Rodrigo Palucci Pantoni

**ESTRATÉGIAS DE ROTEAMENTO E DE CONTROLE DE
ACESSO AO MEIO PARA REDES DE SENSORES SEM FIO
DESTINADAS A REDES URBANAS**

Tese apresentada à Escola de Engenharia de São Carlos, da Universidade de São Paulo, como parte dos requisitos para a obtenção do Título de Doutor em Ciências do Programa de Engenharia Elétrica¹.

Área de Concentração: Sistemas Dinâmicos

Orientador: Prof. Dr. Dennis Brandão

São Carlos

2011

¹ Trata-se da versão corrigida da tese. A versão original se encontra disponível na EESC/USP que aloja o Programa de Pós-Graduação de Engenharia Elétrica.

Autorizo a reprodução e divulgação total ou parcial deste trabalho, por qualquer meio convencional ou eletrônico, para fins de estudo e pesquisa, desde que citada a fonte.

Ficha catalográfica preparada pela Seção de Tratamento
da Informação do Serviço de Biblioteca – EESC/USP

P198e Pantoni, Rodrigo Palucci.
Estratégias de roteamento e de controle de acesso ao meio para redes de sensores sem fio destinadas a redes urbanas. / Rodrigo Palucci Pantoni ; orientador Dennis Brandão. São Carlos, 2011.

Tese (Doutorado – Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e Área de Concentração em Sistemas Dinâmicos)-- Escola de Engenharia de São Carlos da Universidade de São Paulo, 2011.

1. Redes urbanas. 2. Sistema de iluminação pública. 3. Rede de sensores sem fio. 4. IEEE 802.15.4. 5. Protocolo de controle de acesso ao meio. I. Título.

FOLHA DE JULGAMENTO

Candidato: Bacharel **RODRIGO PALUCCI PANTONI**

Título da tese: "Estratégias de roteamento e de controle de acesso ao meio para redes de sensores sem fio destinadas a redes urbanas".

Data da defesa: 31/01/2012

Comissão Julgadora:

Prof. Dr. **Dennis Brandão (Orientador)**
(Escola de Engenharia de São Carlos/EESC)

Prof. Titular **Ruy Alberto Corrêa Altafim**
(Escola de Engenharia de São Carlos/EESC)

Dr. **Danilo Hernane Spatti**
(Escola de Engenharia de São Carlos/EESC)

Prof. Associado **Carlos Eduardo Cugnasca**
(Escola Politécnica/USP)

Prof. Dr. **Luiz Affonso Henderson Guedes de Oliveira**
(Universidade Federal do Rio Grande do Norte)

Resultado:

Aprovado

Aprovado

Aprovado

APROVADO

Aprovado

Coordenador do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica:
Prof. Titular **Denis Vinicius Coury**

Presidente da Comissão de Pós-Graduação:
Prof. Associado **Paulo Cesar Lima Segantine**

AGRADECIMENTOS

Agradeço primeiramente ao Prof. Dr. Dennis Brandão pela orientação, dedicação e amizade. Não fosse sua ajuda e orientação, este trabalho não se realizaria;

À Smar Equipamentos Industriais e ao Instituto Federal de São Paulo pelo incentivo à pós-graduação. Se não fosse esse incentivo, este trabalho não se realizaria;

Aos membros do projeto de redes urbanas;

À Universidade de São Paulo por colocar à disposição sua estrutura;

Aos colegas e funcionários do SEL e da pós-graduação pelo auxílio;

À Giovana pelo apoio nos momentos de dificuldade;

Ao amigo Eduardo Mossin pelo companheirismo nas etapas da pós-graduação;

A todos os amigos que sempre estiveram presentes;

Sinceramente, aos meus pais e aos meus irmãos, por tudo,
e a Deus, pela vida e por esta oportunidade.

RESUMO

PANTONI, R. P. (2011). **Estratégias de roteamento e de controle de acesso ao meio para redes de sensores sem fio destinadas a redes urbanas**. Tese (Doutorado) – Escola de Engenharia de São Carlos, Universidade de São Paulo, São Carlos, 2011.

Este trabalho propõe estratégias de roteamento e de controle de acesso ao meio destinadas as redes urbanas, motivadas pelo monitoramento e controle de variáveis elétricas relacionadas à iluminação pública. Tais estratégias foram desenvolvidas segundo requisitos da aplicação, trabalhos encontrados na literatura, limitações do protocolo IEEE 802.15.4 e as especificações RFC 5548 e IEEE 802.15.4e (*draft*). As estratégias desenvolvidas foram incorporadas a protocolos encontrados na literatura, as quais geraram protocolos aperfeiçoados para redes urbanas, dentre eles GGPSR e gradiente em função da maior distância, utilizados para o tráfego divergente e convergente, respectivamente. O protocolo GGPSR é composto pelo algoritmo geográfico GPSR, *geocast* e retransmissões para os vizinhos seguindo o critério do GGPSR em caso de falha. O protocolo baseado na maior distância é composto pelo algoritmo do gradiente, o qual utiliza a maior distância no caso de receptores com pesos de gradiente iguais e retransmissões seguindo o mesmo critério. Foi utilizado um modelo de propagação realista, no qual foi aplicada a estratégia de mapeamento de vizinhos dos nós de acordo com a distância aproximada fornecida pelo atributo do pacote RSSI. Além disso, para ambos os tipos de tráfego, foi aplicado o mecanismo de controle de acesso ao meio RIT com o objetivo de minimizar o consumo energético. A avaliação dos protocolos gerados a partir dessas estratégias foi feita em simulação utilizando a ferramenta NS-2 integrada em cenários de grande escala fornecidos pela concessionária de iluminação pública Elektro, segundo os critérios de energia remanescente da rede, média de atraso fim a fim e taxa de entrega fim a fim. Os resultados obtidos mostram que os protocolos gerados superam protocolos propostos na literatura; além disso, a estratégia baseada na distância obtida pelo atributo RSSI viabiliza a aplicação do protocolo GGPSR. Em relação à aplicação do RIT com a estratégia de parâmetros em função do gradiente, esta se mostrou mais eficiente em comparação com os parâmetros de RIT iguais para todos os nós.

Palavras-chave: Redes urbanas. Sistema de iluminação pública. Rede de sensores sem fio. IEEE 802.15.4. Protocolo de roteamento. Protocolo de controle de acesso ao meio.

ABSTRACT

PANTONI, R. P. (2011). **Routing and medium access control strategies for Wireless Sensor Networks in urban networks**. Ph.D. Thesis – Escola de Engenharia de São Carlos, Universidade de São Paulo, São Carlos, 2011.

This work proposes routing and medium access control strategies for urban networks, particularly related to monitoring and control of electric variables in the street lighting system. Such strategies were developed according to application requirements, studies in the literature, limitations of the IEEE 802.15.4 protocol, and RFC 5548 and IEEE 802.15.4e (draft) specifications. Strategies were incorporated into protocols found in the literature, which generated specific improved protocols for urban networks, including GGPSR and Gradient based on the farthest neighbor, applied to divergent and convergent traffic, respectively. The GGPSR protocol is composed by the GPSR algorithm, geocast and retransmissions to neighbors according to the GGPSR criterion when a failure occurs. The protocol based on the longest distance comprises the gradient algorithm, which considers the longest distance when receivers have equal gradient weights and retransmissions follow the same criterion. A realistic propagation model was used, implementing the strategy to map neighboring nodes according to the approximate distance provided by the RSSI packet attribute. Moreover, for both traffic types, the RIT medium access control mechanism was used in order to minimize energy consumption. Protocols generated by these strategies were evaluated through simulation in NS-2 tool applied to large scale scenarios provided by public street lighting concessionaire Elektro, according to the criteria of remaining energy network, end-to-end average delay and end-to-end delivery rate. Results show that the generated protocols outperform protocols proposed in the literature; in addition, the strategy based on the distance obtained by the RSSI attribute enables the use of the GGPSR protocol. Regarding the use of RIT considering the parameters as a function of the gradient, this strategy is more efficient compared to using the same RIT parameters for all nodes.

Keywords: Urban networks. Street lighting system. Wireless sensor network. IEEE 802.15.4. Routing protocol. Medium access control protocol.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1 – Poluição luminosa	30
Figura 2 - Tela da ferramenta de controle e monitoramento	39
Figura 3 – Arquitetura simplificada de uma típica RSSF	42
Figura 4 – Tráfego convergente e divergente.....	43
Figura 5 - Meios de comunicação de rede em sistemas de medição e de iluminação pública	47
Figura 6 - Canais do padrão IEEE 802.15.4.....	51
Figura 7 - Topologias de rede IEEE 802.15.4	54
Figura 8 - Transmissão do ACK – <i>beacon</i> desabilitado	55
Figura 9 - Estrutura do <i>superframe</i> utilizado pelo padrão IEEE 802.15.4	56
Figura 10 - Algoritmo <i>slotted</i> CSMA/CA- IEEE 802.15.4.....	59
Figura 11 - Diferentes estratégias de serviços – <i>slotted</i> CSMA/CA	60
Figura 12 - Transferência de dados para o coordenador	62
Figura 13 - Transferência de dados do coordenador	63
Figura 14 - Mecanismo de formação da rede definido pelo IEEE 802.15.4	64
Figura 15 - Comunicação entre as camadas do IEEE 802.15.4.....	66
Figura 16 - Exemplo de algoritmo guloso	69
Figura 17 - Falha no algoritmo guloso.....	71
Figura 18 – LBM <i>Box</i>	75
Figura 19 – LBM <i>Flooding</i>	76
Figura 20 – Mapeamento dos pesos do protocolo de roteamento	81
Figura 21 – Redes com múltiplos <i>sinks</i>	84
Figura 22 – Critérios de classificação dos algoritmos de roteamento	87
Figura 23 – Topologia com uma estação central controladora.....	88
Figura 24 – Escalonamento sincronizado por uma estação controladora	89
Figura 25 – Operações básicas do RIT	91
Figura 26 – Operações do RIT quando é requisitada uma programação de escuta	91
Figura 27 – Diagrama de sequência para inicialização do modo RIT	92
Figura 28 – Diagrama de sequência para transmissão de mensagens do modo RIT	93
Figura 29 – Adaptação de múltiplos canais sob demanda	94

Figura 30 - Retângulo como região de destino	100
Figura 31 - Círculo como região de destino	100
Figura 32 - Mecanismo de mensagem de confirmação	102
Figura 33 - Mecanismo de retransmissão no modo guloso	103
Figura 34 - Mecanismo de retransmissão no modo perímetro	104
Figura 35 – Alteração no sentido utilizando as regras da mão direita e mão esquerda	105
Figura 36 – Fluxograma do protocolo GGPSR	106
Figura 37 – Fluxograma de retransmissões simultâneas	110
Figura 38 – Fluxograma do protocolo de critério da maior distância com confirmação.....	112
Figura 39 – Fluxograma do protocolo de critério aleatório com confirmação	114
Figura 40 – Fluxograma do protocolo de critério aleatório II com confirmação.....	115
Figura 41 – Soluções de escolha de vizinhos no caso de falhas com RIT	116
Figura 42 – Atraso fim a fim versus período do ciclo de comunicação RIT (<i>macRITPeriod</i>).....	117
Figura 43 – Mapa digital de 1020 nós e quantidade de nós por peso de gradiente	119
Figura 44 - Interação entre camadas no NS-2.....	125
Figura 45 – Diagrama de classes UML referente aos protocolos de tráfego convergente e divergente.....	128
Figura 46 – Diagrama de classes UML referente ao protocolo de acesso ao meio RIT baseado no IEEE 802.15.4.....	129
Figura 47 – Diagrama de estados do rádio.....	130
Figura 48 – Taxa de entrega fim a fim nos diferentes modelos de propagação	134
Figura 49 – Diagrama de estados do modelo de erro Gilbert-Elliot	135
Figura 50 – Gráfico de descarga constante de corrente a 21°C de uma pilha <i>duracell</i>	139
Figura 51 - Cenário do experimento para o tráfego divergente	141
Figura 52 - Comparação da energia total da rede para o tráfego divergente	142
Figura 53 - Taxa de entrega fim a fim para o tráfego divergente.....	143

Figura 54 - Média de atraso fim a fim para o tráfego divergente	144
Figura 55 - Cenário para avaliação do experimento do tráfego convergente com transmissões não simultâneas	146
Figura 56 - Gráficos de comparação dos critérios de escolha aleatória, de maior e menor distância com fluxos não simultâneos	147
Figura 57 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente não simultâneo	148
Figura 58 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente não simultâneo	149
Figura 59 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego convergente não simultâneo	149
Figura 60 – Cenário para avaliação do tráfego convergente com transmissões simultâneas.....	151
Figura 61 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente simultâneo	152
Figura 62 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente simultâneo	153
Figura 63 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego convergente simultâneo	153
Figura 64 – Energia remanescente da rede sem transmissões de pacotes de dados.....	156
Figura 65 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente não simultâneo com RIT	158
Figura 66 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente não simultâneo com RIT	158
Figura 67 – Taxa de entrega para o tráfego convergente não simultâneo com RIT	159
Figura 68 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente simultâneo com RIT	160
Figura 69 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente simultâneo com RIT	160
Figura 70 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego convergente simultâneo com RIT	161

Figura 71 – Energia remanescente da rede para o tráfego divergente com RIT	162
Figura 72 – Média de atraso fim a fim para o tráfego divergente com RIT	163
Figura 73 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego divergente com RIT....	163

LISTA DE TABELAS

Tabela 1 - Parâmetros da camada física – IEEE 802.15.4	50
Tabela 2 - Funcionalidade dos dispositivos FFD e RFD	53
Tabela 3 - Campos do cabeçalho do pacote “olá” do GGPSR	107
Tabela 4 - Campos do cabeçalho de pacote “dados” do GGPSR	108
Tabela 5 - Campos do cabeçalho do pacote “confirmação” do GGPSR.....	108
Tabela 6 - Campos do cabeçalho do pacote “setup” do protocolo baseado no gradiente.....	111
Tabela 7 - Campos do cabeçalho de pacote “dados” do protocolo baseado no gradiente.....	111
Tabela 8 - Campos do cabeçalho do pacote “confirmação” do protocolo baseado no gradiente	111
Tabela 9 - Configuração das simulações para o tráfego convergente com RIT.....	120
Tabela 10 - Valores típicos do expoente de <i>path loss</i> β	132
Tabela 11 - Valores típicos de σ_{db} (dB).....	133
Tabela 12 - Configurações para os modelos de propagação	133
Tabela 13 - Quantidade de vizinhos do mapa digital	137
Tabela 14 - Dados do documento MC1321x (2008) sobre consumo do dispositivo	138
Tabela 15 - Configuração referente à energia para todos os experimentos ...	139
Tabela 16 - Configuração do experimento para o tráfego divergente	140
Tabela 17 - Comparação do tamanho do cabeçalho dos pacotes referente aos protocolos do tráfego divergente.....	143
Tabela 18 - Configuração do experimento do tráfego convergente com transmissões não simultâneas.....	145
Tabela 19 - Configuração do experimento do tráfego convergente com transmissões simultâneas.....	150
Tabela 20 - Comparação do tamanho do cabeçalho dos pacotes referente aos protocolos do tráfego convergente.....	154
Tabela 21 - Tempo de vida da bateria de um nó sem transmissão de dados.	155

LISTA DE SIGLAS

6LoWPAN	<i>IPv6 over Low power Wireless Personal Area Networks</i> (Protocolo de Internet versão 6 para WPAN)
ACK	<i>Acknowledgement</i> (Mensagem de Reconhecimento)
ANEEL	Agência Nacional de Energia Elétrica
AMR	<i>Automatic Meter Reading</i> (Leitura de Medição Automática)
AODV	<i>Ad-Hoc On Demand Distance Vector</i>
BE	<i>Backoff Exponent</i> (Expoente de <i>Backoff</i>)
BI	<i>Beacon Interval</i> (Intervalo de <i>Beacon</i>)
BPSK	<i>Binary Phase Shift Keying</i>
BO	<i>Mac Beacon Order</i> (Ordem de <i>Mac Beacon</i>)
BP	<i>Backoff Period</i> (Período de <i>Backoff</i>)
CAP	<i>Contention Access Period</i> (Período de Contenção de Acesso)
CCA	<i>Clear Channel Assessment</i>
CFP	<i>Contention Free Period</i> (Período Livre de Contenção)
CFR	<i>Concurrent Face Routing</i> (Roteamento de Superfície Concorrente)
CLS	<i>Coordinated Sampled Listening</i>
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance</i> (Acesso Múltiplo com Verificação de Portadora com Prevenção de Colisão)
CTS	<i>Clear-To-Send</i>
CW	<i>Contention Window</i> (Janela de Contenção)
CWPAN	<i>Chinese WPAN standard</i> (Padrão Chinês de WPAN)
DFS	<i>Depth-First Search</i> (Busca em Profundidade)
DOE	Departamento de Energia
DREAM	<i>Distance Routing Effect Algorithm for Mobility</i>

DSDV	<i>Dynamic Destination Sequenced Distance-Vector</i>
DSME	<i>Distributed Synchronous Multi-Channel Extension</i> (Extensão Multi-Canal Síncrona e Distribuída)
DSR	<i>Dynamic Source Routing</i> (Roteamento de Origem Dinâmica)
ED	<i>Energy Detection</i> (Detecção de Energia)
FFD	<i>Full Function Device</i> (Dispositivo de Função Completa)
GAMER	<i>Geocast Adaptive Mesh Environment for Routing</i>
GFG	<i>Greedy-Face-Greedy</i>
GFG	<i>Geographic Forwarding Geocast</i>
GFPG	<i>Geographic Forwarding Perimeter Geocast</i>
GG	Grafo de Gabriel
GGPSR	<i>Geocast Greedy Perimeter Stateless Routing</i>
GPRS	<i>General Packet Radio Service</i>
GPS	Sistema de Posicionamento Global
GPSR	<i>Greedy Perimeter Stateless Routing Protocol</i>
GPVFR	<i>Greedy Path Vector Face Routing</i>
GOAFR+	<i>Greedy Other Adaptive Face Routing plus</i>
GSM	<i>Global System for Mobile communications</i>
GTS	<i>Guaranteed Time Slot</i>
HHR	<i>Hop-By-Hop Reliability</i>
HHRA	<i>Hop-By-Hop Reliability with Acknowledgment</i>
HHB	<i>Hop-by-Hop Broadcast</i>
HHBA	<i>Hop-by-Hop Broadcast with Acknowledgment</i>
HSPA	<i>High Speed Packet Access</i>
ID	Identificador

IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i> (Instituto de Engenheiros Eletricistas e Eletrônicos)
IETF	<i>Internet Engineering Task Force</i>
IFS	<i>Interframe Spacing</i> (Espaço entre Quadros)
IP	<i>Internet Protocol</i> (Protocolo de Internet)
IPv6	Protocolo de Internet versão 6
ISM	<i>Industrial Medical Scientific</i>
ISO	<i>International Organization for Standardization</i>
LBM	<i>Location Based Multicast</i>
LED	<i>Light-Emitting Diode</i> (Diodo Emissor de Luz)
LIFS	<i>Long Inter Frame Spacing</i> (Espaço Longo entre Quadros)
LLC	<i>Link Logic Control</i> (Controle de Lógica de Enlace)
LQI	<i>Link Quality Indication</i> (Indicação da Qualidade de Enlace)
LTE	<i>Long Term Evolution</i>
MAC	<i>Media Access Control</i> (Controle de Acesso ao Meio)
MCPS	<i>MAC Cammom Part Sub Layer</i>
MLME	<i>MAC Sub Layer Managment Entety</i>
NB	<i>Number of Backoff</i> (Número de Backoff)
NIST	<i>National Institute of Standards</i> (Instituto Nacional de Padrões)
NS-2	<i>Network Simulator-2</i>
OLSR	<i>Optimized Link State Routing</i>
OSI	<i>Open System Interconnection</i> (Sistema para Interconexão Aberto)
O-QPSK	<i>Offset Quadrature Phase-Shift Keying</i>
PAN	<i>Personal Area Network</i> (Rede Pessoal ou Curta Distância)
PD	<i>Physical Data</i> (Dados Físicos)

PIB	<i>Physical PAN Information Base</i>
PLC	<i>Power Line Communication</i>
PLME	<i>Physical Layer Management Entity</i>
PHR	<i>PHY Header</i> (Cabeçalho de Camada Física)
PHY	Camada Física
RI	Rede Inteligente (<i>Smart Grid</i>)
RIT	<i>Receiver Initiated Transmission</i> (Transmissão Iniciada pelo Receptor)
RF	Rádiofrequência
RFD	<i>Reduced Function Device</i> (Dispositivo de Função Reduzida)
RGN	<i>Relative Neighborhood Graph</i> (Grafo da Vizinhança Relativa)
ROLL	<i>Routing Over Low power and Lossy networks</i> (Roteamento em Redes com Perdas de Comunicação Intermitentes e de Nós de Baixo Consumo)
RSSF	Redes de Sensores Sem Fio
RSSI	<i>Received Signal Strength Indicator</i> (Indicador da Força de Sinal Recebida)
RTS	<i>Request-To-Send</i> (Requisita-Para-Enviar)
SAP	<i>Service Access Points</i> (Serviço de Pontos de Acesso)
SD	<i>Superframe Duration</i> (Duração de <i>Superframe</i>)
SGF	<i>Symmetric Geographic Forwarding</i> (Encaminhamento Geográfico Simétrico)
SIFS	<i>Short Inter Frame Spacing</i> (Espaço Curto entre Quadros)
SHR	<i>Synchronization Header</i>
SIP	Sistema de Iluminação Pública
SMAC	<i>Simple MAC</i>

SMS	<i>Short Message Service</i> (Serviço de Mensagens Curtas)
SO	<i>Mac Superframe Order</i>
SOAP	<i>Simple Object Protocol</i>
SSCS	<i>Service Specific Convergence Sublayer</i>
TCP	<i>Transmission Control Protocol</i> (Protocolo de Controle de Transmissão)
TORA	<i>Temporally Ordered Routing Algorithm</i>
TS	<i>Time Slot</i> (Tempo de Slot)
TSCH	<i>Time Slotted Channel Hopping</i>
UDP	<i>User Datagram Protocol</i> (Protocolo de Datagrama do Usuário)
UML	<i>Unified Modeling Language</i> (Linguagem de Modelagem Unificada)
USTDA	<i>U.S.Trade and Development Agency</i>
VSFG	<i>Virtual Surrounding Face Geocasting</i>
WPAN	<i>Wireless Personal Area Network</i> (Rede Pessoal ou de Curta Distância Sem Fio)

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	27
1.1	Motivação	28
1.2	Aspectos específicos da aplicação	28
1.3	Roteamento e MAC para redes urbanas	30
1.4	Objetivo	31
1.5	Contribuições e originalidade desta tese.....	32
1.6	Organização deste trabalho.....	33
2	REDES URBANAS E ILUMINAÇÃO PÚBLICA.....	35
2.1	Fatores relevantes em redes urbanas e iluminação pública	35
2.2	Requisitos do sistema	38
2.3	Tráfegos típicos das redes urbanas	41
2.4	Sistemas de comunicação em sistemas de medição e iluminação pública	43
3	REDE DE SENSORES SEM FIO	49
3.1	IEEE 802.15.4.....	49
3.1.1	Camada física.....	49
3.1.2	Camada de enlace.....	52
3.1.2.1	Dispositivos da rede.....	52
3.1.2.2	Topologia de rede	53
3.1.2.3	Mecanismo controle de acesso ao meio.....	54
3.1.2.4	Sentido de comunicação	61
3.1.2.5	Serviços da camada de enlace.....	64
3.2	Roteamento em redes de sensores sem fio.....	66
3.2.1	Roteamento para tráfego divergente	68
3.2.2	Roteamento para tráfego convergente.....	79
3.3	Mecanismos propostos na IEEE 802.15.4e	87

3.4 Transmissão iniciada pelo receptor (RIT).....	90
3.5 Acesso a múltiplos canais	94
4 ESTRATÉGIAS PROPOSTAS	97
4.1 Tipos de mensagens da aplicação	97
4.2 Estratégias de roteamento propostas.....	99
4.2.1 Tráfego divergente	99
4.2.2 Tráfego convergente.....	108
4.3 Estratégias de RIT propostas	116
5 ASPECTOS DE IMPLEMENTAÇÃO E SIMULAÇÃO	123
5.1 Simulador NS-2	123
5.1.1 Dificuldades de implementação	126
5.2 <i>Design</i> dos protocolos de roteamento	127
5.2.1 Protocolos de tráfego divergente e convergente.....	127
5.3 <i>Design</i> do protocolo de controle de acesso ao meio RIT.....	128
5.4 Modelo de Energia.....	130
5.5 Modelos de Propagação	131
5.6 Modelo de Erro	134
6 RESULTADOS	137
6.1 Cenários dos experimentos e parâmetros de configuração	137
6.2 Tráfego divergente.....	140
6.2.1 Conclusão.....	144
6.3 Tráfego convergente	144
6.3.1 Avaliação de critérios de repasse de pacotes.....	145
6.3.2 Comparação com transmissões não simultâneas.....	147
6.3.3 Comparação com transmissões simultâneas.....	150
6.3.4 Conclusão.....	154
6.4 RIT aplicado ao tráfego convergente e divergente	154

6.4.1 Tráfego convergente	157
6.4.1.1 Transmissões não simultâneas	157
6.4.1.2 Transmissões simultâneas	159
6.4.2 Tráfego divergente	161
6.4.3 Conclusão	164
7 CONCLUSÕES	167
7.1 Publicações	168
7.2 Trabalhos complementares	169
7.3 Trabalhos futuros	170
REFERÊNCIAS.....	171

1 Introdução

Redes de sensores sem fio (RSSF) são formadas por dispositivos (nós) compactos de dimensões reduzidas, elementos autônomos dotados de circuitos eletrônicos para prover sensoriamento, processamento e comunicação via rádiofrequência (RF).

Uma rede urbana, segundo o documento RFC 5548 (2009) - *Routing Requirements for Urban Low-Power and Lossy Networks*, é definida por nós sensores e atuadores posicionados em ambientes urbanos externos com o objetivo de melhorar a condição de vida da população assim como para fiscalizar o cumprimento de leis ambientais. A operação esperada dos nós é a medição e o relatório de uma ampla gama de dados (por exemplo, dados extraídos de aplicações que executam *smart metering*², que monitoram condições meteorológicas, poluição, entre outros). A maioria dos nós se comunica através de tecnologias de rede sem fio, tais como IEEE 802.15.4, IEEE 802.11 ou IEEE 802.15.1 (*Bluetooth*), as quais fornecem um alcance de rádio limitado, porém são capazes de formar redes em larga escala com a utilização de protocolos de roteamento adequados. O projeto desses protocolos deverá ser principalmente influenciado pelos limitados recursos dos nós (tais como memória, capacidade de processamento, bateria, entre outros) e particularidades dos ambientes de aplicação urbanos. Assim, para a solução de roteamento em redes com perdas de comunicação intermitentes e de nós de baixo consumo (*Routing Over Low-Power and Lossy networks-ROLL*), tais redes precisam operar com protocolos escaláveis, eficientes em termos de consumo e autônomos.

Segundo Gungor et al. (2010), RSSF de baixo alcance estão sendo vastamente reconhecidas como tecnologias promissoras em razão dos resultados obtidos para *smart metering*, especialmente o padrão IEEE 802.15.4, normatizado pelo IEEE (*Institute of Electrical and Electronics Engineers*) em 2006 (IEEE 802.15.4), por sua robustez, custo financeiro, baixo consumo energético e simplicidade.

² *Smart metering*: termo que designa a medição, o registro do consumo e sua transmissão periódica através de uma rede de comunicação para a empresa fornecedora do serviço para fins de cobrança. Os sistemas são conhecidos como *Automatic Meter Reading* (AMR) (KHALIFA et. al, 2011) ou *Smart Metering System*.

Adicionalmente, existem duas forças de trabalho que preveem a extensão do protocolo IEEE 802.15.4 a fim de se adequar as exigências das *smart grids*. Uma delas (IEEE 802.15 WPAN TASK GROUP 4G, 2011) está preparando o protocolo para suportar redes grandes, geograficamente diversificadas, com mínima infraestrutura e com milhões de nós; outra (IEEE 802.15 WPAN TASK GROUP 4E, 2011) está incluindo características extraídas do CWPAN (*Chinese WPAN standard* - Rede Pessoal ou de Curta Distância Sem Fio Chinesa), que especificam métodos de economia de energia para rede com tolerância a alta latência.

1.1 Motivação

Este trabalho foi motivado pelo desenvolvimento de estratégias de roteamento e de controle de acesso ao meio adequadas para redes urbanas.

Para obter condições fiéis de operação dos protocolos, foi escolhida uma aplicação de redes urbanas, que é utilizada para monitoramento e controle de variáveis elétricas no cenário de iluminação pública. Apesar de existir um domínio específico dessa aplicação, nesta tese são tomados como base os requisitos referentes ao protocolo de rede, não englobando aspectos fora desse contexto.

Tal aplicação é composta por uma rede urbana, na qual sensores (nós) são acoplados aos postes ou pontos de luz a fim de comandar a iluminação dos pontos, além de capturarem informações importantes de diagnóstico, operação e falhas.

Espera-se que esse tipo de aplicação traga mais qualidade no serviço de iluminação pública e racionalize o consumo energético através dos sensores inteligentes e telas de supervisão. Na próxima seção são detalhados os aspectos específicos que envolvem a qualidade do serviço de iluminação pública e o atual estágio de sua estrutura no Brasil.

1.2 Aspectos específicos da aplicação

A aplicação em iluminação pública envolve alguns aspectos específicos que merecem ser salientados.

Os aspectos econômico e de sustentabilidade são preocupações relevantes para um sistema de iluminação pública. O atual sistema de iluminação pública no Brasil precisa ser modernizado, devendo contar com fontes de energia sustentáveis e racionalização de energia.

Adicionalmente, com a automatização do sistema de iluminação, pode-se disponibilizar a população um melhor atendimento para resolução de problemas. Segundo a Elektro³ (2011), a concessionária responsável pela iluminação pública não possui meios de obter a informação de problemas, como, por exemplo, de um ponto de luz que está fora de operação (seja por problema na lâmpada ou no dispositivo). Atualmente, a falha na iluminação pública é reportada para a concessionária normalmente por algum indivíduo da população via uma reclamação por telefone ou por página do site da concessionária, como indicado no site da Cemig (ATENDIMENTO CEMIG, 2011). Outra maneira é através de rondas para verificação da estrutura, que são feitas sem uma logística definida. Em razão disso, é muito interessante que o sistema a ser desenvolvido seja capaz de reportar o estado dos dispositivos instalados nas vias públicas, além de prover alarmes de emergência.

Esta tese se alinha com um trabalho que se iniciou em 2009 nos EUA: um amplo programa em que as empresas de distribuição de energia elétrica, fabricantes de equipamentos, empresas de telecomunicações e grandes empresas de tecnologia de informação se uniram ao Departamento de Energia (DOE) e ao *National Institute of Standards* (NIST), órgão de padronização americano, para definirem padrões para rede inteligente (RI - chamada nos EUA de *smart grid*⁴) de forma a garantir interoperabilidade de protocolos e equipamentos em diversas áreas, como telecomunicações, tecnologia de informação e energia. Tal trabalho gerou um documento (NIST, 2009), o qual abrange uma pesquisa de mais de 80 padrões, entre eles alguns diretamente ligados a este projeto: transmissão de mensagens através de redes sem fio, utilização de redes baseadas em IP (Protocolo de Internet), ZigBee (ZIGBEE, 2007), utilização da especificação padrão de sinal de GPS (Sistema de Posicionamento Global) (GPS NAVSTAR, 1995) e W3C *Simple Object Protocol* (SOAP – Padrão de *Web Services*).

Espelhado no trabalho desenvolvido nos EUA, o governo brasileiro através da Agência Nacional de Energia Elétrica (ANEEL), tornou público em junho de 2010 uma chamada para o projeto estratégico “Programa Brasileiro de Rede Elétrica Inteligente” (ANEEL, 2010a). O foco é a apresentação de propostas de projetos, a fim de somar esforços para que coordenem e integrem a geração do novo conhecimento tecnológico de grande relevância para o setor elétrico brasileiro. Mais especificamente, em concordância com o

³ Informação divulgada em uma reunião sobre o projeto com a concessionária de iluminação pública Elektro.

⁴ *Smart grid*: termo utilizado neste contexto para designar redes aplicadas em sistemas de controle e monitoramento da transmissão e principalmente distribuição de energia elétrica em áreas urbanas.

documento gerado (ANEEL, 2010a) pela chamada citada, este trabalho contribui com a pesquisa em “infraestrutura de telecomunicação”.

Complementarmente, a resolução normativa nº 414, de 9 de setembro de 2010 (ANEEL, 2010b) da ANEEL, estabelece mudanças em relação à política de manutenção da estrutura de iluminação pública no Brasil. Esse documento determina que, a partir de setembro de 2012, as prefeituras das cidades serão responsáveis por realizar a manutenção da estrutura de iluminação pública ao invés das concessionárias, as quais serão responsáveis somente pelo fornecimento de energia.

Por fim, o controle e monitoramento da iluminação pública, através de lâmpadas ou reatores dimerizáveis, auxilia na chamada poluição luminosa, a qual é constituída pela má regulação de luminosidade e da quantidade de lâmpadas acesas em determinadas direções, dependendo do ângulo, intensidade, entre outros fatores (figura 1). Além disso, a poluição luminosa deve ser estudada objetivando a melhoria das condições de estradas, ruas e avenidas, a fim de prover melhor dirigibilidade a motoristas e luminosidade de lugares inseguros, tais como praças e becos (MIZON, 2001) (SCHWARZ, 2003).

Figura 1 – Poluição luminosa

1.3 Roteamento e MAC para redes urbanas

Em razão da robustez, custo financeiro, baixo consumo energético e simplicidade, o presente trabalho utilizou o padrão IEEE 802.15.4. Para que os dispositivos formem redes em larga escala, da maneira descrita na RFC 5548 (2009), o protocolo desse padrão deve operar na topologia do tipo malha (*mesh*), de forma que seus dispositivos realizem a

comunicação de múltiplos saltos, baseadas em comunicação de baixo alcance (em torno de 100 metros) com roteamento distribuído para a transmissão de informações aos seus destinos finais.

Contudo, o grande número de nós e a natureza peculiar de operação das redes urbanas de sensores sem fio exigem que o projeto dos protocolos de roteamento e de controle de acesso ao meio (MAC) seja especificamente desenvolvido.

Protocolos que utilizam somente disseminações globais para se comunicarem, através de mensagens com destino *broadcast* (conhecidos como protocolos *flooding*), podem causar alto tráfego de pacotes, que podem por sua vez ocasionar um número alto de colisões e, com isso, redução da taxa de entrega. Além disso, oneram alto consumo energético para realizar trocas de informação.

Por outro lado, protocolos *unicast* devem ser *stateless*, o que significa que os pacotes não podem armazenar informações sobre a rota percorrida para evitar problemas de *loops* ou de entrega de pacotes. Isso se deve a uma limitação de informações que o pacote do padrão de camadas inferiores IEEE 802.15.4 possui. Complementarmente, os protocolos devem considerar o mínimo consumo energético além de uma taxa de entrega satisfatória.

A concessionária de iluminação pública conta com as coordenadas geodésicas dos pontos de iluminação em seus mapas digitais, que auxiliam na manutenção e gerenciamento da estrutura. Isso permite que os protocolos de roteamento possam implementar mecanismos que utilizem tais informações.

Além disso, os dispositivos devem possuir mecanismos que minimizem o consumo energético, tais como desligamento periódico do rádio, visto que os dispositivos ficariam na maior parte do tempo osciosos.

Mais detalhes sobre roteamento, o padrão IEEE 802.15.4 incluindo camada MAC e limitações são abordados no capítulo 3.

1.4 Objetivo

O objetivo principal deste trabalho é a pesquisa e análise de estratégias de roteamento e de controle de acesso ao meio para RSSF urbanas. Entende-se que estratégias são compostas por algoritmos e geram protocolos de rede. Para desenvolvimento das estratégias foram considerados fatores que impactam o projeto dos protocolos, tais como abordados pela RFC 5548 (2009), IEEE 802.15.4 (2006), IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010) e estudos mais

recentes desenvolvidos pela comunidade científica (KHALIFA et al., 2011). O objetivo deste trabalho, que caracteriza a tese, é a análise de viabilidade de protocolos adequados para redes urbanas a fim de desempenhar suas operações de maneira que melhor atendam os requisitos especificados. Mais especificamente, os objetivos são:

- Proposta de um protocolo de roteamento destinado ao tráfego divergente que esteja de acordo com os requisitos especificados no capítulo 2 referentes à energia remanescente da rede, média de atraso fim a fim e taxa de entrega fim a fim;
- Proposta de um protocolo de roteamento destinado ao tráfego convergente que esteja de acordo com os requisitos especificados no capítulo 2 referentes à energia remanescente da rede, média de atraso fim a fim e taxa de entrega fim a fim;
- Proposta de um protocolo de camada de acesso ao meio adequada tanto para o tráfego divergente como convergente com o objetivo de reduzir o consumo de energia;
- Análises de casos peculiares, entre eles de limites e de características dos protocolos de acordo com os requisitos especificados no capítulo 2. Destacam-se as análises baseadas em operações da rede, entre elas de envio de comandos para acionamento dos pontos de iluminação (tráfego divergente), situações de gargalo e análise de limites operando com transmissão simultânea ou não para o tráfego convergente.

1.5 Contribuições e originalidade desta tese

- Proposta de estratégias que compõem um protocolo de roteamento geográfico para o tráfego divergente em razão de suas características particulares detalhadas no fluxograma da figura 36, tais como chaveamento da regra da mão direita e esquerda e *geocast* para redes urbanas utilizando o protocolo IEEE 802.15.4;
- Proposta de estratégias que compõem um protocolo de roteamento para o tráfego convergente baseado no critério de maior distância, isto é, combinação de algoritmos gradiente e geográfico e sua comparação com menor distância e de escolha aleatória;
- A utilização de um novo parâmetro de medição e análise, a energia somada da rede, que é utilizada no caso dos dispositivos não utilizar baterias e sim energia cabeada;
- Soluções de problemas encontrados no NS-2;
- Elaboração da configuração de RIT baseada nos pesos de gradiente e sua comparação com a estratégia fixa de ciclo para todos os nós;

- Análise dos protocolos desenvolvidos no modelo de propagação realista para redes urbanas, uma vez que os pesquisadores da área tendem a utilizar apenas o modelo *tworayground*. Os experimentos realizados neste modelo permitiram o emprego do indicador RSSI a fim de selecionar os vizinhos mais aptos para roteamento, reduzindo, assim, perdas de pacotes;
- Visão do comportamento e relação dos critérios de avaliação dos protocolos referentes à energia remanescente da rede, média de atraso fim a fim e taxa de entrega fim a fim das redes urbanas.

1.6 Organização deste trabalho

O primeiro capítulo é destinado a situar o leitor ao contexto do trabalho. No decorrer do capítulo são apresentadas motivação, objetivos, contribuições referentes à originalidade e alguns aspectos relevantes de forma sucinta.

No segundo capítulo, intitulado de “Redes urbanas e iluminação pública”, são abordadas, detalhadamente, as informações encontradas sobre o atual estágio de pesquisa e desenvolvimento dos projetos de redes urbanas das concessionárias de iluminação pública brasileiras. Além disso, é feita uma revisão dos trabalhos encontrados na literatura referentes à automação de sistemas de iluminação via rede de comunicação. Por fim, os requisitos do sistema de iluminação são expostos.

