

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

**ALOCAÇÃO DE CANAIS PARA ROTEAMENTO
GEOGRÁFICO EM REDES DE SENSORES E
ATUADORES SEM FIO EMPREGANDO A
TEORIA DOS JOGOS**

TESE DE DOUTORADO

Carlos Henrique Barriquello

Santa Maria, RS, Brasil

2012

**ALOCAÇÃO DE CANAIS PARA ROTEAMENTO
GEOGRÁFICO EM REDES DE SENSORES E
ATUADORES SEM FIO EMPREGANDO A
TEORIA DOS JOGOS**

por

Carlos Henrique Barriquello

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

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

Santa Maria, RS, Brasil

2012

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

Barriquello, Carlos Henrique

Alocação de canais para roteamento geográfico em redes de sensores e atuadores sem fio empregando a teoria dos jogos / Carlos Henrique Barriquello. - 2012.

117 f. ; 30cm.

Orientador: Alexandre Campos

Co-orientador: Ricardo Nederson do Prado

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

1. Redes de sensores e atuadores sem fio. 2. Redes sem fio multicanais. 3. Roteamento geográfico. 4. Teoria dos jogos. 5. Protocolos. I. Campos, Alexandre, orient. II. Nederson do Prado, Ricardo, co-orient. III. Título.

©2012

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

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

Endereço Eletrônico: barriquello@gmail.com

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

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

**ALOCAÇÃO DE CANAIS PARA ROTEAMENTO
GEOGRÁFICO EM REDES DE SENSORES E ATUADORES
SEM FIO EMPREGANDO A TEORIA DOS JOGOS**

elaborada por
Carlos Henrique Barriquello

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

COMISSÃO EXAMINADORA:

Alexandre Campos, Dr.
(Presidente/Orientador)

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

João Baptista dos Santos Martins, Dr. (UFMS)

José Sérgio da Rocha Neto, Dr. (UFMG)

Antônio Carlos Schneider Beck Filho, Dr. (UFRGS)

Santa Maria, 25 de Maio de 2012

à minha amada esposa Gisele...
que me apoiou durante todo o curso de doutorado...
que cuidou de mim...
que cuidou do nosso lar...
que esteve longe estudando, mas...
que deixou comida gostosa congelada...
que sempre me ligou para dar bom-dia...
para dar boa-noite...
para conversar pela internet...
para perguntar como eu estava...
para dizer que queria ouvir minha voz...
para me desejar melhora quando fiquei doente...
para me mandar ir comprar remédio...
para saber como foi meu dia...
para dizer que me amava...
para perguntar como foi o pádel...
para saber quantos gols eu fiz no futebol...
para saber se eu ia ter jogo...
para perguntar como estava indo o doutorado...
como estavam as aulas...
para avisar que estava chegando...
que estava indo...
que estava voltando...
à minha amada esposa Gisele...
que sempre voltou...
e continua voltando...
para me ver...
para cuidar de mim...
para me amar...
para fazer aquela comida gostosa...
à minha amada esposa Gisele...
que vai voltar...
para me dizer,
daqui há alguns meses,...
que está voltando para ficar...

AGRADECIMENTOS

Inicialmente, gostaria de agradecer ao professor Alexandre Campos que inspirou e incentivou a minha vida acadêmica, desde meus primeiros semestres na graduação, quando participei do grupo PET Engenharia Elétrica; após, durante o curso de mestrado e, finalmente, durante o curso de doutorado. Aproveito também para agradecer e parabenizá-lo pelo seu trabalho frente ao grupo GEDRE-Inteligência em Iluminação, em conjunto com os professores Ricardo Nederson do Prado, Álysson Raniere Seidel, Tiago Marchesan e Marco Antônio Dalla Costa; para os quais, igualmente, ficam meus agradecimentos. Em especial, agradeço ao professor Ricardo, que durante a maior parte do curso de doutorado foi meu orientador oficial.

