

**UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA MARIA
CENTRO DE TECNOLOGIA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA**

**ROTEAMENTO GEOGRÁFICO PARA REDES DE
SENSORES E ATUADORES SEM FIO EM REDES
URBANAS DE COMUNICAÇÃO**

TESE DE DOUTORADO

Gustavo Weber Denardin

Santa Maria, RS, Brasil

2012

ROTEAMENTO GEOGRÁFICO PARA REDES DE SENSORES E ATUADORES SEM FIO EM REDES URBANAS DE COMUNICAÇÃO

por

Gustavo Weber Denardin

Tese apresentada ao Curso de Doutorado do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, Área de Concentração em Processamento de Energia, da Universidade Federal de Santa Maria (UFSM, RS), como requisito parcial para obtenção do grau de
Doutor em Engenharia Elétrica.

Orientador: Prof. Dr. Alexandre Campos
Co-orientador: Prof. Dr. Ricardo Nederson do Prado

Santa Maria, RS, Brasil

2012

Ficha catalográfica elaborada através do Programa de Geração Automática da Biblioteca Central da UFSM, com os dados fornecidos pelo(a) autor(a).

Weber Denardin, Gustavo

Roteamento geográfico para redes de sensores e atuadores sem fio em redes urbanas de comunicação / Gustavo Weber Denardin. - 2012.

159 f. ; 30cm.

Orientador: Alexandre Campos

Co-orientador: Ricardo Nederson do Prado

Tese (doutorado) – Universidade Federal de Santa Maria, Centro de Tecnologia, Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, RS, 2012.

1. Redes de sensores e atuadores sem fio. 2. Redes urbanas de comunicação. 3. Roteamento geográfico. 4. Protocolos. I. Campos, Alexandre, orient. II. Nederson do Prado, Ricardo, co-orient. III. Título.

©2012

Todos os direitos autorais reservados a Gustavo Weber Denardin. A reprodução de partes ou do todo deste trabalho só poderá ser feita com autorização por escrito do autor.

Endereço: Av. Roraima, 1000, Bairro: Camobi, Santa Maria, RS, 97.105-900

Universidade Federal de Santa Maria
Centro de Tecnologia
Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

A Comissão Examinadora, abaixo assinada,
aprova a Tese de Doutorado

**ROTEAMENTO GEOGRÁFICO PARA REDES DE
SENSORES E ATUADORES SEM FIO EM REDES
URBANAS DE COMUNICAÇÃO**

elaborada por
Gustavo Weber Denardin

como requisito parcial para obtenção do grau de
Doutor em Engenharia Elétrica

COMISSÃO EXAMINADORA:

Alexandre Campos, Dr.
(Presidente/Orientador)

Ricardo Nederson do Prado, Dr.
(Co-orientador)

João Baptista dos Santos Martins, Dr. (UFMS)

José Sérgio da Rocha Neto, Dr. (UFMG)

Antônio Carlos Schneider Beck Filho, Dr. (UFRGS)

Santa Maria, 25 de Maio de 2012

A minha noiva Marília, por ser esta grande mulher que está sempre ao meu lado, pelo amor incondicional, amizade e companheirismo e por nunca me abandonar nos momentos difíceis.

AGRADECIMENTOS

Ao Professor Alexandre Campos pelo incentivo, orientação e grande amizade que dele recebi durante o transcorrer deste trabalho e por fazer acreditar em nós mesmos.

Ao Professor Ricardo Nederson do Prado pela co-orientação deste trabalho e pela grande amizade desenvolvida no transcorrer deste trabalho.

Ao professor Hilton Abilio Gründling, pelos conhecimentos transmitidos durante o período de crédito.

Aos colegas André Luís Kirsten, Diogo Vargas, Jacson Hansen, Juliano de Pelegrini Lopes, Marcelo Freitas da Silva, Marcelo Rafael Cosetin, Rafael Adaime Pinto, Vitor Cristiano Bender, pelo companheirismo, amizade e troca de conhecimentos no decorrer do trabalho.

Ao colega Carlos Henrique Barriquello pela convivência, troca de experiências e conhecimentos, mas principalmente pela amizade e companheirismo.

A todos aqueles que direta ou indiretamente contribuíram para que este trabalho se realizasse.

À Universidade Federal de Santa Maria e a CAPES pelo suporte financeiro.

“Há dois tipos de pessoas: As que fazem as coisas, e as que dizem que fizeram as coisas. Tente ficar no primeiro tipo. Há menos competição.”

Indira Ghandi

RESUMO

Tese de Doutorado

Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

Universidade Federal de Santa Maria, RS, Brasil

ROTEAMENTO GEOGRÁFICO PARA REDES DE SENSORES E ATUADORES SEM FIO EM REDES URBANAS DE COMUNICAÇÃO

AUTOR: GUSTAVO WEBER DENARDIN

ORIENTADOR: ALEXANDRE CAMPOS

CO-ORIENTADOR: RICARDO NEDERSON DO PRADO

Local da Defesa e Data: Santa Maria, 25 de Maio de 2012.

Smart grids e redes urbanas de comunicação formam a próxima geração de redes que pretende fornecer controle e gestão eficiente aos serviços públicos como eletricidade, gás natural, água e esgoto. A tecnologia de comunicação é o elemento essencial para permitir a formação de redes em que mensagens de controle e dados de medição possam ser transmitidos. Neste trabalho demonstra-se que as redes de sensores e atuadores sem fio são candidatas viáveis e adequadas para implementar estas redes. Os principais algoritmos de roteamento para esta categoria de rede sem fios são investigados, a fim de verificar o seu desempenho quando aplicados às características das redes urbanas de comunicação, que geralmente são redes de grande escala formadas por centenas a milhares de dispositivos. Ainda, demonstra-se que o roteamento geográfico é uma das estratégias mais adequadas de roteamento para redes sem fio de grande escala, devido às suas características de baixa sobrecarga e alta escalabilidade. Estes algoritmos geralmente combinam um encaminhamento geográfico *greedy* com um mecanismo de recuperação para solucionar o problema dos mínimos locais, sendo o roteamento por faces a solução mais empregada na literatura como método de recuperação. No entanto, o número médio de saltos nos caminhos produzidos pelo roteamento por faces pode ser muito maior do que o caminho topológico ótimo na maioria dos cenários reais. Neste trabalho propõe-se um procedimento intermediário entre o encaminhamento geográfico *greedy* e o modo de recuperação, a fim de melhorar a eficiência em número de saltos sem gerar sobrecarga de mensagens de controle. Este procedimento explora as rotas topológicas ótimas para as estações base como um recurso adicional para encontrar rotas melhores para outros nós do que as geradas pelo roteamento por faces. Demonstra-se ainda através de simulações que a abordagem híbrida proposta melhora significativamente o desempenho do encaminhamento de pacotes quando aplicada a algoritmos *greedy* combinados com roteamento por faces. Ademais, os resultados experimentais obtidos através da planta teste comprovam que os procedimentos de manutenção propostos são capazes de evitar flutuações na infra-estrutura de rede, oferecendo rotas robustas para o encaminhamento de pacotes em redes de grande escala.

Palavras-chave: Comunicação sem fio, redes urbanas de comunicação, redes de sensores e atuadores, protocolos de roteamento, roteamento geográfico

ABSTRACT

Doctoral Thesis

Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica
Federal University of Santa Maria, RS, Brazil

DESIGN OF A HYBRID GEOGRAPHICAL ROUTING PROTOCOL FOR WIRELESS SENSOR AND ACTUATOR NETWORKS APPLIED TO SMART UTILITY NETWORKS

AUTHOR: GUSTAVO WEBER DENARDIN

SUPERVISOR: ALEXANDRE CAMPOS

CO-SUPERVISOR: RICARDO NEDERSON DO PRADO

Place and Date: Santa Maria, May 25th, 2012.

Smart grids and smart utility networks are the next-generation utility networks that intend to provide efficient control and management of utilities such as electricity, natural gas, water and sewage. Communication technology is the essential element for enabling formation of networks where control messages and metering data can be exchanged. In this work it is shown that wireless sensor and actuator networks are suitable candidates to implement this intelligent networks. The main routing algorithms for this category of wireless network are investigated in order to verify its performance when applied to the characteristics of smart utility networks, which are mainly related for large scale networks formed by hundreds to thousands of devices. It is shown that geographic routing is one of the most suitable routing strategies for large scale wireless networks, due to its low overhead and high scalability features. Usually, a geographic routing scheme combines a geographic greedy forwarding with a recovery mechanism to solve the local minima problem. Solutions proposed in the literature commonly combine greedy forwarding with the well known face routing for achieving this goal. However, the average path length in number of hops produced by face routing could be much worse than the optimal topological path in most realistic scenarios. In this work, it is proposed a new intermediate procedure between the geographic greedy mode and the recovery mode in order to improve routing efficiency in number of hops, without network overhead. It exploits the optimal topological route to base stations, obtained by beacon messages, as a resource to find better routes than the ones created by face routing. It is shown by simulations that the proposed hybrid approach leads to a significant improvement of routing performance when applied to combined greedy-face routing algorithms. Furthermore, experimental results obtained through testbeds shown that the proposed maintenance procedures are capable of avoid fluctuations in the network infrastructure, providing robust routes for packet forwarding in large scale networks.

Keywords: Wireless communication, smart utility networks, sensor and actuator networks, routing protocols, geographic routing

SUMÁRIO

1	Introdução	p. 22
1.1	Motivação	p. 25
1.2	Objetivos	p. 25
1.3	Principais contribuições	p. 26
1.4	Organização textual	p. 26
2	Redes de sensores e atuadores sem fio	p. 28
2.1	Definição de redes de sensores e atuadores sem fio	p. 28
2.2	Comunicação de dados em RSASFs	p. 31
2.3	Modelos de redes sem fio	p. 33
2.3.1	Modelos avançados e probabilidade de recepção	p. 35
2.4	Métricas de qualidade de enlaces em redes de sensores e atuadores sem fio	p. 36
2.4.1	Dinâmica da qualidade dos enlaces	p. 39
2.5	Protocolos centralizados vs distribuídos	p. 40
3	Análise das camadas PHY e MAC em RSASF de grande escala	p. 43
3.1	Padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 43
3.1.1	Camada física	p. 45
3.1.2	Subcamada de controle de acesso ao meio	p. 46
3.2	Irregularidades no enlace de radiofrequência	p. 48
3.3	Desempenho do MAC no padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 50
4	Roteamento em redes de sensores e atuadores sem fio	p. 55

4.1	Protocolos de roteamento para RSASF	p. 55
4.2	Protocolos de roteamento pró-ativos	p. 56
4.3	Protocolos de roteamento reativos	p. 58
4.3.1	<i>Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV)</i>	p. 59
4.3.2	<i>Dynamic Source Routing (DSR)</i>	p. 63
4.3.3	<i>Temporally-ordered routing algorithm (TORA)</i>	p. 65
4.4	Protocolos de roteamento híbridos	p. 66
4.4.1	<i>Zone Routing Protocol (ZRP)</i>	p. 67
4.5	Protocolos de roteamento baseados em grafos acíclicos dirigidos	p. 67
4.5.1	Cálculo de <i>rank</i> em protocolos RPL	p. 71
4.6	Protocolos de roteamento geográficos	p. 72
4.7	Análise dos protocolos de roteamento existentes aplicados em redes urbanas de comunicação	p. 75
5	Estratégias de roteamento geográfico	p. 77
5.1	Manutenção de vizinhança e posição para roteamento geográfico	p. 77
5.1.1	Descoberta da vizinhança pró-ativa e reativa	p. 78
5.2	Modo de manipulação de vazios	p. 80
5.2.1	Técnicas baseadas em grafos planares	p. 82
5.2.2	Técnicas baseadas em geometria	p. 87
5.2.3	Técnicas baseadas em custos	p. 88
5.2.4	Técnicas baseadas em heurísticas	p. 89
5.2.4.1	Encaminhamento geodésico ancorado - Projeto <i>terminode</i>	p. 89
5.2.5	Técnicas híbridas de manipulação de vazios	p. 91
6	Encaminhamento coordenado por profundidade	p. 92
6.1	Definições iniciais	p. 93
6.2	Atualização de Profundidade na Rede	p. 93

6.3	Encaminhamento por profundidade	p. 96
6.4	Estratégia proposta	p. 96
6.4.1	Encaminhamento coordenado por profundidades	p. 97
6.4.2	Descrição completa da técnica híbrida proposta	p. 101
6.5	Complexidade do algoritmo desenvolvido	p. 107
7	Projeto de uma rede urbana de comunicação	p. 109
7.1	Rede urbana de comunicação em cenários reais	p. 109
7.2	Descrição do <i>hardware</i> e <i>software</i> desenvolvido	p. 112
7.2.1	Estações base e instaladores	p. 115
7.2.2	Nós roteadores	p. 118
7.3	Instalação e operação de uma RSASF para monitoramento de iluminação pública	p. 120
7.3.1	Endereçamento e profundidade na rede GPSAN	p. 122
7.3.2	Manutenção da rede GPSAN	p. 123
7.3.3	Encaminhamento de pacotes na GPSAN	p. 124
7.3.4	Conversão de sistema de posicionamento global para plano XY	p. 126
7.3.5	Camada de aplicação da rede GPSAN	p. 128
7.3.6	Demais considerações da rede GPSAN implantada	p. 130
8	Resultados	p. 132
8.1	Resultados de simulações	p. 132
8.2	Resultados experimentais	p. 141
8.2.1	Dinâmica dos enlaces e modificações no ECP	p. 141
8.2.2	Interferências causadas por redes no mesmo espectro de frequências	p. 144
9	Conclusão	p. 145
9.1	Sugestões para trabalhos futuros	p. 147

LISTA DE FIGURAS

FIGURA 2.1	Topologias de rede suportadas pelo padrão IEEE 802.15.4 TM . . .	p. 30
FIGURA 2.2	Estrutura do IEEE 802.15.4 TM aplicada ao modelo de referência OSI	p. 30
FIGURA 2.3	Exemplo de diagrama de disco unitário com raio r . Neste exemplo é necessário 5 saltos para transmitir um dado de S para D	p. 33
FIGURA 2.4	Probabilidade de recepção de um pacote por raio de transmissão. Figura adaptada de Kuruvila, Nayak e Stojmenovic (2004).	p. 37
FIGURA 2.5	Relação entre potência de sinal recebido e valor informado pelo rádio MRF24J40 da Microchip [®] . Figura adaptada de MICROCHIP TECHNOLOGY INC (2011).	p. 38
FIGURA 3.1	Formato de mensagem da camada física do padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 46
FIGURA 3.2	Formato de mensagem da subcamada MAC do padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 48
FIGURA 3.3	Falha no encaminhamento de um pacote devido a um enlace assimétrico na técnica de descoberta de vizinhos	p. 49
FIGURA 3.4	Falha na descoberta de caminhos devido à existência de enlaces assimétricos	p. 50
FIGURA 3.5	Existência de nós escondidos quando utilizando o controle de acesso ao meio CSMA/CA sem janelas de tempo. Figura adaptada de Denardin et al. (2010).	p. 52
FIGURA 3.6	Exemplo de colisão durante CCA na técnica de controle de acesso ao meio CSMA/CA sem janela de tempo. Figura adaptada de Denardin et al. (2010).	p. 52
FIGURA 3.7	Exemplo de colisão durante a transmissão de ACK na técnica de controle de acesso ao meio CSMA/CA sem janela de tempo. Figura adaptada de Denardin et al. (2010).	p. 53
FIGURA 4.1	Protocolos de encaminhamento de pacotes comumente utilizados em redes <i>ad hoc</i>	p. 57
FIGURA 4.2	Processo de descoberta de rota do protocolo AODV	p. 59
FIGURA 4.3	Propagação de mensagens RREP do protocolo AODV através do caminho encontrado	p. 60
FIGURA 4.4	Processo de descoberta de rota do protocolo DSR	p. 64

FIGURA 4.5	Propagação de mensagens RREP do protocolo DSR através do caminho encontrado	p. 64
FIGURA 4.6	Rota descoberta pelo procedimento de enlace reverso do algoritmo TORA	p. 65
FIGURA 4.7	Procedimento de recuperação de falha de enlace no algoritmo TORA	p. 66
FIGURA 4.8	Grafo acíclico dirigido orientado ao destino (DODAG) para uma determinada estação base	p. 69
FIGURA 4.9	Comunicação P2P entre os roteadores B e C utilizando um protocolo RPL, passando por uma estação base	p. 70
FIGURA 4.10	Escolha de caminhos para encaminhamento de pacotes através de algoritmos comumente utilizados para roteamento geográfico. Figura adaptada de Stojmenovic (2002).	p. 74
FIGURA 5.1	Cenário de possível falha no roteamento <i>greedy</i> reativo (<i>broadcast</i>) devido a colisões	p. 79
FIGURA 5.2	Cenário onde possivelmente ocorrerá replicação de pacotes para roteamento <i>greedy</i> reativo	p. 80
FIGURA 5.3	Área de exclusão de enlaces para formação de grafos planares por GG e RNG	p. 82
FIGURA 5.4	(a) Construção de grafo planar com RNG. (b) Falha na construção do grafo planar por RNG devido a uma obstrução.	p. 84
FIGURA 5.5	Exemplo de procedimento de cruzamento de faces realizado por GPSR. Figura adaptada de Sohraby, Monoly e Znati (2007).	p. 86
FIGURA 5.6	Cenário onde ocorre falha na entrega de um pacote pelo algoritmo <i>Boundhole</i> . Figura adaptada de Fang, Gao e Guibas (2004).	p. 88
FIGURA 5.7	Exemplo de encaminhamento de pacotes através do algoritmo AGPF. Figura adaptada de Blazevic et al. (2001).	p. 91
FIGURA 6.1	Distribuição de profundidades em um determinado cenário	p. 95
FIGURA 6.2	Procedimento de atualização de profundidades em caso de perda de conectividade	p. 95
FIGURA 6.3	Distribuição de profundidade em um cenário real. Exemplo de encaminhamento geográfico <i>greedy</i> encontrando um nó vazio.	p. 98
FIGURA 6.4	Seleção da estação base para ECP pelo critério do ângulo	p. 99
FIGURA 6.5	Manipulação de vazio por ECP	p. 100
FIGURA 6.6	Manipulação de vazio por GFG	p. 101
FIGURA 6.7	Conexões por número de saltos com estações base posicionadas em 4 pontos de um determinado cenário.	p. 102
FIGURA 6.8	Malha de caminhos conhecidos formada pela utilização de 4 estações base em um determinado cenário.	p. 103

FIGURA 6.9	Exemplo de um retorno antecipado para modo geográfico <i>greedy</i> através do mecanismo do maior progresso utilizado no ECP	p. 105
FIGURA 6.10	Exemplo demonstrando as três situações onde deixa-se de obter progresso em direção ao destino por ECP	p. 106
FIGURA 6.11	Exemplo demonstrando as três situações onde deixa-se de obter progresso em direção ao destino por ECP	p. 106
FIGURA 7.1	Modelo de propagação <i>dual slope</i>	p. 111
FIGURA 7.2	Módulo de comunicação sem fio MRF24J40MA produzido pela <i>Microchip Technology Inc</i>	p. 112
FIGURA 7.3	Estrutura de RTOS integrado com uma pilha de protocolos de rede + aplicações	p. 114
FIGURA 7.4	(a) Diagrama de blocos de uma estação base conectada a um PC por USB. (b) Diagrama de blocos de um nó instalador.	p. 116
FIGURA 7.5	Diagrama de tempo da recepção de um pacote de dados pelo RTOS.	p. 116
FIGURA 7.6	Comportamento da corrente em uma estação base	p. 117
FIGURA 7.7	Interface desenvolvida em C# para visualizar dados da rede. Tela com mapa de nós e suas atividades.	p. 117
FIGURA 7.8	Interface desenvolvida em C# para visualizar dados da rede. Tela com os vizinhos da estação base.	p. 118
FIGURA 7.9	Diagrama de blocos do relé fotoelétrico desenvolvido	p. 119
FIGURA 7.10	Protótipo do relé fotoelétrico desenvolvido	p. 119
FIGURA 7.11	Corrente em um relé fotoelétrico durante a aquisição e processamento dos dados	p. 120
FIGURA 7.12	Corrente em um relé fotoelétrico apresentando o tempo médio de aquisição dos dados de tensão e corrente	p. 120
FIGURA 7.13	Mensagem de manutenção da rede GPSAN	p. 123
FIGURA 7.14	Mensagem de encaminhamento de pacotes da rede GPSAN	p. 125
FIGURA 7.15	Mensagem da camada de aplicação da rede GPSAN	p. 128
FIGURA 7.16	Sequência de execução ao receber uma nova mensagem pela rede GPSAN	p. 129
FIGURA 7.17	Mensagem de medição simples utilizando o perfil de energia inteligente	p. 130
FIGURA 8.1	Desempenho de roteamento do algoritmo GFG e da abordagem híbrida ECP+GFG, onde o valor 1.0 representa o caminho topológico ótimo. As estações base do protocolo de roteamento ECP+GFG foram distribuídas uniformemente, variando-se de uma a quatro estações base.	p. 135
FIGURA 8.2	Mapa de energia da rede utilizando-se GFG como estratégia de encaminhamento de pacotes para um cenário hipotético	p. 136

- FIGURA 8.3 Mapa de energia da rede utilizando-se ECP+GFG como estratégia de encaminhamento de pacotes para um cenário hipotético p. 137
- FIGURA 8.4 Percentual de pacotes entregues com sucesso para os algoritmos GFG e *greedy*-ECP-GFG, variando o raio de alcance dos rádios entre 60 e 100 metros (conectividade média de 3 a 7 nos cenários gerados). p. 138
- FIGURA 8.5 (a) Exemplo de encaminhamento de um pacote pela técnica combinada (ECP/roteamento por faces) e somente por faces, quando utilizando GG para a planarização. (b) Encaminhamento de um pacote por ECP/roteamento por faces utilizando RNG para a planarização. . . . p. 140
- FIGURA 8.6 Distribuição de profundidades normalmente obtida na planta teste da rede GPSAN e comportamento de rotas ECP com esta distribuição . . . p. 143

LISTA DE TABELAS

TABELA 3.1	Especificações das duas camadas físicas do padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 45
TABELA 4.1	Conteúdo de mensagem RREQ do protocolo AODV	p. 60
TABELA 4.2	Conteúdo de mensagem RREP do protocolo AODV	p. 61
TABELA 4.3	Conteúdo de mensagem RREQ do protocolo AODV modificado utilizado pelo ZigBee	p. 62
TABELA 4.4	Conteúdo de mensagem RREP do protocolo AODV modificado utilizado pelo ZigBee	p. 63
TABELA 7.1	Perfis de aplicação desenvolvidos para a rede GPSAN	p. 128
TABELA 7.2	Comandos desenvolvidos para os perfis de aplicação da rede GPSAN	p. 130

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

ACK	<i>Acknowledgement</i> (confirmação de recebimento)
AGPF	<i>Anchored Geodesic Packet Forwarding</i> (encaminhamento de pacotes geodésico ancorado)
AMI	<i>Advanced Metering Infrastructure</i> (infra-estrutura de medição avançada)
ANATEL	Agência Nacional de Telecomunicações do Brasil
AODV	<i>Ad-Hoc On Demand Distance Vector</i> (Vetor de distâncias por demanda para redes Ad hoc)
BMP	<i>Boundary Mapping Protocol</i> (protocolo de mapeamento de fronteira)
BRTOS	<i>Brazilian Real Time Operating System</i> (sistema operacional de tempo real brasileiro)
BSR	<i>Boundary State Routing</i> (roteamento por estado das fronteiras)
CCA	<i>Clear Channel Assessment</i> (avaliação de canais livres)
CDC	<i>Communications Device Class</i>) (classe de dispositivos de comunicação)
CDMA	<i>Code Division Multiple Access</i> (acesso múltiplo por divisão de código)
CR	<i>Compass Routing</i> (roteamento compasso)
CRC	<i>Cyclic redundancy check</i> (verificação de redundância cíclica)
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance</i> (acesso múltiplo com detecção de portadora / prevenção de colisão)
DAG	<i>Directed Acyclic Graph</i> (grafo acíclico dirigido)
DAO	<i>Destination Advertisement Object</i> (objeto de anúncio de destino)
DIO	<i>DODAG Information Object</i> (objeto de informação do DODAG)
DODAG	<i>Destination Oriented DAG</i> (DAG orientado ao destino)
DSR	<i>Dynamic Source Routing</i> (roteamento de fontes dinâmicas)
DUA	<i>Distance Upgrading Algorithm</i> (algoritmo de atualização de distância)
ECP	Encaminhamento Coordenado por Profundidade

Lista de Abreviaturas e Siglas

ETX	<i>Expected Transmission Count</i> (contador de transmissão esperada)
FCS	<i>Frame Check Sequence</i> (sequencia de verificação de quadro)
FFD	<i>Full Function Devices</i> (dispositivos de função completa)
GDU	Grafo de disco unitário
GFG	<i>Greedy-Face-Greedy</i> (roteamento guloso-por faces-guloso)
GG	<i>Gabriel Graph</i> (grafo de gabriel)
GOAFR	<i>Greedy Other Adaptive Face Routing</i> (roteamento adaptativo por faces combinado com roteamento guloso)
GPS	<i>Global Position System</i> (sistema de posicionamento global)
GPSAN	<i>Global Position Sensor and Actuator Network</i> (Rede de sensores e atuadores com posicionamento global)
GPSR	<i>Greedy Perimeter Stateless Routing</i> (roteamento guloso de perímetro sem armazenamento de estado)
GPVFR	<i>Greedy Path Vector Face Routing</i> (roteamento guloso combinado com roteamento por faces com caminho vetorial)
GTS	<i>Guaranteed Time Slot</i> (janela de tempo garantida)
ID	Identificação do nó
IETF	<i>Internet Engineering Task Force</i> (força tarefa de engenharia da internet)
IP	<i>Internet Protocol</i> (protocolo de internet)
LLC	<i>Logical Link Control</i> (controle de enlace lógico)
LLN	<i>Low power and Lossy Networks</i> (redes de baixo consumo com enlaces instáveis)
LQI	<i>Link Quality Indicator</i> (indicador de qualidade de enlace)
MAC	<i>Medium Access Control</i> (controle de acesso ao meio)
MHR	<i>MAC Header</i> (cabeçalho MAC)
MRC	<i>Maximum Radio Combining</i> (combinação de máxima razão)
MRF	<i>Most Forward within Radius</i> (maior progresso dentro raio de alcance)
NFP	<i>Nearest Forward Progress</i> (progresso de encaminhamento mais próximo)
OSI	<i>Open Systems Interconnection</i> (interconexão de sistemas abertos)
PAGER-M	<i>Partial-partition Avoiding Geographic Routing-Mobile</i> (roteamento geográfico evitando partições parciais em redes móveis)

Lista de Abreviaturas e Siglas

PHY	<i>Physical Layer</i> (camada física)
PN	<i>Pseudo-Noise</i> (pseudo-ruído)
PRR	<i>Packet Reception Rate</i> (taxa de recepção de pacotes)
PSDU	<i>Physical layer Service Data Unit</i> (unidade de dados dos serviços da camada física)
PWM	<i>Pulse Width Modulation</i> (modulação por largura de pulso)
RERR	<i>Route Error</i> (erro de rota)
RF	Radiofrequência
RFD	<i>Reduced Function Devices</i> (dispositivos de função reduzida)
RNG	<i>Relative Neighborhood Graph</i> (grafo da vizinhança relativa)
RPL	<i>Routing Protocol for LLNs</i> (protocolo de roteamento para LLNs)
RREP	<i>Route Reply</i> (resposta de rota)
RREP-ACK	<i>Route Reply Acknowledgment</i> (reconhecimento de resposta de rota)
RREQ	<i>Route Request</i> (requisição de rota)
RSASF	Redes de Sensores e Atuadores Sem Fio
RSSF	Redes de Sensores Sem Fio
RSSI	<i>Received Signal Strength Indicator</i> (indicador de intensidade de sinal recebido)
SGF	<i>Symmetric Geographic Forwarding</i> (encaminhamento geográfico simétrico)
SNR	<i>Signal-to-Noise Ratio</i> (relação sinal/ruído)
SPI	<i>Serial Peripheral Interface</i> (interface serial para periféricos)
SUN	<i>Smart Utility Networks</i> (redes inteligentes de concessionárias)
TCP	<i>Transmission Control Protocol</i> (protocolo de controle de transmissão)
TLR	<i>Terminode Local Routing</i> (roteamento local do terminode)
TORA	<i>Temporally Ordered Routing Algorithm</i> (algoritmo de roteamento temporariamente ordenado)
TRR	<i>Terminode Remote Routing</i> (roteamento remoto do terminode)
UDP	<i>User Datagram Protocol</i> (protocolo de datagrama de usuário)
UTM	<i>Universal Transverse Mercator</i> (sistema universal transverso de Mercator)

Lista de Abreviaturas e Siglas

WPAN	<i>Wireless Personal Area Networks</i> (rede de área pessoal sem fio)
WRP	<i>Wireless Routing Protocol</i> (protocolo de roteamento sem fio)
ZRP	<i>Zone Routing Protocol</i> (protocolo de roteamento por zona)

1 INTRODUÇÃO

A chegada da era da informação tem transformado os mundos da educação, negócios e entretenimento além do imaginável. Conduzido pela revolução na eletrônica e nas telecomunicações, o estilo de vida moderno é cercado de atividades totalmente automatizadas e, devido a este motivo, mais eficientes (CONTI, 2006). Entretanto, estes recursos de tecnologia de comunicação e informação ainda são pouco aproveitados na infraestrutura de serviços públicos essenciais.

Com o intuito de integrar estas novas tecnologias de comunicação ao defasado sistema elétrico de potência, surgiu o conceito de *smart grids*, que em termos gerais é a aplicação de redes de comunicação de dados, sensores e atuadores ao sistema de transmissão e distribuição de energia elétrica. Entre os principais objetivos dos *smart grids* estão a melhoria na qualidade do serviço prestado e a adequação do sistema elétrico às novas tendências de mercado, como as tarifas dinâmicas (DIVAN; JOHAL, 2006; TSOUKALAS; GAO, 2008; KRISHNAN, 2008).

Atualmente (2012) não existe um consenso em quais tecnologias e padrões devem ser utilizados como base para o futuro do *smart grid*. Os vários grupos trabalhando nesta área (grupos de pesquisa, organizações da indústria, fabricantes) possuem visões diferentes e, muitas vezes incompatíveis, de como o *smart grid* deve evoluir. Não existe nem mesmo uma definição oficial para “redes inteligentes”. O consenso geral dentro da indústria é que a infraestrutura atual de transmissão e distribuição pode ser atualizada para um sistema interativo que tenha potencial de detectar problemas em tempo real, comunicá-los a uma central e automaticamente prevenir ou corrigir quaisquer falhas e perturbações devido a este problema (CONTI, 2006).

Um dos pontos mais indefinidos neste contexto está na área de padrões de comunicação para *smart grids*, onde existem diversas soluções sendo propostas: comunicação por rede elétrica, redes de celulares, redes sem fio, fibra ótica, entre outras. Diante das características desta variedade de soluções, uma abordagem interessante pode ser o uso

de múltiplas tecnologias para construir um *smart grid* capaz de prover o maior número possível de funcionalidades.

Derivado das idéias propostas no *smart grid* surgiram os primeiros esboços das redes inteligentes de concessionárias de serviços públicos (SUN - *smart utility networks*) (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2011), também conhecidas como redes urbanas de comunicação. Uma SUN é uma rede ubíqua que facilita a gestão de serviços públicos como eletricidade, gás natural, água e esgoto. Baseado neste conceito, em um futuro próximo, sensores e atuadores serão utilizados em ambientes urbanos para melhorar as condições de vida da população, monitorar as condições climáticas e fiscalizar o cumprimento das cada vez mais rigorosas leis ambientais. Estes dispositivos irão medir e reportar uma ampla variedade de dados, como os dados de medições de água, gás e energia, condições climáticas, poluição, entre outros (DOHLER et al., 2009).

Os medidores inteligentes de energia elétrica já estão se tornando uma realidade. Estes medidores possuem funcionalidades avançadas, como medir a qualidade da energia elétrica entregue aos clientes, informar dados atualizados de consumo, informar automaticamente a detecção de condições de alarme, entre outras. Ainda, podem ser capazes de funcionalidades interativas, que podem acionar um dispositivo atuador, como a desconexão remota do sistema provedor do serviço. Essas características tornam os medidores inteligentes atuais em sensores/atuadores. Cenários mais avançados incluem controle de demanda para gerenciar picos de consumo e monitoramento da infraestrutura do sistema de distribuição de energia. Dispositivos capazes de prover estes serviços formam uma infraestrutura avançada de medição (AMI - *Advanced Metering Infrastructure*). Futuramente os medidores de água e gás participarão desta infraestrutura de medição.

Os dispositivos sensores irão executar aplicações que tipicamente coletam dados relevantes e os enviam para centros de processamento através da AMI. Estes sensores geralmente não serão móveis, pois os dados adquiridos normalmente são referentes a um determinado local.

Nas idéias apresentadas e discutidas para redes SUN, os atuadores serão dispositivos ativos utilizados no controle de uma série de sistemas existentes nos centros urbanos, como o tráfego de veículos através de semáforos e a iluminação pública através de lâmpadas e reatores. Estes dispositivos atuadores executarão aplicações que recebem instruções de um centro de gerenciamento ou tomarão decisões baseadas nos dados emitidos por dispositivos sensores. A quantidade de atuadores normalmente será bem inferior a de sensores. No entanto, certos dispositivos sensores poderão incluir componentes atuadores

(por exemplo, um medidor de energia elétrica pode suportar um serviço de desconexão remota). Da mesma forma que os sensores, é provável que a maioria dos atuadores sejam estáticos.

Espera-se que a maioria dos dispositivos sensores/atuadores irá utilizar comunicação sem fio, sob uma grande variedade de padrões, como IEEE 802.15.4TM, IEEE 802.11TM, IEEE 802.15.1TM, etc. O alcance limitado dos rádios e o grande número de dispositivos requer o uso de protocolos de roteamento adequados. O projeto destes protocolos deverá considerar os recursos limitados característicos de dispositivos de baixo custo e as particularidades das aplicações de redes urbanas *outdoor* (DOHLER et al., 2009). Estas características tornam as redes de sensores e atuadores sem fio (RSASF) ótimas candidatas para a implementação de SUNs.

A quantidade de sensores e atuadores implantados em um ambiente urbano para uma aplicação específica pode facilmente atingir a ordem de centenas a milhares de dispositivos. A localização destes dispositivos é aleatória dentro de determinadas restrições topológicas, por exemplo, a instalação ao longo de estradas, rios ou residências. Ainda, a distância física entre sensores e atuadores de uma mesma aplicação pode facilmente atingir centenas de metros a quilômetros, exigindo que os protocolos de roteamento suportem comunicação por múltiplos saltos para gerenciar o fluxo de informação. Os enlaces entre estes dispositivos poderão ser voláteis devido a diversos motivos, como erros na decodificação dos pacotes causados por interferência no canal utilizado, colisões, flutuações no sinal de radiofrequência (RF), etc. Estes problemas trazem efeitos colaterais graves para uma rede, podendo inclusive causar desconexões e, conseqüentemente, falha na entrega de pacotes de dados.

A diversidade de aplicações, juntamente com áreas urbanas tipicamente grandes, facilmente produzirão redes extremamente complexas, formadas por milhares de dispositivos. Portanto, um dos critérios mais importantes para o projeto de redes urbanas de comunicação é a escalabilidade. Os protocolos de roteamento empregados deverão ser escaláveis e suportar um número elevado e crescente de dispositivos, evitando a deterioração do desempenho destas redes da melhor forma possível.

Assim, o autor tem como objetivo oferecer contribuições relevantes na área de protocolos de rede para redes de sensores e atuadores sem fio, que permitam sua aplicação em redes urbanas de comunicação. Entre as contribuições estão uma análise aprofundada nas técnicas de acesso ao meio e protocolos de rede existentes, bem como propostas de modificações nestes protocolos que venham a contribuir para o desenvolvimento de SUNs

mais robustas e confiáveis.

1.1 Motivação

As redes de sensores e atuadores sem fio têm recebido grande atenção da indústria e da academia, devido principalmente a ampla gama de cenários em que podem ser empregadas. A possibilidade de sua utilização para viabilizar novas idéias, como os *smart grids* e as SUNs, as coloca ainda mais em evidência. No entanto, atualmente ainda existem muitos desafios que limitam ou, até mesmo, impossibilitam o uso de RSASFs em muitas das aplicações vislumbradas. Dentre estes desafios estão os impostos pelas técnicas de acesso ao meio e pelos algoritmos de roteamento existentes. Redes de sensores e atuadores sem fio são uma classe especial de redes de comunicação, onde existe forte impacto das camadas físicas e de acesso ao meio no desempenho dos algoritmos de roteamento. Portanto, existe a necessidade de se propor técnicas e protocolos mais eficientes, que considerem em sua concepção as restrições que as mais variadas aplicações possam impor, bem como a inter-relação existente entre as camadas de protocolos empregados nestas redes.

1.2 Objetivos

O principal objetivo do autor neste trabalho é o desenvolvimento de algoritmos de roteamento para redes de sensores e atuadores sem fio de grande escala, permitindo a aplicação desta tecnologia na implantação de redes urbanas de comunicação. Para tal, os seguintes objetivos secundários são elencados:

- explorar as principais características e limitações das redes de sensores e atuadores sem fio, principalmente em cenários de grande escala;
- apresentar os modelos utilizados em RSASF para descrever o alcance e a dinâmica de enlaces de radiofrequência, probabilidade de recepção, entre outros;
- analisar o impacto da camada física e da subcamada de acesso ao meio de padrões usualmente utilizados em RSASFs, como o padrão IEEE 802.15.4TM;
- desenvolver algoritmos de roteamento geográfico e regras de manutenção de informações topológicas para RSASFs, que viabilizem sua utilização em redes urbanas de comunicação;

- implementar os algoritmos desenvolvidos e os algoritmos utilizados para comparação de desempenho em simuladores para RSASF;
- implementar em linguagem C uma pilha de protocolos para RSASF que utilize os algoritmos desenvolvidos e seja integrada a um sistema operacional de tempo real;
- avaliar o desempenho dos algoritmos propostos através de simulação e em uma rede montada em laboratório, comparando-os aos algoritmos de roteamento geográfico existentes na literatura.

1.3 Principais contribuições

As principais contribuições neste trabalho são listadas a seguir:

- análise das principais técnicas de acesso ao meio empregadas em redes de sensores e atuadores sem fio;
- análise das técnicas de encaminhamento de pacotes (roteamento) existentes na literatura para redes de sensores e atuadores sem fio, enfatizando seus benefícios e suas limitações para a implantação de redes de grande escala;
- concepção de algoritmos de roteamento mais eficientes para redes de sensores e atuadores sem fio de grande escala, que possibilitem a aplicação desta tecnologia em redes urbanas de comunicação;
- formulação de conjuntos de regras que auxiliem na manutenção da estrutura e topologia de redes urbanas utilizando RSASFs, provendo informações relevantes, como confiabilidade de enlaces;
- análise de resultados não apenas por simulação, mas também através de uma planta experimental.

1.4 Organização textual

No primeiro capítulo este trabalho é contextualizado e suas motivações e objetivos são elencados. O conceito de redes urbanas de comunicação é abordado e a importância das redes de sensores e atuadores para estas redes é enfatizada. A escalabilidade necessária para a implantação de redes urbanas é evidenciada e os problemas em obtê-la são destacados.

O segundo capítulo apresenta uma breve revisão sobre redes de sensores e atuadores sem fio, apresentando os modelos utilizados em simulações e métricas de qualidade dos enlaces de redes com comunicação sem fio. Ainda, na última seção, discute-se as características de protocolos centralizados e distribuídos nestas redes. No terceiro capítulo se introduz o padrão de comunicação sem fio IEEE 802.15.4TM, atualmente o mais adequado e promissor protocolo de camada física e de acesso ao meio para aplicação em redes de sensores e atuadores sem fio. Neste capítulo discute-se o impacto deste padrão em protocolos de roteamento, principalmente em cenários de grande escala.

A partir do quarto capítulo apresenta-se o estado da arte dos protocolos de roteamento para RSASFs, que é o foco principal do trabalho. As principais características e funcionalidades destes protocolos são abordadas, demonstrando-se as características que favorecem o uso de protocolos de roteamento geográfico em redes de grande escala. Em seguida, no quinto capítulo discute-se o modo de operação e as principais limitações dos algoritmos de encaminhamento geográfico existentes na literatura. No sexto capítulo é apresentada a técnica de roteamento híbrida proposta neste trabalho, destacando seu modo de operação e suas principais características.

O sétimo capítulo apresenta os resultados experimentais obtidos, tanto em simulação quanto em uma planta teste. Informações sobre o simulador utilizado e os cenários de teste são expostas, bem como uma breve descrição dos protótipos e da planta desenvolvida para testes. Finalmente, no último capítulo, a presente Tese é concluída com uma discussão sobre os resultados apresentados.

2 REDES DE SENSORES E ATUADORES SEM FIO

Neste capítulo apresenta-se os principais conceitos relacionados às redes de sensores e atuadores sem fio, enfatizando os modelos utilizados em simulações e as métricas de qualidade e dinâmica dos enlaces de redes de sensores e atuadores com comunicação sem fio. Ainda, na última seção, discute-se as características de protocolos centralizados e distribuídos nestas redes.

2.1 Definição de redes de sensores e atuadores sem fio

Uma rede de sensores é composta por dispositivos conhecidos como nós sensores, que contenham sensores, uma unidade de processamento e elementos de comunicação. Esses dispositivos permitem observar e reagir a eventos e fenômenos em um ambiente específico. O ambiente pode ser o mundo físico, um sistema biológico ou uma estrutura de tecnologia da informação. Aplicações típicas para redes de sensores incluem monitoramento de ambientes (tráfego, segurança, etc.), gestão de infraestrutura (sistema de transmissão e distribuição de energia, distribuição de água e gás, etc.), coleta de dados (temperatura, umidade, níveis de poluentes, etc.), telemetria médica, aplicações militares, entre muitas outras (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007; NAYAK; STOJMENOVIC, 2010).

A maioria das aplicações consideradas contém somente um nó *sink* (conhecido por termos como agregador, coordenador ou estação base), que é normalmente estático. Estações base em redes de sensores sem fio (RSSF) são nós responsáveis por iniciar uma rede, bem como coletar, processar e analisar a informação dos sensores para aplicações específicas. As estações base podem ser conectadas a outras redes, por exemplo, a internet (estas conexões podem ser realizadas através de comunicação cabeada ou sem fio). Desta forma, usuários do sistema podem acessar os dados disponíveis através da internet a qualquer momento. Tanto cenários com somente uma estação base quanto cenários com

múltiplas estações base foram abordados na literatura (SILVA et al., 2009; HUANG; CHENG; SHU, 2010; AWANG, 2011).

Devido à facilidade de instalação em ambientes inóspitos e com pouco acesso, as redes de sensores utilizando comunicação sem fio vêm sendo cada vez mais aplicadas aos mais diferentes cenários. A facilidade de instalação deve-se a estas redes não necessitarem de estruturas de cabeamento e configurações individuais para iniciar uma rede. Estas redes possuem características únicas, como por exemplo: preocupações com consumo de energia, baixo ciclo de trabalho, fluxo de dados concentrados, processamento distribuído, entre outros. Conseqüentemente, novas metodologias de projeto são necessárias nestas e em muitas outras áreas envolvidas no projeto de uma rede de sensores.

Recentemente as redes de sensores evoluíram para redes de sensores e atuadores sem fio (RSASF), que são capazes não só de observar o ambiente, mas também processar os dados adquiridos e tomar decisões baseadas nestas informações (AKYILDIZ; KASIMOGLU, 2004). Diferente das RSSFs, onde a comunicação é realizada entre os sensores e um concentrador de informação, em RSASFs, interações sensor-atuador e atuador-atuador podem ocorrer. Um exemplo desse tipo de rede pode ser aplicada a iluminação pública, onde certos nós da rede possuem funções de observação (medição de consumo e luminosidade) e outros nós podem ter funções de atuador (por exemplo, dimerização).

As redes de sensores e atuadores podem ser classificadas em duas categorias (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007):

- Categoria 1 - quase sempre baseadas em redes em malha com conectividade *multi-hop*, utilizando roteamento dinâmico;
- Categoria 2 - redes ponto-a-ponto ou multiponto-a-ponto (topologia em estrela) com conectividade *single-hop*, utilizando roteamento estático.

As RSASFs de categoria 1 suportam aplicações altamente distribuídas e com alta contagem de nós, enquanto que as redes de categoria 2 são mais utilizadas em ambientes menores como casas, prédios e fábricas de pequeno porte. Atualmente o padrão IEEE 802.15.4TM é o padrão de fato para redes de sensores e atuadores sem fio de categoria 1. Os dispositivos que utilizam este padrão tem como característica uma baixa largura de banda (atingindo no máximo 250 Kb/s), curto alcance (geralmente menor que 150m), memória escassa, capacidade de processamento limitada, entre outras características de dispositivos de baixo custo.

Redes que utilizam o padrão IEEE 802.15.4TM suportam topologias em estrela, árvore

e em malha (representadas na figura 2.1). Entretanto o padrão não define como estas topologias podem ser formadas e mantidas. Se considerarmos o modelo OSI (*Open Systems Interconnection*) como referência, o padrão IEEE 802.15.4TM define a camada física (PHY - *Physical Layer*) e a subcamada de acesso ao meio (MAC - *Medium Access Control*), como apresentado na figura 2.2.

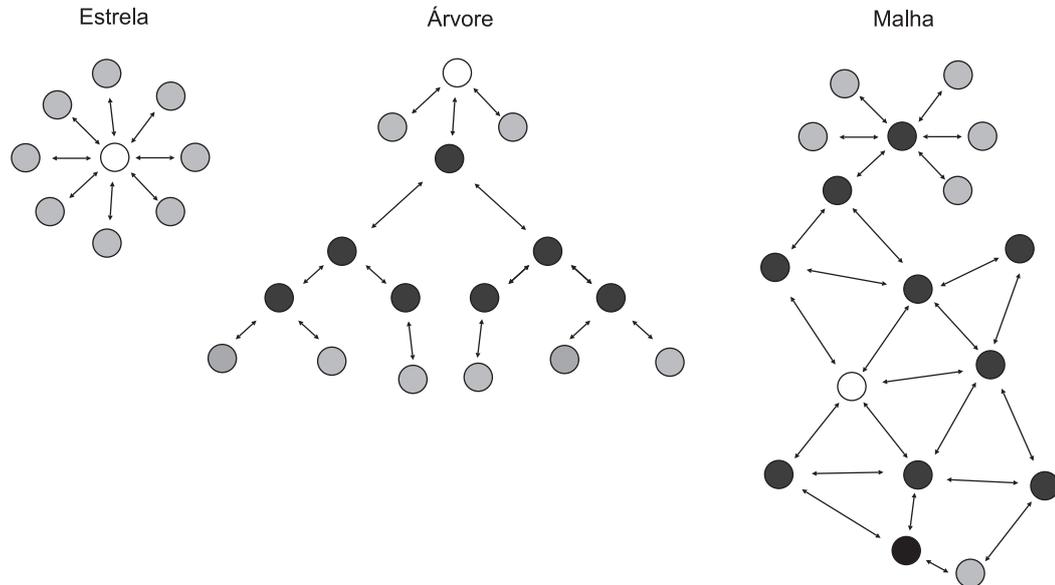


Figura 2.1 - Topologias de rede suportadas pelo padrão IEEE 802.15.4TM

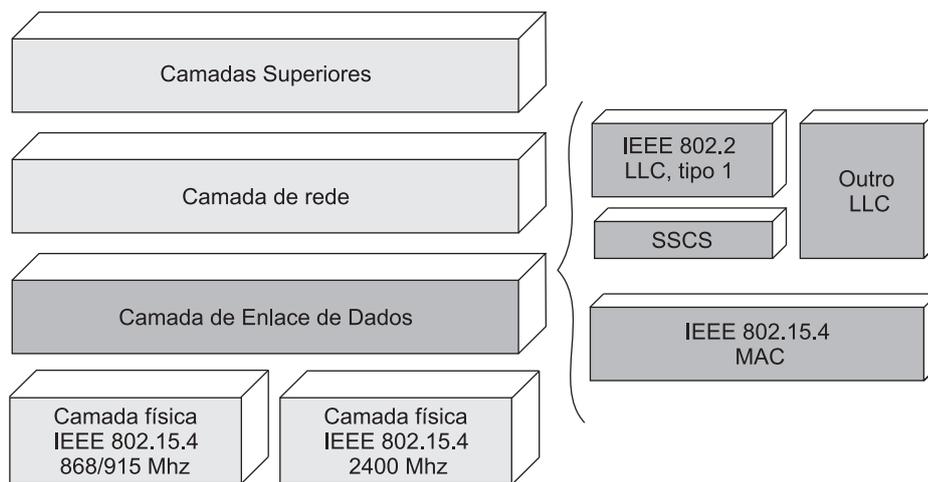


Figura 2.2 - Estrutura do IEEE 802.15.4TM aplicada ao modelo de referência OSI

O processo de formação e manutenção da rede e o roteamento *multi-hop* em uma rede com topologia em malha devem ser realizados pela camada de rede do protocolo utilizado. Nestas redes os dados de um sensor e/ou atuador geralmente necessitam de vários saltos para encontrar seu destino. Uma grande variedade de protocolos foi desenvolvida

com o intuito de realizar estas tarefas. Entretanto, estes protocolos existentes podem não satisfazer os requisitos de roteamento *multi-hop* para uma determinada aplicação (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007).

O roteamento de pacotes em redes sem fio, utilizando topologia em malha, pode se tornar um problema mais complexo que o roteamento em redes de alto desempenho (6LoWPAN WORKING GROUP, 2011). Estas redes requerem otimização de consumo de energia e operação estável em ambientes ruidosos e com baixa confiabilidade nos enlaces. Tais requisitos são difíceis de serem satisfeitos ao mesmo tempo.

Além destes requisitos, pode-se citar como características básicas para protocolos utilizados em redes de sensores e atuadores sem fio: baixa sobrecarga nos pacotes de dados e de roteamento e baixa ocupação de recursos de memória e de poder computacional. Estas características criaram novos desafios em se obter protocolos de roteamento robustos e confiáveis.

