDV) for mobile computers. In *Proceedings of the Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications* (New York, NY, USA, 1994), SIGCOMM '94, ACM, pp. 234–244.

- [40] PERKINS, C.; ROYER, E. Ad-hoc on-demand distance vector routing. In *Mobile Computing Systems and Applications, 1999. Proceedings. WMCSA '99. Second IEEE Workshop on* (1999), pp. 90–100.
- [41] RAMACHANDRAN, K.; BUDDHIKOT, M.; CHANDRANMENON, G.; MILLER, S.; ROYER, E.; ELIZABETH; ALMEROTH, K. On the design and implementation of infrastructure mesh networks. In *IEEE workshop on wireless mesh networks (WiMesh)* (2005).
- [42] REKHTER, Y.; LI, T.; HARES, S. A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4), Janeiro 2006. Disponível em <http://tools.ietf.org/rfc/rfc4271.txt>.
- [43] SHNAYDER, V.; HEMPSTEAD, M.; CHEN, B.-R.; ALLEN, G. W.; WELSH, M. Simulating the power consumption of large-scale sensor network applications. In *Proceedings of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems* (New York, NY, USA, 2004), SenSys '04, ACM, pp. 188–200.
- [44] SIQUEIRA, B. B.; ALBUQUERQUE, C. V. N.; SAADE, D. C. M. LIBR: Roteamento baseado em ID para redes sem fio em malha lineares. In *XXXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações* (Fortaleza, CE, Brasil, 2013), SBrT 2013.
- [45] SOUZA, F.; ALBUQUERQUE, C. Linear wireless mesh network planning. In *9th International Information and Telecommunication Technologies Symposium (I2TS 2010)* (2010).
- [46] SOUZA, F.; ALBUQUERQUE, C. L-Planner: Uma ferramenta para o planejamento de redes em malha sem fio lineares. In *XXIX Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos* (Maio 2011).
- [47] STOICA, I.; MORRIS, R.; KARGER, D.; KAASHOEK, M. F.; BALAKRISHNAN, H. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications. In *Proceedings of the 2001 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications* (New York, NY, USA, 2001), SIGCOMM '01, ACM, pp. 149–160.
- [48] TARN, W.-H.; TSENG, Y.-C. Joint multi-channel link layer and multi-path routing design for wireless mesh networks. In *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE* (2007), pp. 2081–2089.