Certamente este agradecimento se estende a todo o grupo GEDRE, para os colegas de pós-graduação Rafael Adaime Pinto, Marcelo Freitas da Silva, Juliano de Pelegrini Lopes, Marcelo Cosetin, Diogo Vargas, Jacson Hansen, Vítor Bender, André Luís Kirsten e Victor Oberto, bem como, a todos os alunos de graduação, que dão ao GEDRE sua qualidade de “grupo”. Agradeço a todos pelas oportunidades de convivência durante todos estes anos; em especial, pelas alegrias das partidas de pádel e futebol, dos bons cafés e mates, dos churrascos, das festas, dos salgadinhos e bolos. Agradeço também ao acadêmico Vinícius Borin, pela sua participação em diversas tarefas necessárias ao desenvolvimento deste trabalho. E, em especial, sou grato ao colega Gustavo Weber Denardin, pelas valiosas discussões, idéias e sugestões, que contribuíram significativamente para a realização desta Tese.

Agradeço ao amigo Jorge Rodrigo Massing pelo auxílio com a classe \LaTeX usada na formatação do texto. Deixo, igualmente, meu reconhecimento e gratidão pelo trabalho do amigo Rafael Cardoso, desenvolvedor da classe \LaTeX de acordo com as normas da MDT/UFSM, a qual foi de grande auxílio para a elaboração desta Tese.

Agradeço aos funcionários do NUPEDEE, Fernando, Zulmar e Anacleto, pelo auxílio prestado durante a realização deste trabalho. Também, agradeço aos funcionários do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, Cleonice e Carlo, bem como, ao professor José Renes Pinheiro, coordenador do PPGEE, pelo trabalho de qualidade empreendido na condução do programa. Ainda, agradeço a todos os amigos, pelo suporte e

Agradecimentos

pela parceria; e a todos aqueles que, de alguma forma, direta ou indiretamente, prestaram algum tipo de auxílio para a elaboração deste trabalho.

Finalmente, como não poderia deixar de ser, agradeço àqueles que mais amo, minha família, que sempre me apoiou em todas as etapas de minha vida. E, especialmente, expresso minha gratidão à minha esposa Gisele, pelo apoio, carinho, amor e dedicação inestimáveis e incontestáveis.

“Adam Smith... estava errado.”

**John F. Nash, interpretado por
Russell Crowe, no filme “Uma
mente brilhante”**

RESUMO

Tese de Doutorado

Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

Universidade Federal de Santa Maria, RS, Brasil

ALOCAÇÃO DE CANAIS PARA ROTEAMENTO GEOGRÁFICO EM REDES DE SENSORES E ATUADORES SEM FIO EMPREGANDO A TEORIA DOS JOGOS

AUTOR: CARLOS HENRIQUE BARRIQUELLO

ORIENTADOR: ALEXANDRE CAMPOS

CO-ORIENTADOR: RICARDO NEDERSON DO PRADO

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

Espera-se que as redes de sensores e atuadores sem fio cresçam rapidamente em tamanho devido à contínua redução de custo dos dispositivos. Para tais redes de larga escala, os algoritmos de roteamento geográfico são adequados. Estes encontram a rota com base nas posições dos nós. Contudo, geralmente as rotas encontradas são mais longas do que as rotas possíveis, aumentando a probabilidade de perda do pacote. Ademais, os dispositivos sem fio de baixo custo operam nas faixas livres do espectro e estão sujeitos a interferências causadas por outras redes que operam nessas mesmas faixas. Ainda, com o aumento da densidade da rede, aumenta também a competição pelo canal. Portanto, tanto interferências internas quanto externas prejudicam a confiabilidade da comunicação. Para aumentá-la pode-se utilizar múltiplos canais, uma vez que os rádios que equipam os nós podem ser sintonizados em diferentes frequências. Contudo, o número de canais disponíveis é limitado, tornando imperativo um protocolo de alocação eficiente. Porém foi demonstrado que encontrar uma solução ótima é inviável. Por isso, a Teoria dos Jogos pode ser empregada para se encontrar alocações sub-ótimas de forma distribuída. A Teoria dos Jogos permite modelar o problema como um jogo, onde os nós são os jogadores; os canais, suas ações; e conforme suas escolhas, cada nó recebe uma recompensa. Um projetista deve definir as funções de recompensa e um algoritmo de aprendizado, que permite ao jogador determinar a ação que maximiza sua recompensa através da observação do jogo. Se o jogo for potencial, o algoritmo pode levá-lo a um equilíbrio, conhecido por Equilíbrio de Nash (NE), após repetidas rodadas. Em um NE, todo jogador está satisfeito e sua recompensa pode ser limitada por uma constante multiplicativa da máxima recompensa possível. Seguindo esta abordagem, um protocolo denominado GBCA foi proposto na literatura, o qual aloca canais com base na topologia da rede e nas rotas utilizadas. Contudo, o GBCA necessita conhecer as rotas antecipadamente e estas devem ser estáticas. Por outro lado, algoritmos geográficos determinam a rota sob demanda para cada pacote. Portanto, para tornar o GBCA adequado para redes com roteamento geográfico, propõe-se, nesta Tese, modificações ao GBCA. Utilizando-se o protocolo proposto, denominado GBCA-G, demonstra-se, por simulação, que é possível obter resultados melhores quanto à taxa de entrega de pacotes, ao atraso médio de entrega e ao número médio de transmissões efetuadas por transmissão bem-sucedida.