As características específicas de uma aplicação afetam o desenvolvimento de um algoritmo de roteamento. Entretanto, várias aplicações podem apresentar características técnicas similares. Por exemplo, um sistema de iluminação de ambientes para residências necessita de escalabilidade tanto quanto milhares de nós em uma rede urbana de iluminação pública.

2.2 Comunicação de dados em RSASFs

Redes de sensores e atuadores sem fio possuem as mais variadas aplicações. Cada uma destas aplicações possui um ou mais modos de comunicação de dados, sendo que entre os principais modos estão: comunicação guiada por evento (*event-driven*), periódica e sob demanda. No modo de comunicação guiado por evento os sensores enviam os dados de sensoriamento para uma estação base ou para atuadores no momento em que um determinado evento é detectado (por exemplo, sensores de detecção de incêndio somente irão se comunicar no momento em que um foco de incêndio for detectado). Já no modo de relatório de dados periódicos, nós sensores coletam informações em um tempo pré-determinado e enviam estes dados periodicamente para uma estação base (exemplos de dados enviados periodicamente são dados climáticos, como temperatura e umidade). No modo de comunicação sob demanda é necessário que um usuário ou o próprio sistema de gerenciamento decida quando os dados serão coletados e transmitidos. Neste modo qualquer nó participante da rede envia uma mensagem requisitando um determinado

conjunto de dados e espera por estes dados serem transmitidos no formato solicitado.

Comunicações guiadas por eventos são comumente utilizadas em cenários que necessitam de resposta em tempo real. Isto significa que a latência na transmissão dos dados é um dos principais problemas nestas aplicações. A comunicação guiada por eventos é utilizada em aplicações militares, industriais e até mesmo de monitoramento ambiental. Um exemplo típico de aplicação militar para redes de sensores é implantar uma rede para detectar tropas em um campo de batalha. Neste cenário os distúrbios (vibração, ruído, luz artificial, etc) gerados por uma tropa em movimento podem ser detectados e utilizados para informar sobre localização e velocidade de avanço das tropas. Em indústrias este tipo de comunicação é utilizada para monitorar vazamento de gases ou líquidos tóxicos. No monitoramento ambiental, RSSF são comumente implantadas para monitorar incêndios em florestas, informando o quanto antes um incêndio, de forma a evitar grandes queimadas de mata nativa.

As comunicações de dados periódicas normalmente não requerem a entrega dos dados para a estação base com tanta urgência quanto as comunicações guiadas por eventos. A comunicação periódica pode ser separada em dois modos de operação: coleta de dados e agregação de dados. No modo de coleta de dados os dados adquiridos são encaminhados para uma estação base e/ou atuador sem alterações no caminho em direção ao destino, através de um algoritmo de roteamento por múltiplos saltos. Esse modo é utilizado quando os dados adquiridos são relativos a sensores com dados completamente independentes de outros sensores na aplicação ou quando os dados são fortemente relacionados com a posição em que foram adquiridos. No entanto, existem aplicações onde os dados coletados por sensores podem ser redundantes ou correlacionados. Nestes casos a agregação de dados é utilizada para combinar os dados provenientes de diferentes nós sensores, eliminando redundâncias nos dados e minimizando o número de transmissões.

Estes modos de comunicação de dados impactam de diferentes formas em uma rede de sensores e atuadores sem fio, trazendo os mais variados desafios para sua implantação. Mesmo o modelo mais tradicional e utilizado em RSASF, formado por uma rede de grande escala com dispositivos estáticos e uma estação base fixa, possui gargalos em seu desempenho. Um dos mais conhecidos é o desbalanceamento de carga que ocorre nestas redes, onde nós localizados próximos da estação base possuem um tráfego de dados muito mais intenso do que nós posicionados na periferia. Este tipo de problema parece não ter solução viável a menos que o modelo seja alterado. Algumas abordagens são investigadas na literatura, como por exemplo redes com múltiplas estações base, estações base móveis, etc. (NAYAK; STOJMENOVIĆ, 2010). Entretanto, estas modificações geralmente complicam

as tarefas a serem executadas pelos protocolos da camada de rede.

2.3 Modelos de redes sem fio

A comunicação sem fio por múltiplos saltos em redes utilizando dispositivos com mesmo raio de alcance possui uma modelagem extremamente simples, comumente conhecida por grafo de disco unitário (GDU). O GDU é uma simplificação muito útil da camada física de uma rede sem fio, onde dois nós somente se comunicam se a distância entre eles for igual ou menor a r , onde r é o raio de transmissão do rádio utilizado. Nós que possuem comunicação direta são definidos como nós adjacentes ou nós vizinhos. Nota-se que na modelagem GDU, r deve ser fixo e igual para todos os nós pertencentes a rede. As redes de comunicação sem fio em que o raio de alcance é fixo são chamadas de redes homogêneas (NAYAK; STOJMENOVIC, 2010).

A contagem de saltos pode ser utilizada como uma métrica de roteamento em GDUs, sendo definida como o número de saltos de um nó para outro nó da rede. A contagem de saltos entre dois nós adjacentes é de 1. Em redes homogêneas, como é o caso de redes representadas por um GDU, a rota com a menor contagem de saltos da fonte para o destino garante o mínimo consumo de energia e a menor latência de transmissão. A figura 2.3 ilustra um exemplo de GDU, onde a contagem de saltos do nó S para o nó D é 5.

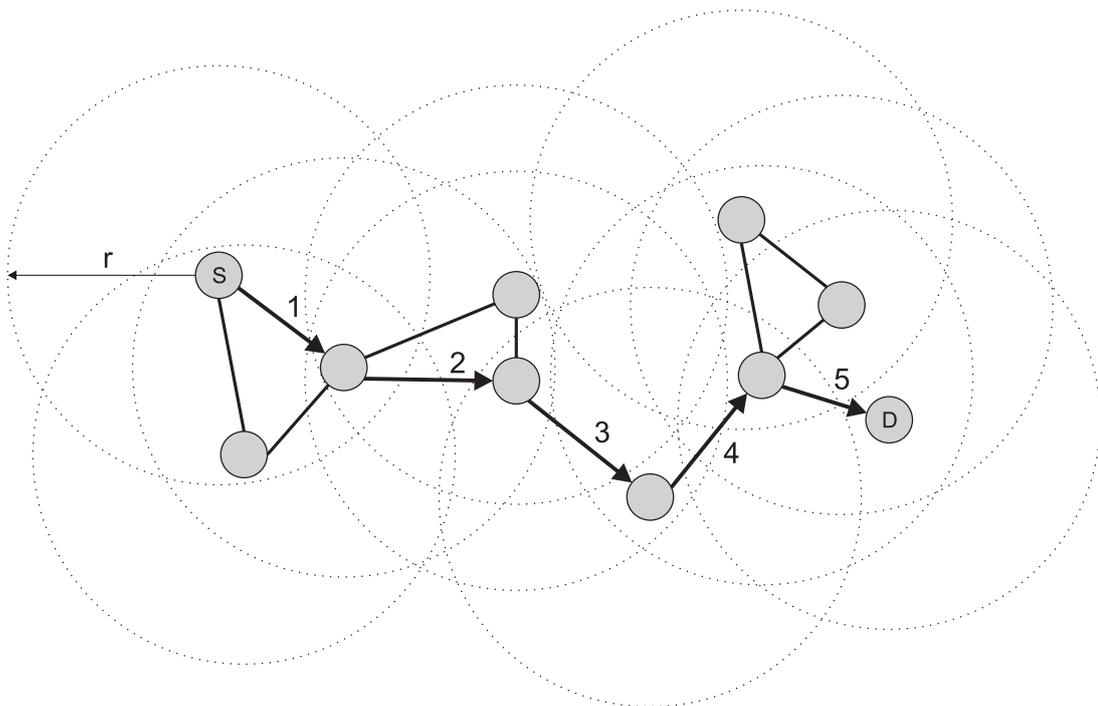


Figura 2.3 - Exemplo de diagrama de disco unitário com raio r . Neste exemplo é necessário 5 saltos para transmitir um dado de S para D .

Apesar da métrica por saltos parecer energeticamente eficiente, redes heterogêneas são mais eficientes em consumo de energia. Neste tipo de rede a potência de transmissão do rádio pode ser ajustada dinamicamente, o que permite o ajuste ótimo da potência de transmissão entre dois nós. Para entender como a potência de transmissão pode ser ajustada é necessário definir um modelo para o canal de rádio. Tipicamente, as variações em um canal de rádio são caracterizadas estatisticamente e agrupadas em dois grandes grupos: variações de grande escala e variações de pequena escala. Modelos de propagação de grande escala são utilizados para prever a potência média de sinal recebido em uma transmissão de dados. Modelos de sinais de pequena escala caracterizam rápidas flutuações na intensidade do sinal recebido em curtas distâncias (RODOPLU; MENG, 1999).

Normalmente um receptor de comunicação sem fio é projetado para evitar problemas devido a variações de pequena escala. Uma das formas de se minimizar estes efeitos é coletar o fluxo dos mesmos dados que tenham percorrido caminhos diferentes. Uma técnica largamente difundida é o receptor RAKE em sistemas de comunicação com espalhamento espectral, que coleta componentes de múltiplos caminhos atrasados de intervalos de tempo de pelo menos um período de um símbolo (RAPPAPORT, 2008; HAYKIN; MOHER, 2008). Estes componentes são então combinados / correlacionados através de uma técnica conhecida como combinação de máxima razão (MRC - *maximum ratio combining*). Através desta técnica os componentes multicaminho são combinados de forma ótima. Portanto, em sistemas de comunicação bem projetados o único parâmetro utilizado pelas camadas superiores para o ajuste da potência de transmissão é a intensidade do sinal recebido, que é determinada somente pelo caminho percorrido pelo sinal.

Nos modelos de perda no caminho de propagação a perda de sinal normalmente depende da altura das antenas e da distância entre transmissor / receptor. Se assumirmos que os dispositivos de uma rede possuem antenas dispostas em alturas similares, o modelo de perda de propagação pode ser baseado somente na distância percorrida pelo sinal. O modelo mais difundido de perda de sinal por distância de propagação determina que a potência de transmissão decai pela razão $1/d^n$, onde $n \geq 2$ para modelo de propagação *outdoor*. A partir deste modelo de perda de sinal foram propostos modelos simples para o consumo total de energia em uma transmissão. O modelo proposto em Stojmenovic e Lin (2001b) assume que a potência necessária para a transmissão e recepção de um sinal é dada por $u(d) = ad^n + c$, onde o fator constante c inclui a energia consumida no processamento computacional e processo de codificação / decodificação do sinal. Ainda, o coeficiente a pode ser ajustado para o ambiente, unidade de comprimento considerada, tamanho da unidade de sinal (*bit*, *byte*, *quadro*), etc.

Através do modelo descrito anteriormente pode-se determinar quando um nó transmissor S , que é capaz de transmitir um pacote de dados diretamente para o nó de destino D , pode economizar energia enviando o pacote para um nó intermediário A . A análise deve considerar o consumo de energia da transmissão direta de S para D em comparação a transmissão de S para A e o encaminhamento de A para D , sendo $|SD| = d$ e $|SA| = x$. Assim, a energia necessária para enviar um pacote diretamente de S para D é $e(d) = ad^n + c$, enquanto a energia necessária para enviar a mensagem por A é dada por

$$(ax^n + c) + (a(d - x)^n + c) = a(x^n + (d - x)^n) + 2c \quad (2.1)$$

Portanto, para a energia consumida na transmissão ser menor pelo nó intermediário do que diretamente para o nó de destino, a seguinte condição deve ser satisfeita:

$$a(x^n + (d - x)^n) + 2c < ad^n + c \quad (2.2)$$

e portanto,

$$g(x) = a(x^n + (d - x)^n - d^n) + c < 0 \quad (2.3)$$

O valor mínimo para $g(x)$ é obtido para $g'(x)=0$:

$$g'(x) = a(nx^{n-1} - n(d - x)^{n-1}) = 0 \quad (2.4)$$

Assim,

$$x^{n-1} = (d - x)^{n-1}, \quad x = d - x \quad \text{ou} \quad x = d/2. \quad (2.5)$$

O valor mínimo será < 0 se $g(d/2) < 0$, ou seja, a maior economia de energia é obtida quando o nó intermediário A está no meio dos nós S e D .

2.3.1 Modelos avançados e probabilidade de recepção

Apesar da maioria dos protocolos de camada de rede serem desenvolvidos a partir do modelo do grafo unitário, os simuladores utilizados para experimentar e validar estes protocolos implementam modelos de camada física e de acesso ao meio mais realísticos. O modelo GDU não é realístico por não considerar as variações de intensidade do sinal recebido em transmissões sem fio comentadas anteriormente. Portanto, as flutuações não determinísticas em um canal de rádio não podem ser ignoradas no projeto de protocolos de rede robustos para redes sem fio. Além da distância, a intensidade do sinal recebido

também depende de outros fatores como o ambiente (obstáculos, por exemplo) e o meio de transmissão. Um exemplo de interferência do meio de transmissão na intensidade de um sinal de rádio é o efeito da água na banda de frequência de 2,4 GHz. As frequências de rádio na banda de 2,4 GHz são fortemente atenuadas pela água (chuva, umidade, etc.), limitando significativamente o desempenho dos rádios que utilizam estas frequências (MILUZZO et al., 2008).

Os modelos de camada física existentes atualmente, como o modelo de sombreamento log-normal (STOJMENOVIC et al., 2005), estimam a probabilidade de receber um *bit* ou um pacote com base na intensidade de sinal, distância entre nós ou ainda derivada de estatísticas do número de *bits* ou pacotes trocados entre dois nós. Esses modelos realísticos de camada física normalmente utilizam uma função para representar a probabilidade de recepção de um pacote. A probabilidade de recepção de um pacote $p(x)$ no modelo de sombreamento log-normal depende do comprimento do pacote e da distância x entre dois nós. Já no modelo proposto por Nadeem e Agrawala (2004), a taxa de erros na transmissão de *bits* em um enlace é dada pela relação da potência do sinal recebido para o ruído do ambiente, onde a intensidade do sinal recebido depende da potência de transmissão, da altura em que as antenas utilizadas estão posicionadas e da distância em metros dos nós pertencentes ao enlace. Portanto, neste modelo a probabilidade de sucesso na transmissão é dependente da relação sinal/ruído (SNR - *signal-to-noise ratio*). Em Kuruvila, Nayak e Stojmenovic (2004) um SNR fixo foi assumido modificando-se a função de probabilidade de recepção $p(x)$ do modelo de sombreamento log-normal. O gráfico da figura 2.4 apresenta a resposta aproximada da função $p(x)$ nesta condição para um determinado cenário. Neste trabalho a função $p(x)$ foi utilizada para simular uma camada física mais realística. Como pode-se perceber no gráfico, a probabilidade de recepção de um pacote cai rapidamente a partir de uma certa distância entre os dois nós envolvidos no enlace.

2.4 Métricas de qualidade de enlaces em redes de sensores e atuadores sem fio

Métricas de qualidade de enlace são comumente utilizadas nos protocolos da camada de rede em redes sem fio. Entre as métricas mais conhecidas e utilizadas estão o indicador de intensidade do sinal recebido (RSSI - *received signal strength indicator*) e o indicador de qualidade de enlace (LQI - *link quality indicator*). O indicador de intensidade de sinal recebido é baseado na estimativa de potência do sinal recebido e é calculado sob um determinado número de períodos de símbolos (8 símbolos no padrão IEEE 802.15.4TM).

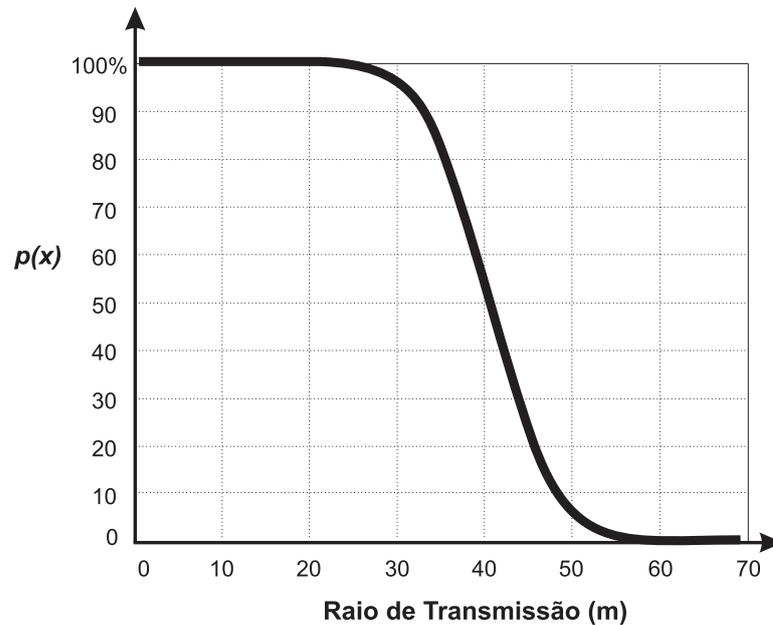


Figura 2.4 - Probabilidade de recepção de um pacote por raio de transmissão. Figura adaptada de Kuruvila, Nayak e Stojmenovic (2004).

Já o LQI pode ser visto como a taxa de erros dos *chips* recebidos e é normalmente calculada sob 8 *bits* a partir do começo do delimitador de um quadro. No padrão IEEE 802.15.4TM na banda de 2,4 GHz a taxa de *chips* é de 2Mchip/s e a taxa de *bits* é de 250 kb/s, ou seja, cada *bit* é representado por 8 *chips* (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2007). Na técnica de acesso múltiplo por divisão de código (CDMA - *Code Division Multiple Access*) cada *bit* é codificado utilizando-se uma chave de código que provoca o seu espalhamento espectral. Os códigos utilizados podem ser ortogonais (*Walsh*) ou PN (*Pseudo-noise*). Os *chips* são *bits* destes códigos, sendo que cada *bit* de dados é codificado em vários *chips*. Quanto mais dispositivos utilizarem um mesmo canal, maior será a interferência, até um limiar quando não é mais possível decodificar os dados nesse canal.

Na literatura encontram-se diversos experimentos que comparam a relação entre RSSI e LQI com a taxa de recepção de pacotes (PRR - *packet reception rate*) (SRINIVASAN; LEVIS, 2006; ZENNARO; HERVÉ; BAGULA, 2008; NAYAK; STOJMENOVIC, 2010). A PRR representa a relação entre os pacotes recebidos com sucesso e o total de pacotes transmitidos em um certo número de transmissões. Em vários trabalhos propostos na literatura afirma-se que existe uma forte correlação entre LQI e PRR (NAYAK; STOJMENOVIC, 2010). No entanto, trabalhos experimentais determinam que esta correlação só ocorre se a média dos valores de LQI é considerada (SRINIVASAN; LEVIS, 2006; ZENNARO; HERVÉ; BAGULA, 2008). Ainda, estes trabalhos contradizem o uso de LQI como métrica de qualidade de sinal, afirmando que RSSI é uma melhor métrica para

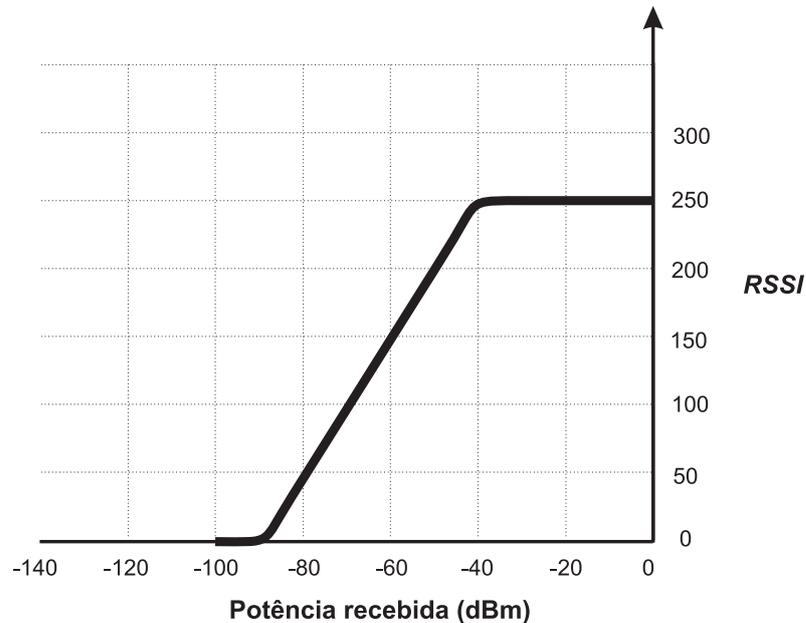


Figura 2.5 - Relação entre potência de sinal recebido e valor informado pelo rádio MRF24J40 da Microchip[®]. Figura adaptada de MICROCHIP TECHNOLOGY INC (2011).

avaliar a qualidade do sinal em protocolos de roteamento.

Para entender melhor como RSSI e LQI podem se relacionar com PRR deve-se entender melhor o seu funcionamento. O valor do RSSI indica a intensidade do sinal recebido, ou seja, o seu valor será alto se um pacote for recebido com um sinal relativamente forte ou se uma interferência estiver presente no canal. Portanto o seu valor pode não representar corretamente a qualidade do sinal recebido. No entanto, em Srinivasan e Levis (2006) foi verificado por experimentos que valores de RSSI acima de um certo *threshold* (-87 dBm para o rádio CC2420 da *Texas Instruments*[®]) possuem uma boa correlação com a taxa de pacotes recebidos com sucesso. Ainda, através dos resultados obtidos pode-se perceber que RSSI possui pequena variação no tempo para um determinado enlace. O estudo realizado por Srinivasan et al. (2008) encontrou resultados semelhantes, no entanto com um *threshold* mais seletivo de -85 dBm (chegando a -80 dBm em cenários menos favoráveis, como por exemplo sob um lago). A figura 2.5 apresenta o comportamento dos valores de RSSI reportados pelo rádio MRF24J40 da Microchip[®] MICROCHIP TECHNOLOGY INC (2011). A partir destes valores pode-se implementar uma métrica de qualidade de enlace para um protocolo de rede.

Os trabalhos que consideram LQI uma melhor métrica se baseiam na idéia de que LQI mede a intensidade do sinal recebido e SNR para cada pacote recebido. Quando a intensidade do sinal e o SNR são combinados é possível verificar quando o erro na recepção de um pacote deve-se a um baixo nível de sinal ou devido a interferências em um sinal de

alta intensidade (YUN et al., 2008). Entretanto, trabalhos experimentais comprovam que LQI depende da distância entre os nós envolvidos no enlace e possui maior variação no tempo do que RSSI (ZENNARO; HERVÉ; BAGULA, 2008). Portanto, pode-se concluir que o valor médio de LQI é uma boa métrica complementar para RSSI, permitindo verificar quando altos valores de RSSI são devido a altos níveis de sinal ou devido a interferências.

2.4.1 Dinâmica da qualidade dos enlaces

Protocolos de rede geralmente utilizam mensagens de manutenção periódicas para estimar a qualidade dos enlaces disponíveis. A taxa de transmissão destas mensagens introduz um compromisso entre agilidade de atualização e eficiência. A transmissão de mensagens de manutenção em períodos menores faz com que a atualização de informações de enlace e de topologia da rede seja mais ágil, mas com um alto custo (maior ocupação de banda para mensagens de manutenção). No entanto, períodos maiores levam a redes com maior retardo em atualizar estas informações.

Em certos cenários, particularmente quando se utilizando a banda de 2,4 GHz, os enlaces podem ser altamente dinâmicos. Estudos experimentais concluíram que muitos enlaces não são estacionários, ou seja, apresentam variações entre recepção estável e falha na entrega de pacotes (SRINIVASAN et al., 2008). Muitos protocolos utilizam taxas de mensagens de atualização na ordem de dezenas de segundos, levando a erros de estimação de enlace de duas a três ordens de magnitude (GNAWALI et al., 2009). Isto significa que em baixas taxas de mensagens de manutenção pode-se observar enlaces de boa qualidade com altas taxas de retransmissão e perda de pacotes. Para que as mensagens de manutenção sejam capazes de amostrar com melhor exatidão as variações do enlace o período de mensagens de manutenção deve ser na ordem de poucas centenas de milissegundos (GNAWALI et al., 2009).

A dinâmica dos enlaces apresenta grandes desafios para o projeto de protocolos de roteamento. O maior deles é como projetar um protocolo de roteamento quando os enlaces em que todo o protocolo está baseado podem se alterar na ordem de poucas centenas de milissegundos. Um dos mecanismos mais utilizados para tentar corrigir informações desatualizadas de qualidade de enlace é utilizar mensagens de manutenção de rede com tempo adaptativo. Assim, na medida em que os enlaces se demonstram estáveis o tempo entre mensagens pode ser aumentado. No entanto, sempre que uma instabilidade no enlace for detectada este tempo pode ser reduzido drasticamente, de forma a tentar corrigir rapidamente esta inconsistência nos dados de qualidade de enlace.

O controle do tempo entre mensagens de manutenção é normalmente realizado pela camada de roteamento. Os eventos que podem gerar a redução do tempo entre estas mensagens podem ser os mais variados e, entre eles estão:

- detecção de novo vizinho;
- perda de simetria ou enlace com um vizinho;
- detecção de nova estação base;
- mudança de nó pai¹ para uma ou mais estações base.

Em uma rede com enlaces bastante estáveis os eventos descritos acima são raros, normalmente acontecendo somente durante a instalação de novos nós ou estações base.

2.5 Protocolos centralizados vs distribuídos

Os protocolos de rede existentes para redes de sensores e atuadores sem fio podem ser classificados em dois grupos: protocolos centralizados e protocolos distribuídos. Nos protocolos centralizados um ou mais nós (geralmente as estações base) devem coletar informações globais da rede, de forma a obter a topologia completa da rede. Através destas informações os algoritmos de roteamento tomam suas decisões.

Uma das técnicas de roteamento centralizado mais conhecidas é a do menor caminho, que calcula a melhor rota entre dois nós. Os algoritmos de Dijkstra (DIJKSTRA, 1959) e de Prim (PRIM, 1957) são algoritmos bem conhecidos para encontrar o menor caminho, mas como são centralizados requerem que todos os nós da rede conheçam a sua completa topologia para tomarem a decisão correta. Algoritmos do menor caminho centralizados possuem um alto custo de configuração e manutenção, devido ao grande número de mensagens de controle necessárias para se obter a informação da topologia completa da rede. Portanto, estes algoritmos somente são recomendados em redes de pequena escala ou com topologia em estrela.

A abordagem dos protocolos de rede distribuídos é localizada, ou seja, cada nó toma suas decisões baseadas somente nas informações locais disponíveis. As informações locais são obtidas na vizinhança de cada um dos nós, sendo que esta vizinhança geralmente considera nós vizinhos de 1 a 2 saltos de distância. A dinâmica natural

¹O conceito de nó pai será abordado na seção 4.5

das RSASF, como mobilidade, obstáculos e variações na atividade e qualidade dos enlaces, favorecem a utilização de protocolos distribuídos. Portanto, na medida em que uma rede aumenta de tamanho, o desempenho dos protocolos centralizados degrada-se consideravelmente quando comparado ao dos protocolos distribuídos (NAYAK; STOJMENOVIC, 2010). Protocolos distribuídos requerem um certo cuidado de avaliação, pois muitos algoritmos localizados existentes na literatura exigem grande troca de mensagens e, portanto, não são recomendados para redes de grande escala. Um exemplo deste caso é o protocolo AODV (*Ad hoc On-Demand Distance Vector*) (PERKINS; ROYER, 1999).

Em muitos casos protocolos considerados distribuídos possuem informações globalizadas. Dois exemplos bem conhecidos são os protocolos de rede para RSASF que utilizam informações de contagem de saltos para as estações base (KURUVILA; NAYAK; STOJMENOVIC, 2004) e o algoritmo de Bellman-Ford (BELLMAN, 1958; FORD; FULKERSON, 1962) utilizado na internet. Nos algoritmos que utilizam a contagem de saltos para formar os caminhos, as estações base são consideradas o início de uma contagem de saltos. A informação de distância em saltos para a estação base é passada de nó a nó através de mensagens de manutenção da rede. Os nós em contato direto com a estação base estão a um salto de distância. Os seus vizinhos diretos que não possuem conexão com a estação base estão a dois saltos de distância e assim por diante. Este algoritmo não é necessariamente centralizado, mas necessita de informações globais da rede para tomar a decisão correta. Já no algoritmo de Bellman-Ford os nós vizinhos trocam periodicamente os dados de suas tabelas de roteamento, que contêm os custos de encaminhamento para cada um dos possíveis destinos. As tabelas de roteamento são atualizadas após cada troca de informação. Da mesma forma que nos algoritmos que utilizam métricas de salto, a troca de informação é localizada, mas os dados contidos nas tabelas dependem de informações de nós distantes. Portanto, estes algoritmos podem ser considerados centralizados.

Protocolos distribuídos podem ainda ser classificados pela quantidade de informação requerida e pela sobrecarga de mensagens de controle na implantação e manutenção da rede. Na fase de implantação alguns algoritmos distribuídos necessitam de uma grande quantidade de trocas de mensagens entre vizinhos. A quantidade de mensagens pode ser comparada com a necessária para implantar uma rede centralizada. Certos protocolos distribuídos requerem a propagação de mensagens e a reordenação de toda a rede quando uma pequena região da rede sofre alterações (manutenção da rede). Portanto, os protocolos localizados podem ser classificados em distribuídos localizados e em distribuídos globalizados (alterações locais podem desencadear alterações globais).

Normalmente as redes em que existem nós móveis ou em que se altera o estado dos nós entre ativado e desativado requerem algoritmos distribuídos, preferencialmente algoritmos distribuídos localizados (NAYAK; STOJMENOVIĆ, 2010).

Apesar dos protocolos de rede distribuídos localizados apresentarem baixa complexidade, deve-se notar que quanto mais informação topológica cada nó possuir, maior a chance das melhores rotas serem encontradas. Este é o principal motivo pelo qual certos algoritmos totalmente distribuídos encontram caminhos sub-ótimos ou até mesmo caminhos muito piores do que o caminho ótimo. Portanto, dependendo da aplicação e dos requisitos necessários para o seu funcionamento eficiente, a abordagem híbrida é a melhor opção. Algoritmos que utilizam a abordagem híbrida combinam técnicas distribuídas com globalizadas para obter um melhor desempenho da rede para determinadas aplicações.

3 ANÁLISE DAS CAMADAS PHY E MAC EM RSASF DE GRANDE ESCALA

Ao se projetar protocolos da camada de rede para uma RSSF ou RSASF, as características das camadas inferiores não devem ser negligenciadas. Este procedimento não é o padrão para todos os tipos de rede, tendo em vista que as camadas existem justamente para isolar procedimentos existentes em uma comunicação em rede, permitindo que uma camada possa ser alterada ou substituída sem comprometer o funcionamento das outras camadas. Um exemplo bem clássico são as interfaces sem fio e por cabo existentes em computadores. Atualmente a internet utiliza como padrão para a camada de rede o protocolo de internet (IP - *internet protocol*) e para a camada de transporte os protocolos TCP (*transmission control protocol*) e UDP (*user datagram protocol*). No entanto, as camadas de enlace e física são as mais variadas, sendo diferentes para comunicações por cabo, sem fio, rede elétrica, entre outras.

O isolamento de camadas é importante e deve ser levado em consideração no projeto de RSASFs. Porém, devido às restrições existentes nos dispositivos utilizados nestas redes, as camadas inferiores podem impactar consideravelmente no desempenho das camadas de rede e aplicação. Como o padrão IEEE 802.15.4TM é o mais utilizado atualmente em RSASFs, este capítulo é dedicado a apresentar suas principais características e analisar o impacto das camadas implementadas por este padrão (PHY e MAC) no desenvolvimento de protocolos das camadas de rede e aplicação.

3.1 Padrão IEEE 802.15.4TM

O objetivo principal da criação do padrão IEEE 802.15.4TM é oferecer suporte a conectividade sem fio para uma grande variedade de aplicações industriais, residenciais e médicas. Essas aplicações incluem monitoramento e controle automotivo, automação

residencial e industrial, monitoramento de sinais vitais, entre outros. Aplicações deste tipo normalmente requerem uma tecnologia de proporções reduzidas, baixo custo e altamente confiável, além de instalação automática ou semi-automática.

O padrão IEEE 802.15.4TM especifica a camada física e a subcamada de controle de acesso ao meio para redes sem fio de área pessoal (WPAN - *Wireless Personal Area Networks*). A subcamada MAC faz parte da camada de enlace do modelo OSI, sendo complementada pela subcamada de controle de enlace lógico (LLC - *Logical Link Control*). Esta divisão da camada de enlace faz parte da especificação do padrão IEEE 802 (IEEE STANDARDS ASSOCIATION, 2001).

A subcamada MAC é responsável por montar os pacotes a serem transmitidos pela camada física, adicionando endereço e informação para detecção de erros. Ainda, tem como principal função regular o acesso ao meio de transmissão compartilhado. Já a subcamada LLC é responsável por isolar as camadas superiores das características do meio físico utilizado. Assim, as camadas superiores da rede podem ser conectadas a diferentes meios físicos de transmissão (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007). Como comentado anteriormente, um exemplo desta interoperabilidade são as redes TCP/IP. Existem redes TCP/IP sob os mais diferentes meios de transmissão, como cabos de par trançado, comunicação sem fio, comunicação sobre linhas de energia, entre outros. Embora o uso da subcamada LLC seja interessante, sua aplicação tem sido bastante limitada, pois a interoperabilidade é normalmente atingida através de outros protocolos na camada de rede (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007).

As redes WPAN são projetadas para pequenas distâncias, baixo custo e baixas taxas de transferência. Uma rede WPAN é composta por dois tipos de dispositivos: dispositivos de função completa (FFD - *Full Function Devices*) e dispositivos de função reduzida (RFD - *Reduced Function Devices*). Um dispositivo FFD pode se comunicar com dispositivos FFD e RFD, enquanto dispositivos RFD somente se comunicam com dispositivos FFD. Pelo menor número de recursos disponíveis, um dispositivo RFD pode ser implementado com custo inferior ao de um dispositivo FFD.

A partir destes tipos de dispositivos, certas redes definem tipos de dispositivos lógicos, como por exemplo, o padrão ZigBee. Em uma rede ZigBee os dispositivos lógicos são distinguidos por suas capacidades e funções na rede. No padrão ZigBee são definidos três tipos de dispositivos lógicos (ZIGBEE ALLIANCE, 2006):

- **Coordenador da rede** - este dispositivo é do tipo FFD e é responsável por iniciar e definir os principais parâmetros da rede. Pode também ser utilizado como *gateway*

para redes maiores, como a internet, e normalmente é o destino da maior parte dos dados adquiridos por outros nós pertencentes a rede;

- **Roteador** - é um dispositivo FFD que suporta o roteamento de pacotes de dados, operando como um dispositivo de enlace intermediário na conexão de diferentes componentes da rede. Através destes dispositivos uma mensagem de dados é encaminhada por múltiplos saltos até o seu destino;
- **Dispositivo final** - são dispositivos RFD que contém as funcionalidades mínimas para se comunicar com um coordenador ou roteador.

O conceito de dispositivos roteadores é fundamental para a implementação de redes com topologia em malha ou com topologia de agrupamento em árvore (*cluster tree*). Nestas topologias os roteadores possuem duas funções: operam como repetidores de sinal e como rotas, para que pacotes de dados possam alcançar destinos remotos.

3.1.1 Camada física

A camada física do padrão IEEE 802.15.4TM inclui uma variedade de recursos que auxiliam a operação das camadas de enlace e de rede, como: indicador de intensidade do sinal recebido (RSSI), indicador de qualidade do enlace (LQI) e verificação de atividade no canal (CCA - *Clear Channel Assessment*). Ainda, é especificada com uma ampla variedade de características que beneficiam o baixo consumo de energia e baixa sobrecarga nos pacotes de dados.

Dois especificações de camada física são propostas pelo padrão. Os parâmetros utilizados em cada uma das especificações estão descritos na tabela 3.1.

Tabela 3.1 - Especificações das duas camadas físicas do padrão IEEE 802.15.4TM

Parâmetros	PHY 2,4 GHz	PHY 868 / 915 MHz
Bandas (MHz)	2400 - 2483.5	868 - 868.3 / 902 - 928
Número de canais	16	1 / 10
Espaçamento dos canais (MHz)	5	Não se aplica / 2
Taxa de Transmissão (kbps)	250	20 / 40
Modulação	DSSS utilizando O-QPSK	DSSS utilizando BPSK

Fonte: IEEE Standard Association (2007).

A estrutura de um pacote enviado pela camada física no padrão IEEE 802.15.4TM é descrita na figura 3.1. O primeiro campo da estrutura contém um preâmbulo de 4 *bytes*

(32 zeros binários). Este campo é utilizado para a sincronização de símbolos. O próximo campo representa o início de um pacote (1 *byte* de valor 11100101b), sendo utilizado para a sincronização do quadro. O campo de tamanho do quadro especifica a quantidade de dados transmitidos pela camada física (PSDU - *PHY Service Data Unit*). O campo PSDU pode conter até 127 *bytes* de dados.

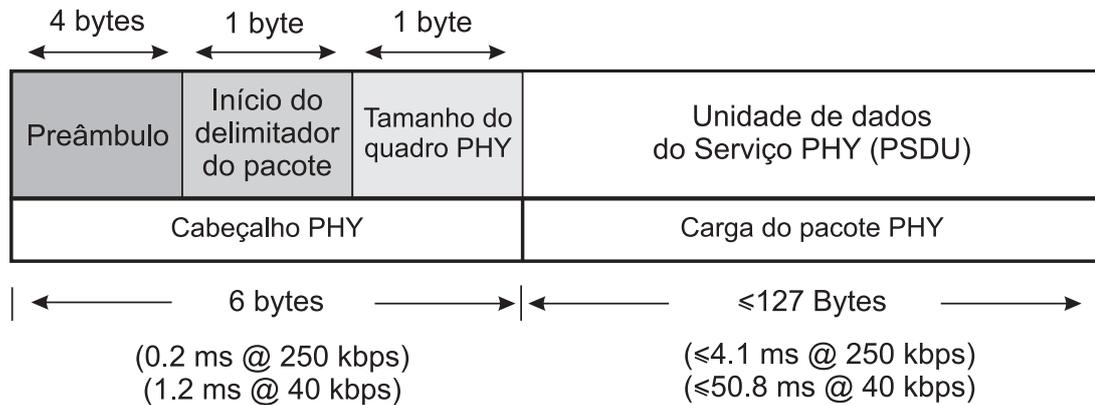


Figura 3.1 - Formato de mensagem da camada física do padrão IEEE 802.15.4TM

3.1.2 Subcamada de controle de acesso ao meio

A subcamada MAC provê mecanismos de endereçamento e de acesso aos canais de RF utilizados. Entre as diversas funcionalidades implementadas por esta subcamada do padrão IEEE 802.15.4TM, podemos destacar:

- Suporte a várias topologias de rede;
- geração opcional de um sinal piloto da rede (necessário para controlar o ciclo de trabalho dos dispositivos da rede);
- suporte para transmissão de dados direta e indiretamente;
- controle de associação e desassociação da rede;
- suporte à segurança;
- esquemas para o gerenciamento eficiente de energia;
- esquema de endereçamento flexível para suportar a implantação de redes de grande escala (teoricamente até 65536 nós por rede).

Assim como em outros tipos de redes, as redes sem fio utilizam um meio físico compartilhado. O protocolo MAC deve tornar eficiente e confiável o acesso a este meio

para os diversos dispositivos que compõe a rede, evitando que mais de um nó acesse o meio ao mesmo tempo. O mecanismo de acesso ao meio utilizado no padrão IEEE 802.15.4TM é conhecido por CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*). Um nó que deseja acessar o meio utilizando esta técnica deve inicialmente verificar se o canal está ocupado. Caso o canal esteja desocupado, o nó poderá utilizá-lo para transmitir um pacote. Se estiver ocupado, o nó deve aguardar um tempo pré-determinado antes de voltar a analisar o canal. Este tempo pré-determinado, mas aleatório, evita que vários nós esperem um mesmo tempo e tentem acessar o meio concorrentemente.

O padrão IEEE 802.15.4TM oferece outro mecanismo de acesso ao meio, somente válido para redes com sinal de sincronização (*beacon-enabled*), através de espaços de tempo reservados (GTS - *Guaranteed Time Slot*). Ao utilizar este mecanismo, o nó que deseja enviar um pacote deve solicitar ao coordenador da rede um espaço de tempo reservado. Caso o pedido seja aceito, o nó receberá acesso exclusivo ao canal durante um determinado tempo. O formato do pacote MAC IEEE 802.15.4TM é apresentado na figura 3.2, sendo composto por cabeçalho (MHR - *MAC Header*), carga e verificação do pacote (FCS - *Frame Check Sequence*). O cabeçalho do pacote MAC contém os campos de controle, o número de sequência do quadro e as informações de endereçamento. O campo de controle especifica as seguintes informações referentes a um pacote:

- tipo de pacote: *beacon*, dados, reconhecimento e MAC;
- se a segurança está habilitada ou não (criptação de dados);
- se o pacote contém dados pendentes de outro pacote;
- se o pacote de dados enviado necessita de reconhecimento (confirmação de recebimento);
- se o pacote está sendo transmitido para a mesma rede PAN ou para outra rede PAN (inter-PAN);
- modo de endereçamento utilizado para os nós de origem e de destino do pacote.

O campo de endereçamento contém a identificação da rede PAN e o endereço MAC dos nós de origem e destino do pacote. Dependendo do campo de controle algumas destas informações podem ser suprimidas (por exemplo, quando transmitindo mensagens *broadcast*). Os dados que serão entregues a camada de rede estão inclusos no campo de carga do pacote MAC.

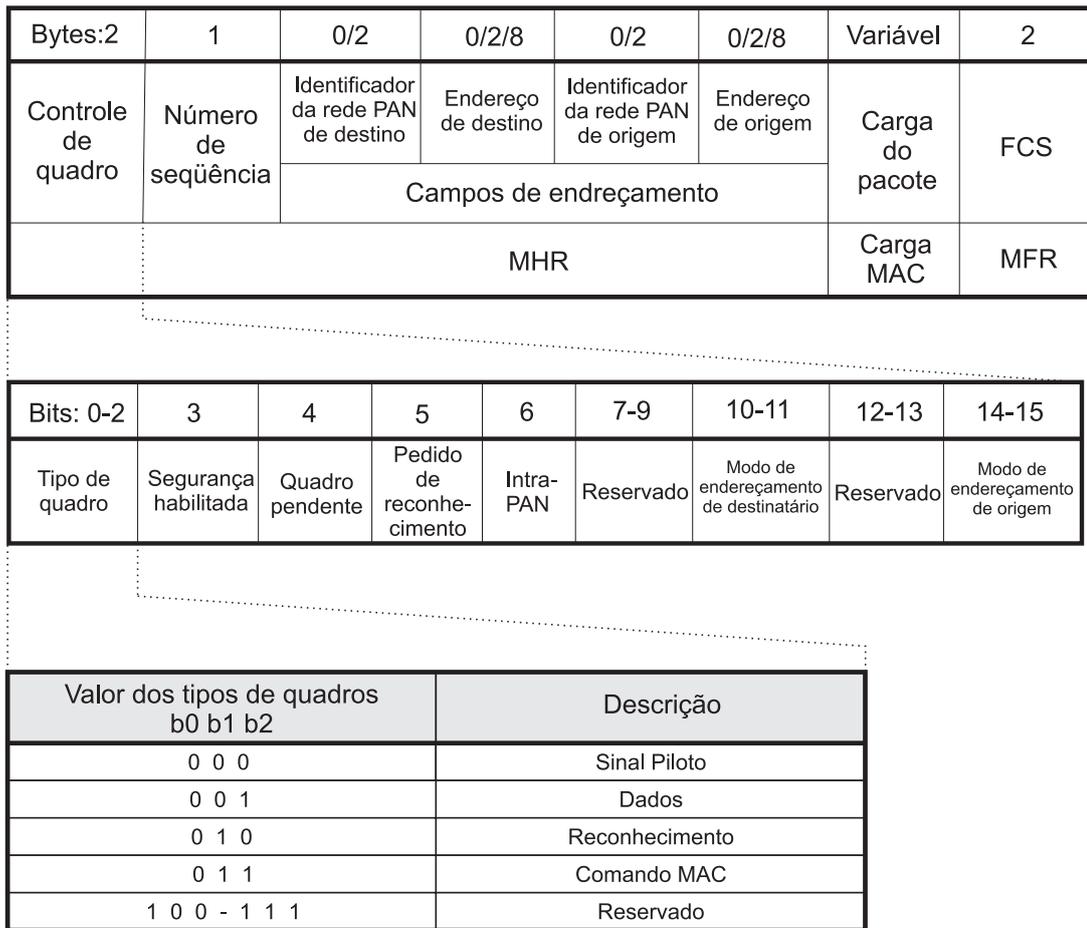


Figura 3.2 - Formato de mensagem da subcamada MAC do padrão IEEE 802.15.4TM

No último campo do quadro MAC estão os dados utilizados para a verificação de integridade dos dados recebidos. O algoritmo utilizado neste processo é o de verificação de redundância cíclica (CRC - *Cyclic redundancy check*) de 16 bits, através de um polinômio gerador de grau 16. O valor de validação do pacote recebido é gerado a partir dos dados contidos nos campos MHR e de carga do pacote MAC.

3.2 Irregularidades no enlace de radiofrequência

Irregularidades nos enlaces de radiofrequência são comuns e se devem a vários fatores, como variação na potência de envio do sinal RF e perdas por diferentes caminhos, dependendo da direção de propagação (ZHOU et al., 2004). Estas irregularidades possuem impacto significativo no desempenho de protocolos de roteamento comumente utilizados em RSASFs. Uma das principais influências da irregularidade em enlaces de RF é a possibilidade de resultar em assimetria de enlaces de dados. Nestes casos pode ocorrer de um nó receber dados de um determinado vizinho, mas não conseguir transmitir dados

para este mesmo vizinho ou vice-versa.

A assimetria de enlaces de dados influencia o desempenho da maioria dos algoritmos de roteamento, pois prejudica as técnicas de descoberta de vizinhos (roteamento pró-ativo e geográfico) e de caminho reverso (roteamento sob demanda). Na técnica de descoberta de vizinhos cada nó descobre seus vizinhos através do recebimento de mensagens de atividade (conhecidas como *beacons*). Ao encaminhar um determinado pacote, o nó utilizando esta técnica irá consultar sua lista de vizinhos. Caso o enlace com o vizinho escolhido seja assimétrico, a transmissão falhará. Como o padrão IEEE 802.15.4TM realiza três tentativas de transmissão, ocorrerá um atraso no encaminhamento do pacote devido à assimetria no enlace. Ainda, se o nó de posse do pacote não tentar encaminhá-lo para outro vizinho, este pacote será perdido. Na figura 3.3 demonstra-se um cenário onde a escolha de um nó com enlace assimétrico causa a falha da transmissão do pacote ao utilizar a técnica de descoberta de vizinhos. Note que nesta figura o nó *D* recebe mensagens de atividade de três nós e escolhe o próximo salto baseado nestas informações. No entanto, o nó escolhido para continuar o encaminhamento é o único a apresentar um enlace assimétrico com o nó *D*, causando a falha de roteamento.

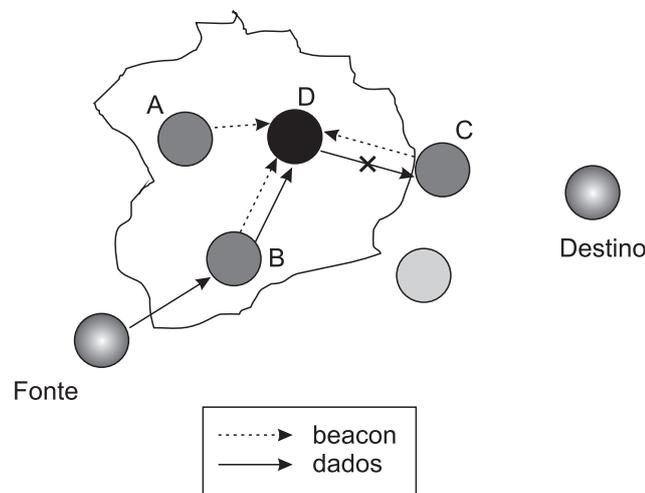


Figura 3.3 - Falha no encaminhamento de um pacote devido a um enlace assimétrico na técnica de descoberta de vizinhos

Os protocolos de encaminhamento que utilizam a técnica do caminho reverso se baseiam na hipótese de que se há caminho de um nó *A* para um nó *B*, existe também um caminho reverso de *B* para *A*. A existência de um enlace assimétrico causa a falha na descoberta do caminho, como demonstra-se na figura 3.4.

Esta análise permite concluir que algoritmos de roteamento que utilizam esta técnica, como o AODV (*Ad Hoc On-Demand Distance Vector*) e o DSR (*Dynamic Source Routing*)

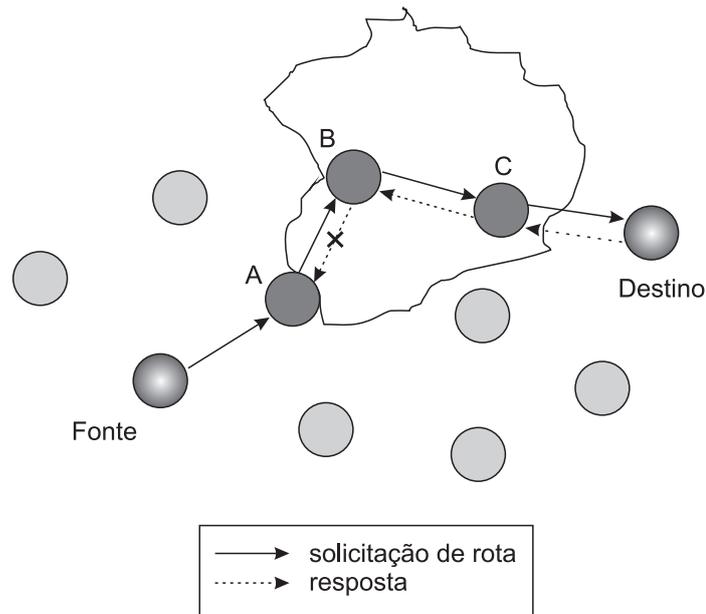


Figura 3.4 - Falha na descoberta de caminhos devido à existência de enlaces assimétricos

não sejam recomendados em ambientes assimétricos. Entretanto, estes algoritmos implementam a procura de rota por múltiplos caminhos. A existência de múltiplos caminhos diminui a probabilidade de um ou mais enlaces assimétricos prejudicarem a descoberta da rota, ao custo de uma alta taxa de mensagens de controle.