No terceiro capítulo, intitulado de “Redes de sensores sem fio”, são abordadas informações encontradas na literatura relacionadas com o trabalho desenvolvido, o que caracteriza uma revisão bibliográfica, tendo como base as características do padrão IEEE 802.15.4, trabalhos correlatos referentes ao roteamento e as novas funcionalidades previstas pela nova norma IEEE 802.15.4e, baseada numa revisão do documento *draft* IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010), que inclui mecanismos de controle de acesso ao meio.

No quarto capítulo, por sua vez, são apresentadas detalhadamente as estratégias desenvolvidas neste trabalho. Tais estratégias foram desenvolvidas segundo requisitos da aplicação, trabalhos encontrados na literatura, limitações do protocolo IEEE 802.15.4 e as especificações RFC 5548 e IEEE 802.15.4e (*draft*). As estratégias desenvolvidas foram incorporadas a protocolos encontrados na literatura, o que gerou protocolos aperfeiçoados para redes urbanas, dentre eles GGPSR e gradiente em função da maior distância, utilizados para o tráfego divergente e convergente, respectivamente. O protocolo GGPSR é composto

pelo algoritmo geográfico GPSR, *geocast* e retransmissões para os vizinhos seguindo o critério original do GGPSR em caso de falha (proposta para o tráfego divergente). O protocolo baseado na maior distância é composto pelo algoritmo do gradiente, o qual utiliza a maior distância no caso de receptores com pesos de gradiente iguais e retransmissões seguindo o mesmo critério (proposta para o tráfego convergente). Além disso, para ambos os tipos de tráfego, foi aplicado o mecanismo de controle de acesso ao meio RIT com o objetivo de minimizar o consumo energético.

No quinto capítulo, são apresentadas as soluções referentes às implementações no simulador NS-2 (*Network Simulator-2*), incluindo uma breve introdução ao simulador e diagramas UML (*Unified Modeling Language*) dos protocolos desenvolvidos. Além disso, são detalhados os modelos de energia, propagação e erro utilizados para simulação. Esse capítulo permite entender uma estratégia adicional, que se refere ao mapeamento de vizinhos dos nós de acordo com a distância aproximada fornecida pelo atributo do pacote RSSI, utilizando o modelo de propagação realista.

No sexto capítulo, são apresentados os resultados e descrita uma análise e discussão em relação a eles. A avaliação dos protocolos gerados a partir dessas estratégias foi feita em simulação utilizando a ferramenta NS-2 integrada em cenários de grande escala fornecidos pela concessionária de iluminação pública Elektro, segundo os critérios de energia remanescente da rede, média de atraso fim a fim e taxa de entrega fim a fim.

Finalmente, no sétimo e último capítulo, são apresentadas as conclusões desta tese, publicações obtidas, trabalhos que estão sendo desenvolvidos paralelamente e trabalhos futuros a serem desenvolvidos.

2 Redes Urbanas e Iluminação Pública

Neste capítulo são abordadas informações relevantes às redes urbanas aplicadas a sistemas de iluminação pública.

Na seção 2.1 são abordadas detalhadamente as informações encontradas sobre o atual estágio de pesquisa e desenvolvimento dos projetos de redes urbanas das concessionárias de iluminação pública brasileiras.

Na seção 2.2 são apresentados os requisitos do sistema de iluminação proposto, no qual se destina as operações das soluções desenvolvidas nesta tese.

A seção 2.3 enfatiza os dois principais tipos de tráfego existentes em redes urbanas, que são utilizados para entender alguns trabalhos realizados descritos na seção 2.4.

Na seção 2.4 é feita uma revisão dos trabalhos encontrados na literatura, base de patentes e oferecidos por empresas comerciais referentes à automação de sistemas de iluminação via rede de comunicação.

2.1 Fatores relevantes em redes urbanas e iluminação pública

A atual situação da infraestrutura de iluminação pública no Brasil consiste em um conjunto de pontos de iluminação em certo arranjo. Cada ponto possui uma carcaça com um dispositivo chamado de relé fotocélula, que é responsável por acionar ou desacionar a iluminação de acordo com um sensor de luminosidade. Assim, ao anoitecer, o relé aciona a iluminação do ponto. Tal estrutura limitada pode comprometer a eficiência de consumo, qualidade de serviço à população, além de outros fatores, no caso de ocorrer problemas na lâmpada, no fornecimento de energia elétrica, no relé fotocélula, entre outros.

Para resolver os problemas mencionados no parágrafo anterior de forma automática, permitindo rapidez e eficiência na manutenção preventiva e corretiva, é preciso um sistema de automação. A base para tal sistema realizar-se-ia através de comunicação de partes envolvidas, como dispositivos, software para computadores, entre outros. Assim, pode-se

manter o mecanismo do relé fotocélula unido a uma estrutura de tecnologia da informação, através de redes de dispositivos e sensores, estações de supervisão e aplicativos.

O estágio de desenvolvimento dos projetos de iluminação pública no Brasil restringe-se a racionalização de energia e eficiência de iluminação, através da substituição de lâmpadas de mercúrio ou sódio por lâmpadas LED (do inglês *Light-Emitting Diode*), instalação de painéis fotovoltaicos para iluminação sustentável, de forma que a energia elétrica utilizada seja obtida através da energia solar e, por fim, as luminárias para reduzir a dispersão do foco de iluminação (CPFL CAMPINAS, 2011).

As lâmpadas a LED possuem melhor reprodução de cores, não emitem raios ultravioletas e infravermelhos, propagam menos calor e atraem menor quantidade de insetos. Além disso, apresentam boa eficiência e maior vida útil, estimada em aproximadamente 50 mil horas de funcionamento. As lâmpadas de vapor de sódio, as mais utilizadas atualmente, duram até 32 mil horas, as de vapor de mercúrio, 12 mil horas e as de vapor metálico, comuns em fachadas de prédios, 10 mil horas.

A Companhia Energética de Minas Gerais (Cemig), em conjunto com a Prefeitura de Belo Horizonte, iniciou testes com lâmpadas a LED. Algumas luminárias já foram instaladas em postes próximos à Igreja São Francisco (CEMIG, 2009). A Cemig disponibiliza relatórios anuais e de sustentabilidade, os quais podem ser acessados no site Cemig (2011).

Complementarmente, motivado pelos investimentos destinados à Copa do Mundo de 2014, o projeto "Minas Solar 2014" da Cemig destina-se à implantação de painéis fotovoltaicos para alimentação de iluminação, voltados à melhoria da estrutura pública e de estádios de futebol (CHIARETTI, 2011).

A Cemig fechou um acordo de cooperação com o governo dos Estados Unidos, por meio da *U.S. Trade and Development Agency* (USTDA), para financiar seu projeto na área de *smart grid*. A agência americana vai disponibilizar US\$ 710 mil para a companhia mineira aplicar no estudo de viabilidade de implementação das redes inteligentes que a estatal tem desenvolvido junto à Light (SMART ENERGY ONLINE, 2011).

A CPFL por sua vez, unida às entidades UNICAMP - FUNCAMP, UNIFEI - FUPAI, HYTRON, FUSION, AQUA GENISIS está atualmente investindo no projeto de um sistema híbrido solar fotovoltaico e ou eólico de geração de eletricidade para operar conectado à rede elétrica ou de forma isolada, com objetivo de avaliar a inserção da geração distribuída em baixa tensão, com e sem armazenamento de energia. Considerando o uso crescente de fontes alternativas locais de geração de energia, sistemas de baixa potência, incremento das fontes

renováveis de energia e a disponibilidade tecnológica que permita aplicações imediatas, os aproveitamentos de energia solar fotovoltaica e de energia eólica com e sem armazenamento se sobressaem diante das demais alternativas (PORTAL INOVAÇÃO CPFL, 2011a).

Um projeto que envolve comunicação, entretanto, não entre sensores (PORTAL DE INOVAÇÃO CPFL, 2011b), chamado de "sistema de diagnóstico de falha em ponto de iluminação pública", está sendo desenvolvido pela CPFL em parceria com as entidades MATRIX e PLAYMUSIC. O estágio de desenvolvimento restringe-se a modificações na cabeça de série de dispositivo, com o objetivo de obter meios mais adequados para realizar manutenção de pontos de iluminação e também menos vulneráveis ao transporte. A manutenção refere-se ao manuseio da equipe de campo, no sentido de tornar mais prática a sua utilização. Além disso, o projeto envolve a adequação do dispositivo para produção industrial.

Como um projeto mais próximo da tese aqui proposta, que envolve comunicação de sensores num sistema, o projeto *Smart Substation* da CPFL em parceria com o MUSP - FDTE e CONTREL propõe um sistema inteligente via adequação ou inserção de equipamentos monitorados com agregação de inteligência integrada em manutenção, proteção, qualimetria e controle, com conexão aos respectivos centros de gestão remota. Atualmente, relés, sensores, qualímetros e outros dispositivos digitais operam subaproveitados, pouco integrados e não retornam seus altos custos. Processos de *backoffice* (operação, planejamento, proteção, qualimetria, manutenção, entre outros) seguem desagregados e sem inteligência (PORTAL INOVAÇÃO CPFL, 2011c).

Esta tese contou com informações da companhia Elektro e do Instituto Eldorado, a fim de modernizar a infraestrutura de iluminação pública através da comunicação em RSSF e estações de controle e monitoramento, que permite a racionalização de energia, sustentabilidade, automatização de detecção de falhas físicas ou lógicas, alarmes referentes a situações emergenciais, supervisão dos pontos de iluminação e controle de acionamento (ligar ou desligar lâmpada e regulação da luminosidade, por exemplo) dos pontos.

2.2 Requisitos do sistema

O projeto de uma RSSF é totalmente dependente da aplicação na qual está inserida. Qualquer solução relacionada à rede deve considerar os requisitos da aplicação a ser desenvolvida, as características e restrições dos componentes dos nós ou dispositivos sensores, assim como as características do ambiente onde tais redes serão aplicadas.

Portanto, para o concebimento de protocolos de rede, é fundamental desenvolver uma especificação das necessidades, que são traduzidos como requisitos, divididos em funcionais e não funcionais.

Os requisitos funcionais são:

- Supervisão de pontos: Telas de mapas que indicam os estados dos pontos de iluminação. As características visualizadas são: estado na rede (se o dispositivo está conectado à rede ou não), potência de bateria e nível de luminosidade de LEDs;
- Controle: Acionar ou desacionar lâmpada, regular nível de luminosidade do trecho selecionado como rua, bairro, cidade, entre outros;
- Diagnóstico: Possibilidade de requisitar telas que indicam parâmetros de diagnóstico, tais como, estimativa de tempo de vida de bateria, estimativa de vida de lâmpada, dispositivos fora de alcance da rede, entre outros;
- Alarme: Disparar evento quando houver alguma falha de rede, de hardware ou lâmpada;
- Ações programadas automáticas: O sistema deve permitir a programação de ações como: acionar iluminação às 19 horas e 02 minutos no bairro centro na cidade de São Carlos-SP;
- Cadastramento automático de informações: Mecanismos para automatizar o processo de cadastramento de informações ligadas ao SIP – Sistema de Iluminação Pública (tais como coordenadas geodésicas dos postes de iluminação importados de mapeamentos feitos por concessionárias de iluminação) devem ser aplicados, a fim de tornar o processo mais simples e rápido.

Para atendimento aos requisitos funcionais, complementarmente a esta tese, é desenvolvido em paralelo o aplicativo de controle e monitoramento (figura 2). Esse aplicativo é capaz de monitorar condições de operação, por exemplo, notificar o usuário sobre o fim da vida útil de uma lâmpada caso ultrapasse um limite de horas estipulado, além de mostrar

graficamente em uma tela de supervisão os mapas da cidade com os pontos de iluminação em operação. A figura 2 mostra um exemplo do estado dos pontos de iluminação, os quais são representados por diferentes cores: pontos de iluminação na cor amarela indicam pontos acesos e, os pontos em azul, os pontos não acesos; os pontos em vermelho indicam as fronteiras de uma determinada região na qual o aplicativo deve atuar. Em relação ao controle, o aplicativo envia comandos de acionamento e desacionamento para os pontos de iluminação conforme uma pré-programação ou quando há requisição do operador do sistema. Como requisitos não funcionais, no projeto do aplicativo são considerados portabilidade e robustez como fatores essenciais. Detalhes sobre o desenvolvimento do aplicativo não foram incorporados à esta tese, no entanto, para mais informações, Fonseca et al. (2010) pode ser consultado.

Figura 2 - Tela da ferramenta de controle e monitoramento

Para entendimento dos requisitos não funcionais, segue uma breve definição sobre os parâmetros relevantes para a aplicação em questão em ordem de importância (KHALIFA et al., 2011):

- **Escalabilidade:** Quando se considera uma solução para RSSF é importante levar em conta que o modelo produzido poderá ser aplicado a pequenas (até 25 dispositivos), médias (de 25 até 10^3 dispositivos) ou mesmo grandes redes (mais de 10^3 dispositivos). No caso desta tese, devem-se implementar mecanismos que satisfaçam

todas as quantidades de dispositivos em rede e que não gerem efeitos colaterais à medida que novos dispositivos sejam comissionados. Além disso, é abordado na seção 3.1 que o IEEE 802.15.4 é capaz de endereçar dispositivos em grandes redes;

- Tolerância a falhas: Dependendo das condições físicas envolvidas é necessário dotar os dispositivos sensores com características especiais. Em razão da falta de acessibilidade de alguns ambientes torna-se difícil a substituição de dispositivos danificados ou esgotados energeticamente. Por este motivo é necessário providenciar nós sensores com capacidades de adaptação ao meio para poderem lidar com situações em que o ambiente sofra alterações (por exemplo, queda de árvores, altas temperaturas e trânsito de diferentes veículos). Em relação às falhas ou danos permanentes de dispositivos, a rede deve ser tolerante, de forma que o protocolo de roteamento consiga encontrar um caminho até o destino mesmo que dispositivos estejam com falha no decorrer do trajeto;
- Garantia de entrega: É fundamental que os protocolos desenvolvidos para a aplicação resultem numa alta taxa de entrega de pacotes fim a fim, o que garante o transporte de informações;
- Tempo de vida: Dispositivos sensores são dependentes de uma bateria, o que obriga ao uso de protocolos eficientes em termos energéticos de forma a prolongar tanto quanto possível o tempo de vida da bateria. Contudo, no caso deste projeto, a maior parte dos dispositivos será alimentada através da estrutura elétrica atualmente existente na iluminação pública. Assim, o consumo energético deve ser avaliado em termos da rede como um todo, de todos os dispositivos somados. Além disso, a instalação sem baterias contribui ecologicamente. Entretanto, pensa-se na possibilidade da instalação de baterias no caso de pontos que não possuem a estrutura legada de iluminação, como por exemplo, em áreas rurais;
- Latência: Este parâmetro reflete o tempo que a RSSF necessita para informar o observador da ocorrência de um determinado fenômeno. Algumas aplicações podem ser sensíveis à latência e necessitar de tempos de resposta curtos, em torno de milissegundos (como, por exemplo, controle de processos industriais rápidos). Outras não são dependentes do tempo de reação (por exemplo, monitoração da estabilidade de uma ponte). Em relação à iluminação pública, o tempo de atraso fim a fim deve ser em torno de dezenas de segundos (RFC 5548, 2009) (tempo de ação esperada para

atuar sobre certa região de destino, como por exemplo, acionar lâmpadas de uma região).

O recente documento (RFC 5548, 2009) proposto pela IETF (*Internet Engineering Task Force*), que descreve os requisitos para o roteamento em redes urbanas afirma que o protocolo de roteamento deve atender a tráfego do tipo convergente, no qual um nó recebe mensagens de diversos medidores em baixa frequência (1 medição por hora no máximo e no mínimo 1 dia). O número de nós por rede deve ser da ordem de 10^2 a 10^7 , distribuídos em áreas entre centenas de metros a um quilômetro quadrado, considerando-se que os nós são comissionados em lotes e que a vida útil da bateria deve ser de 10 a 15 anos. A banda de frequência utilizada deve ser a ISM (*Industrial Medical Scientific*), sendo que os nós provavelmente terão entre 5 e 10 vizinhos imediatos para se comunicar. O protocolo de roteamento deve ser tal que a rede se auto-organize e mantenha-se de forma autônoma, com o mínimo gasto energético para funções de manutenção. Na seção seguinte é definido o conceito de tráfego convergente, que é um dos tipos de tráfego existentes para redes urbanas.

2.3 Tráfegos típicos das redes urbanas

Esta seção apresenta os tráfegos de RSSF e o cenário onde são aplicados tipicamente. A figura 3 apresenta uma topologia simplificada de uma típica RSSF, a qual representa o cenário utilizado geralmente por uma rede urbana. A estação controladora pode enviar comandos para um dispositivo *sink* através de um *gateway* que converte a rede do padrão IEEE 802.11 (*Wi-Fi*) para IEEE 802.15.4, por exemplo, o qual é responsável por enviar e receber comandos para a RSSF, realizando uma interface entre o aplicativo de supervisão e a rede urbana. Por outro lado, os nós sensores podem enviar mensagens de diagnóstico para o *gateway* repassar, por sua vez, para o aplicativo de supervisão.

O sistema pode ser constituído por várias estações controladoras, chamadas de “estações cliente de controle e supervisão” (figura 3), que atuam de forma distribuída sobre as RSSF, mas que consolidam as informações numa estação central. Elas são interconectadas via rede, que pode ser sem fio ou não; de preferência uma rede de alta velocidade (Gigabit, por exemplo). Essas estações podem estar ligadas a múltiplos *sinks*, que têm o objetivo de suprir a demanda de recebimento de mensagens dos dispositivos sem fio.

Os protocolos de roteamento em RSSF urbanas operam em dois tipos de tráfegos de mensagens: um primeiro que direciona os pacotes a partir do nó *sink* até os nós da rede (i); e outro que direciona os pacotes dos nós da rede para o *sink* (ii). Dentre esses dois tipos de tráfegos, diferentes terminologias são utilizadas: Tian e Georganas (2003) e She et al. (2007) utilizam os termos de tráfego *downstream* para (i) e *upstream* para (ii); Watteyne et al. (2009a), entre outros pesquisadores, utilizam os termos de tráfego **divergente** para (i) e **convergente** para (ii); e, ainda em outros trabalhos, como de Lim e Shin (2005), os autores denominam de *gradiente ascendente* o tráfego (i) e *gradiente descendente* o tráfego (ii) se o roteamento for baseado em gradiente. Nesta tese são utilizados os termos tráfego **divergente** (i) e **convergente** (ii) para os dois diferentes tipos de tráfego.

Figura 3 – Arquitetura simplificada de uma típica RSSF

Na figura 4 são representados os dois diferentes tipos de tráfego, diferenciados pelo sentido de comunicação em relação ao *sink*.

Figura 4 – Tráfego convergente e divergente

2.4 Sistemas de comunicação em sistemas de medição e iluminação pública

Nesta seção é feita uma revisão das aplicações de medição e em iluminação pública que utilizam uma estrutura de comunicação em rede. Apesar de o capítulo ser intitulado de “Redes urbanas e iluminação pública”, foram incluídos também alguns trabalhos que não utilizam tecnologias de rede sem fio, porém contribuem para tornar esta revisão mais completa.

A literatura científica (CAMBRAIA, 2003; CASA e VERONI, 1999; ELSHIRBEENY e BAKKA, 2003; DIANGUO et al., 2003; SUNGKWAN e DHINGRA, 2008), empresas, associações empresariais (CENTRO DE GESTÃO E ESTUDOS ESTRATÉGICOS, 2002; GRUPO SECREL, 2011) e as bases de patentes (INSTITUTO DE TECNOLOGIA PARA O DESENVOLVIMENTO, 2002a; INSTITUTO DE TECNOLOGIA PARA O DESENVOLVIMENTO, 2002b; KIM e KWON, 2005; MUTUAL SYSTEMS LTD., 1992; SECREL CONSULTORIA E SISTEMAS LTDA, 2001; SISTRON SISTEMAS DE ENERGIA S.A, 1993; SOBRINHO et al., 1997; NOONTEK LIMITED, 2004; FEZER, 1998; FUJIAN POWER EXPERIMENTAL ACADEMY, 2004) apresentaram algumas

propostas para interligação e controle de dispositivos aplicados à iluminação pública voltados à automatização.

A maioria dessas propostas foi desenvolvida com base na tecnologia PLC (*Power Line Communication*) (CASA e VERONI, 1999; EI-SHIRBEENY e BAKKA, 2003; INSTITUTO DE TECNOLOGIA PARA O DESENVOLVIMENTO, 2002b; SUNGKWAN e DHINGRA, 2008; SUTTERLIN e DOWNEY, 1999). Segundo essas pesquisas, tal tecnologia tem o potencial de comunicação e de reaproveitar os cabamentos que conduzem energia entre os pontos de iluminação. PLC é uma tecnologia capaz de transmitir de forma controlada (frequências e níveis de propagação específicos) sinais que utilizam as frequências de forma inteligente e diferenciada daquelas utilizadas por outros equipamentos e pela própria transmissão de energia elétrica.

Entretanto, existem algumas limitações da tecnologia PLC quando é aplicada para iluminação pública (SUNGKWAN e DHINGRA, 2008; ZUBERI, 2003; SUTTERLIN e DOWNEY, 1999):

- Existem pontos de iluminação atendidos por sistemas monofásicos, bifásicos ou trifásicos. Dependendo da potência instalada em cada unidade, haverá diferentes tipos de atendimento, o que gera variações de ruído, impedância e interferência. Assim, o sistema necessitaria de uma grande padronização de infraestrutura;
- A tecnologia PLC sofre grande interferência causada por equipamentos (motores e *dimmers* de luz, por exemplo), o que poderia deteriorar o desempenho do sistema;
- O cabeamento de iluminação do Brasil necessitaria estar em ótima qualidade para haver um funcionamento aceitável de rede, o que muitas vezes não é verdade, pois a infraestrutura é antiga e teria de ser trocada em muitos pontos;
- Não existe padronização e nem certificação de dispositivos PLC, o que implica na não existência de interoperabilidade entre os dispositivos de diferentes fabricantes. Além disso, a qualidade do produto pode ser questionável;
- Em quedas de energia o sistema PLC é desativado.

Algumas propostas, como de Fezer (1998), estabelecem comunicação entre os dispositivos por meio de linha telefônica. Koay et al. (2003) propuseram um equipamento de medição de eletricidade utilizando módulos *Bluetooth* para entregar leituras de forma sem fio para um computador pessoal. Dados lidos são então encaminhados através de uma conexão

telefônica periodicamente. Tais tecnologias limitam o sistema a ter uma fiação, o que não é desejável em áreas sem infraestrutura, como áreas rurais, por exemplo (diferentemente do IEEE 802.15.4, que pode ser alimentado por baterias).

Outras propostas, como do Instituto de Tecnologia para o Desenvolvimento (2002a), empregam por meio de *paggers* (aparelho receptor de mensagens transmitidas por RF) a comunicação para controle. Jing et al. (2007), por sua vez, propôs um sistema de iluminação pública que troca informações através de rede GPRS⁵ (*General Packet Radio Service*), assim como o trabalho de Yue et al., (2010) e uma solução chamada de Control GIP (2011). Posteriormente, em outro trabalho, Jing et al. (2010) propôs a utilização de protocolos de roteamento geográfico para a rede GPRS. Segundo o Instituto Eldorado⁶, a tecnologia GPRS pode causar problemas de comunicação, principalmente em situações nas quais o sistema de telefonia é altamente exigido, tais como em datas comemorativas (natal, passagem de ano novo, entre outros).

Tan et al. (2007) propôs um projeto de sistema AMR (*Automatic Meter Reading*) que utiliza uma rede GSM (*Global System for Mobile communications*). O sistema é constituído do lado do cliente por uma interface RS232 e um modem GSM que contém um chip (*SIM card*) dedicado a enviar mensagens SMS (*Short Message Service*); do lado do servidor, um *sink* é dedicado a receber e enviar mensagens. A frequência utilizada de mensagens do cliente para o servidor é de uma vez por mês.

As propostas de Noontek Limited (2004) e Citycom S.P.A. (1999) incluíam um computador central capaz de controlar o sistema e que utiliza coordenadas geodésicas obtidas através de GPS.

Uma empresa especializada em desenvolver sistemas completos de iluminação (STREETLIGHT INTELLIGENCE, 2011) aplicou no protocolo de rede sem fio o padrão para camadas inferiores físicas e de enlace do modelo ISO/OSI (*International Standards Organization / Open System Interconnection*) IEEE 802.11. Nessa solução cada ponto de luz possui um ponto de rede IEEE 802.11. Tais pontos se comunicam e enviam informações para um ponto de Internet que consolida as informações e fornece supervisão e controle. As

⁵ GPSR é um serviço de comunicação de pacotes que está continuamente conectado a internet através de um dispositivo móvel. É baseado em comunicação GSM (*Global System for Mobile*) e complementa serviços existentes tais como conexão de celular e SMS (*Short Message Service*). Está sendo vastamente disponível, ao longo de serviços 2.5G e 3G.

⁶ Informação adquirida em reunião deste projeto no primeiro semestre de 2011.

características do padrão IEEE 802.11 são alto consumo energético e altas taxas de comunicação, o que não é desejável no contexto atual.

Barriquello et al. (2008) propuseram a utilização do ZigBee no SIP. Entretanto, o protocolo de roteamento do ZigBee não é adequado para a aplicação de sistemas de iluminação pública e sim para sistemas de iluminação *indoor* (situados dentro de residências e escritórios, por exemplo) (BUDDE et al., 2006) em razão de seu protocolo de roteamento, apesar de utilizar o padrão para camadas inferiores IEEE 802.15.4.

Denardin et al. (2009) mencionaram que a utilização de ZigBee não é adequada para sistemas de iluminação pública, embora não comprovaram quantitativamente. Eles sugeriram a implementação do protocolo de rede utilizando a camada de rede 6LoWPAN (*IPv6 over Low power Wireless Personal Area Networks*) (RFC 4919, 2007) para dispositivos IEEE 802.15.4 (IEEE 802.15.4, 2006) e a utilização de GPS para atribuição das coordenadas geodésicas reais. 6LoWPAN é destinado a dispositivos de baixo custo, baixo gasto energético e baixas taxas de comunicação e é baseado numa técnica que reduz a sobrecarga do protocolo IP (*Internet Protocol*) através da compressão dos cabeçalhos das camadas de rede e transporte. Tem como principal objetivo integrar a conexão de Internet para a rede de sensores de forma natural através da integração do protocolo IPv6 (Protocolo de Internet versão 6). No entanto, a utilização do 6LoWPAN sobre as camadas definidas no IEEE 802.15.4 não define um protocolo de roteamento em si. Todavia, tal proposta se integra naturalmente com o trabalho aqui proposto.

Denardin et al. (2010), em um trabalho posterior, mencionam que a técnica de Encaminhamento Geográfico Simétrico (SGF - *Symmetric Geographic Forwarding*) seria de muita utilidade para redes urbanas em larga escala, proposta originalmente por Zhou et al. (2004). No SGF as mensagens de “olá” devem conter não só a informação relativa à posição geográfica, mas também o ID (identificador) de cada um dos vizinhos de um nó. Ao receber uma mensagem, o nó deve adicionar o ID do nó emissor em sua tabela de vizinhos e verificar se seu ID está contido nessa mensagem. Caso esteja, a conexão com esse vizinho deve ser marcada como simétrica. No momento em que uma mensagem de dados for enviada, o dispositivo apenas encaminha mensagens para os vizinhos que possuem conexões simétricas, o que diminui a perda de pacotes na rede. Entretanto, a inclusão da informação de muitos IDs no pacote IEEE 802.15.4 é inviável para uma rede urbana, pois o pacote tem quantidade limitada de bytes, como abordado na seção 3.1.1. Nesta tese optou-se por métodos diferentes para obtenção de maiores taxa de entrega, que são abordadas no capítulo 4.

Na figura 5 são representados os diversos meios de comunicação utilizados para automação de aplicações de iluminações públicas. Meios tais como IEEE 802.11 e IEEE 802.15.4 são sugeridos pela RFC 5548 (2009).

Figura 5 - Meios de comunicação de rede em sistemas de medição e de iluminação pública

Denardin et al. (2011), em um trabalho mais recente, diferentemente da tese aqui proposta, mencionam um conjunto de soluções e recomendações num nível alto, isto é, de forma mais superficial do que este trabalho, divididas em: sistema de iluminação de LEDs (i); rede de controle proposta para gerenciar o sistema (ii); protocolo de roteamento responsável por rotear os pacotes na rede (iii).

Eles não recomendam a utilização de lâmpadas de vapor de sódio ou de mercúrio com as baterias utilizadas nos sensores, pois tais lâmpadas necessitam de um nível alto de voltagem para sua ignição; as lâmpadas de LED, segundo eles, não necessitam de ignição. Adicionalmente, os autores afirmam que a rede deve manter sincronismo de relógio, de forma a poder realizar o chaveamento simultâneo de alimentação de bateria para alimentação cabeada em situações de pico de consumo, incluindo também a alimentação da lâmpada por bateria.

Em relação à rede de controle proposta, eles mencionam que pode obedecer ao padrão IEEE 802.15.4. Além disso, cada nó do sistema deve ser capaz de comunicar com a central de controle para receber os comandos e enviar informações de leitura tais como *status* e medição. Além disso, informações para manter o relógio dos dispositivos sincronizados.

Em relação ao protocolo de roteamento, o trabalho dos autores propõe a utilização de dois algoritmos de roteamento conhecidos pela comunidade científica combinados: algoritmo geográfico com estratégia de recuperação para o tráfego divergente e algoritmo do gradiente para o tráfego convergente, sendo que este último utilizaria os critérios de qualidade de *link* (LQI - *Link Quality Indication* do IEEE 802.15.4) e simetria de nós para escolha de vizinhos para o próximo salto no caso do valor do peso do gradiente ser igual. Mais detalhes do

algoritmo de roteamento geográfico com estratégia de recuperação e algoritmo do gradiente são abordados na seção 3.3.

Esta tese diferencia-se do trabalho de Denardin et al. (2011) através do aprofundamento de estratégias e critérios de roteamento tanto para o tráfego convergente como para divergente. Ao invés de soluções mais superficiais para o sistema como um todo, esta tese foca e aprofunda nos protocolos de roteamento e de acesso ao meio para redes urbanas. São propostas modificações nos protocolos de roteamento propostos na literatura tais como algoritmo geográfico com estratégia de recuperação e baseado no gradiente, projetando-se com base nos requisitos e problemas de gargalo no *sink*. Mais detalhes sobre os protocolos resultantes desta tese são encontrados no capítulo 4.

Outra diferença é em relação ao sincronismo no qual Denardin et al. (2011) afirma ser necessário, tal como abordado em Rhee et al. (2009): esta tese supõe a ausência de sincronismo e senso comum de relógio entre os dispositivos, isto é, cada nó possui seu próprio ciclo de comunicação e, além disso, desliga seu rádio periodicamente numa fase do ciclo. Mais detalhes sobre o mecanismo da subcamada de acesso ao meio são descritos na seção 3.3.1.

Por fim, Khalifa et al. (2011) afirmam que após a exploração científica das tecnologias de sensores de rede sem fio de baixo alcance, será a vez de tecnologias mais recentes serem utilizadas, tais como 3G, utilizado em celulares. Algumas das atuais implementações podem ser citadas, tais como *Long Term Evolution* (LTE), *High Speed Packet Access* (HSPA) e IEEE 802.16 (conhecido como *WiMAX*). No entanto, os autores não se atentaram ao problema de comunicação gerado pela utilização simultânea com celulares e outros aparelhos móveis, o que pode gerar o mesmo problema do GPRS mencionado anteriormente.

Uma extensa referência de meios de comunicação e seus protocolos em relação aos sistemas de medição podem ser encontrados em (KHALIFA et al., 2011).

3 Rede de Sensores sem Fio

Este capítulo é destinado a concentrar as informações em relação aos protocolos de rede de sensores sem fio encontrados na literatura.

Na seção 3.1 são abordadas as características do padrão IEEE 802.15.4.

Na seção 3.2 é feita uma revisão bibliográfica dos trabalhos relacionados dos protocolos de roteamento.

Por fim, são apresentadas nas duas últimas seções as novas funcionalidades previstas pela nova norma IEEE 802.15.4e, baseada numa revisão de um documento *draft* (IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05, 2010), que prevê um mecanismo de controle de acesso ao meio (RIT - *Receiver Initiated Transmission* - Transmissão Iniciada pelo Receptor) e acesso a múltiplos canais de forma adaptativa. RIT especificamente é utilizado principalmente para poupar energia de consumo enquanto acesso a múltiplos canais é utilizado para contornar o problema de assimetria de comunicação entre os nós em ambientes urbanos.

3.1 IEEE 802.15.4

Nesta seção são apresentadas as principais características sobre a camada física e de enlace para o protocolo IEEE 802.15.4, as quais foram selecionadas para compor as camadas inferiores da pilha de protocolos, extraídas da especificação IEEE 802.15.4 (2006). Para melhor entendimento, torna-se necessário um relativo detalhamento dessas camadas a fim de apresentar as estratégias propostas nesta tese.

3.1.1 Camada física

A camada física é responsável por uma série de serviços, tais como a ativação e desativação do transceptor, seleção do canal de frequência, transmissão e recepção dos dados, detecção de níveis de energia no canal (ED - *Energy Detection*), medição da qualidade do enlace (LQI) para os pacotes recebidos e verificação da ocupação do canal (CCA - *Clear*

Channel Assessment) para gerenciamento de acesso ao canal via CSMA/CA. Ela provê uma interface entre a subcamada MAC e o canal do rádio físico.

A medida da detecção de energia do receptor (ED) é usada pela camada de rede como parte do algoritmo de seleção de canal. Corresponde a uma estimativa da potência do sinal recebido dentro da largura de banda do canal IEEE 802.15.4 (IEEE 802.15.4, 2006).

A medida LQI é uma caracterização da intensidade e/ou qualidade do pacote recebido. A medida pode ser implementada usando a medida ED, uma estimativa da relação sinal/ruído ou uma combinação desses métodos. O LQI é reportado como um inteiro de 8 bits. Os valores máximos e mínimos LQI são associados com os valores de mais baixa e alta qualidade dos sinais IEEE 802.15.4 detectáveis pelo receptor, enquanto os outros valores estariam uniformemente distribuídos entre esses dois limites.

Outra medida alternativa ao LQI, chamada de RSSI (*Received Signal Strength Indicator*), indica a “força” do sinal recebido no pacote. A diferença entre elas é que RSSI varia pouco se comparado ao LQI e está altamente relacionado com a probabilidade de recepção de pacotes. Por outro lado, LQI tende a ser mais precisa, na maior parte das vezes, dependendo do rádio utilizado (fabricante) (SRINIVASAN e LEVIS, 2006).

O CCA é executado de acordo com a configuração de um dos métodos descritos abaixo (IEEE 802.15.4, 2006):

- Energia acima do nível: CCA reportará o estado do meio como ocupado após detectar um nível de energia acima do nível ED;
- Detecta somente a portadora: CCA reportará o estado do meio como ocupado após a detecção do sinal da portadora. Este sinal pode estar acima ou abaixo do nível ED;
- Detecta portadora com energia acima do nível: CCA reportará o estado do meio como ocupado após a detecção da portadora com energia acima do nível ED.

Tabela 1 - Parâmetros da camada física – IEEE 802.15.4

Banda de Frequência	Cobertura	Modulação	Taxa de Transmissão (Kbps)	Número de Canais
868 MHz	Europa	BPSK	20	1
915 MHz	ISM Américas	BPSK	40	10
2450 MHz	ISM Mundial	O-QPSK	250	16

A camada física do padrão IEEE 802.15.4 trabalha sobre as bandas de frequência ISM que não requerem licenciamento e pode operar em 3 faixas de frequência: 2450 MHz (amplamente utilizada e adotada pelo Brasil) com 16 canais, 915 MHz (apenas nos USA) com 10 canais e 868 MHz com apenas 1 canal (padrão Europeu).

Assim, como visto na tabela 1 e na figura 6, o total de 27 canais com 3 diferentes taxas de dados são alocadas pelo IEEE 802.15.4: 16 canais com uma taxa de dados de 250 Kbps em 2,4 GHz, 10 canais com uma taxa de dados de 40 Kbps na banda de 915 MHz e 1 canal com uma taxa de dados de 20 Kbps na banda de 868 MHz. A modulação BPSK (*Binary Phase Shift Keying*) é utilizada na banda de 868/915 MHz e a modulação O-QPSK (*Offset Quadrature Phase-Shift Keying*) na banda de 2,4 GHz. Ambas as modulações oferecem uma taxa de erro muito baixa com relação a um baixo nível de sinal ruído.

Figura 6 - Canais do padrão IEEE 802.15.4

Apesar da taxa de transferência alcançar até 250 Kbps (no caso da banda de 2,4 GHz), a camada física suporta apenas a transferência de pequenos pacotes, limitados em 127 bytes. Desses 127 bytes, seis deles são reservados exclusivamente para a camada física, os quais são os bytes de SHR (*Synchronization Header*), que definem o cabeçalho e o delimitador de início do *frame* e os bytes de PHR (*PHY Header*), que contêm o tamanho do frame (IEEE 802.15.4, 2006). Em resumo, restam 121 bytes para desenvolvimento do protocolo como um todo (camadas rede, transporte e aplicação) que utiliza as camadas inferiores do IEEE 802.15.4.

3.1.2 Camada de enlace

A camada de enlace do padrão IEEE 802.15.4 dividi-se em duas subcamadas: a MAC e a LLC (*Link Logic Control*). A camada responsável pelo controle de *link* lógico (LLC) é padrão para todas as redes sem fio e a camada MAC relaciona-se com o hardware com o qual se vai trabalhar (CALLAWAY et al., 2002).

A subcamada MAC é responsável pelo gerenciamento do acesso aos canais de rádio físicos, também por gerar *beacons*⁷ de rede (caso o dispositivo seja um coordenador – mais detalhes na seção 3.1.2.4), sincronizar o dispositivo na rede através dos *beacons* (somente o RFD (*Reduced Function Device*) – dispositivos de função reduzida, mais detalhes na subseção seguinte), suportar associação e dissociação de dispositivos da rede, suportar segurança dos dispositivos, empregar o CSMA/CA como mecanismo de acesso ao canal, manipular e gerenciar o mecanismo de GTS (*Guaranteed Time Slot*) e prover um *link* confiável entre duas entidades MAC pares.

3.1.2.1 Dispositivos da rede

A subcamada MAC define dois tipos básicos de dispositivos, RFD e FFD (*Full Function Device* - dispositivos de função completa).

Os dispositivos RFDs são equipados com um conjunto limitado de funcionalidades da subcamada MAC e operam apenas como dispositivos que coletam dados e transmitem a informação para seus vizinhos. Sua comunicação é restrita a dispositivos FFDs. Os RFDs são dispositivos simples e sua comunicação é feita apenas entre dois nós (ponto a ponto⁸); por isso são impossibilitados de realizar funções de roteamento. Esse dispositivo apenas se comunica com a rede e não tem função alguma de gestão; logo, eles podem ser implementados com poucos recursos de programação, baixo consumo de energia e pequena capacidade de memória.