Palavras-chave: Redes de sensores e atuadores sem fio, teoria dos jogos, multicanais

ABSTRACT

Doctoral Thesis

Post Graduate Program in Electrical Engineering
Federal University of Santa Maria, RS, Brazil

CHANNEL ALLOCATION FOR GEOGRAPHIC ROUTING IN WIRELESS SENSOR AND ACTUATOR NETWORKS USING GAME THEORY

AUTHOR: CARLOS HENRIQUE BARRIQUELLO

SUPERVISOR: ALEXANDRE CAMPOS

CO-SUPERVISOR: RICARDO NEDERSON DO PRADO

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

Wireless sensor and actuator networks are expected to grow quickly in size due to the decreasing cost of nodes. For such large scale networks, the geographic routing algorithm is a suitable approach. It finds a route for the packet based on the positions of the nodes. However, it often finds longer routes than the shortest possible ones, increasing the probability of packet loss. Moreover, the low cost wireless devices usually operate in the unlicensed bands, which is a crowded portion of the spectrum where several networks may be operating. Furthermore, the expected increase in the network density will also increase the competition for the wireless channel. Thus, intra and inter-network interferences play a major role in the reliability of the communication. In order to increase it, communication over multiple channels can be used. It exploits the capability of the radios that equip the nodes to be tuned over different frequencies. However, the number of available channels is limited in practice. Therefore, an allocation protocol must employ the channels efficiently. However, it was shown that to find an optimal allocation is NP-hard. Thus, one can use game theory to design a protocol that sub-optimally assigns channels in a distributed way. Game theory allows to model the problem as a game, where nodes are players and channels are their actions. According to the actions played, every node receives a payoff. The task of the protocol designer is to assign to every player a payoff function and a learning algorithm. This algorithm allows a player to play accordingly its observations of the game in order to maximize its payoff. If the designed game is potential, the algorithm can be used such that repeated playing converge to a steady state, known as Nash Equilibrium (NE). In a NE, no player can be better off by switching its current action and its received payoff can be bounded by a constant factor of the optimal payoff. By following such approach, a protocol called GBCA has been proposed, which allocates channels by exploiting topology and routing information. However, GBCA was designed for networks where routes are known in advance and static during a relatively long time. Geographic routing, by the other hand, finds the route for every packet on-demand. Therefore, in order to apply GBCA in networks that use geographic routing, this thesis proposes suitable modifications to the payoff functions. Using this modified protocol, which is called GBCA-G, it is shown, by simulations, the improvement of the network performance according to the metrics of delivery ratio, average delay and average number of trials per successful transmission.

Keywords: wireless sensor and actuators networks, game theory, multi-channel

SUMÁRIO

1	Introdução	p. 21
1.1	Visão geral da Tese	p. 21
1.2	Motivação	p. 24
1.3	Contribuições	p. 25
1.4	Organização textual	p. 26
2	Redes de sensores e atuadores sem fio	p. 28
2.1	Introdução sobre redes de sensores e atuadores sem fio	p. 28
2.2	RSASF e o padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 30
2.2.1	Camada física (PHY) IEEE 802.15.4 TM	p. 31
2.2.2	Subcamada de acesso ao meio (MAC) IEEE 802.15.4 TM	p. 32
2.2.2.1	Protocolo de acesso ao meio - <i>unslotted</i> CSMA/CA	p. 33
3	Roteamento geográfico	p. 35
3.1	Roteamento em RSASF	p. 35
3.2	Roteamento geográfico	p. 36
4	Comunicação por múltiplos canais	p. 40
4.1	Confiabilidade da comunicação sem fio IEEE 802.15.4 TM	p. 40
4.2	Modelos de interferência	p. 42
4.2.1	Modelo de protocolo	p. 42
4.2.2	Modelo físico	p. 43
4.3	Comunicação sem fio por múltiplos canais em RSASF	p. 43