Enlaces assimétricos não prejudicam somente a operação dos protocolos de roteamento, mas também os protocolos de acesso ao meio, por exemplo, diminuindo a eficácia de mecanismos de reconhecimento de entrega de pacote. Um pacote entregue corretamente poderá ser retransmitido devido a uma falha na transmissão da mensagem de reconhecimento.

3.3 Desempenho do MAC no padrão IEEE 802.15.4TM

Redes em malha empregam comunicação ponto a ponto. No entanto, o padrão IEEE 802.15.4TM não oferece suporte a este modo de comunicação com sinal de sincronização (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2006). Portanto, como RSASFs em grande escala utilizam esta topologia, o escopo deste trabalho se concentra na avaliação deste padrão operando sem sinal de sincronização.

Neste modo de operação, o padrão IEEE 802.15.4TM utiliza a técnica *unslotted CSMA/CA* (acesso múltiplo com detecção de portadora sem janelas de tempo e com prevenção de colisão) para controle de acesso ao meio. Em tal técnica, uma transmissão

inicia com a espera por um tempo aleatório de períodos inteiros de *backoff* entre 0 e $2^{BE} - 1$, onde *BE* (*backoff exponential*) pode ter um valor entre *macMinBE* e *macMaxBE* (por padrão, 3 e 5, respectivamente). Um período de *backoff* é o tempo necessário para transmitir 20 símbolos da modulação utilizada. Um símbolo equivale a 4 bits quando utilizando o modo de operação da camada física em 2,4 GHz. Uma vez que o tempo selecionado expira, o nó verifica se o canal está disponível para transmissão (CCA - *Clear Channel Assessment*). Este procedimento é executado no tempo de 8 símbolos. Se o canal estiver ocupado, o nó incrementa *BE* (limitado a *macMaxBE*) e repete o processo de espera. O limite de tentativas de acesso ao canal é determinado por *macMaxCSMABackoffs* (4 tentativas por padrão). Se após estas tentativas o nó não conseguir ter acesso ao canal, é declarada uma falha de acesso ao canal. Se o canal estiver livre, executa-se o procedimento de troca de recepção para transmissão e transmite-se o pacote. O tempo de execução da troca de modo do rádio é de 12 símbolos.

Na transmissão de um pacote pode ser solicitada uma confirmação de recebimento (ACK - *acknowledgement*). O procedimento de acesso ao canal não é realizado para o envio do ACK, ou seja, o nó que recebeu o pacote simplesmente executa a troca de recepção para transmissão e envia imediatamente a confirmação. Se ocorrer uma falha na recepção do ACK, o nó que enviou o pacote tentará transmiti-lo novamente após a espera de um tempo conhecido por *macAckWaitDuration* (54 símbolos no modo 2,4 GHz). Uma falha de transmissão por colisão ocorre se o reconhecimento não for recebido após um número de tentativas determinado por *macMaxFrameRetries* (3 tentativas por padrão).

Verifica-se que as características do *unslotted* CSMA/CA tornam a rede mais susceptível a colisões e incitam uma maior disputa pela utilização do meio que em modos que utilizam sinal piloto para sincronização. Neste modo de operação podem ocorrer colisões devido a nós escondidos ou devido ao tempo de inversão do rádio de RX/TX ou de TX/RX.

Na figura 3.5 exemplifica-se a ocorrência de nós escondidos. Neste exemplo, o nó *A* deseja transmitir um pacote para o nó vizinho *B* que está ao seu alcance. Ao verificar que o canal está livre, o nó *A* inicia a transmissão. No entanto, se um dos nós *C*, *D*, *E* ou *F* estiver transmitindo (nós que não estão ao alcance de *A*), ocorrerá colisão. Isto ocorre devido a estes nós estarem ao alcance do nó *B* e, portanto, a transmissão originada por um destes ocupa o canal sem que o nó *A* perceba.

Os dispositivos IEEE 802.15.4TM operando em *unslotted* CSMA/CA deixam de escutar o canal durante a inversão do rádio, havendo o risco de colisões. Estas colisões

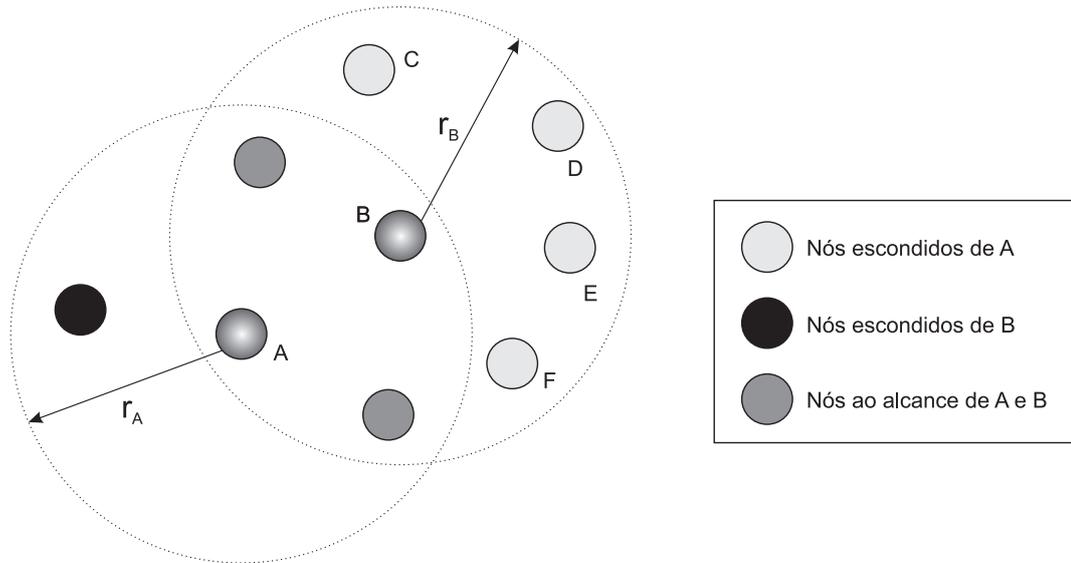


Figura 3.5 - Existência de nós escondidos quando utilizando o controle de acesso ao meio CSMA/CA sem janelas de tempo. Figura adaptada de Denardin et al. (2010).

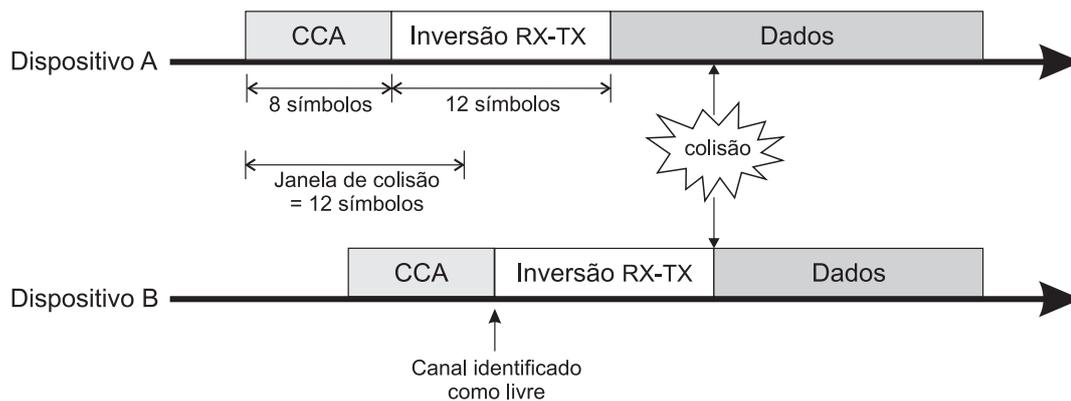


Figura 3.6 - Exemplo de colisão durante CCA na técnica de controle de acesso ao meio CSMA/CA sem janela de tempo. Figura adaptada de Denardin et al. (2010).

podem ocorrer no início da transmissão de um pacote ou na transmissão do pacote de reconhecimento. Como apresentado na figura 3.6, o tempo de verificação de atividade no canal somado ao tempo de inversão do rádio é de 20 símbolos. A colisão no início da transmissão ocorre se outro dispositivo iniciar o procedimento de CCA durante os 12 primeiros símbolos deste processo, pois se isto ocorrer, o procedimento de CCA será completado com o canal ainda livre.

Uma colisão na transmissão do pacote de reconhecimento é exemplificada na figura 3.7. Como a duração de um CCA (8 símbolos) é inferior ao tempo de inversão do rádio (12 símbolos), existe uma janela de colisão de 4 símbolos. Assim, se um nó iniciar o procedimento de CCA nesta janela para transmissão de um ACK, ocorrerá colisão. Em Kim et al. (2008) e Rohm et al. (2009) demonstra-se que se o tempo de CCA for maior que o tempo de inversão do rádio, não haverá este risco de colisão.

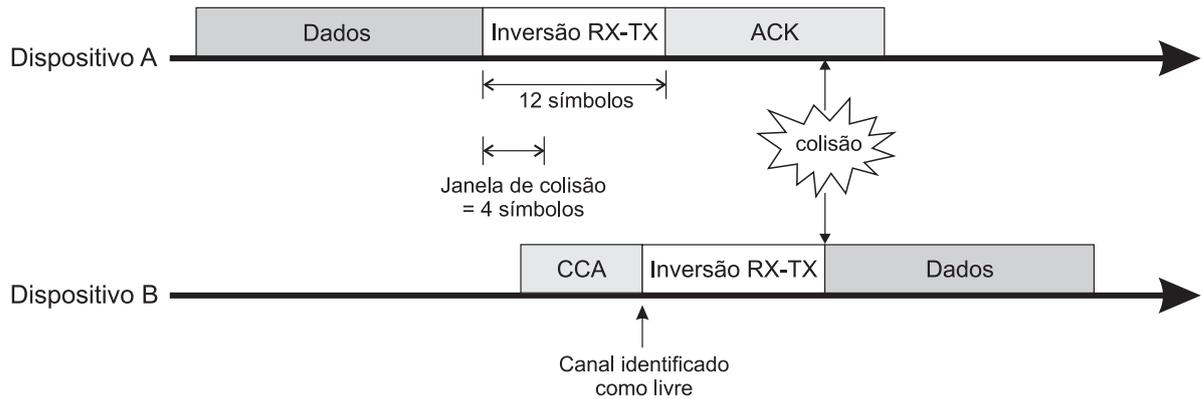


Figura 3.7 - Exemplo de colisão durante a transmissão de ACK na técnica de controle de acesso ao meio CSMA/CA sem janela de tempo. Figura adaptada de Denardin et al. (2010).

Nota-se que o aumento da densidade de nós em uma rede em malha pode causar o aumento de ambas as fontes de colisão. Isto ocorre porque existirá maior competição pelo canal. Em Rohm et al. (2009) conclui-se que somente em condições de baixo tráfego a alteração dos parâmetros configuráveis do padrão IEEE 802.15.4TM poderá trazer benefícios. No entanto, em condições de alto tráfego de dados as modificações que trazem benefícios em baixo tráfego aumentam a latência de transmissão e a probabilidade de colisão.

Já em Denardin et al. (2010) verificou-se a existência de uma relação entre o ajuste do alcance do rádio (e seu reflexo na densidade de nós) e o tráfego de dados em RSASFs de grande escala. A análise foi baseada em métricas de desempenho da rede, tais como colisões e taxa de entrega de pacotes. Demonstrou-se que o compromisso existente entre estes fatores impacta no desempenho das técnicas de roteamento utilizadas. Ainda neste trabalho foram sugeridas técnicas a serem empregadas no desenvolvimento de algoritmos de encaminhamento de pacotes com o intuito de aperfeiçoá-los. Estas regras auxiliam os protocolos de roteamento a evitar falhas por enlaces assimétricos, escolher o melhor nó vizinho para encaminhamento de pacotes e controlar a densidade de nós na rede. Tais melhorias resultam em maiores taxas de entrega de pacotes, superando parcialmente as limitações dos protocolos das camadas inferiores.

Uma das técnicas sugeridas auxilia na verificação de assimetria em enlaces. A técnica de encaminhamento geográfico simétrico (SGF - *Symmetric Geographic Forwarding*), proposta em Zhou et al. (2004), é utilizada para minimizar estes efeitos. No SGF as mensagens de manutenção enviadas pelos nós que compõem a rede devem conter não só a informação de identificação do nó (ID) e sua posição geográfica, mas também a ID de cada um de seus vizinhos. Ao receber esta mensagem, um nó deve adicionar o nó fonte desta mensagem em sua tabela de vizinhos e verificar se a sua ID está contida na

mensagem. Caso esteja, a conexão com este vizinho deve ser marcada como simétrica. Um nó somente deverá selecionar nós simétricos ao encaminhar um pacote, diminuindo assim a perda destes e, conseqüentemente, o atraso devido ao reenvio de mensagens. Uma modificação empregada no SGF, proposta em Chen et al. (2009), considera o uso de uma métrica de qualidade de enlace durante a seleção de nós vizinhos no encaminhamento de pacotes.

4 ROTEAMENTO EM REDES DE SENSORES E ATUADORES SEM FIO

Neste capítulo apresenta-se o estado da arte dos protocolos de roteamento para redes de sensores e atuadores sem fio. As principais características e funcionalidades destes protocolos são analisadas, expondo-se que características favorecem a implantação destas redes em grande escala. Cenários de grande escala são uma tendência para as RSASFs, devido ao grande interesse de sua utilização em redes urbanas de comunicação.

4.1 Protocolos de roteamento para RSASF

O desenvolvimento de protocolos de roteamento eficientes para RSASFs é um dos principais desafios para a consolidação deste tipo de rede, devido as limitações inerentes aos dispositivos utilizados: limitações de memória, capacidade de processamento, largura de banda, energia, etc. Ainda, a viabilidade da implantação destas redes em grande escala está diretamente ligada a utilização de topologia em malha e/ou topologia de agrupamento em árvore. Uma parte significativa dos protocolos de roteamento utilizados nestas topologias é derivada de algoritmos de roteamento de redes *ad hoc*. Devido a natureza móvel dos nós nestas redes, as rotas estão constantemente sendo modificadas e as vezes até tornam-se indisponíveis.

A utilização de protocolos de roteamento *ad hoc* pode provocar queda de desempenho nas redes em malha com nós fixos, justamente devido a serem desenvolvidos para cenários onde os nós são móveis (MASCARENHAS; SZTAJNBERG, 2008). No entanto, embora os nós possam ser estáticos em certas redes, o enlace ponto a ponto não é necessariamente constante. Como visto anteriormente, enlaces em redes sem fio podem sofrer assimetrias, variações de intensidade de sinal, colisões, entre outros problemas que devem ser devidamente analisados e contornados da melhor forma possível.

Os protocolos para redes *ad hoc* são classificados em pró-ativos e reativos. Os reativos realizam a descoberta de rotas sob demanda, somente quando um nó solicita um caminho. Esta abordagem é interessante em redes *ad hoc* devido a alta mobilidade dos nós. Já os protocolos pró-ativos operam com tabelas de rotas. Estas tabelas são atualizadas periodicamente, fazendo com que o nó tenha uma visão global da topologia da rede.

Existem ainda os algoritmos híbridos, que utilizam técnicas pró-ativas para envio de mensagens aos nós próximos e, técnicas reativas para alcançar os nós mais distantes. Os algoritmos de encaminhamento geográfico são uma subclasse de algoritmos que utilizam a posição geográfica dos nós para realizar o roteamento dos pacotes. Normalmente possuem características pró-ativas localmente, mas realizam a descoberta de rotas sob demanda.

Os protocolos pró-ativos apresentam vantagens em redes onde energia e mobilidade não são fatores limitantes, como é o caso de redes em malha com nós fixos. A atualização periódica de rotas permite o envio de outras informações, que podem ser utilizadas como métricas para análise da qualidade dos enlaces. As limitações destes protocolos devem-se a banda utilizada para mensagens de controle e a memória necessária para armazenar as rotas para diferentes destinos, se considerarmos redes com milhares de nós.

A figura 4.1 apresenta alguns dos protocolos mais utilizados em redes *ad hoc* atualmente. Note que algoritmos de mesma classe normalmente apresentam as mesmas limitações para uma determinada aplicação. Portanto, ao analisar as características de um algoritmo de uma dessas classes pode-se estender a maioria das observações para outros algoritmos pertencentes a mesma classe. Assim, a seguir os algoritmos mais aplicados para redes *ad hoc* de múltiplos saltos (topologia em malha ou agrupamento em árvore) serão analisados com o intuito de verificar sua eficiência no encaminhamento de pacotes.

4.2 Protocolos de roteamento pró-ativos

Protocolos pró-ativos realizam o encaminhamento de pacotes através do conhecimento prévio da topologia da rede. Este conhecimento da topologia de rede é obtido através da troca de mensagens de controle e atualização de tabelas de roteamento. Como os protocolos pró-ativos mantêm uma visão atualizada da rede, cada nó possui uma rota prontamente disponível para qualquer outro nó pertencente a rede. Nestes protocolos as rotas armazenadas são normalmente associadas a um número sequencial. Sempre que uma rota para um destino conhecido for recebida com um número sequencial superior deve-se interpretar que a rota foi atualizada.

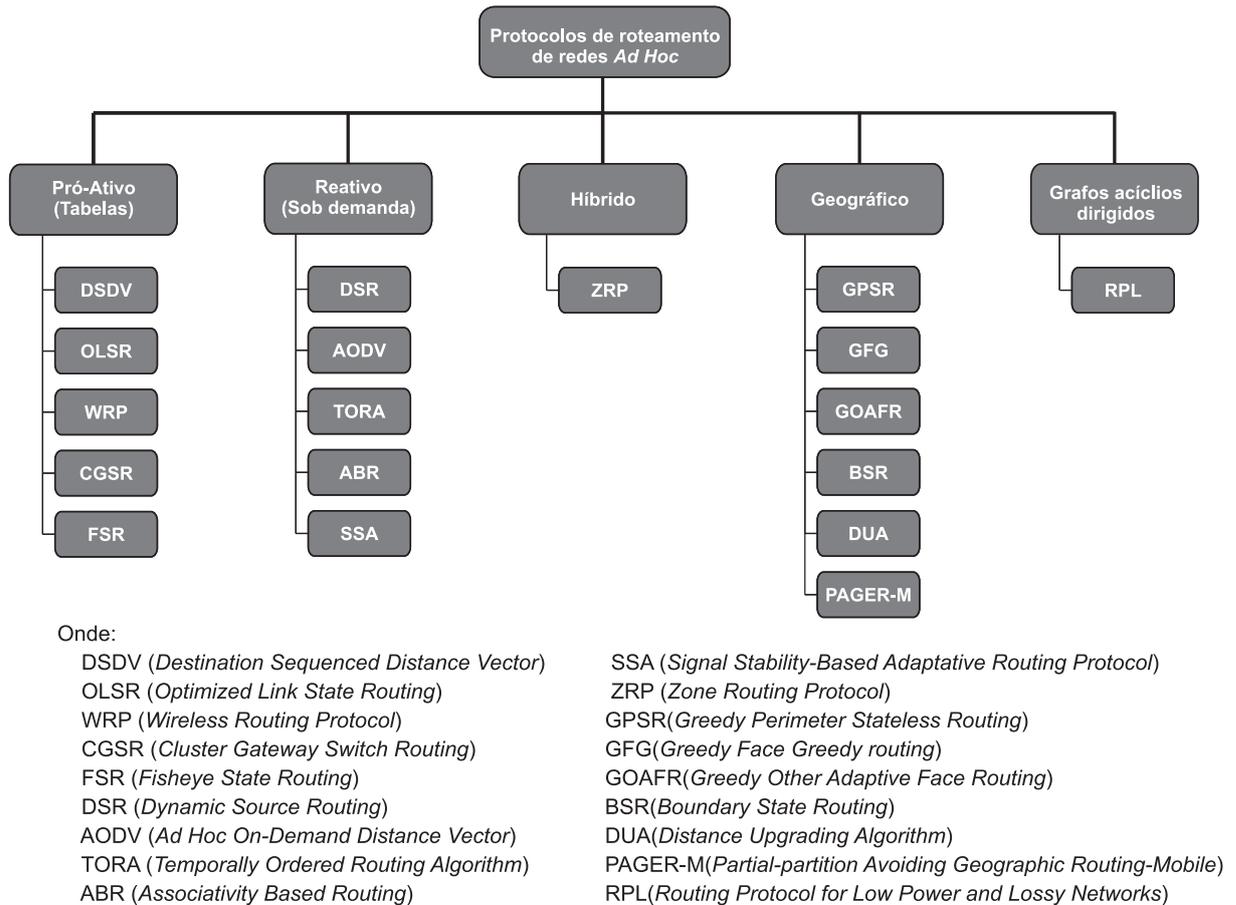


Figura 4.1 - Protocolos de encaminhamento de pacotes comumente utilizados em redes *ad hoc*

Um dos principais protocolos de rede desta classe é o *Wireless Routing Protocol* (WRP). O WRP é um protocolo pró-ativo que utiliza uma versão melhorada do algoritmo de roteamento de distância de vetores. Neste protocolo o cálculo de caminhos é implementado através do algoritmo Bellman-Ford. O protocolo WRP difere de outros protocolos pró-ativos na manutenção das tabelas e no procedimento de atualização. Por exemplo, enquanto o DSDV (PERKINS; BHAGWAT, 1994) mantém somente uma tabela de topologia, WRP utiliza um conjunto de tabelas para manter as informações mais precisas. Os nós de rede utilizando WRP mantêm quatro tabelas para realizar o cálculo de rotas: tabela de distância, roteamento, custo de enlace e de retransmissão de mensagem (MURTHY; GARCIA-LUNA-ACEVES, 1996).

A tabela de distância de um nó i é uma matriz, contendo a distância para cada possível destino j , a partir de cada um dos vizinhos de i . Já a tabela de roteamento de um nó possui uma entrada para cada destino possível, especificando as seguintes informações: identificador do nó de destino, distância para o destino, o predecessor do caminho mais curto escolhido para o destino, o sucessor do caminho mais curto escolhido e uma marca com informações pertinentes a esta rota. Na tabela de custo de enlace é armazenado o

custo de confiabilidade das informações de cada um dos vizinhos. O custo de um enlace com falhas é infinito.

Os nós trocam informações sobre mudanças nos enlaces através de mensagens de atualização. Estas mensagens são trocadas somente entre vizinhos e contêm além das informações, uma lista indicando quais nós devem reconhecer as atualizações. A tabela de retransmissão de mensagens guarda que versões das mensagens de atualização devem ser retransmitidas e quais vizinhos devem reconhecer a transmissão. Se ocorrer uma falha no enlace entre dois nós, esta informação é notificada aos seus vizinhos, que conseqüentemente modificam suas tabelas de distância e procuram novos caminhos para os outros nós. A partir desse processo os nós vão aprendendo sobre as mudanças na topologia da rede, utilizando as informações provenientes de seus vizinhos.

Embora o WRP apresente um ótimo desempenho em redes em malha, a complexidade de manutenção de múltiplas tabelas demanda um consumo excessivo de recursos computacionais e memória de dados, não sendo recomendado para *hardwares* de baixo custo. Estas restrições fazem com que este e outros protocolos pró-ativos não sejam adequados para RSASFs de grande escala, pois possuem escalabilidade limitada (SINGH; SINGH; VATS, 2011).

4.3 Protocolos de roteamento reativos

Nos protocolos reativos as rotas são criadas quando são requeridas. Portanto, o procedimento de descoberta de rota é realizado quando um nó deseja transmitir um pacote. A rota descoberta normalmente permanece válida até que seu tempo de atividade expire ou não seja mais necessária (sem atividade por um determinado tempo). Alguns dos principais protocolos de roteamento reativos existentes são: DSR (JOHNSON; MALTZ, 1996), AODV (PERKINS; ROYER, 1999) e TORA (*Temporally Ordered Routing Algorithm*) (PARK; CORSON, 1997).

Em Taneja* e Kush† (2010) e em Singh, Singh e Vats (2011), o desempenho de vários protocolos reativos foi comparado através de um conjunto de métricas e simulações. Nestes estudos concluiu-se que os protocolos DSR e AODV possuem melhor desempenho entre os avaliados, sendo que o AODV se comporta melhor em redes mais densas. A seguir as principais características destes algoritmos serão avaliadas. Através desta análise torna-se possível distinguir os motivos pelos quais estes algoritmos apresentam desempenho satisfatório em determinados cenários e baixo desempenho em outros cenários.

4.3.1 Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV)

O AODV é um algoritmo de roteamento reativo que utiliza a técnica de vetor de distâncias, sendo especificado na IETF (Força Tarefa de Engenharia da Internet) como experimental pelo código RFC 3561 (PERKINS; BELDING-ROYER; DAS, 2003). Este protocolo permite que um dispositivo obtenha rotas para novos destinos e não exige que estas rotas sejam mantidas (a menos que exista tráfego intenso de dados entre os nós).

O protocolo AODV é baseado nos algoritmos DSDV e DSR (ZHANG; PENG; SHAO, 2011). Esse protocolo utiliza a descoberta e manutenção de rotas semelhante ao DSR. No entanto, no DSR o pacote contém a informação de toda a rota e no pacote do AODV somente o endereço do nó de destino é informado. Ainda, o AODV faz uso do roteamento distribuído, da numeração sequenciada de rotas e do mecanismo de mensagens de atividade do DSDV. Porém, ao invés de manter a informação completa da topologia da rede em cada nó, a informação de caminhos é mantida de forma distribuída entre cada um dos nós que fazem parte de um caminho.

No protocolo AODV os nós devem iniciar o procedimento de descoberta de rota sempre que desejarem enviar dados a um determinado destino que não consta em sua tabela de rotas. Em um primeiro momento uma mensagem de descobrimento de rota (RREQ - *Route Request*) é enviada por *broadcast* a todos os nós vizinhos. Qualquer dispositivo que receber esta solicitação de rota também deve propagá-la, enviando outra mensagem de descobrimento de rota (PERKINS; ROYER, 1999). Este processo é exemplificado na figura 4.2.

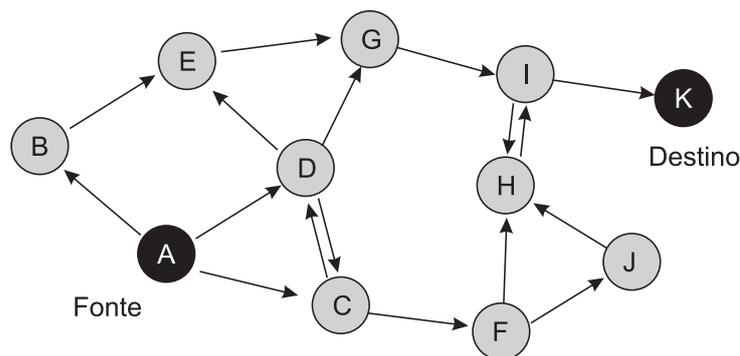


Figura 4.2 - Processo de descoberta de rota do protocolo AODV

Eventualmente, um dispositivo que receber esta solicitação é capaz de se comunicar com o nó de destino (por exemplo, se o nó de destino está em sua tabela de vizinhos ou o nó é o próprio destino). Quando isto ocorrer, este nó deve enviar uma mensagem de resposta de rota (RREP - *Route Reply*) para o nó que lhe enviou a mensagem RREQ.

Esta mensagem de resposta de rota irá se propagar de volta pelo caminho formado até atingir o nó que a solicitou originalmente, como apresentado na figura 4.3. Todos os nós que participam desta rota irão consequentemente possuir a rota para este determinado destino (PERKINS; ROYER, 1999).

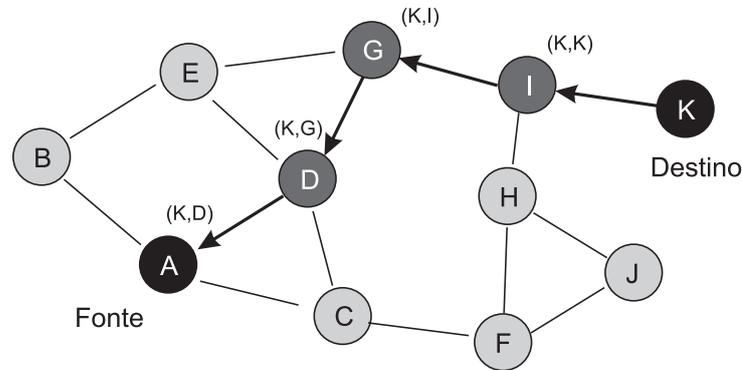


Figura 4.3 - Propagação de mensagens RREP do protocolo AODV através do caminho encontrado

A mensagem RREP também contém o custo da rota $C(P)$, representado pela equação 4.1 (medida relacionada a qualidade da rota), que é dado pelo somatório dos custos de enlace individuais $C(l)$. Na sua forma mais simples o custo de um enlace individual é um salto, ou seja, 1. Portanto, neste caso, $C(P)$ nada mais é do que o somatório de saltos do nó que solicitou a rota até o destino. Este mecanismo permite ao nó solicitante selecionar o caminho de menor custo para o destino, caso várias rotas sejam geradas a partir da solicitação. Nas tabelas 4.1 e 4.2 apresenta-se os campos das mensagens RREQ e RREP do AODV originalmente especificados na RFC 3561.

$$C(P) = \sum_{i=1}^{L-1} C(D_i, D_{i+1}) \quad (4.1)$$

Tabela 4.1 - Conteúdo de mensagem RREQ do protocolo AODV

Campo	Tamanho (bytes)
Tipo de pacote, campo de opções e custo da rota em saltos	4
Identificador de requisição de rota	4
Endereço IP do nó de destino	4
Número de sequência do nó de destino	4
Endereço IP do nó que originou o pedido	4
Número de sequência do nó que originou o pedido	4

Fonte: Perkins, Belding-Royer e Das (2003)

A função de cada um dos campos da mensagem RREQ é apresentada a seguir:

- **Campo de opções** - define o tipo de pacote, a quantidade de saltos do nó que originou o pacote até o nó que esta com o pacote atualmente e outras configurações do protocolo;
- **Identificador de requisição de rota** - identificador do pedido de rota;
- **Endereço IP do destino** - representa o endereço IP do destino desejado para o comando de requisição de rota;
- **Número de sequência do destino** - determina o último número de sequência recebido pelo nó que originou o pacote para qualquer rota através do destino;
- **Endereço IP do nó que originou o pedido** - representa o endereço IP do nó que requisitou a rota;
- **Número de sequência do nó que originou o pedido** - determina o número de sequência atual para ser utilizado na tabela de rotas para o autor do pedido da rota.

Tabela 4.2 - Conteúdo de mensagem RREP do protocolo AODV

Campo	Tamanho (<i>bytes</i>)
Tipo de pacote, campo de opções e custo da rota em saltos	4
Endereço IP do nó de destino	4
Número de sequência de destino	4
Endereço IP do nó que originou o pedido	4
Tempo de vida da rota	4

Fonte: Perkins, Belding-Royer e Das (2003).

No pacote RREP o tempo de vida é o tempo, em milissegundos, para o qual os nós que receberem essa resposta de rota irão considerá-la válida. O AODV possui ainda duas mensagens para a manutenção de rede, a mensagem de erro de rota (RERR - *Route Error*) e a mensagem de reconhecimento de resposta de rota (RREP-ACK - *Route Reply Acknowledgment*). A mensagem RERR é enviada sempre que a perda de um enlace deixar um ou mais destinos fora de alcance. Já a mensagem RREP-ACK deve ser enviada em resposta a uma mensagem RREP sempre que um bit específico do campo de opções esteja setado nessa mensagem. Esse procedimento é tipicamente realizado quando existe a possibilidade de enlaces unidirecionais (assimétricos) e/ou colisões prejudicarem a descoberta da rota.

Com o surgimento do padrão IEEE 802.15.4TM (que define as camadas física e de acesso ao meio, deixando as camadas superiores em aberto) e a consolidação do AODV

como um protocolo reativo eficiente, o protocolo ZigBee (ZIGBEE ALLIANCE, 2004) foi desenvolvido. Este protocolo surgiu como possível padrão para redes de sensores e atuadores, implementando uma versão modificada de AODV, onde o custo de um enlace individual $C(l)$ é definido pela equação 4.2.

$$C(l) = \min \left(7, \text{arredondamento} \left(\frac{1}{p_l^4} \right) \right) \quad (4.2)$$

Onde o valor p_l é a probabilidade de entrega do pacote através do enlace l , entre os nós D_i e D_{i+1} . Nas tabelas 4.3 e 4.4 apresenta-se os campos das mensagens RREQ e RREP do AODV modificado implementado em redes ZigBee (ZIGBEE ALLIANCE, 2006). Estas mensagens são otimizadas para serem integradas ao padrão IEEE 802.15.4TM.

Tabela 4.3 - Conteúdo de mensagem RREQ do protocolo AODV modificado utilizado pelo ZigBee

Campo	Tamanho (<i>bytes</i>)
Campo de opções	1
Identificador de requisição de rota	1
Endereço do destino	2
Custo da rota	1
Endereço IEEE do destino	0/8

Fonte: ZigBee Alliance (2006).

Na mensagem RREQ o campo de endereço do nó que origina o pedido é informado na carga da camada MAC. A função dos outros campos é apresentada a seguir:

- **Campo de opções** - define se a requisição de rota é específica para um grupo de nós (*multicast*) ou se é no formato padrão *broadcast*. Ainda, se o endereço IEEE 802.15.4TM estendido será utilizado, bem como outras opções de rota;
- **Identificador de requisição de rota** - identifica um determinado pedido de rota;
- **Endereço do destino** - representa o endereço MAC reduzido do destino desejado para o comando de requisição de rota;
- **Custo da rota** - é utilizado para acumular o custo de rota enquanto o comando de requisição de rota move-se através da rede;
- **Endereço IEEE de destino** - representa o endereço do destino desejado para o comando de requisição de rota, utilizando o endereço IEEE 802.15.4TM estendido (64 bits). Esta informação é opcional.

Tabela 4.4 - Conteúdo de mensagem RREP do protocolo AODV modificado utilizado pelo ZigBee

Campo	Tamanho (<i>bytes</i>)
Campo de opções	1
Identificador de requisição de rota	1
Endereço do nó que originou o pedido	2
Endereço do nó que respondeu o pedido	2
Custo da rota	1
Endereço IEEE do nó que originou o pedido	0/8
Endereço IEEE do nó que respondeu o pedido	0/8

Fonte: ZigBee Alliance (2006).

No comando RREP os campos de endereço sofrem uma pequena alteração. O endereço do nó que originou a rota contém o endereço MAC reduzido (16 bits) do nó que iniciou o comando RREQ. Já o endereço do nó que respondeu o pedido deve sempre conter o endereço MAC reduzido contido no campo “Endereço do destino” no comando RREQ. Visivelmente as especificações do protocolo ZigBee buscaram reduzir a sobrecarga dos pacotes de controle do AODV, tornando viável sua utilização em conjunto com rádios compatíveis com o padrão IEEE 802.15.4™.

Apesar dessas melhorias, as limitações do AODV recaem novamente nos altos custos envolvendo mensagens de controle e ocupação de memória de dados quando consideramos sua aplicação a redes em malha. No caso das rotas expirarem rapidamente, evitando o uso excessivo de memória, novos procedimentos de descoberta de rotas devem ser executados. A execução constante destes procedimentos sobrecarrega a rede com mensagens de controle. Já no caso das rotas serem mantidas por mais tempo, o consumo de memória aumenta na medida em que novas rotas vão sendo criadas. A memória de dados necessária para armazenar a rota de milhares de nós facilmente atingiria valores de dezenas de *quilobytes* (deve-se lembrar que todo nó que participa de uma rota a mantém armazenada).

4.3.2 *Dynamic Source Routing (DSR)*

Para enviar um pacote de dados para outro nó utilizando DSR, o nó de origem deve construir uma rota no cabeçalho do pacote, informando o endereço de cada um dos nós que farão parte do caminho na rede a partir do qual o pacote será enviado. Após construir o pacote, o nó de origem o transmite para o primeiro nó identificado na rota criada. Quando um dos nós recebe o pacote, a primeira ação é verificar se é o destino do pacote. Caso não seja, o nó deve simplesmente transmitir o pacote para o próximo nó contido na rota

informada no cabeçalho do pacote. Este processo se repete até que o pacote encontre o seu destino (JOHNSON; MALTZ, 1996).

Cada nó participando da rede mantém um *cache* de roteamento no qual armazena as rotas aprendidas. Os nós utilizando DSR devem consultar o *cache* antes de enviar um pacote para verificar se a rota para o destino já é conhecida. Se a rota existe, será utilizada para enviar o pacote. Se a rota não é conhecida, o nó deve iniciar o procedimento de descoberta de rota, similar ao utilizado no AODV. Diferente do AODV, múltiplas rotas para um destino podem ser mantidas no *cache*.

Durante o processo de descoberta de rota, cada nó que recebe uma mensagem RREQ verifica se conhece a rota para o destino. Caso não conheça, este nó acrescentará ao pacote de requisição de rota o seu próprio endereço e o enviará a seus vizinhos. Para limitar o número de mensagens RREQ um nó só retransmite este pacote se ele ainda não passou pelo nó, ou seja se ele não contém o seu próprio endereço. As figuras 4.4 e 4.5 exemplificam a descoberta de um caminho através do protocolo DSR.

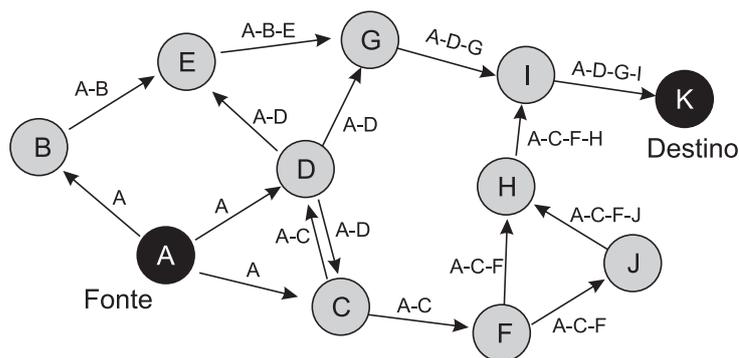


Figura 4.4 - Processo de descoberta de rota do protocolo DSR

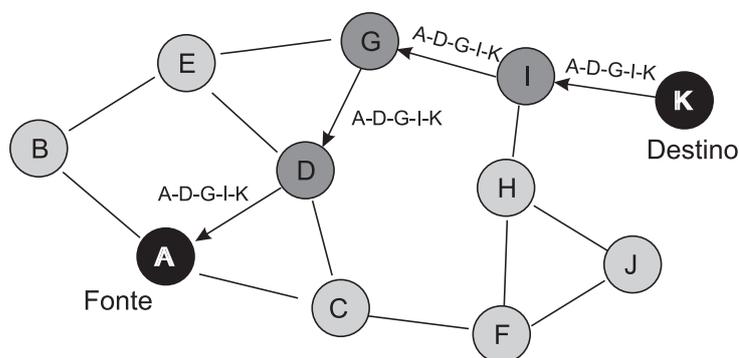


Figura 4.5 - Propagação de mensagens RREP do protocolo DSR através do caminho encontrado

As rotas utilizadas por um nó devem ser monitoradas continuamente. A rota torna-se indisponível se qualquer nó incluído se move, falha ou é desligado. O monitoramento da correta operação de rotas é chamado de manutenção de rotas. Quando o serviço de

manutenção de rotas detecta um problema com a rota em uso, o serviço de descoberta de rotas pode ser acionado novamente para descobrir uma nova rota.

O DSR se diferencia de outros protocolos reativos pelo fato de os nós não precisarem transmitir mensagens periódicas para informar o seu estado. Uma grande desvantagem do DSR é a quantidade de memória necessária para armazenar as rotas para cada um dos nós participantes da rede. Enquanto o AODV somente guarda a informação do próximo nó que faz parte da rota e somente uma rota para cada destino, o DSR guarda a informação de todos os nós pertencentes a rota e múltiplos caminhos para cada destino, aumentando consideravelmente a memória ocupada. Outro fator limitante é o tamanho do cabeçalho do pacote. Dependendo do número de saltos para se atingir o destino, a sobrecarga de informações de roteamento pode ser muito maior do que os dados que se deseja transmitir.

4.3.3 Temporally-ordered routing algorithm (TORA)

TORA é um protocolo de roteamento reativo e distribuído baseado no conceito de enlace reverso (PARK; CORSON, 1997). Este protocolo possui a característica de reparação rápida das rotas em uma possível falha, pois armazena múltiplas rotas para qualquer destino desejado (sempre que possível). A figura 4.6 demonstra as rotas montadas pelo protocolo em um determinado cenário.

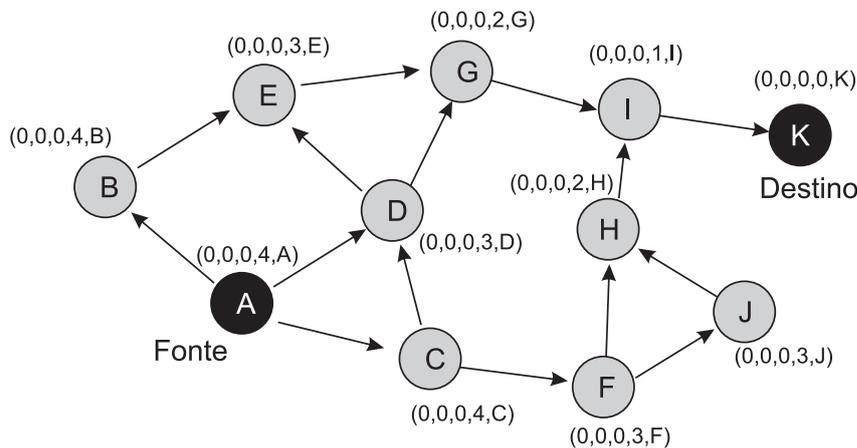


Figura 4.6 - Rota descoberta pelo procedimento de enlace reverso do algoritmo TORA

Note que os custos de roteamento utilizados no algoritmo TORA funcionam como alturas. A altura mínima (zero) é atribuída ao destino. Assim, os dados devem trafegar como se fossem um líquido, percorrendo o caminho da região mais alta para a região mais baixa. Uma nova referência de altura é formada sempre que um nó perde o enlace que seria seu único caminho para uma altura menor que a sua, como apresentado na figura 4.7. Da mesma forma que o destino, o nó que perdeu conectividade se coloca em uma

região de baixa altura, mas que não é o destino. Portanto, os pacotes roteados devem se afastar deste local baixo como se subindo um morro. Assim, os pacotes de dados devem percorrer os caminhos de valores negativos de altura até encontrar um caminho para fora deste local mais baixo.

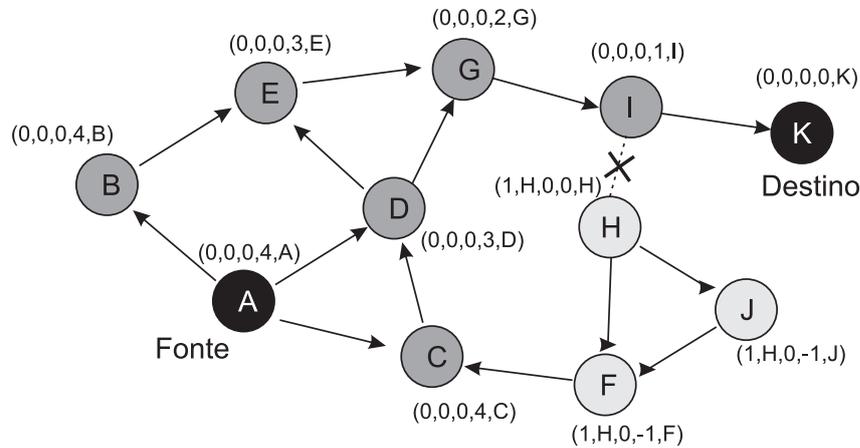


Figura 4.7 - Procedimento de recuperação de falha de enlace no algoritmo TORA

No TORA a rota de menor caminho é deixada em segundo plano, pois a utilização de rotas alternativas mais longas geralmente evitam a sobrecarga da descoberta de novas rotas. Como o processo de descoberta gera múltiplos caminhos, a manutenção de rotas torna-se necessária somente no momento em que todas as rotas descobertas deixam de existir. Assim, a manutenção de rotas entre cada par origem-destino é minimizada.

A memória de dados ocupada pelo algoritmo TORA inclui os dados dos enlaces com os vizinhos diretos, bem como o estado de todas as conexões origem-destino suportadas pela rede. Apesar de parecer viável, o protocolo TORA normalmente não é utilizado devido a ser superado em desempenho por outros algoritmos reativos, como DSR e AODV (TANEJA*; KUSH†, 2010; SINGH; SINGH; VATS, 2011).

4.4 Protocolos de roteamento híbridos

Algoritmos de roteamento híbridos combinam roteamento pró-ativo local com roteamento reativo global, a fim de alcançar maior eficiência e escalabilidade. No entanto, mesmo com esta combinação de estratégias ainda existe a necessidade de se manter pelo menos os caminhos que estão atualmente em utilização, limitando a quantidade de mudanças na topologia que podem ser toleradas dentro de um determinado período de tempo (MAUVE; WIDMER; HARTENSTEIN, 2001). A seguir o princípio de funcionamento e as características do *Zone Routing Protocol* (ZRP) são apresentados. O ZRP é um dos principais protocolos de roteamento híbrido existentes.

4.4.1 *Zone Routing Protocol (ZRP)*

O protocolo ZRP (HAAS; PEARLMAN, 2001) busca reunir as melhores características dos protocolos pró-ativos e reativos. Seu algoritmo determina uma área chamada de zona de roteamento. As rotas para os nós dentro dessa área estão sempre disponíveis e operam sobre um algoritmo pró-ativo. A zona de roteamento é limitada pelo número de saltos para alcançar um determinado nó. Se o limite desta zona é de 10 saltos, qualquer nó que esteja a até 10 saltos de distância faz parte da zona de roteamento e possui rota definida. Mensagens de controle são enviadas periodicamente para manter o roteamento local.

O desempenho do roteamento local do ZRP está diretamente ligado ao tamanho da zona. Em geral, redes densas e com nós se movimentando rapidamente favorecem zonas de roteamento pequenas. Já em redes maiores, com nós fixos ou se movendo lentamente, favorecem zonas de roteamento maiores.

O ZRP utiliza um protocolo reativo para alcançar nós fora da zona de roteamento. O processo se inicia com um pedido de rota para os nós vizinhos. Se algum vizinho possuir em sua zona de roteamento o nó de destino, a rota é enviada para o nó solicitante. Caso os nós vizinhos não possuam a rota, enviam o pedido aos seus vizinhos, e este processo se repete até que a rota seja encontrada.

Este protocolo é interessante principalmente porque as tabelas de rotas geradas pelo protocolo pró-ativo aceleram a solicitação de rota do protocolo reativo. Embora apresente um consumo de memória de dados razoável, o protocolo ZRP apresenta um número considerável de mensagens de controle para a manutenção da zona de roteamento.

4.5 Protocolos de roteamento baseados em grafos acíclicos dirigidos

Grafos acíclicos dirigidos (DAG - *directed acyclic graph*) são grafos formados por um conjunto de vértices e arestas dirigidas (arestas com direção), onde cada aresta conecta um vértice a outro e não é permitido a uma aresta conectar um vértice a ele mesmo (THULASIRAMAN; SWAMY, 1992). Assim, não existe a possibilidade de se iniciar em um vértice v e seguir uma sequência de arestas que eventualmente volte para v .

DAGs são utilizados para modelar diversos tipos de estruturas na matemática e na ciência da computação. Recentemente o conceito de DAG foi utilizado no desenvolvimento de uma especificação para protocolos de roteamento utilizados em redes de comunicação

de dados de baixo consumo com enlaces instáveis (LLN - *low power and lossy networks*). Estas especificações para o roteamento em redes LLN são conhecidas por RPL (*Routing Protocol for LLNs*) e ainda estão em desenvolvimento pela IETF. Apesar do *framework* para RPL ter sido estabelecido em (WINTER et al., 2011), vários detalhes para a implementação de protocolos baseados em RPL ainda não foram definidos e questões importantes quanto ao seu funcionamento ainda estão em discussão.

As rotas formadas por RPL são otimizadas para tráfego para uma ou mais estações base. Assim, protocolos RPL organizam a topologia como um DAG que é particionado em um ou mais DAGs orientados ao destino (DODAGs - *Destination Oriented DAGs*), sendo um DODAG por estação base. Em DAGs com múltiplas estações base deve existir um *backbone* de comunicação que interligue estas estações base (por exemplo, uma conexão de alta velocidade para internet).

As estações base iniciam a formação do DODAG através do envio periódico de uma mensagem de manutenção de rede chamada de DIO (*DODAG Information Object*) para os seus vizinhos diretos. As mensagens de DIO contêm a identificação da estação base responsável pelo DODAG, a métrica de roteamento em uso e a profundidade no DODAG (conhecida como *rank*) do nó que enviou a mensagem. Um nó roteador se associa a um DODAG levando em consideração estes fatores e determina o seu próprio *rank* no DODAG baseado nas informações propagadas por seus vizinhos em suas mensagens de DIO. O roteador escolhe como “pai” (nó ao qual irá se associar e, conseqüentemente, responsável por sua rota até a estação base) de um DODAG o vizinho através do qual o seu *rank* resultante é menor. Ao se juntar ao DODAG o roteador terá um caminho para a estação base através de seu pai e, assim, pode originar o seu próprio DIO. Note que o *rank* dos nós ao longo de qualquer caminho para a estação base deve ser monotonicamente decrescente, evitando laços no roteamento, como demonstrado na figura 4.8. Portanto, protocolos RPL fornecem caminhos dos roteadores para uma ou mais estações base com muito pouca informação armazenada na tabela de roteamento. As informações armazenadas limitam-se aos seus vizinhos diretos e aos seus pais nos DODAGs aos quais estão associados.