Por outro lado, dispositivos FFDs são equipados com um conjunto completo de funcionalidades da subcamada MAC. São dispositivos de construção mais complexa e podem

⁷ Quadros de sinalização emitidos por uma estação em uma rede sem fio no nível da camada de enlace, contendo dados sobre o dispositivo com a finalidade de sincronismo, porém apenas utilizado na topologia estrela (IEEE 802.15.4, 2006).

⁸ Ponto a ponto: cada enlace físico de transmissão conecta apenas dois dispositivos.

atuar como dispositivos RFDs, roteadores ou coordenadores da rede. Nesse caso não há limitação de comunicação com determinados tipos de dispositivos. Assim, cada rede consiste em múltiplos FFDs e RFDs, com um dos FFDs designado como coordenador da rede.

Basicamente o coordenador, como o próprio nome indica, é responsável pela criação e manutenção da rede, armazenando informação de gestão interna relevante para o seu funcionamento e podendo também funcionar como meio de ligação ou *bridge* entre diferentes redes. Dispositivos de função completa, além de servir como um RFD, têm como funcionalidade extra o roteamento de pacotes da rede, permitindo assim a comunicação entre nós sem a intervenção do coordenador. Na tabela 2 são separadas as informações descritas nesta subsecção, a fim de um melhor entendimento do leitor.

Tabela 2 - Funcionalidade dos dispositivos FFD e RFD

Dispositivo	Tipo de Dispositivo Físico (IEEE 802.15.4)	Função
Coordenador	FFD	Forma a rede e atribui endereços. Existe somente um por rede
Roteador	FFD	Permite que mais nós se juntem a rede. Sua existência é opcional. Possui a funcionalidade de um RFD mais a capacidade de roteamento
Dispositivo Final	RFD ou FFD	Efetua ações finais, como por exemplo, monitoramento de variáveis de temperatura, pressão, etc.

3.1.2.2 Topologia de rede

Aplicações desenvolvidas com base no padrão IEEE 802.15.4 (2006) podem suportar as topologias: estrela, ponto a ponto, árvore e malha.

Na topologia em estrela, a rede é controlada por apenas um dispositivo, chamado de coordenador PAN (*Personal Area Networks*). O coordenador PAN é responsável por inicializar e manter os dispositivos da rede, cuja comunicação ocorre apenas para o coordenador em enlaces ponto a ponto (IEEE 802.15.4, 2006).

Na topologia em árvore, que é uma topologia em malha com nós que desmembram regiões em estrela (figura 7), dispositivos roteadores transmitem dados e mensagens de

controle na rede usando uma abordagem de roteamento hierárquico⁹. Por outro lado, nas topologias em malha os dispositivos podem se comunicar com qualquer outro dispositivo utilizando um enlace ponto a ponto completo. Como indicado na figura 7, é possível aumentar a área geográfica abrangente da rede com a topologia em árvore. Entretanto, isso aumenta a complexidade da rede, em razão de alguns nós possuírem a capacidade de roteamento; em relação à topologia em malha, a confiabilidade aumenta (aumentando a tolerância a falhas), pois existem vários caminhos para que a mensagem chegue ao seu destino final, mesmo que alguns nós saiam de operação temporariamente ou permanentemente.

Figura 7 - Topologias de rede IEEE 802.15.4

Todos os dispositivos que operam na rede, em qualquer topologia, têm um endereço estendido físico único de 64 bits. Entretanto, um dispositivo RFD pode obter endereços lógicos de apenas 16 bits do coordenador da rede (FFD) (IEEE 802.15.4, 2006). Assim, pode-se atribuir um número de nós físicos de 18.446.744.073.709.552.000 e 65.535 endereços lógicos numa rede.

3.1.2.3 Mecanismo controle de acesso ao meio

A subcamada MAC trata todo acesso ao canal de rádio físico e é responsável pelas seguintes tarefas: geração e sincronização de *beacons*, suporte de associação e dissociação na rede PAN, suporte opcional à segurança do dispositivo, gerenciamento de acesso ao canal via

⁹ Roteamento hierárquico divide a rede em regiões denominadas domínios, que podem ainda ser divididos em subdomínios. Os nós roteadores sabem como rotear os pacotes dentro de sua região, mas não sabem informação alguma da estrutura interna de outras regiões.

CSMA/CA, manutenção dos tempos reservados (*slots* GTS) e prove validação e reconhecimento de mensagem (IEEE 802.15.4, 2006).

Uma rede PAN pode ser configurada com *beacon* habilitado ou desabilitado. No caso de uma rede com *beacon* desabilitado, os dispositivos podem comunicar-se em qualquer tempo após uma fase de associação. O acesso ao canal e a contenção são gerenciados usando o mecanismo CSMA/CA sem *slots*. O mecanismo de acesso ao canal CSMA/CA sem *slot* definido pelo padrão IEEE 802.15.4 para o *beacon* desabilitado funciona da seguinte maneira: cada vez que um dispositivo quer transmitir um quadro de dados ou comandos MAC, espera por um período randômico de tempo (*backoff*) definido dentro do intervalo $\{0, 2^{BE} - 1\}$, antes de realizar o CCA. Se após a espera o canal é encontrado livre, o dispositivo transmite seus dados. Se o canal estiver ocupado o dispositivo aguarda outro período randômico antes de tentar acessar o canal novamente. O termo BE dentro do intervalo de tempo é uma constante a ser escolhida e significa *Backoff Exponent* (IEEE 802.15.4, 2006).

A transmissão de dois quadros consecutivos é separada pela quantidade de tempo definida pelo período IFS (*Interframe Spacing*). De fato, a subcamada MAC necessita de uma quantidade finita de tempo para processar o dado recebido pela camada física. Se uma transmissão requer um reconhecimento, a separação entre o quadro de reconhecimento e a próxima transmissão será de pelo menos um período IFS.

$$\text{Sendo } aTurnaroundTime = T_{ack} = (aTurnaroundTime + aUnitBackoffPeriod)$$

(LIFS = Long Inter Frame Spacing, SIFS = Short Inter Frame Spacing)

Figura 8 - Transmissão do ACK – *beacon* desabilitado
Fonte: IEEE 802.15.4 (2006)

A duração de um período IFS é dependente do tamanho do quadro transmitido. Quadros de até 18 bytes ($aMaxSIFSFrameSize = 18$ bytes) de comprimento são seguidos de um período SIFS (*Short Inter Frame Spacing*) de uma duração de no mínimo 12 símbolos ($aMinSIFSPeriod = 12$ símbolos). Quadros com comprimentos maiores que $aMaxSIFSFrameSize$ bytes serão seguidos por um período LIFS (*Long Inter Frame Spacing*) de uma duração de no mínimo 40 símbolos ($aMinLIFSPeriod = 40$ símbolos) (IEEE 802.15.4,

2006). Basicamente, no caso de *beacons* desabilitados, a transmissão de um quadro ACK (mensagem de reconhecimento no nível da camada de enlace) começa após um tempo definido por *TurnAroundTime* depois da recepção do quadro de dados. O tempo de transmissão de um ACK é mostrado na figura 8.

Em uma rede com o modo *beacon* habilitado, um dispositivo central, nomeado de coordenador PAN da rede, transmite um *beacon* periodicamente no qual outros dispositivos usam-no para sincronização e para determinação de quando estão liberados para transmissão e recepção de mensagens. A mensagem *beacon* é usada para definir uma estrutura chamada de *superframe* em que todos os nós na rede serão sincronizados. Essa estrutura é mostrada na figura 9.

Figura 9 - Estrutura do *superframe* utilizado pelo padrão IEEE 802.15.4
Fonte: IEEE 802.15.4 (2006)

O formato de um *superframe* é definido pelo coordenador. O *superframe* é limitado pelos *beacons* e é enviado pelo coordenador. O quadro *beacon* é transmitido no primeiro intervalo de tempo (*slot*) de cada *superframe*. Se o coordenador não deseja usar a estrutura de *superframes*, pode desligar as transmissões de *beacons*. Existe um período ativo durante o qual a comunicação se processa e um período inativo (opcional), durante o qual os dispositivos podem desligar seus transceptores para conservar energia (modo de dormência). O período ativo é dividido em 16 períodos de tempo iguais (*slots*). Imediatamente seguindo o *beacon* vem o período de acesso de contenção (CAP - *Contention Access Period*). Durante esse período os dispositivos devem se comunicar usando o mecanismo *slotted CSMA/CA*. Isso é similar ao CSMA/CA sem *slots*, exceto pelo fato de que os períodos de *backoff* são alinhados com os limites dos *slot* (IEEE 802.15.4, 2006).

O CAP deve conter no mínimo 8 períodos ativos, mas pode chegar até 16. Seguindo o CAP, existe um opcional período livre de contenção (CFP - *Contention Free Period*), que pode ter até 7 períodos ativos. Em um CFP o coordenador PAN reserva períodos (GTS) para algum dispositivo. Durante um GTS, um dispositivo tem acesso exclusivo ao canal e não executa CSMA/CA. Durante um desses GTSs, um dispositivo pode transmitir ou receber dados de seu coordenador PAN, mas não ambos. Um GTS será reservado somente pelo coordenador da rede (PAN). O comprimento de um GTS deve ser um múltiplo inteiro de um período ativo (*slot*) e todos os GTSs devem ser contidos no CFP e são localizados no final do período ativo do *superframe* (IEEE 802.15.4, 2006).

Um dispositivo pode desabilitar seu transceptor durante um GTS designado para outro dispositivo a fim de conservar energia. Para cada GTS o coordenador armazenará no pacote *beacon* o intervalo de partida (*slot*), comprimento, direção e endereço do dispositivo associado. A direção do GTS é especificada como transmissão ou recepção.

A estrutura do *superframe* é definida pelos valores dos atributos *macBeaconOrder* (BO) e *macSuperframeOrder* (SO) (IEEE 802.15.4, 2006). O intervalo de tempo no qual o coordenador transmitirá seus quadros *beacon* é definido como BI (*Beacon Interval*) e se relaciona com o parâmetro BO de acordo com a equação 1.

$$BI = aBaseSuperframeDuration * 2^{BO} \text{ símbolos} \quad (1)$$

Sendo $0 \leq BO \leq 14$ e $aBaseSuperframeDuration = 960$ símbolos.

Se BO for igual a 15 (BO=15) o *superframe* não existirá e o valor do SO será ignorado. A unidade símbolo é uma unidade de tempo que depende do tipo de modulação utilizado em cada banda de frequência. Nas bandas de 902/868 MHz a modulação é BPSK e um símbolo corresponde a 1 bit, enquanto na banda de 2,4 GHz com modulação O-QPSK um símbolo corresponde a 4 bits. (O atributo MAC SO define o comprimento da porção ativa do *superframe*) (IEEE 802.15.4, 2006). O intervalo de tempo relativo à parte ativa do *superframe* SD (*Superframe Duration*) se relaciona com o parâmetro SO de acordo com a equação 2.

$$SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO} \text{ símbolos} \quad (2)$$

Sendo $0 \leq SO \leq BO \leq 14$.

Para valores iguais de SO e BO, a duração do *superframe* será igual à duração do *beacon* e nesse caso não existirá a parte inativa do *superframe*. A porção ativa de cada *superframe* é dividida em 16 intervalos igualmente espaçados com duração de $aBaseSlotDuration * 2^{SO}$, sendo que *aBaseSlotDuration* é igual a 60 símbolos. Durante SD, a parte ativa, os nós podem enviar seus quadros no começo de cada *slot* usando *slotted* CSMA/CA durante o período CAP. No caso do canal estar ocupado, o nó computa seu período de *backoff* baseado em um número de intervalos de tempo (*slots*).

Redes PAN que utilizam a estrutura de *superframe* são configuradas com o atributo BO com um valor entre zero (0) e 14 e BO com um valor entre zero (0) e o valor de BO. Em caso contrário, estes atributos seriam configurados com o valor de quinze (15) (IEEE 802.15.4, 2006), o coordenador não transmite *beacons* e GTSs não são permitidos. Além disso, todas as transmissões, com a exceção de quadros de reconhecimento e quadros de dados que imediatamente seguem o reconhecimento de um comando de pedido de dados, usam o mecanismo CSMA/CA para acessar o canal. A rede define quatro estruturas de quadros: quadro de *beacon*, quadro de dados, quadro de reconhecimento e quadro de comandos MAC (IEEE 802.15.4, 2006).

O algoritmo *slotted* CSMA/CA é baseado em uma unidade de tempo chamada de *Backoff Period* (BP), que é igual à ($aUnitBackoffPeriod = 80$ bits) 80 bits (0,32 ms). Esse algoritmo depende principalmente de três variáveis: (1) BE: que permite a computação do atraso *backoff*; (2) *Contention Window* (CW): que representa o número de BPs durante o qual o canal deve ser sentido inativo antes de acessar o canal; (3) *Number of Backoff* (NB) representa o número de vezes que o algoritmo CSMA/CA foi requisitado enquanto tentava acessar o canal (IEEE 802.15.4, 2006). A Figura 10 apresenta o fluxograma do algoritmo *slotted* CSMA/CA.

Primeiramente, NB e CW são inicializados (NB = 0 e CW = 2) (passo 1). BE é também inicializado para 2 (BE = 2) ou BE = min (2, *macMinBE*), dependendo do valor da extensão de vida da bateria. O *macMinBE* é uma constante e tem valor padrão igual a três (3). Então, o algoritmo inicia um contador de número randômico de BPs uniformemente gerado entre $\{0, 2^{BE} - 1\}$ (passo 2). O contador deve iniciar no limite de BP. Quando o cronômetro expirar o algoritmo executa a operação CCA aos limites BPs para avaliar a atividade do canal (passo 3). Se o canal estiver ocupado (passo 4), CW é reinicializado para dois (CWinit=2) e NB e BE são incrementados. BE não deve exceder *aMaxBE* (valor padrão fixado em cinco - 5). O incremento de BE aumenta a probabilidade de ter maiores atrasos de *backoff*. Se o

número máximo de *backoff* ($NB = macMaxCSMABackoffs = 5$) é alcançado, o algoritmo informa uma falha para as camadas de cima, caso contrário, volta para o passo 2 e a operação *backoff* é reiniciada. O protocolo permite que a variável *aMaxFrameRetries* seja igual a 3 depois de cada fracasso. Se o canal estiver ocioso, CW é decrementado (passo 5). A operação CCA é repetida se CW for diferente de zero (0). Se o canal é sentido novamente como inativo o nó tenta transmitir contanto que o restante do BPs no atual CAP seja suficiente para transmitir o quadro e o reconhecimento subsequente. Se não, o CCAs e o quadro de transmissão são ambos diferidos para o próximo *superframe*. Isto é chamado de deferência de CCA.

Figura 10 - Algoritmo *slotted CSMA/CA*- IEEE 802.15.4
Fonte: IEEE 802.15.4 (2006)

O comportamento do mecanismo *slotted CSMA/CA* é afetado por quatro parâmetros de inicialização que são: (1) o mínimo *BE* (*macMinBE*); (2) o máximo *BE* (*aMaxBE*); (3) o valor inicial do CW (*CWinit*); e, por fim, (4) o número de máximo de *backoffs* (*macMaxCSMABackoffs*).

O algoritmo *slotted CSMA/CA* pode ser modificado para habilitar uma entrega rápida de *frames* de alta prioridade utilizando uma estratégia de harmonização de prioridades. Os nós que possuem um *frame* de alta prioridade para ser transmitido devem enviar um tom de sinal antes da transmissão do *beacon*. Se o tom de sinal for detectado pelo coordenador PAN, uma notificação de emergência é carregada no *frame beacon*, que alerta os outros nós sem

mensagens urgentes para adiar a transmissão deles por um período de tempo, para privilegiar as transmissões de *frames* de alta prioridade no começo do período de acesso de contenção.

A figura 11 mostra uma diferenciação de estratégias de serviços para a entrega rápida de *frames* de alta prioridade e de baixa prioridade. Ao invés de um mesmo parâmetro para ambos os tipos de tráficos, são denotados para cada classe seus atributos. São denotados $[macMinBE_{HP}, aMaxBE_{HP}]$ e CW_{HP} o intervalo de *backoff* e a janela de contenção de valores iniciais para tráfego de prioridade alta relacionadas para comandar os *frames*, e $[macMinBE_{LP}, aMaxBE_{LP}]$ e CW_{LP} os valores iniciais para tráfego de baixa prioridade relacionado ao quadro de dados. Assim, uma fila de prioridade pode ser aplicada para reduzir os atrasos nas filas de tráfego prioritários. Neste caso *slotted CSMA/CA* usa um agendamento de prioridades para seleccionar os *frames* para as devidas filas e então aplica os parâmetros adequados correspondendo a cada classe de serviço.

Figura 11 - Diferentes estratégias de serviços – *slotted CSMA/CA*
Fonte: IEEE 802.15.4 (2006)

Apesar do padrão IEEE 802.15.4 utilizar o mecanismo CSMA/CA para ter acesso aos canais, ele não inclui o mecanismo *Request-to-Send* (RTS) e *Clear-to-Send* (CTS) em consideração a baixa taxa de dados usada nas redes de baixo consumo.

No caso da topologia em malha, não há envio de *beacons*, mecanismo que garante o sincronismo dos nós na topologia estrela, o que oferece a possibilidade de desligamento do rádio em um período específico. Nesse caso, como não há envio de *beacons*, a atual

especificação IEEE 802.15.4 (2006) não prevê solução para períodos de desligamento do rádio. É abordado nas seções 3.3 e 3.4 que está sendo desenvolvida uma extensão na norma para prever mecanismos para poder executar o estado de dormência para dispositivos organizados numa topologia em malha.

3.1.2.4 Sentido de comunicação

O padrão IEEE 802.15.4 define três sentidos de comunicação para as RSSF nos modos de operação com ou sem a estrutura do *superframe*. No primeiro caso, a orientação da comunicação ocorre de um dispositivo na rede para o coordenador. No segundo caso, a comunicação ocorre de forma inversa. No terceiro caso, a orientação da comunicação pode ocorrer em qualquer sentido para qualquer tipo de dispositivo. Em uma topologia em estrela os dois primeiros casos são utilizados, enquanto que em uma topologia em malha todos os casos podem ser usados.

No primeiro caso, para o modo de operação com a estrutura do *superframe* habilitada, quando um dispositivo deseja enviar dados para um coordenador, primeiramente deve-se esperar o recebimento de um *beacon* para que ocorra a sincronização com o *superframe*. Em um tempo apropriado, a informação coletada na rede é transmitida para o coordenador usando o CSMA/CA *slotted*. O coordenador, opcionalmente, pode enviar uma mensagem de reconhecimento para garantir que o pacote chegou corretamente. Este procedimento é ilustrado na figura 12 (a).

Entretanto, quando a estrutura do *superframe* não é habilitada, um dispositivo não necessita esperar o recebimento de um *beacon* para enviar uma informação. Em um tempo apropriado, a informação é transmitida utilizando o CSMA/CA sem *slots*, conforme descrito na figura 12 (b). Nesse modo de comunicação, o dispositivo verifica se o meio está ocioso antes de iniciar a transmissão com o intuito de diminuir a probabilidade de colisões. Quando uma colisão é detectada, o dispositivo aguarda um intervalo de tempo antes de tentar retransmitir o pacote novamente.

Figura 12 - Transferência de dados para o coordenador
Fonte: Silva (2008)

No segundo caso, para o modo de operação com a estrutura do *superframe* habilitada, quando um coordenador desejar enviar dados para um dispositivo na rede ele indica explicitamente no *beacon* sua intenção de transmissão. Ao receber um *beacon* um dispositivo de rede percebe que uma mensagem está pendente e dessa forma envia uma requisição para o coordenador, autorizando-o a transmitir a informação. Ao receber a autorização, o coordenador envia uma mensagem de reconhecimento informando que a autorização chegou corretamente e em seguida a informação pendente é transmitida utilizando-se o CSMA/CA *slotted* e, ao receber os dados, o dispositivo de rede encaminha uma mensagem que informa o recebimento. Esse procedimento é ilustrado na figura 13 (a). Entretanto, quando a estrutura do *superframe* não está habilitada, o procedimento é ligeiramente diferente. Nesse caso, dispositivos de rede são configurados para enviarem periodicamente mensagens ao coordenador para saber se informações estão pendentes. Caso alguma informação esteja pendente, o coordenador as envia para os dispositivos conforme a descrição da figura 13 (b).

Outra atribuição do padrão IEEE 802.15.4 relaciona-se com os mecanismos necessários para a formação da rede (IEEE 802.15.4, 2006). Mesmo que o modo de transmissão baseado na estrutura do *superframe* esteja desabilitado, na fase de formação da rede as trocas de mensagens utilizam o *superframe*. O mecanismo é inicializado após o coordenador principal da rede (nó *sink*) ser configurado. Após um nó sensor ser inicializado, uma verificação nos canais de comunicação é realizada com a finalidade de encontrar *beacons* enviados pelo coordenador principal ou por outros dispositivos que já conseguiram entrar na rede. Sem perda de generalidade, podemos classificar um dispositivo que já entrou na rede como um coordenador. No momento que um dispositivo encontra um coordenador da rede,

algumas mensagens são trocadas visando a entrada na rede por parte do dispositivo, conforme ilustrado na figura 14.

Figura 13 - Transferência de dados do coordenador
Fonte: Silva (2008)

Inicialmente, o dispositivo envia uma mensagem ao coordenador solicitando a entrada na rede. O coordenador, ao receber esta mensagem, responde com uma mensagem de reconhecimento. Nesse momento, o coordenador tem um tempo limite (*macResponseWaitTime*) para verificar a possibilidade da entrada do dispositivo na rede. Por outro lado, quando o dispositivo recebe a mensagem de reconhecimento, um atraso de (*macResponseWaitTime*) tempo ocorre (IEEE 802.15.4, 2006). Após esse tempo, o dispositivo envia uma requisição de dados com a finalidade de confirmar a disponibilidade do coordenador em adicionar o dispositivo na rede. Em seguida, mensagens de confirmação são enviadas pelo coordenador para confirmar a entrada na rede.

Figura 14 - Mecanismo de formação da rede definido pelo IEEE 802.15.4
Fonte: Silva (2008)

3.1.2.5 Serviços da camada de enlace

A camada MAC é responsável por estabelecer uma interface de comunicação entre a subcamada SSCS¹⁰ (*Service Specific Convergence Sublayer*) (figura 15) e a camada física, além de fornecer serviços às camadas superiores (LLC - IEEE 802.2) através da supracitada SSCS, ou diretamente, através de outros tipos de LLC proprietárias (CAMPOS, 2006). Essa interface é possível em razão de dois serviços, conhecidos como SAP (*Service Access Points*), que são (IEEE 802.15.4, 2006):

- MCPS-SAP (*MAC Cammom Part Sub Layer - Service Access Points*);
- MLME-SAP (*MAC Sub Layer Managment Entety - Service Access Points*).

Cada camada disponibiliza vários serviços tanto para as camadas inferiores e suas subcamadas assim como para as camadas superiores (camada de rede neste caso). Os serviços são baseados em primitivas que executam funções específicas para cada camada. As primitivas efetuadas pelo MLME realizam as funções de gerenciamento e as primitivas efetuadas pelo MCPS figuram as relações de trocas de dados. Estas primitivas são importantes, pois fazem a interação com as entidades responsáveis por determinadas funções nas camadas inferiores e nas camadas superiores podendo trocar informações entre si.

¹⁰ A camada SSCS é uma interface para a camada de controle de enlace lógico (LLC – IEEE 802.2), subcamada MAC e a camada de rede.

A camada física interage com a camada MAC através de suas primitivas: Serviços de Dados, providas através do PD-SAP (*Physical Data – Service Access Point*), e de Serviço de Gerência através do seu PLME-SAP (*Physical Layer Management Entity – Service Access Point*), provido pela entidade de gerência da camada (PLME), como ilustrado na figura 15. Pelo PD-SAP é disponibilizada a primitiva PD-DATA, responsável pela troca de dados entre camadas MAC pares. E pelo PLME-SAP são disponibilizadas as primitivas: PLME-CA (informa a avaliação de canal vazio), PLME-ED (Detecção de energia), PLME – GET/SET (escrita e leitura de atributos do PIB (*Physical PAN Information Base*)), e PLME-TRXENABLE (habilita ou desabilita o transceptor). PIB também faz parte da camada física, é à base de informações necessárias para o correto funcionamento da camada e se encontra sob domínio do PLME.

Em suma, a subcamada MAC é dividida por duas subcamadas que se comunicam entre si; a MCPS (*MAC Common Part Sub Layer*) e a MLME (*MAC Sub Layer Management Entity*) que acedem respectivamente à camada física inferior pelo PD-SAP (*Physical Data Service Access Point*) e pelo PLME (*Physical Layer Management Entity*) descrita conforme o IEEE 802.15.4 (IEEE 802.15.4, 2006).

No IEEE 802.15.4, as primitivas são especificados tanto na camada física assim como na camada de ligação lógica; e somam um total de 49 das quais 35 pertencentes à camada lógica, especificamente na subcamada MAC, e 14 localizam-se na camada física.

Das 35 primitivas da subcamada MAC, figuram as principais (IEEE 802.15.4, 2006):

- MCPS-DATA – troca de pacotes de dados entre MAC e camada superior (SSCS);
- MLME-ASSOCIATE/DISASSOCIATE – associa e dissocia a rede;
- MLME-SYNC / SYNC-LOSS – sincronização do Dispositivo;
- MLME-SCAN – vasculha os canais de rádio;
- MLME-GET / -SET– recupera/escreve os parâmetros MAC PIB;
- MLME-START / BEACON-NOTIFY – gerenciamento de *beacon*;
- MLME-POLL – sincronização sem *beacon*;
- MLME-GTS – gerência de GTS;
- MLME-ORPHAN – gerenciamento de dispositivo órfão;
- MLME-RX-ENABLE – habilita/desabilita o sistema de rádio.

Figura 15 - Comunicação entre as camadas do IEEE 802.15.4

Dessa forma, os serviços MLME e MCPS só serão realizáveis com a utilização dos comandos e das primitivas da camada MAC. Todavia, não pertence ao escopo desta tese abordar cada uma dessas primitivas MAC. Mais detalhes podem ser encontrados na especificação IEEE 802.15.4 (2006).

3.2 Roteamento em redes de sensores sem fio

Esta seção tem como objetivo apresentar uma revisão dos trabalhos encontrados na literatura envolvendo protocolos de roteamento para RSSF em geral, independentemente da aplicação. Em razão da existência de centenas de trabalhos propostos na literatura, esta seção aborda os protocolos relacionados com o histórico de desenvolvimento dos protocolos em geral e os propostos nesta tese.

A principal função de um protocolo de roteamento, que é composto por um ou mais algoritmos, é encontrar e estabelecer rotas entre dois nós que desejam se comunicar. Podem-se classificar os protocolos de roteamento para RSSF segundo os seguintes critérios:

- Distribuído ou centralizado: No modelo centralizado, as rotas são criadas exclusivamente por um dispositivo gerenciador de rede. Por outro lado, no modelo distribuído, as rotas são formadas a partir da decisão de cada dispositivo da rede, que são também roteadores;

- Pró-ativo ou reativo: No caso de algoritmos reativos, as rotas são determinadas a partir de uma disseminação global entre os nós (conhecido como *flooding*), à procura do dispositivo destinatário quando um fluxo de informações (disparado pela camada superior) é requisitado. Quando a rota é determinada, esta fica armazenada na memória dos dispositivos participantes. Ao invés de construir rotas otimizadas apenas quando surge a necessidade, algoritmos pró-ativos mantêm uma matriz de conexões sempre atualizada, que reflete o atual estado da rede e dos canais disponíveis para trânsito de dados;
- Única rota ou múltiplas rotas: Algoritmos de múltiplas rotas suportam mais de uma rota para o mesmo destino enquanto que o de única rota apenas uma rota;
- Plano ou hierárquico: No modelo plano todos os dispositivos são pares de todos os outros e não existe algum tipo de organização ou estruturação na rede. No hierárquico, por outro lado, a rede é dividida em regiões denominadas domínios, que podem ainda ser divididos em subdomínios;
- Geográfico ou não: Roteamento geográfico considera a informação do posicionamento geográfico para decisões sobre o roteamento. As informações sobre posicionamento podem ser obtidas através de GPS;
- Baseado em vetor distância ou em caminho mais curto ("link state"): Algoritmos "*link state*", enviam as informações de roteamento para todos os dispositivos, ou seja, disseminações globais. A informação enviada diz respeito apenas aos dados da sua tabela de roteamento que sofreram algum tipo de alteração. Ao contrário, os algoritmos do tipo vetor distância, também conhecidos como Bellman-Ford (HUITEMA, 1995), enviam toda a sua tabela de roteamento, porém apenas para seus vizinhos e não para todos os dispositivos da rede como o "*link state*";
- Caminho único ou múltiplos caminhos: Em protocolos de caminho único (*single-path*) só existe uma cópia do pacote sendo transmitida até o destino. Em contrapartida, protocolos de caminhos múltiplos (*multi-path*) transmitem em paralelo múltiplas cópias da mensagem sob diferentes caminhos, de forma almejar uma taxa de garantia de entrega de pacotes mais alta, embora esse tipo de estratégia possa resultar numa grande quantidade de pacotes na rede, o que pode levar a colisões e redução de taxa de entrega.

Os protocolos abordados nas duas subseções seguintes são distribuídos, pró-ativos e reativos, de múltiplas rotas, que utilizam informações geográficas ou não e baseados em vetor distância e em “*link state*”. Com base nos critérios de classificação e nos protocolos propostos na literatura, pode-se pensar nas características mais apropriadas para redes urbanas.

Tais protocolos são divididos em protocolos de tráfego divergente e de tráfego convergente. É importante enfatizar que os protocolos foram classificados nos dois diferentes tipos de tráfego para redes urbanas, sendo que para outras aplicações, podem ser caracterizados de forma diferente.

3.2.1 Roteamento para tráfego divergente

Como exemplo de protocolos reativos, pode-se citar AODV (*Ad-Hoc On Demand Distance Vector*) (RFC 3561, 2003), DSR (*Dynamic Source Routing*) (BASAGNI et al., 1998) e DREAM (*Distance Routing Effect Algorithm for Mobility*) (BASAGNI et al., 1998). Como características desse tipo de roteamento destacam-se: alto consumo energético e comprometimento da garantia de entrega. Além disso, os dispositivos têm que manter grandes tabelas de roteamento em redes densas, o que seria inviável para redes grandes, pois tais dispositivos têm pouca memória disponível (CHEN e MOMCILOVIC, 2011). É interessante também ter o mínimo possível de quantidade de bytes no cabeçalho de pacote de rede (*overhead*), pois como anteriormente mencionado, o pacote é limitado pela especificação IEEE 802.15.4 (2006) no nível das camadas inferiores em 127 bytes.

Por outro lado, existem os protocolos pró-ativos, tais como DSDV (*Dynamic Destination Sequenced Distance-Vector*) (PERKINS e BHAGWAT, 1994) e OLSR (*Optimized Link State Routing*) (RFC 3626, 2003). Do ponto de vista computacional e de gasto energético tais algoritmos são muito custosos, pois são orientados a sempre manter as tabelas de roteamento de rede atualizadas. Portanto, para a aplicação desta tese os protocolos pró-ativos são menos adequados que os reativos, que já são não recomendados.

Em contraste com os protocolos reativos e pró-ativos, protocolos de roteamento geográfico podem ser a opção mais adequada para aplicação em questão. As vantagens desse tipo de roteamento são: não necessita de tabelas de roteamento e de rotinas de manutenção de caminhos e possui baixa quantidade de informações nos cabeçalhos de pacotes (*overhead*).

O primeiro algoritmo de roteamento geográfico encontrado na literatura é o algoritmo guloso (*greedy forwarding*) (FINN, 1987), no qual os dispositivos decidem para quem

encaminhar o pacote de acordo com a menor distância euclidiana em relação às coordenadas do dispositivo de destino.

Nos protocolos geográficos, os dispositivos mantêm armazenados principalmente a localização de seus vizinhos, que são populadas no nó graças ao mecanismo de “olá”. Para garantir a entrega de pacotes, algoritmos gulosos são frequentemente utilizados em combinação com estratégias de recuperação e, assim, possuem dois modos de operação. Tais estratégias são colocadas em ação quando ocorre um descarte de pacote no modo “puro” guloso, caso haja algum arranjo na rede que caracterize um obstáculo ou espaço vazio entre os nós.

A figura 16 mostra como são encaminhados os pacotes no algoritmo guloso: x é o vizinho de y mais próximo do destino D . O círculo pontilhado ao redor do nó x representa o raio de alcance de seu rádio em relação aos seus vizinhos.

A mais proeminente estratégia de recuperação utiliza grafos planares. A ideia básica é de planarizar a rede em um grafo unitário e encaminhar a mensagem na direção de superfícies adjacentes, que proveem o progresso do pacote até o destino final. Tais estratégias foram extensivamente estudadas em GFG (*Greedy-Face-Greedy*) (BOSE et al. 1999), GPSR (*Greedy Perimeter Stateless Routing*) (KARP e KUNG, 2000), GPVFR (*Greedy Path Vector Face Routing*) (LEONG et al., 2005) e GOAFR+ (*Greedy Other Adaptive Face Routing plus*) (KUHN et al., 2003).

Figura 16 - Exemplo de algoritmo guloso
Fonte: Karp e Kung (2000)

A primeira estratégia de recuperação desenvolvida foi criada em (KRANAKIS et al., 1999), na qual foi chamada inicialmente de *Compass Routing II* e garante entrega quando é executada em alguns tipos de grafos planares. Atualmente essa estratégia é chamada de roteamento de superfície (*face routing*) pela comunidade científica.

Em tais estratégias extensivamente estudadas, o pacote é encaminhado no modo guloso usando a distância euclidiana até o destino como critério de escolha de vizinhos. No caso do pacote encontrar um nó que não tenha vizinhos com a distância menor até destino do que a distância dele próprio, o pacote entra no modo do perímetro. Esse nó no qual o pacote entra no modo do perímetro foi denominado de côncavo por Lin et al. (2010). A partir do reconhecimento dessa situação, o pacote entra no modo do perímetro até que encontre um nó mais próximo do destino do que o nó côncavo, nó este que é chamado de nó de progresso por Lin et al. (2010), e então retorna ao modo guloso.

O protocolo GFG foi o primeiro a propor dois modos de operação num mesmo algoritmo geográfico. Esses dois modos correspondem ao modo guloso (*greedy*) e a estratégia de recuperação, que nesse caso é chamada de roteamento de superfície e utiliza a regra da mão direita para direcionar o fluxo de pacotes de rede entre os dispositivos num grafo unitário planarizado. Caso a distância do dispositivo até o destino seja menor que de seus vizinhos, o algoritmo retorna ao modo guloso. Posteriormente, outros autores (KARP e KUNG, 2000) propuseram algumas melhorias no GFG como servidor de posições para dispositivos móveis e adequação para o protocolo IEEE 802.11, chamando esse algoritmo de GPSR. Em GPSR, um grafo planar é construído para particionar o plano em regiões, chamadas de superfícies (do inglês *faces*). O pacote é roteado ao longo da fronteira da superfície utilizando a regra da mão direita durante o modo do perímetro. Uma vez que o pacote encontra uma borda que intersecciona com o segmento de linha do nó côncavo até o destino no ponto que está mais próximo do destino que o último ponto de intersecção encontrado, o pacote é roteado ao longo da superfície que contém a borda interseccionada e vai alternando entre as próximas bordas no sentido anti-horário.

A figura 17 mostra como é o critério utilizado para descarte de pacote no modo guloso, que pode ser chamado de falha no modo guloso. Nesse caso, quando o nó x necessita encaminhar um pacote ao nó D de destino, o algoritmo analisa a seguinte condição: o nó mais próximo ao destino e se essa distância do vizinho é obrigatoriamente menor que sua distância (de x) ao destino. No caso da figura 17, o algoritmo descartaria o pacote se não existisse a estratégia de recuperação, pois a distância de x é menor que a distância de seus vizinhos w e y em relação ao destino D . Assim, a partir deste momento, o protocolo ativa a estratégia de recuperação, que no GPSR é chamado de modo do perímetro.

A regra da mão direita direciona o pacote a atravessar o interior da superfície (região do polígono fechado ilustrado na figura 17) no sentido anti-horário, na ordem $x \rightarrow y$.

Posteriormente, y continuaria no modo do perímetro, encaminhando o pacote para o nó z . Finalmente, ao chegar ao nó z , esse nó sai do modo do perímetro e volta para o modo guloso e é encaminhado ao nó D . O polígono fechado é o chamado grafo planar unitário, que é uma lista de nós filtrada após um processamento de um algoritmo que considera a teoria de grafos. Portanto, pode-se visualizar uma RSSF como um polígono ou mesmo um grafo.

Figura 17 - Falha no algoritmo guloso
Fonte: Karp e Kung (2000)

Os grafos utilizados para fins de roteamento são RGN (*Relative Neighborhood Graph* - Grafo de vizinhança relativa) (TOUSSAINT, 1980) e GG (Grafo de Gabriel) (GABRIEL e SOKAL, 1969). Para mais detalhes sobre os procedimentos de eliminação de nós utilizando-se grafos, Karp e Kung (2000) pode ser consultado. Foi provado que se o grafo planar é GG ou RNG, só uma fronteira de superfície é atravessada durante um modo do perímetro de um pacote em razão de pelo menos um nó final da borda que intersecciona com o segmento de linha do nó côncavo até o destino é um nó de progresso (FREY e STOJMENOVIC, 2006). Isso implica que estratégias de recuperação de roteamento de superfície tais como utilizadas em GPSR, CFG, GOAFR+ e GPVFR garantem a entrega de pacote até o destino no GG e RNG.

Em GOAFR+, o modo do perímetro roteia o pacote ao longo da fronteira de superfície usando a regra da mão direita e a regra da mão esquerda alternadamente dentro de um círculo centralizado no destino. Esse círculo é aumentado a cada vez que o pacote tenta ultrapassá-lo no modo do perímetro e, a cada batida no círculo, o pacote muda a sua direção para a oposta que está sendo executada. A cada execução do algoritmo o raio do círculo é reduzido de acordo com a distância até o destino final. O objetivo do círculo é otimizar a rota de pacotes

para que o pacote retorne ao modo guloso quando corrompe a condição mostrada na equação (3).

$$p > \alpha * q \quad (3)$$

Sendo p o número de nós localizados mais próximo do destino que o nó côncavo e q o número de nós mais distantes do destino que o nó côncavo.

Em GPVFR, cada nó obtém o endereço físico dos nós dentro de n saltos no grafo planar. Assim que o pacote encontra um nó côncavo, o pacote é encaminhado ao nó de progresso mais próximo do destino se ao menos um nó de progresso está dentro de n saltos no grafo planar; caso contrário, o modo do perímetro roteia o pacote ao longo da fronteira da superfície em direção ao vizinho com n saltos mais próximo do destino usando a regra da mão direita. Uma vez que o pacote encontra uma borda que intersecciona com o segmento de linha do nó côncavo com o destino, o primeiro nó encontrado na borda interseccionada é configurado como um novo nó côncavo e o pacote é roteado ao longo da fronteira da superfície que intersecciona com o segmento de linha do novo nó côncavo até o destino.