5	Modelagem de sistemas pela Teoria dos Jogos	p. 48
5.1	Sistemas multi-agentes	p. 48
5.2	Teoria dos Jogos	p. 49
5.2.1	Racionalidade e equilíbrio	p. 51
5.3	Ilustração dos conceitos apresentados	p. 52
5.3.1	Dilema do Prisioneiro	p. 52
5.3.2	Par ou Ímpar	p. 53
5.4	Modelagem de sistema multi-agentes com a Teoria dos Jogos	p. 54
5.4.1	Jogos de interesses idênticos	p. 55
5.4.2	Jogos potenciais	p. 55
5.4.3	Jogos repetidos	p. 56
5.4.3.1	Algoritmos de aprendizado com informação completa	p. 56
5.4.3.2	Algoritmos de aprendizado baseados em recompensa virtual	p. 57
5.4.3.3	Algoritmos de aprendizado baseados em recompensa	p. 59
5.4.4	Qualidade do equilíbrio de Nash	p. 59
6	Modelo de jogo para alocação de canais de recepção integrada ao roteamento geográfico	p. 62
6.1	Modelo de jogo	p. 62
6.1.1	Função de recompensa e jogo potencial	p. 66
6.1.2	Extensão do modelo para redes em malha	p. 68
6.2	Análise do modelo de jogo para o roteamento geográfico	p. 68
6.3	Proposta de modificação ao modelo de jogo para redes com roteamento geográfico	p. 70
6.3.1	Cálculo da utilização média de enlace	p. 71
6.3.2	Funções de recompensa modificadas	p. 72
6.3.3	Desenvolvimento de um algoritmo de aprendizado	p. 73

6.3.4	Análise do modelo de jogo proposto para o roteamento geográfico	p. 76
7	Metodologia	p. 77
7.1	Etapas da metodologia	p. 77
7.2	Seleção e validação das ferramentas de simulação	p. 77
7.2.1	Comparação entre os simuladores WSNNet e Prowler	p. 80
7.3	Determinação dos modelos de camada física e de acesso ao meio empregados nas simulações	p. 80
7.4	Seleção de protocolos de alocação de canais para comparação	p. 82
7.5	Determinação de métricas de desempenho	p. 83
7.6	Determinação dos cenários e das condições de simulação	p. 84
8	Coleta e análise dos resultados	p. 89
8.1	Coleta dos resultados	p. 89
8.1.1	Resultados obtidos	p. 91
8.2	Análise dos resultados	p. 103
9	Conclusão	p. 106
9.1	Conclusões	p. 106
9.2	Trabalhos futuros	p. 107
	Referências	p. 109

LISTA DE FIGURAS

FIGURA 1.1	Transceptor RF compatível com o padrão IEEE 802.15.4 TM . Modelo: MRF24J40MA, fabricante: Microchip Inc.	p. 24
FIGURA 2.1	Representação de uma rede de sensores e atuadores sem fio	p. 29
FIGURA 2.2	Topologias de rede suportadas pelo IEEE 802.15.4 TM	p. 31
FIGURA 2.3	Formato do quadro PHY IEEE 802.15.4 TM e correspondente tempo de transmissão do pacote para o modo de operação em 2,4GHz. . . .	p. 32
FIGURA 2.4	Formato do quadro MAC IEEE 802.15.4 TM	p. 33
FIGURA 2.5	Algoritmo <i>Unslotted</i> CSMA/CA - IEEE 802.15.4 TM . Adaptado de IEEE Standard Association (2006).	p. 34
FIGURA 3.1	Exemplo de um vazío encontrado pelo algoritmo geográfico <i>greedy</i> . Pacote originado no nó “o” e destinado ao nó “d”.	p. 37
FIGURA 3.2	Exemplo de um algoritmo de roteamento por faces.	p. 38
FIGURA 3.3	Grafos de Gabriel (GG) (à esquerda) e de Vizinhança Relativa (RNG) (à direita).	p. 38
FIGURA 4.1	Exemplo de colisão por nós ocultos. Adaptada de Denardin et al. (2010a).	p. 41
FIGURA 4.2	Exemplo de colisão por falha na verificação do canal (CCA). Adaptada de Denardin et al. (2010a).	p. 41
FIGURA 4.3	Exemplo de colisão durante envio de um pacote ACK. Adaptada de Denardin et al. (2010a).	p. 42
FIGURA 4.4	Interferência interna na RSASF. Enlaces de comunicação representados por linhas contínuas e enlaces que geram interferência representados por linhas tracejadas.	p. 44
FIGURA 4.5	Representação da distribuição de canais em topologia árvore - protocolo TMCP. Adaptada de Wu et al. (2008).	p. 45
FIGURA 5.1	Preço de anarquia para um jogo de congestionamento.	p. 60
FIGURA 5.2	Jogo de congestionamento com rota de custo nulo (Paradoxo de Braess).	p. 61
FIGURA 6.1	Enlaces de intersecção (contínuos) e enlaces de interferência (tracejados).	p. 64
FIGURA 6.2	RSASF com enlaces de intersecção (contínuos) e de interferência (tracejados). Adaptada de Chen et al. (2011).	p. 64