A taxa de transmissão de mensagens DIO segue uma política *Trickle* (LEVIS et al., 2004), que visa evitar a transmissão de mensagens desnecessárias através do monitoramento da consistência de informações entre vizinhos. Quando os dados de um nó estão em desacordo com os de seus vizinhos, este nó se comunica rapidamente para resolver esta inconsistência. Quando os dados dos nós vizinhos estão de acordo, a taxa de transmissão de mensagens DIO decai exponencialmente. Assim, os nós passam a transmitir raramente as mensagens DIO, diminuindo o consumo de energia dos nós e de

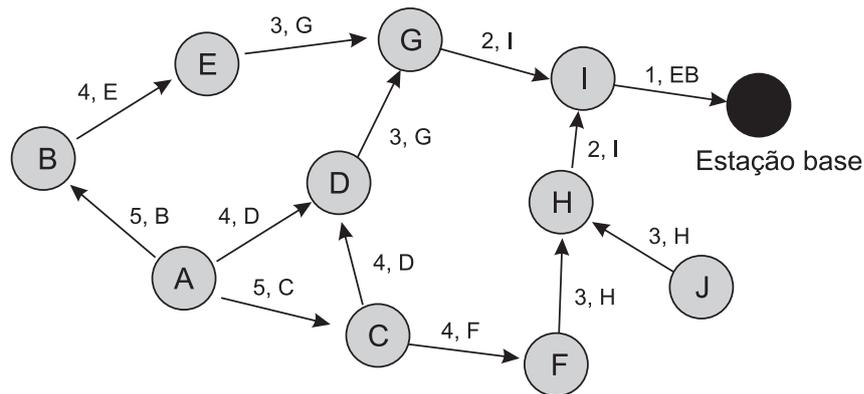


Figura 4.8 - Grafo acíclico dirigido orientado ao destino (DODAG) para uma determinada estação base

banda da rede para mensagens de manutenção.

A configuração padrão dos protocolos RPL não fornece caminhos das estações base de volta para os outros nós da rede. No entanto, a disponibilidade de rotas das estações base para outros nós é necessária em vários cenários, incluindo cenários com atuadores e consultas seletivas a sensores. Assim, um roteador RPL que requer um caminho de uma estação base para ele próprio deve enviar uma mensagem DAO (*Destination Advertisement Object*) através do caminho formado pelo DODAG até a estação base, que irá registrar e instalar este caminho. Os nós que recebem uma mensagem DAO a encaminham para seus pais assim que o temporizador *DelayDAO* expira, sendo este tempo determinado pela implementação, de acordo com Winter et al. (2011). O mecanismo de DAO pode operar tanto no modo de armazenamento quanto no modo sem armazenamento. No modo de armazenamento, cada roteador deve armazenar na tabela de roteamento as informações necessárias para encaminhar os pacotes pelo caminho formado. Já no modo sem armazenamento, as rotas DAO são completamente gerenciadas pelas estações base, de forma a reduzir o tamanho das tabelas de roteamento em outros roteadores.

De forma similar ao caso anterior, por padrão, os protocolos RPL não fornecem rotas para encaminhamento de pacotes entre pares de roteadores (comunicação P2P - *peer-to-peer*). Estes caminhos são importantes em diversos cenários, por exemplo, cenários onde atuadores necessitam de dados de sensores próximos para decidirem quando e como atuarem. Para solicitar um caminho entre pares de nós, um roteador RPL *C* que precisa de um caminho de um roteador *B* para ele mesmo, deve enviar uma mensagem DAO através do caminho DODAG para estabelecer uma rota da estação base para ele mesmo. Assim, o roteador *B* pode se comunicar com o roteador *C* através do primeiro antecessor comum para ambos os roteadores no DODAG que possui caminho para o roteador *C*. No pior caso a mensagem será enviada do roteador *B* para a estação base e desta para o roteador

C , como demonstrado na figura 4.9. Se o protocolo RPL estiver operando no modo sem armazenamento, todas as comunicações entre pares de roteadores serão realizadas através de uma ou mais estações base, que são os únicos nós na rede que armazenam rotas no sentido contrário ao das estações base (*up link*).

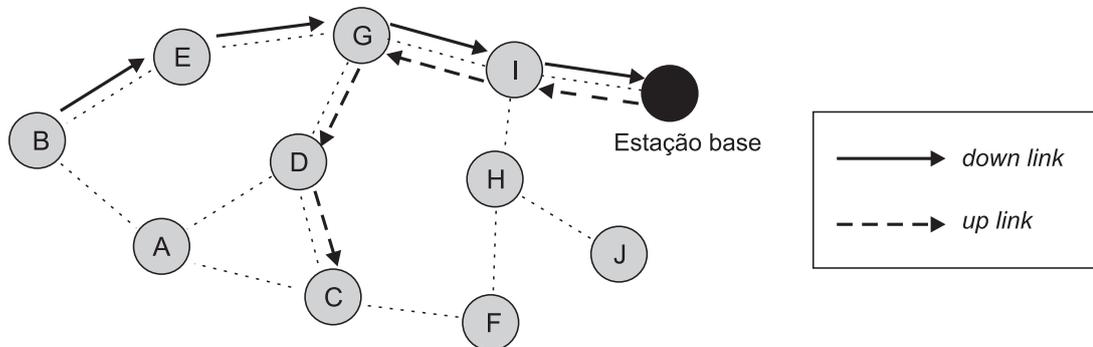


Figura 4.9 - Comunicação P2P entre os roteadores B e C utilizando um protocolo RPL, passando por uma estação base

Pode-se facilmente perceber que os caminhos P2P fornecidos por protocolos RPL podem ser muito maiores do que o caminho mais curto disponível, assim como podem causar alto tráfego nas rotas criadas pelo DODAG (se agravando nas proximidades da estação base), como discutido em Xie et al. (2010a) e Baccelli, Philipp e Goyal (2011). Ainda, as rotas criadas pelas mensagens DAO são pró-ativas e iniciadas pelo destino. Portanto, para um atuador fazer um pedido para um sensor, o sensor deve saber que este atuador necessita desta informação para iniciar o processo de formação do caminho. O roteamento pró-ativo também impacta na memória necessária para armazenar estes dados. Quanto mais caminhos no sentido contrário ao das estações base existirem, maior será a quantidade de memória necessária para armazenar estes caminhos.

Para tentar melhorar o desempenho dos protocolos RPL em conexões P2P alguns trabalhos na literatura sugerem modificações no protocolo, como as apresentadas em Wang et al. (2010) e Baccelli, Philipp e Goyal (2011). Estas modificações alteram o modo como as rotas P2P são criadas, geralmente utilizando algoritmos reativos para descoberta de caminhos. O P2P-RPL proposto em Baccelli, Philipp e Goyal (2011), por exemplo, utiliza um algoritmo similar ao AODV para criar um DODAG temporário. O grande problema dessa abordagem é recair nas mesmas limitações encontradas no AODV, bem como não utilizar a infra-estrutura RPL já existente.

4.5.1 Cálculo de *rank* em protocolos RPL

A formação de um DODAG é iniciada pela publicação do *rank* de uma estação base em seu DIO. Geralmente o *rank* de uma estação base é iniciado com 1. Assim que recebem uma mensagem DIO os nós da rede atualizam o seu *rank* e, conseqüentemente, o custo para chegar a estação base. A construção do DODAG é garantida pela imposição dos nós de calcularem um *rank* maior do que o de seus pais, sendo este *rank* computado através de uma função objetivo de uma ou mais métricas de roteamento. A função objetivo mais simples que pode-se utilizar é o número de saltos para se chegar a estação base. Assim, o cálculo do *rank* de um nó é simplesmente somar 1 ao *rank* de seu pai para uma determinada estação base, ou seja, um salto a mais. A métrica de salto pode ser complementada por outras informações de qualidade de enlace, como LQI e RSSI. Em Hong e Choi (2011) por exemplo, o *rank* é calculado através da contagem de saltos para a estação base combinada ao LQI dos enlaces. Note que estas métricas consideram somente a qualidade do enlace dos pacotes entregues, deixando de considerar possíveis impactos do tráfego entre nós.

Em Hong e Choi (2011) é proposta uma função objetivo que considera o tráfego existente entre os enlaces e a taxa de pacotes entregues com sucesso em um determinado tempo. A métrica de tráfego é chamada de ETX (*Expected Transmission Count*). O valor de ETX de um enlace entre os nós i e j é baseado no número s de transmissões com sucesso de um total de m pacotes de dados transmitidos do nó i para o nó j em uma janela de tempo τ , como exposto na equação 4.3.

$$ETX(\tau(i, j)) = \frac{m(i, j)}{s(i, j)} \quad (4.3)$$

Assim, o *rank* $R(i)$ de um nó i , calculado a partir do *rank* do nó escolhido como pai $p(i)$ é dado pela equação 4.4.

$$R(i) = R(p(i)) \times ETX(i, p(i)) + 1 \quad (4.4)$$

Pode-se perceber que esta proposta de cálculo de *rank* impõe fortes penalidades aos enlaces com alto ETX. Os autores argumentam que com esta métrica o protocolo de roteamento será inclinado a utilizar enlaces com baixo ETX e, portanto, caminhos com melhor confiabilidade na entrega de pacotes.

A utilização de métricas como o ETX ao invés de se utilizar métricas mais simples

implica em outros desafios. O principal problema é a formação de *loops* transitórios (XIE et al., 2010b). Devido a atrasos na atualização do *rank* inerentes ao protocolo, um nó pode escolher uma rota através de um nó vizinho com o ETX mais alto que o de seu antecessor. Esta situação pode acontecer no intervalo de tempo entre um nó atualizar o seu *rank* para um valor maior e a propagação desta informação na rede, o que provavelmente causará um transiente na rede. Esse transiente provocará uma reação em cadeia, alterando a topologia da rede. Como os nós recalculam o seu *rank* durante o funcionamento da rede com a variação de tráfego, quanto maior o tráfego, maior a possibilidade destes transientes acontecerem. Durante os transientes a rede pode parar de operar até a estabilização dos enlaces, sob pena de pacotes serem perdidos.

Em Zaidi, Tan e Cheng (2009) e em Malnar e Neskovic (2009) foram realizadas simulações e experimentos para comparar o desempenho de protocolos de roteamento com ETX ao de protocolos que utilizam contagem de saltos. A conclusão obtida é de que a melhora na perda de pacotes é de 2% a 7%, dependendo do cenário. Já em Javaid et al. (2009) foi possível observar que em alguns casos o desempenho de protocolos baseados em ETX é até pior do que os baseados em contagem de saltos.

4.6 Protocolos de roteamento geográficos

Protocolos de roteamento geográfico utilizam informações de localização para calcular uma rota eficiente para um determinado destino. Estes algoritmos tem sido largamente aplicados nas RSASFs devido a seu reduzido custo computacional e baixa sobrecarga de comunicação (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007). Como visto anteriormente, algoritmos de roteamento tradicionais possuem altos custos de memória de dados, no caso de protocolos pró-ativos ou custos altos em ocupação de banda para mensagens de controle, no caso de protocolos reativos.

Nós de rede utilizando um algoritmo de roteamento geográfico não necessitam de uma grande quantidade de mensagens de controle para acompanhar o estado atual da topologia de rede. Estes algoritmos requerem somente a informação da topologia a um salto de distância, como a posição dos vizinhos, possibilitando a tomada de decisão para o encaminhamento correto dos pacotes. A abordagem localizada para a tomada de decisão reduz a quantidade de dados armazenados nas estruturas de dados (tabelas de roteamento e outros dados relevantes ao encaminhamento de pacotes). Consequentemente, a sobrecarga de controle da rede é consideravelmente reduzida, favorecendo seu uso em redes de grande escala (STOJMENOVIC, 2002).

A eficiência desta classe de algoritmos de roteamento depende da densidade de nós na rede, da confiabilidade das informações de posição disponíveis e das regras de encaminhamento utilizadas para transmitir os pacotes até o seu destino. As regras de encaminhamento devem ainda considerar a existência de obstáculos e caminhos sem saída (*dead ends*). Outro fator limitante do desempenho destes algoritmos está no conhecimento local da topologia, podendo levar a descoberta de caminhos sub-otimizados. O conhecimento global da topologia normalmente gera uma sobrecarga de informação proibitiva em redes de sensores e atuadores.

Uma grande variedade de algoritmos foi proposta com o intuito de se obter caminhos ótimos em roteamentos geográficos. Nestes algoritmos o nó responsável por encaminhar um pacote de dados deve avançar em direção ao destino utilizando determinados parâmetros de roteamento como métrica, como: distância, progresso, direção, consumo de energia, custo, tráfego, etc.

No esquema de roteamento MFR (*Most Forward within Radius*) (TAKAGI; KLEINROCK, 1984), o pacote deve ser encaminhado para o nó vizinho em que o progresso em direção ao destino é máximo. Já o esquema NFP (*Nearest Forward Progress*) (HOU; LI, 1986) seleciona o nó mais próximo do nó responsável pelo roteamento, que apresente progresso em direção ao destino.

Em Finn (1987) propõe-se um esquema de roteamento baseado na distância geográfica, onde o pacote deve ser encaminhado para o nó vizinho mais próximo do destino. Neste esquema, somente os nós mais próximos do destino que o responsável pelo roteamento são considerados. Caso não existam, o método falha. No método de roteamento de compasso (CR - *compass routing*), proposto em Kranakis, Singh e Urrutia (1999), o pacote é encaminhado para o vizinho que esteja ao alcance e com menor ângulo de abertura, considerando a linha que conecta o nó responsável pelo encaminhamento do pacote e seu destino.

Diversas outras métricas para escolha do melhor vizinho para encaminhamento de pacotes foram consideradas recentemente, conforme apresentado em Stojmenovic e Lin (2001b), Yeh (2001) e Larsson (2001). A figura 4.10 apresenta os caminhos escolhidos pelos algoritmos comentados anteriormente em uma distribuição aleatória de nós. Note que o algoritmo NFP e o algoritmo proposto por Finn falham neste cenário.

Os algoritmos de roteamento geográfico assumem que todos os nós pertencentes a rede possuem a informação de sua localização geográfica, além da informação de posição do subconjunto de possíveis destinos de suas mensagens. Um dos sistemas de localização

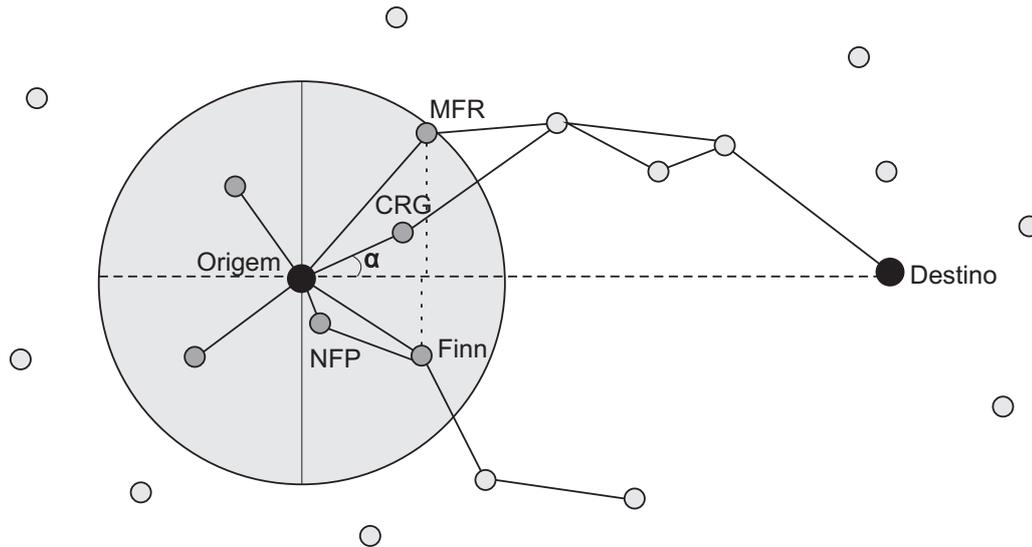


Figura 4.10 - Escolha de caminhos para encaminhamento de pacotes através de algoritmos comumente utilizados para roteamento geográfico. Figura adaptada de Stojmenovic (2002).

geográfica mais precisos disponíveis atualmente é o sistema de posicionamento global (GPS). Embora seja possível que certos nós em uma rede de sensores estejam equipados com dispositivos GPS, o alto consumo de energia e custo do *hardware* são fatores limitantes. Uma estratégia possível nestes casos é apresentada em Rao et al. (2003), onde somente alguns nós possuem informações de posição GPS e, os outros nós devem calcular sua posição a partir de algoritmos de triangulação.

Outras estratégias assumem que os nós sensores não necessitam conhecer suas coordenadas físicas de localização. Para que isto seja possível, um sistema virtual de coordenadas deve ser utilizado, por exemplo, um sistema de coordenadas polares. Desta forma as coordenadas de um dado nó podem ser obtidas a partir do raio e do ângulo de uma posição de referência (BOSE et al., 2001; NEWSOME; SONG, 2003; FONSECA et al., 2005).

O roteamento geográfico é bastante adequado para alguns cenários de RSASFs, principalmente em aplicações onde sensores e atuadores estão distribuídos em uma grande área geográfica. Uma RSASF destinada ao controle de tráfego em rodovias é um exemplo deste tipo de aplicação. Esta classe de algoritmos de roteamento tem se destacado na literatura para utilização em RSASFs, por suas características e, por ser inerente que a posição de sensores e atuadores seja conhecida em várias aplicações. Como a informação de posição já está disponível, não há motivos de não utilizá-la como recurso importante nos algoritmos de roteamento. Apesar de seus benefícios óbvios, o encaminhamento geográfico utiliza uma abordagem gananciosa (*greedy*) e não necessariamente diminui a distância para o destino do pacote. Nestes casos torna-se necessário aplicar uma técnica de recuperação.

4.7 Análise dos protocolos de roteamento existentes aplicados em redes urbanas de comunicação

A análise dos diversos protocolos de roteamento existentes na literatura permite concluir que dificilmente um destes protocolos apresentará o melhor desempenho em todos os possíveis cenários de aplicação de redes de sensores e atuadores sem fio. O escopo deste trabalho é limitado a análise das diferentes técnicas de encaminhamento de pacotes de dados em RSASFs, quando aplicadas a redes urbanas de comunicação, que normalmente apresentam cenários de grande escala. Portanto, nesta seção pretende-se investigar que características dos protocolos existentes são viáveis de ser aplicadas nestas redes e, que limitações podem existir quando estas técnicas são empregadas.

Como visto anteriormente, os protocolos existentes podem ser classificados em pró-ativos, reativos, híbridos, grafos acíclicos e geográficos. A classe de protocolos pró-ativos é classicamente aplicada em diversas redes, por exemplo, redes TCP/IP. No entanto, estes protocolos de roteamento não são adequados para RSASFs, principalmente em cenários de grande escala. Protocolos pró-ativos requerem que grandes tabelas de roteamento (uma entrada para cada possível destino) sejam mantidas em cada nó roteador. Ainda, geralmente estes protocolos precisam difundir para toda a rede as mudanças topológicas detectadas localmente. Como as mudanças topológicas são relativamente frequentes em redes de sensores e atuadores sem fio, uma parte substancial da banda disponível é utilizada para difundir as mensagens de atualização, tornando o custo de manutenção das rotas muito alto (ZHAO; GUIBAS, 2004).

Várias estratégias têm sido sugeridas na literatura para mitigar os problemas relativos às características de RSASFs no encaminhamento de pacotes. O roteamento reativo é uma destas técnicas, onde os caminhos para o encaminhamento de pacotes são construídos sob demanda. Os algoritmos AOV, DSV e TORA são exemplos destes algoritmos. No entanto, diversos trabalhos na literatura concluem que o uso de protocolos de roteamento reativo em cenários de grande escala gera excesso de mensagens de controle, inviabilizando sua aplicação nestes cenários (LEE; BELDING-ROYER; PERKINS, 2003; TANEJA*; KUSH†, 2010; SINGH; SINGH; VATS, 2011). Em Pantoni e Brandão (2011) o desempenho do protocolo AODV é comparado a algoritmos de encaminhamento geográfico em uma rede para controle de iluminação pública, onde verificou-se que a latência de transmissão de pacotes e a taxa de entrega de pacotes decai rapidamente com o aumento do número de nós e tráfego da rede, quando comparado com o uso de roteamentos geográficos.

Os algoritmos híbridos surgiram com o intuito de agregar as melhores características

dos protocolos pró-ativos e reativos em RSASFs. ZRP é um dos principais representantes desta categoria, sendo concebido para redes de grande escala. Neste protocolo o tráfego de mensagens de controle é reduzido quando comparado a abordagens pró-ativas ou reativas puras (PEARLMAN; HAAS, 1999). No entanto, a escalabilidade de protocolos híbridos como o ZRP é limitada devido a forma com que as rotas são encontradas. O processo de descoberta de rota é quase tão crítico quanto o realizado por protocolos reativos (WOO; SINGH, 2001).

Das abordagens existentes para encaminhamento de pacotes, as que têm se demonstrado mais promissoras para utilização em RSASFs de grande porte são as baseadas em grafos acíclicos dirigidos e as baseadas em roteamento geográfico. O principal protocolo baseado em DAGs é o RPL, sendo este o protocolo mais utilizado em redes de sensores 6LoWPAN (6LoWPAN WORKING GROUP, 2011). Redes 6LoWPAN buscam compatibilizar os protocolos TCP/IP com as redes de sensores e atuadores sem fio. A limitação do RPL está em não oferecer, por padrão, caminhos das estações base para nós sensores/atuadores e caminhos P2P entre estes nós. Nos casos em que estes caminhos são disponibilizados, geralmente apresentam rotas muito maiores do que o caminho topológico ótimo (XIE et al., 2010a; WANG et al., 2010; BACCELLI; PHILIPP; GOYAL, 2011). Ainda, possuem a característica de serem baseados principalmente em estado de enlaces. Protocolos baseados em estado de enlaces somente comunicam mudanças de topologia para seus vizinhos. Esta abordagem é interessante por possuir baixa atividade de mensagens de controle, mas devido a este princípio de funcionamento convergem lentamente (ZHAO; GUIBAS, 2004).

Os algoritmos geográficos têm recebido constante destaque na literatura por serem algoritmos locais sem armazenamento de estado, ou seja, esta classe de algoritmos de roteamento não requer que nós roteadores conheçam informações topológicas fora dos limites de sua vizinhança imediata (STOJMENOVIC, 2002; ZHAO; GUIBAS, 2004; SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007). Esta abordagem apresenta baixa taxa de mensagens de controle, o que favorece sua aplicação em redes de grande escala. Assim, no capítulo a seguir a técnica de encaminhamento geográfico será abordada de forma mais aprofundada. Através da compreensão do modo de operação e das limitações desta técnica, pode-se propor melhorias que venham a contribuir para implementações viáveis de RSASFs utilizando o roteamento geográfico.

5 *ESTRATÉGIAS DE ROTEAMENTO GEOGRÁFICO*

As estratégias de roteamento geográfico normalmente possuem dois modos de operação: modo de encaminhamento *greedy* e modo de recuperação (manipulação de vazios). As principais estratégias de encaminhamento *greedy* foram apresentadas no capítulo anterior, onde verificou-se que qualquer destas estratégias pode falhar em um determinado cenário. Quando a estratégia *greedy* falha, o modo de recuperação é ativado. Neste capítulo são apresentadas as principais técnicas utilizadas como modo de recuperação, bem como uma revisão dos métodos utilizados para manter informações de localização e vizinhança para algoritmos de roteamento geográfico.

5.1 *Manutenção de vizinhança e posição para roteamento geográfico*

No roteamento geográfico o endereço de destino é a posição do nó de destino, ao invés de um endereço topológico. Portanto, para realizar o encaminhamento de um pacote, o roteador deve implementar um serviço de localização. Este serviço é responsável por determinar a posição do nó de origem e a posição do nó de destino. A posição de um nó pode ser obtida por pré-configuração se o nó tem posição fixa ou por um receptor de sinal GPS, para nós móveis. Ainda, um algoritmo de localização pode ser implementado para construir um sistema de coordenadas virtuais (YANG; AUGÉ-BLUM, 2009; TSAI et al., 2009).

No modo de encaminhamento *greedy* a seleção do próximo salto é realizada de acordo com a posição do nó que está enviando o pacote, dos seus vizinhos imediatos (vizinhos a um salto de distância) e do nó de destino. Este procedimento torna o roteamento geográfico mais escalável do que outras abordagens (KARP; KUNG, 2000; GIORDANO;

STOJMENOVIC; BLAZEVIC, 2001; SUBRAMANIAN; SHAKKOTTAI; GUPTA, 2007). A posição do nó de destino deve ser adicionada ao cabeçalho do pacote pelo nó de origem, permitindo que os nós roteadores intermediários conheçam sua posição. As posições dos vizinhos imediatos podem ser obtidas a partir de mensagens de manutenção da rede (onde cada nó gerencia a sua tabela de vizinhos) ou por um algoritmo reativo (descoberta de vizinhança sob demanda somente na área de encaminhamento, conhecida por *beaconless neighborhood discovery*) (KARP; KUNG, 2000; ZHANG; SHEN, 2010). Esses métodos de gerenciamento de posição e vizinhança são abordados a seguir.

5.1.1 Descoberta da vizinhança pró-ativa e reativa

Como mencionado anteriormente, algoritmos convencionais de roteamento geográfico utilizam a informação de posição dos seus vizinhos imediatos para o encaminhamento de pacotes. Essa informação pode ser obtida pelo *broadcast* de uma mensagem periódica de manutenção da rede (KALOSHA et al., 2008). Nesta abordagem é importante determinar o período ótimo da mensagem de manutenção. Se a frequência das mensagens de manutenção for alta poderá causar o aumento indesejado da ocupação de banda para mensagens de controle. No entanto, se a frequência destas mensagens for baixa, a informação da vizinhança em cada nó poderá ficar desatualizada, causando erros de decisão no algoritmo de encaminhamento de pacotes.

Algoritmos de roteamento reativo tentam minimizar a troca de mensagens de controle, provendo um roteamento completamente reativo. O encaminhamento geográfico reativo inicia quando o nó roteador transmite por *broadcast* o pacote a ser encaminhado. Todos os nós dentro do alcance de transmissão deste roteador recebem o pacote, mas apenas os nós que estão dentro da área de encaminhamento selecionada são elegíveis para continuar a encaminhá-lo. O vizinho mais adequado é determinado por um mecanismo de contenção, no qual cada vizinho elegível inicia um temporizador após receber o pacote. O temporizador é normalmente implementado por uma função de adiamento, onde o nó mais próximo do destino terá o menor tempo de espera (ZHANG; SHEN, 2010). Este nó continuará o processo de encaminhamento quando o seu temporizador expirar. Os outros vizinhos irão perceber que o pacote foi retransmitido e cancelarão os seus temporizadores. Apesar desta técnica apresentar uma boa relação entre carga de tráfego de pacotes de dados e sobrecarga de mensagens de controle para redes com baixo tráfego, seu desempenho degrada quando o tráfego de pacotes aumenta.

O principal motivo desta degradação se deve aos algoritmos reativos serem baseados

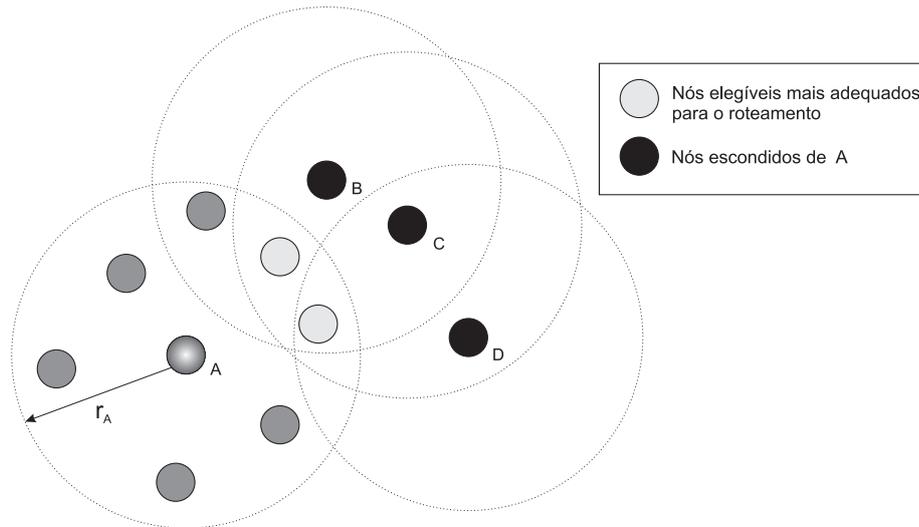


Figura 5.1 - Cenário de possível falha no roteamento *greedy* reativo (*broadcast*) devido a colisões

em mensagens *broadcast*. As mensagens do tipo *broadcast* não realizam o reconhecimento do pacote transmitido, ou seja, o nó remetente não saberá se a mensagem foi recebida por todos os nós elegíveis. O processo de roteamento pode ser comprometido se o pacote não for recebido pelo nó mais propenso a continuar seu encaminhamento. Por exemplo, na figura 5.1, se o nó *A* e qualquer nó escondido de *A* (nós *B*, *C* e *D*) transmitirem um pacote ao mesmo tempo, o nó elegível mais adequado para encaminhar o pacote não irá recebê-lo devido a colisão. Em um caso mais extremo todos os nós elegíveis podem deixar de receber o pacote devido a colisão, causando a falha do encaminhamento *greedy*.

A ocorrência de nós escondidos pode causar outros problemas. Na figura 5.2 os nós *B*, *C* e *D* são os nós elegíveis para um determinado destino. Neste caso, o nó *B* é o mais propenso a continuar o encaminhamento do pacote. Entretanto, o nó *C* é um nó escondido para *B* (devido a um enlace assimétrico ou a obstruções). Desta forma a retransmissão do pacote pelo nó *B* não será recebida pelo nó *C*. Portanto, o nó *C* também retransmitirá o pacote quando seu temporizador expirar, causando a replicação do pacote. Ainda, a replicação de um pacote pode ser causada quando o temporizador de dois nós expiram quase simultaneamente (a distância de ambos os nós para o destino é praticamente a mesma). Neste caso poderá haver colisão de pacotes em uma certa região de alcance do nó transmitindo a mensagem e a replicação do pacote em outras regiões.

Apesar de suas limitações e possíveis falhas, o encaminhamento de pacotes por algoritmo reativo é uma boa estratégia para cenários com alta densidade e/ou mobilidade de nós, além de colaborar para a redução do consumo de energia. Por outro lado, algoritmos baseados em mensagens periódicas de manutenção de rede podem melhorar o processo de encaminhamento de pacotes em cenários com baixa densidade de nós

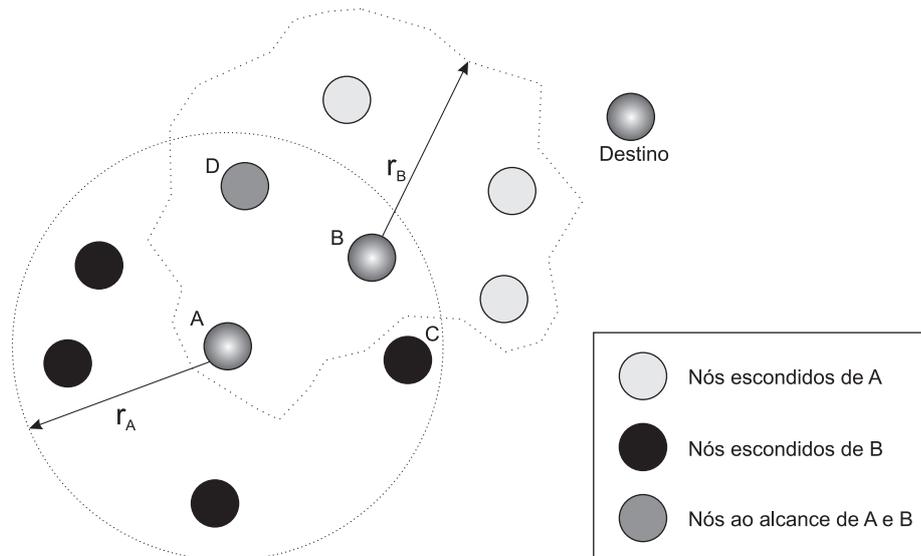


Figura 5.2 - Cenário onde possivelmente ocorrerá replicação de pacotes para roteamento *greedy* reativo

estáticos com alto tráfego de dados. Outra vantagem das mensagens de manutenção é a possibilidade de se manter informações de qualidade e simetria dos enlaces para todos os vizinhos imediatos. Estas informações podem ser utilizadas para determinar a melhor opção para o encaminhamento de pacotes se dois ou mais vizinhos possuírem progresso similar em direção ao destino.

5.2 Modo de manipulação de vazios

A manipulação de vazios é utilizada como um modo de recuperação quando o roteamento geográfico *greedy* é incapaz de encaminhar um pacote. O roteamento *greedy* é retomado no momento que este pacote supera o vazio (CHEN; VARSHNEY, 2007a). Uma das implementações mais utilizadas para a volta ao modo *greedy* ocorre quando o pacote é recebido por um nó mais próximo do destino do que o nó em que o vazio foi detectado. O desenvolvimento de técnicas eficientes para a manipulação de vazios é fundamental para qualquer implementação viável de um algoritmo de roteamento geográfico.

A ocorrência de vazios é imprevisível, principalmente devido a distribuição geográfica dos nós, possíveis obstáculos em cenários reais e incertezas na dinâmica do enlace de radiofrequência em diferentes ambientes (CHEN; VARSHNEY, 2007a). Se não for devidamente tratado, um vazio pode desconectar um par de nós, bem como desconectar uma região inteira da rede. Ainda, técnicas inadequadas de manipulação de vazios podem causar a perda de pacotes na rede, desperdiçando seus valiosos e escassos recursos.

Implementações práticas de manipulação de vazios geralmente apresentam

comportamentos indesejáveis que devem ser evitados. Assim, Chen e Varshney (2007a) propõem algumas regras gerais que devem ser seguidas para se projetar uma técnica viável de manipulação de vazios:

- técnicas de manipulação de vazios não devem prejudicar a escalabilidade inerente do roteamento geográfico com o aumento de mensagens de controle;
- manipular um vazio deve envolver o menor número de nós possível. É preferível que os vazios possam ser manipulados somente pelos nós que se encontram no vazio;
- a rota de um pacote que atingiu um vazio não deve ser muito pior do que o caminho topológico ótimo;
- a ausência de tráfego de dados em um nó localizado em um vazio não deve gerar sobrecarga de mensagens de controle;
- a manipulação de vazios deve utilizar o mínimo de recursos possíveis (processamento, mensagens de controle, etc), pois os recursos em redes de sensores sem fio são bastante limitados;
- todas estas regras deixam claro que a rede não deve utilizar seus recursos para resolver seus próprios problemas.

Ao manipular um vazio, as técnicas existentes geralmente fazem uso de uma ou mais das seguintes abordagens: *flooding*, grafos planares, medidas geométricas, custos e heurísticas. As técnicas baseadas em *flooding* exploram a maneira mais intuitiva de contornar um vazio, onde a rede é inundada com o pacote que encontrou o vazio até que este pacote encontre um local mais próximo ao destino do que o local do vazio ou o próprio destino. Os algoritmos *one-hop flooding* (STOJMENOVIC; LIN, 2001a), *geographic routing* (STOJMENOVIC; RUSSELL; VUKOJEVIC, 2000) e *on-demand geographic forwarding* (CHEN; VARSHNEY, 2007b) são exemplos de algoritmos que fazem uso de técnicas de *flooding*. A principal desvantagem destas técnicas é a alta sobrecarga de pacotes na rede, o que contrapõe as regras previamente estabelecidas para uma boa manipulação de vazios.

As técnicas mais promissoras para a manipulação de vazios existentes na literatura serão discutidas nas subseções seguintes, enfatizando suas características e comportamento quando confrontadas com os problemas existentes em cenários reais. Ainda, o desempenho destas técnicas será analisado em conjunto com um padrão de comunicação bem conhecido e utilizado em redes de sensores sem fio, o padrão IEEE 802.15.4TM.

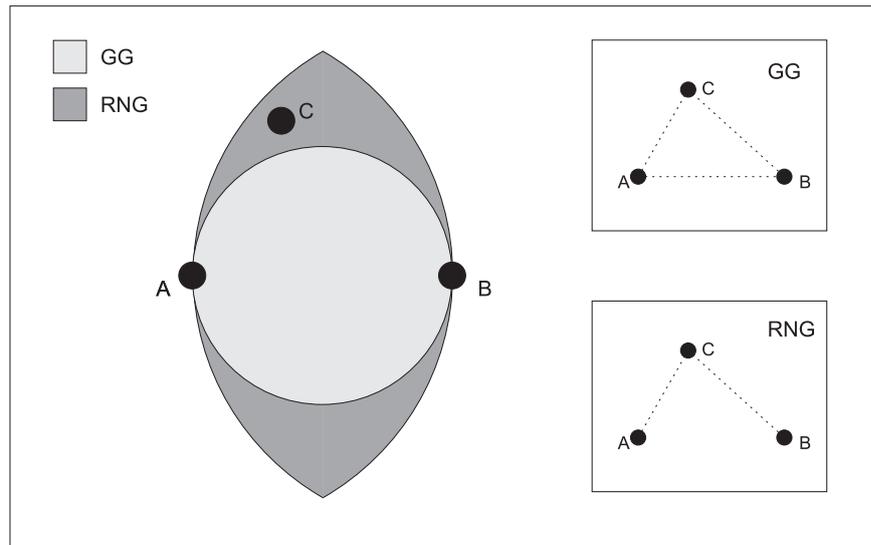


Figura 5.3 - Área de exclusão de enlaces para formação de grafos planares por GG e RNG

5.2.1 Técnicas baseadas em grafos planares

O roteamento *Greedy Perimeter Stateless Routing* (GPSR) (KARP; KUNG, 2000) é uma das principais técnicas de contorno de vazios baseado no roteamento por faces com grafos planares, seguido por outros algoritmos de roteamento por faces como o GFG (BOSE et al., 2001), GOAFR (KUHN; WATTENHOFER; ZOLLINGER, 2003), GOAFR+ (KUHN et al., 2003), GOAFR+ ABC (HWANG; HUR; CHOO, 2009) e GPVFR (LEONG; MITRA; LISKOV, 2005). Ao longo deste trabalho todos os algoritmos que combinam a técnica de roteamento geográfico *greedy* com o roteamento por faces serão referenciados por algoritmos de roteamento por faces.

Um grafo planar é um grafo no qual duas arestas não possuem intersecção. Existem dois algoritmos de planarização bem conhecidos que são comumente aplicados a redes sem fio, o grafo de vizinhança relativa (RNG - *Relative Neighborhood Graph*) e o grafo de Gabriel (GG - *Gabriel Graph*). Ambos podem ser utilizados na implementação do GPSR, sendo que, conforme apresentado na literatura, o grafo de Gabriel é um super grafo do RNG (JAROMCZYK; TOUSSAINT, 1992). Portanto, em um mesmo cenário o RNG apresenta uma menor densidade de conectividade pela eliminação de mais enlaces. Na figura 5.3 pode-se verificar que a região de exclusão de nós é maior para o RNG. Neste exemplo a planarização por RNG irá excluir o enlace \overline{AB} , enquanto a planarização por grafo de Gabriel não excluirá nenhum enlace.

A seguir são definidos os procedimentos de exclusão de enlaces para planarização por GG e RNG em redes de comunicação sem fio, onde $d(x, y)$ é a distância entre os nós x e y .

Definição 1. GG: Um enlace (A, B) existe entre os nós A e B se nenhum outro nó C estiver presente dentro do círculo cujo diâmetro é \overline{AB} . Este procedimento é descrito pela equação 5.1.

$$\forall C \neq A, B : d^2(A, B) < [d^2(A, C) + d^2(B, C)] \quad (5.1)$$

Definição 2. RNG: Um enlace (A, B) existe entre os nós A e B se a distância entre eles, $d(A, B)$, é menor ou igual a distância de A ou B para cada nó C , não importando qual dos nós pertencentes ao enlace esteja mais longe de C . Este procedimento é descrito pela equação 5.2.

$$\forall C \neq A, B : d(A, B) \leq \max[d(A, C), d(B, C)] \quad (5.2)$$

Apesar destes algoritmos serem eficientes, o princípio básico de funcionamento de ambos falha quando aplicado a cenários com obstáculos. Karp e Kung (2000) argumentam que um princípio fundamental deve ser levado em conta ao remover as arestas de um grafo: o procedimento utilizado para a remoção de arestas não deve desconectar o grafo. Os algoritmos RNG e GG somente garantem que o grafo não será desconectado se este grafo for unitário. Grafos cujas arestas são delimitados por uma distância limite entre vértices são chamados grafos unitários (KARP; KUNG, 2000). Estes grafos são uma abstração matemática razoável de redes sem fio em que todos os nós participantes possuem rádios com o mesmo alcance. Entretanto, esta hipótese não é verdadeira para cenários com obstruções. Na figura 5.4 é apresentado um cenário no qual uma obstrução causa a desconexão do grafo, sendo a planarização realizada pelo algoritmo RNG.

Na figura 5.4.a, onde não há obstrução, a presença do nó z na área sombreada implica na remoção da aresta \overline{xy} (o nó z é conhecido como testemunha do enlace entre os nós x e y). O grafo se mantém conectado através dos enlaces \overline{xz} e \overline{zy} . A figura 5.4.b apresenta um cenário similar, onde uma obstrução causa a desconexão do grafo. Note que os nós z e x estão na faixa de alcance do nó y . Assim, da mesma forma que na figura 5.4.a, o nó y remove o enlace \overline{xy} . Ainda, o enlace \overline{zx} não existirá, pois o nó z não possui conexão com o nó x . Portanto, ocorrerá desconexão do grafo. Erros similares também podem acontecer por outras razões, como assimetria de enlace de rádio e imprecisão na informação de localização dos nós (SEADA; HELMY; GOVINDAN, 2004). Estes erros violam a suposição do grafo unitário, causando falhas na planarização. Outro problema causado pelas falhas de planarização é a remoção insuficiente de enlaces, o que pode gerar laços.

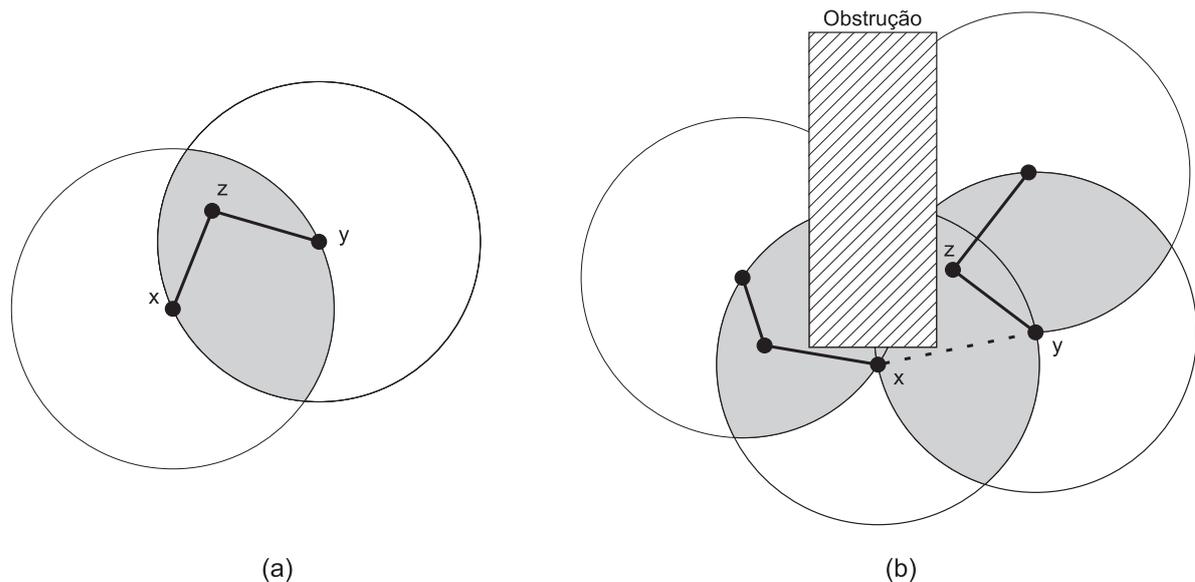


Figura 5.4 - (a) Construção de grafo planar com RNG. (b) Falha na construção do grafo planar por RNG devido a uma obstrução.

Seada, Helmy e Govindan (2004) propõem uma modificação no algoritmo de planarização, que consiste em somente permitir a remoção de um enlace se o outro nó participante do enlace estiver conectado com o mesmo nó testemunha. Uma modificação similar é comentada por Karp em sua tese de doutorado (KARP, 2000). Ambos argumentam que a troca extra de mensagens de controle é local entre vizinhos e só é requerida durante a planarização, o que minimiza a sobrecarga de mensagens de controle. Técnicas de planarização que trocam mensagens para construir o grafo planar são conhecidas como *non-message less* (FREY; STOJMENOVIC, 2010). Após a formação do grafo planar, as mensagens de controle somente serão retransmitidas no caso de alteração da tabela de vizinhos (por exemplo, movimento de nós ou obstruções). Apesar da comprovada eficiência desta correção, algoritmos de roteamento baseados em planarização ainda podem sofrer com problemas desconexão em redes esparsas (SEADA; HELMY; GOVINDAN, 2004).

Erros na planarização não são o único motivo de falha ao se utilizar a técnica de grafos planares em cenários reais. Considere que um algoritmo de planarização distribuído crie um grafo planar correto em um determinado cenário. Assim, um vazio pode ser contornado utilizando-se a regra da mão direita, que afirma que é possível percorrer todas as paredes de um labirinto mantendo-se a mão direita contra a parede enquanto se caminha para frente (ZHAO; GUIBAS, 2004). Embora a regra da mão direita seja amplamente aplicada, um caminho muito ineficiente poderá ser utilizado se o nó que se encontra no vazio encaminhar o pacote na direção errada.

Partindo deste pressuposto, Lin et al. (2010) desenvolveram um algoritmo chamado *Progress Face*, que utiliza um passo transversal adicional para decidir a direção de encaminhamento do pacote. Neste algoritmo o nó que encontra um vazio envia um pacote de descoberta ao redor das bordas do vazio. Através desse pacote o nó côncavo constrói um conjunto de nós de progresso, que contém a informação de como contornar do vazio. Com o conjunto de nós de progresso existe uma alta probabilidade de se identificar o melhor caminho para um determinado destino. Isto deve-se as informações providas por este conjunto de progresso ajudarem na decisão de quando utilizar a regra da mão direita ou da mão esquerda durante o roteamento por faces.

Apesar da escolha da direção correta, o encaminhamento por faces pode resultar em um caminho com alto número de saltos devido ao processo de planarização. Em Ko et al. (2009) é proposto um novo algoritmo de roteamento geográfico, chamado de *VR-forwarding*, baseado em uma regra da mão direita em quadrantes e uma heurística de seleção de nós. Os autores argumentam que este algoritmo é capaz de produzir caminhos mais eficientes, em número de saltos, do que os roteamentos geográficos baseados na regra da mão direita tradicional. A contagem de saltos é comumente utilizada para medir a eficiência de algoritmos de roteamento para redes sem fio. Entretanto, a utilização de uma métrica baseada em energia é uma melhor abordagem em casos onde os nós podem ajustar sua potência de transmissão (sendo a métrica de energia diretamente dependente da distância entre nós) (STOJMENOVIC; LIN, 2001b). Apesar do algoritmo *VR-forwarding* apresentar bom desempenho, seu modo de operação deixa de considerar os grafos planares, condição necessária para a prova de que o algoritmo é livre de laços. Os próprios autores comentam que em determinados cenários podem ocorrer laços. Nestes casos recomenda-se voltar ao modo de operação tradicional de roteamento por faces.

Os algoritmos de roteamento por faces possuem diferentes regras do momento em que uma face deve ser cruzada. Alguns atravessam a face se um *loop* for detectado, ou seja, se o pacote voltar ao ponto em que uma face foi iniciada. Outros apresentam regras onde o cruzamento é realizado antes do *loop* acontecer, como é o caso da regra utilizada no GPSR. Para realizar a troca de faces neste algoritmo é traçada uma linha imaginária entre o nó de origem e de destino do pacote. O primeiro enlace disposto no sentido anti-horário desta linha imaginária determina o nó que será o próximo destino do pacote. No entanto, a linha origem-destino não pode ser atravessada. Portanto, se o enlace selecionado for atravessar esta linha, a face deve ser atravessada, continuando o encaminhamento. A figura 5.5 apresenta um exemplo deste procedimento.

Em Frey e Stojmenovic (2010) os algoritmos de roteamento por faces são classificados

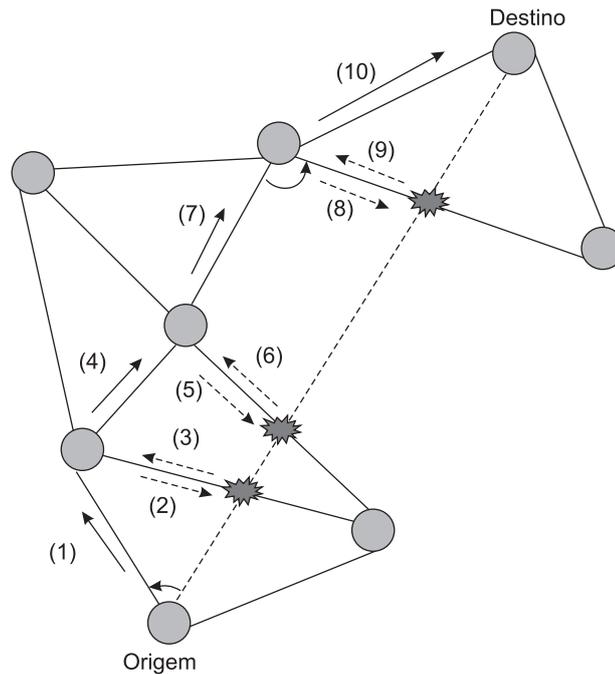


Figura 5.5 - Exemplo de procedimento de cruzamento de faces realizado por GPSR. Figura adaptada de Sohraby, Monoly e Znati (2007).

em estratégias continuativas e estratégias voláteis. Estratégias continuativas são aquelas em que os pacotes encaminhados devem seguir uma sequência de faces adjacentes interceptadas pela reta r que conecta o nó fonte s (nó onde se inicia o roteamento por faces) ao nó de destino d . Já as estratégias voláteis são aquelas que inicializam o roteamento por faces cada vez que ocorre uma troca de faces.