Clouser et al. (2008) propôs o protocolo CFR (*Concurrent Face Routing*), que tem como objetivo reduzir atrasos na transmissão fim a fim. Pacotes são encaminhados ao longo da fronteira de superfície usando a regra da mão direita e a regra da mão esquerda em paralelo. Uma vez que o pacote encontra uma borda que intersecciona com o segmento de linha do nó côncavo até o destino, duas cópias do pacote são geradas, uma que explora a borda da superfície utilizando a regra da mão direita e outra a regra da mão esquerda. Além disso, mais duas cópias são sempre criadas quando é encontrado um ponto de intersecção entre duas fronteiras de superfície, no entanto, cópias são eliminadas assim que passam por um único nó.

Em *BoundHole* (FANG et al., 2004) e *FaceTrace* (ZHANG et al., 2007) não são construídos grafos planares. Usando a regra da mão direita, *BoundHole* identifica as fronteiras dos espaços vazios da rede para rotear pacotes no modo do perímetro. *BoundHole* é eficiente porque todas as bordas são utilizadas para roteamento. Entretanto, não há garantias de entrega de pacotes em razão da não utilização de grafos planares. Em *FaceTrace*, uma superfície é delimitada por um grafo *cluster* que consiste em chefes de cada um deles, no qual duas bordas são consecutivas no limite de superfícies apenas se eles são bordas consecutivas para um nó no sentido anti-horário. Cada nó na fronteira da superfície obtém o endereço físico de alguns

nós selecionados da fronteira da superfície e o nó encaminha o pacote para atravessar o limite da superfície que contém o nó selecionado mais próximo do destino. Para garantir entrega de pacotes, o pacote é roteado de uma superfície para outra usando a busca em profundidade (*Depth-First Search* - DFS), mecanismo tal que necessita que o pacote armazene as superfícies nas quais as fronteiras foram atravessadas pelo pacote.

Segundo Lin et al. (2010), a eficiência do modo do perímetro pode ser otimizado se o nó côncavo tiver informações sobre o nó de progresso e criaram o protocolo *ProgressFace*. Eles propuseram uma fase adicional para decidir a direção que o modo do perímetro deve encaminhar o pacote. O método consiste no envio de um pacote de tamanho pequeno ao longo da fronteira, que mapeia a região para que o pacote efetivamente seja transmitido. Dessa maneira, o nó côncavo constrói e armazena rotas a um ou mais nós de progresso e, assim escolhe a melhor opção, que resultaria na rota mais otimizada.

Na pesquisa de Li et al. (2010), os autores estudaram a necessidade de analisar as métricas de roteamento dos protocolos e discutiram as possíveis regras dos protocolos *greedy*, de superfície e protocolos mistos com os dois modos. Eles propuseram um método algébrico e definiram diferentes propriedades geométricas para os três tipos de protocolos mencionados. As condições necessárias são livre de *loop*, consistente e com garantia de entrega. As aplicações dessas três condições são ilustradas por diferentes métricas, que são: distância euclidiana, distância projetada e campo de forças.

Devido à alta mobilidade em aplicações com nós móveis (diferentemente da aplicação desta tese), a manutenção da lista de vizinhos não é apropriada, pois pode levar a problemas de eficiência. Em razão disso, Zhang e Shen (2010) desenvolveram um protocolo de roteamento que não conta com as mensagens de "olá". Para saber qual o nó mais próximo, o método utiliza o mecanismo de RTS/CTS.

Subramanian e Shakkottai (2010) propuseram um protocolo de roteamento que prevê soluções para os seguintes problemas: nós com erros de localização (erro de GPS) (i); só existe uma informação aproximada do destino, por exemplo, o quadrante no qual está localizado (ii); e, por fim, apenas uma quantidade de nós possui informação de localização.

Existem estudos que, com o objetivo de aumentar a vida da rede com nós alimentados por bateria, utilizam como critério de repasse do pacote a energia remanescente do nó. Entretanto, esses trabalhos não garantem a eficiência em termos de energia quando se considera o caminho como um todo. Wang et al. (2011) propuseram um protocolo de roteamento que considera a energia total da rota.

Assim como constatado recentemente por Liu e Feng (2009) e Lin et al. (2010), protocolos do tipo geográfico de natureza *stateless* (que não armazena no pacote a rota traçada) que possuem os dois modos *greedy* e de recuperação, não garantem a entrega de pacotes em cenários com “espaços”, pois a disposição dos nós não geram grafos planares e, assim, é impossível existir caminhos possíveis de todos os nós para todos os nós. Em razão disso, pesquisas são desenvolvidas no sentido de aumentar cada vez mais a taxa de entrega dos protocolos deste tipo.

Os trabalhos mencionados até então nesta seção são aplicados exclusivamente para tráfego *unicast*. O termo *unicast* significa uma conexão ponto a ponto sendo que dados são enviados de apenas um emissor para um receptor. O tipo de roteamento mais apropriado no caso do contexto aplicado é o chamado *geocast*. Tais protocolos entregam mensagens de rede para os dispositivos dentro de uma determinada região geográfica, chamada de região de destino. Como a mensagem é enviada de um dispositivo para uma região destino, o termo *geocast* significa o envio de uma mensagem de um dispositivo para muitos, diferentemente do termo *unicast* que é de um dispositivo para outro.

Existem diversos protocolos de roteamento desenvolvidos para esse fim, dentre eles baseados em inundação de mensagens, inundação direcionada e sem inundação.

GeoFlood (ARANGO et al., 2004) é um algoritmo *geocast* baseado em inundação de mensagens. O primeiro pacote a chegar à região de destino faz um *broadcast* para todos os nós dessa região. A fim de minimizar o problema de perda de pacotes em razão da inundação global, os autores propuseram que cada dispositivo ao receber um pacote de rede espere uma pequena quantidade de tempo antes de encaminhá-lo novamente.

LBM (*Location Based Multicast*) (KO e VAIDYA, 1999), por sua vez, opera com inundação direcionada (*LBM Box*). Esse protocolo define dois tipos de região, a de destino (em vermelho nas figuras 18 e 19) e a de encaminhamento (em azul nas figuras 18 e 19). A região de encaminhamento é definida com uma área em direção à região de destino pelo dispositivo de origem e pacotes encaminhados fora dessas duas áreas são descartados. Existe também uma variação que é baseada puramente em inundação (*LBM Flooding*), na qual define a região de encaminhamento como toda área fora da região de destino. A diferença entre os tipos de LBM é mostrada nas figuras 18 e 19.

Figura 18 – LBM Box

Liao et al. (2000) propuseram o protocolo Geogrid, que utiliza o conceito de *grid* (célula virtual), que seria um quadrado de tamanho $d \times d$. A zona de encaminhamento é definida pela localização do dispositivo de origem, da mesma forma que o LBM. Dentro de cada *grid*, um dispositivo especial chamado de *gateway* é eleito. A principal diferença entre LBM e GeoGrid é que apenas os dispositivos *gateways* têm a responsabilidade de encaminhar pacotes. Existem duas variações de GeoGrid: baseado em inundação e em bilhetes (*tickets*). A diferença entre eles é que no baseado em bilhetes o dispositivo de origem distribui uma quantidade de bilhetes para os *gateways* que estão mais perto da região de destino e, o dispositivo que receber mais bilhetes é o eleito a encaminhar o pacote num determinado instante.

Ko e Vaidya (2000) propuseram o protocolo GeoTORA, que combina a comunicação ponto a ponto (*unicast*) e inundação de mensagens. Foi derivado do algoritmo *unicast* chamado TORA (*Temporally Ordered Routing Algorithm*), que é baseado no conceito do *link* reverso, proposto para ser utilizado em redes altamente dinâmicas (móveis), é do tipo reativo e possui múltiplas rotas para o mesmo par fonte e destino. O algoritmo TORA executa basicamente três funções, sendo elas, criação de rotas, manutenção de rotas e remoção de rotas. GeoTORA utiliza então a parte *unicast* do algoritmo TORA e, quando o pacote alcança a região de destino, uma inundação de mensagens é realizada nessa região.

cálculo dessa distância mínima, foi utilizado o chamado ponto de Fermat. Os autores generalizaram o conceito para duas ou mais regiões de destino.

Em Barnerjee e Dutta (2008), foi proposto um protocolo *geocast* baseado em lógica *fuzzy* com o objetivo de aumentar a probabilidade de o pacote alcançar a região de destino com custo mínimo em cenários de alta mobilidade. Foi introduzido nesse trabalho o conceito de zona de precisão, que é calculada utilizando lógica *fuzzy* em tempo de execução da seguinte maneira: os dispositivos que tem capacidade de fornecer um caminho de custo mínimo ficam dentro de uma zona de precisão, e são aconselhados a ficar dentro de uma região limitada até encaminhar a mensagem. Inundações são constantemente realizadas, a fim de marcar as zonas de precisão, de encaminhamento e de destino em cenários de alta mobilidade.

Lian et al. (2009) sofisticaram o protocolo GFP, chamando-o de VSFG (*Virtual Surrounding Face Geocasting*). Ele é dividido em três fases: encaminhamento ponto a ponto, roteamento de superfície e inundação restrita. O encaminhamento ponto a ponto é feito exatamente igual ao GFP enquanto que o roteamento de superfície foi desenvolvido de forma similar ao GFP utilizando a regra da mão direita para percorrer a superfície que sofre um processamento de grafo planar unitário, com a diferença exclusiva de não levar em consideração os vértices em comum de superfícies vizinhas, que leva a considerar duas ou mais superfícies unidas. A inundação restrita é feita de forma que possa alcançar todos os dispositivos da região de destino mesmo que tenha espaços vazios ou obstruções internas.

Trabalhos como GOAFR+ (KUHN et al., 2003), GPVFR (LEONG et al., 2005), VSFG (LIAN et al., 2009) e *ProgressFace* (LIN et al., 2010) foram focados em otimizar a rota a ser percorrida em relação ao modo do perímetro. Entretanto, tais trabalhos requerem um número de bytes adicional no cabeçalho dos pacotes, o que não é aceitável no protocolo uma vez que o limite do IEEE 802.15.4 é muito baixo (127 bytes). Protocolos geográficos que possuem os dois modos de operação (guloso e de recuperação) devem incluir no pacote obrigatoriamente informações básicas de localização do destino, ID do nó concavo, estampa de tempo, tipo do pacote, número de sequência e localização do nó de origem. Além disso, tal otimização pode não ser necessária, pois numa rede densa, como é caracterizada a rede urbana da aplicação em iluminação pública, raramente os pacotes entrariam no modo de perímetro.

Segundo Watteyne (2008), o algoritmo de superfície não oferece garantia de entrega (ou seja, conectividade total no grafo) quando as coordenadas do GPS são aproximadas. Apenas quando são utilizadas coordenadas reais (posicionamento perfeito, segundo o autor) é

que os grafos apresentam suas propriedades originais. Contudo, o autor não deixa claro se todo tipo de dispositivo de GPS sempre fornece coordenadas aproximadas ou se algum nível de precisão (talvez em casas decimais) garante que as coordenadas sejam exatas.

Baseado nisso, Watteyne (2008) comprovou quantitativamente que seu algoritmo *3-rule* (das três regras) pode substituir a parte de roteamento de superfície, de forma que seja utilizado o modo guloso e o modo das três regras. A ideia principal do algoritmo das três regras é a utilização de uma lista de IDs de dispositivos que já foram atravessados, para determinar o próximo salto. Essa lista é armazenada no pacote, a medida que vai sendo roteado. As três regras são: i) nunca enviar uma mensagem para um vizinho que tenha enviado anteriormente; ii) enviar uma mensagem de volta para um de seus vizinhos apenas se ele tem vizinhos que nunca se comunicaram; iii) no caso de vários vizinhos, o nó corrente pode enviar uma mensagem de volta e escolhe o vizinho que enviou o pacote por último. Além disso, nesse trabalho, o autor afirma que seu algoritmo das três regras garante a entrega de pacotes inclusive em grafos não planares unitários, superando assim o algoritmo da superfície, que garante a entrega apenas em grafos planares unitários. Contudo, para a aplicação em iluminação pública, a inclusão dos IDs dos dispositivos nos quais o pacote já tenha atravessado é um problema, pois o número de dispositivos é muito grande e o pacote IEEE 802.15.4 é limitado em tamanho, como mencionado anteriormente.

Complementarmente, num trabalho posterior, Watteyne et al. (2009b) afirmou que a utilização de coordenadas geográficas reais na prática não tem sentido para roteamento de mensagens. Segundo um estudo feito por esse autor, a distância real não reflete o alcance do rádio dos nós: alguns dispositivos podem estar muito perto de outros, mas não se “enxergam” e, em outros casos, dispositivos distantes podem ser vizinhos pois o sinal pode ser refletido e alterado de acordo com o ambiente. Em razão disso, Watteyne et al. (2009b) propôs a utilização de coordenadas geográficas virtuais ou relativas, que não têm relação com coordenadas geográficas reais. O mecanismo de coordenadas virtuais é baseado na operação da rede e não necessita de fase de inicialização: quando um nó está em operação, escolhe inicialmente coordenadas virtuais arbitrárias sem se comunicar com os vizinhos. Quando o nó envia uma mensagem, atualiza suas coordenadas em função da posição virtual média de seus vizinhos (ou centro de gravidade dos vizinhos) (WATTEYNE et al., 2009b). Assim, de acordo com o encaminhamento dos pacotes, as posições dos nós da rede vão se ajustando. O *sink* possui um comportamento diferente: quando está em operação, sua posição é $\{0,0\}$ e suas coordenadas nunca são modificadas.

O estudo feito por Watteyne et al. (2009b) traz à tona um comportamento na prática com relação às coordenadas reais, o que deve ser considerado. Todavia, para roteamento *geocast*, é necessário que sejam utilizadas as coordenadas reais. Além disso, para a aplicação em iluminação pública, os pontos de iluminação possuem suas coordenadas armazenadas em mapas digitais de concessionárias de iluminação pública e o sistema de iluminação deve conhecer as coordenadas reais para manter a ligação lógica para determinadas operações. Portanto, com uma associação lógica entre coordenadas reais e virtuais, pode-se solucionar o problema exposto por Watteyne et al. (2009b) e, assim, utilizar as soluções aqui propostas, de forma que sejam independentes do tipo de coordenadas, virtuais ou reais.

3.2.2 Roteamento para tráfego convergente

Tais protocolos citados até então foram extensivamente utilizados para o chamado tráfego divergente. No caso do protocolos *geocast*, a utilização é exclusivamente para o tráfego divergente. Os próximos parágrafos referem-se a estudos e protocolos destinados ao tráfego convergente em cenários em larga escala.

Em relação a redes em grande escala, que podem ser aplicados ao tráfego convergente, alguns protocolos de roteamento foram propostos. Em sua grande maioria, geográficos, nos quais os nós sabem suas posições geográficas e não necessitam manter tabelas de roteamento, são considerados adequados em relação a escalabilidade, tais como estudados em Bose et al. (1999), Karp e Kung (2000), Kuhn et al. (2003) e Leong et al. (2005).

Outros trabalhos, tais como de Pei et al. (1999) e Xu et al. (2001), consideram que protocolos de roteamento hierárquico são a opção adequada para redes grandes, pois os nós são distribuídos em grupos, os quais são responsáveis pela diminuição das entradas das tabelas de roteamento. Entretanto, existe uma limitação desse tipo de roteamento pois a tabela de roteamento pode se tornar tão extensa que um nó IEEE 802.15.4 não seja capaz de armazená-la.

Para resolver esse problema, Zhou et al. (2006) estudaram um protocolo híbrido, que utiliza as informações geográficas para tráfego entre os grupos de hierarquia e algoritmos de roteamento “*link state*” para manter atualizadas as informações dentro de um grupo. Contudo, a desvantagem de protocolos hierárquicos é a pré-configuração necessária para atribuição dos nós dentro de cada grupo, que é na verdade a atribuição de um endereço de grupo. É desejável

que o nó seja automaticamente comissionado, isto é, quando é alimentando energeticamente, entra em operação.

Os trabalhos existentes na área, de redes em grande escala e tráfego convergente, também dedicam-se a estudar e avaliar protocolos da camada de enlace, que tratam de congestionamento como de Le e Henriksson (2008), Krishnamurthy e Sazonov (2009), Luo (2009) e Li et al. (2010).

Tais informações citadas motivaram o estudo de um protocolo de roteamento para redes em larga escala, o que também levam a concluir que o protocolo baseado no gradiente pode ser a melhor solução para o tráfego convergente, pois é um protocolo simples que não precisa de pré-configuração e pode ser adequado para grandes redes.

A ideia principal do algoritmo de roteamento baseado no gradiente é encaminhar o pacote em direção ao *sink* tomando como regra a escolha de vizinhos que possuem o menor peso, variável tal que tem como valor o número de saltos em relação ao *sink*.

Para que o processo de roteamento seja possível, na fase de inicialização o nó *sink* envia uma mensagem *broadcast* que contém o seu peso, de valor zero ($P=0$). Os nós que recebem o pacote do tipo “inicialização de gradiente” (*setup*) atribuem o valor incrementado a sua variável de peso e, posteriormente, realizam a transmissão com endereço *broadcast* para outros nós da rede, de forma a atribuir pesos a todos os nós da rede, formando uma espécie de níveis de peso (P) na rede, como mostrado na figura 20.

Existem duas categorias de protocolos de roteamento baseado em gradiente: *single-path* (caminho único) e *multi-path* (caminhos múltiplos). Em protocolos de caminho único só existe uma cópia do pacote sendo transmitida até o destino. Em contrapartida, protocolos de caminhos múltiplos transmitem em paralelo múltiplas cópias da mensagem sob diferentes caminhos, de forma almejar uma taxa de garantia de entrega de pacotes mais alta, embora esse tipo de estratégia possa resultar numa grande quantidade de pacotes na rede, o que pode levar a colisões e redução de taxa de entrega.

Protocolos de caminho único são mais simples e consomem menos recursos da rede em geral que os protocolos de caminhos múltiplos. Por outro lado, protocolos de caminho único têm o fluxo interrompido na primeira barreira ou problema de transmissão ou de recepção de pacotes, enquanto que protocolos de múltiplos pacotes apresentam maior probabilidade dos pacotes chegarem a seus destinos, de acordo com o número de cópias que são trafegadas até o destino (YE et al., 2005).

Figura 20 – Mapeamento dos pesos do protocolo de roteamento

Fonte: Ye et al. (2005)

Baseado nos protocolos sob demanda tais como DSR e AODV, Poor (2000) propôs um protocolo chamado Grad que transmite pacotes exclusivamente de forma *broadcast*, isto é, não especifica o encaminhamento de pacotes para um vizinho em particular. Ao invés disso, cada nó da rede possui uma tabela de custo, onde são armazenados os números de saltos necessários para um nó enviar uma mensagem a um *sink*. A vantagem desse protocolo é que não necessita de mensagens periódicas de “olá”. A desvantagem é que para cada novo fluxo que ainda não foi encaminhado para o *sink*, é preciso que seja disparada uma mensagem para alimentar a tabela de custos dos nós da rede.

Ao tentar balancear somente as vantagens das categorias de protocolos de único caminho e múltiplos caminhos, Tian e Georganas (2003) propuseram um protocolo de caminho único com reparação de rota caso o fluxo de informações seja interrompido, que é destinado para os tráfegos convergente e divergente. A estratégia de recuperação se baseia em realizar um pedido *broadcast* para os vizinhos no caso de uma obstrução (que é detectada através de mensagens de confirmação) e, de acordo com tabelas de roteamento, o nó transmissor tomará a decisão correta (escolher o próximo salto) a fim de produzir um caminho ótimo. Os problemas nesse protocolo são a utilização de tabelas de roteamento, não necessárias para protocolos baseados em gradiente, e o procedimento de escolha do nó, que necessita de um mecanismo de pedido/resposta. Esse mecanismo poderia ser mais simples, pois onera um tempo até que os vizinhos respondam e que ainda pode ser sujeito a falhas de

transmissão pois o mecanismo seria realizado também no tráfego afunilado em direção ao *sink*.

Deb et al. (2003) desenvolveram um mecanismo chamado de HHR (*Hop-By-Hop Reliability*), no qual o nó transmissor envia múltiplas cópias do pacote para apenas um vizinho, de forma *unicast*. Os autores elaboraram uma equação (4) para calcular o número de cópias que devem ser enviadas para garantir a confiabilidade necessária para que a mensagem chegue ao destino final.

$$r^{1/h} = 1 - e^{-N_{HHR}}$$

$$\Rightarrow N_{HHR} = \frac{\log(1 - r^{1/h})}{\log(e)} \quad (4)$$

Sendo r o fator de confiabilidade da entrega do pacote, h o número de saltos dos nós até o *sink*, $r^{1/h}$ a probabilidade de pelo menos uma das cópias ser recebida pelo próximo salto e N_{HHR} o número de cópias requeridas a fim de obter a confiabilidade de $r^{1/h}$.

No mesmo trabalho os autores derivaram o protocolo através da adição do mecanismo de confirmação, denominando o protocolo de HHRA (*Hop-By-Hop Reliability with Acknowledgment*). Se o nó transmissor não receber a confirmação, o nó realiza a retransmissão.

Entretanto, os autores acreditavam que esse mecanismo não daria a confiabilidade das mensagens chegarem com sucesso aos destinatários. Então, a fim de aumentar a confiabilidade do protocolo (percentagem de pacotes entregues fim a fim), foi proposto um protocolo que encaminhe todos os seus pacotes de forma *broadcast* chamado de HHB (*Hop-by-Hop Broadcast*). Igualmente ao protocolo HHR, os autores estimaram através da equação (5) o número de cópias a serem enviadas, mas nesse caso levando em consideração o número de vizinhos. A diferença em relação à uma inundação de pacotes na rede seria a transmissão de um número de cópias e o descarte de pacotes em nós (tráfego interrompido) que recebam pacotes com gradientes menores que se próprio peso.

Os mesmos autores incluíram um mecanismo de reconhecimento no protocolo HHR, chamando-o de HHRA (*Hop-by-Hop Broadcast with Acknowledgment*). O problema deste protocolo é a implementação de mensagens de confirmação de pacotes de endereço *broadcast*. Nos protocolos de rede em geral, não se aplica confirmação de mensagens *broadcast*, pois estas já são enviadas a múltiplos nós naturalmente.

$$r^{1/h} = 1 - e^{-N_{HHR}^k}$$

$$\Rightarrow N_{HHR} = \frac{\log(1 - r^{1/h})}{k \log(e)} \quad (5)$$

Sendo k o número de vizinhos.

Seguindo a mesma linha do trabalho de Poor (2000), Lim e Shin (2005) propuseram um protocolo baseado em gradiente porém para tratar o tráfego divergente, chamando-o de roteamento gradiente ascendente. Para tal processo de roteamento ser possível, os nós da rede devem armazenar quais fluxos de informações passaram por eles, armazenando o nó de origem e o de destino, o que consome muita memória do nó e requer pedidos de mensagem para cadastramento de rotas.

Ainda seguindo a mesma linha de Poor (2000), a proposta de Ye et al. (2005), chamada de GRAdient Broadcast (GRAB) propõe um mecanismo para aumentar a taxa de entrega de mensagens. Tal mecanismo onera um consumo excessivo de rede, fato que inspirou os autores a elaborar um mecanismo que restringe a “largura de comunicação” da rede para o envio de um pacote de dados, que é representada pela forma criada pela linha pontilhada ilustrada na figura 20. Os autores elaboraram um mecanismo tal que um nó responsável por um grupo de nós atribui um campo de crédito α , que é enviado no pacote de dados. Esse crédito é um parâmetro extra a ser considerado para encaminhamento do pacote, que é consumido a medida que o pacote é encaminhado. No processo de repasse, após o decremento do crédito, se for maior que zero, o nó corrente envia a informação a todos os seus vizinhos. Quanto maior o valor do crédito, mais nós irão contar simultaneamente com a mesma mensagem. Esse mecanismo aumenta a taxa de entrega da mensagem e controla o envio excessivo de mensagens de rede.

Técnicas de espalhamento de mensagens foram desenvolvidas a fim de minimizar o problema do afunilamento de tráfego, como apresentadas em Efthymiou et al. (2006) e Powell et al. (2005). Tais técnicas se baseiam em modificar o parâmetro peso do nó em função de algum critério, como por exemplo, da energia estimada da bateria.

Alguns protocolos de roteamento geográfico usam um conjunto de pesos $\{V_1, V_2, \dots, V_N\}$ obtidos de um conjunto de nós de referência para obter coordenadas relativas (ou virtuais). Traduzindo essas coordenadas relativas em dois nós ($V = V_1, V_2, \dots, V_N$ e $W =$

$W_1, W_2, \dots, W_N$) dentro de uma distância $\|Dp\|$, pode ser usado conforme a equação (6), com $p=2$ (como proposto por Cao e Abdelzaher (2004)) ou $p=10$ (proposto por Zhao et al. (2007)).

$$\|Dp\| = \sqrt[p]{\sum_{i=1}^N (V_i - W_i)^p} \quad (6)$$

Em razão da instabilidade de rede e da mobilidade dos nós, outros trabalhos (FARUQUE et al., 2005; POWELL et al., 2005) propuseram uma fase independente e reservada para manutenção da rede, que é utilizada para atualização dos pesos dos nós. Tal fase pode ser executada periodicamente, dependendo dos requisitos da aplicação. Em contrapartida, Liu e Abu-Ghazaleh (2008) propuseram que a fase de manutenção da rede seja acoplada ao mecanismo de mensagens de “olá”, isto é, foi adicionado no pacote pertencente a esse mecanismo um campo correspondente ao peso, que é atualizado quando os nós atualizam a lista de vizinhos.

Lipphardt et al. (2007) defende a ideia da implementação de gradiente através da mensagem *broadcast* utilizando gradiente com confirmação, porém ele utilizou um critério para o não repasse do pacote para alguns nós ao longo do caminho. A decisão de encaminhar os pacotes fica a cargo do nó receptor, em função do número de saltos (contido no pacote) estimado até o destino, que é comparado com a variável peso.

Figura 21 – Redes com múltiplos *sinks*

Fonte: Watteyne et al. (2009)

Em Watteyne et al. (2009a), por sua vez, foi proposto um mecanismo que dissemina as informações de peso de gradiente nos próprios pacotes de dados do protocolo. Essa solução é eficiente em termos de energia, uma vez que as mensagens periódicas de “olá” podem ser

disparadas numa frequência menor ou até sob demanda. Ainda em Watteyne et al. (2009a), foi assumido que a rede teria múltiplos *sinks*, que poderiam ter uma distância de número de saltos equivalentes, de forma que seriam utilizados para aumentar a robustez da rede, como mostrado na figura 21 (a). No caso dos *sinks* não possuírem uma equivalência no número de saltos, o nó encaminharia o pacote para o seu *sink* mais próximo, de acordo com o menor número de saltos descrito na variável de peso, que estaria armazenado numa lista de pesos associados ao *sink* correspondente figura 21 (b). No caso de enviar a mensagem para um *sink* em particular, o nó especifica qual seria o ID do *sink* no pacote de dados.

Sinks móveis têm alcançado mais eficiência de energia da rede do que *sinks* estáticos (AL-KARAKI e KAMAL, 2004), pois *sinks* estáticos exigem sempre a comunicação dos nós próximos a ele. Em razão disso, Yu et al. (2010) desenvolveu recentemente um algoritmo de roteamento voltado para *sinks* móveis.

Em Watteyne et al. (2009a), foi proposta a descoberta de vizinhos de forma reativa. Quando um nó precisa enviar uma mensagem, envia de forma *broadcast* uma mensagem e espera uma janela de tempo para popular a lista de vizinhos conforme os nós vizinhos enviem mensagens de resposta. Posteriormente a mensagem de dados ser enviada, a lista de vizinhos é descartada e é reconstruída na próxima transmissão. Além disso, o processo de manutenção dos pesos dos nós é realizado no processo de transmissão: depois da janela de espera do tempo para popular a lista de vizinhos, é escolhido para encaminhamento da mensagem o nó vizinho que possui o menor peso e, o valor deste peso incrementado é atribuído para a variável peso do nó transmissor.

Num trabalho posterior, Jaffres-Runser (2009) aperfeiçoou o protocolo GRAB, chamando-o de U-GRAB, que leva em consideração para transmissão de mensagens o congestionamento da rede e uma quantidade de energia satisfatória. O congestionamento da rede é medido pelo número de acessos concorrentes no meio de comunicação dentro de um tempo específico.

Segundo Jaffres-Runser (2009), a estratégia de Tian e Georganas (2003) é interessante porém adiciona um atraso se for necessário reparar um caminho em caso de falha. Tal protocolo seria inválido para redes com muitos nós falhos e que precisam ser de tempo-real, como por exemplo, destinados a controle ou monitoração de processos industriais rápidos, tais como controle de motores. Na mesma categoria de protocolos que adicionam um atraso significativo, outros protocolos que não possuem estratégias de recuperação prometem uma robustez em relação a garantia de entrega (SRINIVASAN et al., 2003) (ZHU et al., 2008),

porém requerem um complexo processamento de rotas, que oneram tantas operações para minimizar o consumo de energia que geram atrasos e, pior que isso, necessitam de um processador e de memória de alto desempenho. No caso de Zhu et al. (2008) especificamente, que utiliza o protocolo HHR proposto por Deb et al. (2003) como base, os autores sugerem que os nós passem por três etapas a fim de balancear os fatores de percentagem de garantia de entrega e consumo energético: (i) cada nó sensor computa seu peso; (ii) cada nó computa todas as rotas possíveis com base no item (i); (iii) cada nó computa a taxa de comunicação que deveria se comunicar com base no (ii).

Neglia et al. (2009) denominaram a transmissão de múltiplas cópias criada originalmente por Deb et al. (2003) de roteamento de epidemia, sugerindo que as cópias são feitas assim como na disseminação de vírus e bactérias. Segundo o autor, a transmissão de múltiplas mensagens gera o problema de congestionamento da rede, problema tal que é tratado em seu trabalho com um método adaptativo *online* provindo de um algoritmo genético. Tal método é demasiadamente complexo e envolve uma série de etapas para ser implementado em nós de redes de sensores, enquadrando-se na mesma linha dos trabalhos de Srinivasan et al. (2003) e Zhu et al. (2008).

A figura 22 apresenta uma classificação proposta nesta tese, na qual considera todas as classes de protocolos mencionadas nesta seção. Um protocolo naturalmente se enquadra em várias classes, de acordo com suas características, que podem ser mescladas a fim de compor protocolos para diferentes fins.

Figura 22 – Critérios de classificação dos algoritmos de roteamento

3.3 Mecanismos propostos na IEEE 802.15.4e

As informações descritas nesta seção foram extraídas do documento *draft* da nova especificação complementar do protocolo IEEE 802.15.4, chamado de IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010), que prevê a adição de melhorias no MAC para aplicações industriais e outras inclusões extraídas do CWPAN. Tal especificação está sendo elaborada pela força de trabalho IEEE 802.15 WPAN Task Group 4E (2011).

No padrão CWPAN foram identificadas melhorias para confiabilidade da rede e na comunicação baseada em ciclos assíncronos entre os dispositivos, utilizados para propor mecanismos simplificados a fim de minimizar o consumo dos nós e controlar congestionamento. Tais melhorias são adequadas às redes urbanas, em ambientes de livre interferência e oscilação de estabilidade.

A parte da especificação relativa às melhorias para automação industrial refere-se à normatização de mecanismos *Time Slotted Channel Hopping* (TSCH) e *Distributed Synchronous Multi-Channel Extension* (DSME), utilizados na implementação do padrão

WirelessHART atualmente e a ser incorporado ao padrão ISA100. Tais mecanismos são destinados a realizar a perfeita sincronia de comunicação, envolvendo tempo e os vários canais de comunicação entre os dispositivos. Esse sincronismo é programado por uma estação central, chamada de *Network Manager*, que possui toda a informação da rede para prover além do sincronismo, roteamento e as várias alternativas caso haja falha em algum nó específico da rede. Esses mecanismos estão sendo incorporados para prover a rede determinismo e a operação em ambientes industriais, que tendem a ser ruidosos e de alta interferência eletromagnética, o que leva a instabilidade de alguns canais de comunicação. Mais detalhes da comunicação sincronizada, destinada a redes de baixa latência, podem ser encontrados no documento IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010).

A figura 23 mostra uma representação do cenário de rede com uma central controladora. Tal entidade programa o escalonamento da rede em relação ao tempo e os canais de acordo com a topologia da rede e a taxa de atualização do dispositivo, que são configurados pelo usuário do sistema, geralmente um engenheiro de processos industriais.

Figura 23 – Topologia com uma estação central controladora
Fonte: Nobre (2011)

O escalonamento adotado para rede representada na figura 23 é apresentado na figura 24, sendo que TS (*Time Slot*) são os vários *slots* de tempo, que são divisões de tempo utilizadas para evitar colisões de pacotes de dados.

Por outro lado, a nova extensão da norma também prevê a especificação de mecanismos de baixo consumo para redes urbanas, que são adequados para aplicações com alta latência e baixo consumo. Eles permitem que o rádio possa ficar na maior parte do tempo desligado e não necessitam de uma entidade centralizadora para calcular um complexo

escalonamento de eventos nem tampouco sincronização entre os dispositivos. Esses mecanismos são destinados ao modo de *beacon* desabilitado, operando em topologia em malha. Existem dois tipos de mecanismos de baixo consumo especificados pelo *draft* da norma: CLS (*Coordinated Sampled Listening*) e RIT (*Receiver Initiated Transmission*).

Figura 24 – Escalonamento sincronizado por uma estação controladora
Fonte: Nobre (2011)

CSL permite aos nós receptores periodicamente amostrarem os canais (através da amostragem de canal CSL¹¹) para transmissões nos ciclos de comunicação. O nó receptor e o transmissor estão coordenados a reduzir *overhead* de transmissão através de ações sincronizadas. CSL é adequado para aplicações com relativamente baixa latência, em geral 1 segundo.

O mecanismo de RIT, por sua vez, é destinado a aplicações com alta tolerância, em geral dezenas de segundos, exatamente a tolerância aceitável pelas redes urbanas (RFC 5548, 2009). Se comparado ao RIT, o mecanismo CLS, por prever ações sincronizadas para obter menor latência, é mais complexo e resulta em um consumo maior de energia.

Entretanto, alguns estudos como de Gore e Karandikar (2011), ainda optaram por pesquisar mecanismos de sincronização para comunicação TDMA aplicados para redes

¹¹ Amostragem do canal CSL: É uma operação que realiza um ED (Detecção de Energia) e tenta receber um pacote de *wakeup* quando a energia é detectada.

urbanas. Neste trabalho optou-se seguir a especificação para fins de padronização, o que também leva a uma menor complexidade de implementação e consumo energético.

3.4 Transmissão iniciada pelo receptor (RIT)

O mecanismo de RIT implementa nos nós receptores a transmissão periódica de mensagens para sinalizar quando os dispositivos transmissores podem enviar dados a eles, permitindo assim que tais nós receptores possam desligar seus rádios durante uma parte do ciclo de comunicação. Segundo a especificação, RIT é adequado para as seguintes aplicações:

- Baixo tráfego de mensagens e requisito de latência mais relaxado (dezenas de segundos por transmissão);
- Onde regulações locais restringem a duração de transmissões de rádio contínua, como por exemplo, 950MHZ no Japão.

RIT é uma alternativa de economia de energia para redes que não trabalham com *beacons* habilitados (BO=15) em topologia em malha. O modo RIT é ligado quando o atributo do PIB chamado *macRitPeriod* é configurado para um valor diferente de zero e desligado quando *macRitPeriod* é configurado para zero.

Na figura 25 é representado o mecanismo de RIT incluindo apenas suas operações básicas. Um nó transmite comandos a cada *macRitPeriod* usando *unslotted CSMA/CA*. O destino do comando de pedido (*RITDataReq*) pode ser *broadcast* (0xffff) ou o endereço específico do dispositivo (*unicast*). Quando o comando não carrega nenhuma carga, depois da transmissão do comando de pedido RIT (*RITDataReq*), o nó ouve no período *macRitDataWaitPeriod* para recepcionar pacotes (exceto o pacote *RITDataReq*, que é descartado) e retorna para o estado ocioso até a próxima transmissão do comando *RITDataReq*.

O nó pode desligar seu rádio numa parte de seu ciclo de comunicação e, só “acorda”, assim que tiver que enviar um comando *RITDataReq*. Por outro lado, se o nó transmissor tiver pacote a ser enviado, a partir do enfileiramento do pacote (envio do pacote da camada de rede), o nó liga seu rádio e espera indefinidamente a recepção do comando *RITDataReq*. Caso contrário, o nó transmissor mantém seu rádio desligado.

Figura 25 – Operações básicas do RIT
 Fonte: IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05 (2010)

O RIT também permite a configuração de escutas consecutivas, através do comando *RITDataReq* configurado com a carga de 4-octetos (tempo da primeira escuta T_0 , número de repetições N , intervalo de repetição T). Neste caso, o nó volta para o estado de dormência para o período T_0 de tempo e então escuta no período *macRITDataWaitPeriod* antes de voltar a dormir. O intervalo de ouvir *macRITDataWaitPeriod* é repetido no intervalo a cada período T de N vezes (IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05, 2010).

Figura 26 – Operações do RIT quando é requisitada uma programação de escuta
 Fonte: IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05 (2010)

Na figura 26 é ilustrado como funcionam as operações no RIT quando dados são requisitados e enviados de acordo com uma programação.

Figura 27 – Diagrama de sequência para inicialização do modo RIT
Fonte: IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05 (2010)

Na recepção do pacote inicialmente enfileirado, após a transmissão do comando *RITDataReq*, a próxima camada mais alta é notificada através da primitiva *MCPS-DATA.Indication*. Se na recepção do pacote ocorrer algum erro, a próxima camada mais alta é notificada através da primitiva *MLME-FRAME-ERROR.Indication*, como representado no diagrama de sequência UML ilustrado na figura 27.

Nesse ponto (*MCPS-DATA.indication* ou *MLME-FRAME-ERROR.indication*), o nó pode configurar seu *macRITPeriod* para zero. Se esse for o caso, a transmissão periódica de comandos *RITDataReq* será interrompida até que o *macRITPeriod* seja configurado para diferente de zero, como representado na figura 28. Durante esse período (*macRITPeriod* igual a zero), todas as transações serão tratadas como numa rede sem *beacons* de *RITDataReq* habilitada.

A ideia de inicialização de transmissão através do receptor não provém da especificação IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010). Todavia, os primeiros a combinar essa ideia com um ciclo de comunicação dessincronizados no qual se pode ligar e desligar o rádio de sensores em específicos períodos foram os autores Sun et al. (2008). Nesse trabalho, que gerou o protocolo RI-MAC, os autores elaboraram uma solução especialmente para o padrão

802.11. Um detalhe interessante desse trabalho é que para evitar colisões de comandos *RITDataReq*, o nó realiza uma checagem CCA anteriormente ao despacho desse pacote, que verifica a ocupação do canal, procedimento que pode ser realizado no nível das camadas do IEEE 802.15.4. Se o canal estiver ocupado espera um tempo aleatório para tentar novamente.

Figura 28 – Diagrama de sequência para transmissão de mensagens do modo RIT
Fonte: IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05 (2010)

Monowar et al. (2010) sofisticaram o protocolo desenvolvido por Sun et al. (2008) de forma que seja adaptativo em relação à carga de pacotes da rede. Comparado ao RI-MAC, esse trabalho difere em termos de recepção de pacotes, determinação do tempo de dormência e estratégia de *back-off*.