FIGURA 6.3	Organização da RSASF da figura 6.2 em CPFs para os nós A, B e C. Adaptada de Chen et al. (2011).	p. 64
FIGURA 6.4	Rede em malha com dois fluxos: C-B-A-E e F-A-B-D. Adaptada de Chen et al. (2011).	p. 69
FIGURA 6.5	Organização da rede (mostrada em 6.4) em CPFs através do artifício de cópia de nós com dois ou mais nós-pais. Adaptada de Chen et al. (2011).	p. 69
FIGURA 6.6	Ilustração das limitações do modelo de jogo de Chen et al. (2011). Supõe-se que os nós A e B tenham selecionado o canal c_1 e c_2 , respectivamente; e o nó C deve optar por c_1 ou c_2 .	p. 70
FIGURA 6.7	Fluxograma do algoritmo para alocação de canais em RSASFs com roteamento geográfico.	p. 76
FIGURA 7.1	Comparação entre simuladores e resultados experimentais. Adaptada de Stetsko, Stehlik e Matyas (2011).	p. 79
FIGURA 7.2	Comparação da taxa de entrega entre simuladores Prowler/MATLAB e WSNNet para o mesmo cenário de teste.	p. 81
FIGURA 7.3	Simulação de uma RSASF com topologia em grade empregando algoritmo GFG. Simulador WSNNet. Publicada em Denardin et al. (2011).	p. 85
FIGURA 7.4	RSASF com topologia em grade apresentando vazios.	p. 86
FIGURA 7.5	Simulação de uma RSASF com topologia com vazios empregando o algoritmo GFG. Simulador WSNNet. Publicada em Denardin et al. (2011).	p. 87
FIGURA 7.6	Taxa de entrega de pacotes em diferentes níveis de alcance e tráfego. Simulador WSNNet. Publicada em Denardin et al. (2010a).	p. 87
FIGURA 8.1	Topologia de rede com nós distribuídos aleatoriamente.	p. 90
FIGURA 8.2	Interface gráfica do simulador de redes de sensores e atuadores sem fio Prowler/MATLAB.	p. 91
FIGURA 8.3	Taxa de entrega de pacotes de acordo com o número de canais disponíveis.	p. 94
FIGURA 8.4	Atraso médio por pacote (ms) de acordo com o número de canais disponíveis.	p. 94
FIGURA 8.5	Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso de acordo com o número de canais disponíveis.	p. 95
FIGURA 8.6	Função potencial para as alocações de canais de acordo com o número de canais disponíveis.	p. 96
FIGURA 8.7	Número de colisões por pacote entregue de acordo com o número de canais disponíveis.	p. 96
FIGURA 8.8	Número de colisões por pacote entregue de acordo o valor da função potencial.	p. 97
FIGURA 8.9	Taxa de entrega de pacotes em diferentes níveis de alcance do rádio.	p. 99

FIGURA 8.10 Taxa de entrega de pacotes em diferentes níveis de conectividade. . .	p. 99
FIGURA 8.11 Atraso médio por pacote (ms) em diferentes níveis de alcance do rádio.	p. 100
FIGURA 8.12 Atraso médio por pacote (ms) em diferentes níveis de conectividade.	p. 100
FIGURA 8.13 Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso em diferentes níveis de alcance do rádio.	p. 101
FIGURA 8.14 Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso em diferentes níveis de conectividade.	p. 101
FIGURA 8.15 Taxa de entrega de pacotes com diferentes intervalos de geração de pacotes (tráfego).	p. 102
FIGURA 8.16 Atraso médio por pacote (ms) com diferentes intervalos de geração de pacotes (tráfego).	p. 103
FIGURA 8.17 Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso com diferentes intervalos de geração de pacotes (tráfego).	p. 104