Ainda, neste mesmo trabalho, analisou-se os principais algoritmos de roteamento por faces quanto à existência de *loops*. Entre os roteamentos com estratégias continuativas, determinou-se que somente os algoritmos GFG e CR são livres de *loops*. No caso dos algoritmos voláteis, GOAFR e GOAFR+ não apresentam *loops*. Portanto, apesar de serem amplamente difundidos, os algoritmos GPSR e GPVFR podem apresentar *loops* em certos cenários, que embora raros, são possíveis.

As soluções discutidas até este momento utilizam o processo de planarização e encaminhamento por faces. No entanto, certos trabalhos na literatura consideram que ao invés de sair de um vazio, uma melhor solução é não entrar em um vazio em primeiro lugar (CHEN; FAN; CUI, 2006). Portanto, várias soluções têm sido propostas para encontrar antecipadamente um caminho que evite o vazio (YU et al., 2008a, 2008b; AISSANI et al., 2008a, 2008b, 2009; WANG et al., 2009). A idéia básica destas propostas é coletar informações sobre o vazio através de pacotes de descoberta, que são encaminhados pela borda limite do vazio com roteamento por faces. A informação da localização dos nós que

fazem parte do contorno do vazio é extraída do pacote de descoberta quando este pacote retorna ao nó que iniciou o processo. Com esta informação é calculado o centro do vazio. Após, o nó responsável pelo tratamento deste vazio envia um pacote de aviso de vazio para todos os nós dentro da área de anúncio (definida como todos os nós a n saltos das bordas do vazio ou por cálculos geométricos, utilizando a raio médio de alcance dos rádios e o raio do vazio). O algoritmo de roteamento que utiliza este recurso entra em modo de roteamento preventivo sempre que um pacote entrar em uma área onde ocorreu anúncio de vazio. Neste modo de roteamento o pacote é encaminhado para uma região adequada antes de chegar aos nós que pertencem as bordas do vazio.

Apesar das técnicas que fazem uso de pacotes de descobrimento de vazios apresentarem resultados excelentes, estes podem não ser escaláveis quando aplicados a cenários reais e às camadas físicas e de enlace de protocolos existentes. Contornar um vazio em um caso real pode exigir que o pacote de descobrimento seja encaminhado por um grande número de nós. Neste caso a fragmentação do pacote pode ser necessária, se o tamanho máximo permitido para o pacote pela camada física for excedido. Este processo de fragmentação pode aumentar a complexidade do protocolo. Por exemplo, considere a utilização do padrão IEEE 802.15.4TM nas camadas inferiores a camada de roteamento e a inserção de 8 *bytes* de informação por nó participante da borda do vazio. Depois de passar por 14 nós o pacote máximo definido por este padrão será excedido. Além disso, os algoritmos que fazem uso de áreas de anúncio introduzem sobrecarga de mensagens de controle para a manutenção e atualização das informações do vazio. Infelizmente, em cenários reais os vazios são a regra, não a exceção.

5.2.2 Técnicas baseadas em geometria

As técnicas geométricas exploram as propriedades geométricas de um vazio, considerando sua inerente estrutura topológica (CHEN; VARSHNEY, 2007a). Estas técnicas podem ser aplicadas para melhorar ambos os modos de operação do roteamento geográfico. Lemmon e Musumeci (2008) propuseram um protocolo de roteamento geográfico chamado *Boundary State Routing* (BSR), que melhora o modo de encaminhamento *greedy* através de uma estratégia chamada *Greedy-BoundedCompass*. Esta estratégia encaminha os pacotes em torno de bordas convexas e utiliza informações de estado das bordas em um algoritmo chamado *Boundary Mapping Protocol* (BMP) para rotear os pacotes ao redor dos vazios com formatos côncavos. Segundo os autores pode-se obter uma melhora de até 45.7% na entrega de pacotes em redes esparsas (conectividade 2) sobre as estratégias comumente utilizadas no encaminhamento *greedy*. A melhora da taxa de caminhos

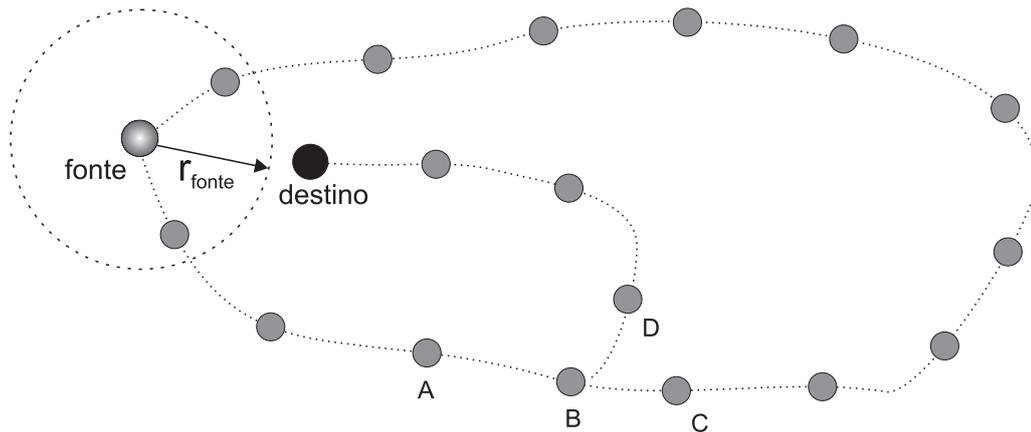


Figura 5.6 - Cenário onde ocorre falha na entrega de um pacote pelo algoritmo *Boundhole*. Figura adaptada de Fang, Gao e Guibas (2004).

completos torna-se insignificante em redes com conectividade igual ou maior que 5, uma vez que a maioria dos pacotes é entregue por encaminhamento *greedy* tradicional. O algoritmo BMP utiliza um pacote de descoberta de vazios para contornar os vazios côncavos, apresentando as mesmas limitações discutidas anteriormente.

O algoritmo *Boundhole* proposto por Fang, Gao e Guibas (2004) é um dos primeiros trabalhos a utilizar uma abordagem geométrica para contornar um vazio através de sua borda de uma maneira similar a utilizada pelo roteamento por faces em grafos planares. Para que isto seja possível, a técnica *Boundhole* apresenta um algoritmo para descobrir os caminhos que existem no entorno de um vazio. É possível notar que algumas das deficiências dos algoritmos de roteamento por faces também existem nesta técnica. Ainda, o algoritmo *Boundhole* não consegue entregar o pacote quando o destino encontra-se dentro de um vazio, como apresentando na figura 5.6. Percebe-se neste cenário que não existem nós pertencentes a borda do vazio mais próximos do destino do que o próprio nó fonte do pacote, apesar de existir caminho através dos nós *A, B* ou *C*, que possuem conexão com o nó *D*. Nestes casos o algoritmo *Boundhole* utiliza um *flooding* localizado. A utilização de *flooding* não é interessante, pois sempre que um pacote precisar ser entregue para um nó dentro de um vazio ocorrerá sobrecarga de pacotes na região deste vazio.

5.2.3 Técnicas baseadas em custos

Técnicas de roteamento baseadas em custo normalmente atribuem um custo para cada nó pertencente a rede e encaminham os pacotes através dos caminhos de menor custo. O significado de custo depende do contexto. Por exemplo, no encaminhamento geográfico *greedy*, o custo é a distância euclidiana para o nó de destino. Nestas técnicas, o custo de encaminhamento para um determinado nó é aumentado para um valor maior do que sua

distância euclidiana para o destino sempre que este for considerado um nó pertencente a um vazio para um pacote. Desta forma, o pacote pode ser encaminhado utilizando a regra de custo para desviar o vazio. Note que o custo pode mudar para diferentes destinos. Portanto, estas técnicas somente são adequadas para cenários com um número reduzido de destinos.

Os algoritmos PAGER-M (*Partial-partition Avoiding Geographic Routing-Mobile*) (ZOU; LU; XIONG, 2004) e DUA (*Distance Upgrading Algorithm*) (CHEN; FAN; CUI, 2006) são exemplos de técnicas baseadas em custo. Na implementação do algoritmo DUA são consideradas soluções para possíveis problemas inerentes aos algoritmos baseados em custo. A atualização de custos no DUA (e em outros algoritmos baseados em custo) pode levar a caminhos de roteamento ineficientes quando o custo de um nó é elevado em excesso. Para contornar este problema, DUA também possui um algoritmo de redução de custo (*downgrade*). Ainda, um mecanismo de recuperação de custo é utilizado para estabelecer caminhos mais curtos quando um vazio é removido. O algoritmo DUA encontra caminhos ótimos, possui entrega garantida e é capaz de desviar de vazios antecipadamente. Entretanto, a complexidade e a sobrecarga para manter e ajustar os custos para os caminhos ótimos são relativamente altos. Apesar de aparentemente as vantagens deste algoritmo serem maiores do que as desvantagens, a maior limitação do algoritmo DUA é o aumento da complexidade com o aumento do número de nós de destino.

5.2.4 Técnicas baseadas em heurísticas

As técnicas baseadas em heurísticas empregam idéias intuitivas e informações facilmente acessíveis para encaminhar pacotes desviando dos vazios existentes. Normalmente estas idéias não são propícias a uma análise teórica de sua eficiência (CHEN; VARSHNEY, 2007a). Além disso, geralmente a entrega de pacotes não é garantida. Alguns exemplos de heurísticas são: o uso de âncoras (BLAZEVIC et al., 2001), soluções probabilísticas (De COUTO; MORRIS, 2001) e técnicas inspiradas na inteligência coletiva (*swarm intelligence*) (OKDEM; KARABOGA, 2006; IYENGAR et al., 2007; SHOKRANI; JABBEHDARI, 2009). Alguns exemplos de técnicas que utilizam a inteligência coletiva são os algoritmos de otimização baseados em colônias de formigas e abelhas.

5.2.4.1 Encaminhamento geodésico ancorado - Projeto *terminode*

O projeto *terminode* (*terminal + node*) teve como motivação o desenvolvimento de um conjunto de técnicas que viabilizassem redes *ad hoc* de larga escala utilizando protocolos

de roteamento geográfico. O roteamento *terminode* é uma combinação de dois protocolos, conhecidos como roteamento local do *terminode* (TLR - *Terminode Local Routing*) e roteamento remoto do *terminode* (TRR - *Terminode Remote Routing*) (BLAZEVIC et al., 2001). O TLR permite o envio de pacotes para uma vizinhança sem a utilização de informações de localização para o encaminhamento de pacotes. A vizinhança é formada limitando-se uma região de atuação por número de saltos e mantendo-se uma tabela de roteamento pró-ativa para esta região. Este protocolo é baseado no ZRP.

Já o TRR é utilizado para enviar dados a nós remotos (que não participam da vizinhança), utilizando informações de localização geográfica. A novidade apresentada pelo projeto *terminode* é o algoritmo de roteamento geográfico utilizado, o encaminhamento de pacotes geodésico ancorado (AGPF - *Anchored Geodesic Packet Forwarding*). Um caminho ancorado é formado por uma lista de pontos geográficos fixos, chamados de âncoras. Ao enviar um pacote, o nó fonte cadastra uma lista de âncoras por onde o pacote deverá ser enviado. O pacote é então enviado para a primeira âncora da lista utilizando um esquema de roteamento geográfico *greedy*. Quando um *terminode* encontra uma das âncoras, esta âncora é retirada da lista e o pacote é enviado na direção da próxima âncora. Este processo se repete até que o pacote seja enviado na direção do seu destino final, como demonstrado na figura 5.7. Neste exemplo o pacote é enviado na direção da âncora AP1 até que o nó A, que está próximo de AP1, retira a informação da primeira âncora e envia o pacote em direção a âncora AP2. Este processo é repetido pelo nó B e, como não existem mais âncoras, o pacote é enviado por encaminhamento geográfico no sentido do nó de destino. Durante o trajeto o pacote atinge o nó C, que possui rota TLR para o destino. Portanto, a partir de C o pacote é entregue por TLR.

As âncoras do projeto *terminode* não são necessariamente nós, mas sim pontos geográficos calculados pelo nó de origem através de um método reativo de descoberta de caminhos. Se as âncoras foram calculadas corretamente o pacote será entregue ao seu destino. Para completar os métodos empregados no projeto, foram incluídas técnicas de cálculo de posicionamento geográfico através de nós vizinhos e um método de compensação para ajudar na cooperação de encaminhamento de pacotes. Neste método de compensação os nós recebem uma moeda, chamada de *nuglets* para participar do roteamento. Como pode-se perceber o *terminode* é um protocolo híbrido, com características pró-ativas, reativas e de roteamento baseado em custo. Sua implementação aumenta em complexidade com o crescimento da rede, exigindo uma maior quantidade de mensagens de controle. Ainda, a lista de pontos geográficos fixos utilizados como âncoras é obtida através de nós “amigos” baseando-se no conceito de redes de mundo pequeno (*small-world networks*), cuja

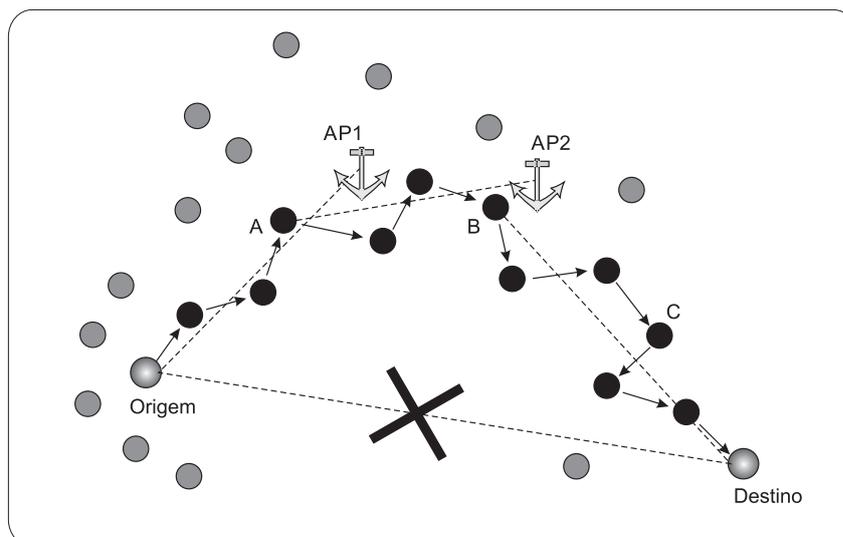


Figura 5.7 - Exemplo de encaminhamento de pacotes através do algoritmo AGPF. Figura adaptada de Blazevic et al. (2001).

implementação apresenta alta complexidade (WANG; ZHANG; CAO, 2006). Se as âncoras forem mal calculadas ocorre o aumento excessivo de mensagens de controle (ALI; AHMED; KHAN, 2012).

5.2.5 Técnicas híbridas de manipulação de vazios

Técnicas híbridas combinam duas ou mais técnicas de manipulação de vazios para desviar de vazios de uma forma mais eficiente. A abordagem híbrida é recomendada quando o uso de somente uma técnica não é suficiente para manipular vazios em todas as topologias de rede possíveis. Combinar técnicas pode não só melhorar a eficiência da manipulação de vazios, como também reduzir os recursos necessários para esta manipulação.

No próximo capítulo será proposta uma técnica híbrida que aproveita a simplicidade e escalabilidade do encaminhamento *greedy*, a garantia de entrega do roteamento por faces e os caminhos inerentemente ótimos obtidos pela heurística de encaminhamento coordenado por profundidade (ECP) (DENARDIN et al., 2011). A heurística ECP utiliza informações de contagem de saltos para as estações base para desviar os vazios de forma localizada, sem que nenhuma mensagem de controle adicional seja necessária. Diferente do DUA, o algoritmo ECP utiliza estas informações para rotear pacotes não somente para as estações base, mas também para outros destinos.

6 *ENCAMINHAMENTO COORDENADO POR PROFUNDIDADE*

A análise dos mais variados protocolos de roteamento existentes na literatura permite concluir quais técnicas e métodos podem ser empregados para otimizar o encaminhamento de pacotes em RSASFs de grande escala. Apesar das técnicas existentes apresentarem desempenho satisfatório, poucas propostas buscam implementar protocolos híbridos que possibilitem a integração das melhores qualidades de diferentes algoritmos. Uma das dificuldades impostas pela abordagem híbrida é a possibilidade de geração de *loops* devido a mudanças nos algoritmos utilizados durante o encaminhamento de um pacote.

O algoritmo de roteamento híbrido proposto neste capítulo foi concebido considerando duas características intrínsecas a quase todas as RSASFs, sendo garantidas em redes *outdoor* de grande escala com nós distribuídos geograficamente. Estas características são:

- sempre existe pelo menos uma estação base para coleta de dados e o caminho para esta estação base é conhecido por todos os nós da rede;
- a localização dos nós na rede é importante, pois grande parte dos dados coletados ou ações de controle executadas possui relação com um local específico.

Assim, ao combinar os caminhos de profundidade de nós em relação as estações base e a posição geográfica destas estações base e dos nós que formam a rede, obtém-se uma técnica de encaminhamento geográfico de pacotes capaz de utilizar informações topológicas parciais da rede para obter caminhos otimizados para qualquer destino na rede. Esta técnica é descrita a seguir.

6.1 Definições iniciais

Considere uma rede G composta de um conjunto S de sensores/atuadores e um conjunto B de estações base. Para um melhor entendimento serão definidos os conceitos de profundidade e nó confiável.

Definição 3. Profundidade: A profundidade $D(u, j)$ é uma métrica de distância em número de saltos de um dado nó $u \in S$ para uma determinada estação base $j \in B$ que considera apenas nós confiáveis.

Definição 4. Nó confiável: Seja u um nó pertencente a G , $N(u)$ seus vizinhos a um salto de distância e $N_r(u)$ o conjunto de nós confiáveis para u . Para cada nó $v \in N(u)$, v é um nó confiável para u se satisfizer um dado critério de confiabilidade (então, $v \in N_r(u)$). A confiabilidade é dada em função da média das medidas de qualidade do enlace (ou seja, LQI e RSSI para o padrão IEEE 802.15.4TM), taxa de sucesso nas transmissões e simetria do enlace.

Definição 5. Cada estação base $j \in B$ possui $D(j, j)$ igual a zero.

6.2 Atualização de Profundidade na Rede

Após os nós sensores/atuadores e as estações base serem instalados, cada estação base $j \in B$ transmite uma mensagem de atividade (incluindo a informação de sua localização $P(j)$) para os seus vizinhos diretos $N(j)$. Ao receber esta mensagem, cada nó $u \in N(j)$ atualiza sua tabela de profundidade para as estações base disponíveis $DT(u) = \{D(u, j_0), D(u, j_1), \dots, D(u, j_n)\}$ de acordo com o algoritmo 1.

Algoritmo 1 Adiciona uma estação base por mensagem de atividade

```

se  $j \in N_r(u)$  então
  se  $\exists j \in DT(u)$  então
    Incluir  $j$  em  $DT(u)$ 
  fim se
   $D(u, j) = D(j, j) + 1$ 
fim se

```

A informação de distância em profundidade se propaga na rede através das mensagens periódicas de atividade dos nós, que contêm a identificação do nó (ID), sua posição, a tabela das estações base conhecidas (posição e profundidade) e informações relativas aos seus vizinhos diretos (IDs e medidas de qualidade dos enlaces). Ao receber uma mensagem

de atividade cada nó $v \in N(u)$ atualiza sua tabela de estações base $DT(v) = \{D(v, j0), D(v, j1), \dots, D(v, jn)\}$ de acordo com o algoritmo 2.

Algoritmo 2 Manutenção de mensagens de atividade

```

para todo  $j \in DT(u)$  faça
  se  $\nexists j \in DT(v)$  então
    se  $u \in N_r(v)$  então
      Incluir  $j$  em  $DT(v)$ 
       $D(v, j) = D(u, j) + 1$ 
    fim se
  senão
     $D(v, j) = max\_D$  ( $max\_D$  representa um valor acima do valor máximo de profundidade permitido na rede)
  para todo  $w \in N_r(v)$  faça
    se  $D(w, j) < D(v, j)$  então
       $D(v, j) = D(w, j) + 1$ 
    fim se
  fim para
fim se
fim para

```

As informações de atividade dos nós recebidas possuem um tempo de validade pré-estabelecido. O contador de tempo de validade destas informações é reiniciado sempre que uma nova mensagem de atividade de um vizinho é recebida. Se um dado nó v não receber mensagens de atividade de um ou mais vizinhos pertencentes a $N(v)$ antes que este tempo expire, estes vizinhos são removidos de sua tabela de vizinhança e a tabela de profundidades para as estações base é atualizada. A execução destes procedimentos é realizada através do algoritmo 3.

Algoritmo 3 Gerenciamento do tempo de validade das informações contidas na tabela de vizinhos diretos

```

Nó  $v$  atualiza sua tabela de vizinhos (remove os vizinhos que excederam o tempo máximo para revalidar suas informações)
para todo  $w \in N(v)$  faça
  se  $timeout(j, w) < counter(j, w)$  então
    Remove  $w$  de  $N(v)$  e  $N_r(v)$ 
  fim se
fim para
Nó  $v$  atualiza sua tabela de profundidade para as estações base
para todo  $j \in DT(v)$  faça
   $D(v, j) = max\_D$ 
  para todo  $w \in N_r(v)$  faça
    se  $D(w, j) < D(v, j)$  então
       $D(v, j) = D(w, j) + 1$ 
    fim se
  fim para
fim para

```

As figuras 6.1 e 6.2 ilustram como o algoritmo de atualização de profundidade opera em um determinado cenário. Pode-se notar na figura 6.1 que a distribuição de profundidades se adapta aos caminhos topológicos da rede, criando rotas ótimas e confiáveis para as estações base (considerando a métrica de número de saltos). O algoritmo de atualização de profundidades é capaz de reconfigurar as profundidades em caso de perda de conectividade, restaurando desta forma as rotas ótimas para as estações base, como apresentado na figura 6.2. O tempo de adaptação das profundidades corresponde ao tempo necessário para que as informações de conectividade se propaguem pelas mensagens de atividade dos nós.

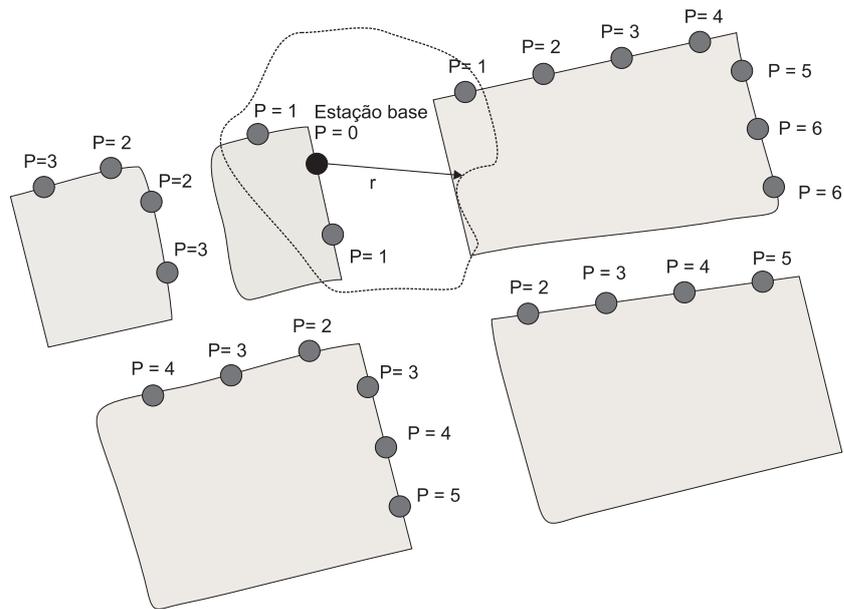


Figura 6.1 - Distribuição de profundidades em um determinado cenário

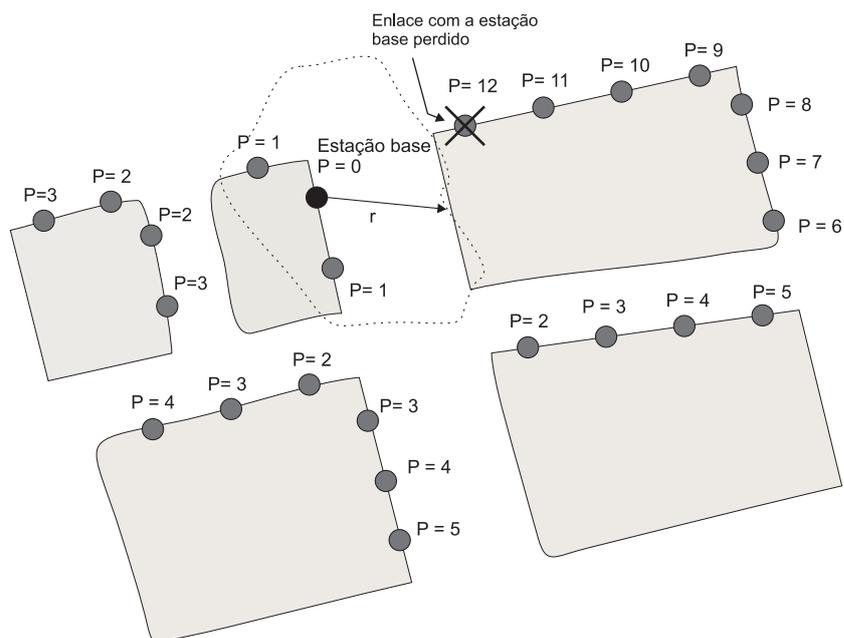


Figura 6.2 - Procedimento de atualização de profundidades em caso de perda de conectividade

6.3 Encaminhamento por profundidade

O encaminhamento por profundidade é uma técnica de roteamento *greedy* que encaminha os pacotes para o nó de maior progresso considerando a distância em número de saltos para uma estação base. Nesta técnica, o nó responsável por rotear um pacote pode consultar a estação base mais próxima em sua tabela de estações base. O encaminhamento por profundidade possui a propriedade inerente de desviar os vazios, pois a atribuição de profundidade é uma função monotonicamente crescente da distância em número de saltos para uma estação base. Assim, o caminho em profundidade sempre tende a convergir para o caminho ótimo em direção as estações base. O algoritmo 4 descreve a estratégia de encaminhamento por profundidade para um dado nó v enviar um pacote para a estação base mais próxima em número de saltos j . Nota-se que o nó v selecionará o vizinho direto mais confiável no caso em que dois ou mais nós candidatos a encaminhar o pacote tenham o mesmo progresso para a estação base j .

Algoritmo 4 Encaminhamento por Profundidade

```

Inicializa o no_escolhido como vazio
para todo  $w \in N_r(v)$  faça
  se  $D(w, j) < D(v, j)$  então
    se no_escolhido está vazio então
      no_escolhido  $\leftarrow w$ 
    senão
      se  $D(w, j) < D(\text{no\_escolhido}, j)$  então
        no_escolhido  $\leftarrow w$ 
      senão
        se  $D(w, j) == D(\text{no\_escolhido}, j)$  então
          se  $w$  é mais confiável do que no_escolhido então
            no_escolhido  $\leftarrow w$ 
          fim se
        fim se
      fim se
    fim se
  fim para

```

6.4 Estratégia proposta

Da mesma forma que no algoritmo DUA, o encaminhamento por profundidade somente encontra rotas para as estações base. No entanto, diversas aplicações requerem entrega de mensagens para outros nós que não as estações base, como por exemplo: estação

base para um nó (passagem de parâmetros, resposta de solicitações, etc), estação base para vários nós (avisos, informações, etc) ou nó para nó (troca local de informações e parâmetros). Nestas situações os pacotes enviados através do encaminhamento geográfico *greedy* podem ficar presos em um vazio e não serem entregues. Portanto, uma técnica de resolução de vazios precisa ser ativada. Os algoritmos de roteamento por faces são geralmente empregados nestes casos. Estes algoritmos são conhecidos por possuírem entrega garantida, mas com caminhos sub-ótimos. Neste contexto este trabalho propõe uma estratégia para manipular vazios de forma localizada utilizando a informação contida na tabela de estações base, chamada de encaminhamento coordenado por profundidades (ECP). Este método utiliza as estações base como âncoras a fim de desviar os vazios, operando como um modo de recuperação anterior ao uso de uma solução de roteamento por faces.

6.4.1 Encaminhamento coordenado por profundidades

Seja u um nó que seleciona como próximo salto um nó w na borda de um vazio ao encaminhar um pacote por roteamento geográfico *greedy* a ser entregue para um nó v (onde este nó v não é uma estação base), como apresentado na figura 6.3. Os números nesta figura representam a profundidade de cada nó em relação à estação base j . Neste cenário o nó w é incapaz de encontrar um vizinho direto mais próximo do destino que ele próprio. Assim, w deve armazenar sua posição no pacote a ser roteado e alterar o modo de encaminhamento para o modo ECP. A posição de w é considerada a posição mais próxima do destino e é utilizada para decidir quando voltar para o encaminhamento geográfico *greedy*.

No modo ECP o nó w deve calcular o seu ângulo de orientação para encaminhamento θ para o destino v utilizando a equação 6.1. Em seguida o nó w deve calcular o ângulo α_i para cada estação base conhecida i através da equação 6.2. A estação base que possuir a menor diferença absoluta do ângulo em relação a linha \overline{wv} é escolhida como candidata para ECP utilizando a equação 6.3. Esta estação base será utilizada pelo ECP se $|\theta - \alpha_i|$ for menor do que o ângulo máximo de referência β . O ângulo β recomendado é de $\pi/4$. A estratégia ECP é restrita a sua região mais efetiva de operação ao selecionar o menor ângulo, pois neste caso existe menor probabilidade de desvio de caminho quando se deslocando por ECP em direção ao nó de destino.

$$\theta = \tan^{-1} \left(\frac{y_v - y_w}{x_v - x_w} \right) \quad (6.1)$$



Figura 6.3 - Distribuição de profundidade em um cenário real. Exemplo de encaminhamento geográfico *greedy* encontrando um nó vazio.

$$\alpha_i = \tan^{-1} \left(\frac{y_i - y_w}{x_i - x_w} \right) \quad (6.2)$$

$$i = \arg \min |\theta - \alpha_i| \quad (6.3)$$

Como pode-se perceber, a posição das estações base nos cenários irá influenciar fortemente o desempenho do roteamento ECP, ou, pelo menos, irá determinar o quanto o procedimento intermediário realizado pelo ECP será utilizado. Se várias estações base forem posicionadas muito próximas, existirá uma tendência das coordenadas virtuais que levam a estas estações base serem semelhantes, pois o ponto de origem destas coordenadas estará próximo.

Ao analisar o princípio de funcionamento do ECP, que inicia pela seleção de uma estação base com ângulo menor ou igual a um ângulo máximo β , pode-se concluir que uma boa distribuição de estações base deve cobrir a maior região possível em 360° . Ou seja, para $\beta = \pi/4$, pelo menos 4 estações base são necessárias, desde que instaladas na periferia da região onde a rede estiver instalada. A grande limitação da distribuição de estações base é que muitas vezes o local das estações base não pode ser modificado e, no

caso de ser possível, muitas vezes com a expansão da rede sua posição pode se tornar ineficaz. Portanto, dependendo do crescimento de uma rede para um determinada região, o reposicionamento das estações base pode ser necessário para aumentar a eficiência do encaminhamento de pacotes por ECP.

Na figura 6.4 representa-se os parâmetros de seleção de estação base por ECP para o cenário da figura 6.3, onde o nó w seleciona a estação base j , pois essa é a estação base de menor ângulo que satisfaz os requisitos do algoritmo ECP. Depois de selecionar a estação base de referência, a estratégia ECP deve verificar se o nó atualmente encaminhando o pacote (ou nó fonte nesta análise) e o nó de destino estão no mesmo quadrante, considerando a estação base selecionada como ponto central. Se fonte e destino encontram-se no mesmo quadrante e o nó de destino está mais próximo da estação base do que o nó fonte, uma rota que maximiza o progresso em direção à estação base, utilizando encaminhamento por profundidade, pode levar o pacote para um local mais próximo do destino por um caminho conhecido.

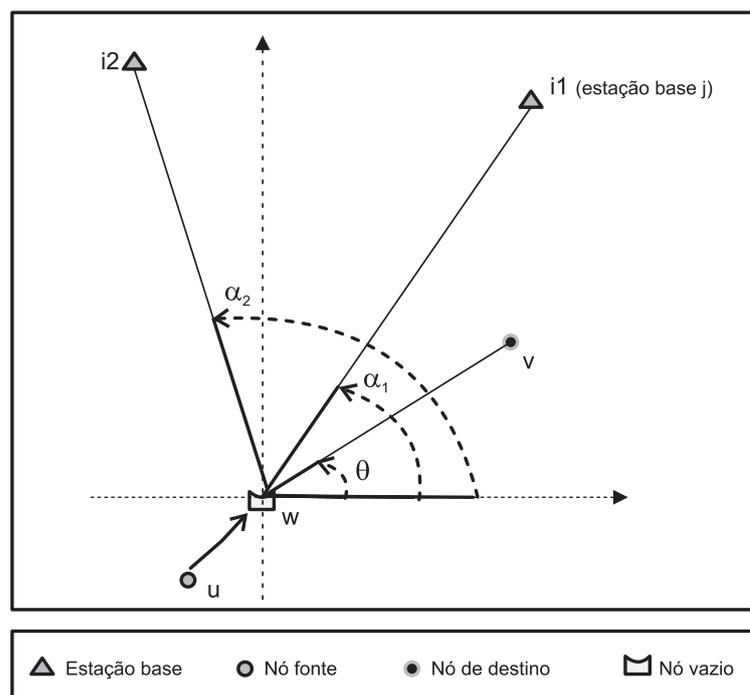


Figura 6.4 - Seleção da estação base para ECP pelo critério do ângulo

Se os nós fonte e destino encontram-se em quadrantes diferentes, a condição anterior deve ser modificada. Neste caso, o algoritmo de encaminhamento deve considerar se a estação base está mais próxima do destino do que o nó contendo o pacote. Se esta condição for satisfeita, a rota de profundidades também pode encaminhar o pacote para um local mais próximo ao destino até voltar ao modo de encaminhamento geográfico *greedy* (por não existir mais progresso por ECP ou por encontrar um nó melhor posicionado que

o nó onde o ECP foi acionado) ou até atingir a estação base selecionada (ponto onde um algoritmo com entrega garantida pode ser aplicado para complementar a entrega do pacote). Para garantir a entrega de 100% dos pacotes nas simulações e experimentos realizados, o algoritmo GFG foi empregado como modo de recuperação.

Na figura 6.5 é possível verificar que o ECP é capaz de manipular o vazão baseado na distribuição de profundidades para a estação base j . Nesse modo de encaminhamento as estações base atuam como pontos de atração para os pacotes, ajudando-os a recuperar um caminho geográfico *greedy* tão logo seja possível. No caso apresentado na figura 6.5 observa-se que o encaminhamento geográfico *greedy* é reativado no nó z . Em contrapartida, algoritmos baseados em grafos planares podem encaminhar o pacote por caminhos mais longos. Na figura 6.6, onde os algoritmos GPSR e GFG (baseados em grafos planares) apresentam comportamento similar, pode-se observar que o encaminhamento do pacote encontra diversos caminhos sem saída, aumentando o número de saltos necessários para entregar o pacote.

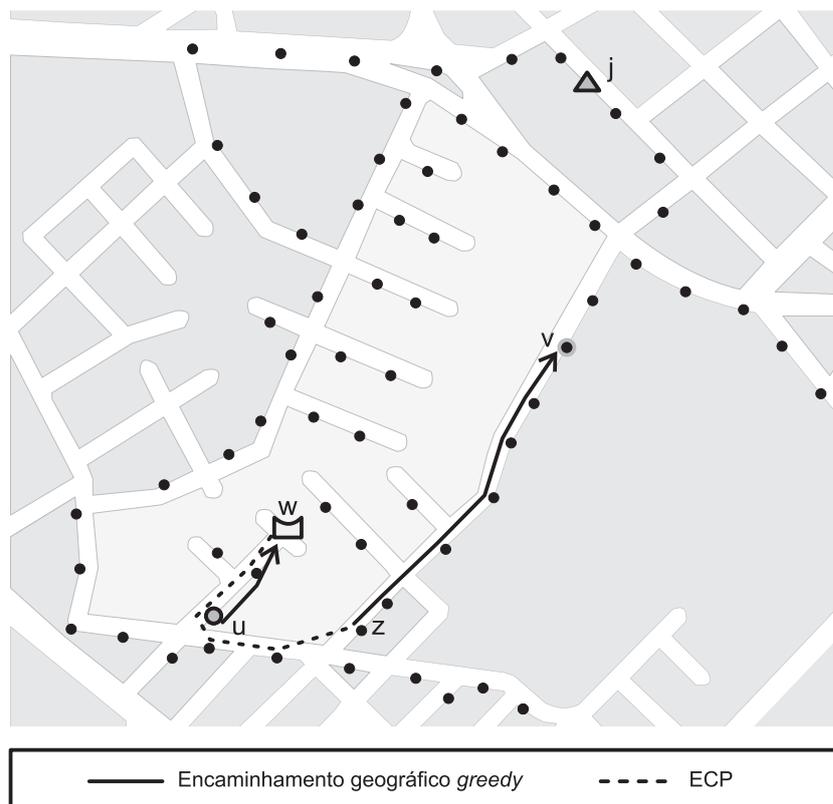


Figura 6.5 - Manipulação de vazão por ECP

A posição das estações base e o alcance dos rádios define a distribuição dos caminhos de profundidade, influenciando fortemente no desempenho do algoritmo ECP. Na figura 6.7 verifica-se o resultado da distribuição de profundidades para 4 estações base. Note que este cenário favorece o algoritmo ECP, pois quase sempre haverá caminho ECP

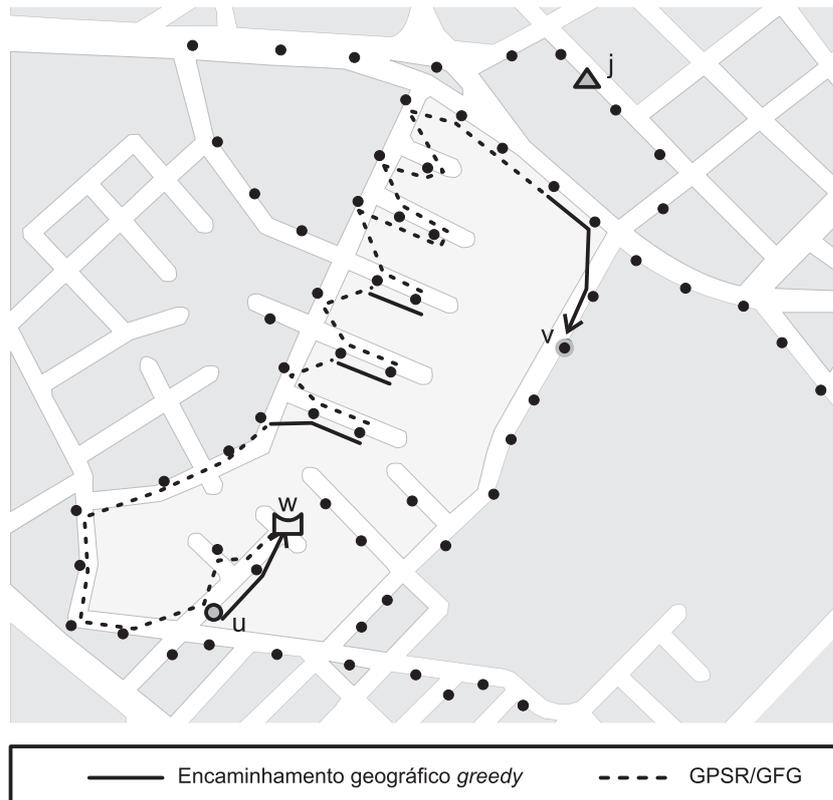


Figura 6.6 - Manipulação de vazio por GFG

entre origem/destino pelo mesmo quadrante, situação onde as rotas por ECP são melhor aproveitadas. Através da análise da figura 6.8, que combina os caminhos gerados por estas 4 estações base, verifica-se que o aumento do número de bases gera uma malha mais completa de caminhos topológicos conhecidos. Ao possuir maior informação topológica é possível encontrar de forma mais eficiente caminhos ótimos para determinados destinos.

6.4.2 Descrição completa da técnica híbrida proposta

O procedimento completo do método de encaminhamento proposto é descrito a seguir.

1. **Modo de encaminhamento *greedy*:** Se existir um ou mais vizinhos confiáveis mais próximos do destino que o nó de posse do pacote, encaminhar o pacote para o vizinho com o maior progresso em direção ao nó de destino. Se não há nós confiáveis mais próximos ao destino, armazenar a posição atual no pacote e alterar o modo de operação para ECP.

2. **Modo ECP:**

- 2.1. Selecionar a estação base com o menor ângulo para a linha posição atual/destino, como descrito anteriormente na seção 6.4 e armazenar esta

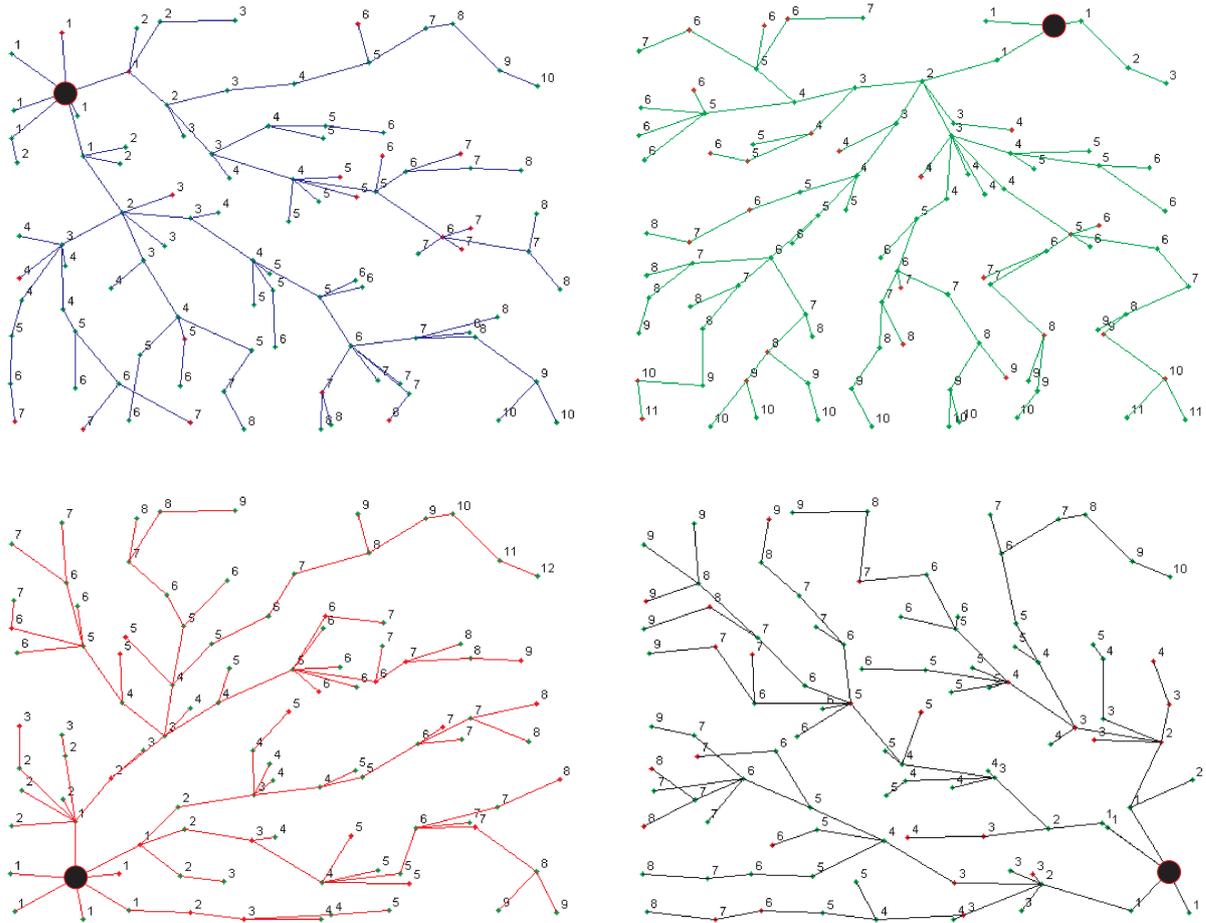


Figura 6.7 - Conexões por número de saltos com estações base posicionadas em 4 pontos de um determinado cenário.

informação no pacote. Alterar a estação base que irá guiar o ECP pode causar *loops*.

2.2. Se o nó de posse do pacote (fonte) e o destino estiverem no mesmo quadrante (como visto anteriormente) e, o destino estiver mais próximo da estação base que o nó fonte, encaminhar o pacote para o vizinho confiável com a menor profundidade em relação a estação base selecionada.

2.2.1. Se o pacote atingir uma posição mais próxima ao destino do que a posição armazenada no pacote no passo 1 (melhor posição até aquele momento), voltar para o modo de encaminhamento geográfico *greedy*.

2.2.2. Todo nó operando em modo ECP deve calcular a coordenada em que o progresso é mais desejado (x ou y). Se a posição do próximo nó leva a um maior progresso nessa coordenada, alterar o modo de encaminhamento do pacote para geográfico *greedy*.

2.3. Se o nó fonte e o nó de destino não estiverem no mesmo quadrante e, a estação base selecionada estiver mais próxima do destino do que o nó fonte,

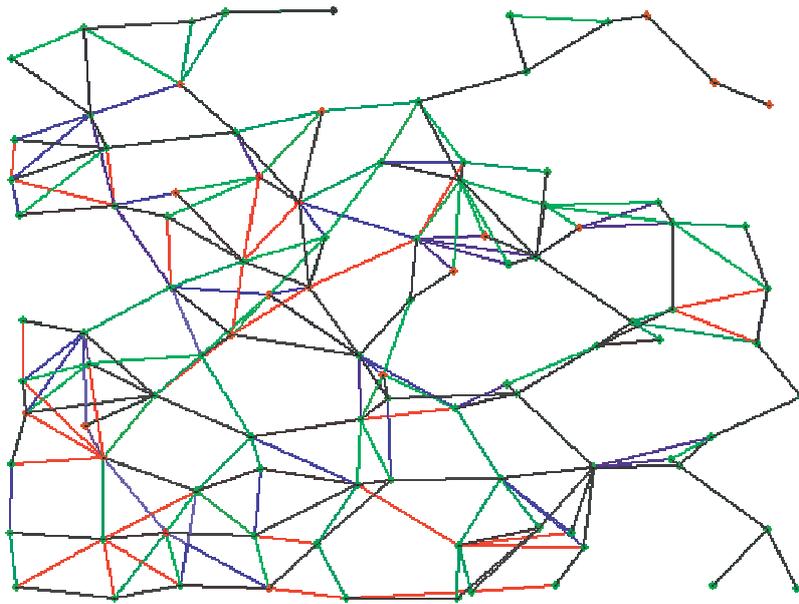


Figura 6.8 - Malha de caminhos conhecidos formada pela utilização de 4 estações base em um determinado cenário.

encaminhar o pacote para o vizinho confiável com a menor profundidade em relação a estação base selecionada. As condições propostas nos passos 2.2.1 e 2.2.2 também devem ser verificadas.

2.4. Se as condições 2.2 e 2.3 não forem satisfeitas, alterar o modo de encaminhamento do pacote para um algoritmo com entrega garantida (por exemplo, CR, GFG, GOAFR+, etc).

3. Algoritmo com entrega garantida: Neste modo o pacote será entregue por um algoritmo com entrega garantida ou voltará ao modo de encaminhamento geográfico *greedy* (assim que atingir uma posição melhor do que a armazenada no pacote como “melhor posição”).

No passo 2.2.2 o algoritmo de ECP implementa um mecanismo de retorno antecipado, de forma a voltar ao modo de roteamento geográfico *greedy* antes de encontrar uma posição mais próxima do destino do que a melhor posição armazenada no passo 1. Esse mecanismo é baseado na heurística do eixo de maior progresso. Nesta heurística o nó de posse do pacote deve verificar se a posição do próximo vizinho irá trazer maior progresso no eixo de maior necessidade. Se esta condição for verdadeira, o pacote voltará ao modo de encaminhamento geográfico *greedy*. Esta heurística garante que o nó escolhido para o encaminhamento não irá selecionar o nó anterior através de roteamento geográfico e, portanto, é livre de *loops*. Este mecanismo é implementado através do algoritmo 5.

Algoritmo 5 Mecanismo de retorno antecipado para encaminhamento geográfico *greedy*

```

se  $|x_{dest} - x_{current}| > |y_{dest} - y_{current}|$  então
  //É necessário maior progresso no eixo x
  se  $|x_{nextrhop} - x_{current}| > |y_{nextrhop} - y_{current}|$  então
    //Verifica se o próximo nó está mais próximo do destino
    se  $|x_{dest} - x_{nextrhop}| < |x_{dest} - x_{current}|$  então
      Encaminhamento  $\leftarrow$  GREEDY
    fim se
  fim se
senão
  //É necessário maior progresso no eixo y
  se  $|x_{nextrhop} - x_{current}| < |y_{nextrhop} - y_{current}|$  então
    //Verifica se o próximo nó está mais próximo do destino
    se  $|y_{dest} - y_{nextrhop}| < |y_{dest} - y_{current}|$  então
      Encaminhamento  $\leftarrow$  GREEDY
    fim se
  fim se
fim se

```

A figura 6.9 demonstra o funcionamento do mecanismo de retorno antecipado utilizado. Essa figura parte do princípio de que a estratégia de encaminhamento geográfico *greedy* levou o pacote a ser entregue até o nó H , que não possui conexão com o nó de destino. Portanto o pacote ficará preso em um nó vazio. Nesse momento o algoritmo ECP é acionado, sendo que o nó H armazena sua posição no pacote como a melhor posição até o momento. Então o pacote é encaminhado pela rota $H - G - F - A$ até que em A verifica-se que o nó B proporciona progresso em direção ao destino e se enquadra nos requisitos do mecanismo de retorno antecipado, ou seja, apresenta maior progresso onde é mais necessário.