O protocolo A-MAC, proposto por Dutta et al. (2010), utilizou o protocolo IEEE 802.15.4 como base. A ideia básica do A-MAC é a requisição do receptor através de um pacote, então esse pacote é confirmado utilizando o padrão IEEE 802.15.4 para confirmações automáticas, então pausa para um curto e aleatório atraso e finalmente transmite o pacote de dados se o canal está livre (CCA do IEEE 802.15.4).

3.5 Acesso a múltiplos canais

A comunicação num único canal pode não ser possível para todos os nós da rede. A variação da condição dos canais pode ser grande e assimetria de comunicação entre dois nós pode ocorrer. A solução para esse caso é a adaptação de múltiplos canais.

Dois tipos de adaptação de múltiplos canais podem ser feitas: a adaptação síncrona e a assíncrona. A adaptação síncrona é realizada com o mecanismo de *beacon*, referente ao mecanismo destinado às redes industriais de baixa latência, como utilizado no WirelessHART, por exemplo (IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05, 2010).

A adaptação assíncrona não utiliza o mecanismo de *beacon*. É possível que não existam canais em comum entre dois nós que possam se comunicar dentre os muitos canais disponíveis. Nesse caso, cada nó designa um canal baseado na melhor qualidade do *link* (LQI) local. Quando outro nó necessita se comunicar, o transmissor deve chavear para o canal do receptor e assim transmite o pacote. Então, o nó transmissor deve voltar ao canal anteriormente designado a fim de continuar escutando no canal inicial. Na recepção do pacote do nó transmissor, o nó receptor deve chavear para o canal do transmissor para transmitir o pacote de reconhecimento, isso se for configurado (figura 29). Depois de enviar o pacote de reconhecimento, o nó receptor deve voltar seu canal anteriormente designado (IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05, 2010).

Figura 29 – Adaptação de múltiplos canais sob demanda
Fonte: IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05 (2010)

Uma varredura assimétrica de múltiplos canais (*asymmetric multi-channel active scan*) permite aos nós detectarem o canal designado por cada coordenador ou o melhor canal do nó, de acordo com seu valor de qualidade do *link*. Tal procedimento é realizado sobre um conjunto lógico de canais que são requisitados através da primitiva *MLME-SCAN.request* com o parâmetro *ScanType* configurado com o valor 0x04 (IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05, 2010).

O mecanismo de “olá” em múltiplos canais (*multi-channel hello mechanism*) permite ao nó anunciar seu canal designado a todos seus vizinhos. Após fazer a varredura assimétrica de múltiplos canais e a associação, o nó deve transmitir o mesmo comando de “olá” em múltiplos canais em cada canal sequencialmente iniciando do seu canal designado. O nó pode requisitar respostas ao seu pedido de “olá” configurando o parâmetro *HelloReplyRequest* do comando de “olá” para o valor “1”. Quando os vizinhos do nó recebem um comando de olá em múltiplos canais com esse parâmetro *HelloReplyRequest* configurado para “1”, cada vizinho deve transmitir sua resposta ao comando no canal designado do nó que requisitou (IEEE 802.15.4 DRAFT REV 05, 2010).

Se a condição do canal é ruim, o nó pode sondar outros canais com o objetivo de chavear seu canal de comunicação para um que esteja numa condição melhor. Depois de chavear para seu novo canal, o nó deve enviar um comando de “olá” em múltiplos canais para notificar seus vizinhos sobre seu novo canal.

A sondagem do canal a ser realizada é requisitada através da primitiva *MLME-SCAN.request* com o parâmetro *ScanType* configurado para 0x05.

O nó verifica a condição do canal designado através de um mecanismo de três vias. O nó requisitor envia um pedido de sondagem para um de seus vizinhos no canal que está designado. Na recepção deste comando, o vizinho envia uma resposta de volta ao nó requisitor. O nó requisitor verifica o LQI do pacote de sondagem do canal que recebeu e então determina que a qualidade do canal é ruim se o nó não tem recebido a resposta depois de $[aBaseSuperFrameDuration * (2n+1)]$ símbolos no comando de resposta, sendo n o valor do parâmetro de *ScanDuration*.

Assim como o mecanismo de RIT, a ideia de chaveamento de canais de forma assíncrona não provém da especificação IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010). Na proposta de Le et al.(2008), todos os nós iniciam no mesmo canal e, apenas chaveiam para outros canais se existir problemas de colisão, se o canal estiver sobrecarregado ou houver problemas de interferência de sinal. Se o canal do nó receptor for diferente do transmissor, o receptor chaveia seu canal temporariamente para o canal do transmissor para receber a mensagem e retorna ao canal anteriormente designado, como sugere o *draft* da especificação IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010).

Luo et al. (2009) afirmam que não existe critério inteligente para chaveamento de canais em propostas anteriores. Em razão disso, avaliaram duas diferentes políticas de escolha de canais para chaveamento: a primeira política o nó escolhe o canal baseado em seu

conhecimento adquirido sobre o ambiente, com informações de canais já utilizados com sucesso ou não (i); e uma segunda política no qual o nó escolhe o nó baseado no canal utilizado mais recentemente, ao menos que o canal esteja ocupado por outro nó e, nesse caso, escolhe de forma aleatória.

Li et al. (2010) adicionaram ao RIT uma estratégia de comunicação de chaveamento de canais, a fim de resolver três problemas: saturação de canais, pois foi provado que após determinada carga e se o número de canais é maior que 4, o nível de *throughput* se torna estável em razão de colisões na rede (i); o problema de *Triple Hidden Terminals*, o qual pode resultar em dois nós transmitindo no mesmo canal quando tais nós não podem se enxergar e escolhem o mesmo canal para se comunicar com um vizinho em comum (ii); e por fim, o problema de enviar pacotes de endereço *broadcast*, pois um pequeno número de nós estariam designando o mesmo canal que o transmissor (iii).

4 Estratégias Propostas

Este capítulo destina-se a apresentar as estratégias propostas nesta tese, destinadas a protocolos de roteamento e de controle de acesso ao meio. As estratégias de roteamento, por sua vez, são destinadas a protocolos de tráfego divergente e convergente.

As propostas aqui descritas referem-se ao aperfeiçoamento de protocolos consolidados em termos de pesquisa, baseados em modificações exigidas para redes urbanas, mais especificamente para a aplicação em iluminação pública.

Para melhor entendimento do contexto de execução dos protocolos, a seção 4.1 introduz os tipos de mensagens existentes na aplicação e suas respectivas periodicidades.

4.1 Tipos de mensagens da aplicação

Existem três modos de comunicação requeridos em sistemas de medição (KHALIFA et al., 2011):

- Programação fixa: Nesse modo, o sensor reporta dados em intervalos fixos. A vantagem desse modo é que a taxa de comunicação é conhecida. Entretanto, tal periodicidade não pode ser alta, pois causaria alto tráfego constante;
- Dirigidos por evento: Dados são transmitidos como resultado de algum evento gerado, tal como problemas do sensor e alarmes. Nesse modo existe uma variação muito grande de condições da rede, que pode ser de baixo tráfego por um longo período de tempo e, intermitentemente, apresentar gargalos por alta carga de pacotes na rede, o que causa atrasos na entrega de pacotes e até perdas definitivas, pois os pacotes seriam afunilados no *sink*;
- Dirigidos por demanda: Motivado por requisição dos dados através de uma estação centralizadora, tal como um *sink*. A requisição pode causar evidentemente uma resposta em larga escala que é afunilada no *sink*. Diferentemente do modo dirigido a evento, neste modo, o sensor não toma a iniciativa de enviar dados e sim espera a

requisição (através de *pooling*) da estação centralizadora para poder reportar algo, como erros, por exemplo.

Para o sistema de controle e monitoramento proposto, no entanto, há uma combinação dos três modos. Os seguintes tipos de mensagens são necessários segundo os requisitos mencionados na seção 2.3, subdivididos entre os tráfegos convergente e divergente.

Tráfego convergente:

- Envio de mensagem que notifica o sistema em relação a alguma falha (que pode ser na lâmpada, hardware, entre outras) através de um evento detectado pelo sensor. A frequência de tal mensagem tende a ser baixa, pois é esporádica;
- Envio de mensagem que atualiza o sistema em relação ao *status* (ligado/desligado) entre outras informações, tais como potência de bateria, nível de luminosidade de LEDs, estimativa de tempo de vida de bateria e estimativa de tempo de vida da lâmpada. A periodicidade é de uma mensagem por hora, sendo fixa e cada nó envia no seu próprio ciclo ou relógio;
- Envio de mensagem que notifica o sistema que algum nó vizinho saiu do alcance do rádio através de um evento detectado pelo sensor. Nesse caso o evento é disparado por algum nó após o tempo de 4 mensagens de “olá” sem resposta de algum vizinho específico. A frequência de tal mensagem tende a ser baixa, pois é esporádica. Por outro lado, pode haver um número grande de mensagens simultâneas (no máximo 100 dispositivos no pior caso) em razão de falha coletiva de dispositivos;
- Resposta de diagnóstico específico (potência de bateria, nível de luminosidade de LEDs, estimativa de tempo de vida de bateria e estimativa de tempo de vida da lâmpada). A frequência deste tipo de mensagem também é esporádica;

Tráfego divergente:

- Atuação (acionamento, dimerização, etc.) na luminosidade do nó. Estes comandos tendem a ser executados 2 vezes por dia para a rede. Pelo menos duas vezes ao dia, uma para acionar e outra para desacionar as lâmpadas;
- Pedido de diagnóstico específico (potência de bateria, nível de luminosidade de LEDs, estimativa de tempo de vida de bateria e estimativa de tempo de vida da lâmpada, etc.)

A frequência deste tipo de mensagem é esporádica, somente ocorre no caso de dúvidas em relação às informações enviadas periodicamente pelo tráfego convergente.

4.2 Estratégias de roteamento propostas

Esta seção destina-se a descrever detalhadamente as estratégias propostas nesta tese, que são divididas de acordo com os dois diferentes tipos de tráfego (divergente e convergente), que foram avaliadas a fim de demonstrar quais são mais adequadas para a rede urbana em questão.

4.2.1 Tráfego divergente

De todos os protocolos abordados na revisão bibliográfica, citados na seção 3.2, nenhum foi projetado especificamente para redes urbanas, IEEE 802.15.4 e *geocast* simultaneamente.

Para desenvolvimento e avaliação inicial foi desenvolvido o protocolo chamado GGPSR (*Geocast Greedy Perimeter Stateless Routing Protocol*), que é uma proposta desta tese. Esse protocolo é do tipo sem inundação e consiste em duas partes: GPSR modificado para encontrar a região de destino e *geocast* para disseminar a mensagem a todos os dispositivos destinatários.

Ao invés de utilizar a coordenada específica de um dispositivo como destino, é calculado o ponto central da região de destino. O pacote então é encaminhado até esse ponto e, ao chegar à região de destino, o primeiro dispositivo que receber a mensagem faz um *broadcast* para todos os dispositivos da região. Assim que um dispositivo receber essa mensagem *broadcast*, verifica se recebeu através de um número de sequência e assim pode evitar retransmissões desnecessárias. No caso do dispositivo ainda não ter recebido a mensagem e estar na região de destino, este recebe e faz um *rebroadcast* para a rede.

A região de destino pode ser no formato de polígono de quatro vértices (retângulo), círculo e ponto (comunicação *unicast*). Nesta tese o seguinte cálculo foi feito para saber quando a região de destino foi alcançada ou não, no caso de um polígono retângulo: assumindo que neste exista três pontos A , B e C com AB e AC perpendiculares, foi necessário apenas checar as projeções do ponto corrente P (que seria a posição atual do dispositivo) em

relação à AB e AC , utilizando o produto escalar de vetores, como ilustrado na figura 30. É importante frisar que esse cálculo é válido mesmo quando o retângulo está rotacionado.

Figura 30 - Retângulo como região de destino

Então, se o produto escalar ($\cdot$) de AB e AP estiver no intervalo de zero e o produto escalar de AB e AB ($0 \leq AB \cdot AP \leq AB \cdot AB$) e o produto escalar de AC e AP estiver no intervalo de zero e o produto escalar de AC e AC ($0 \leq AC \cdot AP \leq AC \cdot AC$), o ponto P pertence a região de destino representada pelo retângulo.

No caso da região em formato de círculo, basta calcular se a distância do dispositivo ao ponto central do círculo é maior que seu raio utilizando-se norma de vetores (figura 31).

Figura 31 - Círculo como região de destino

Originalmente o GPSR possui três tipos de mensagens: “olá”, de consulta a posições de destino e de dados (KARP e KUNG, 2000). As mensagens de “olá” são responsáveis por informar a nova posição do dispositivo para seus vizinhos; mensagens de dados são responsáveis por encaminhar os pacotes; e, por fim, mensagens de consulta são responsáveis por obter as posições dos destinatários dado certo ID único do dispositivo (como o endereço de rede, por exemplo) em um ou mais bancos de dados de posições. Uma vez que o cenário aplicado não possui mobilidade, as mensagens de consulta e os servidores de localização puderam ser eliminados do original GPSR e foi preciso criar um mecanismo que aproveite as mensagens de “olá” para o propósito de enviar o ID único e a posição. Além disso, o software de controle e supervisão necessita ter a posição de todos os dispositivos da rede. Dessa forma, o pacote seria enviado pelo sistema com a coordenada geográfica de destino ao invés de

conter apenas o endereço de rede e ter a necessidade do dispositivo atual obter sua posição através do servidor de localização.

A posição geográfica é representada através de coordenadas geodésicas (latitude e longitude). Cada coordenada é alocada computacionalmente como um tipo flutuante, que em linguagem C/C++ possui 4 bytes e precisão de 7 casas decimais. Em relação aos limites de valor, esse tamanho de variável seria mais que suficiente: o campo "horas" da coordenada latitude varia de -180 a 180, enquanto que o da longitude de -90 a 90. Complementarmente, segundo Segantine (2005), duas casas decimais oferecem a precisão de posição de 30 metros e, esta só seria melhorada dependendo do tipo de dispositivo de GPS a ser utilizado.

As mensagens periódicas de "olá" são muito importantes, pois permitem que os dispositivos sejam atualizados com frequência em relação à lista de vizinhos e também possam enviar notificações para o sistema caso algum dispositivo seja removido dessa lista. Esse último caracteriza um mecanismo de diagnóstico, que se resume a: quando o dispositivo não receber 4 mensagens de "olá" de forma consecutiva de um dispositivo que estaria na sua tabela de vizinhos, o dispositivo diagnostica que o nó está inoperante e envia a mensagem para o SIP utilizando GGPSSR.

Com o objetivo de evitar o recebimento de mensagens anteriormente recebidas, um número de sequência de mensagens é incrementado a cada mensagem enviada. Um problema encontrado no mecanismo de incrementar o número de sequência é que o tipo da variável atribuído (seja *int*, *long*, *float* ou *double*) sempre chegaria num limite, resultando num número negativo quando fosse incrementado em seu limite suportado. Então, uma solução foi a atribuição do valor zero para essa variável após um período de tempo, posteriormente a mensagem alcançar seu destino final.

Adicionalmente, de acordo com uma análise realizada em simulação no NS-2, foram detectados alguns problemas em relação à garantia de entrega:

- 1) Se o dispositivo tiver apenas energia suficiente para receber o pacote e não para transmitir, o fluxo de dados é interrompido;
- 2) Se o dispositivo vizinho de um nó teve seu alcance do rádio interrompido e ainda não houve tempo hábil para que seus vizinhos fossem notificados, o dispositivo envia o pacote para seu vizinho que não está mais na rede e então, o fluxo é interrompido;
- 3) Problemas de comunicação de RSSF causados por alto tráfego de informações, como por exemplo, colisões.

Uma solução para o problema 2 seria aumentar a frequência de envio de mensagens de “olá”. Todavia, causaria uma degradação tanto em termos de consumo energético quanto em mensagens trafegadas na rede.

A fim de resolver os problemas relacionados à garantia de entrega fim a fim, foi preciso elaborar um mecanismo que ofereça confiabilidade de comunicação na camada de rede. Então, outro recurso foi implementado: um mecanismo de envio de mensagens de confirmação ponto a ponto, isto é, para cada mensagem transmitida *unicast*, o receptor deve enviar ao transmissor uma mensagem de que recebeu com sucesso o pacote inicialmente enviado, como mostrado na figura 32. Vale a pena enfatizar que não se trata de uma confirmação fim a fim, que seria do nó transmissor inicial ao nó final (ou região de destino). Confirmação de mensagens fim a fim podem ser realizadas nas camadas superiores, de preferência na camada de transporte (o protocolo TCP - *Transmission Control Protocol* - possui essa característica).

Figura 32 - Mecanismo de mensagem de confirmação

A inserção de tal mecanismo deu outra caracterização ao algoritmo GGPSR original, de forma a criar um mecanismo inovador em termos de garantia de entrega, mostrado nas figuras 33 e 34 e explicado nos próximos parágrafos.

No caso do transmissor não receber a mensagem de confirmação, é feita uma tentativa de envio para outro vizinho. Se o problema persistir, o transmissor tenta enviar uma mensagem para cada um dos seus vizinhos até que obtenha sucesso, com o limite máximo do número de vizinhos.

Em relação ao modo guloso, caso haja uma retransmissão, o transmissor irá ordenar os seus vizinhos de acordo com suas menores distâncias em relação às coordenadas do destino final. Portanto, o dispositivo que tiver a menor distância em relação ao destino (exceto o primeiro da lista, pois este já teria falhado) será o escolhido. Caso o segundo da lista falhe,

será escolhido o terceiro da lista e, assim sucessivamente até que o número de tentativas seja o número de vizinhos.

A figura 33 mostra um exemplo de retransmissão baseada no mecanismo de reconhecimento no modo guloso, supondo-se que o nó x seja a origem e que esteja transmitindo para seu vizinho imediato mais próximo y ao destino D . Se houvesse uma falha, isto é, se o nó y não respondesse uma mensagem de confirmação, haveria uma retentativa ao nó $r1$. Ainda no modo guloso, a próxima opção de retransmissão seria o nó $r2$. Caso o nó $r2$ também não respondesse, o nó $r3$ seria o escolhido. No entanto, como a distância do nó $r3$ é maior que a do próprio nó x em relação ao destino, a transmissão entraria no modo perímetro.

Figura 33 - Mecanismo de retransmissão no modo guloso

Por outro lado, em relação ao modo perímetro, o transmissor também irá ordenar os seus vizinhos numa lista. Entretanto, neste caso, o critério utilizado é o menor ângulo do nó corrente em relação ao vizinho analisado, critério tal utilizado originalmente para que o modo do perímetro utilize a regra da mão direita.

A figura 34 mostra como é calculado o ângulo do nó corrente em relação ao seu vizinho. Suponha-se que os nós em cinza claro estão em estado de falha, como se o sinal de rádio dos nós ficasse indisponível temporariamente na aplicação real em razão de uma obstrução, S seria o nó transmissor e D a região de destino. Levando-se em consideração que o ângulo de S em relação ao nó imediatamente a direita é 0° , o nó disponível que possui o menor ângulo seria $r1$ (aproximadamente 45°). Caso $r1$ não envie uma mensagem de confirmação, o próximo nó escolhido da lista ordenada seria $r2$, que possui 90° em relação ao nó corrente.

Entretanto, o mecanismo de retransmissão do modo perímetro gerou um efeito colateral: algumas mensagens copiadas são geradas e, além disso, podem ficar em *loop*,

posteriormente a mensagem alcançar seu destino. Isso ocorre em razão de algumas mensagens chegarem ao receptor imediato e mesmo assim realizarem uma retentativa após o temporizador de mensagem de confirmação expirar.

Figura 34 - Mecanismo de retransmissão no modo perímetro

Para resolver este problema foi necessário criar uma lista dos nós os quais falharam anteriormente, isto é, no caso do dispositivo corrente enviar uma mensagem de dados e não obter uma mensagem de confirmação. Tal lista é armazenada no dispositivo (um atributo do vizinho armazenado) e é atualizada cada vez que há outra falha no mesmo nó (*Black List*), que pode inserir outro nó ou apenas atualizar o *timestamp* daquele nó falho. A remoção dessa lista seria realizada através de um *timeout*, que é sempre verificado quando a lista é atualizada. Além disso, o protocolo conta com o parâmetro TTL (*Time To Live*) configurado para 60 saltos.

Esse mecanismo, para resolver o problema da retransmissão, também é utilizado para aumentar a atualização das tabelas de vizinhos de cada dispositivo, pois evita a transmissão de mensagens para os nós falhos mesmo que não houve tempo hábil para os dispositivos reconhecerem que algum vizinho tenha saído de operação.

Outra medida tomada para aumentar a taxa de garantia de entrega é a inversão de sentido no modo perímetro, isto é, o pacote pode obedecer a regra da mão direita ou a regra da mão esquerda caso não tenha vizinhos para ser roteado. No GPSR, apenas a regra da mão direita é tomada para encaminhar pacotes no modo perímetro, entretanto, esse algoritmo não encontra caminhos para alguns destinos, como apresentado na figura 35. Essa medida leva a um aumento de número de saltos para chegar ao destino, entretanto, aumenta a taxa de entrega. Na figura 35, o nó de origem, indicado pelo *sink*, transmite um pacote em direção à região de destino *D*. O pacote inicia o trajeto no modo guloso e, depois entra no modo

perímetro, utilizando a regra da mão direita. Posteriormente, ao verificar que não existe caminho que possa chegar ao destino, utiliza a regra da mão esquerda para tentar chegar ao destino.

No caso da regra da mão esquerda, ao contrário da regra da mão direita, é escolhido o vizinho que possui o maior ângulo em relação ao nó corrente S , o contrário da lógica representada na figura 34.

Figura 35 – Alteração no sentido utilizando as regras da mão direita e mão esquerda

A figura 36 apresenta o fluxograma completo do protocolo GGPSR, incluindo todas as características citadas nesta subseção.

Figura 36 – Fluxograma do protocolo GGPSR

No caso de alguns nós não possuírem a informação de localização por algum problema, tal como falha no GPS, esta tese considera o mesmo método proposto em Watteyne et al. (2009b), no qual é feito o cálculo da média das coordenadas dos vizinhos, como mostrado na equação (7). Essa medida garante ao nó a atribuição de coordenadas geodésicas aproximadas.

$$(CoordenadaX, CoordenadaY) = \frac{\sum_{i=0}^{i=n} (X_i, Y_i)}{n} \quad (7)$$

Sendo n a quantidade de vizinhos.

As tabelas 3 e 4 mostram respectivamente, os campos das estruturas dos cabeçalhos dos pacotes de “olá” e de dados do protocolo proposto. É importante salientar que o protocolo foi desenvolvido com base na especificação IEEE 802.15.4, que limita a utilização de estratégias demasiadamente elaboradas e complexas, tais como GOAFR+ (KUHN et al., 2003), GPVFR (LEONG et al., 2005), VSFG (LIAN et al., 2009), de LIN et al. (2010), de Subramanian e Shakkottai (2010) e *ProgressFace* (LIN et al., 2010), pois exigem uma quantidade de informações que extrapolam o limite de 121 bytes, que é destinado às camadas de rede, transporte e de aplicação.

Em relação ao pacote “olá”, o campo *type_* se refere ao tipo de pacote, se é de “olá”, dados ou de confirmação. Os campos *x_* e *y_* são as coordenadas geodésicas de origem do dispositivo. O campo *gradient* especifica o peso de gradiente, que é utilizado para o tráfego convergente e é abordado na subseção seguinte.

Tabela 3 - Campos do cabeçalho do pacote “olá” do GGPSR

Nome	Tipo	Tamanho
<i>type_</i>	<i>u_int8_t</i>	2 bytes
<i>x_</i>	<i>float</i>	4 bytes
<i>y_</i>	<i>float</i>	4 bytes
<i>gradient</i>	<i>u_int8_t</i>	2 bytes

Em relação ao pacote de dados, os campos *sx_* e *sy_* são as coordenadas geodésicas de origem do dispositivo. *SeqN_* refere-se ao número de sequência, que é utilizado no controle de recebimento. O campo *mode_* é utilizado para armazenar se o pacote está no modo guloso ou de perímetro. Os campos *sx_GF_Failed_* e *sy_GF_Failed_* correspondem às coordenadas do dispositivo no qual o modo guloso falhou, que são utilizadas para saber se é possível

retornar a este modo caso esteja no modo perímetro. *Direction* é a direção do pacote, se segue a regra da mão direita ou esquerda. Os valores restantes são as coordenadas do polígono.

Tabela 4 - Campos do cabeçalho de pacote “dados” do GGPSR

Nome	Tipo	Tamanho
type_	u_int8_t	2 bytes
mode_	u_int8_t	2 bytes
seqN_	u_int8_t	2 bytes
sx_	float	4 bytes
sy_	float	4 bytes
sx_GF_Failed_	float	4 bytes
sy_GF_Failed_	float	4 bytes
direction	char	1 byte
dst_x1	float	4 bytes
dst_y1	float	4 bytes
dst_x2	float	4 bytes
dst_y2	float	4 bytes
dst_x3	float	4 bytes
dst_y3	float	4 bytes
dst_x4	float	4 bytes
dst_y4	float	4 bytes

Em razão do mecanismo de confirmação, foi preciso definir mais um tipo de pacote de rede, no qual os campos de cabeçalho estão descritos na tabela 5. O campo *type_* refere-se ao tipo de pacote, se é de “olá”, dados ou confirmação. O campo *sx_* e *sy_* são as coordenadas geodésicas de origem do dispositivo, enquanto que *dx_* e *dy_* são do dispositivo de destino. Por fim, *seqN_* refere-se ao número de sequência.

Tabela 5 - Campos do cabeçalho do pacote “confirmação” do GGPSR

Nome	Tipo	Tamanho
type_	u_int8_t	2 bytes
seqN_	u_int8_t	2 bytes
sx_	Float	4 bytes
sy_	Float	4 bytes
dx_	Float	4 bytes
dy_	Float	4 bytes

4.2.2 Tráfego convergente

Resultados de trabalhos publicados por Poor (2000), Deb et al. (2003), Lipphardt et al. (2007), Zhu et al. (2008) e Neglia et al. (2009) atestam que múltiplas cópias de mensagens elevam a percentagem de entrega de mensagens. Entretanto, tais trabalhos não consideram

cenários urbanos em larga escala e situações severas de avaliação tais como afunilamento de tráfego no *sink*.

Protocolos que necessitam de fluxos para preparar a rede a operar como, por exemplo, a fim de construir tabelas de rotas como visto por Zhu et al. (2008), assim como de natureza extremamente reativa como de Watteyne et al. (2009a), resultariam em muitas colisões em situações de afunilamento de tráfego à medida que o fluxo se aproxima do *sink*, principalmente com transmissões simultâneas em larga escala. Por essa razão, esta tese sugere a exploração do protocolo de roteamento baseado em gradiente do tipo *single-path*.

Complementarmente, para a aplicação em iluminação pública, não há a necessidade de um protocolo de tempo-real, como sugerem os trabalhos de Jaffres-Runser (2009) e Neglia et al. (2009), o que viabiliza a confirmação ponto a ponto a cada transmissão realizada.

O protocolo proposto nesta tese é de natureza proativa. Porém, a preparação para operação do dispositivo na rede é realizada apenas uma única vez, na fase de inicialização. Posteriormente, a manutenção dos pesos dos nós em relação ao gradiente é feito de acordo com o trabalho de Liu e Abu-Ghazaleh (2008), que sugere a atualização desse valor incorporado ao mecanismo periódico de mensagens de “olá”.

A lógica do protocolo se resume a transmitir um pacote para um único vizinho, de acordo com o menor peso. A diferença do protocolo proposto em relação a trabalhos anteriores é a consideração de outros aspectos para encaminhar o pacote no caso de valores de peso idênticos entre vizinhos. Adicionalmente, no caso de uma falha de transmissão, identificada através de mensagens de reconhecimento, ocorrem retransmissões que podem levar o pacote a outros vizinhos e são limitadas a um número máximo num nó transmissor para um fluxo de dados.

Adicionalmente, as retransmissões de mensagens em regiões de afunilamento geram a necessidade de tratamentos simultâneos eficientes pelo nó transmissor. Isso se deve ao fato da espera de tempo de confirmação das mensagens num curto tempo. A solução adotada evita a instanciação de vários objetos temporizadores, os quais seriam responsáveis pela contabilização de tempo para retransmissão de cada mensagem. Então, foi criado um mecanismo que utiliza apenas uma instância de temporizador, que trata todos os fluxos pendentes que tiveram falha de transmissão, mostrado no fluxograma da figura 37. Ao enviar uma mensagem, o temporizador é habilitado (se estiver desabilitado) e, caso haja uma falha de transmissão, é inserido um registro na lista de mensagens pendentes do nó, que contém o ID do nó de origem e o número de sequência. Esses dois campos juntos caracterizam uma

chave única, que permite identificar os fluxos que resultaram em falha. De maneira contrária, se o nó receber a mensagem após uma retransmissão, o item correspondente é removido da lista de mensagens pendentes de retransmissão. Quando existir mais um elemento pendente na lista, é enviada, num intervalo aleatório de tempo, uma mensagem para cada destino imediato se o *timeout* tiver expirado. Tal mecanismo também foi agregado ao protocolo GGPSR, pois foi detectado que, em alguns momentos, os nós necessitam realizar múltiplas retransmissões simultâneas também para o tráfego divergente.

Figura 37 – Fluxograma de retransmissões simultâneas

Foram analisados os critérios de escolha de vizinhos nas formas: uniformemente aleatória (i), vizinho mais distante (ii) e mais próximo (iii), o que caracterizam três protocolos de roteamento distintos. Ainda foi elaborado um quarto protocolo, que é uma variação do protocolo de escolha aleatório (iv), como explicado nos próximos parágrafos. Para todos os

protocolos, foram criados 3 tipos de pacotes: *setup*, dados e de confirmação. As tabelas 6, 7 e 8 apresentam os campos desses tipos de pacotes e a quantidade de bytes.

Tabela 6 - Campos do cabeçalho do pacote “setup” do protocolo baseado no gradiente

Nome	Tipo	Tamanho
type_	u_int8_t	2 bytes
id	int	4 bytes
weight	u_int8_t	2 bytes

Tabela 7 - Campos do cabeçalho de pacote “dados” do protocolo baseado no gradiente

Nome	Tipo	Tamanho
type_	u_int8_t	2 bytes
id_source	u_int8_t	2 bytes
Nseq_source_	u_int8_t	2 bytes
id_last_hop	u_int8_t	2 bytes
next_hop	u_int8_t	2 bytes

Tabela 8 - Campos do cabeçalho do pacote “confirmação” do protocolo baseado no gradiente

Nome	Tipo	Tamanho
type_	u_int8_t	2 bytes
Nseq_source	u_int8_t	2 bytes
id_source	u_int8_t	2 bytes
next_hop	u_int8_t	2 bytes

Para caracterização do vizinho mais e menos distante do nó transmissor pode-se utilizar tanto coordenadas geodésicas reais como virtuais. Segundo Watteyne et al. (2009b), a distância real não reflete o alcance do rádio dos nós: alguns nós podem estar muito perto de outros, mas não se “enxergam” e, em outros casos, nós distantes podem ser vizinhos, pois o sinal pode ser refletido e alterado de acordo com o ambiente.

As estratégias são baseadas numa lógica que escolhe os vizinhos para retransmissão de acordo com o número de tentativas ocorridas. No caso do protocolo baseado na maior distância, o próximo salto é selecionado de acordo com uma lista que é ordenada de forma decrescente (pela maior distância) e populada com todos vizinhos com exceção do último salto. Se for uma transmissão, será escolhido o nó mais distante do nó corrente do grupo de vizinhos de menor peso, isto é, o primeiro elemento da lista. Caso seja a primeira retransmissão, o segundo elemento mais distante será escolhido e assim por diante. Se não houver nós com menor peso em alguma seleção, o próximo grupo a ser ordenado em função

da distância será escolhido de acordo com o próximo menor peso existente entre os vizinhos. O fluxograma da lógica de roteamento em relação ao critério de escolha da maior distância é apresentado na figura 38.

No caso do protocolo baseado no vizinho de menor distância, a única diferença é que são escolhidos primeiramente os vizinhos mais próximos e as retransmissões são realizadas para vizinhos cada vez mais distantes.

Figura 38 – Fluxograma do protocolo de critério da maior distância com confirmação

Por outro lado, no caso de escolha de elementos de forma aleatória, o processo é semelhante ao critério de maior distância com exceção da ordenação das listas, que tomam como critério a ordenação dos elementos de forma aleatória uniforme. Além disso, a ordenação da lista de vizinhos é realizada apenas quando é necessária (sob demanda). À medida que os vizinhos vêm sendo testados e ocorrem eventuais falhas, o peso atual é atribuído como o próximo menor peso para um grupo de vizinhos. É importante salientar que tal lista deve ser mantida na memória, não construída e removida a cada transmissão ou retransmissão. Tal medida evita a repetição de vizinhos nas eventuais retransmissões, pois se trata de uma ordenação aleatória. Se tal disparo fosse feito a toda transmissão e/ou retransmissão, vizinhos repetidos poderiam ser escolhidos e algum vizinho poderia não ser selecionado até que sejam esgotadas todas as tentativas para um nó transmissor.

Uma variação do protocolo baseado no critério de escolha aleatória foi também avaliada nesta tese, denominada de Aleatório II, a qual retransmite pacotes somente para os nós vizinhos de menor peso de forma aleatória, isto é, não tenta retransmitir para todos os vizinhos.

O fluxograma da lógica de roteamento em relação ao critério de escolha de forma aleatória é apresentado na figura 39. Observa-se que o disparo para a ordenação da lista de vizinhos está representado no fluxograma a cada transmissão ou retransmissão por fins de simplificação do fluxograma, pois é feito sob demanda, como mencionado anteriormente.

O fluxograma da lógica de roteamento em relação ao critério de escolha de forma aleatória (Aleatório II) é apresentado na figura 40.

As estratégias de roteamento aqui propostas para o tráfego convergente geraram um comportamento interessante: no caso de retransmissões, em razão da perda de mensagens de confirmação, cópias de mensagens de dados foram criadas ao longo do caminho, fato que leva a seguir a mesma característica de trabalhos como de Deb et al. (2003) e Neglia et al. (2009), embora nesses casos citados as mensagens sejam copiadas propositalmente, com um mecanismo para essa finalidade.

Figura 39 – Fluxograma do protocolo de critério aleatório com confirmação

Para evitar que esse número de mensagens copiadas resultasse num nível de congestionamento alto da rede, o que pode levar mensagens a *loops* infinitos de retransmissão, ou seja, nós que tentam retransmitir uma mesma mensagem em razão da entrada periódica na lista de pendentes, foram implementadas algumas medidas que tornam o protocolo aqui proposto válido para cenários em grande escala. Essas medidas são:

- Não é permitido encaminhar a mensagem de volta ao último salto;

- Uma lista é mantida em cada nó de todas as mensagens que foram transmitidas com sucesso, chamada aqui de “lista de encaminhadas” (*White List*). Cada elemento “vive” na lista de acordo com um tempo de expiração, o que evita consumo excessivo de memória. A medida tomada é a verificação da mensagem a ser encaminhada na lista de mensagens que foram encaminhadas com sucesso anteriormente; se sim, ela é descartada;
- A retransmissão de uma mensagem é feita a partir de um tempo aleatório gerado entre limites válidos.

Figura 40 – Fluxograma do protocolo de critério aleatório II com confirmação

4.3 Estratégias de RIT propostas

Diferentemente dos trabalhos anteriormente citados, dos quais propõem novos mecanismos ou alterações no nível de MAC, tais como baseadas em adaptação em relação à carga de mensagens da rede, autoconfiguração do período de desligamento do rádio, entre outros, esta tese destina-se a descrever diferentes estratégias de RIT aplicáveis aos protocolos de roteamento desenvolvidos de forma que seja apropriado para a aplicação de redes urbanas.

A figura 41 apresenta a estratégia de aplicação RIT para os protocolos de roteamento desenvolvidos, incluindo o protocolo GGPSR para o tráfego divergente, por exemplo, e protocolos baseados na maior distância, menor distância e de escolha aleatória destinados para o tráfego convergente. Observa-se que no caso de uma falha, a retransmissão é feita no nível de roteamento, a fim de contornar problemas de *loops* existentes, uma vez que a escolha de outros nós pode resultar em diferentes caminhos que levem até o destino final, uma solução referente à tolerância a falhas.

Figura 41 – Soluções de escolha de vizinhos no caso de falhas com RIT

Um dos problemas encontrados para configuração da simulação foi escolher um valor adequado para o ciclo de RIT (*macRITPeriod*), que compreende o envio da mensagem de *RITDataReq*, espera para recebimento de mensagens (*macRITDataWaitperiod*) e o período destinado para operação do rádio (*duty cycle*). O valor a ser escolhido deve ter uma boa relação entre consumo energético e latência. Então, anteriormente à tomada de decisão, foi feita uma avaliação para analisar a relação da frequência do ciclo de comunicação (*macRITPeriod* no gráfico da figura 42) com o tempo de recebimento da mensagem no destino. Foram escolhidos nós com 4, 7, 11 e 19 saltos em relação ao *sink*. Para início do ciclo de comunicação de cada nó da rede, a fim de se aproximar da realidade, foi configurado um tempo aleatório, entre 0 e 1 segundos, com o objetivo de simular tempos totalmente dessincronizados para os nós. Além disso, também foi colocada uma margem de tempo aleatória para disparo do comando periódico de *RITDataReq* e para o disparo de mensagens pendentes (provindas da camada de rede). Em razão desses tempos aleatórios disparados, verifica-se que existe uma oscilação no valor, que não representa um comportamento linear. Foram simulados 5 vezes para cada diferente tipo de fluxo para cada período de ciclo, o que evita concluir que o comportamento oscilatório foi gerado por erros de captura. O resultado dessas simulações é mostrado na figura 42.

Figura 42 – Atraso fim a fim versus período do ciclo de comunicação RIT (*macRITPeriod*)

Segundo Yang (2006), o valor de *duty cycle* operável pode ser mínimo, chegando até 1% de um pequeno ciclo total (em torno de 1 segundo). Foi adotado nas simulações o valor de 2 segundos de ciclo, sendo que 5% do ciclo como período de *duty cycle*, que é destinado para os dispositivos manterem seus rádios ligados. Valores mais altos de ciclo podem ser atribuídos, entretanto, resultam em tempo maior de atraso fim a fim, assim como um maior tempo de operação do rádio também pode ser atribuído, portanto, aumenta o consumo de energia do dispositivo.

A figura 43 (a) apresenta um mapa digital com coordenadas geodésicas reais no ambiente do NS-2, fornecido pela concessionária de iluminação pública Elektro. Essa figura mostra que independentemente da posição do *sink*, na parte superior (*sink* 1) ou central do mapa (*sink* 2), é gerado um único padrão de quantidade de nós por gradiente. No início existe uma região de afunilamento, que tende a aumentar o número de nós por gradiente. Após um pico de quantidade, que indica o fim da região de afunilamento, o número de nós por gradiente tende a diminuir gradualmente. Isso ocorre em razão da diminuição de vizinhos nas regiões de fronteira com as regiões sem nós.

Então, com base nesse padrão, outra estratégia foi desenvolvida para que pudesse dar maior vazão para o tráfego convergente, no caso do afunilamento de mensagens. Além disso, essa estratégia traz menor consumo energético a alguns nós da rede.