LISTA DE TABELAS

TABELA 5.1	Matriz de representação do jogo “Dilema do Prisioneiro”	p. 53
TABELA 5.2	Matriz de representação do jogo “Par ou Ímpar”	p. 54
TABELA 6.1	Notação e definições matemáticas	p. 63
TABELA 6.2	Comparação entre o protocolo GBCA e o protocolo modificado para o cenário ilustrado na figura 6.6	p. 76
TABELA 7.1	Principais simuladores empregados na análise de RSASFs	p. 78
TABELA 7.2	Parâmetros utilizados para o protocolo de MAC do padrão IEEE 802.15.4 TM	p. 82
TABELA 7.3	Métricas de desempenho utilizadas na comparação dos protocolos de alocação de canais	p. 83
TABELA 8.1	Comparação de desempenho do protocolo GBCA-G com os protocolos GBCA e MMSN	p. 105
TABELA 8.2	Comparação entre os protocolos GBCA-G, GBCA e MMSN	p. 105

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

ACK	<i>acknowledgement</i>
AES	<i>advanced encryption standard</i>
BE	<i>backoff exponential</i>
CCA	<i>clear channel assessment</i>
CSMA/CA	<i>carrier sense multiple access with collision avoidance</i>
DSSS	<i>direct sequence spread spectrum</i>
ED	<i>Energy Detection</i>
FCS	<i>frame check sequence</i>
GBCA	<i>Game Based Channel Allocation</i>
GBCA-G	<i>Game Based Channel Allocation for Geographic Routing</i>
GFG	<i>Greedy-Face-Greedy</i>
GG	<i>Gabriel Graph</i>
GOAFR+	<i>Greedy Other Adaptive Face Routing Plus</i>
GPS	<i>Global Positioning System</i>
GPSR	<i>Greedy Perimeter Stateless Routing</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
II	<i>interesses idênticos</i>
LQI	<i>link quality indication</i>
MAC	<i>medium access control</i>
MFR	<i>MAC footer</i>
MHR	<i>MAC header</i>
MMSN	<i>multi-frequency media access control for wireless sensor networks</i>
NE	<i>Nash Equilibrium</i>
NSASF	<i>nós sensores/atuadores sem fio</i>

Lista de Abreviaturas e Siglas

O-QPSK	<i>offset quadrature phase-shift keying</i>
OSI	<i>open systems interconnect</i>
PHY	<i>physical layer</i>
RF	radiofrequência
RNG	<i>relative neighborhood graph</i>
RSASF	redes de sensores e atuadores sem fio
RSSI	<i>Received Signal Strength Indicator</i>
RUSASF	redes urbanas de sensores e atuadores sem fio
RX	recepção
SINR	<i>signal to interference plus noise ratio</i>
SUN	<i>smart utility networks</i>
TX	transmissão
TMCP	<i>Tree-based Multi-Channel Protocol</i>

LISTA DE SÍMBOLOS

$ \cdot $	cardinalidade de um conjunto.
V, N	conjunto de todos os nós da rede.
$N(i)$	conjunto dos nós vizinhos do nó i .
C	conjunto dos canais de recepção disponíveis.
E	conjunto de enlaces da rede.
$G = (V, E)$	grafo que representa a topologia da rede
$t(e), r(e)$	transmissor e receptor do enlace e
$P(i)$	nó-pai do nó i
P	conjunto de todos os nós-pais
$F(i)$	conjunto dos nós-filhos do nó i
f	função que aloca canais de C para cada nó em P .
$R(i)$	sub-conjunto de $N(i)$ empregado por i no roteamento.
$f(i)$	canal de recepção do nó i alocado por f .
$c(e)$	canal usado para estabelecer a comunicação pelo enlace e .
E_f	conjunto dos enlaces que se interferem.
E_f	conjunto dos enlaces que se intersectam.
$J(e)$	interferência que o enlace e pode causar na rede.
$I(i, f)$	interferência sofrida por i com a alocação f .
$L_r(f)$	conjunto de enlaces que interferem e que não podem ser ouvidos pelo seu receptor para uma determinada alocação f .
$L_u(f)$	conjunto de enlaces que interferem e que ainda podem ser ouvidos pelo seu receptor para uma determinada alocação f .
e	enlace entre dois nós de uma rede
s	nó de origem de um pacote
t	nó de destino de um pacote
X_i	posição do i -ésimo nó