É possível notar que se a única forma de retornar ao encaminhamento *greedy* for uma posição mais próxima do que a melhor posição armazenada no pacote (nó H), o pacote somente voltaria ao modo *greedy* no nó E . Devido ao mecanismo de retorno antecipado é possível voltar ao modo *greedy* no nó B . Neste caso um enlace entre os nós B e F poderia causar um *loop*. No entanto, tal enlace seria muito improvável devido a forma com que as profundidades são distribuídas. A proteção mais simples para este problema seria a exclusão dos vizinhos do nó anterior ao voltar a utilizar o encaminhamento geográfico, pois esta informação já é utilizada na verificação de simetria.

No decorrer das análises de simulações percebeu-se que a volta antecipada ao encaminhamento geográfico *greedy* e até mesmo a volta pela melhor posição tornavam a técnica híbrida proposta mais susceptível a entrar em caminhos sem saída. Ao voltar

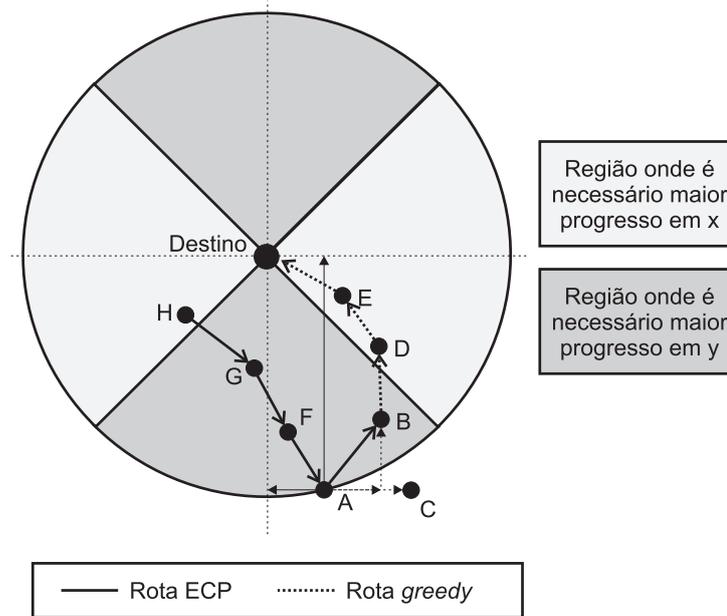


Figura 6.9 - Exemplo de um retorno antecipado para modo geográfico *greedy* através do mecanismo do maior progresso utilizado no ECP

rapidamente para o encaminhamento geográfico o conhecimento topológico parcial do ECP passa a ser desconsiderado. Portanto, uma modificação no algoritmo foi desenvolvida, de forma a melhor utilizar este conhecimento topológico existente. Nesta modificação o algoritmo ECP foi estendido e segue a rota em direção a estação base escolhida até que não haja mais progresso, onde três situações devem ser analisadas (figura 6.10):

- Se o nó roteador responsável por encaminhar o pacote estiver no mesmo quadrante que o nó de destino, volta ao encaminhamento geográfico se a distância do destino para a estação base escolhida for maior do que a distância do nó roteador para esta mesma estação base (ou seja, não haverá progresso seguindo em direção a estação base);
- Se o nó roteador estiver em um quadrante cruzado ao do nó de destino, volta ao encaminhamento geográfico se a distância do destino para a estação base escolhida for maior do que a distância do nó roteador para o nó de destino (da mesma forma que o primeiro caso, seguir em direção a estação base nesta situação irá afastar o pacote do seu destino);
- Se o nó roteador responsável por encaminhar o pacote não estiver no mesmo quadrante ou em um quadrante cruzado ao nó de destino, volta ao encaminhamento geográfico se a distância do destino para a estação base escolhida for maior do que a distância do nó roteador para esta mesma estação base (mesma condição do mesmo quadrante).

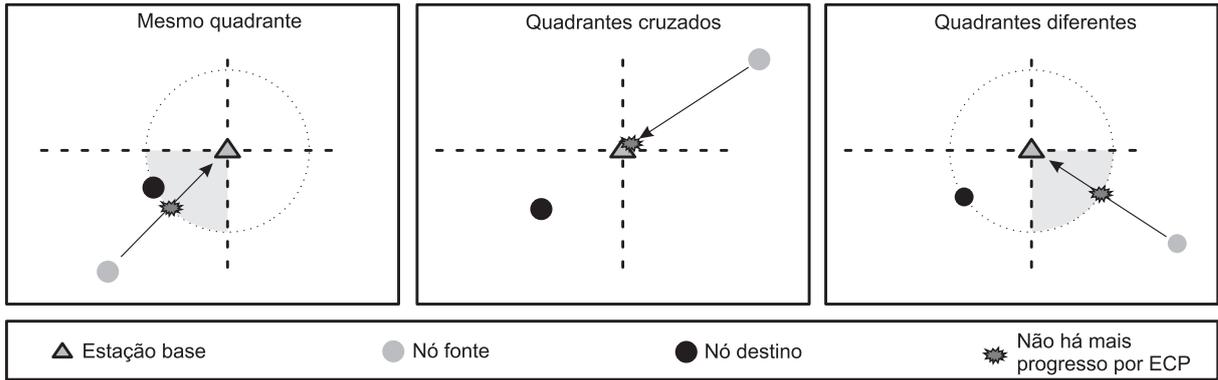


Figura 6.10 - Exemplo demonstrando as três situações onde deixa-se de se obter progresso em direção ao destino por ECP

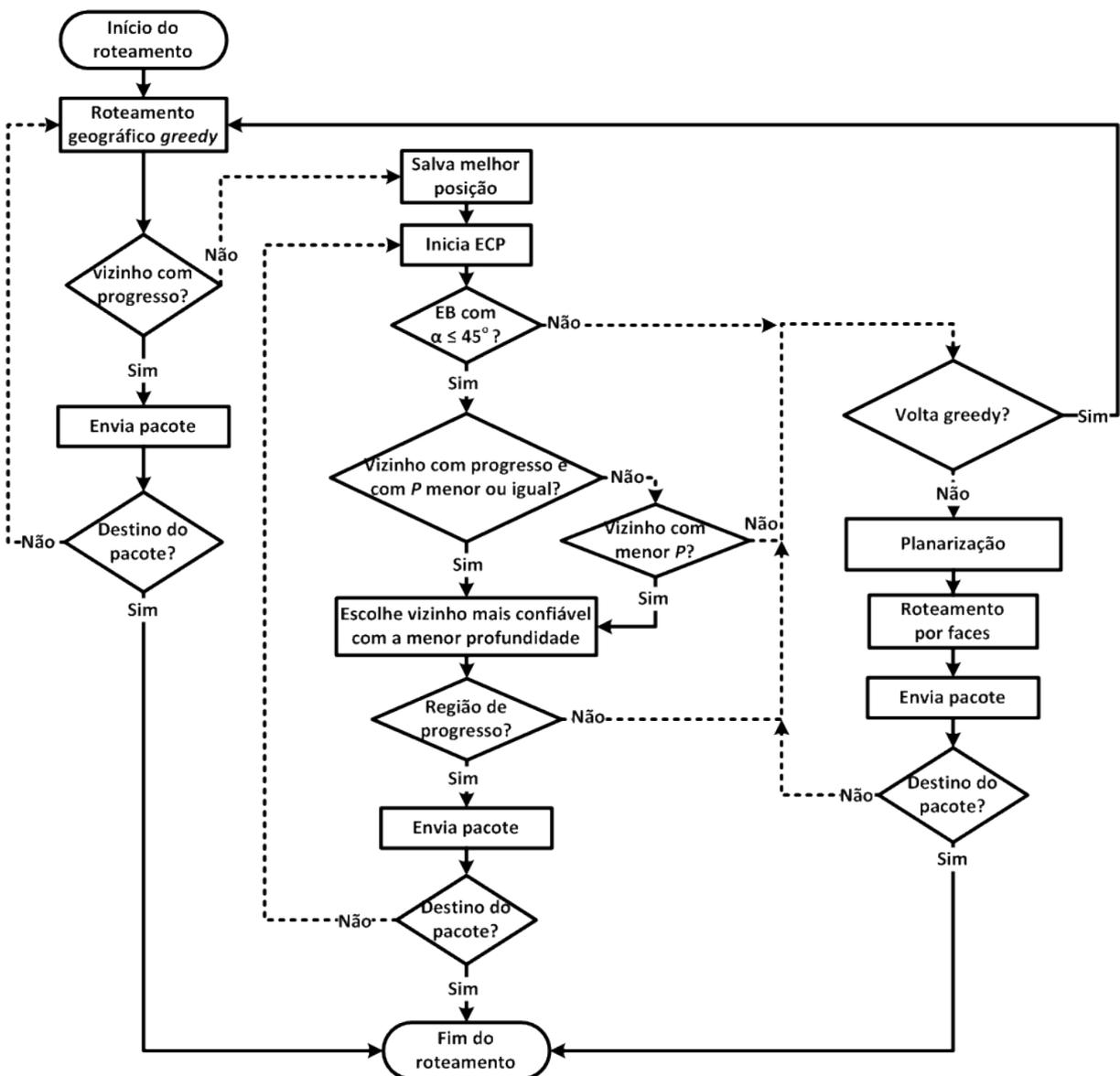


Figura 6.11 - Exemplo demonstrando as três situações onde deixa-se de se obter progresso em direção ao destino por ECP

Através da figura apresentada torna-se evidente que a passagem dos pacotes por estações base somente poderá ocorrer nos casos de quadrantes cruzados, o que ajuda a diminuir o tráfego na região das estações base. O algoritmo com entrega garantida deverá ser acionado sempre que ao voltar ao encaminhamento geográfico *greedy* por estas métricas não houver um caminho que gere progresso em direção ao destino. O algoritmo completo com estas modificações pode ser observado na figura 6.11. Os resultados obtidos nas simulações são baseados nesta implementação modificada do algoritmo de roteamento.

6.5 Complexidade do algoritmo desenvolvido

As redes de sensores e atuadores sem fio geralmente utilizam padrões de comunicação com baixa largura de banda, devido a restrições de consumo de energia e por serem utilizadas tradicionalmente em aplicações com baixas taxas de tráfego de dados. Ainda, normalmente são formadas por dispositivos com baixa capacidade de processamento e memória. Portanto, a complexidade de algoritmos de roteamento nestas redes deve ser avaliada do ponto de vista do esforço computacional necessário para encaminhar um pacote, tanto quanto pela ocupação de banda na rede para que este encaminhamento ocorra.

Os nós sensores/atuadores em uma RSASF permanecem a maior parte do tempo em modo de espera, ou seja, modos de baixo consumo de energia. A atividade pode ocorrer periodicamente, sob demanda, por eventos ou quando o roteamento de um pacote é necessário. No momento em que há atividade em um nó, normalmente está associada a comunicação. Esta comunicação possui uma parcela de tempo em processamento do algoritmo de roteamento e uma parcela de tempo para enviar o pacote (ocupação de banda). Em redes de baixa largura de banda, geralmente a janela de tempo necessária para transmitir um pacote de dados é muito maior do que a necessária para processar o encaminhamento do pacote. Devido a este motivo, em redes de sensores e atuadores sem fio, há preferência em aumentar o custo computacional do encaminhamento de mensagens em detrimento ao aumento de mensagens de controle no protocolo de roteamento (POTTIE; KAISER, 2000; HEINZELMAN; CHANDRAKASAN; BALAKRISHNAN, 2002). Ainda, em Heinzelman, Chandrakasan e Balakrishnan (2000) é realizado um estudo que determina que o custo em energia de computação local é muito inferior ou custo em energia para a transmissão de dados.

O algoritmo desenvolvido neste trabalho utiliza as mensagens de atividade para a manutenção da vizinhança para a troca de informação topológica, não aumentando o custo

de mensagens de controle em relação aos algoritmos geográficos tradicionais. Quando analisamos a complexidade computacional dos algoritmos geográficos, a planarização torna-se um fator limitante, pois os procedimentos de planarização comumente utilizados são de complexidade $O(N^2)$, onde N é o número de vizinhos de um determinado nó. Já o encaminhamento *greedy* e o encaminhamento por profundidades possuem complexidade $O(N)$. Portanto, o fator dominante com respeito a complexidade em um algoritmo híbrido utilizando grafos planares é o próprio procedimento de planarização. Este procedimento existe tanto no algoritmo proposto como nas técnicas clássicas de encaminhamento geográfico de pacotes utilizando grafos planares. As demais técnicas existentes na literatura geralmente aumentam o número de mensagens de controle, o que comprovadamente é menos eficiente do que aumentar o custo computacional local.

7 PROJETO DE UMA REDE URBANA DE COMUNICAÇÃO

A implementação experimental de um algoritmo de roteamento (camada de rede) depende de camadas inferiores (camada física e de enlace) e de camadas superiores. Geralmente em redes de sensores e atuadores somente a camada de aplicação é utilizada acima da camada de rede. Neste capítulo apresenta-se informações relevantes a implementação real de uma rede baseada no padrão IEEE 802.15.4TM, bem como uma proposta de formatação de mensagens e uma camada de aplicação básica para troca de mensagens. Ainda, define-se uma metodologia para implantação de uma rede urbana de comunicação baseada em protocolos de roteamento geográfico utilizando a heurística ECP e definições do *hardware* utilizado e do *software* implementado. A partir destas definições gerou-se um ambiente de testes (*testbed*) para o protocolo de roteamento desenvolvido, cujos resultados experimentais obtidos são apresentados no capítulo de resultados deste trabalho.

7.1 Rede urbana de comunicação em cenários reais

Redes urbanas de comunicação podem ser utilizadas nas mais variadas aplicações. No entanto, para que a instalação de uma rede deste porte seja economicamente viável torna-se necessário definir aonde e como os pontos de comunicação podem ser posicionados, bem como os serviços públicos que podem ser providos por tal sistema. Assim, sugere-se alguns equipamentos que podem ser gradativamente substituídos por dispositivos que além de manter as funcionalidades atuais, agreguem capacidades de comunicação. Entre eles estão: relés fotoelétricos, reatores, medidores de energia, semáforos, etc. Ao agregar capacidade de comunicação a estes dispositivos forma-se um *backbone* de comunicação que poderá abranger cidades inteiras. A malha de conexões

formada por estes dispositivos deve suportar uma série de aplicações diferentes, como por exemplo:

- monitoramento de alarmes / segurança;
- controle de tráfego de automóveis e pessoas;
- monitoramento de transporte público;
- sincronização de semáforos;
- rastreamento de equipamentos;
- medição de consumo de energia, água e gás;
- medição de qualidade de energia;
- detecção de falhas (no sistema de distribuição de energia, iluminação pública, etc.);
- controle remoto de cargas (motores, lâmpadas, etc.).

Como o desenvolvimento de todas as possíveis aplicações para avaliação experimental é inviável e até mesmo desnecessária, desenvolveu-se e implantou-se uma planta teste de rede urbana com o intuito de monitorar e controlar um sistema de iluminação pública. O monitoramento teve como incentivo a medição do consumo de lâmpadas alimentadas por reatores eletromagnéticos e/ou reatores eletrônicos, bem como a utilização de alarmes informando lâmpadas danificadas. Já o controle permite, por exemplo, a dimerização de lâmpadas baseadas em LEDs. É importante ressaltar que ao realizar a dimerização em um sistema de iluminação pública a medição de consumo torna-se ainda mais importante, pois dificilmente o consumo de todo o sistema poderá ser estimado.

Os nós roteadores desenvolvidos foram relés fotoelétricos e lâmpadas com LEDs. A disposição destes nós em uma rede *outdoor* é interessante, como pode-se verificar através do modelo de propagação *dual slope*. Este modelo de propagação é baseado no modelo de dois raios (também conhecido como modelo de reflexão do solo), que é comumente empregado quando as antenas utilizadas são posicionadas vários comprimentos de onda acima do solo, sendo mais adequado para regiões de propagação com linha de visada e rádios de frequência única ou faixa estreita de frequências (SARKAR et al., 2003). Como pode-se perceber, este é exatamente o caso da rede proposta. O *dual slope* é um modelo empírico que leva em consideração o efeito da reflexão no solo e a altura das antenas, dividindo a atenuação de espaço livre em duas faixas. O ponto de divisão é conhecido como

ponto de quebra (*Fresnel breakpoint*) e pode ser calculado pela equação 7.1. Basicamente o modelo considera a atenuação de espaço livre de 20dB/dec até o ponto de quebra e 40dB/dec a partir do ponto de quebra. Este modelo embora simples é bastante adequado e empregado em análises envolvendo linha de visada.

$$d_{break} \approx \frac{4 \times h_t \times h_r}{\lambda} \quad (7.1)$$

Onde h_t e h_r são respectivamente as alturas das antenas de transmissão e recepção (como visto na figura 7.1) e, λ é o comprimento de onda da portadora (todos os dados em metros). Assim, se os nós de rede forem posicionados a uma altura de 5 metros, o ponto de quebra será a partir de 825 metros para uma comunicação em 2,45 GHz, como visto abaixo.

$$d_{break} \approx \frac{4 \times 5m \times 5m}{0.1212m} \approx 825m$$

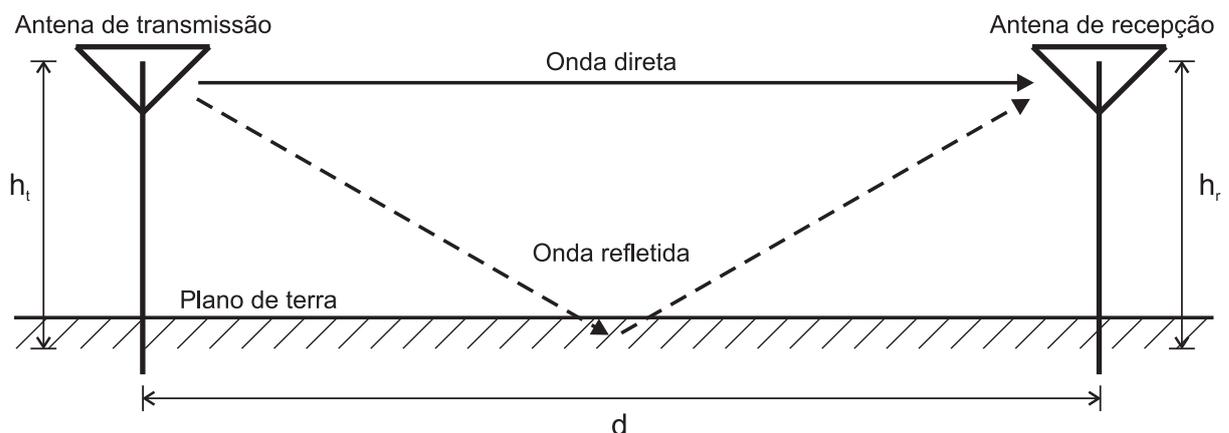


Figura 7.1 - Modelo de propagação *dual slope*

Como o alcance máximo da maioria dos rádios comerciais disponíveis no mercado não ultrapassa a faixa dos 300 metros, pode-se concluir que a atenuação do sinal será regida por $1/d^2$ (20dB/dec). Portanto, pode-se considerar que a elevada altura dos nós na rede proposta ajuda a aumentar a conectividade entre os mesmos e, conseqüentemente, a reduzir a perda de pacotes por desconexão ou falha de transmissão em um determinado nó.

7.2 Descrição do *hardware* e *software* desenvolvido

O *hardware* dos dispositivos empregados na rede proposta deve apresentar capacidades de comunicação por radiofrequência, possibilitar a leitura de diferentes transdutores e o acionamento de atuadores, através de chaves ou sinal PWM (*pulse width modulation*). Para atingir as funcionalidades almejadas é necessário que o dispositivo seja composto por um microcontrolador, transceptor RF e fonte de alimentação. O microcontrolador deve executar o *software* de gerenciamento da rede e as aplicações, além de dar suporte a leitura de sensores e realizar os acionamentos desejados.

Um dos componentes mais importantes para o projeto do *hardware* destes dispositivos é o transceptor utilizado para a transmissão de dados sem fio. Como o estudo desenvolvido teve como base o padrão IEEE 802.15.4TM, procurou-se utilizar transceptores compatíveis com essa tecnologia. Devido a grande aplicabilidade de módulos de comunicação utilizando este padrão, existem vários modelos disponíveis no mercado. Porém, após um estudo que considerou funcionalidades disponíveis, alcance, tamanho, facilidade de integração e custo, optou-se por um modelo fabricado pela *Microchip Technology Inc* para os experimentos práticos, o MRF24J40MA (figura 7.2). Embora tenha-se optado por este módulo, a substituição deste por módulos de outros fabricantes não modifica o projeto de *hardware*, desde que mantida a compatibilidade com o padrão IEEE 802.15.4TM e o alcance desejado. O alcance médio obtido com estes transceptores é de 130 metros, considerando cenários com linha de visada e sem obstruções (módulos dispostos a 2 metros do solo). Este alcance pode ser consideravelmente reduzido em caso de obstruções ou interferências. É evidente que mesmo para abranger uma cidade de pequeno porte, a instalação de milhares de nós de comunicação é necessária.

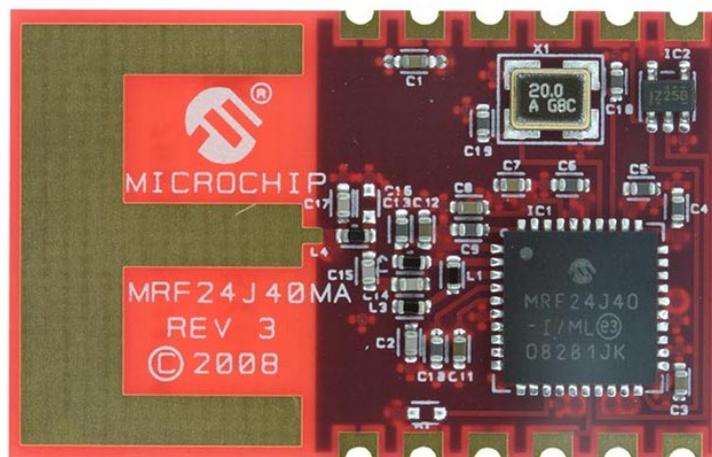


Figura 7.2 - Módulo de comunicação sem fio MRF24J40MA produzido pela *Microchip Technology Inc*

O módulo MRF24J40MA é um transceptor compatível com o padrão IEEE 802.15.4TM em 2,4 GHz (com taxa de transmissão de dados de 250 kbps), com cristal, circuito de acoplamento da antena e antena. Este módulo opera na banda de frequência não licenciada de 2,4 GHz e já recebeu a aprovação regulatória para dispositivos modulares nos Estados Unidos (FCC), Canadá (IC) e Europa (ETSI) (MICROCHIP TECHNOLOGY INC, 2012). Esta aprovação é importante, pois praticamente garante que ao utilizar este módulo em um produto haverá aprovação nos testes regulatórios de emissões RF. No decorrer do projeto dos protótipos os módulos MRF24J40MA foram substituídos por um módulo de fabricação nacional que utilizava o mesmo circuito integrado (MRF24J40), mas possuía as vantagens de já possuir aprovação da ANATEL (Agência Nacional de Telecomunicações do Brasil) e de utilizar uma antena omnidirecional (mesma antena utilizada nas simulações). Este módulo é chamado de *FBEE Wipe* pelo fabricante (Fractum[®]).

A interface com o módulo é realizada através de comunicação SPI (*Serial Peripheral Interface*), com frequência de operação de até 10 MHz. Devido a característica da comunicação SPI, pode-se atingir até 10 Mbps. Através desta interface é possível configurar o endereço MAC do dispositivo (tanto o endereço de 64 bits quanto o de 16 bits), configurar o identificador de rede PAN, enviar e receber pacotes, definir a função do dispositivo na rede e obter informações de RSSI e LQI. Segundo especificação do fabricante, o alcance do módulo é de até 300 metros em ambiente aberto com linha de visada (embora comprovado experimentalmente somente até 150 metros) com uma antena de ganho de 3 dBi. O consumo do módulo é de 76 mW quando transmitindo dados e de 63mW ao receber dados. Em modo de espera o consumo cai para 6.6 μ W. Outro dado importante devido a utilização em ambiente *outdoor* é a faixa de temperatura de operação, que vai de -40° a +85°.

O módulo fornece ainda um mecanismo de segurança em *hardware* que implementa o padrão avançado de criptografia (AES-128) de acordo com o padrão IEEE 802.15.4TM. A criptografia é importante para garantir a segurança do sistema, ajudando a evitar ataques a rede.

O microcontrolador MCF51QE128 foi utilizado nos protótipos desenvolvidos. Este microcontrolador utiliza como núcleo o processador de 32 bits Coldfire V1 fabricado pela FreescaleTM Semiconductor, operando com frequência de barramento de até 50 MHz. Entre os periféricos disponíveis estão um conversor A/D de 12 bits com 24 canais, interfaces de comunicação SCI, I2C e SPI, temporizadores, módulos PWM e portas genéricas de entrada / saída. A escolha deste microcontrolador deve-se ao

processamento intenso nos dispositivos que realizam medições, tanto por desempenho quanto por tamanho de barramento.

Embora a concepção do *hardware* dos dispositivos propostos seja importante, é no *software* que residem os maiores desafios. A otimização deste *software* é fundamental para que seja possível utilizar dispositivos processados de baixo custo. O sistema deve ser capaz de gerenciar todas as tarefas relativas a rede e, executar aplicações que podem ou não utilizar esta rede.

Estas funções devem ser executadas concorrentemente, devido às características do sistema. Ainda, a estrutura de *software* deve ser facilmente escalável e permitir abstração de *hardware*. A utilização de um sistema operacional de tempo real atende estes requisitos. Um RTOS pode resolver uma variedade de problemas que podem ocorrer no código de aplicações, pois fornece um ambiente multitarefa, onde as aplicações podem ser divididas em partes menores.

Devido aos motivos apresentados, o *software* do dispositivo proposto é gerido por um RTOS, que tem como principal característica a integração com a pilha de protocolos para redes sem fio. A pilha de protocolos é um dos serviços providos pelo sistema operacional, sendo executada concorrentemente com as aplicações. A figura 7.3 descreve a estrutura de *software* implementada. Nota-se que a pilha de protocolos de rede sem fio concorre de forma igual com as aplicações características de cada dispositivo projetado. No entanto, as prioridades das tarefas foram atribuídas para que uma aplicação não prejudique as outras e menos ainda a operação da pilha de protocolos.

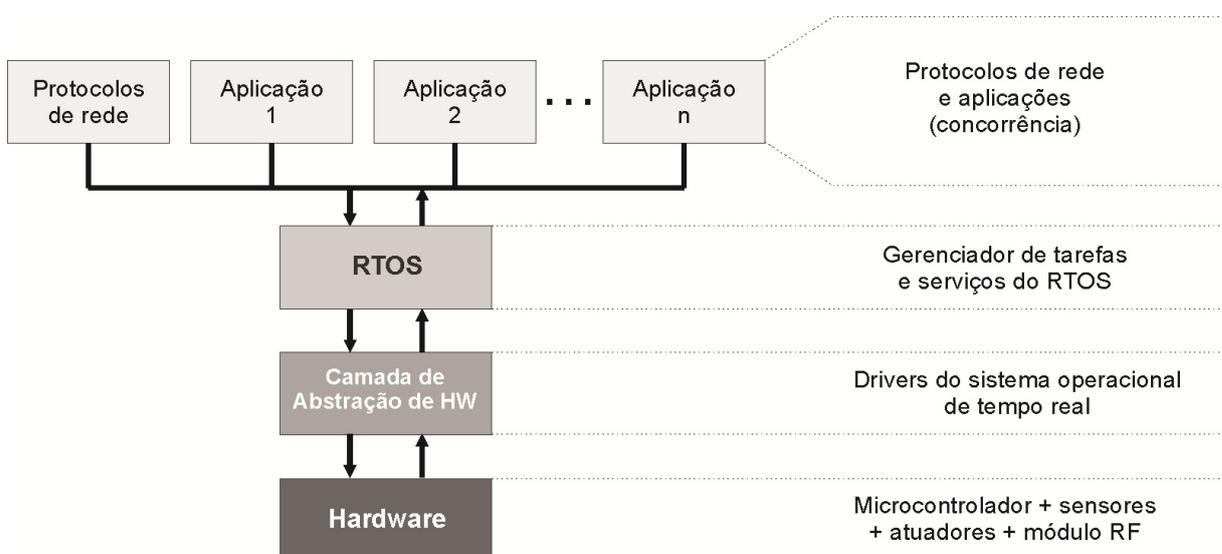


Figura 7.3 - Estrutura de RTOS integrado com uma pilha de protocolos de rede + aplicações

Apesar de vários RTOSs comerciais e não-comerciais estarem disponíveis, optou-se

pelo desenvolvimento de um novo sistema operacional, denominado BRTOS (*Brazilian Real Time Operating System*). Este sistema teve como requisitos um baixo consumo de memória e reduzida carga computacional, além da integração de pilhas de protocolos para redes de sensores sem fio.

O BRTOS foi implementado com gerenciador de tarefas preemptivo baseado em prioridades. Além do gerenciamento de tarefas, disponibiliza gerenciamento de tempo e memória, sincronização de tarefas, semáforos, *mutex* (semáforo de acesso mútuo exclusivo), filas e caixas de mensagens. O sistema desenvolvido possui *port* oficial para diversas arquiteturas, o que facilita a portabilidade do código para outro *hardware*.

7.2.1 Estações base e instaladores

As estações base foram implementadas em um *hardware* relativamente simples, agregando somente comunicação serial (implementada através de comunicação USB) com um computador pessoal (PC) para monitoramento e controle da rede. O computador pessoal foi utilizado como interface para visualização de dados e envio de comandos para a rede. Os nós instaladores diferem das estações base em *software* e por possuírem um módulo GPS. Através deste módulo GPS a posição atual é identificada para ser transferida aos nós roteadores durante sua instalação. O diagrama de blocos da estação base e do instalador desenvolvidos é apresentado na figura 7.4.

A integração da pilha de protocolos no RTOS trouxe benefícios, pois foi possível utilizar os recursos de gerenciamento de tempo, sincronização e filas de mensagens do próprio sistema operacional para o gerenciamento da rede. Uma das tarefas de maior prioridade do sistema consiste na cópia dos dados recebidos pelo módulo RF para uma fila de mensagens, liberando o módulo para o recebimento de novos pacotes de dados. Estas mensagens são decodificadas posteriormente, em tarefas de menor prioridade. A figura 7.5 apresenta o diagrama de tempo da recepção de pacotes de dados. Note que a recepção RF é desligada durante a cópia do pacote de dados do módulo RF para uma fila de mensagens. O tempo máximo que o rádio permanece desligado é determinado pela latência do sistema operacional e pelo tamanho do pacote de dados recebido.

Apesar do tempo de cópia do pacote recebido do rádio para o microcontrolador ser de aproximadamente $190\mu s$, o tempo de processamento do pacote recebido é em torno de $400\mu s$, como pode ser observado na figura 7.6. Esta figura apresenta o comportamento da corrente consumida por uma estação base. Pode-se observar ainda que a corrente apresenta picos a cada 1ms. Estes picos devem-se ao passo de tempo do RTOS, que

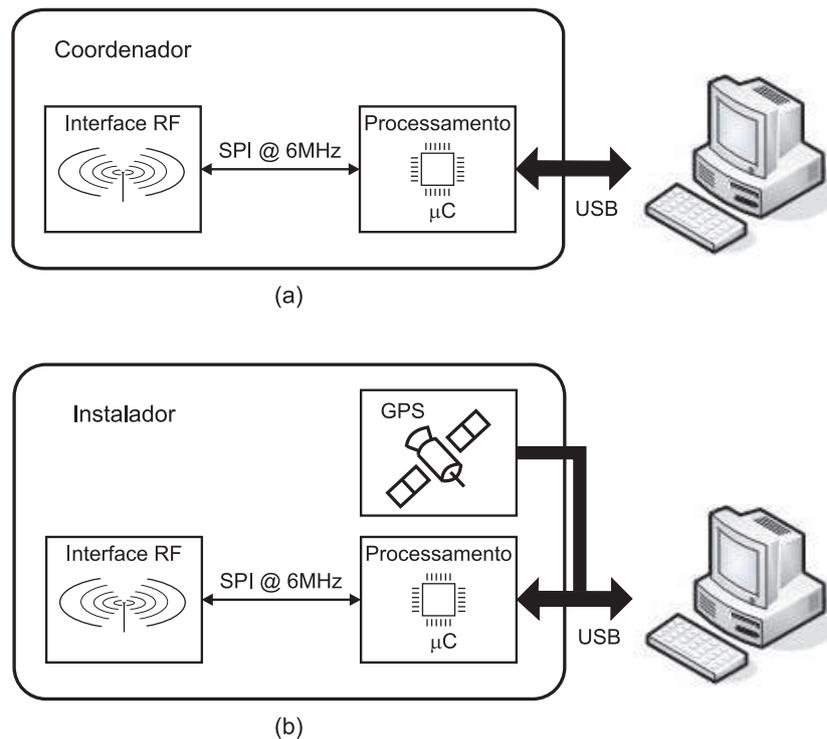


Figura 7.4 - (a) Diagrama de blocos de uma estação base conectada a um PC por USB. (b) Diagrama de blocos de um nó instalador.

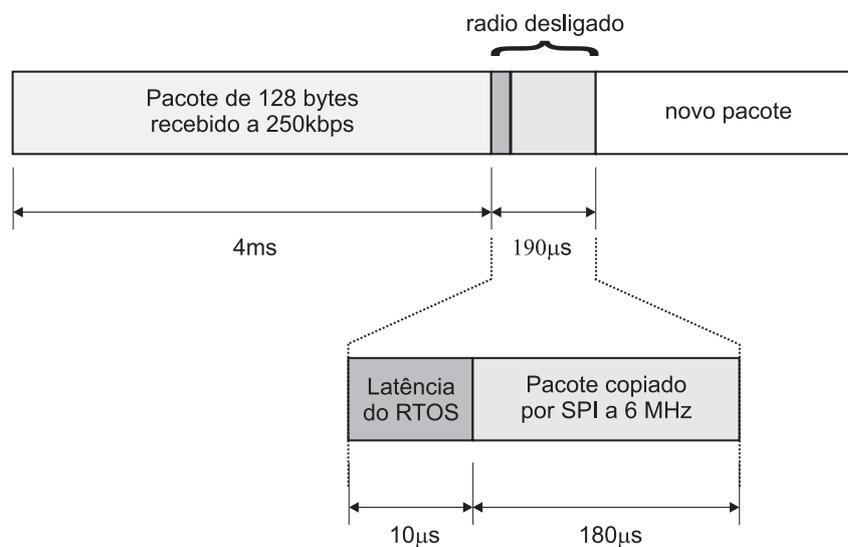


Figura 7.5 - Diagrama de tempo da recepção de um pacote de dados pelo RTOS

acorda o processador para verificar se as tarefas periódicas estão prontas para execução. O pico de corrente de $400\mu\text{s}$ comentado anteriormente representa um evento acíclico do sistema, ou seja, a recepção de um pacote de dados.

Nota-se ainda uma pequena queda na corrente média consumida logo após a recepção e tratamento do pacote. A cada pacote recebido um LED de indicação de atividade na rede troca de estado, sendo este o motivo da redução de corrente.

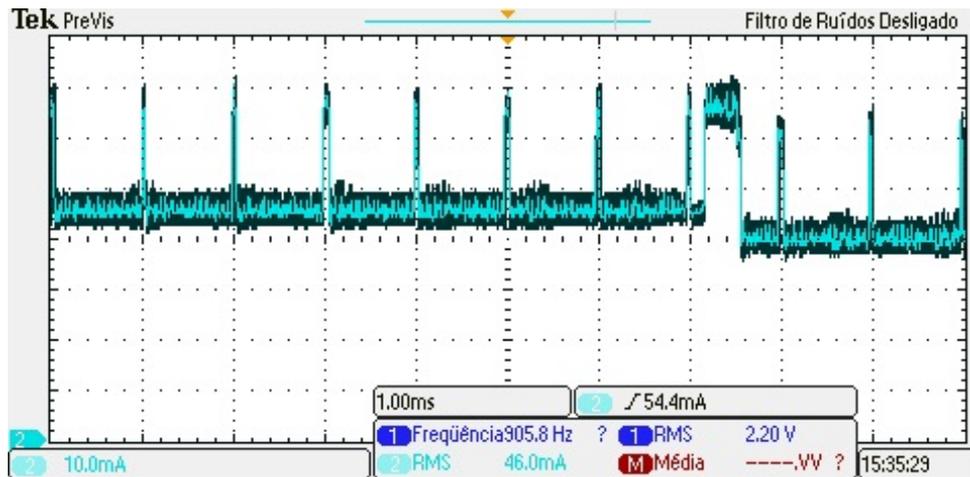


Figura 7.6 - Comportamento da corrente em uma estação base

Um aplicativo foi desenvolvido na plataforma MicrosoftTM Visual C# .NET de forma a facilitar a interação entre usuário, rede e dispositivos. Este aplicativo realiza a conexão com uma estação base da rede através de comunicação USB emulando uma porta serial (através da classe USB CDC - *communications device class*). A figura 7.7 apresenta uma das telas da interface desenvolvida, onde é possível visualizar a atividade de comunicação dos nós, verificar a posição geográfica destes nós e acessar os últimos dados transmitidos por cada um dos nós.

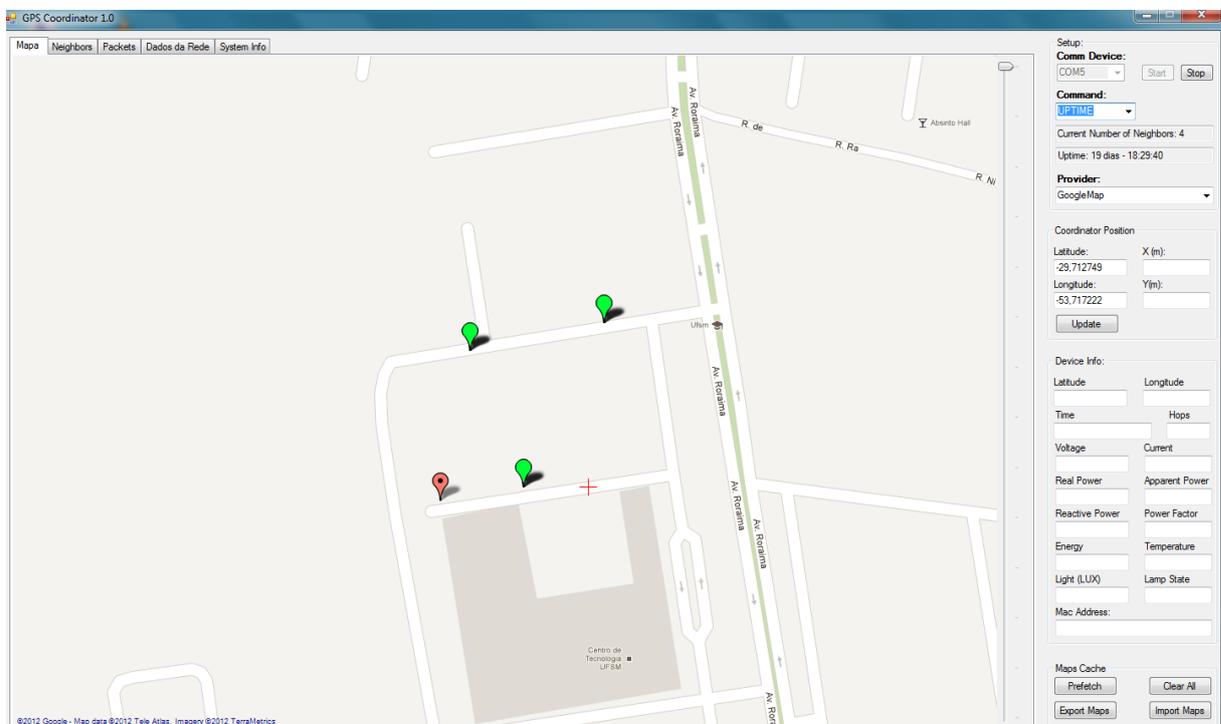
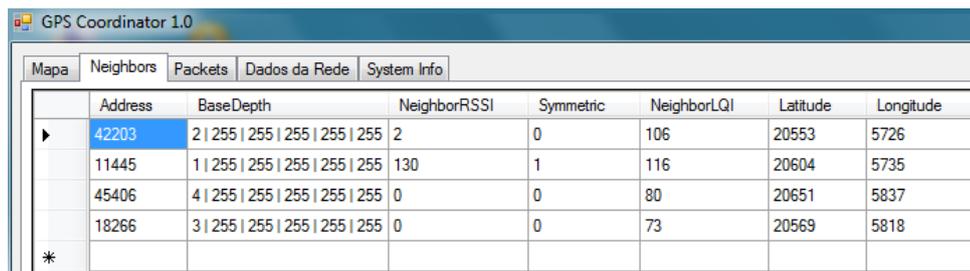


Figura 7.7 - Interface desenvolvida em C# para visualizar dados da rede. Tela com mapa de nós e suas atividades.

Em uma segunda tela, apresentada na figura 7.8, é possível visualizar os nós associados

a estação base, com informações de profundidade em relação a cada uma das estações base ativas, endereço de rede e qualidade do enlace. Nesta figura o alcance dos rádios foi reduzido de forma a diminuir a densidade de nós na rede, fazendo com que cada nó da rede tenha conexão simétrica com somente um nó em direção a estação base. Assim, pode-se verificar que cada nó possui uma profundidade em relação a esta estação base, de 1 a 4. Para transmitir mensagens para a estação base os nós terão que encaminhá-la através de seus vizinhos de menor profundidade.



Mapa	Neighbors	Packets	Dados da Rede	System Info			
	Address	BaseDepth	NeighborRSSI	Symmetric	NeighborLQI	Latitude	Longitude
▶	42203	2 255 255 255 255 255	2	0	106	20553	5726
	11445	1 255 255 255 255 255	130	1	116	20604	5735
	45406	4 255 255 255 255 255	0	0	80	20651	5837
	18266	3 255 255 255 255 255	0	0	73	20569	5818
*							

Figura 7.8 - Interface desenvolvida em C# para visualizar dados da rede. Tela com os vizinhos da estação base.

7.2.2 Nós roteadores

O relé fotoelétrico foi desenvolvido de forma a permitir que um conjunto reator / lâmpada já existente possa ser monitorado pela rede urbana proposta. Para que isto seja possível, foram agregados ao relé fotoelétrico sensores de corrente e tensão, além do sensor de luminosidade. O diagrama de blocos do circuito proposto é apresentado na figura 7.9 e o protótipo do relé fotoelétrico com comunicação pode ser visualizado na figura 7.10.

Para a medição de corrente foi empregado um sensor de efeito hall fabricado em circuito integrado, composto basicamente por um elemento sensor hall e por condicionadores de sinal. Este sensor é fabricado pela empresa *Aleggro Inc*, possui saída em tensão com resolução de 185mV/A, podendo efetuar medições de corrente na faixa de -5 a 5A.

O sensor para medição de tensão utilizado consiste simplesmente de um divisor resistivo acoplado a um circuito de condicionamento de sinais implementado com amplificadores operacionais. A calibração deste sensor é realizada através de uma fonte de tensão programável. Como sensor de luminosidade utilizou-se um sensor de luz ambiente (TEPT4400), que nada mais é do que um fototransistor.

A cada período de 60Hz os dados de potência, THD, fator de potência e energia acumulada devem ser calculados. Para que não haja perda de dados durante este cálculo

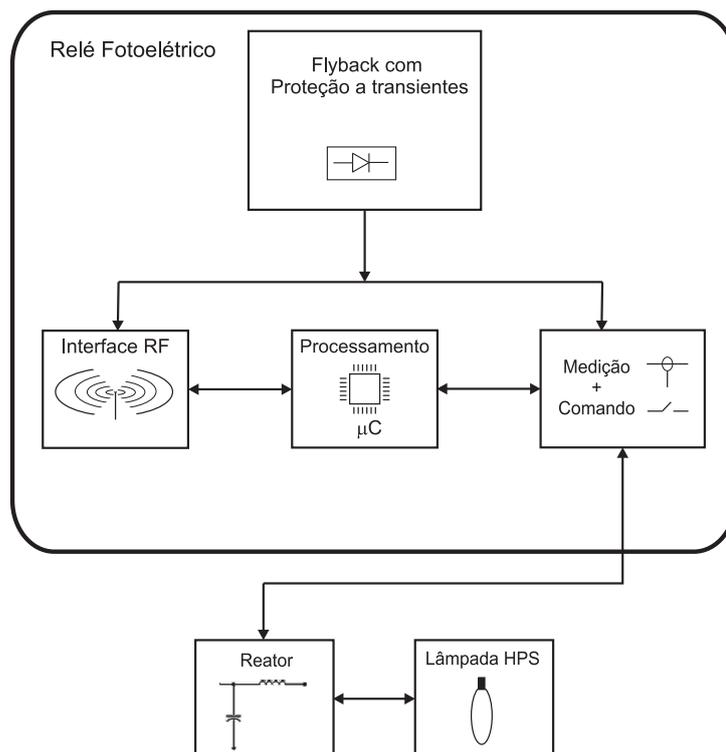


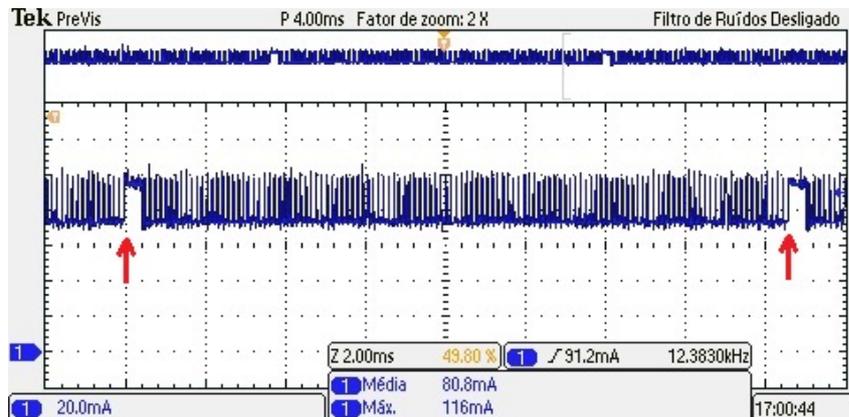
Figura 7.9 - Diagrama de blocos do relé fotoelétrico desenvolvido



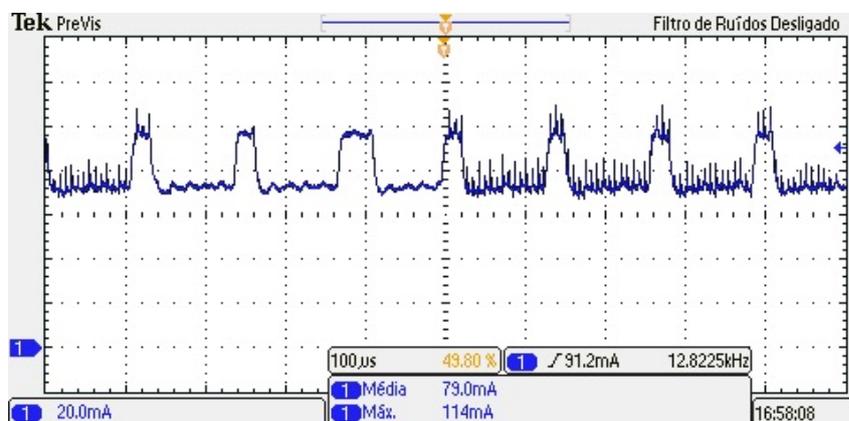
Figura 7.10 - Protótipo do relé fotoelétrico desenvolvido

um *buffer* duplo foi utilizado. Enquanto os cálculos são realizados com os dados contidos em um *buffer*, no outro *buffer* os dados de tensão e corrente continuam a ser adquiridos. Como pode-se perceber o tempo destes cálculos não deve ultrapassar um período de 60Hz (16.66ms). Este prazo é facilmente cumprido com o microcontrolador utilizado, como pode ser observado na figura 7.11, onde o processamento de todos os dados não excede

400 μ s.



O tempo de processamento de um pacote recebido é maior no relé fotoelétrico do que em outros nós, pois estes dispositivos realizam a medição de 128 pontos de tensão e corrente por período de 60Hz. O período entre cada aquisição é de 130,2 μ s, sendo que o tempo de processamento de cada aquisição é de aproximadamente 40 μ s (trocas de contexto, aquisições, etc.), como pode ser verificado na figura 7.12. A aquisição destes dados é mais prioritária do que o processamento de pacotes na rede, deixando o processamento de pacotes nestes dispositivos com um tempo médio de 700 μ s.



7.3 Instalação e operação de uma RSASF para monitoramento de iluminação pública

Na rede proposta deve existir pelo menos uma estação base, que será responsável por iniciar a rede. Para iniciá-la, a estação base deve definir um identificador de 16 bits,

chamado de PAN ID, e escolher um canal de comunicação (estes procedimentos fazem parte do padrão IEEE 802.15.4TM). Através dessa estação base outros nós poderão se associar a rede, sendo que na planta piloto desenvolvida todos os nós possuem capacidade de roteamento. A partir de agora chamaremos esta rede de GPSAN (*Global Position Sensor and Actuator Network*).

A seguinte sequência de procedimentos deve ser realizada pela primeira estação base para implementar uma nova rede:

1. Procurar por redes compatíveis existentes nas proximidades (*PAN scan*);
2. Escolher um identificador PAN ID não utilizado;
3. Escolher um canal RF do padrão IEEE 802.15.4TM não utilizado (priorizar canais 15 e 20 de forma a evitar a sobreposição com os canais Wi-Fi (IEEE 802.11bg) mais utilizados, ou, pelo menos, evitar sobreposição com o canal de controle em redes IEEE 802.11n);
4. Definir seu endereço MAC reduzido e profundidade de rede igual a zero;
5. Esperar pela informação de sua posição geográfica no padrão GPS ou XY. Assim que está informação for recebida, a rede é considerada iniciada. Normalmente as estações base são formadas por um dispositivo de maior processamento, capaz de realizar a interligação da rede a internet.