Com base na figura 43 (b) e (c), verifica-se que poucos nós têm alto número de gradiente, o que viabiliza um valor alto em segundos de *macRITPeriod*. Essa medida resulta em economia de energia, uma vez que esses nós com alto grau de gradiente realizariam requisições (*RITDataReq*) com menor periodicidade. Complementarmente, quanto mais próximo do *sink*, é interessante que os nós tenham menor tempo de ciclo (*macRITPeriod*) e maior tempo de *duty cycle*. As equações para cálculo dos parâmetros de RIT em função do gradiente são apresentadas nas equações (8), (9) e (10).

$$\text{fator} = 1/(\text{gradiente} \cdot 0,5) \quad (8)$$

$$\text{macRITPeriod} = \text{gradiente}/2,5 \quad (9)$$

$$\text{macRITDataWaitperiod} = (\text{fator}/\text{macRITPeriod} \cdot 0,5) + 0,15 \quad (10)$$

A tabela 9 apresenta os valores de gradiente, fator, *macRITPeriod*, *macRITDataWaitPeriod* e percentagem de *duty cycle* resultantes do cálculo das equações (8), (9) e (10) e informações retiradas de um mapa digital que possui as coordenadas dos pontos

de iluminação. É importante enfatizar que tal cálculo foi feito para demonstrar que é possível melhorar o desempenho da rede com mudanças nos valores de *macRITPeriod*, *macRITDataWaitPeriod* e percentagem de *duty cycle* dependente do valor de gradiente. Portanto, outras equações podem ser experimentadas para obter melhor desempenho dependendo de aplicações específicas.

Figura 43 – Mapa digital de 1020 nós e quantidade de nós por peso de gradiente

No caso do RIT com *macRITPeriod* de 2 segundos, o tempo de espera para reconhecimento (*ack_timeout*) é de 5 segundos. Contudo, no caso do RIT em função do gradiente, o tempo de espera para reconhecimento deve ser calculado, tendo como base o tempo de ciclo fixo (2 segundos de *macRITPeriod* exige 5 segundos de espera). Portanto, o

tempo de espera é calculado multiplicando-se o tempo de *macRITPeriod* por 2,5 , conforme mostra a equação (11).

$$ack_timeout = macRITPeriod . 2,5 \quad (11)$$

Existe um problema relacionado à transmissão com endereço *broadcast* com a aplicação de RIT, pois com cada dispositivo que opera num ciclo de comunicação diferente, de forma dessincronizada, os dispositivos deveriam para cada transmissão enviar à cada vizinho em seu alcance uma mensagem *unicast*, o que aumenta o consumo significativamente. É por essa razão que a aplicação de RIT em protocolos baseados em inundação tais como LBM ou *Flooding* é inviável.

Tabela 9 - Configuração das simulações para o tráfego convergente com RIT

Gradiente	Fator	<i>MacRITPeriod</i> (s)	<i>MacRITDataWaitPeriod</i> (s)	<i>Duty cycle</i> (%)
1	0.20	0.40	0.40	100.00
2	0.10	1.00	0.20	20.00
3	0.07	1.50	0.17	11.48
4	0.05	2.00	0.16	8.13
5	0.04	2.50	0.16	6.32
6	0.03	3.00	0.16	5.19
7	0.03	3.50	0.15	4.40
8	0.03	4.00	0.15	3.83
9	0.02	4.50	0.15	3.39
10	0.02	5.00	0.15	3.04
11	0.02	5.50	0.15	2.76
12	0.02	6.00	0.15	2.52
13	0.02	6.50	0.15	2.33
14	0.01	7.00	0.15	2.16
15	0.01	7.50	0.15	2.01
16	0.01	8.00	0.15	1.88

Li et al. (2010) propôs para esse problema uma solução simples que inclusive reduz atrasos: a transmissão contínua da mensagem pelo tempo de ciclo somado a um tempo mínimo. Isso garante que a mensagem chegue a todos os vizinhos, pois certamente ligarão seus rádios nesse período. Contudo, baseado nos requisitos de redes urbanas, como não existe a necessidade de atrasos mínimos, essa solução é ineficiente uma vez que existem ciclos mais longos, em geral na região de destino em relação ao tráfego divergente, pois se localizam distantes dos *sinks*, o que pode acarretar na acentuação de consumo.

Portanto, para mensagens de endereço *broadcast*, esta tese considerou a transmissão isolada para todos os vizinhos. Os tipos de mensagens que seguem esse mecanismo são: mensagens de “olá”, mensagens da fase final do protocolo GGPSR e para o mapeamento dos pesos do gradiente da rede.

5 Aspectos de Implementação e Simulação

Este capítulo destina-se a descrever as características e dificuldades de implementação no simulador utilizado nesta tese. É feita uma breve descrição do software de simulação e a indicação de problemas corrigidos para codificação dos protocolos.

Neste capítulo também, nas duas últimas seções, são apresentadas as soluções em termos de diagramas de classes UML, a fim de ilustrar como foram feitas as integrações com as classes existentes do NS-2, que fornecem funcionalidades básicas, tais como suporte para criação de roteamento e de MAC. Adicionalmente, uma breve descrição das classes criadas especialmente para os protocolos desenvolvidos são apresentadas.

As três últimas seções deste capítulo descrevem os modelos de energia, propagação e erro utilizadas no NS-2. O texto referente a essas seções é fundamental para entendimento dos resultados e estratégias utilizadas nesta tese.

5.1 Simulador NS-2

Simuladores são frequentemente utilizados para o estudo de RSSF, pois apresentam uma boa relação de custo e complexidade, além de apresentar acurácia dos resultados. Em razão dos vários simuladores existentes para RSSF, escolher o simulador mais adequado não é uma tarefa simples. Os fatores a serem avaliados para a escolha de um simulador são os recursos existentes, tais como modelo de energia, propagação, erro, assim como os próprios protocolos. Além disso, é preciso verificar se existe boa qualidade de documentação, facilidade para implementação de novas características, visualização numa interface gráfica, entre outros. O trabalho de Lessmann et al. (2008) revela uma comparação dos simuladores, os quais são avaliados segundo tais critérios. Numa comparação entre os simuladores J-Sim, OMNeT++, NS-2 e Shox, o NS-2 mostrou-se mais simples em relação à implementação, porém com uma curva de aprendizado maior que os outros. Contudo, esse simulador foi escolhido, além da facilidade de implementação mencionada, em razão dos recursos implementados, por ser gratuito e vastamente utilizado e respeitado no meio acadêmico.

NS-2 é um simulador de eventos discretos, que é utilizado para pesquisas de redes. Possui código fonte aberto e disponível na rede mundial de computadores em Network Simulator NS-2 (2011). Suporta uma variedade de protocolos em diversos níveis do modelo de referência ISO/OSI, que inclui roteamento, protocolos *unicast*, *multicast*, de redes com fio e de RSSF (local e de satélite).

NS-2 foi iniciado como uma variante do *REAL network simulator* (REAL NETWORK SIMULATOR, 2011) em 1989 na Universidade de Berkley, EUA. Nos últimos anos evoluiu substancialmente, sendo o simulador mais popular na comunidade científica e utilizado nas principais universidades e institutos de pesquisa.

Essa evolução conta principalmente com contribuições da comunidade científica. O próprio suporte para as camadas inferiores do IEEE 802.15.4 foi desenvolvida pelo pesquisador Jianliang Zheng, que integrou o código fonte desenvolvido em seu projeto de doutorado (ZHENG e LEE, 2006) no repositório do NS-2, tornando-o nativo¹².

O simulador foi escrito no ambiente Unix e neste trabalho está sendo executado no sistema operacional Linux, em sua variante Ubuntu versão 10.04. A versão utilizada do simulador é a NS-2.33.

Basicamente, todas as atividades de interação originadas pelos nós são traduzidas em eventos. Esses eventos podem representar o expirar de um relógio, o início de envio de uma mensagem para o canal de comunicação, o aumento da janela de congestão do TCP, etc. Uma vez originados os eventos, estes são guardados numa fila de espera na ordem pela qual são agendados para serem executados. O tempo de simulação avança de acordo com os eventos executados.

A estrutura do NS-2 é dividida em duas, as quais separam o modo “usuário” do modo “desenvolvedor”.

O modo usuário é utilizado para construir cenários de simulação com o suporte nativo do NS-2, que utiliza para isso a linguagem oTcl, que envolve: número e posição dos nós; seleção de camadas física (hardware) e de enlace; de rede; de transporte; de aplicação; configuração de fluxos de informações; comportamento de mobilidade dos nós; escolha de informações que são escritas num arquivo de *trace* (extensão *tr*), onde são armazenadas as mensagens trafegadas; e, por fim, informações que são armazenadas num arquivo de extensão *nam* que é utilizado para apresentar o tráfego num aplicativo gráfico. A linguagem oTcl é

¹² No contexto das linguagens de programação, código nativo é o termo utilizado para designar a implementação de funcionalidades e bibliotecas suportadas.

simples de ser utilizada em comparação com outras linguagens textuais e, além de ser interpretada, é mais apropriada para usuários do que linguagens de baixo nível.

O modo desenvolvedor, por sua vez, é destinado para desenvolvimento de novos protocolos de rede. É desenvolvido em linguagem C++, que é compilada e totalmente orientado a objetos. O desenvolvimento de protocolos exige uma linguagem de programação de sistemas de baixo nível e, nesse aspecto, a utilização da linguagem C++ permite a manipulação de bytes, processamento de pacotes e implementação dos algoritmos, além de fornecer todos os recursos da orientação a objetos (herança, polimorfismo, entre outras). Além disso, apresenta um tempo de execução computacional baixo.

A figura 44 ilustra um exemplo que pretende simular uma rede constituída por dois nós. O *script* oTcl começa por definir uma instância do simulador representada pela variável *ns_*. Após isso, é definido o *array* *node_* com dois nós, nas posições 0 e 1 do *array*, que é uma instância da classe *MobileNode*, a qual executa o comportamento do protocolo de comunicação utilizado pelos nós. Os objetos *MobileNode* são programados em C++ (OLIVEIRA, 2009) e aproveita todos os recursos fornecidos da orientação a objetos.

Figura 44 - Interação entre camadas no NS-2

Portanto, após implementação de protocolos em C++, é necessária a implementação de serviços que façam a interface entre o código C++ com a linguagem oTcl, a qual é utilizada para configurar “objetos de usuário”. Além disso, análises em arquivos de *trace* devem ser realizadas, que incluem filtros de informações em códigos auxiliares desenvolvidos em linguagem *awk* (THE GNU AWK USER’S GUIDE, 2011) para colher os dados e poder transformá-los em gráficos e informações mineradas.

5.1.1 Dificuldades de implementação

Apesar de todos os benefícios de trabalhar com códigos livres e abertos, existem inconvenientes pouco mencionados: erros existentes no próprio software e erros de integração quando é feita a substituição de uma camada por outra no protocolo, uma vez que não existe uma etapa de testes para todas as funções do software anteriormente a disponibilização de uma versão. Por exemplo, não foi encontrado na literatura pesquisador que tenha integrado as camadas inferiores no IEEE 802.15.4 em algoritmos de roteamento no NS-2 que não seja o nativo do protocolo AODV. Além disso, o trabalho de implementação do RIT no IEEE 802.15.4 no ambiente do NS-2 também é inédito. Em razão desses problemas, foram necessárias correções de alguns problemas, entre eles:

- Erro de dependência na execução do comando *make*, do arquivo *tcp_naivereno.cc*. Após a correção, foi feita a submissão da correção ao repositório do NS-2. A publicação do aviso aos usuários encontra-se em Old Nabble (2010);
- Erros: “*Event UID not valid!*” e “*ns: scheduler going backwards in time from X to Y*”. Esses erros estão associados. Na implementação de um novo protocolo, principalmente utilizando temporizadores é preciso ter cuidado ao escalonar eventos e uma atenção redobrada se um evento for escalonado duas ou mais vezes em cascata. Esse erro também ocorre quando se recebe um pacote em uma determinada camada e ao invés de repassar para a camada de destino, armazena-o em uma lista e escalona-o novamente (como foi implementado no mecanismo de RIT). O pacote é um tipo de evento e existe um ID associado a ele. Cada evento no NS-2 tem um único ID. O escalonador trata o ID duas vezes, uma vez para escalonar e outra para despachar o evento. Além disso, o evento possui um ID positivo após ser escalonado e um negativo antes de ser escalonado. Se o evento foi escalonado e ainda não foi despachado, então ele terá um ID positivo e não poderá ser escalonado novamente, resultando em algum desses dois erros. A solução para esse problema é a criação de outro pacote com os mesmos atributos do pacote armazenado;
- Inúmeros vazamentos de memória (*memory linkages*), divididos em estouro de *buffer* (*buffer overflow*) e estouro de pilha (*stack overflow*), indicados pelo compilador gcc como “*segmentation fault*”. Para corrigir esses problemas foi

utilizada a ferramenta valgrind (VALNGRIND, 2011), que facilita muito a indicação no próprio código fonte dos problemas de vazamento ocorridos.

5.2 Design dos protocolos de roteamento

O desenvolvimento dos protocolos, como mencionado anteriormente, realizou-se em linguagem C++, na parte do “desenvolvedor” do NS-2. Funcionalidades originais foram estendidas através de herança, polimorfismo e associações, como representado nos diagramas de classes UML nas subseções 5.2.1 e 5.2.2.

Também foram desenvolvidos códigos na linguagem oTcl a fim de invocar as funcionalidades desenvolvidas nas classes. Entretanto, não é o objetivo deste capítulo apresentar os códigos.

5.2.1 Protocolos de tráfego divergente e convergente

A figura 45 apresenta o diagrama de classes desenvolvido para os protocolos de roteamento, de tráfego divergente e convergente, que seria o protocolo de roteamento como um todo. A escolha de utilização de um protocolo ou outro é selecionado na parte do usuário, no código oTcl.

A classe *Agent*, nativa do NS-2, possui todas as funcionalidades básicas para um protocolo de roteamento. Por essa razão, duas classes foram herdadas dessa classe, chamadas de *GGPSR* e *Gradient*, responsáveis pelo roteamento de tráfego divergente e convergente, respectivamente.

Ambas as classes possuem uma dependência com a classe *Ggpsr_packet*, que contém as definições das estruturas dos diversos tipos de pacotes existentes para os protocolos, tais como pacote de “olá”, de setup do gradiente, entre outros citados anteriormente.

Além disso, ambas as classes de roteamento possuem como atributo uma classe chamada *NeighborList*, que possui por sua vez como atributo uma lista de *NeighborNode*, isto é, todos os nós vizinhos, que são populados através do mecanismo de pacotes “olá”.

Ambas as classes também possuem como atributo uma classe denominada *AckList*, que é responsável por armazenar os nós que precisam receber uma confirmação, evento tal

que remove o elemento *NeighborNode* desta lista. Além do evento mencionado, se o número de tentativas alcançar o máximo permitido, o elemento também é removido.

Especificamente em relação à classe *GGPSR*, existe uma associação com a classe *BlackList*, que é utilizada para armazenar os nós que falharam anteriormente. A classe *BlackList* representa a “lista negra” de nós, a qual possui como atributo uma lista de *NeighborNode*.

Figura 45 – Diagrama de classes UML referente aos protocolos de tráfego convergente e divergente

Por fim, especificamente em relação à classe *Gradient*, existe uma associação com a classe *WhiteList*, que é utilizada para armazenar os nós pelos quais a transmissão foi bem sucedida, a fim de evitar congestionamentos, como explicado anteriormente. A classe *WhiteList* representa a “lista de encaminhadas” de nós, a qual possui como atributo uma lista de *NeighborNode*.

5.3 Design do protocolo de controle de acesso ao meio RIT

A figura 46 apresenta o diagrama de classes desenvolvido para o protocolo de acesso ao meio RIT, especialmente implementado para o tráfego convergente para a situação de tráfego afunilado no *sink*.

A classe *Mac802_15_4*, nativa do NS-2, responsável pelas funcionalidades referentes ao protocolo IEEE 802.15.4, foi herdada de forma a especializar a classe *RIT802_15_4*, responsável pelas funcionalidades de RIT.

Tal implementação é inédita no NS-2, pois tem como resultado o protocolo RIT no IEEE 802.15.4. As implementações de RIT para o NS-2 até então encontradas na literatura são referentes ao padrão para camadas inferiores IEEE 802.11.

A principal dificuldade para implementação do RIT no protocolo IEEE 802.15.4 é a necessidade de invocar diretamente a primitiva da classe base *MCPS-DATA.Request* para enviar o comando de *RITDataReq*, o que gera problemas pois todas as funções da classe base respeitam uma lógica de estados complexa, implementada em razão do modo que utiliza *beacons*, que é utilizado com a topologia em estrela. Então, é necessário que seja analisado o conjunto dessa lógica para que não cause efeitos indesejados.

Figura 46 – Diagrama de classes UML referente ao protocolo de acesso ao meio RIT baseado no IEEE 802.15.4

Verifica-se através da figura 46 que a classe *RIT802_15_4* inclui as classes nativas do NS-2 (*p802_15_4nam*, *p802_15_4trace*, *p802_15_4csmaca*, *p802_15_4const*, *p802_15_4sscs* e *p802_15_4fail*) referente a todos os mecanismos originais da implementação do protocolo IEEE 802.15.4.

A classe *PendentList*, que é um atributo da classe *RIT802_15_4*, é responsável por armazenar todos os pacotes que tenham sido enfileirados, visto que o mecanismo de RIT, ao receber uma solicitação de envio, deve esperar o momento de transmitir o pacote, que é sinalizado pelo receptor. A classe *PendentList* possui então uma lista de *PendentPacket*, que

armazena uma lista de pacotes e seus respectivos *Handlers*, que armazenam o objeto referente ao nível do qual o pacote foi enviado (nível de roteamento, enlace ou físico).

5.4 Modelo de Energia

No NS-2, o dispositivo inicia no estado *idle* (oscioso). Quando o dispositivo transmite algum pacote, entra no estado de transmissão (*Tx*) e, assim quando quiser receber pacotes, entra no estado de recepção (*Rx*), como ilustrado na figura 47. A camada de enlace pode eventualmente enviar comandos que desliguem o rádio do dispositivo, o que leva a entrar no modo de dormência (*sleep*). Posteriormente, a camada de enlace pode enviar comandos para religar o rádio.

Figura 47 – Diagrama de estados do rádio
Fonte: Nobre (2011)

Para cada estado possível um valor de consumo de energia pode ser configurado no NS-2.

O modelo de energia implementado no NS-2 é simples: cada vez que um pacote é recebido, a energia total do dispositivo é subtraída com o valor calculado na equação (12). A mesma equação é válida para quando o valor é transmitido, está em modo oscioso ou com o rádio desligado.

$$Energia^{subtraída} = Pr..Tr \quad (12)$$

Sendo *Pr* a potência de recepção e *Tr* o tempo que o dispositivo levou para receber o pacote.

5.5 Modelos de Propagação

Existem três modelos de propagação nativos no NS-2: *freespace*, *tworayground* e *shadowing*.

O modelo *freespace* é idealista ao extremo para ser utilizado na simulação de redes urbanas em razão de não considerar reflexões. A potência $P_r(d)$ representa a potência recebida de acordo com a distância d (em metros) entre dois nós e P_t a potência emitida. As variáveis G_t e G_r são os respectivos ganhos das antenas em dbi, L ($L \geq 1$) é a perda do sistema e λ é o comprimento de onda (FALL e VARADHAN, 2010). A equação (13) mostra a relação entre as variáveis descritas.

$$P_r(d) = \frac{P_t \cdot G_t \cdot G_r \cdot \lambda^2}{(4\pi)^2 \cdot d^2 \cdot L} \quad (13)$$

O modelo *tworayground* é o mais aplicado em simulações e utiliza a propagação do sinal entre dois nós com um raio direto e um segundo raio refletido no solo. As variáveis da equação são as mesmas utilizadas na equação do modelo *freespace*, com a inclusão de h_t e h_r , que representam a altura das respectivas antenas em metros. Esse modelo é também simplista e não apropriado para ambientes urbanos (equação 14).

$$P_r(d) = \frac{P_t \cdot G_t \cdot G_r \cdot h_t^2 \cdot h_r^2}{d^4 \cdot L} \quad (14)$$

Os dois modelos descritos nos parágrafos anteriores representam uma função que produz um raio ideal de sinal em torno do rádio. Na realidade, existem efeitos que distorcem esse sinal, que são implementados no NS-2 através do modelo *shadowing*. Esse modelo consiste em duas partes, chamadas de *path loss* e a variação do sinal em função da distância. *Path loss* (β) é a redução do sinal que é propagado no espaço e ocorre em razão da refração, difração, reflexão, entre outros fatores.

O modelo de *path loss* é denotado por $\overline{P_r(d)}$, que usa como referência a distância d_0 . $\overline{P_r(d)}$ é calculado relativamente a $Pr(d_0)$, como mostrado na equação (15); d refere-se a distância entre dois nós, d_0 é a distância de referência, $P_r(d_0)$ a potência de acordo com a

distância de referência, $P_r(d)$ representa a potência recebida a uma distância d (em metros) entre dois nós (FALL e VARADHAN, 2010).

$$\frac{P_r(d_0)}{P_r(d)} = \left(\frac{d}{d_0}\right)^\beta \quad (15)$$

Segundo Fall e Varadhan (2010), $\beta=2$ é referente à propagação num espaço livre. A tabela 10 mostra alguns valores típicos de β ; verifica-se que quanto maior seu valor, significa mais obstruções no cenário de simulação. Por fim, $P_r(d_0)$ é calculado utilizando-se a equação (13).

Path loss é usualmente medido em dB. Aplicando-se a equação (15), obtém-se a equação (16).

$$\left[\frac{P_r(d)}{P_r(d_0)} \right]_{dB} = -10\beta \log\left(\frac{d}{d_0}\right) \quad (16)$$

A segunda parte do modelo *shadowing* reflete a variação da potência em função da distância, que é uma variável aleatória segundo uma distribuição Gaussiana log-normal, medida em dB. O modelo como um todo é representado pela equação (17). X_{db} é a variável Gaussiana aleatória na qual o valor médio situa-se entre zero e $\sigma_{db} \cdot \sigma_{db}$. Portanto, o modelo *shadowing* é parametrizado utilizando-se duas variáveis. Os valores de β e σ_{db} dependem do ambiente (tabelas 10 e 11). Nota-se que a parametrização adequada para um ambiente específico não é uma tarefa simples.

$$\left[\frac{P_r(d)}{P_r(d_0)} \right]_{dB} = -10\beta \log\left(\frac{d}{d_0}\right) + X_{db} \quad (17)$$

Tabela 10 - Valores típicos do expoente de *path loss* β
Fonte: Fall e Varadhan (2010)

Ambiente		β
Externo (<i>outdoor</i>)	Espaço livre	2
	Área urbana obstruída	2,7 até 5
Interno (<i>indoor</i>)	Nós em linha reta	1,6 até 1,8
	Obstruído	4 até 6

Tabela 11 - Valores típicos de σ_{db} (dB)

Fonte: Fall e Varadhan (2010)

Ambiente	σ_{db} (dB)
Externo (<i>outdoor</i>)	4 até 12
Escritório (<i>alvenaria</i>)	7
Escritório (<i>divisória/drywall</i>)	9,6
Fábrica (nós em linha reta)	3 até 6
Fábrica (área obstruída)	6,8

A figura 48 mostra a taxa de entrega fim a fim de transmissão entre dois nós (um transmissor e outro receptor) à medida que a distância é aumentada em relação aos modelos de propagação. Tentou-se utilizar os valores iguais para os modelos. A tabela 12 mostra as configurações efetuadas para cada modelo. Foram transmitidos 1000 pacotes num intervalo de 100 ms entre cada transmissão, a fim de evitar problemas de colisão. O modelo *freespace* possui um comportamento de receber os pacotes numa probabilidade de 100% até certa distância configurada (120 metros) e, após essa distância, todos os pacotes são descartados. O modelo *tworayground* apresenta o mesmo comportamento, entretanto, a distância de recepção de pacotes com probabilidade de 100% é menor que comparado ao *freespace* (100 metros). Por fim, o modelo *shadowing*, gera uma função log-normal em relação à entrega de pacotes.

Tabela 12 - Configurações para os modelos de propagação

<i>FreeSpace</i>	<i>TwoRayGround</i>	<i>Shadowing</i>
$P_t = 0.28183815$ $G_t = 1$ $G_r = 1$ $L = 1$ $d = 100$ $\lambda = 0.3282$	$P_t = 0.28183815$ $G_t = 1$ $G_r = 1$ $L = 1$ $d = 100$ $h_t = 2$ $h_r = 2$ $\lambda = 0.3282$	$P_t = 0.28183815$ $\beta = 3.2$ $\sigma_{db} = 4$ $d_0 = 1$ $d = 100$

Alguns trabalhos na literatura exploraram o indicador RSSI a fim de calcular a distância do nó transmissor do pacote recebido. Segundo Srinivasan e Levis (2006) e Faheem et al. (2010), em razão dos recentes avanços no rádio, é possível alcançar uma intensidade de sinal que indique a distância do nó cada vez mais precisa.

Além de estabelecer um critério para descarte de pacotes com baixa qualidade do sinal, o RSSI pode ser utilizado para tentar "idealizar" o modelo de propagação. Assim, acima de determinado valor (essa estratégia proposta nesta tese adotou o que represente 100 metros), pacotes podem ser descartados como se o próprio modelo de propagação não os tivesse ao

alcance. A estratégia adotada é de não receber pacotes que populam as tabelas de vizinhos e que mapeiam os números de gradientes dos nós se os pacotes recebidos forem equivalentes a um valor de RSSI que ultrapasse determinada distância. Portanto, quando um pacote está sendo encaminhado de acordo com o protocolo de roteamento aplicado, a chance de fluxos interrompidos é minimizada, mesmo utilizando-se um modelo de propagação realista.

Contudo, existe um problema não contornado referente ao mecanismo aplicado ao modelo de propagação no caso do RIT. As mensagens de *RITDataReq* conseguem alcançar uma distância maior do que a idealizada, o que causa mais interferências e colisões. Assim, mensagens de dados e de confirmação que não são referentes ao *RITDataReq* são afetadas, o que prejudica o desempenho da rede como um todo. Uma solução a este problema pode ser um mecanismo que alinhado ao aqui proposto utilize a divisão em canais.

Figura 48 – Taxa de entrega fim a fim nos diferentes modelos de propagação

5.6 Modelo de Erro

O problema de perda de bits (taxas de erro por bit - BER) em comunicação sem fio IEEE 802.15.4 é constituído pelos seguintes fenômenos:

- *Path loss*: A relação entre a distância e a BER é tipicamente não linear; frequentemente, a BER é quase constante para certa distância e degrada rapidamente (BLACKARD et al., 1993);

- *Slow fading*: ocorre em razão do movimento de obstáculos, tais como veículos grandes e objetos fixos, tais como prédios, *outdoors* e árvores;
- Ruído e interferência de outras redes ou dispositivos tais como motores.

O fator de *path loss* é simulado no NS-2 através do modelo de propagação *shadowing*. Para simulação do componente *slow fading*, existem modelos muito detalhistas (SRIDHAR e BOHACEK, 2007; GIORDANO et al., 2011), os quais são configurados em função de cada objeto do cenário, considerando os prédios e suas dimensões, veículos e suas dimensões e movimentos, entre outros, incluindo os fenômenos de difração e de reflexão.

Entretanto, para simulações em grande escala, o mapeamento dos objetos é inviável. Todavia, uma maneira de generalizar a caracterização das condições de propagação nas redes urbanas é através da utilização do modelo de propagação *shadowing* unido ao modelo de erro Gilbert-Elliot (ANDREADIS e GIAMBENE, 2002; FENG et al., 2006). Em razão disso, nesta tese optou-se por utilizar a junção dos modelos de propagação e de erro, para que desempenhem o comportamento similar na prática de perdas de bits em redes urbanas.

O NS-2 suporta uma série de modelos de erro, dentre eles: modelos de erro uniformes, periódicos, selecionáveis, de múltiplos estados, baseado na cadeia de Markov, entre outros. O modelo de erro uniforme descartaria pacotes a uma probabilidade uniformemente configurada; periódico é configurado para descartar pacotes periodicamente; selecionáveis são configurados para desprezar pacotes de determinado tipo. Modelos de múltiplos estados e baseados na cadeia de Markov são utilizados para mesclar os modelos anteriormente citados, a fim de criar diferentes estados que se revezam na operação da rede.

Figura 49 – Diagrama de estados do modelo de erro Gilbert-Elliot
Fonte: Nobre (2011)

O modelo de erro Gilbert-Elliot é baseado na cadeia de Markov, considerando a transição entre dois estados: “bom” (*G - good*) e “ruim” (*B - bad*), sendo que o estado “bom”

refere-se a nenhuma atenuação de sinal e o estado “ruim”, a alta atenuação do sinal. Neste modelo o estado inicial é “bom”. Para cada novo bit o canal pode permanecer no estado atual ou sofrer uma transição. As probabilidades de transição são mostradas na Figura 49.

A probabilidade de transição do estado G para o estado B é chamada P_{gb} , sendo que P_{gb} é igual a probabilidade de $G \rightarrow B$, enquanto que a probabilidade do estado B para o estado G é chamada de P_{bg} , sendo que é igual à probabilidade $B \rightarrow G$. As probabilidades de não haver transição de estado são P_g e P_b , sendo que $P_g = 1 - P_{gb}$ e $P_b = 1 - P_{bg}$.

Assim, as probabilidades em regime permanente (P_g e P_b , respectivamente) são calculadas pelas equações mostradas em (18) e (19).

$$P_g = \frac{1 - q}{2 - (p + q)} \quad (18)$$

$$P_b = \frac{1 - p}{2 - (p + q)} \quad (19)$$

Segundo Willig e Ebert (1999) pode-se calcular o tempo que a máquina de estados de Gilbert-Elliot passa pelos estados “bom” (T_g) e “ruim” (T_b) em regime permanente com as equações (20) e (21), respectivamente.

$$T_g = \frac{1}{1 - p} \quad (20)$$

$$T_b = \frac{1}{1 - q} \quad (21)$$

6 Resultados

Este capítulo foi estruturado e organizado de acordo com a evolução do trabalho, norteado de acordo com os experimentos realizados em ordem cronológica.

Na seção 6.1 são detalhados os parâmetros de configuração utilizados nos experimentos, em especial do ambiente NS-2.

As seções 6.2 e 6.3 abordam respectivamente os resultados referentes aos protocolos de roteamento destinados ao tráfego divergente e convergente.

A seção 6.4 apresenta os resultados extraídos da aplicação do mecanismo de controle de acesso ao meio RIT aos protocolos mais adequados referentes ao tráfego divergente e convergente de roteamento.

6.1 Cenários dos experimentos e parâmetros de configuração

Nos experimentos foi possível construir um ambiente mais realista em razão da importação das coordenadas geodésicas dos pontos de iluminação do mapa digital da cidade de Mairiporã, Estado de São Paulo. Esse mapa foi fornecido pela concessionária de iluminação pública e energia Elektro.

Para todas as simulações, foi configurado o alcance do rádio em média para 100 metros para ambos os modelos utilizados, *shadowing* e *tworayground*. Baseado nesse alcance do rádio e no cenário criado e utilizando as coordenadas reais extraídas do mapa digital, pode-se calcular o número médio de vizinhos de cada nó. A tabela 13 apresenta os dados calculados como a média de vizinhos, a menor e a maior quantidade de vizinhos entre todos os nós.

Tabela 13 - Quantidade de vizinhos do mapa digital

Menor número vizinhos	Maior número vizinhos	Média total de vizinhos
3	34	18

Neste parágrafo é feito um detalhamento dos parâmetros utilizados nas simulações, nos quais seus valores são apresentados de acordo com cada experimento neste capítulo. Os

parâmetros “Interface de Rede” e “MAC” configuram, respectivamente, a camada física e de controle de acesso ao meio; em “IFQ” é configurado o tipo de interface; “Camada de Enlace” especifica o protocolo implementado no NS-2 para simulação da camada de enlace, incluindo a comunicação da camada física e de controle de acesso ao meio; “Antena” especifica o tipo de antena; os parâmetros “Dimensão X” e “Dimensão Y” especificam as dimensões do cenário simulado em metros; “IFQLEN” configura o número máximo de pacotes na fila da interface (IFQ); “Propagação” especifica o modelo de propagação implementado no NS-2.33; os parâmetros “Energia inicial”, “Potência modo recepção”, “Potência modo transmissão”, “Potência modo oscioso” e “Potência modo dormência” configuram os valores de consumo energético utilizados referentes aos estados do rádio; “Tamanho do pacote” especifica o tamanho em bytes do pacote a ser trafegado na rede, sem contabilizar o cabeçalho; “Tráfego” especifica o tipo de tráfego utilizado, que é o CBR (*Constant Bit Rate*), que define uma taxa constante de bits trafegados, com uma conexão sem confirmação.

Os valores de consumo energético para os modos de operação do rádio (mostrados na tabela 14) foram calculados a partir da equação (22) com informações de corrente e tensão retirados do documento MC1321x (2008) referente a dispositivos do fabricante *FreeScale* da linha MC1321x. A tabela 15 apresenta os valores calculados correspondentes à energia para todos os experimentos deste capítulo.

$$P = U.I \quad (22)$$

Sendo P a potência elétrica, U a tensão e I a corrente.

Tabela 14 - Dados do documento MC1321x (2008) sobre consumo do dispositivo

Corrente modo transmissão	42 mA
Corrente modo recepção	35 mA
Corrente modo oscioso	800 uA
Corrente modo dormência	6 uA
Tensão	2,7 V

Para o cálculo da energia inicial da bateria dos dispositivos, foi utilizado o seguinte procedimento, que foi extraído da pesquisa de Brito (2009): assumiu-se que os dispositivos trabalham com duas pilhas *duracell* AA simples, cujo gráfico da característica de descarga de corrente é apresentado na Figura 50. Utilizando-se o gráfico da Figura 50 como referência, observa-se que com uma descarga constante de corrente entre 10 e 20 mA e supondo que as baterias fornecem isoladamente uma tensão de 1.5 V, obtém-se um tempo de operação da

bateria entre 100 a 200 horas. Utilizando – se o valor de 180h para uma descarga constante de 15 mA, aplicando-se as equações (22) e (23), chega-se ao valor de energia de 14580 Joules ($P = 1.5 \text{ V} \cdot 15 \text{ mA} = 0.0225 \text{ W}$ e $E = 0.0225 \text{ W} \times 180 \times 60 \times 60 = 14580 \text{ J}$). Como se trata de duas pilhas, a energia inicial calculada é de 29160 J.

$$E = P.T \quad (23)$$

Sendo E energia em Joules, P a potência em W e, por fim, T tempo em segundos.

Figura 50 – Gráfico de descarga constante de corrente a 21°C de uma pilha *duracell*
Fonte: Duracell (2011)

Tabela 15 - Configuração referente à energia para todos os experimentos

Potência modo transmissão (Pt)	0,1134 W
Potência modo recepção (Pr)	0,0945 W
Energia inicial	29160 J
Potência modo oscioso	0,00216 W
Potência modo dormência	0,0000162 W

Nos experimentos descritos nas seções seguintes foi utilizado o mecanismo de MAC CSMA/CA, que pertence ao padrão IEEE 802.15.4 e é suportado nativamente no NS-2.

Os parâmetros utilizados nesta tese para configuração do modelo de erro são baseados nos encontrados em Bhagwat et al. (1997) ($P_g = 0,9999$ e $P_b = 0,998$), os quais para todos os fins, considera-se erro a falha na recepção de pelo menos um bit. Para se ter uma noção da perda em relação a taxa de entrega de pacotes, a uma distância utilizando-se o modelo de

propagação *shadowing* que obtém 100% de sucesso, aplicando-se o modelo Gilbert-Elliot, a taxa modifica-se para 99.8%.

Os modelos de propagação utilizados são *tworayground*, *shadowing* e *shadowing* com a estratégia de não receber pacotes que populem as tabelas de vizinhos e que mapeiam os números de gradientes dos nós se os pacotes recebidos forem equivalentes a um valor de RSSI que ultrapasse 100 metros, o que representa uma estratégia adicional dos protocolos tanto para o tráfego divergente e convergente. Nas legendas dos gráficos, o modelo de propagação aplicado a essa estratégia é identificada como “*Shadowing RSSI*”.

Em todos os experimentos foram utilizados o tamanho do pacote de 60 bytes, isto é, para todos os protocolos simulados podem-se armazenar essa quantidade de dados num pacote, sem contabilizar os cabeçalhos incluídos nas camadas de rede, enlace e física.

6.2 Tráfego divergente

O experimento descrito e avaliado nesta seção permite avaliar critérios de desempenho ligados aos requisitos não funcionais de escalabilidade, tolerância a falhas, garantia de entrega, consumo energético e latência.

Para o experimento referente ao tráfego divergente, foram selecionados os protocolos LBM *Box*, LBM *Flooding* e GGPSR. Outros protocolos para o tráfego divergente de natureza *geocast*, tais como GeoGrid e Gamer não têm sentido serem experimentados, pois são utilizados para aumentar a taxa de transmissão a um alto custo de consumo, o que diverge dos requisitos anteriormente apresentados.

Tabela 16 - Configuração do experimento para o tráfego divergente

Interface de Rede	Phy/WirelessPhy/802_15_4
MAC	Mac/802_15_4
IFQ	Queue/DropTail/PriQueue
Camada de Enlace	LL
Antena	Antenna/OmniAntenna
Dimensão X	200 m
Dimensão Y	400 m
IFQLen	50
Qtd. Dispositivos	312
Tempo	200 s
Tamanho do pacote	60 bytes

Foi utilizado um cenário com 312 nós, sendo que um nó transmissor envia mensagens numa periodicidade de 5 segundos para alguns nós, que estão inseridos em uma região (um

trecho de uma rua), definida pelas coordenadas geodésicas. A figura 51 mostra o cenário gerado através da ferramenta do Google Maps (GOOGLE MAPS FAMILY, 2011), incluindo o nó transmissor e a região de destino. A tabela 16 apresenta a configuração para o experimento aplicada ao simulador NS-2. A simulação foi executada 9 vezes, o que inclui os três diferentes protocolos com os 3 diferentes modelos de propagação.

A figura 52 apresenta os resultados obtidos no período de simulação em relação à soma de energia de todos os dispositivos na rede. Verifica-se que o protocolo GGPSR, que é baseado em comunicação *unicast* com confirmação até alcançar a região de destino, apresentou o menor consumo energético da rede no caso da aplicação do modelo de propagação *tworayground*. Entretanto, esse modelo de propagação é idealizado e não representa a realidade do cenário de comunicação. É importante salientar que para o protocolo GGPSR, apenas 1 mensagem de “olá” foi disparada para cada dispositivo no período de simulação. Outros protocolos simulados não necessitam de mensagens periódicas de “olá”.

Figura 51 - Cenário do experimento para o tráfego divergente

Portanto, considerando-se os protocolos que foram simulados utilizando o modelo *shadowing*, verifica-se que o protocolo LBM *Box* obteve o melhor resultado, apresentando o menor consumo energético.

Contudo, quando se aplicou a técnica de descarte de pacotes para a inclusão de vizinhos em função do valor de RSSI utilizando o modelo *shadowing*, verifica-se que o protocolo GGPSR apresentou energia remanescente equivalente ao LBM *Box shadowing* no instante de simulação de 200 segundos. Apesar de no início da simulação, o protocolo

GGPSR apresentar maior consumo comparado aos outros protocolos, tende a apresentar menor consumo energético.