Após a execução destes passos a estação base estará pronta para receber outros nós na rede. Com pelo menos uma estação base iniciada os roteadores podem se conectar a rede e, ao se conectarem, os roteadores passam a ser o meio pelo qual outros dispositivos podem se associar a rede. O roteador pode transmitir e receber dados, bem como encaminhar pacotes de outros nós. Tanto as estações base quanto os roteadores não podem colocar seus rádios RF em estado inativo, pois a qualquer momento um novo pacote pode ser recebido. A princípio não há limite de roteadores na rede, desde que exista resolução de informação de posição suficiente para que dois roteadores não possuam a mesma posição. O processo de associação de um dispositivo à rede é realizado através dos seguintes procedimentos:

1. Procurar por redes compatíveis existentes nas proximidades (*PAN scan*). Durante a procura, uma lista de redes disponíveis dos dispositivos ao seu alcance deve ser recebida;

2. Caso a rede desejada esteja iniciada e aceitando novos ingressos, um pedido de associação deve ser enviado a uma estação base ou roteador. Se vários dispositivos da mesma rede estiverem ao seu alcance, o dispositivo de menor profundidade será escolhido para o envio do pedido;
3. Se este processo for realizado com sucesso, o dispositivo passa a fazer parte da rede com um determinado PAN ID e, deve calcular seu novo endereço MAC reduzido a partir de um algoritmo estocástico. A rede proposta permite a existência de endereços MAC reduzido repetidos, desde que estes nós não façam parte de uma mesma vizinhança. A partir deste momento o nó está apto somente a enviar pacotes para uma estação base ou seus vizinhos diretos;
4. Esperar pela informação de sua posição geográfica no padrão GPS ou XY. Está informação poderá ser disponibilizada por um nó instalador (instalação manual) ou obtida a partir de triangulação dos nós vizinhos.

Assim que estes procedimentos forem concluídos, um nó roteador é dado como totalmente instalado, podendo enviar e receber pacotes de dados, bem como encaminhar pacotes a outros destinos.

7.3.1 Endereçamento e profundidade na rede GPSAN

O padrão IEEE 802.15.4TM possui dois tipos de endereço: um endereço MAC único e permanente de 64 bits e um endereço MAC reduzido de 16 bits. O endereço MAC reduzido não é estático, porém é único em uma vizinhança. O endereço único de 64 bits somente será utilizado no caso de dois nós de uma mesma vizinhança calcularem o mesmo endereço MAC reduzido.

Para fins de roteamento utilizando encaminhamento *greedy-ECP-GFG* são utilizadas as informações de posicionamento geográfico e de profundidade de rede. A profundidade da rede é a distância em saltos de um nó até uma das estações base existentes. A distância máxima permitida pela rede é de 250 saltos. Considerando-se uma distância física média de 40 metros entre dispositivos da rede e, um alcance médio de 150 metros em ambientes *outdoor* dos rádios utilizados, o raio de cobertura da rede é de aproximadamente 30 km. Como definido no algoritmo ECP, a profundidade dos nós não é estática. A profundidade se altera sempre que novos enlaces são criados ou perdidos.

7.3.2 Manutenção da rede GPSAN

A manutenção da rede é realizada através de mensagens de controle periódicas, conhecidas por mensagem “*hello*”. Estas mensagens são enviadas por *broadcast* aos nós vizinhos, contendo as informações apresentadas na figura 7.13.

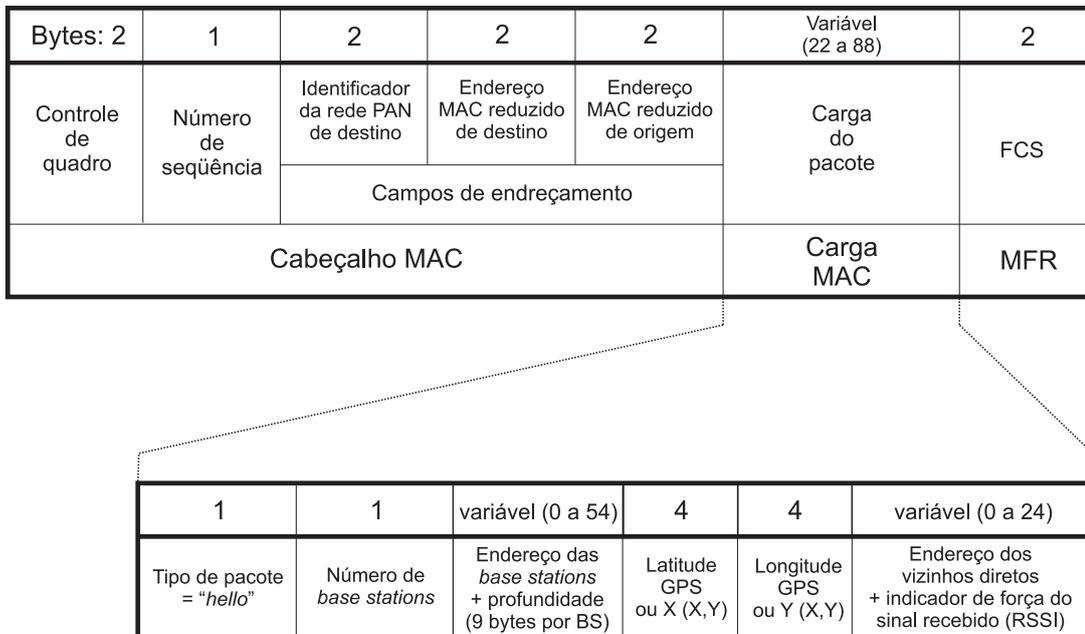


Figura 7.13 - Mensagem de manutenção da rede GPSAN

A mensagem *hello* é uma mensagem de dados (não é responsabilidade da camada MAC). A identificação da rede PAN de destino é suprimida, pois nós vizinhos devem fazer parte de uma mesma PAN para se comunicar. A carga MAC deste pacote contém informações utilizadas pela camada de rede para manter o estado dos vizinhos diretos e gerenciar o encaminhamento de pacotes. Estas informações são:

- Tipo de pacote de rede (mensagem *hello*);
- número de estações base (utilizado pelo protocolo para realizar a leitura dos dados de cada estação base);
- endereço das estações base acrescidas da profundidade do nó em relação a cada uma das estações base;
- posição geográfica do nó no formato do sistema GPS ou XY;
- endereço MAC reduzido dos vizinhos diretos acrescida do indicador de força do sinal recebido por cada um destes vizinhos.

Enviar a informação dos vizinhos diretos implica não somente na verificação da simetria e qualidade do enlace, mas também em um auxílio para o procedimento de planarização. Como todos os vizinhos de um nó são publicados na mensagem de atividade, pode-se utilizar esta informação para evitar que obstruções e assimetrias causem a desconexão do grafo durante a planarização (caso analisado na seção 5.2.1).

Apesar das mensagens *hello* serem enviadas periodicamente, o período de envio deve possuir uma componente de aleatoriedade, evitando sincronização de mensagens entre nós vizinhos. A aleatoriedade foi obtida utilizando-se um contador, o endereço MAC do nó e o RSSI do último pacote recebido através de operações de “ou exclusivo”.

Como visto anteriormente, mensagens de manutenção com períodos muito longos causam atraso na passagem de informações na rede, enquanto que períodos muito curtos ocupam excessivamente a banda disponível da rede. Assim, um período adaptativo foi utilizado nas mensagens *hello*. As alterações na rede que implicarem em mudança de informação das estações base reiniciam o período das mensagens para um valor entre 1000 e 1250ms. Este período é aumentado gradativamente até atingir um determinado valor máximo (entre 4 e 4.25 segundos), desde que não ocorram outras variações que causem mudanças na informação das estações base.

Se nenhuma mensagem de *hello* for recebida durante um determinado intervalo de tempo, o nó assume que o vizinho em questão falhou ou está fora de alcance e remove este vizinho de sua lista. Além das mensagens de *hello*, verifica-se a atividade de um vizinho através de mensagens de roteamento, evitando que um nó vizinho seja considerado fora de alcance indevidamente.

7.3.3 Encaminhamento de pacotes na GPSAN

A rede GPSAN implementada suporta dois modos de encaminhamento de pacotes: encaminhamento sentido estações base (dirigido a profundidade) e roteamento geográfico. A figura 7.14 apresenta o formato genérico da mensagem de encaminhamento de pacotes GPSAN.

O campo parâmetro de rota da mensagem de roteamento contém informações de qual modo de encaminhamento de pacote está em uso, bem como se o pacote encontrou seu destino (assim o nó de destino não precisa verificar se é o destino da mensagem). As informações da posição geográfica do nó fonte e de destino são transmitidas mesmo que utilizando o encaminhamento por profundidade, de modo que os endereços de rede

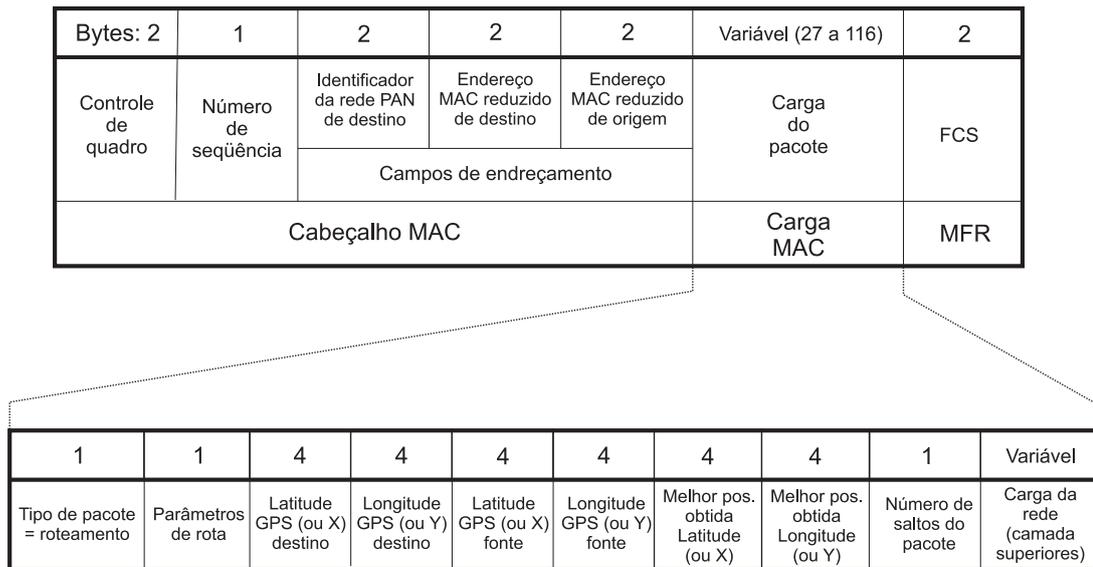


Figura 7.14 - Mensagem de encaminhamento de pacotes da rede GPSAN

dos nós sejam conhecidos. Já o campo “melhor posição obtida” contém a melhor posição geográfica do pacote em direção ao destino até o momento. Assim, algoritmos que desviam de regiões de vazio (como ECP e algoritmos de roteamento por faces) podem voltar ao encaminhamento geográfico *greedy* ao encontrar posições melhores do que a definida neste campo. O campo número de saltos é importante para determinar o “tempo de vida” do pacote. O pacote é descartado se este valor ultrapassar o limite de 250 saltos, evitando o congestionamento por pacotes que apresentaram problemas em alcançar o seu destino.

No modo de roteamento dirigido a profundidade o pacote será encaminhado a estação base mais próxima sempre na direção do nó confiável de menor profundidade. Como os nós pertencentes a rede estão constantemente reordenando suas profundidades baseados nos enlaces disponíveis, as rotas no sentido das estações base são ótimas (menor número possível de saltos até o destino). Em muitas aplicações as estações base operam como concentradores de dados ou como *gateways* para redes de banda larga, podendo ainda ser interligadas por estas redes de maior capacidade de fluxo de dados.

Para o encaminhamento geográfico foram considerados os vários algoritmos existentes para RSASFs (apresentados no capítulo 5). No entanto, nenhum deles considera a distribuição de uma rede urbana. O cenário de uma rede urbana utilizando RSASFs é formado por uma infinidade de obstáculos e nós com poucos vizinhos (ou seja, pouca redundância de rotas e baixa densidade de nós). Algoritmos para roteamento geográfico normalmente consideram muitos nós espalhados de forma irregular, com alto índice de redundância de rotas. Nestes cenários estes algoritmos atingem índices acima de 99.5% de entrega de pacotes em redes geradas randomicamente (KARP; KUNG, 2000). Entretanto,

é inaceitável que um algoritmo de roteamento persista em falhar para encontrar uma rota existente em uma rede estática.

Portanto, na implementação do roteamento geográfico desenvolvido existem três modos de operação complementares, evitando que rotas existentes deixem de ser utilizadas devido as limitações das implementações tradicionais de encaminhamento geográfico. Inicialmente procura-se por caminhos que tragam progresso geográfico. Se este encaminhamento geográfico falhar, tenta-se o encaminhamento por ECP utilizando a informação topológica disponível. No momento em que este algoritmo deixar de trazer progresso, o modo de roteamento por faces é empregado. O campo parâmetro irá informar ao nó que receber o pacote qual o algoritmo atualmente em utilização. Com a informação do algoritmo em uso, a posição em que ocorreu a troca de algoritmo (melhor posição obtida) e a posição do destino o roteamento por faces completa o encaminhamento geográfico.

Os algoritmos de roteamento foram complementados com uma técnica de redundância de caminhos. Como em muitos casos existe mais de um nó que gera progresso em direção ao destino, ao enviar um pacote, um nó cria uma lista de vizinhos confiáveis e que geram progresso. Se o encaminhamento para o nó escolhido falhar, este nó é retirado da lista e tenta-se encaminhar o pacote para o próximo vizinho desta lista. Uma falha na entrega do pacote somente é declarada quando o encaminhamento do pacote falha para todos os nós pertencentes a lista. Note que a redundância de caminhos só pode ser utilizada no encaminhamento geográfico *greedy* e no ECP, pois no roteamento por faces a planarização limita a lista de vizinhos a serem escolhidos.

Em alguns casos notou-se a replicação de pacotes devido a técnica de redundância, pois se a falha na entrega do pacote ocorrer por falha na entrega do pacote ACK, outro vizinho poderá ser selecionado para encaminhar o pacote enquanto ele estará sendo enviado pelo nó que enviou o pacote de confirmação que falhou. Estas replicações são raras e não podem ser evitadas por verificação de identificação do pacote, pois o nó roteador escolhido será diferente. Entende-se que os benefícios de não se descartar um pacote são maiores que os prejuízos causados pela replicação dos mesmos na rede.

7.3.4 Conversão de sistema de posicionamento global para plano XY

A implementação do encaminhamento geográfico se torna muito mais simples em um sistema planar do que através do sistema de posicionamento global. Para planarizar uma

região do globo terrestre para os nós da rede GPSAN foi empregado o sistema Universal Transverso de Mercator (UTM - *Universal Transverse Mercator*).

O UTM é um sistema de projeção cartográfica correspondente a uma modificação da projeção transversa de Mercator. A projeção de Mercator é o resultado da projeção da superfície da esfera terrestre em um cilindro tangente ao meridiano central. Aprimoramentos efetuados sobre a projeção de Gauss-Krüger em 1947 pelas forças armadas dos EUA deram origem ao sistema UTM (PINA; SANTOS, 2000).

No sistema UTM o globo terrestre é dividido em 60 fusos de 6° de longitude, numerados a partir do antimeridiano de Greenwich (180°), seguindo de oeste para leste até o fechamento neste mesmo ponto de origem. O eixo central do fuso, denominado como meridiano central, estabelece, junto com a linha do Equador, a origem do sistema de coordenadas de cada fuso.

Cada fuso apresenta um único sistema plano de coordenadas, com valores que se repetem em todos os fusos. Assim, para localizar um ponto definido pelo sistema UTM, é necessário conhecer, além dos valores das coordenadas, o fuso ao qual as coordenadas pertencem, já que elas são idênticas em todos os fusos. Para evitar coordenadas negativas, são acrescentadas constantes à origem do sistema de coordenadas.

Como convenção atribui-se a letra N para coordenadas norte-sul (ordenadas) e, a letra E , para as coordenadas leste-oeste (abscissas). Um par de coordenadas no sistema UTM é definido, assim, pelas coordenadas E e N , ou no caso implementado na rede GPSAN, X e Y .

É importante ressaltar que não é possível manipular conjuntamente planos situados em fusos UTM distintos, já que cada fuso apresenta um sistema de coordenadas único, com sua origem definida pelo cruzamento do meridiano central do fuso e a linha do Equador. Para que seja possível tal manipulação, é necessário converter o sistema de coordenadas para um sistema único a todos os planos. Existem diversas formas de se realizar tal conversão.

Na rede GPSAN a conversão da posição é realizada no computador pessoal associado ao nó instalador, sendo implementada em C# através da API de código *open source* *GeoUTMConverter* (TAYLOR, 1998). Depois de calculados, os pontos são deslocados por um ponto posicionado no canto inferior esquerdo do plano UTM da região em uso (origem do plano XY utilizado). Desta forma os valores de X e Y sempre serão positivos e de baixo valor (no máximo 16 bits, ou 65535 metros por eixo).

7.3.5 Camada de aplicação da rede GPSAN

A camada de aplicação da rede GPSAN foi desenvolvida de forma a associar suas aplicações com as tarefas executadas pelo RTOS. A figura 7.15 apresenta o formato padrão de mensagens enviadas por esta camada.

Bytes: 9	27	1	1	1	Variável	2
Cabeçalho MAC	Cabeçalho de Rede	Identificador de Aplicação	Perfil de Aplicação	Comando a ser executado	Parâmetros + carga do comando a ser executado	FCS
		Cabeçalho de Aplicação			Carga de Aplicação	MFR

Figura 7.15 - Mensagem da camada de aplicação da rede GPSAN

O campo identificador de aplicação possui duas funções. Sua função principal é servir como um identificador de aplicação distribuída na rede. Por exemplo, a aplicação de gerenciamento de semáforos será identificada como APP_01, o monitoramento do sistema de iluminação pública será a APP_02 e a aplicação que gerencia os medidores automáticos de energia a aplicação APP_03. Sempre que um nó da rede pretende enviar uma mensagem para uma determinada aplicação em outro nó, irá utilizar o identificador de aplicação associado a ela. A outra função é operar como um ponteiro para que o sistema operacional possa identificar que tarefa deve ser alertada da chegada de uma nova mensagem, como demonstrado na figura 7.16.

O campo perfil de aplicação identifica qual dos perfis de aplicação suportados pela rede está sendo utilizado. A rede GPSAN suporta até 255 perfis de aplicação, no entanto, somente três estão definidos, de acordo com a tabela 7.1. A mensagem é descartada quando um perfil não suportado for utilizado.

Tabela 7.1 - Perfis de aplicação desenvolvidos para a rede GPSAN

Perfil	Valor
Geral	0x00
Iluminação	0x03
Energia Inteligente	0x07

Assim que uma determinada tarefa recebe uma mensagem da camada de aplicação, deve verificar qual perfil de aplicação foi utilizado na mensagem, através da chamada de uma função disponível na API de rede do RTOS. Esta função é chamada de decodificação

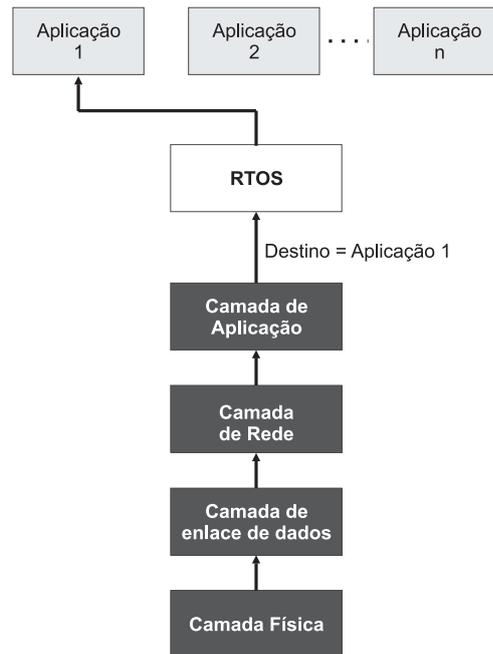


Figura 7.16 - Sequência de execução ao receber uma nova mensagem pela rede GPSAN

de perfil. A decodificação de perfil possui uma fase de execução pré-estabelecida e, outra fase de execução que deverá ser implementada pelo projetista do sistema. Por exemplo, no perfil de iluminação, ao receber um comando de dimerização para um determinado nível, cabe ao projetista do dispositivo determinar como esta dimerização será realizada.

Cada perfil de aplicação disponibiliza um conjunto de comandos. A tabela 7.2 apresenta alguns dos comandos disponíveis nos perfis implementados até o momento. Os perfis de aplicação não são totalmente abertos para implementação de novos comandos. Comandos com identificador até o valor 100 são reservados por motivo de interoperabilidade. A implementação de comandos na faixa de 0 a 100 deverá passar pela avaliação do grupo de desenvolvedores da GPSAN. Se estes comandos forem adotados, serão publicados na documentação oficial da rede, sendo chamados de comandos públicos. Os identificadores de 101 a 254 são livres para implementação. O padrão de comandos e perfis da GPSAN é compatível com os perfis de aplicação da rede ZigBeeTM.

Uma aplicação pode utilizar mais de um perfil para realizar suas tarefas, como por exemplo, utilizar o perfil de iluminação para acionar e dimerizar uma lâmpada e, o perfil de energia inteligente para monitorar o consumo desta lâmpada. A figura 7.17 demonstra um exemplo de mensagem de aplicação do perfil de energia inteligente.

Tabela 7.2 - Comandos desenvolvidos para os perfis de aplicação da rede GPSAN

Perfil Geral	Perfil de iluminação	Perfil de energia inteligente
ON/OFF geral	ON/OFF iluminação	Medição simples (Atributos: tensão, corrente, THD, fator de potência, etc)
Ocupação de CPU	Dimerização	Medição de energia elétrica acumulada
Tempo de funcionamento	Medição de luminosidade	Tarifa de energia atual
Hora atual	Alarme de falha (Atributos: lâmpada, reator e relé fotoelétrico)	Medição simples

Bytes: 9	27	1	1	1	1	2	2
Cabeçalho MAC	Cabeçalho de Rede	Identificador de Aplicação (1 .. n)	Perfil = Energia inteligente	comando = Medição Simples	Parâmetro = corrente	Último valor de corrente rms medido	FCS
		Cabeçalho de Aplicação			Carga de Aplicação		MFR

Figura 7.17 - Mensagem de medição simples utilizando o perfil de energia inteligente

7.3.6 Demais considerações da rede GPSAN implantada

A segurança dos dados transmitidos pela rede GPSAN é garantida pela utilização da criptografia AES de 128 bits, suportada pelo padrão IEEE 802.15.4TM. Somente nós de rede que possuem a chave de criptografia podem se associar e acessar os dados transmitidos pela rede. Ainda, para adicionar robustez aos dispositivos o sistema desenvolvido monitora a operação do módulo RF. Uma rotina de autocura (*self-healing*) é executada sempre que anormalidades são observadas.

Nos experimentos realizados utilizou-se somente uma estação base, devido a dificuldade de se implantar uma planta teste com proporções em que o impacto de múltiplas estações base seja visualizado. No entanto, o teste da inclusão temporária de mais uma estação base foi realizado para verificar o funcionamento do código implementado.

De maneira geral, os roteadores de redes públicas utilizando tecnologia RSASF não possuirão muitos vizinhos, principalmente devido ao alcance dos rádios utilizados e da distribuição destes roteadores. Como já comentado, exemplos de dispositivos que poderão

compor a rede são semáforos, relés fotoelétricos e reatores na iluminação pública e medidores automáticos. Entretanto, devido ao grande fluxo de mensagens no sentido das estações base, é recomendado que o número de roteadores conectados as bases seja elevado. Desta forma obtêm-se redundância de caminhos para as estações base, bem como distribui-se o fluxo de dados nas diversas direções em que nós roteadores estarão posicionados.

Apesar do fluxo de dados ser maior em direção as estações base, este fluxo é geralmente gerado por aplicações periódicas (por exemplo, medição de consumo). A principal propriedade das aplicações que utilizam comunicação periódica é a previsibilidade do volume e tráfego de dados (KULKARNI; ANDRSTER; VENAYAGAMOORTHY, 2011). Assim, facilmente pode-se criar regras que distribuam o tráfego de dados em uma janela de tempo que não prejudique a rede em suas outras aplicações.

8 *RESULTADOS*

Este capítulo apresenta as simulações e experimentos realizados para validar tanto o protocolo de rede híbrido proposto para RSASFs, como para verificar sua aplicação em um cenário real. Os resultados de simulação foram importantes para verificar o comportamento dos algoritmos em diferentes cenários e topologias para redes de grande escala que dificilmente poderiam ser realizados em uma planta teste. Já os experimentos realizados agregaram informações importantes a análise, apresentando comportamentos que os simuladores não conseguem reproduzir com fidelidade.

8.1 Resultados de simulações

As simulações utilizadas para verificar o desempenho do algoritmo proposto foram realizadas no ambiente de simulação WSNET (FRABOULET; CHELIUS; FLEURY, 2007). O WSNET é um simulador orientado a eventos especificamente projetado para redes de sensores de grande escala. A escolha deste simulador se deve a dois motivos principais: (a) simuladores tradicionais como o NS-2 apresentam problemas de escalabilidade, apresentando dificuldades em simular mais do que 100 nós (CHEN et al., 2008; IMRAN; SAID; HASBULLAH, 2010); (b) Em Stetsko, Stehlik e Matyas (2011) diversos simuladores foram avaliados, onde verificou-se que o simulador WSNET apresentava a melhor aproximação em relação aos dados práticos nos quesitos potência do sinal/distância e potência de sinal/pacotes recebidos.

Inicialmente um ambiente urbano *outdoor* foi considerado para a distribuição dos nós, onde as ruas de uma cidade moldaram a topologia da rede de forma semelhante a um *grid* contendo pelo menos 1500 nós espaçados de 40 a 50 metros. Este espaçamento foi escolhido para representar um sistema real de iluminação pública, que é um dos possíveis cenários para se utilizar uma rede de sensores e atuadores sem fio. Os cenários simulados foram projetados com diversas regiões de vazios (por exemplo, o vazio gerado por prédios em uma quadra) e rotas sem saída (por exemplo, o formado por ruas sem saída) para verificar

a eficiência dos algoritmos de roteamento na manipulação do problema dos mínimos locais. Ainda, diversas redes foram geradas, limitadas em um quadrado de 1000 metros de lado, distribuindo-se nós aleatoriamente e uniformemente através de um processo de Poisson. Realizou-se pelo menos três simulações para cada densidade de nós em cada um dos cenários utilizados, de forma a se obter resultados mais confiáveis. A partir das mais variadas distribuições de nós geradas foi possível analisar como o algoritmo proposto se comporta em diferentes topologias de rede.

O raio de alcance dos rádios foi variado no simulador para se obter densidades de rede de 2 a 10 nós por disco unitário. O número total de pacotes transmitidos foi mantido constante para diferentes nós de destino, que foram escolhidos aleatoriamente. Para cada série de simulações, consistindo de uma topologia de rede e um conjunto de nós de destino, cada nó pertencente a rede enviou pelo menos um pacote de dados para cada destino durante o tempo de simulação previsto. O algoritmo ECP deve ser analisado considerando-se vários nós de destino, pois sua heurística tende a favorecer a entrega de pacotes para os nós mais próximos de estações base.

Para verificar a qualidade das rotas criadas por algoritmos de roteamento é necessário realizar as simulações sem interferência dos possíveis efeitos colaterais das camadas inferiores de comunicação. Como a implementação da camada MAC do padrão IEEE 802.15.4TM no WSNET não suportava o reconhecimento de pacotes transmitidos, este recurso foi acrescentado a fim de permitir a retransmissão dos pacotes (pela camada de rede) sempre que uma falha de transmissão ocorresse. Assim, considerando as retransmissões da camada de rede e a entrega garantida de pacotes dos algoritmos de roteamento por faces (CR, GFG, GOAFR+, entre outros) (KRANAKIS; SINGH; URRUTIA, 1999; BOSE et al., 2001; KUHN et al., 2003) espera-se que a taxa de entrega de pacotes seja de 100% se a rede estiver conectada. Isto foi confirmado em todas as simulações realizadas, desde que a janela de tempo mínima para a transmissão do pacote fosse garantida (taxa de pacotes compatível com a banda disponível).

Ademais, os parâmetros da camada física e da subcamada de acesso ao meio foram determinados de acordo com o padrão IEEE 802.15.4TM (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2006), sendo que o modelo de camada física utilizado no simulador possui as seguintes características e simplificações: as antenas são omnidirecionais e isotrópicas, os rádios possuem alcance igual e constante, os enlaces são simétricos, os nós são idênticos e estáticos e a conectividade é baseada no modelo de disco unitário (combinada com uma função de probabilidade em função da distância para determinar o sucesso das transmissões).

A equação 8.1 foi utilizada para verificar o desempenho de algoritmos de roteamento geográfico (*greedy* + encaminhamento por faces) quando combinados com o algoritmo ECP. O resultado da equação é o desempenho médio dos caminhos encontrados quando comparados ao menor caminho topológico existente no cenário.

$$Perf_A = \frac{\sum_{j=1}^{N_D} \sum_{i=1}^{N_S} H_A(s_i, d_j)}{\sum_{j=1}^{N_D} \sum_{i=1}^{N_S} H_{sp}(s_i, d_j)} \quad (8.1)$$

Onde N_S representa o número de pacotes originados para cada um dos N_D nós de destino, H_A é o número de saltos para entregar um pacote do nó de origem s_i para o nó de destino d_j utilizando um algoritmo de roteamento A e H_{sp} é o número de saltos para entregar o pacote através do caminho mais curto que conecta s_i a d_j (que é a rota ótima utilizando-se a métrica do número de saltos). Um baixo valor para $Perf_A$ representa melhor desempenho, bem como a resposta unitária é atingida se o algoritmo A sempre utilizar o caminho topológico ótimo.

É importante ressaltar que a região de densidade crítica para o encaminhamento de pacotes quando utilizando algoritmos de roteamento geográfico vai de 3 a 7 nós por disco unitário (KUHNS; WATTENHOFER; ZOLLINGER, 2003) (este valor representa o número médio de vizinhos diretos ao qual cada um dos nós está conectado na rede). Em redes esparsas, com conectividade abaixo de 3, regiões de vazios ocorrem com mais frequência, causando a desconexão de mais destinos. Como não é possível entregar uma mensagem a um nó desconectado (independentemente do algoritmo utilizado), realizar comparações nestas redes torna-se inviável. Por outro lado, para densidades muito altas, um vazios capaz de formar um mínimo local para o encaminhamento geográfico *greedy* terá pouca probabilidade de existir e, conseqüentemente, é esperado que o encaminhamento geográfico quase sempre alcance o nó de destino. Portanto, as comparações de desempenho de algoritmos de roteamento geográficos devem ser realizadas para estas densidades críticas.

A figura 8.1 apresenta a média de desempenho obtida por um algoritmo de roteamento GFG quando combinado com ECP, com intervalo de confiança de 95%. É possível notar que o desempenho do algoritmo ECP aumenta de acordo com o número de estações base. As estações base foram distribuídas uniformemente em cada topologia simulada, variando-se de uma a quatro estações base por topologia. Claramente ECP apresenta melhor desempenho no cenário com mais estações base, pois desta forma ocorrem mais casos de comunicações origem/destino dentro das regiões de mesmo quadrante ou

quadrante cruzado. Nestes casos a informação topológica disponível é melhor aproveitada pelo algoritmo.

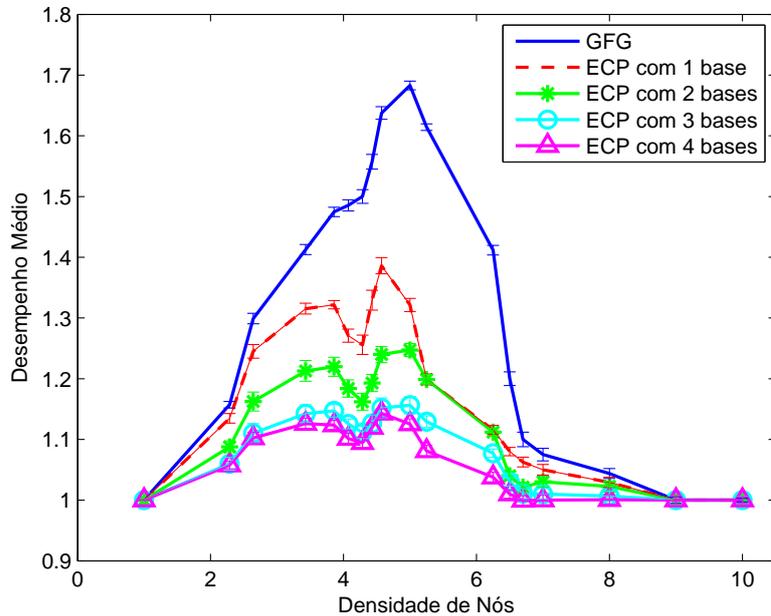


Figura 8.1 - Desempenho de roteamento do algoritmo GFG e da abordagem híbrida ECP+GFG, onde o valor 1.0 representa o caminho topológico ótimo. As estações base do protocolo de roteamento ECP+GFG foram distribuídas uniformemente, variando-se de uma a quatro estações base.

Verifica-se que no cenário com quatro estações base o algoritmo ECP aumenta o desempenho do algoritmo GFG em quase 50% no pico da região de densidade crítica. Ainda, as rotas geradas pela abordagem híbrida *greedy*-ECP-GFG foram em média 26% menores quando comparadas as geradas pelo algoritmo GFG. O motivo de tal melhora é a capacidade do algoritmo ECP de evitar os caminhos sem saída no encaminhamento do pacote entre nó de origem e destino, bem como o seu conhecimento parcial da topologia da rede. Esta informação topológica possibilita que o algoritmo ECP com quatro estações base obtenha caminhos não maiores do que 1.15 vezes o caminho topológico ótimo (somente obtido com o conhecimento total da topologia).

Algoritmos de roteamento por faces são propensos a entrarem em caminhos sem saída enquanto contornando regiões de vazio, como mostrando claramente na figura 8.2. Esta figura apresenta o mapa de energia de uma rede, onde cada um dos nós envia uma mensagem para um nó localizado em um vazio com vários caminhos sem saída no decorrer do caminho. Na simulação o consumo de energia é diretamente proporcional aos eventos de transmissão e recepção (onde o evento de TX consome 1.5 vezes a energia de um evento de RX). Note que a escala de energia está normalizada para os nós que consumiram mais energia. Nas mesmas condições o algoritmo ECP apresenta melhor desempenho devido à

sua característica intrínseca de evitar as rotas sem saída, como demonstrado na figura 8.3. É importante ressaltar que esta figura apresenta somente a melhora referente ao algoritmo ECP com uma estação base.

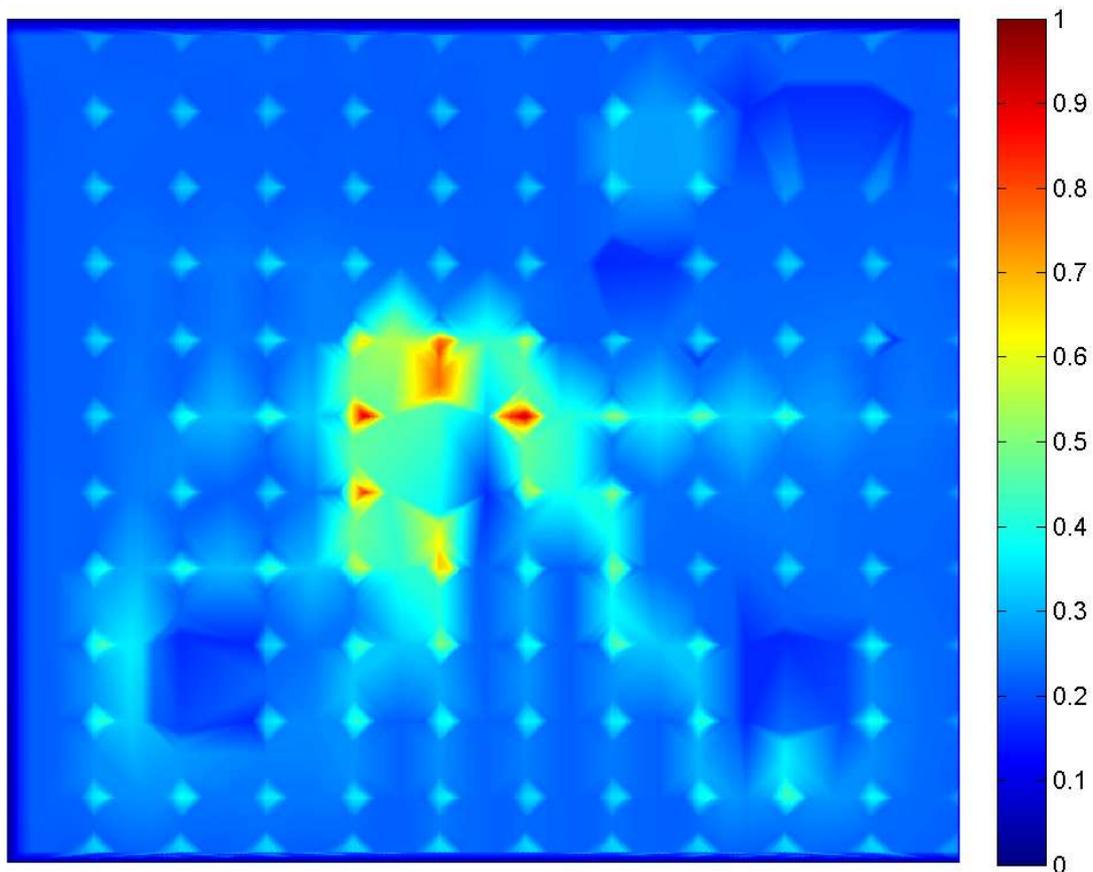


Figura 8.2 - Mapa de energia da rede utilizando-se GFG como estratégia de encaminhamento de pacotes para um cenário hipotético

O desempenho de um algoritmo de roteamento distribuído simplesmente informa se um ou outro algoritmo consegue entregar os pacotes e, o quanto as rotas calculadas se aproximam das rotas ótimas existentes. No entanto, encontrar rotas mais eficientes traz outros benefícios à rede como um todo. Em redes de sensores e atuadores os recursos são escassos, ou seja, quanto mais um pacote ocupar os recursos computacionais e a banda da rede, maior será o prejuízo para a rede. Assim, em um segundo momento foram realizadas simulações para verificar o impacto do uso do ECP no percentual de pacotes entregues pela rede. Para tanto o tráfego na rede foi aumentado até que a entrega de pacotes fosse comprometida. A partir da seleção aleatória de nós de destino foi realizado um agendamento de pacote para estes destinos por cada um dos outros nós existentes na rede. O período de simulação foi mantido constante nas simulações, mas o número de pacotes gerado por cada nó da rede em direção a um determinado destino foi aumentado até comprometer a entrega de pacotes.

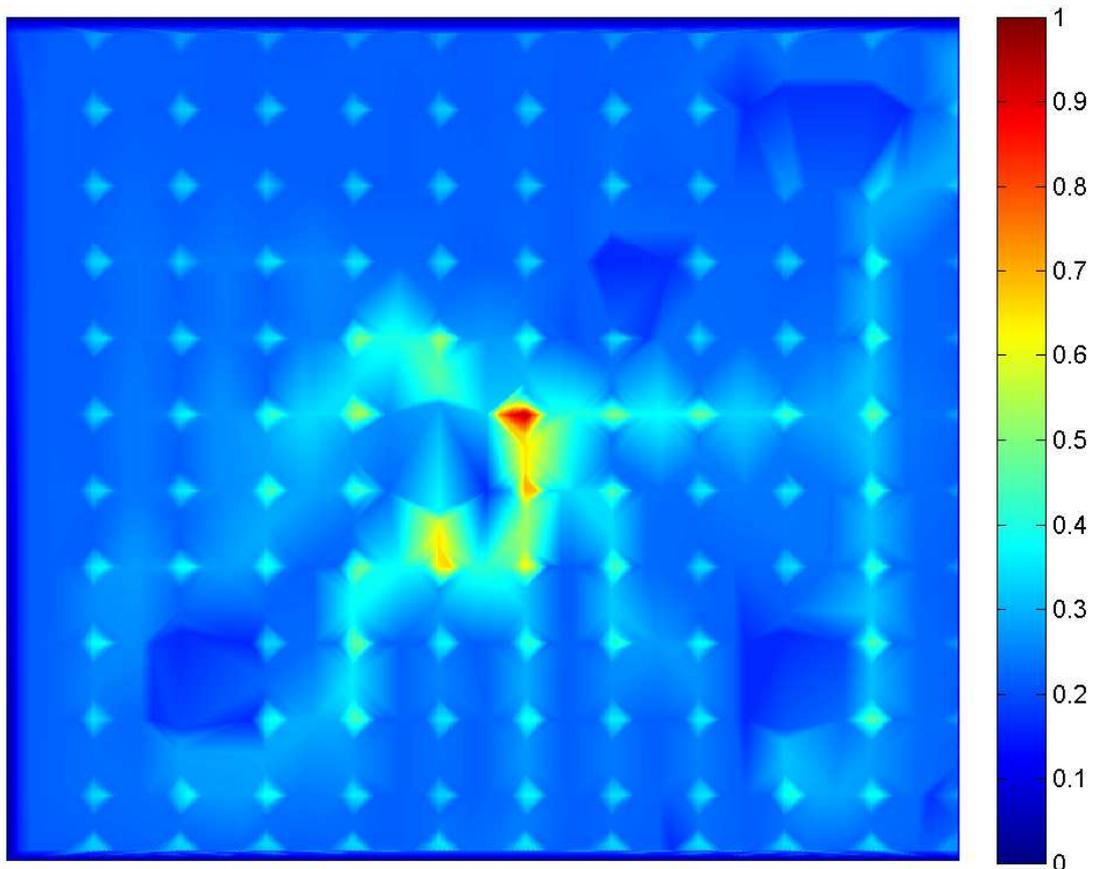


Figura 8.3 - Mapa de energia da rede utilizando-se ECP+GFG como estratégia de encaminhamento de pacotes para um cenário hipotético

A figura 8.4 apresenta os resultados de entrega de pacotes obtidos para diferentes topologias, tanto para um algoritmo de roteamento por faces quanto para o mesmo algoritmo combinado com o ECP. Os cenários gerados continham em média 1500 nós, sendo que o raio de alcance dos rádios foi modificado de forma a modificar a conectividade nestes cenários. Os resultados apresentados para o algoritmo *greedy-ECP-GFG* foram obtidos através do uso de somente uma estação base. O uso de mais estações base beneficia ainda mais o ECP, uma vez que o algoritmo de roteamento por faces será menos utilizado pelos nós.

Deve-se ressaltar que nas simulações realizadas não houve tentativa de retransmissão pela camada de rede em caso de falha na entrega de pacotes. Nota-se que em baixas conectividades não houve melhora significativa da utilização do ECP quanto a entrega de pacotes. Isto deve-se a limitação de saltos imposta pela baixa conectividade, ou seja, a melhor taxa de entrega deveu-se somente ao ECP evitar caminhos sem saída. Já com conectividades maiores (maior raio de alcance do rádio), verificou-se maiores taxas de entrega de pacotes com a utilização do ECP. Como o algoritmo de roteamento por faces contorna os vazios pelo caminho gerado pela planarização, a colisão de pacotes nestas

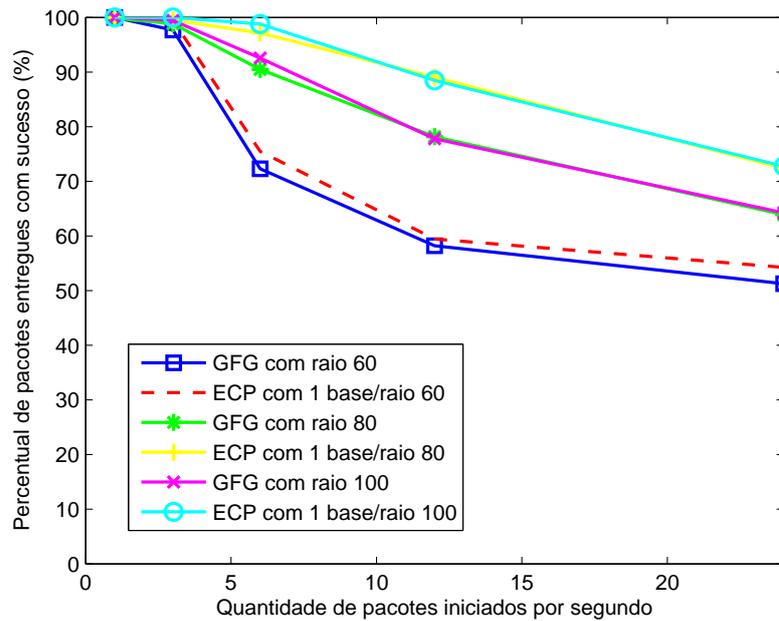


Figura 8.4 - Percentual de pacotes entregues com sucesso para os algoritmos GFG e *greedy-ECP-GFG*, variando o raio de alcance dos rádios entre 60 e 100 metros (conectividade média de 3 a 7 nos cenários gerados).

regiões aumenta proporcionalmente com o aumento do tráfego de dados.

Percebe-se nas simulações de entrega de pacotes que em uma rede de sensores as aplicações devem ser desenvolvidas de forma a não gerar tráfego excessivo em direção a destinos semelhantes, pois assim a entrega de pacotes pode ser comprometida. Apesar dos rádios utilizados suportarem comunicação a 250kbps, a taxa real de transmissão dependerá do tempo de aquisição do canal e do número de tentativas necessárias para entregar um pacote para um vizinho. Portanto, a banda de comunicação disponível decaí exponencialmente com o aumento do tráfego, uma vez que o canal estará ocupado por mais tempo e o número de colisões irá aumentar.

Durante as simulações observou-se uma limitação da técnica de acesso ao meio utilizada pelo padrão IEEE 802.15.4TM não comentada na literatura. Quando ocorrem cruzamento de rotas, ou seja, situações em que um nó precisa enviar um pacote para outro nó que está tentando enviar um pacote para este primeiro nó, pode ocorrer perda de pacotes. Isto deve-se aos rádios compatíveis com este padrão não escutarem o canal durante o tempo de *backoff* (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2006). Assim, se ambos iniciarem a transmissão em instantes de tempo muito próximos, ambos irão selecionar um tempo de *backoff* entre 0 e $2^{BE} - 1$ (onde o tempo de 1 *backoff* é de 20 símbolos e BE inicia em 3, como descrito no capítulo 3). Como um dos nós provavelmente irá escolher um tempo de *backoff* inferior, este nó irá iniciar a transmissão após verificar se o canal

está livre. Como o outro nó ainda estará em tempo de *backoff*, não receberá o pacote. O valor de BE será então incrementado, aumentando a variedade de tempos de *backoff* a serem escolhidos (0 a $2^4 - 1$). Assim, a possibilidade de um dos nós começar antes uma transmissão enquanto o outro ainda estará em *backoff* aumenta, podendo causar até a falha da transmissão.

Em uma série de simulações obteve-se uma média de 67% de entrega entre roteamentos cruzados iniciados em instantes similares. Apesar deste caso parecer improvável, se uma determinada rede estiver realizando a coleta de dados no sentido de uma estação base (fluxo grande de pacotes em um sentido) e, um outro nó nas proximidades desta estação base precisar enviar um pacote para outro nó em sentido contrário a este fluxo de pacotes, provavelmente este pacote não chegará ao seu destino.

Este caso demonstra mais uma vez que em RSASF a aplicação deve-se preocupar com o fluxo de dados que gera, podendo causar o colapso total da rede se mal projetada. Aplicações de coleta de dados devem ser implementadas de forma a não utilizar os recursos da rede como se fossem a única aplicação em operação, pois aplicações com alarmes e comunicações esporádicas podem necessitar da rede em qualquer instante.

A simulação permitiu ainda verificar como as técnicas de roteamento por faces se comportam quando combinadas com o algoritmo ECP. O roteamento por faces é dependente dos enlaces existentes após a planarização. Portanto, verificou-se o comportamento da técnica combinada utilizando-se planarização por GG e por RNG. Como era esperado, a planarização por GG apresentou maior número de enlaces, podendo gerar pequenas faces em determinadas regiões. Como o algoritmo ECP é um passo intermediário entre o encaminhamento geográfico *greedy* e um roteamento por faces, a rota criada por ECP pode direcionar o pacote ao interior destas faces criadas pela planarização com três ou mais enlaces. Este comportamento pode ser observado na figura 8.5a. Note que a utilização do ECP antes da planarização posicionou o pacote no interior de uma face. Caso o algoritmo ECP não fosse utilizado, o roteamento por faces contornaria a face maior por seu interior sem adentrar o interior da face menor (como visto na figura 8.5a), provavelmente atingindo o destino ou uma posição em que voltará ao encaminhamento *greedy* sem a necessidade de cruzar uma face. Ao utilizar a planarização RNG, várias destas faces pequenas são eliminadas, como pode ser visto na figura 8.5b.

Nota-se, no entanto, que geralmente a escolha das bases com a limitação do ângulo β faz com que a distribuição de profundidades leve o pacote naturalmente para a borda da face mais próxima do destino, evitando que a face precise ser atravessada. Ainda, para

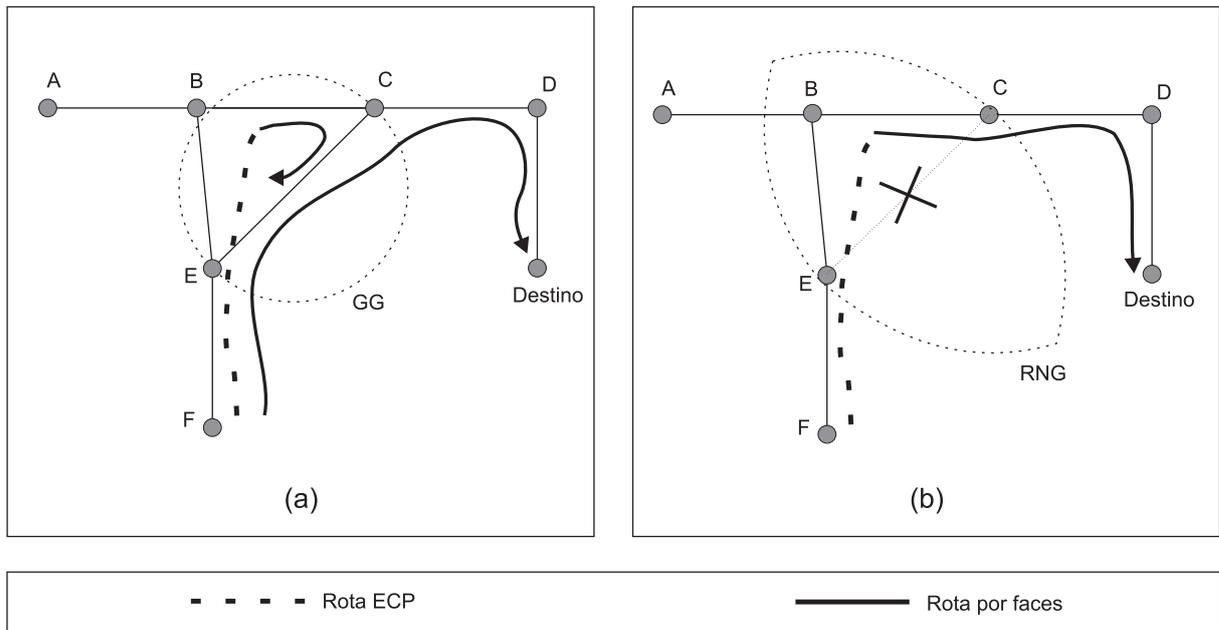


Figura 8.5 - (a) Exemplo de encaminhamento de um pacote pela técnica combinada (ECP/roteamento por faces) e somente por faces, quando utilizando GG para a planarização. (b) Encaminhamento de um pacote por ECP/roteamento por faces utilizando RNG para a planarização.

que o algoritmo ECP posicione um pacote no interior de uma face é necessário que esta face esteja na borda da circunferência onde o algoritmo ECP deixa de apresentar progresso. Portanto, dificilmente será necessário atravessar uma face para encontrar novamente um caminho *greedy* para o destino. No entanto, como podem ocorrer casos em que deve-se atravessar uma face, é necessário utilizar um algoritmo de roteamento por faces que não apresente *loops* como técnica complementar ao roteamento ECP (exemplos: CR, GFG, GOAFR+, etc).

Nas simulações apresentadas comparou-se o desempenho do algoritmo GFG com o do algoritmo ECP combinado com o GFG. É conhecido na literatura que o algoritmo GOAFR apresenta melhor desempenho que o GFG (desempenho similar a ECP+GFG com 1 estação base), pois além de possibilitar a escolha da regra da mão direita ou esquerda, define um região de restrição de busca. Se está região for ultrapassada, o algoritmo GOAFR pode modificar a regra utiliza, evitando que o pacote se afaste excessivamente do destino. No entanto, o algoritmo GOAFR continua utilizando o encaminhamento por faces em grafos planares. Ao combinar a heurística ECP ao algoritmo GOAFR obtêm-se rotas independentes da planarização sempre que é possível utilizar o encaminhamento por profundidades, o que conhecidamente gera rotas menores (KO et al., 2009). Portanto, melhoras de desempenho obtidas através do algoritmo ECP+GOAFR em relação ao algoritmo ECP+GFG devem-se somente aos casos em que a heurística ECP não possuir rotas viáveis.

8.2 Resultados experimentais

Através da planta piloto da rede GPSAN, descrita no capítulo anterior, foi possível analisar diversos aspectos relevantes à operação de uma RSASF aplicada em um cenário real. Por exemplo, as mensagens de *hello* com período adaptativo se mostraram prejudiciais a rede se o período inicial de variação fosse menor do que 1 segundo. Em experimentos com granularidade de 500ms para as mensagens de manutenção de rede notou-se ocupação excessiva de banda, causando diversas colisões e, conseqüentemente, perda de pacotes.

A limitação no período de mensagens de atividade deve-se ao tempo de transmissão necessário quando utilizando o padrão IEEE 802.15.4TM e a densidade de nós em uma rede. O padrão IEEE 802.15.4TM utiliza uma técnica de acesso ao meio conhecida como CSMA/CA, onde um determinado nó que pretende enviar um pacote deve verificar a atividade do canal. Se o canal estiver ocupado, existe um procedimento conhecido como *backoff* que realiza a espera de um tempo aleatório para realizar nova verificação de atividade no canal. Ao utilizar este procedimento, pode-se levar vários milissegundos para se obter acesso ao canal. Com o aumento da densidade de nós, a competição pelo canal aumenta exponencialmente. Portanto, existe um compromisso entre período de mensagens de atividade e densidade de nós. Os dados apresentados anteriormente foram obtidos em uma rede experimental com densidade de 10 vizinhos por nó. Para a implementação prática de redes baseadas em mensagens de atividade deve-se limitar a densidade máxima de nós, podendo-se assim determinar o período ótimo para estas mensagens no pior caso (densidade máxima).

Com relação a taxa real de transferência de dados, a integração da pilha de protocolos no RTOS mostrou-se eficiente, atingindo taxas de transferência de dados de até 200kbps. Arquiteturas similares apresentadas na literatura demonstram resultados limitados a 30kbps (HOLLAND; AURES; HEINZELMAN, 2006).

A seguir discute-se a dinâmica dos enlaces observada na planta experimental e seu impacto na estrutura de rede proposta, bem como o efeito das interferências geradas por outras redes utilizando a mesma faixa de frequência para a comunicação sem fio.

8.2.1 Dinâmica dos enlaces e modificações no ECP

A dinâmica dos enlaces de RF foi avaliada em um período de mais de 6 meses de operação da rede de testes, onde pode-se comprovar o comportamento oscilatório destes

enlaces. Pode-se notar flutuações tanto nos valores de RSSI quanto nos valores de LQI. Estas oscilações de vários dBms são comuns e normalmente não são de rápida dinâmica, ou seja, uma queda ou aumento de alguns dBms pode perdurar vários minutos.

Ao ignorar o comportamento oscilatório dos enlaces, fortes prejuízos são notados na estrutura da rede, como a flutuação constante de nós pais e, conseqüentemente, flutuação constante nas profundidades atribuídas. Com o intuito de reduzir a mudança constante de nós pais, uma modificação na estrutura de profundidades foi implementada. A associação de profundidades proposta considera nós confiáveis como candidatos a nós pais. No entanto, uma das regras que definem a confiabilidade na rede implementada é um enlace com pelo menos -86dBm de intensidade no sinal recebido (*threshold* definido com base na revisão bibliográfica exposta na seção 2.4 e dados experimentais). Como verificou-se flutuações de enlace de diversos dBms (podendo chegar a variações de até 15dBm para nós estáticos) e a sensibilidade típica dos rádios é em torno de -95dBm, um nó confiável pode facilmente se tornar não confiável ou até mesmo ficar fora de alcance.

A modificação implementada foi o aumento do valor de *threshold* para associação de nós pais para -80dBm. Após a escolha de um nó pai para uma determinada estação base, flutuações que levem a menores médias de intensidade de sinal não causarão necessariamente a desconexão destes nós pais. A desconexão de um pai e, conseqüentemente, o rearranjo das profundidades, só ocorre quando o nó pai deixa de ser confiável. Desta forma a estrutura de profundidades da rede tornou-se mais robusta, pois as flutuações de enlace existentes apresentaram menor influência na construção dos grafos de conexão de profundidade e, por conseqüência, houve menos transientes nas conexões com os nós pais.

Na planta teste desenvolvida para a rede GPSAN, onde os nós roteadores são relés fotoelétricos distanciados de 40 a 50 metros e o alcance máximo obtido foi de 130 metros, a distribuição de profundidades geralmente atinge 2 nós com mesma profundidade por caminho criado. Normalmente o terceiro nó de alcance em visada direta não atinge intensidade de sinal para ser considerado o pai de um nó, gerando a distribuição de profundidades apresentada na figura 8.6. Nota-se que somente um dos nós é escolhido como pai dos nós subsequentes, devido a escolha do nó com menor profundidade e com maior RSSI. Essa distribuição favorece que a rede não se desconecte com flutuações nos enlaces, pois se um dos nós de uma profundidade deixar de considerar seu pai confiável, provavelmente o nó mais próximo ao pai ainda fornecerá caminho confiável para a rede. Ainda, como o *threshold* de confiabilidade para nós pais é superior, dificilmente ocorrerão casos de nós pais não confiáveis para seus nós filhos.

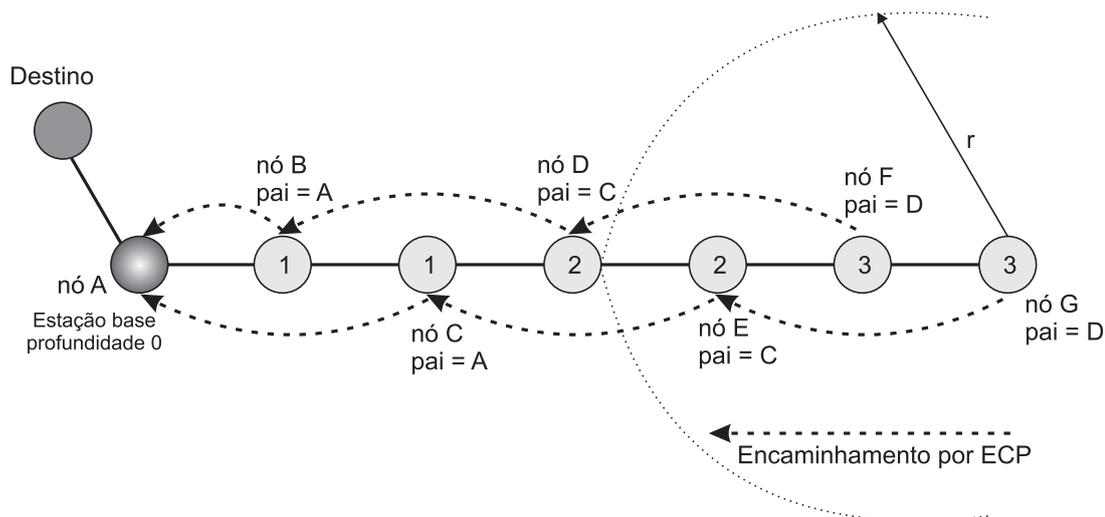


Figura 8.6 - Distribuição de profundidades normalmente obtida na planta teste da rede GPSAN e comportamento de rotas ECP com esta distribuição

A distribuição de pelo menos 2 nós com a mesma profundidade não favorece somente os caminhos no sentido das estações base. Devido ao modo de operação do encaminhamento ECP, um nó sempre procurará encaminhar pacotes pelo caminho de menor profundidade que forneça o maior progresso em direção ao destino (desde que utilizando um vizinho confiável). Esse modo de operação distribui naturalmente a carga entre os nós, como pode ser visto novamente na figura 8.6.

Outra dado importante obtido nos experimentos foi o comportamento dos valores de LQI, onde comprovou-se que sua utilização não é viável como métrica de confiabilidade. O LQI apresenta variações abruptas, ou seja, ou os valores são altos e os pacotes estão sendo recebidos ou os valores são baixos e a perda de pacotes está elevada.

Enlaces pouco confiáveis e alto tráfego trazem outras dificuldades ao projeto de uma rede, sendo uma delas os pacotes replicados. Um caso bem comum de pacote replicado pode ocorrer se um pacote for recebido, mas seu reconhecimento não. Assim o nó que transmitiu o pacote irá tentar retransmiti-lo, mesmo quando ele já está sendo encaminhado em direção ao destino. Quando a retransmissão for realizada pelo mesmo nó, este nó pode verificar o identificador do pacote e descartar o pacote replicado (funcionalidade implementada na GPSAN). No entanto, em casos onde outro nó for selecionado para encaminhar o pacote perdido, poderá ocorrer replicação de pacote. Verificou-se nos experimentos que a replicação de pacotes não é comum, mas que pode aumentar em cenários de tráfego excessivo. A ocorrência de tais replicações não atinge níveis prejudiciais a rede, pois ocorrem em sua maior parte entre um mesmo conjunto de nós de origem e destino, onde o mecanismo de proteção que utiliza o identificador de pacote descarta o

pacote replicado.

8.2.2 Interferências causadas por redes no mesmo espectro de frequências

As interferências causadas por outras redes, como a WiFi (padrão IEEE 802.11bgnTM), também foram avaliadas durante os experimentos na rede de testes. Verificou-se que altos tráfegos gerados por roteadores WiFi nos mais variados canais pode causar perda considerável de pacotes. A interferência causada por redes do tipo IEEE 802.11bTM e IEEE 802.11gTM não são tão críticas, pois normalmente os canais neste padrão são configurados para 1, 6 ou 11 (canais sem intersecção). Quando estes canais são utilizados existe uma região livre de interferência, utilizando-se os canais 15 e 20 do padrão IEEE 802.15.4TM. No entanto, com o surgimento das redes IEEE 802.11nTM, a ocupação espectral deste padrão pode se sobrepor a qualquer um dos canais IEEE 802.15.4TM existentes.

Em um primeiro momento a massificação do uso de redes IEEE 802.11nTM pode parecer extremamente prejudicial para uma rede urbana utilizando o padrão IEEE 802.15.4TM. No entanto, através de experimentos verificou-se que os maiores prejuízos são verificados em ambientes *indoor* (muitas vezes causados por reflexões e a excessiva concentração de roteadores WiFi nestes ambientes).

A preocupação com as interferências que poderão ocorrer entre as redes urbanas de comunicação operando no padrão IEEE 802.15.4TM e as redes pessoais de WiFi operando no padrão 802.11TM tem gerado uma série de emendas ao padrão IEEE 802.15.4TM, que oferecem extensões da camada física para suportar diferentes bandas de frequência. Locais como Estados Unidos, China, Japão e Europa já possuem faixas de frequência dedicadas para o uso de redes urbanas de comunicação adicionadas ao padrão IEEE 802.15.4TM por emendas (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2007, 2009a, 2009b). O grupo de trabalho 4g (TG4g - *Task Group 4g*) do IEEE 802.15TM é um dos grupos em evidência, tendo a versão *draft* da nova emenda para o padrão já aprovada. Esta emenda pretende adicionar melhorias a camada física do padrão IEEE 802.15.4TM, que ajudem a viabilizar grandes redes *outdoor* de serviços públicos com nós fixos e distribuídos geograficamente (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2011). Nota-se claramente que existe uma preocupação dos grupos de trabalho do padrão IEEE 802 em viabilizar tais redes.

9 CONCLUSÃO

No presente trabalho um algoritmo de roteamento geográfico híbrido foi proposto, desenvolvido e implementado. Este algoritmo emprega um procedimento intermediário entre o roteamento geográfico *greedy* e os modos de recuperação de regiões de vazio tradicionais. Este procedimento foi chamado de encaminhamento coordenado por profundidade (ECP). Seu objetivo principal é melhorar a eficiência do roteamento em número de saltos, sem que exista sobrecarga adicional na rede.

No ECP um sistema virtual de coordenadas é formado com base na distância em saltos para um conjunto de estações base (chamada de profundidade), sendo que este sistema de coordenadas contém informações topológicas que auxiliam o contorno de regiões de vazio. O sistema de coordenadas é semelhante aos DODAGs do protocolo RPL, tendo como principal diferença o modo de formação e manutenção da informação topológica. Ainda, diferente dos protocolos RPL, o ECP não é susceptível a *loops* temporários, pois não existe possibilidade de aumento de profundidade sem que ocorra perda de conexão com nós pais.

Os procedimentos executados pelo ECP não implicam em sobrecarga de banda na rede, pois a informação das estações base é publicada nas mensagens de manutenção da rede utilizadas para manter a informação de vizinhança a um salto de distância, comumente utilizada em RSASFs. Claramente o aumento da quantidade de estações base melhora o desempenho do ECP. Entretanto, as estações base devem ser limitadas devido à restrição no tamanho máximo de um pacote de manutenção da rede. Através das simulações observou-se que as rotas ECP se aproximam do caminho topológico ótimo para nós localizados nas proximidades das estações base. Por outro lado, dependendo da localização do nó, a melhora na rota gerada é quase insignificante. Ainda, as rotas podem ser ligeiramente piores, em número de saltos, se os nós de destino estiverem localizados nas bordas de um vazio e não exista estação base que possibilite um ângulo pequeno de seleção. Este comportamento apresenta impacto pouco significativo do desempenho geral do roteamento. Como comentado por Karp em sua Tese, vazios e obstáculos são

geralmente fenômenos locais e, possuir informações localizadas sobre os melhores caminhos disponíveis pode ajudar a entrega de pacotes passando por estas regiões sem o uso de roteamento por perímetro (entre os quais estão os algoritmos de roteamento por faces). No entanto, obter informações a mais de um salto de distância não deve implicar em aumentar o tráfego de mensagens na rede.

As simulações mostraram que, em média, o roteamento geográfico *greedy* combinado com roteamento por faces gera rotas 1.48 vezes maiores do que o caminho topológico ótimo. Já o algoritmo híbrido *greedy*-ECP-GFG gerou rotas menores, em torno de 1.1 vezes o caminho topológico ótimo em cenários com quatro estações base. Estes resultados permitem concluir que a utilização do procedimento intermediário ECP melhora o desempenho da técnica de roteamento por faces em torno de 26%. É importante ressaltar que as rotas obtidas pelo algoritmo híbrido são próximas dos caminhos ótimos, pois a melhora necessária para se atingir 100% dos caminhos ótimos é, em média, de 32% nos cenários utilizados nas simulações.

Os resultados de simulação permitem ainda verificar que o algoritmo proposto supera o algoritmo GFG em toda a faixa de conectividade, chegando a atingir até 50% de melhora de desempenho no pico da região de densidades críticas. Se considerarmos que a maior parte dos encaminhamentos de pacotes é realizada por roteamento geográfico *greedy* (em torno de 70%), pode-se perceber que as rotas parciais geradas por ECP podem ser muitas vezes menores do que as geradas pelos algoritmos de roteamento por faces. Como visto em Bose et al. (2001), os próprios autores de uma das técnicas mais populares de roteamento por faces, o GFG, concluem que um algoritmo intermediário sem entrega garantida pode ser utilizado em conjunto com o roteamento por faces, de forma a melhorar a eficiência geral do encaminhamento de pacotes.

Apesar das simulações serem importantes para analisar as rotas geradas por diferentes algoritmos em cenários de grande escala, que dificilmente seriam possíveis de serem reproduzidos em uma planta teste, seus resultados nem sempre permitem analisar dados relevantes sobre o comportamento da infraestrutura de rede. Por exemplo, simuladores dificilmente conseguem reproduzir as flutuações na qualidade de enlace experimentadas nos rádios em cenários reais. A análise de operação dos protocolos desenvolvidos em um cenário real torna-se ainda mais importante no contexto de que poucos protocolos existentes na literatura foram testados fora de um ambiente de simulação. A maioria destes protocolos nem sequer considera os enlaces não confiáveis e/ou assimétricos e as possíveis falhas nos nós (KULKARNI; ANDRSTER; VENAYAGAMOORTHY, 2011). Assim, os resultados experimentais realizados na planta teste foram importantes para determinar se

as técnicas de manutenção de rede desenvolvidas foram eficientes e os possíveis impactos das flutuações na qualidade de enlaces.

Nos experimentos realizados na planta teste verificou-se que as variações na qualidade dos enlaces geravam modificações constantes nos caminhos topológicos utilizados no encaminhamento de pacotes para as estações base e pelo ECP. Estas variações muitas vezes causavam perda de conectividade temporária, o que prejudicava a entrega de pacotes. No entanto, a modificação na manutenção da rede desenvolvida durante os experimentos (seção 8.2.1) provou-se eficiente em evitar estas instabilidades temporárias, mantendo os caminhos por profundidade confiáveis.

A técnica de redundância de caminhos implementada mostrou-se efetiva na escolha de caminhos alternativos para os pacotes. Como os recursos de uma RSASF são escassos, permitir que um pacote seja facilmente descartado após vários saltos prejudica a rede como um todo. Visto que a redundância de caminhos só pode ser aplicada aos algoritmos de encaminhamento geográfico *greedy* e ECP, evitar o uso de rotas por faces aumenta a probabilidade de entrega dos pacotes. A característica intrínseca do roteamento por faces em exigir a planarização reduz o número de vizinhos a serem escolhidos para o encaminhamento e, se o encaminhamento para estes vizinhos falhar, o pacote deixará de ser entregue.

A estabilidade obtida nos caminhos topológicos conhecidos para as estações base e a capacidade do algoritmo híbrido em obter rotas quase ótimas e confiáveis permitem concluir que a utilização da técnica de roteamento híbrido descrita neste trabalho é viável e perfeitamente aplicável em cenários reais. Sua implementação em *software* é simples e os recursos computacionais e de banda de rede necessários para a sua operação são mínimos. As análises realizadas permitem ainda concluir que redes de sensores e atuadores sem fio são passíveis de serem utilizadas e ótimas candidatas para a implantação de redes urbanas de comunicação, uma vez que geram uma infraestrutura de comunicação simples, adaptativa e de baixo custo para uma grande variedade de aplicações atuais e futuras.

9.1 Sugestões para trabalhos futuros

A seguir apresentam-se sugestões para trabalhos futuros que poderão complementar o trabalho realizado nesta Tese ou que poderão aumentar as funcionalidades de redes urbanas de comunicação baseadas em protocolos de roteamento geográfico. São elas:

- Analisar a distribuição de estações base de forma a otimizar os caminhos obtidos

pelo encaminhamento coordenado por profundidade.

- Implementar modificações na estrutura da rede desenvolvida de forma a permitir mobilidade de nós e analisar suas implicações no comportamento do algoritmo de roteamento.
- Desenvolver algoritmos de localização e coordenadas virtuais, bem como integrar estes algoritmos ao roteamento geográfico.
- Caracterizar redes de sensores e atuadores sem fio em cenários de três dimensões e desenvolver algoritmos de roteamento geográfico eficientes considerando esta terceira dimensão.
- Desenvolver algoritmos de roteamento que utilizem múltiplos canais, buscando evitar colisões no meio compartilhado e aumentar a confiabilidade na entrega de pacotes.
- Analisar o uso do tráfego de dados na manutenção de estrutura de rede.
- Desenvolver técnicas de manutenção da estrutura de rede em que a recepção possa ser desligada temporariamente nos transceptores.

REFERÊNCIAS

- 6LoWPAN WORKING GROUP. *Problem Statement and Requirements for 6LoWPAN Routing*. [S.l.], 2011.
- AISSANI, M. et al. A new approach of announcement and avoiding routing voids in wireless sensor networks. In: *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 1 –5. ISSN 1930-529X.
- AISSANI, M. et al. Oriented void avoidance scheme for real-time routing protocols in wireless sensor networks. In: *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 1 –5. ISSN 1930-529X.
- AISSANI, M. et al. A preventive rerouting scheme for avoiding voids in wireless sensor networks. In: *Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 1 –5. ISSN 1930-529X.
- AKYILDIZ, I. F.; KASIMOGLU, I. H. Wireless sensor and actor networks: research challenges. *Ad Hoc Networks*, v. 2, n. 4, p. 351 – 367, 2004. ISSN 1570-8705.
- ALI, S.; AHMED, S. A.; KHAN, M. Y. Minimizing the overhead in the terminode routing protocol in mobile adhoc networks. *International Journal of Computer Science and Network (IJCSN)*, v. 1, n. 3, jun 2012. ISSN 2277-5420.
- AWANG, A. Multi-sink routing using path loss in multihop wireless sensor networks. In: *Communications (APCC), 2011 17th Asia-Pacific Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 139 –144.
- BACCELLI, E.; PHILIPP, M.; GOYAL, M. The p2p-rpl routing protocol for ipv6 sensor networks: Testbed experiments. In: *Software, Telecommunications and Computer Networks (SoftCOM), 2011 19th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 1 –6.
- BELLMAN, R. On a routing problem. *Quarterly of Applied Mathematics*, v. 16, n. 1, p. 87–90, 1958.
- BLAZEVIC, L. et al. Self organization in mobile ad hoc networks: the approach of terminodes. *Communications Magazine, IEEE*, v. 39, n. 6, p. 166 –174, jun 2001. ISSN 0163-6804.
- BOSE, P. et al. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. *Wirel. Netw.*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 7, n. 6, p. 609–616, 2001. ISSN 1022-0038.
- CHEN, D.; VARSHNEY, P. A survey of void handling techniques for geographic routing in wireless networks. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 9, n. 1, p. 50 –67, first 2007. ISSN 1553-877X.

- CHEN, D.; VARSHNEY, P. K. On-demand geographic forwarding for data delivery in wireless sensor networks. *Comput. Commun.*, Butterworth-Heinemann, Newton, MA, USA, v. 30, n. 14-15, p. 2954–2967, 2007. ISSN 0140-3664.
- CHEN, H. et al. Easisim: A scalable simulation platform for wireless sensor networks. In: *Communications Workshops, 2008. ICC Workshops '08. IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 184–188.
- CHEN, H. et al. Link-aware geographic routing in wireless sensor networks. In: *Computational Science and Engineering, 2009. CSE '09. International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. v. 2, p. 937–942.
- CHEN, S.; FAN, G.; CUI, J. Avoid 'void' in geographic routing for data aggregation in sensor networks. *Int. J. Ad Hoc Ubiquitous Comput.*, Inderscience Publishers, Inderscience Publishers, Geneva, SWITZERLAND, v. 1, n. 4, p. 169–178, 2006. ISSN 1743-8225.
- CONTI, J. Let the grid do the thinking [intelligent networks]. *Power Engineer*, v. 20, n. 2, p. 34–37, april-may 2006. ISSN 1479-8344.
- De COUTO, D. S. J.; MORRIS, R. *Location Proxies and Intermediate Node Forwarding for Practical Geographic Forwarding*. [S.l.], June 2001.
- DENARDIN, G. W. et al. Impact of lower layers for the development of routing protocols for large-scale wireless sensor networks. In: *Industry Applications (INDUSCON), 2010 9th IEEE/IAS International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–6.
- DENARDIN, G. W. et al. A geographic routing hybrid approach for void resolution in wireless sensor networks. *Journal of Systems and Software*, v. 84, n. 10, p. 1577–1590, 2011. ISSN 0164-1212.
- DIJKSTRA, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, Springer Berlin / Heidelberg, v. 1, p. 269–271, 1959. ISSN 0029-599X. 10.1007/BF01386390.
- DIVAN, D.; JOHAL, H. A smarter grid for improving system reliability and asset utilization. In: *Power Electronics and Motion Control Conference, 2006. IPEMC 2006. CES/IEEE 5th International*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 1, p. 1–7.
- DOHLER, M. et al. *Routing Requirements for Urban Low-Power and Lossy Networks*. United States, 2009. Disponível em: <<http://tools.ietf.org/html/rfc5548>>.
- FANG, Q.; GAO, J.; GUIBAS, L. Locating and bypassing routing holes in sensor networks. In: *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. [S.l.: s.n.], 2004. v. 4, p. 2458–2468 vol.4. ISSN 0743-166X.
- FINN, G. G. *Routing and Addressing Problems in Large Metropolitan-Scale Internetworks*. [S.l.], mar. 1987.
- FONSECA, R. et al. Beacon vector routing: scalable point-to-point routing in wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 2nd conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation - Volume 2*. Berkeley, CA, USA: USENIX Association, 2005. (NSDI'05), p. 329–342.

- FORD, L. R.; FULKERSON, D. R. Book. *Flows in networks*. [S.l.]: Princeton University Press, Princeton, N.J., 1962. xii, 194 p. p.
- FRABOULET, A.; CHELIUS, G.; FLEURY, E. Worldsens: Development and prototyping tools for application specific wireless sensors networks. In: *Information Processing in Sensor Networks, 2007. IPSN 2007. 6th International Symposium on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 176 –185.
- FREY, H.; STOJMENOVIC, I. On delivery guarantees and worst-case forwarding bounds of elementary face routing components in ad hoc and sensor networks. *Computers, IEEE Transactions on*, v. 59, n. 9, p. 1224 –1238, 2010. ISSN 0018-9340.
- GIORDANO, S.; STOJMENOVIC, I.; BLAZEVIC, L. Position based routing algorithms for ad hoc networks: A taxonomy. In: *Ad Hoc Wireless Networking*. [S.l.]: Kluwer, 2001. p. 103–136.
- GNAWALI, O. et al. Collection tree protocol. In: *Proceedings of the 7th ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems*. New York, NY, USA: ACM, 2009. (SenSys '09), p. 1–14. ISBN 978-1-60558-519-2.
- HAAS, Z. J.; PEARLMAN, M. R. The performance of query control schemes for the zone routing protocol. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, IEEE Press, Piscataway, NJ, USA, v. 9, n. 4, p. 427–438, ago. 2001. ISSN 1063-6692.
- HAYKIN, S.; MOHER, M. *Sistemas Modernos de Comunicações Wireless*. [S.l.]: Bookman, 2008.
- HEINZELMAN, W.; CHANDRAKASAN, A.; BALAKRISHNAN, H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, v. 1, n. 4, p. 660 – 670, oct 2002. ISSN 1536-1276.
- HEINZELMAN, W. R.; CHANDRAKASAN, A.; BALAKRISHNAN, H. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In: *Proceedings of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences-Volume 8 - Volume 8*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2000. (HICSS '00), p. 8020–. ISBN 0-7695-0493-0.
- HOLLAND, M.; AURES, R.; HEINZELMAN, W. Experimental investigation of radio performance in wireless sensor networks. In: *Wireless Mesh Networks, 2006. WiMesh 2006. 2nd IEEE Workshop on*. [S.l.: s.n.], 2006. p. 140 –150.
- HONG, K.-S.; CHOI, L. Dag-based multipath routing for mobile sensor networks. In: *ICT Convergence (ICTC), 2011 International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 261 –266.
- HOU, T.-C.; LI, V. Transmission range control in multihop packet radio networks. *Communications, IEEE Transactions on*, v. 34, n. 1, p. 38 – 44, jan 1986. ISSN 0090-6778.
- HUANG, C.; CHENG, R.-H.; SHU, T.-C. Load distribution of sensors in multi-sink wireless sensor network. In: *Information Technology Convergence and Services (ITCS), 2010 2nd International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1 –6.

HWANG, H.; HUR, I.; CHOO, H. Goaf plus-abc: geographic routing based on adaptive boundary circle in manets. In: *ICOIN'09: Proceedings of the 23rd international conference on Information Networking*. Piscataway, NJ, USA: IEEE Press, 2009. p. 359–361. ISBN 978-1-4244-4526-4.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Std 802.15.4-2006 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2003), IEEE Standard for Information Technology - Telecommunications and Information Exchange Between Systems - Local and Metropolitan Area Networks - Specific Requirements Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)*. 2006. 1-305 p.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Std 802.15.4a-2007 (Amendment to IEEE Std 802.15.4-2006), IEEE Standard for Information Technology - Telecommunications and Information Exchange Between Systems - Local and Metropolitan Area Networks - Specific Requirement Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)*. 2007. 1-203 p.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Std 802.15.4c-2009 Amendment 2: Alternative Physical Layer Extension to support one or more of the Chinese 314-316 MHz, 430-434 MHz, and 779-787 MHz bands. Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)*. 2009. 1 -33 p.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Std 802.15.4d-2009 Amendment 3: Alternative Physical Layer Extension to support the Japanese 950 MHz bands. Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)*. 2009. 1 -39 p.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Std 802.15.4g-2011 Amendment: Physical Layer(PHY) Specifications for Low Data Rate Wireless Smart Metering Utility Networks. Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)*. 2011.

IEEE STANDARDS ASSOCIATION. *IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks: Overview and Architecture*. 2001. Disponível em: <<http://standards.ieee.org/getieee802/download/802-2001.pdf>>.

IMRAN, M.; SAID, A.; HASBULLAH, H. A survey of simulators, emulators and testbeds for wireless sensor networks. In: *Information Technology (ITSim), 2010 International Symposium in*. [S.l.: s.n.], 2010. v. 2, p. 897 –902. ISSN 2155-897.

IYENGAR, S. et al. Biologically inspired cooperative routing for wireless mobile sensor networks. *Systems Journal, IEEE*, v. 1, n. 1, p. 29 –37, sept. 2007. ISSN 1932-8184.

JAROMCZYK, J.; TOUSSAINT, G. Relative neighborhood graphs and their relatives. *Proceedings of the IEEE*, v. 80, n. 9, p. 1502 –1517, sep 1992. ISSN 0018-9219.

JAVAID, N. et al. Performance study of etx based wireless routing metrics. In: *Computer, Control and Communication, 2009. IC4 2009. 2nd International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 1 –7.

- JOHNSON, D. B.; MALTZ, D. A. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In: *Mobile Computing*. [S.l.]: Kluwer Academic Publishers, 1996. p. 153–181.
- KALOSHA, H. et al. Select-and-protest-based beaconless georouting with guaranteed delivery in wireless sensor networks. In: *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 346–350. ISSN 0743-166X.
- KARP, B.; KUNG, H. T. Gpsr: greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA: ACM, 2000. p. 243–254. ISBN 1-58113-197-6.
- KARP, B. N. *Geographic Routing for Wireless Networks*. Tese (Doutorado) — Harvard University, Cambridge, Massachusetts, 2000.
- KIM, T. O. et al. Performance analysis of ieee 802.15.4 non-beacon mode with the unslotted csma/ca. *Communications Letters, IEEE*, v. 12, n. 4, p. 238–240, april 2008. ISSN 1089-7798.
- KO, Y. I. et al. An efficient void resolution method for geographic routing in wireless sensor networks. *Journal of Systems and Software*, Elsevier Science Inc., New York, NY, USA, v. 82, n. 6, p. 963–973, 2009. ISSN 0164-1212.
- KRANAKIS, E.; SINGH, H.; URRUTIA, J. Compass routing on geometric networks. In: *Proc. 11 th Canadian Conference on Computational Geometry*. Vancouver: [s.n.], 1999. p. 51–54.
- KRISHNAN, R. Meters of tomorrow [in my view]. *Power and Energy Magazine, IEEE*, v. 6, n. 2, p. 96–94, march-april 2008. ISSN 1540-7977.
- KUHN, F. et al. Geometric ad-hoc routing: of theory and practice. In: *PODC '03: Proceedings of the twenty-second annual symposium on Principles of distributed computing*. New York, NY, USA: ACM, 2003. p. 63–72. ISBN 1-58113-708-7.
- KUHN, F.; WATTENHOFER, R.; ZOLLINGER, A. Worst-case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing. In: *MobiHoc '03: Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*. New York, NY, USA: ACM, 2003. p. 267–278. ISBN 1-58113-684-6.
- KULKARNI, R.; ANDRSTER, A. F.; VENAYAGAMOORTHY, G. Computational intelligence in wireless sensor networks: A survey. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 13, n. 1, p. 68–96, quarter 2011. ISSN 1553-877X.
- KURUVILA, J.; NAYAK, A.; STOJMENOVIC, I. Hop count optimal position based packet routing algorithms for ad hoc wireless networks with a realistic physical layer. In: *Mobile Ad-hoc and Sensor Systems, 2004 IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 398–405.
- LARSSON, P. Selection diversity forwarding in a multihop packet radio network with fading channel and capture. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, ACM, New York, NY, USA, v. 5, n. 4, p. 47–54, out. 2001. ISSN 1559-1662.

- LEE, S.-J.; BELDING-ROYER, E. M.; PERKINS, C. E. Scalability study of the ad hoc on-demand distance vector routing protocol. *Int. J. Netw. Manag.*, John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, USA, v. 13, n. 2, p. 97–114, mar. 2003. ISSN 1099-1190.
- LEMMON, C.; MUSUMECI, P. Boundary mapping and boundary-state routing (bsr) in ad hoc networks. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, v. 7, n. 1, p. 127–139, jan. 2008. ISSN 1536-1233.
- LEONG, B.; MITRA, S.; LISKOV, B. Path vector face routing: geographic routing with local face information. In: *Network Protocols, 2005. ICNP 2005. 13th IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2005. p. 12 pp.
- LEVIS, P. et al. Trickle: a self-regulating algorithm for code propagation and maintenance in wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 1st conference on Symposium on Networked Systems Design and Implementation - Volume 1*. Berkeley, CA, USA: USENIX Association, 2004. p. 15–28.
- LIN, C.-H. et al. Progressface: An algorithm to improve routing efficiency of gpsr-like routing protocols in wireless ad hoc networks. *Computers, IEEE Transactions on*, v. 59, n. 6, p. 822–834, june 2010. ISSN 0018-9340.
- MALNAR, M.; NESKOVIC, N. Comparison of etx and hop count metrics using glomosim simulator. In: *Telecommunication in Modern Satellite, Cable, and Broadcasting Services, 2009. TELSIKS '09. 9th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 85–88.
- MASCARENHAS, M. R. D.; SZTAJNBERG, A. Uma nova métrica para protocolos de roteamento em redes em malha sem fio. In: *XXVI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBrT'08*. Rio de Janeiro, RJ: [s.n.], 2008.
- MAUVE, M.; WIDMER, A.; HARTENSTEIN, H. A survey on position-based routing in mobile ad hoc networks. *Network, IEEE*, v. 15, n. 6, p. 30–39, nov/dec 2001. ISSN 0890-8044.
- MICROCHIP TECHNOLOGY INC. *Folha de dados do circuito integrado MRF24J40*. [S.l.], 2011. Disponível em: <<http://www.microchip.com/>>.
- MICROCHIP TECHNOLOGY INC. *Folha de dados do circuito integrado MRF24J40MA*. [S.l.], 2012. Disponível em: <<http://www.microchip.com/>>.
- MILUZZO, E. et al. Radio characterization of 802.15.4 and its impact on the design of mobile sensor networks. In: *Proceedings of the 5th European conference on Wireless sensor networks*. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2008. (EWSN'08), p. 171–188. ISBN 3-540-77689-3, 978-3-540-77689-5.
- MURTHY, S.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. J. An efficient routing protocol for wireless networks. *Mob. Netw. Appl.*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 1, p. 183–197, October 1996. ISSN 1383-469X.
- NADEEM, T.; AGRAWALA, A. Ieee 802.11 fragmentation-aware energy-efficient ad-hoc routing protocols. In: *Mobile Ad-hoc and Sensor Systems, 2004 IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 90–103.

- NAYAK, A.; STOJMENOVIĆ, I. *Wireless sensor and actuator networks: algorithms and protocols for scalable coordination and data communication*. [S.l.]: John Wiley & Sons, 2010. ISBN 9780470170823.
- NEWSOME, J.; SONG, D. Gem: Graph embedding for routing and data-centric storage in sensor networks without geographic information. In: *Proceedings of the 1st ACM International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys'03)*. [S.l.]: ACM Press, 2003. p. 76–88.
- OKDEM, S.; KARABOGA, D. Routing in wireless sensor networks using ant colony optimization. In: *Adaptive Hardware and Systems, 2006. AHS 2006. First NASA/ESA Conference on*. [S.l.: s.n.], 2006. p. 401–404.
- PANTONI, R.; BRANDÃO, D. A confirmation-based geocast routing algorithm for street lighting systems. *Computers & Electrical Engineering*, v. 37, n. 6, p. 1147–1159, 2011. ISSN 0045-7906.
- PARK, V.; CORSON, M. A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. In: *INFOCOM '97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*. [S.l.: s.n.], 1997. v. 3, p. 1405–1413 vol.3.
- PEARLMAN, M.; HAAS, Z. Determining the optimal configuration for the zone routing protocol. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, v. 17, n. 8, p. 1395–1414, aug 1999. ISSN 0733-8716.
- PERKINS, C.; BELDING-ROYER, E.; DAS, S. *Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*. United States, 2003. Disponível em: <<http://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt>>.
- 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*. [S.l.: s.n.], 1999. p. 90–100.
- PERKINS, C. E.; BHAGWAT, P. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (dsdv) for mobile computers. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, ACM, New York, NY, USA, v. 24, p. 234–244, October 1994. ISSN 0146-4833.
- PINA, M. de Fátima de; SANTOS, S. M. *Conceitos básicos de Sistemas de Informação Geográfica e Cartografia aplicados à saúde*. [S.l.]: Organização Pan-Americana da Saúde (OPAS), 2000.
- POTTIE, G. J.; KAISER, W. J. Wireless integrated network sensors. *Commun. ACM*, ACM, New York, NY, USA, v. 43, n. 5, p. 51–58, maio 2000. ISSN 0001-0782.
- PRIM, R. C. Shortest connection networks and some generalizations. *Bell System Technology Journal*, v. 36, p. 1389–1401, 1957.
- RAO, A. et al. Geographic routing without location information. In: *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA: ACM, 2003. (MobiCom '03), p. 96–108. ISBN 1-58113-753-2.

- RAPPAPORT, T. S. *Comunicações sem Fio: Princípios e práticas*. [S.l.]: Prentice-Hall, 2008.
- RODOPLU, V.; MENG, T. Minimum energy mobile wireless networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, v. 17, n. 8, p. 1333–1344, aug 1999. ISSN 0733-8716.
- ROHM, D. et al. Configuring beaconless ieee 802.15.4 networks under different traffic loads. In: *Advanced Information Networking and Applications, 2009. AINA '09. International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 921–928. ISSN 1550-445X.
- SARKAR, T. et al. A survey of various propagation models for mobile communication. *Antennas and Propagation Magazine, IEEE*, v. 45, n. 3, p. 51–82, june 2003. ISSN 1045-9243.
- SEADA, K.; HELMY, A.; GOVINDAN, R. On the effect of localization errors on geographic face routing in sensor networks. In: *Information Processing in Sensor Networks, 2004. IPSN 2004. Third International Symposium on*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 71–80.
- SHOKRANI, H.; JABBEHDARI, S. A survey of ant-based routing algorithms for mobile ad-hoc networks. In: *2009 International Conference on Signal Processing Systems*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 323–329.
- SILVA, R. et al. A new approach for multi-sink environments in wsns. In: *Integrated Network Management, 2009. IM '09. IFIP/IEEE International Symposium on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 109–112.
- SINGH, T. P.; SINGH, D. R.; VATS, J. Routing protocols in ad hoc networks: A review. *International Journal of Computer Applications*, v. 25, n. 4, p. 30–35, July 2011. Published by Foundation of Computer Science, New York, USA.
- SOHRABY, K.; MONOLY, D.; ZNATI, T. *Wireless Sensor Networks: Technology, Protocols and Applications*. [S.l.]: John Wiley and Sons, Inc, 2007.
- SRINIVASAN, K. et al. The β -factor: measuring wireless link burstiness. In: *Proceedings of the 6th ACM conference on Embedded network sensor systems*. New York, NY, USA: ACM, 2008. (SenSys '08), p. 29–42. ISBN 978-1-59593-990-6.
- SRINIVASAN, K.; LEVIS, P. Rssi is under appreciated. In: HARVARD UNIVERSITY. *In Proceedings of the Third Workshop on Embedded Networked Sensors (EmNets*. Cambridge, MA, 2006.
- STETSKO, A.; STEHLIK, M.; MATYAS, V. Calibrating and comparing simulators for wireless sensor networks. In: *Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2011 IEEE 8th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 733–738. ISSN 2155-6806.
- STOJMENOVIC, I. Position-based routing in ad hoc networks. *Communications Magazine, IEEE*, v. 40, n. 7, p. 128–134, jul 2002. ISSN 0163-6804.
- STOJMENOVIC, I.; LIN, X. Loop-free hybrid single-path/flooding routing algorithms with guaranteed delivery for wireless networks. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, v. 12, n. 10, p. 1023–1032, oct 2001. ISSN 1045-9219.

- STOJMENOVIC, I.; LIN, X. Power-aware localized routing in wireless networks. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, v. 12, n. 11, p. 1122–1133, nov 2001. ISSN 1045-9219.
- STOJMENOVIC, I. et al. Physical layer impact on the design and performance of routing and broadcasting protocols in ad hoc and sensor networks. *Comput. Commun.*, Butterworth-Heinemann, Newton, MA, USA, v. 28, p. 1138–1151, June 2005. ISSN 0140-3664.
- STOJMENOVIC, I.; RUSSELL, M.; VUKOJEVIC, B. Depth first search and location based localized routing and qos routing in wireless networks. In: *Parallel Processing, 2000. Proceedings. 2000 International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2000. p. 173–180.
- SUBRAMANIAN, S.; SHAKKOTTAI, S.; GUPTA, P. On optimal geographic routing in wireless networks with holes and non-uniform traffic. In: *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1019–1027. ISSN 0743-166X.
- TAKAGI, H.; KLEINROCK, L. Optimal transmission ranges for randomly distributed packet radio terminals. *Communications, IEEE Transactions on*, v. 32, n. 3, p. 246–257, mar 1984. ISSN 0090-6778.
- TANEJA*, S.; KUSH†, A. A survey of routing protocols in mobile ad hoc networks. *International Journal of Innovation, Management and Technology*, v. 1, p. 279–285, ago. 2010. ISSN 2010-0248.
- TAYLOR, C. L. *Geographic/UTM Coordinate Converter*. 1998. Acesso em: 23/04/2012. Disponível em: <<http://home.hiwaay.net/~taylorc/toolbox/geography/geoutm.html>>.
- THULASIRAMAN, K.; SWAMY, M. N. S. *Graphs: Theory and Algorithms*. [S.l.]: John Wiley & Sons, Inc., 1992. ISBN 9781118033104.
- TSAI, M.-J. et al. Virtual-coordinate-based delivery-guaranteed routing protocol in wireless sensor networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, v. 17, n. 4, p. 1228–1241, aug. 2009. ISSN 1063-6692.
- TSOUKALAS, L.; GAO, R. From smart grids to an energy internet: Assumptions, architectures and requirements. In: *Electric Utility Deregulation and Restructuring and Power Technologies, 2008. DRPT 2008. Third International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 94–98.
- WANG, D. et al. Rpl based routing for advanced metering infrastructure in smart grid. In: *Communications Workshops (ICC), 2010 IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–6.
- WANG, G.; ZHANG, L.; CAO, J. Logical location-based routing with hole-shadowing in large-scale manets. In: *Communications, 2006. ICC '06. IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 8, p. 3560–3565. ISSN 8164-9547.
- WANG, Y.-H. et al. A hole avoiding routing protocol with relative neighborhood graph for wireless sensor network. In: *Pervasive Computing (JCPC), 2009 Joint Conferences on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 239–246.

- WINTER, T. et al. *RPL: IPv6 Routing Protocol for Low power and Lossy Networks*. Internet Engineering Task Force (IETF) - draft-ietf-roll-rpl-19, 2011.
- WOO, S.-C. M.; SINGH, S. Scalable routing protocol for ad hoc networks. *Wirel. Netw.*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 7, n. 5, p. 513–529, set. 2001. ISSN 1022-0038.
- XIE, W. et al. A performance analysis of point-to-point routing along a directed acyclic graph in low power and lossy networks. In: *Network-Based Information Systems (NBIS), 2010 13th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 111–116. ISSN 2157-0418.
- XIE, W. et al. Routing loops in dag-based low power and lossy networks. In: *Advanced Information Networking and Applications (AINA), 2010 24th IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 888–895. ISSN 1550-445X.
- YANG, F.; AUGÉ-BLUM, I. Constructing virtual coordinate for routing in wireless sensor networks under unreliable links. In: *IWCMC '09: Proceedings of the 2009 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing*. New York, NY, USA: ACM, 2009. p. 815–819. ISBN 978-1-60558-569-7.
- YEH, C. Variable-radius routing protocols for high throughput, low power, and small latency in ad hoc wireless networks. In: *IEEE International Conference on WLANs and Home Networks*. [S.l.: s.n.], 2001.
- YU, F. et al. Anchor node based virtual modeling of holes in wireless sensor networks. In: *Communications, 2008. ICC '08. IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 3120–3124.
- YU, F. et al. Efficient hole detour scheme for geographic routing in wireless sensor networks. In: *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC Spring 2008. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 153–157. ISSN 1550-2252.
- YUN, J. et al. A channel switching scheme for avoiding interference of between ieee 802.15.4 and other networks. In: *Computer and Computational Sciences, 2008. IMSCCS '08. International Multisymposiums on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 136–139.
- ZAIDI, Z.; TAN, T.; CHENG, Y. Etx could result in lower throughput. In: *Computer Communications and Networks, 2009. ICCCN 2009. Proceedings of 18th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 1–6. ISSN 1095-2055.
- ZENNARO, M.; HERVÉ, N.; BAGULA, A. Experimental evaluation of temporal and energy characteristics of an outdoor sensor network. In: *Proceedings of the International Conference on Mobile Technology, Applications, and Systems*. New York, NY, USA: ACM, 2008. (Mobility '08), p. 99:1–99:5. ISBN 978-1-60558-089-0.
- ZHANG, H.; SHEN, H. Energy-efficient beaconless geographic routing in wireless sensor networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, IEEE Computer Society, Los Alamitos, CA, USA, v. 21, p. 881–896, 2010. ISSN 1045-9219.
- ZHANG, J.-H.; PENG, H.; SHAO, F.-J. Energy consumption analysis of manet routing protocols based on mobility models. In: *Fuzzy Systems and Knowledge Discovery (FSKD), 2011 Eighth International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. v. 4, p. 2275–2280.

ZHAO, F.; GUIBAS, L. *Wireless Sensor Networks: An Information Processing Approach (The Morgan Kaufmann Series in Networking)*. [S.l.]: Morgan Kaufmann, 2004. Hardcover. ISBN 1558609148.

ZHOU, G. et al. Impact of radio irregularity on wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 2nd international conference on Mobile systems, applications, and services*. New York, NY, USA: ACM, 2004. (MobiSys '04), p. 125–138. ISBN 1-58113-793-1.

ZIGBEE ALLIANCE. *ZigBee Specifications v.1.0 draft ratified*. 2004. Disponível em: <<http://www.zigbee.org>>.

ZIGBEE ALLIANCE. *ZigBee Specifications*. 2006. Disponível em: <<http://www.zigbee.org>>.

ZOU, L.; LU, M.; XIONG, Z. Pager-m: A novel location-based routing protocol for mobile sensor networks. In: *Proceedings of Broadwise, 2004*. San Jose, CA: [s.n.], 2004.