A figura 53 apresenta a percentagem de entrega de mensagens com sucesso fim a fim. Novamente, os protocolos simulados com o modelo de propagação *tworayground* apresentaram os melhores resultados, isto é, 100% de pacotes entregues. O pior desempenho apresentado, pelo protocolo GGPSR utilizando o modelo de propagação *shadowing*, revela que as pesquisas mais recentes, que focam em melhorias em protocolos baseados no protocolo GPSR (KARP e KUNG, 2000), não são apropriadas para redes urbanas, pois resultam em taxas de entrega de pacotes inferiores a protocolos baseados em inundação, como LBM *Box* e LBM *Flooding*. Tais pesquisas assumiram um modelo de propagação ideal, o que não ocorre na prática.

Figura 52 - Comparação da energia total da rede para o tráfego divergente

Contudo, quando se aplica a técnica de descarte de pacotes para a inclusão de vizinhos em função do valor de RSSI utilizando o modelo *shadowing*, verifica-se que a viabilidade da aplicação de protocolos da linha do GPSR, tais como o desenvolvido nesta tese (GGPSR), que apresentou 100% de entrega de pacotes neste caso simulado.

Por outro lado, em relação ao protocolo LBM *Box*, nota-se que houve uma redução da taxa de entrega quando se aplicou a técnica em função do RSSI. Isso resultou numa quantidade reduzida de nós encaminhando a mensagem, o que pode reduzir a taxa de entrega uma vez que não existem retransmissões de mensagens para este protocolo. Entretanto, no

caso do LBM *Flooding*, esse problema não existiu, pois toda a região é habilitada a reencaminhar o pacote, o que gera maior probabilidade de recepção fim a fim.

Figura 53 - Taxa de entrega fim a fim para o tráfego divergente

A tabela 17 apresenta uma comparação do tamanho dos cabeçalhos dos pacotes simulados para o tráfego divergente. Como mencionado anteriormente, é preciso que o protocolo aloque menor quantidade de bytes quanto possível, pois o padrão IEEE 802.15.4 implica em restrições dessa natureza. Verifica-se nesta tabela que o maior pacote do protocolo GGPSR (dados) apresenta 55 bytes, superando o valor em bytes referente ao protocolo LBM *Box* (dados), que tem 58 bytes. A quantidade elevada referente ao LBM *Box* deve-se ao armazenamento de pontos de localização da região de destino e dos pontos destinados para a região de encaminhamento. A quantidade de bytes no pacote referente ao roteamento normalmente aumenta com a complexidade do protocolo, a fim de realizar processos de armazenamento e consulta.

Tabela 17 - Comparação do tamanho do cabeçalho dos pacotes referente aos protocolos do tráfego divergente

Cabeçalho de Pacote	Tamanho (bytes)
LBM <i>Box</i> -dados	58
LBM <i>Flooding</i> -dados	50
GGPSR - confirmação	20
GGPSR - olá	12
GGPSR - dados	55

Figura 54 - Média de atraso fim a fim para o tráfego divergente

6.2.1 Conclusão

Os resultados para o tráfego divergente utilizando o modelo de propagação ideal (*tworayground*) apontam para a utilização do protocolo GGPSR, que se baseia no protocolo de roteamento geográfico GPSR. Contudo, a aplicação desse protocolo se mostra inviável quando é utilizado o modelo de propagação realista (*shadowing*), o que sugere a aplicação do protocolo LBM *Box*. Por outro lado, quando se aplica a estratégia de descarte baseada em RSSI e o modelo de propagação *shadowing*, nota-se a superioridade do protocolo GGPSR em relação aos quesitos avaliados, o qualificando como mais adequado para o tráfego divergente.

Em relação à latência, o protocolo GGPSR é adequado, pois atende aos requisitos especificados na RFC 5548 de dezenas de segundos, visto que a média de atraso apresentada não ultrapassa 1 segundo.

6.3 Tráfego convergente

Baseado nos tipos de mensagens descritas na seção 4.1, que se referem a diferentes situações de envio de mensagens do tipo convergente para a aplicação em questão, esta seção é dividida em três partes: uma comparação de desempenho gerada a partir de fluxos não simultâneos disparados por nós utilizando o protocolo do gradiente com os diferentes critérios de escolha de vizinhos (maior distância, menor distância e aleatório) (i); comparação de

desempenho de alguns protocolos simulados (ii); e uma comparação baseada em desempenho de fluxos simultâneos disparados por diferentes nós num cenário em grande escala (iii).

O experimento descrito e avaliado na seção 6.3.1 permite avaliar critérios de desempenho ligados aos requisitos não funcionais de tolerância a falhas, garantia de entrega e latência.

Os outros dois experimentos (seções 6.3.2 e 6.3.3) permitem a avaliação principalmente do requisito não funcional de escalabilidade. Entretanto, também permitem a avaliação de outros requisitos, tais como de tolerância a falhas, garantia de entrega, consumo energético e latência.

6.3.1 Avaliação de critérios de repasse de pacotes

Primeiramente foi realizado um experimento num cenário com 1020 nós com 400 fluxos de forma não simultânea utilizando critérios de maior distância, menor distância e de escolha de vizinhos de forma aleatória. As configurações aplicadas no NS-2 são apresentadas na tabela 18.

O intuito deste experimento é a avaliação dos critérios de repasse dos pacotes no caso de equivalentes pesos de gradiente. Em razão deste intuito, foi utilizado o modelo de propagação *tworayground*.

Os nós transmissores foram escolhidos de maneira aleatória, iniciando suas transmissões num intervalo de 0,5 segundo.

Tabela 18 - Configuração do experimento do tráfego convergente com transmissões não simultâneas

Interface de Rede	Phy/WirelessPhy/802_15_4
MAC	Mac/802_15_4
IFQ	Queue/DropTail/PriQueue
Camada de Enlace	LL
Antena	Antenna/OmniAntenna
Dimensão X	800 m
Dimensão Y	800 m
IFQLEN	50
Qtd. Dispositivos	1020
Tempo	200 s
Tamanho do pacote	60 bytes

A figura 55 mostra o cenário gerado a partir do Google Maps. O *sink* está representado através do círculo em vermelho.

A figura 56 apresenta os resultados obtidos referentes ao número de saltos (a), atraso fim a fim (b) e percentagem de pacotes entregues fim a fim (c). Observa-se que o critério de maior distância obteve melhor desempenho, resultando em um número de saltos menor e atraso menor em segundos. Os resultados referentes ao critério de escolha aleatório enquadram-se entre os resultados obtidos dos critérios de maior e menor distância no caso do número de saltos e atraso fim a fim. No caso de percentagem da taxa de entrega, todos os critérios alcançaram valor máximo.

Figura 55 - Cenário para avaliação do experimento do tráfego convergente com transmissões não simultâneas

Figura 56 - Gráficos de comparação dos critérios de escolha aleatória, de maior e menor distância com fluxos não simultâneos

6.3.2 Comparação com transmissões não simultâneas

Uma vez apresentada a influência que a utilização do modelo de propagação ideal, *shadowing* e a estratégia de “idealização” proposta nesta tese, as seções seguintes descrevem os resultados obtidos aplicando-se apenas o modelo de propagação *shadowing* com a técnica de descarte baseada em RSSI.

O segundo experimento para o tráfego convergente foi proposto para avaliar o desempenho de protocolos no cenário real. Para posicionamento dos nós, foi utilizado o mesmo cenário mostrado na figura 55, que foi utilizado no primeiro experimento para o tráfego convergente. Para todos os protocolos foram selecionados de maneira aleatória 200 nós transmissores, que iniciam o envio num intervalo de 1 segundo.

Foram selecionados para o experimento o protocolo *Flooding*, que inunda a região com mensagens de maneira semelhante ao LBM *Flooding*; HHB, proposto por Deb et al. (2003), por ser utilizado como base por pesquisadores para desenvolvimento de protocolos de tráfego convergente; os protocolos baseados nos critérios de maior e menor distância; por fim, o protocolo baseado no critério de escolha aleatório em duas variações, como explicado anteriormente no capítulo 4.

Propostas como de Zhu et al. (2008) e Neglia et al. (2009) não foram utilizadas na simulação por não serem apropriadas para a aplicação. O problema em relação às essas propostas reside na complexidade do método, que envolve uma série de etapas para ser

executado em nós de redes de sensores, o que não é apropriado para o tráfego convergente que é afunilado em direção ao *sink*.

A figura 57 apresenta a energia remanescente da rede obtida no experimento. Nota-se o melhor desempenho do protocolo de menor distância, pois uma vez que o modelo de propagação tende a perder mais pacotes a medida que a distância aumenta, inclusive com a inclusão da técnica baseada em RSSI, as transmissões e primeiras retransmissões selecionam vizinhos mais próximos. Verifica-se que o protocolo HHB, o qual realiza várias transmissões baseado no número de vizinhos, apresenta elevado consumo energético. Entretanto, o protocolo Aleatório II alcançou pior desempenho, o que leva a concluir que não é adequado para redes urbanas, pois não retransmite para todos os vizinhos, tentando retransmitir para vizinhos repetidos e que estejam com uma distância grande do transmissor, podendo gerar perdas de pacotes devido ao modelo de propagação e por colisão. Por fim, verifica-se que o protocolo baseado na maior distância resulta em grande consumo energético, uma vez que transmite para os nós mais distantes e tende a gerar mais retransmissões que outros protocolos.

Figura 57 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente não simultâneo

A figura 58 apresenta a média de atraso fim a fim, no qual protocolos baseados em inundação apresentam melhor desempenho, pois não utilizam retransmissões. O protocolo baseado em menor distância teve bom desempenho se comparado aos protocolos de maior distância e as variações do protocolo baseado em critério aleatório, uma vez que transmissões de menor distância possuem probabilidade menor de perda de pacotes.

Figura 58 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente não simultâneo

Por fim, a percentagem de pacotes entregues fim a fim é mostrada na figura 59. Observa-se que o protocolo baseado em maior distância obteve melhor desempenho, uma vez que o progresso de envio do pacote até o nó *sink* é maximizado em transmissões com maiores distâncias, mesmo que tendem a ter mais perdas. Nota-se que essa maior taxa de entrega que gerou um grande consumo de energia mencionado anteriormente (figura 57) assim como média de atraso fim a fim considerável.

Outro fator também é que as retransmissões tendem a aumentar a “largura” da região de repasse, mostrada na figura 20 através da forma criada pela linha pontilhada. Por esse mesmo motivo, a energia remanescente da rede é menor (figura 57).

Figura 59 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego convergente não simultâneo

6.3.3 Comparação com transmissões simultâneas

O terceiro experimento foi proposto para avaliar o desempenho do protocolo numa situação severa: uma grande quantidade de nós que transmitem simultaneamente para um único *sink*. Foi utilizado o cenário com 1000 nós e uma quantidade de transmissores que varia de 1 até 400 nós, que estão situados nas regiões sinalizadas na figura 60, sendo o *sink* localizado na parte inferior do mapa. Foi utilizado o modelo de propagação *shadowing* com a técnica de descarte baseada no valor de RSSI equivalente a 100 metros.

A quantidade de nós que transmitem simultaneamente foi sendo incluída em ordem 1 até 10 nas regiões, sucessivamente. Assim que uma determinada região fosse completamente incluída, passou-se a incluir os nós de outra região. No caso de todas as regiões (1 até 10) estarem incluídas, os nós adjacentes às regiões foram incluídos até que todas as regiões constituíssem uma única grande região.

Na tabela 19 são mostradas as configurações dos parâmetros para este experimento.

Tabela 19 - Configuração do experimento do tráfego convergente com transmissões simultâneas

Interface de Rede	Phy/WirelessPhy/802_15_4
MAC	Mac/802_15_4
IFQ	Queue/DropTail/PriQueue
Camada de Enlace	LL
Antena	Antenna/OmniAntenna
Dimensão X	950 m
Dimensão Y	950 m
IFQLEN	50
Qtd. Dispositivos	1000
Tempo	600 s
Tamanho do pacote	60 bytes

A simulação de muitos nós que enviam mensagens simultaneamente é proposta para avaliar o tipo de mensagem no qual um nó notifica o *sink* sobre algum vizinho que tenha saído do alcance do rádio ou que apresentou alguma falha, situação que é menos comum que de mensagens periódicas. Outra situação seria também uma resposta a um pedido de informação em massa, tal como algum diagnóstico específico. Acredita-se que dificilmente mais que 200 nós enviem mensagens simultâneas ao *sink*, entretanto, este experimento dedica-se a investigar o limite de desempenho dos protocolos.

Figura 60 – Cenário para avaliação do tráfego convergente com transmissões simultâneas

Em relação às mensagens de baixa periodicidade (1 medição por hora no máximo e no mínimo, 1 por dia), dificilmente gerariam envio simultâneo, pois cada nó teria seu próprio ciclo de comunicação.

A simulação foi executada várias vezes, de acordo com o número de nós, variando de 1 a 400 nós, incluindo a mudança de protocolos.

Verifica-se no gráfico da figura 61, onde é apresentada a energia remanescente à medida que os nós simultaneamente transmitem, que os protocolos baseados em inundação, que não retransmitem pacotes, resultaram num consumo energético mínimo. Todavia, seus valores de taxa de entrega (figura 63) mostram que a aplicação de protocolos baseados em inundação não é adequada para transmissões simultâneas.

Observa-se que para os protocolos que operam com retransmissões, a energia degrada drasticamente assim que o número de nós que transmitem simultaneamente é aumentado. Contudo, suas taxas de entrega fim a fim são mais altas em comparação com protocolos baseados em inundação (figura 63). Verifica-se que o protocolo baseado na maior distância resultou num consumo energético maior em razão da maior probabilidade de perdas de pacotes em transmissões de distância maiores, assim como no cenário de transmissões não simultâneas.

Figura 61 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente simultâneo

Nota-se no gráfico da figura 62, o qual apresenta a média de atraso fim a fim à medida que os nós simultaneamente transmitem, que protocolos baseados em inundação apresentam menor atraso fim a fim. Protocolos que contam com retransmissões, por outro lado, apresentam maiores médias de atraso fim a fim e maiores taxas de entrega fim a fim (figura 63). Em especial, o protocolo baseado em maior distância apresenta maior valor de atraso que outros protocolos avaliados em razão do elevado número de retransmissões, que ocorrem em razão das colisões e o modelo de propagação simulado.

Os picos apresentados na figura 62 devem-se a execução da simulação apenas uma vez para cada protocolo e quantidade de nós. Se fosse simulado várias vezes para cada protocolo e quantidade de nós, poderia ser feita uma média, o que tende a suavizar os picos. O problema para executar várias vezes a simulação é o tempo para simulação, que tende a durar até algumas horas para alguns casos.

A média de atraso obtida foi no máximo em torno de 40 segundos para todos os protocolos. Conforme os requisitos especificados na RFC 5548, que caracteriza as redes urbanas, tal atraso é tolerado, pois este deve ser da ordem de dezenas de segundos.

A figura 63 mostra a percentagem de pacotes entregues fim a fim em função de nós que transmitem simultaneamente. Apesar do protocolo baseado em maior distância apresentar maior gasto energético e maior média de atraso que outros protocolos, apresenta maior taxa de entrega que outros protocolo até aproximadamente 240 nós que transmitem simultaneamente. Acredita-se que um maior número de transmissões simultâneas só ocorreria na prática se houvesse uma pane geral nos nós, o que já seria detectado pela ferramenta de

supervisão uma vez que muitos nós enviariam mensagens reportando esse tipo de problema. Nota-se que os protocolos *Flooding*, HHB e Aleatório II não são apropriados, pois o consumo energético deles é muito superior se comparado aos demais.

Figura 62 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente simultâneo

Verifica-se que os elevados números referentes ao consumo energético e a média de atraso fim a fim do protocolo Maior Distância, deve-se à maior taxa de entrega fim a fim, se comparado aos outros protocolos, em razão de muitas retransmissões.

Figura 63 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego convergente simultâneo

Por fim, a tabela 20 mostra a soma dos bytes dos cabeçalhos para cada um dos protocolos simulados, incluindo todos os tipos de pacote. Nota-se que o protocolo baseado no gradiente, independente da estratégia utilizada (aleatório, menor ou maior distância) possui um número pequeno de bytes, mesmo que seja superior aos protocolos HHB e *Flooding*.

Tabela 20 - Comparação do tamanho do cabeçalho dos pacotes referente aos protocolos do tráfego convergente

Cabeçalho de Pacote	Tamanho (bytes)
Gradiente - <i>setup</i>	8
Gradiente-dados	10
Gradiente - confirmação	8
HHB	6
<i>Flooding</i>	6

6.3.4 Conclusão

Os resultados para o tráfego convergente mostram que o melhor desempenho referente à taxa de entrega fim a fim foi do protocolo baseado em maior distância. Entretanto, esse protocolo apresenta um consumo energético maior que os protocolos comparados em relação ao maior número de retransmissões. Com base nisso, espera-se aplicar esse protocolo às diferentes estratégias de RIT (apresentadas no capítulo 4) a fim de minimizar o consumo energético e avaliar suas implicações em relação aos outros requisitos.

Em relação à latência o protocolo baseado na maior distância é adequado, pois atende aos requisitos especificados na RFC 5548 de dezenas de segundos, visto que a média de atraso apresentada no pior caso, isto é, de transmissões simultâneas, é de máximo 40 segundos.

6.4 RIT aplicado ao tráfego convergente e divergente

Além da aplicação de RIT ao protocolo baseado na maior distância a fim de minimizar o consumo apresentado na seção anterior, esta seção dedica-se a avaliar as duas estratégias de RIT apresentadas no capítulo 4.

Para efeito de comparação de desempenho utilizando RIT, os mesmos cenários utilizados anteriormente para os experimentos foram simulados, incluindo apenas o mecanismo de RIT.

Vale a pena enfatizar que foi utilizado o mecanismo de CCA anteriormente ao despacho dos pacotes, no qual se verifica a ocupação do canal, procedimento realizado no nível do IEEE 802.15.4, assim como feito por Sun et al. (2008) e Dutta et al. (2010) em suas estratégias de RIT.

Estima-se que na maior parte do tempo os sensores não transmitem pacotes de dados, o que também motiva a aplicação do mecanismo de RIT mesmo que os nós não sejam alimentados por bateria. A tabela 21 apresenta os tempos de vida aproximados de bateria para um nó, que foram calculado com base nas informações das tabelas 14 e 15, referente ao consumo do microprocessador e rádio do fabricante *FreeScale* da linha MC1321x e duas pilhas *duracell*. Além disso, foi utilizado o valor de 7,168 ms para o tempo de transmissão de um pacote, informação que foi extraída do documento Jennic (2006). Os cálculos foram realizados de acordo com o modelo de energia do NS-2, mostrado anteriormente na equação (12). Embora existam ainda outros fatores de consumo, tais cálculos foram realizados utilizando as variáveis mais relevantes, fornecendo uma relação de consumo próxima dos valores reais.

Verifica-se que sem a aplicação de RIT (primeira linha da tabela 21), a bateria do dispositivo teria 5 meses e 10 dias de tempo de vida. Com a aplicação de RIT com um valor de *duty cycle* de 100% para um ciclo pequeno (mostrado na terceira linha da tabela 21), que corresponde aos valores de RIT atribuídos ao *sink* em função do gradiente, verifica-se que o tempo de vida diminuiu. Portanto, recomenda-se a alimentação cabeada do *sink*. Por outro lado, para ciclos maiores e *duty cycle* maiores, nota-se um aumento do tempo de vida significativo: a segunda linha, que se refere à estratégia de RIT com 2 segundos de *macRITPeriod* e 5% de *duty cycle*, apresenta o valor de 21 meses e 15 dias. As linhas restantes apresentam o tempo de vida de acordo com valor de gradiente, que varia entre 9 meses e 5 dias a 6 anos.

Tabela 21 - Tempo de vida da bateria de um nó sem transmissão de dados

Gradiente	<i>MacRITPeriod</i> (s)	<i>MacRITDataWaitPeriod</i> (s)	<i>Duty cycle</i> (%)	Tempo de vida da bateria aproximado
Independente	Sem RIT	Sem RIT	Sem RIT	5 meses e 10 dias
Independente	2	0.1	5	21 meses e 15 dias
1	0.40	0.40	100.00	2 meses e 5 dias
2	1.00	0.20	20.00	9 meses e 5 dias
7	3.50	0.15	4.40	2 anos e 9 meses
16	8.00	0.15	1.88	6 anos

No caso do RIT, o consumo energético deve-se aos pedidos periódicos de *RITDataReq* e o tempo de *MacRITDataWaitPeriod*, que tende a ser minimizado na estratégia de RIT em função do gradiente. A economia se deve ao tempo que o dispositivo destina para que o rádio permaneça desligado.

No caso da não utilização do RIT, o consumo energético deve-se ao estado ocioso constante, o que resulta num maior consumo energético se comparado às duas estratégias de RIT.

Complementarmente, a figura 64 apresenta um gráfico a partir de informações de consumo da rede com os dispositivos utilizando RIT com 2 segundos de *macRITPeriod* e 5% de *duty cycle*, com parâmetros de RIT em função do gradiente e sem RIT.

Portanto, é altamente recomendada a aplicação de RIT para protocolos de redes urbanas, alimentados ou não por baterias, uma vez que o tempo de vida dos nós é significativamente prolongado.

As simulações com RIT experimentadas e avaliadas nesta seção incluem as duas estratégias de RIT abordadas até então. Além disso, os resultados obtidos para o protocolo de maior distância sem a utilização do RIT, obtidos nos experimentos anteriores, foram incluídos (copiados) aos gráficos apresentados nesta seção, para fins de melhor visualização para comparação.

Figura 64 – Energia remanescente da rede sem transmissões de pacotes de dados

Com a aplicação do RIT nos dispositivos, deve-se também aplicar o RIT para o tráfego divergente. Em razão disso, na subseção 6.4.2 são apresentados os resultados referentes a esse tipo de tráfego.

6.4.1 Tráfego convergente

Esta subseção é dividida em duas partes: resultados extraídos a partir de transmissões não simultâneas e de transmissões simultâneas.

Em ambas as partes são mostradas experimentos que utilizaram os mesmos cenários e configurações (tais como relacionadas a mapas digitais, informações de consumo de energia, modelo de erro, entre outros) realizados na seção anterior, incluindo o modelo de propagação *shadowing* e o critério de descarte em função do valor de RSSI.

6.4.1.1 Transmissões não simultâneas

Como mencionado no início desta seção, os experimentos foram realizados da maneira anterior. No entanto, os nós transmissores tiveram que iniciar suas transmissões num intervalo maior. Para a aplicação do RIT, ao invés de 1 segundo de intervalo, foi utilizado no início das transmissões um intervalo de 5 segundos para simulação de transmissões não simultâneas. Além disso, no caso de protocolos com RIT, o tempo de expiração do temporizador deve ser igual ao valor do gradiente multiplicado por 2,5, como mencionado anteriormente.

Verifica-se que a energia remanescente da rede, mostrada no gráfico da figura 65, é maior para a estratégia de RIT em função do gradiente. Isso se deve a maior periodicidade de envio de mensagens de *RITDataReq* para nós que possuem valores de gradiente mais altos. Como esperado, a energia da rede é degradada mais rapidamente no caso de não utilizar o mecanismo de RIT.

Observa-se na figura 66 que o resultado referente à média de atraso também é superior quando é utilizado o RIT em função do gradiente comparado a outra estratégia de RIT, pois nós que se localizam próximos ao *sink* possuem ciclos mais curtos e percentagens maiores de *duty cycle*, o que permitem maior vazão dos pacotes na região de afunilamento. Mesmo com a simulação de transmissões não simultâneas, existe um pequeno afunilamento que ocorre em razão das retransmissões, que reflete também na taxa de garantia de entrega fim a fim (figura 67). Uma desvantagem evidenciada na figura 66 do mecanismo de RIT, independente da estratégia adotada, é o aumento do atraso fim a fim, devido às transmissões de dados que devem respeitar o período de ciclo *macRITPeriod* de cada dispositivo.

Figura 65 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente não simultâneo com RIT

A percentagem de pacotes entregues fim a fim é superior para a estratégia do RIT em função do gradiente, como mostrado na figura 67. Isso também pode ser explicado pelos ciclos mais curtos e percentagens maiores de *duty cycle* nos nós próximos ao *sink* se comparado ao RIT com ciclo fixo de 2 segundos, pois existe um pequeno afunilamento mesmo com o tempo de 5 segundos de intervalo de transmissões, como mencionado anteriormente.

Figura 66 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente não simultâneo com RIT

Outra desvantagem do mecanismo de RIT, independente da estratégia aplicada, é a redução da taxa de entrega de pacotes fim a fim. Isso se deve a aplicação do modelo de

propagação realista, uma vez que existe a possibilidade das mensagens periódicas de *RITDataReq* alcançarem uma distância de até 270 metros, como mostrado na figura 48, a qual se refere ao modelo de propagação *shadowing*. Essas mensagens periódicas podem colidir com as mensagens de dados, degradando o desempenho do sistema.

Figura 67 – Taxa de entrega para o tráfego convergente não simultâneo com RIT

6.4.1.2 Transmissões simultâneas

Assim como descrito no início desta seção e como mostrado nos gráficos da subseção anterior, foram utilizadas neste experimento as duas estratégias de RIT elaboradas e comparadas com os dados gerados no experimento sem a utilização do RIT, todas aplicadas ao protocolo de maior distância.

A figura 68 apresenta o gráfico de energia remanescente da rede, o qual mostra que a energia remanescente é mais conservada também para transmissões simultâneas no caso da estratégia de RIT em função do gradiente. Por outro lado, assim como para transmissões não simultâneas, a não utilização de RIT acarreta num gasto energético maior dos dispositivos. Os picos apresentados nas figuras 68, 69 e 70 devem-se a execução da simulação apenas uma vez para cada protocolo e quantidade de nós. Se fosse simulado várias vezes para cada protocolo e quantidade de nós, poderia ser feita uma média, o que tende a suavizar os picos. O problema para executar várias vezes a simulação é o tempo para simulação, que tende a durar até algumas horas para alguns casos.

Figura 68 – Energia remanescente da rede para o tráfego convergente simultâneo com RIT

Verifica-se que a taxa de entrega fim a fim, mostrada na figura 70, é superior no caso dos parâmetros de RIT em função do gradiente se comparado à estratégia de RIT com ciclo fixo, como no caso de transmissões não simultâneas. No caso da não utilização do RIT, o protocolo obtém maior taxa, assim como no caso das transmissões não simultâneas e pelo mesmo motivo mencionando anteriormente.

Figura 69 – Média de atraso fim a fim para o tráfego convergente simultâneo com RIT

A média de atraso fim a fim, apresentada na figura 69, mostra uma vantagem da estratégia de RIT em função do gradiente até no caso de aproximadamente 220 transmissões simultâneas. A elevação no atraso após 220 nós transmitindo simultaneamente também pode ser explicada pelo maior número de mensagens recebidas fim a fim do protocolo gerado pela aplicação do RIT em função do gradiente, como mostrado na figura 67. Novamente o protocolo sem a aplicação do RIT gera média de atraso inferior se comparado a aplicações de RIT.

Figura 70 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego convergente simultâneo com RIT

6.4.2 Tráfego divergente

Em razão da inclusão do RIT para minimizar o consumo de energia, tornou-se necessário aplicar esse mecanismo também para o tráfego divergente, pois os dispositivos ficariam no modo de dormência na maior parte do tempo.

A estratégia de RIT com parâmetros em função do gradiente foi elaborada especificamente para o tráfego convergente, isto é, os pesos dos gradientes são mais baixos se próximos ao *sink* e mais altos a medida que se distanciam. Com base nessa configuração, nota-se que os pesos de gradiente dos nós estão do sentido contrário do tráfego divergente.

A figura 71, que apresenta a energia remanescente da rede, permite a mesma análise do tráfego convergente: a estratégia de RIT com parâmetros em função do gradiente tende a

economizar mais energia do que a outra estratégia. Portanto, verifica-se que não existe efeito colateral do RIT em relação ao consumo energético para o tráfego divergente.

Como esperado, a não aplicação de RIT apresentou maior consumo. Como explicado anteriormente, isso se deve aos dispositivos terem os rádios ligados em modo oscioso mesmo sem transmitir dados.

Figura 71 – Energia remanescente da rede para o tráfego divergente com RIT

A figura 72 apresenta a média de atraso fim a fim. Observa-se a redução do tempo com a aplicação da estratégia de configuração do RIT em função do gradiente em contraste com a estratégia de RIT com ciclo fixo. Isso se deve ao posicionamento dos nós com valores mais altos de gradiente, que se localizam justamente nas regiões de destino, isto é, a transmissão de dados é mais rápida nos nós próximos ao *sink* e mais lenta nas regiões, onde são realizadas transmissões em massa *broadcast*. Portanto, verifica-se que estratégia de configuração do RIT em função do gradiente não traz efeito colateral em relação ao atraso fim a fim, pelo contrário, agrega uma característica que resulta em melhor desempenho se comparado a estratégia de RIT com ciclo fixo.

Figura 72 – Média de atraso fim a fim para o tráfego divergente com RIT

Figura 73 – Taxa de entrega fim a fim para o tráfego divergente com RIT

Por fim, verifica-se também que a taxa de entrega é reduzida independente da estratégia de RIT aplicada. Contudo, neste caso, a configuração do RIT em função do gradiente resulta numa percentagem semelhante de entrega fim a fim na comparação com o RIT com ciclo fixo. Portanto, verifica-se que estratégia de configuração do RIT em função do gradiente não se discerniu da configuração de RIT com ciclo fixo em relação à taxa de entrega do tráfego divergente, diferentemente do tráfego convergente.

6.4.3 Conclusão

Resultados mostrados nesta seção em relação ao RIT, principalmente em relação ao prolongamento do tempo de vida (redução do consumo energético), apresentados na tabela 21, levam a concluir que o mecanismo de RIT deve ser utilizado para redes urbanas.

Os resultados para o tráfego convergente e divergente aplicado ao mecanismo de RIT, referente às transmissões simultâneas ou não, mostram que a estratégia elaborada nesta tese em relação à configuração de RIT dependente do gradiente dos nós é mais eficiente em termos de consumo energético e tempo de atraso fim a fim.

Em relação à latência, os protocolos gradiente baseado na maior distância e GGPSR aplicados ao RIT em função do gradiente são adequados, pois atendem aos requisitos especificados na RFC 5548 de dezenas de segundos, visto que a média de atraso apresentada no pior caso, isto é, de transmissões simultâneas, é de no máximo 110 segundos para o tráfego convergente com até 200 nós transmitindo e 70 segundos no caso de transmissões não simultâneas. No caso do tráfego divergente, verificou-se o atraso de aproximadamente 35 segundos.

Em relação ao tráfego convergente, referente ao protocolo baseado na maior distância, foi possível minimizar o consumo, entretanto, houve uma queda em relação à taxa de entrega. Em relação ao tráfego divergente, apesar dos valores de gradiente estarem no sentido oposto, chega-se a mesma conclusão do tráfego convergente em relação ao consumo energético; por outro lado, em relação à taxa de entrega, verificou-se que foi similar em relação às duas estratégias de RIT aplicadas.

Nota-se também a viabilidade da aplicação de RIT em relação à taxa de entrega desde que aos protocolos sejam aplicados a estratégia de RIT proposta nesta tese, cuja denominação atribuída foi de RIT em função do gradiente. As taxas de entrega fim a fim relativas ao tráfego convergente não simultâneo, de 80% aproximadamente (figura 67) e, em relação ao tráfego convergente simultâneo para 50 nós (acredita-se que um maior número de transmissões simultâneas só ocorreria na prática se houvesse uma pane geral nos nós), de pouco menos de 80% (figura 70), são satisfatórias. Em relação ao tráfego divergente não simultâneo, verificou-se que também a taxa de entrega fim a fim é satisfatória, em torno de 85% (figura 73).

A conclusão de que tais taxas de entrega são satisfatórias devem-se ao fato que alguns trabalhos na literatura apresentaram taxas de entrega em torno de 90% a 100% (KARP e KUNG, 2000; FARUQUE et al., 2005; SUN et al., 2008; LIN et al., 2010) utilizando modelos

de propagação ideais, tais como *tworaygroud*. Além disso, utilizaram um número de nós muito inferior aos utilizados nesta tese. Portanto, a estratégia de descarte baseada no valor de RSSI viabiliza a utilização do mecanismo de RIT para redes urbanas.

7 Conclusões

As conclusões desta tese estão em concordância com os objetivos apresentados anteriormente no capítulo 1.

Em relação ao protocolo destinado ao tráfego divergente, o protocolo GGPSR superou os demais comparados e discutidos. Seu desenvolvimento foi norteador por pesquisas encontradas na literatura e falhas que foram detectadas via simulação, o que geraram melhorias de acordo com os problemas encontrados.

Em relação ao protocolo destinado ao tráfego convergente, foram criadas algumas variações de protocolos baseado em gradiente, que também foram desenvolvidos com base em pesquisas encontradas na literatura e falhas encontradas via simulação. Como resultado, verificou-se que o protocolo de gradiente baseado na maior distância se sobressaiu entre as demais alternativas com base nos requisitos especificados.

Em relação ao protocolo de controle de acesso ao meio, considerando-se que um elevado número de dispositivos opere na aplicação em iluminação pública, é importante que eles contem com o mecanismo de RIT, pois estes ficariam osciosos na maior parte do tempo, o que geraria uma redução do consumo de energia significativo da rede de comunicação, no caso de também operarem com alimentação cabeada. No caso da utilização de baterias, verificou-se que a aplicação do mecanismo de RIT altera o valor significativamente do tempo de vida, o que leva a concluir que esse mecanismo é de extrema importância, pois se relaciona com o fator ecológico e de sustentabilidade.

Ainda em relação ao protocolo de controle de acesso ao meio, relativo ao problema encontrado referente à redução da taxa de entrega dos protocolos aplicados ao mecanismo de RIT, verificou-se em alguns trabalhos que é satisfatória se estiver aplicada no cenário de redes urbanas em larga escala com o modelo de propagação realista. Contudo, tais estratégias devem ser aliadas a adaptação de múltiplos canais, o que tende a reduzir as colisões entre as mensagens periódicas de *RITDataReq* com as mensagens de dados. Entretanto, existe um problema para se montar um mecanismo realista de canais “bons” e “ruins”, o que força a configurar os canais com diferentes configurações de modelo de erro Gilbert-Elliot. Para isso,

espera-se extrair do ambiente externo urbano o comportamento dos canais, que seria um modelo de erro “multicanal”.

Em relação ao último item descrito na seção de objetivos, que se refere a análises de viabilidade focando as características, requisitos e gargalos dos protocolos, verificou-se que eles são adequados à rede urbana especificada. Além disso, as informações servem como referência para futuros projetistas da aplicação em questão ou outra aplicação similar. Verificou-se a inerente relação dos fatores de taxa de entrega fim a fim, com energia remanescente e média de atraso fim a fim. Para os protocolos analisados, de maneira geral, maiores taxas de entrega fim a fim implicam em maior consumo de energia e maior atraso fim a fim em razão das retransmissões realizadas. Entretanto, as medidas de atraso fim a fim são compatíveis com os requisitos da RFC 5548 (2009).

Por fim, os protocolos desenvolvidos nesta tese são adequados também a outras aplicações de *smart grid*, tais como monitoração de medidores de consumo de energia elétrica e água, medição de fatores climáticos a fim de implementar sistemas de previsão de tempo, com sensores de umidade, temperatura, entre outros.

7.1 Publicações

- PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2012) .Confirmation-based routing for convergent traffic intended for urban networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON INDUSTRIAL TECHNOLOGY (ICIT2012), Athens, Greece. **Proceedings...** New York : IEEE, 2012.
- PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2011). A confirmation-based geocast routing algorithm for street lighting systems. **Computers & Electrical Engineering**, v. 37, n. 6, p 1147-1159, 2011.
- BONIFACIO, T. G. ; PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2011). Geographic routing algorithm implementation methodology using simple MAC 802.15.4. **Computers & Electrical Engineering**, 2011.
- PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2011). A confirmation based geocast routing algorithm intended for street lighting system. In: 20TH IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON INDUSTRIAL ELECTRONICS (ISIE2011), Gdansk, Poland. **Proceedings...**: New York: IEEE, 2011.

- BONIFACIO, T.G. ; PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2011). Geographic routing algorithm implementation using simple MAC 802.15.4. In: 20TH IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON INDUSTRIAL ELECTRONICS (ISIE2011), Gdansk, Poland, 2011. **Proceedings...** New York: IEEE, 2011.
- BONIFACIO, T.G. ; PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2011). Redes industriais sem fio. **Controle & Instrumentação**, v. 165, p. 50-53, 2011.
- PANTONI, R. P.; BRANDAO, D. (2010) Analysis and proposal of a geocast routing algorithm intended for street lighting system based on wireless sensor networks. **International Journal of Computer and Network Security**, v. 2, p. 65-70, 2010;
- PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2010). A geocast routing algorithm intended for street lighting system based on wireless sensor networks. In: 9TH IEEE/IAS INTERNATIONAL CONFERENCE ON INDUSTRY APPLICATIONS (INDUSCON), 2010, São Paulo. **Proceedings...** New York : IEEE, 2010.
- FONSECA, C. C.; PANTONI, R. P.; BRANDÃO, D. (2010). Aplicativo de controle e monitoramento para sistemas de iluminação pública. In: CONGRESSO BRASILEIRO DE AUTOMÁTICA (CBA 2010), Bonito - MS, 2010. **Anais...** Bonito.

7.2 Trabalhos complementares

Este projeto de doutorado é complementado com alguns projetos de mestrado, os quais estão sendo desenvolvidos em paralelo por estudantes de pós-graduação:

- Estudo da implementação de protocolos de roteamento geográfico com base no protocolo aberto e livre SMAC (*Simple MAC*), que é a base para a codificação do código simulado do NS-2 para os dispositivos reais. Concluído no início de 2011 (BONIFACIO et al., 2011a);
- Técnica de segurança baseada em chaves de segurança e em criptografia simétrica aderente ao protocolo até então desenvolvido;
- Esquemático e prototipação do hardware compatível com as dimensões da carcaça da fotocélula utilizada atualmente nos pontos de iluminação pública. Segundo Hortron (2011), que ajudou num estudo de viabilidade na estimativa de custo do hardware, na compra de 5000 peças, o valor seria em torno de 40 dólares por dispositivo. Deve-se considerar ainda que com a maturidade do

projeto eletrônico, o custo cairá naturalmente. Além disso, na compra de mais peças, o valor tende a diminuir ainda mais;

- Aplicativo de controle e monitoramento, que contempla a comunicação do IEEE 802.15.4 com o sistema de iluminação pública. O aplicativo é capaz de monitorar condições de operação, além de mostrar graficamente numa tela de supervisão os mapas da cidade com os pontos de iluminação em operação. Em relação às funcionalidades de controle, o aplicativo envia comandos de acionamento para os pontos de iluminação, conforme uma pré-programação ou no tempo de requisição pelo operador do sistema (FONSECA et al., 2010).

7.3 Trabalhos futuros

- Avaliação para implementação de um comportamento dinâmico de substituição de operação de protocolos de roteamento, de forma a constituir um protocolo híbrido. Tal substituição pode ser em função de determinada necessidade eventual, tal como reduzir consumo de energia no caso de nós próximos ao *sink*, entre outras.
- Como sequência desta tese, espera-se que a adaptação de múltiplos canais de rádio, característica prevista pelo *draft* IEEE 802.15.4e, agregue características interessantes aos protocolos desenvolvidos baseados no critério de maior distância, tais como menor latência, consumo energético e maior percentagem pacotes entregues fim a fim.
- Integração de mecanismos de segurança nos protocolos de comunicação desenvolvidos;
- Implementação dos protocolos em dispositivos reais. A verificação da operação da rede simulada em dispositivos reais será realizada através de ensaios experimentais em escala piloto em pontos de iluminação do campus da EESC/USP;
- Integração da rede de sensores com o aplicativo de controle e monitoramento.

Referências

- AL-KARAKI, J.N.; KAMAL, A.E. (2004). Routing techniques in wireless sensor networks: a survey. **IEEE Transactions on Wireless Communications**, v. 11, n. 6, p. 6–28, 2004.
- ANDREADIS, A.; GIAMBENE, G. (2002). **Protocols for high-efficiency wireless networks**, Springer, 2002, 284 p.
- ANEEL (2010a). Agência Nacional de Energia Elétrica. Chamada N 011/2010 Projeto Estratégico: "Programa Brasileiro de Rede Elétrica Inteligente". Brasília, DF. Jul.2010. Disponível em: <<http://www.smartgrid.com.br/022.pdf>>. Acessado em: 07 set. 2010.
- ANEEL (2010b). RESOLUÇÃO NORMATIVA Nº 414, set. 2010. Disponível em: <<http://www.aneel.gov.br/cedoc/ren2010414.pdf>>. Acesso em: 19 ago. 2011.
- ARANGO, J.; DEGERMARK, M.; EFRAT, A.; PINK, S. (2004). An Efficient Flooding Algorithm for Mobile Ad-hoc Networks. In: MODELING AND OPTIMIZATION IN MOBILE, AD HOC AND WIRELESS NETWORKS (WIOPT), 2004, Cambridge, UK. **Proceedings...** Cambridge.
- ATENDIMENTO CEMIG (2011). Disponível em: <<http://www.cemig.com.br/Atendimento/Paginas/default.aspx>>. Acesso em: 15 ago. 2011.
- BARNERJEE A.; DUTTA P. (2008). Fuzzy Controlled Adaptive Geocasting in Mobile Ad Hoc Networks. **International Journal of Information Technology**, v. 14, n. 2, 2008.
- BARRIQUELLO, C.H.; GARCIA, J.M. ; CORRÊA, C. ; MENEZES, C.V. ; CAMPOS, A.; DO PRADO, R.N. (2008). Sistema Inteligente Baseado em Zigbee para Iluminação Pública com Lâmpadas de LEDS. In: XVII CONGRESSO BRASILEIRO DE AUTOMÁTICA, Juiz de Fora. **Anais...** Juiz de Fora: Sociedade Brasileira de Automática, 2008.
- BASAGNI, S.; CHLAMTAC, I.; SYROTIUK, V.R.; WOODWARD, B.A. (1998). A distance routing effect algorithm for mobility (dream). In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE COMPUTING AND NETWORKING, Dallas, USA. **Proceedings...** New York: IEEE, 1998. p.76 - 84.
- BHAGWAT, P.; BHATTACHARYA, P.; KRISHNA, A.; TRIPATHI, S.K. (1997). Using channel state dependent packet scheduling to improve tcp throughput over wireless LANs, **Wireless Networks**, v. 3, n. 1, p. 91–102, 1997.
- BLACKARD, K.L.; RAPPAPORT, T.S.; BOSTIAN, C.W. (1993). Measurements and models of radio frequency impulsive noise for indoor wireless communications. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 11, p. 991-1001, 1993.
- BONIFACIO, T.G. ; PANTONI, R. P. ; BRANDAO, D. (2011a). Geographic Routing Algorithm Implementation Using Simple MAC 802.15.4. In: 20TH IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON INDUSTRIAL ELECTRONICS, Gdansk, Poland, 2011. **Proceedings...** New York: IEEE, 2011.

BOSE, P.; MORIN, P.; STOJMENOVIC, I.; URRUTIA, J. (1999). Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. **Wireless Networks**, v.7, n.6, p. 609-616, 1999.

BRITO, L.F.M.N. (2009). **Análise comparativa da vazão e do consumo de energia em redes de sensores sem fio com topologia estrela utilizando o padrão IEEE 802.15.4 no modo beacon-enabled e nonBeacon**. 82 f. Trabalho de conclusão de curso - Universidade de Brasília, Brasília, 2009.

CALLAWAY, E.; GORDAY, P.; HESTER, L.; GUTIERREZ, J.A; NAEVE, M.; HEILE, B.; BAHL, V. (2002). Home Networking with IEEE 802.15.4: A Developing Standard for Low-Rate Wireless Personal Area Networks. **IEEE Communications Magazine**, v. 40, n. 8, p.70-77, 2002.

CAMBRAIA, M. S. (2003). Proposta de Gestão da Iluminação Pública para Municípios de Pequeno a Médio Porte. **Sinergia**, v.4, n.2.

CAMP, T.; LIU, Y. (2003). An adaptive mesh-based protocol for geocast routing. **Journal of Parallel and Distributed Computing: Special Issue on Routing in Mobile and Wireless Ad Hoc Networks**, p. 196-213, 2003.

CAMPOS, C. F. P. S. (2006). **Estudo e especificação de um sistema de instrumentação para unidades de elevação de petróleo utilizando tecnologia sem fio**. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica) - Universidade Federal do Rio Grande do Norte, Natal-RN.

CAO, Q.; ABDELZAHER, T. (2004). A Scalable Logical Coordinates Framework for Routing in Wireless Sensor Networks. In: 25TH IEEE INTERNATIONAL REAL-TIME SYSTEMS SYMPOSIUM (RTSS). Lisbon, Portugal: **Proceedings...** New York: IEEE, 2004. p. 349–358.

CASA, G.; VERONI, F. (1999). A new way to manage public lighting. In: 9TH INTERNATIONAL CONFERENCE ON METERING AND TARIFFS FOR ENERGY SUPPLY, 1999, Birmingham, UK. **Proceedings...** New York: IEEE, 1999. p. 91 – 95.

CEMIG (2009). Disponível em: <<http://www.jusbrasil.com.br/politica/3212811/cemig-testa-em-belo-horizonte-iluminacao-publica-com-leds>>. Acesso em: 15 ago. 2011.

CEMIG (2011). Disponível em: <<http://www.cemig.com.br/ACemig/paginas/Relatorios.aspx>>. Acesso em: 15 set. 2011.

CENTRO DE GESTÃO E ESTUDOS ESTRATÉGICOS (2002). Diretrizes Estratégicas – SECRETARIA TÉCNICA DO FUNDO SETORIAL DE ENERGIA. Disponível em: <http://www.mct.gov.br/upd_blob/1831.pdf>. Acesso em 20 jul. 2009.

CHEN, L.-Y.; MOMCILOVIC, P. (2011). Scalability of Routing Tables in Dense Flat-Label Wireless Networks. **IEEE Transactions on Information Theory**, v. 57, n. 7, p. 4302-4314, 2011.

CHIARETTI, D. (2011). Disponível em: <<https://conteudoclippingmp.planejamento.gov.br/cadastros/noticias/2011/5/17/alemaes-vao-investir-em-energia-solar-no-pais/>>. Acesso em: 15 set. 2011.

CITYCOM S.P.A. (1999). Zipoli, C. **Global Telecommunication, Monitoring And Telesignalling Network**. EP19970918990, 23 jun. 1999.

CLOUSER, T.; MIYASHITA, M.; NESTERENKO, M. (2008). Fast Geometric Routing with Concurrent Face Traversal. In: 2TH INTERNATIONAL CONFERENCE ON PRINCIPLES OF DISTRIBUTED SYSTEMS, Luxor, Egypt, 2008. **Proceedings...** New York: ACM, 2008, p. 1-18.

CONTROL GIP (2011). Disponível em: <<http://www.controlgip.com.br/>>. Acesso em: 9 set. 2011.

CPFL CAMPINAS (2011). Disponível em: <<http://jornalocal.com.br/site/cidades/cpfl-paulista-entrega-na-sexta-feira-nova-iluminacao-publica-para-avenidas-de-campinas/>>. Acesso em: 15 ago. 2011.

DEB, B; BHATNAGAR, S.; NATH, B. (2003). Information assurance in sensor networks. In: 2ND ACM INTERNATIONAL CONFERENCE ON WIRELESS SENSOR NETWORKS AND APPLICATIONS, San Diego, CA, USA, 2003. **Proceedings...** New York: ACM, 2003.

DENARDIN, G.W.; BARRIQUELLO, C.H.; CAMPOS, A.; DO PRADO, R.N. (2009). An Intelligent System for Street Lighting Monitoring and Control. In: 10º CONGRESSO BRASILEIRO DE ELETRÔNICA DE POTÊNCIA, 2009, Bonito, **Anais...** Bonito.

DENARDIN, G.W.; BARRIQUELLO, C.H.; CAMPOS, A.; DO PRADO, R.N. (2010). Impacto das camadas inferiores para o desenvolvimento de protocolos de roteamento para redes de sensores sem fio em grande escala. IN: XVIII CONGRESSO BRASILEIRO DE AUTOMÁTICA, 2010, Bonito, **Anais...** Bonito.

DENARDIN, G.W.; BARRIQUELLO, C.H.; CAMPOS, A.; PINTO, R.A.; COSTA, M.A.D.; DO PRADO, R.N. (2011). Control Network for Modern Street Lighting Systems. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON INDUSTRIAL ELECTRONICS (ISIE 2011), 2011. **Proceedings...** New York: IEEE, 2011.

DIANGUO, X.; YINGFENG, M; XIAOSHENG, L; WEIQIANG, Z. (2003). Reliable distributed power line communication networks for new public lighting management system. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON INDUSTRIAL INFORMATICS (INDIN 2003), 2003. **Proceedings...** New York: IEEE, 2003. p.73-78.

DURACELL (2011). Disponível em: <http://www1.duracell.com/oem/Pdf/new/1500_US_CT.pdf>. Acesso em junho de 2011.

DUTTA, P; DAWSON-HAGGERTY, S; CHEN, Y.; LIANG, C-J. M.; TERZIS, A. (2010). Design and Evaluation of a Versatile and Efficient Receiver-Initiated Link Layer for Low-Power Wireless. In: CONFERENCE ON EMBEDDED NETWORKED SENSOR SYSTEMS - SENSYS, Zurich, Switzerland, 2010. **Proceedings...** ACM, 2010, p. 1-14.

EFTHYMIU, C.; NIKOLETSEAS, S.; ROLIM, J. (2006). Energy balanced data propagation in wireless sensor networks. **Wireless Networks**, v. 12, n 6, p.691-707, 2006.

EI-SHIRBEENY, E.H.T.; BAKKA, M.E. (2003). Experimental pilot project for automating street lighting system in Abu Dhabi using powerline communication. In: 10TH IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON ELECTRONICS, CIRCUITS AND SYSTEMS, 2003. **Proceedings...** New York: IEEE, 2003, v. 2, p.743 – 746.

ELEKTRO (2011). Disponível em: <<http://www.elektro.com.br>>. Acesso em 20 ago. 2011.

FAHEEM, A.; VIRRANKOSKI, R.; ELMUSRATI, M. (2010). Improving RSSI based distance estimation for 802.15.4 wireless sensor networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON WIRELESS INFORMATION TECHNOLOGY, Honolulu, HI, 2010. **Proceedings...** New York: IEEE, 2010, p.1 - 4.

FALL, K.; VARADHAN, K. (2010). **The ns Manual**, may 2010. Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>>. Acessado em: 22 ago. 2011.

FANG, Q.; GAO, J.; GUIBAS, L.J. (2004). Locating and Bypassing Routing Holes in Sensor Networks. In: TWENTY-THIRD ANNUAL JOINT CONFERENCE OF THE IEEE COMPUTER AND COMMUNICATIONS SOCIETIES, Hong Kong, China, 2004. **Proceedings...** New York: IEEE, 2004.

FARUQUE, J.; PSOUNIS, K.; HELMY, A (2005). Analysis of Gradient-based Routing Protocols in Sensor Networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE DISTRIBUTED COMPUTING IN SENSOR SYSTEMS. Marina del Rey, CA, USA. **Proceedings...** New York: IEEE, 2005. p. 258–275.

FENG, Q.; MCGEEHAN, J.; TAMEH, E.K.; NIX, A.R. (2006). Path Loss Models for Air-to-Ground Radio Channels in Urban Environments. In: IEEE 63RD VEHICULAR TECHNOLOGY CONFERENCE, Melbourne, USA, 2006. **Proceedings...** New York: IEEE, 2006. p. 2901 – 2905.

FEZER, C. A. F. (1998). **Controlador de Iluminação Pública Computadorizado**. BR n. PI9704431-8, 26 ago. 1997.

FINN, G.G. (1987). **Routing and addressing problems in large metropolitanscale internetworks**. Information Sciences Institute (ISI), 1987. Technical Report ISI/RR-87-180.

FONSECA, C. C.; PANTONI, R. P.; BRANDÃO, D. (2010). Aplicativo de controle e monitoramento para sistemas de iluminação pública. In: CONGRESSO BRASILEIRO DE AUTOMÁTICA - CBA 2010, 2010, Bonito. **Anais...** Bonito.

FREY, H. STOJIMENOVIC, I. (2006) On Delivery Guarantees of Face and Combined Greedy-Face Routing in Ad Hoc and Sensor Networks. In: 2TH ANNUAL INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE COMPUTING AND NETWORKING, Los Angeles, USA, 2006. **Proceedings...** New York: ACM, 2006. p. 390-401.

FUJIAN POWER EXPERIMENTAL ACADEMY (2004). Wang, D.; Huang, Y.; Lin, Y. **Streetlight system power supply communication signal relay transmission mode**. INT n. CN1553753-A, 12 ago.2004.

GABRIEL, K. R.; SOKAL, R. R. (1969). A new statistical approach to geographic variation analysis. **Systematic Zoology**, v. 18, n. 3, p. 259–278, 1969.

GIORDANO, E; FRANK, R.; PAU, GIOVANNI; GERLA, M. (2011). CORNER: A Radio Propagation Model for VANETs in Urban Scenarios. **Proceedings of the IEEE**, v. 99, n. 7, p. 1280- 1294, 2011.

GOOGLE MAPS FAMILY (2011). API do Google Maps. Disponível em: <<http://code.google.com/intl/pt-BR/apis/maps/>>. Acesso em: 14 jan. 2011.

GORE, A.D.; KARANDIKAR, A. (2011). Link Scheduling Algorithms for Wireless Mesh Networks. **IEEE Communications Surveys & Tutorials**, v. 13, n. 2, p. 258-273, 2011.

GPS NAVSTAR (1995). **Global positioning system standard positioning service signal specification**. Second Edition, 1995. Disponível em: <<http://www.pnt.gov/public/docs/1995/signalspec1995.pdf>>. Acesso em: 15 ago. 2010.

GRUPO SECREL (2011). Core-IP. Disponível em: <<http://www.gruposecrel.com.br/autoip.html>>. Acesso em: 02 fev. 2011.

GUNGOR V. C.; LU, B.; HANCKE, G. P. (2010). Opportunities and challenges of wireless sensor networks in smart grid. **IEEE Transactions on Industrial Electronics**, vol. 57, n. 10, p. 3557 –3564, oct. 2010.

HUITEMA, C. (1995). **Routing in the Internet**. 2^a.ed. PTR Prentice-Hall, USA, 1995.

HORTRON (2011). **Publicação eletrônica**. [mensagem pessoal]. Mensagem recebida por <atendimento@horton.com.br> em 10 jun. 2011.

IEEE 802.15.4 (2006). **Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)**, IEEE Computer Society, Revision of IEEE Std 802.15.4-2003, 2006.

IEEE 802.15.4 Draft Rev 05 (2010). **IEEE Std 802.15.4e-D0.01/r5: IEEE Draft 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)**, IEEE Computer Society, IEEE Unapproved Draft Std 802.15.4e-D0.01, 2010.

IEEE 802.15 WPAN TASK GROUP 4E (2011). Disponível em: <<http://www.ieee802.org/15/pub/TG4e.html>>. Acesso em: 02 ago. 2011.

IEEE 802.15 WPAN TASK GROUP 4G (2011). Disponível em: <<http://www.ieee802.org/15/pub/TG4g.html>> Acesso em: 02 ago. 2011.

INSTITUTO DE TECNOLOGIA PARA O DESENVOLVIMENTO (2002a). Chueiri, I.J.; Bianchim, C.G. **Sistema de Comando Remoto via Pager para Acionamento de Iluminação Pública**. BR n. PI0201333-9, 11 abr. 2002.

INSTITUTO DE TECNOLOGIA PARA O DESENVOLVIMENTO (2002b). Chueiri, I.J.; Bianchim, C.G. **Sistema de Comando e Controle de Potência em Grupo para Iluminação Pública**. BR n. PI0201334-7, 11 abr. 2002.

JAFFRES-RUNSER, K.; COMANICIU, C.; GORCE, J.-M.; ZHANG, R. (2009). U-GRAB: A utility-based gradient broadcasting algorithm for wireless sensor networks. In: IEEE MILITARY COMMUNICATIONS CONFERENCE, Boston, MA, USA, 2009. **Proceedings...** New York: IEEE, 2009. p. 1-7.

JING,C.; SHU,D.; GU,D. (2007). Design of streetlight monitoring and control ystem based on wireless sensor networks. 2ND IEEE CONFERENCE ON INDUSTRIAL ELECTRONICS AND APPLICATIONS, may. 2007. **Proceedings...** New York: IEEE, 2007. p. 57–62.

JING,C.; REN,L.; GU,D. (2010). Geographical routing for wsn of street lighting monitoring and control system. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ONIN COMPUTER DESIGN AND APPLICATIONS (ICDDA), Qinhuangdao, 2010. **Proceedings...** New York: IEEE, 2010, v. 3, p. 235-238.

JENNIC (2006). Calculating data rates in an IEEE 802.15.4-based network. Application Note. Disponível em: <http://www.jennic.com/support/application_notes/jn-an-1035_calculating_data_rates_in_an_ieee_802154-based_network>. Acessado em: 5 dez. 2011.

KHALIFA, T.; NAIK, K.; NAYAK, A. (2011) A survey of communication protocols for automatic meter reading applications. **IEEE Communications Surveys & Tutorials**, v.13, n° 2, pp. 168- 82, 2011.

KARP, B; KUNG, H. T. (2000) GPSR: greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE COMPUTING AND NETWORKING, Boston, Massachusetts, 2000. **Proceedings...** New York: IEEE, 2000. p. 243-254.

KIM, N. H.; KWON, D. O. (2005). **Street light control system using artificial satellite**. INT n.KR2004081262-A, 2005.

KO, Y.; VAIDYA, N.H. (1999). Geocasting in mobile ad hoc networks: Location-based multicast algorithms. In: SECOND IEEE WORKSHOP ON MOBILE COMPUTING SYSTEMS AND APPLICATIONS, New Orleans, LA , USA, 1999. **Proceedings...** New York: IEEE, 1999. p. 101-110.

KO Y.; VAIDYA, N. H. (2000). GeoTORA: A protocol for geocasting in mobile ad hoc networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON NETWORK PROTOCOLS, Osaka, Japan, 2000. **Proceedings...** New York: IEEE, 2000. p. 240-250.

KOAY B.; CHEAH,S.; SNG,Y.; CHONG,P.; SHUM,P.; TONG,Y.; WANG,X.; ZUO, Y. KUEK,H. (2003). Design and implementation of bluetooth energy meter. In: JOINT CONFERENCE OF THE FOURTH INTERNATIONAL CONFERENCE ON

INFORMATION, COMMUNICATIONS AND SIGNAL PROCESSING AND THE FOURTH PACIFIC RIM CONFERENCE ON MULTIMEDIA, Singapore, Dec. 2003. **Proceedings...** v. 3, p. 1474-1477.

KRISHNAMURTHY,V.; SAZONOV,E. (2009). Bandwidth Optimization in 802.15.4 Networks through Evolutionary Slot Assignment. **International Journal Communications, Network and System Sciences**, v. 6, p. 518-527, 2009.

KUHN, F.; WATTENHOFER, R.; ZHANG, Y.; ZOLLINGER, A. (2003). Geometric ad-hoc routing: of theory and practice. In: ANNUAL ACM SYMPOSIUM ON PRINCIPLES OF DISTRIBUTED COMPUTING, Boston, Massachusetts, 2003. **Proceedings...** New York: ACM, 2003. p. 63-72.

LE, H.; HENRIKSSON, D. (2008). A Practical Multi-Channel Media Access Control Protocol for Wireless Sensor Networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON INFORMATION PROCESSING IN SENSOR NETWORKS, St. Louis, Missouri, USA, 2008. **Proceedings...** New York: IEEE, 2008. p. 70-81.

LEE, S.; KO,Y. (2006). Geometry-driven Scheme for Geocast Routing in Mobile Ad Hoc Networks. In: IEEE 63RD VEHICULAR TECHNOLOGY CONFERENCE (VTC), Melbourne, Australia, 2006. **Proceedings...** New York: IEEE, 2006. p. 63-72.

LEONG, B.; MITRA, S.; LISKOV, B. (2005) Path vector face routing: Geographic routing with local face information. In: 13TH IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON NETWORK PROTOCOLS (ICNP 2005), Washington, 2005. **Proceedings...** New York: IEEE, 2005. p. 147-158.

LESSMANN,J.; JANACIK,P.; LACHEV,L.; ORFANUS,D. (2008). Comparative Study of Wireless Network Simulators. In: IEEE SEVENTH INTERNATIONAL CONFERENCE ON NETWORKING, Cancun, 2008. **Proceedings...** New York: IEEE, 2008, p.517-523.

LI, J; ZHANG, D.; GUO, L; JI, S. LI, Y. (2010). ARM: an Asynchronous Receiver-initiated Multichannel MAC Protocol with Duty Cycling for WSNs. In: THE 29TH IEEE INTERNATIONAL PERFORMANCE COMPUTING AND COMMUNICATIONS CONFERENCE (IPCCC 2010), Albuquerque, NM, 2010, **Proceedings...** New York: IEEE, 2010. p. 1-8.

LI, Y.; YANG,Y.; LU, X. (2010). Rules of Designing Routing Metrics for Greedy, Face, and Combined Greedy-Face Routing. **IEEE Transactions on Mobile Computing**, v. 9, n. 4, p. 582-595, 2010.

LIAO W.H.; TSENG Y. C.; LO K. L.; SHEU J. P. (2000). GeoGrid: A Geocasting Protocol for Mobile Ad Hoc Networks Based on Grid. **Journal of Internet Technology**, v.1, p. 23-32, 2000.

LIAN,J.; LIU,Y.; NAIK,K.; CHEN,L. (2009) Virtual Surrounding Face Geocasting in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks, **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v.17, p. 200-211, Feb. 2009.

LIM ,J.; SHIN; K. G. (2005). Gradient-Ascending Routing via Footprints in Wireless Sensor Networks". In: 26TH IEEE INTERNATIONAL REAL-TIME SYSTEMS SYMPOSIUM (RTSS'05), 2005. **Proceedings...** New York: IEEE, 2005.

LIN,C.-H.; YUAN,S.-A.; CHIU,S.W.; TSAI, M.J. (2010). ProgressFace: An Algorithm to Improve Routing Efficiency of GPSR-Like Routing Protocols in Wireless Ad Hoc Networks. **IEEE Transactions on Computers**, v. 59, n. 6, Jun. 2010.

LIPPHARDT, M.; HELLBRUCK, H.; WEGENER, A.; FISCHER, S. (2007). GRAPE - Gradient based Routing for All Purpose. In: IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems, Pisa, Italy, 2007. **Proceedings...** New York: IEEE, 2007. p. 1-6.

LIU, K.; NAEL, ABU-GHAZALEH, N. B. (2008). Aligned Virtual Coordinates for Greedy Geometric Routing in Wireless Sensor Networks. **International Journal on Sensor Networks**, v. 3, n. 4, 2008.

LIU, W-J.; FENG, K-T. (2009). Greedy Routing with Anti-Void Traversal for Wireless Sensor Networks. **IEEE Transactions on Mobile Computing**, v. 8, n. 7, p-910-922, 2009.

LUO, T.; MOTANI, M.; SRINIVASAN, V. (2009). Cooperative Asynchronous Multichannel MAC: Design, Analysis, and Implementation, **IEEE Transactions on Mobile Computing**, v. 8, n. 3, p. 338 – 352, 2009.

MIZON, B. (2001). **Light Pollution: Responses and Remedies**. Springer, 2001. 255 p.

MC1321X (2008). Freescale Semiconductor Technical Data for MC1321x Rev. 1.8 08/2009. Especificação técnica de dispositivo. 2008. 70 p.

MUTUAL SYSTEMS LTD. (1992). KELLY, W.; KENDALL, L. **Apparatus and system for street light monitoring**. INT n. 5,479,159, 28 fev. 1992.

MONOWAR, M. M.; ALAM, M.M. RAHMAN, O.; HONG; C.S.; LEE, S. (2010).A load-aware energy-efficient and throughput-maximized asynchronous duty cycle MAC for wireless sensor networks. **Annals of Telecommunications**, v.65, n. 11-12, p. 777-794, 2010.

NEGLIA, G.; REINA, G.; ALOUF, S. (2009). Distributed Gradient Optimization for Epidemic Routing: a Preliminary Evaluation. In: 2ND IFIP CONFERENCE ON WIRELESS DAYS, Dubai, UAE, 2009. . **Proceedings...** New York: IEEE, 2009. p. 1-6.

NETWORK SIMULATOR NS-2 (2011). Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns> >. Acesso em: 11 jan. 2011.

NIST (2009). NIST Framework and Roadmap for Smart Grid Interoperability Standards. National Institute of Standards and Tecnology, Set. 2009. Disponível em: <http://www.nist.gov/public_affairs/releases/upload/ smartgrid_interoperability_final.pdf >. Acessado em: 08 ago. 2010.

NOBRE, M. H. R. (2011). **Análise de Desempenho Baseada em Simulação de Redes WirelessHART**. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica) - Universidade Federal do Rio Grande do Norte, Natal-RN.

NOONTEK LIMITED (2004). Noone, S.; Quinlan, M. **A street lighting system**. EP146546306, out. 2004.

OLD NABBLE (2010). Disponível em: <<http://old.nabble.com/solution-for-ns2.33-make-depend-error-td24178772.html>>. Acesso em: 05 jan. 2010.

OLIVEIRA, R. (2009). Introdução ao simulador de redes “The Network Simulator ns2”. Disponível em: <http://tele1.dee.fct.unl.pt/csf_2009_2010/enuncs/intro_ns2.pdf>. Acesso em: 10 ago. 2010.

PEI,G.; GERLA,M.; HONG,X.; CHIANG,C.C. (1999) A Wireless Hierarchical Routing Protocol with Group Mobility. In: Wireless Communications and Networking Conference, New Orleans, LA, Sep. 1999. **Proceedings...** New York: IEEE, 1999. p. 1538-1542.

PERKINS, C.; BHAGWAT, P. (1994). Highly Dynamic Destination Sequenced Distance-Vector Routing (dsdv) for Mobile Computers. **ACM SIGCOMM Computer Communication Review**, New York. p. 234-244.

POOR, R. D. (2000). Gradient routing in ad hoc networks. **Computer and Information Science**, Mendeley, v.2139, 2000.

PORTAL INOVAÇÃO CPFL (2011a). Sistema Híbrido Solar/Eólica. Disponível em: <http://www.cpfl.com.br/parceiros_inovacao_tecnologica/Detalhes_Projetos_23.aspx>. Acesso em: 15 ago. 2011.

PORTAL INOVAÇÃO CPFL (2011b). Sistema de Diagnóstico de Falha em Ponto de IP. Disponível em: <http://www.cpfl.com.br/parceiros_inovacao_tecnologica/Detalhes_Projetos_20.aspx> . Acesso em: 15 ago. 2011.

PORTAL INOVAÇÃO CPFL (2011c). Smart Substation. Disponível em: <http://www.cpfl.com.br/parceiros_inovacao_tecnologica/Detalhes_Projetos_21.aspx>. Acesso em: 15 ago. 2011.

POWELL, O.; JARRY, A.; LEONE, P. ; ROLIM, J. (2005). Gradient Based Routing in Wireless Sensor Networks: a Mixed Strategy. Report CS-0511083, Tech. Rep., 2005. [Online].

REAL NETWORK SIMULATOR (2011). Disponível em: <<http://www.cs.cornell.edu/skeshav/real/overview.html>>. Acesso em: 17 julho 2011.

RFC 3561 (2003). Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing. Disponível em <<http://datatracker.ietf.org/doc/rfc3561.txt>>. Acesso em: 30 jul. 2010.

RFC 3626 (2003). Optimized Link State Routing Protocol. Disponível em <<http://datatracker.ietf.org/doc/rfc3626.txt>>. Acesso em: 30 jul. 2010.

RFC 4919 (2007). IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks (6LoWPANs): Overview, Assumptions, Problem Statement, and Goals. Disponível em <<http://datatracker.ietf.org/doc/rfc4919.txt>>. Acesso em: 30 jul. 2010.

RFC 5548 (2009). Routing Requirements for Urban Low-Power and Lossy Networks. Disponível em <<http://datatracker.ietf.org/doc/rfc5548.txt>>. Acesso em: 30 jul. 2011.

RHEE, I.-K.; LEE, J.; KIM, J.; SERPEDIN, E.; WU, Y.-C. (2009). Clock synchronization in wireless sensor networks: An overview. **Sensors** **2009**, n. 9, p. 56–85, 2009.

SEADA, K., HELMY, A. (2004). Efficient geocasting with perfect delivery in wireless networks. In: IEEE WIRELESS COMMUNICATIONS AND NETWORKING CONFERENCE (WCNC 2004), Mar. 2004 **Proceedings...** New York: IEEE, 2004, v. 4. p. 2551-2556.

SECREL CONSULTORIA E SISTEMAS LTDA (2001). Leebmann, R.W.M. Leebmann; Girão, A.M.; Frota, J.B.B.; Queiroz, J.L.L. **Chave Comutadora para Iluminação Pública ou Privada Controlada por Telecomando**. BR n. PI0103493-6, 23 jul. 2001.

SCHWARZ, H.E (2003). **Light Pollution: The Global View**. Springer, 2003. 324 p.

SEGANTINE, P. C. L. (2005). **Sistema Global de Posicionamento - GPS**. 1º. ed. São Carlos: Escola de Engenharia de São Carlos - EESC/USP, 2005.

SHE, H.; LU, Z.; JANTSCH, A.; ZHENG, L.R.; ZHOU, D. (2007) Traffic Splitting with Network Calculus for Mesh Sensor Networks In: FUTURE GENERATION COMMUNICATION AND NETWORKING (FGCN 2007), 2007. **Proceedings...** 2007.

SILVA, I.M.D. (2008). **Análise de desempenho de sistemas de comunicação sem-fio para monitoramento de unidade de produção de poços petrolíferos terrestres**. 2008. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica e de Computação), Universidade de Federal do Rio Grande do Norte, Natal, 2008.

SISTRON SISTEMAS DE ENERGIA S.A. (1993). **Sistema de Gerenciamento Remoto Central ou Local de Carga e Medidor de Consumidor e Controle de Iluminação Pública**. BR n. PI9302054-6, 1993.

SMART ENERGY ONLINE (2011). Disponível em: <<http://www.smartenergyonline.com.br/article.php?a=800>>. Acesso em: 16 ago. 2011.

SOBRINHO, H. R.; NETO, A. R.; RODRIGUES, R. (1997). **Sistema de Controle via Ondas Portadoras (Carrier) para Chaveamento Remoto de Reatores Utilizados em Iluminação Pública e Pátios**. BR n. PI9704815-1, 05 nov. 1997.

SRIDHAR, V.; BOHACEK, S. (2007). Realistic propagation simulation of urban mesh networks. **Computer Networks**, v. 51, n. 12, pp. 3392–3412, 2007.

SRINIVASAN, K.; LEVIS, P. (2006). RSSI is under appreciated. In: THIRD WORKSHOP ON EMBEDDED NETWORKED SENSORS, Cambridge, MA, 2006. **Proceedings...** 2006. p. 1-5.

SRINIVASAN, C. C. V.; NUGGEHALLI, P.; RAO, R. (2003). Cooperation in wireless ad hoc networks. In: TWENTY-SECOND ANNUAL JOINT CONFERENCE OF THE IEEE

COMPUTER AND COMMUNICATIONS, San Francisco, CA, USA, 2003. **Proceedings...** New York: IEEE, 2003. p. 808–817.

STREETLIGHT INTELLIGENCE (2011). Disponível em: <<http://www.streetlightiq.com>>. Acesso em: 11 jan. 2011.

SUBRAMANIAN, S.; SHAKKOTTAI, S. (2010). Geographic Routing with Limited Information in Sensor Networks. **IEEE Transactions on Information Theory**, v. 56, n. 9, p. 4506-4519, 2010.

SUN, Y.; GUREWITZ, O.; JOHNSON, D. B. (2008). RI-MAC: A Receiver-Initiated Asynchronous Duty Cycle MAC Protocol for Dynamic Traffic Loads in Wireless Sensor Networks. In: CONFERENCE ON EMBEDDED NETWORKED SENSOR SYSTEMS - SENSYS, Raleigh, USA, 2008. **Proceedings...** New York: ACM, 2008. p. 1-14.

SUNGKWAN C.; DHINGRA, V. (2008). Street lighting control based on LonWorks power line communication. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON POWER LINE COMMUNICATIONS AND ITS APPLICATIONS, Jeju city, Jeju Island, 2008. **Proceedings...** New York: IEEE, 2008. p. 396-398.

SUTTERLIN, P.; DOWNEY, W. (1999). **A power line communication tutorial – challenges and technologies**. ECHELON CORPORATION, 1999. Relatório Técnico.

TAN,H.; LEE,H.; MOK,V. (2007). Automatic power meter reading system using GSM network. In: IEEE International Power Eng. Conf., Dec. 2007. **Proceedings...** New York: IEEE, 2008.

THE GNU AWK USER'S GUIDE (2011). Disponível em: <<http://www.gnu.org/manual/gawk/gawk.html>>. Acesso em: 15 out. 2011.

TIAN, D.; GEORGANAS, N. D. (2003). Energy efficient routing with guaranteed delivery in wireless sensor networks In: IEEE WIRELESS COMMUNICATIONS AND NETWORKING, 2003, **Proceedings...** New York: IEEE, 2003, p. 1923–1929.

TOUSSAINT, G.T. (1980). The Relative Neighbourhood Graph of a Finite Planar Set. **Pattern Recognition**, vol. 12, pp. 261-268, 1980.

VALNGRIND (2011). Disponível em: <<http://valgrind.org>>. Acesso em: 05 jan. 2011.

WATTEYNE, T. (2008). **Energy-Efficient Self-Organization for Wireless Sensor Networks**. Tese (Doutorado em Ciência da Computação) — Institut National des Sciences Appliquées de Lyon, França, 2008.

WATTEYNE, T ; PISTER, K. ; BARTHEL, D. ; DOHLER, M. ; AUGEBLUM , I. (2009a). Implementation of Gradient Routing in Wireless Sensor Networks. In: 28TH IEEE CONFERENCE ON GLOBAL TELECOMMUNICATIONS, 2009. **Proceedings...** New York: IEEE, 2009.

WATTEYNE, T.; AUGER-BLUM, I.; DOHLER, M.; UBEDA S.; BARTHEL, D. (2009b). Centroid Virtual Coordinates - A Novel Near-Shortest Path Routing Paradigm. **International**

Journal of Computer and Telecommunications Networking, Elsevier, Special Issue on Autonomic and Self-Organising Systems, v.53, n.10, p.1697-1711, July 2009.

XU,K.; HONG,X. GERLA,M.; LY,H.; GU,D.L. (2001). Landmark routing in large wireless battlefield networks using UAVs. In: MILITARY COMMUNICATIONS CONFERENCE,, 2001. **Proceedings...** New York: IEEE, v.1. p. 230- 234.

YANG, G.Z. (2006). **Body sensor networks**. Springer. 528 p.

YE, F.; ZHONG, G.; LU, S.; ZHANG, L. (2005). GRAdient Broadcast: A Robust Data Delivery Protocol for Large Scale Sensor Networks, **ACM Wireless Networks**, v. 11, p. 285–298, 2005.

YU, F.; PARK, S.; LEE, E.; KIM, S.-H. (2010). Elastic routing: a novel geographic routing for mobile sinks in wireless sensor networks. **IET Communications**, v. 4, n. 6, p. 716–727, 2010.

WANG, Y. LI, X.-Y.; SONG,W.-Z.; HUANG, M.; DAHLBERG, T.A. (2011). Energy-Efficient Localized Routing in Random Multihop Wireless Networks. **IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems**, v. 22, n. 8, 2011.

WILLIG, A.; EBERT, J.-P. (1999). **A Gilbert-Elliot bit error model and the efficient use in packet level simulation**. Universidade de Berlin,1999. Relatório Técnico.

YUE, W.; CHANGHONG, S.; XIANGHONG, Z. WEI, Y. (2010). Design of new intelligent street light control system. 8TH IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON CONTROL AND AUTOMATION (ICCA), Xiamen, China, jun. 2010. **Proceedings...** New York: IEEE, 2010. p. 1423 –1427.

ZHAO Y.; CHEN, Y.; LI, B.; ZHANG, Q. (2007). Hop ID: A Virtual Coordinate based Routing for Sparse Mobile Ad Hoc Networks. **IEEE Transaction on Mobile Computing**, v. 6, n. 9, p. 1075–1089, 2007.

ZHENG, J.; LEE, M. J. (2006). A comprehensive performance study of IEEE 802.15.4. **Sensor Network Operations**, IEEE Press, Wiley Interscience, p. 218-237, 2006.

ZHU; J.; HUNG, K.L.; BENSOU, B.; NAIT-ABDESSELAM, F. (2008). Rate-lifetime tradeoff for reliable communication in wireless sensor networks. **Computer Networks**, v. 52, n. 1, p. 25–43, 2008.

ZIGBEE (2007). **ZigBee PRO Specification**, ZigBee Alliance.

ZHANG, F.; LI,H.; JIANG, A.A.; CHEN,J.; LUO, P. (2007). Face Tracing Based Geographic Routing in Nonplanar Wireless Networks. In: 26TH IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS, Anchorage, AK, 2007. **Proceedings...** New York: IEEE, 2007. p.2243 - 2251.

ZHANG, H.; SHEN, H. (2010). Energy-Efficient Beaconless Geographic Routing in Wireless Sensor Networks, **IEEE Transactions on Parallel And Distributed Systems**, v. 21, n. 6, 2011.

ZHOU, G.; HE, T.; KRISHNAMURTHY, S.; AND STANKOVIC, J. A. (2004). Impact of radio irregularity on wireless sensor networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE SYSTEMS, APPLICATIONS AND SERVICES, Boston, MA, 2004. **Proceedings...** Boston: ACM. p. 125-138.

KRANAKIS, E.; SINGH, H.; URRUTIA, J. (1999) Compass Routing on Geometric Networks. In: 11TH CANADIAN CONFERENCE ON COMPUTATIONAL GEOMETRY, Vancouver, Canada, 1999. **Proceedings...** p. 51-54.

ZUBERI, K. H. (2003) **Powerline carrier (PLC) communications systems**. Dissertação (Mestrado em Ciência de Redes) — IT-Universitetet, Suécia, 2003.