Lista de Símbolos

β	mínima relação entre sinal e interferência mais ruído
α	expoente de perda de sinal com a distância
\mathcal{N}	conjunto de jogadores
\mathcal{A}	conjunto de ações de todos os jogadores
\mathcal{A}_i	conjunto de ações do i -ésimo jogador
a_i	ação do i -ésimo jogador
i, \mathcal{P}_i	i -ésimo jogador
U_i	recompensa do i -ésimo jogador
\mathbb{R}	conjunto dos números reais
$\Pi(X)$	distribuição de probabilidades sobre o conjunto X
\mathcal{S}_i	conjunto de estratégias mistas do i -ésimo jogador
$PoA(G)$	preço de anarquia do jogo G
$PoS(G)$	preço de estabilidade do jogo G
$\mathcal{E}(G)$	conjunto de todos os NEs existentes no jogo G
γ_e	fator de utilização do enlace e
\times	multiplicação ou produto cartesiano.

1 INTRODUÇÃO

Neste capítulo, apresenta-se uma visão geral da Tese e seu contexto científico. Discutem-se os problemas e os desafios existentes para melhorar a confiabilidade da comunicação em uma rede de sensores e atuadores sem fio, enfatizando-se a importância dos algoritmos de roteamento neste aspecto. Ainda, com a crescente popularidade destas redes e a contínua redução do custo dos dispositivos que as compõem, vislumbra-se que as mesmas crescerão rapidamente em tamanho e densidade. Assim, acredita-se que os problemas relacionados ao roteamento serão ainda mais relevantes nessas redes.

1.1 Visão geral da Tese

As redes de sensores e atuadores sem fio (RSASF) permitem aumentar os níveis de observabilidade e controlabilidade de um determinado sistema. Basicamente, uma RSASF permite medição e atuação em um sistema através da integração entre sensores e atuadores. Em Akyildiz e Kasimoglu (2004) identificam-se duas arquiteturas para RSASF: a arquitetura automatizada e a semi-automatizada. Na arquitetura semi-automatizada, o processamento das informações coletadas e a tomada de decisão das ações são feitos de forma centralizada (por exemplo, uma central recebe as informações, calcula as ações correspondentes e envia aos atuadores). Já na arquitetura automatizada, o processamento das informações coletadas e a tomada de decisão das ações são realizados de forma descentralizada (por exemplo, as informações coletadas pelos sensores são enviadas aos atuadores, os quais calculam suas ações individualmente ou coletivamente) (AKYILDIZ; KASIMOGLU, 2004).

Uma RSASF é constituída por dispositivos eletrônicos computadorizados que possuem capacidade de medir (sensores) e atuar (atuadores) no ambiente a sua volta, além de se comunicar com outros dispositivos semelhantes através de enlaces de radiofrequência (RF), organizando-se em uma rede (AKYILDIZ; KASIMOGLU, 2004). Devido a isso, estes dispositivos são denominados nós sensores/atuadores sem fio (NSASF), ou simplesmente,

nó. Um nó possui tamanho reduzido e, geralmente, severas limitações de energia, capacidade de processamento, de memória e de comunicação, a qual é de curto alcance e baixa taxa de dados ¹. Por esta razão, a comunicação entre dois nós pertencentes à rede, geralmente, deve ser feita através de múltiplos saltos (retransmissões de pacotes de dados entre nós conectados por enlace RF direto) (NAYAK; STOJMENOVIC, 2010).

Apesar das limitações citadas, diversas aplicações que não demandam grande capacidade de comunicação de dados podem se beneficiar das RSASFs. Exemplos incluem automação industrial, residencial e agrícola, automação do sistema elétrico de potência (*smart grid*), além de diversas outras aplicações que podem atender as demandas das grandes áreas urbanas, dentro de um novo conceito conhecido por cidade inteligente (*smart city*). Em uma cidade inteligente, as redes de sensores e atuadores sem fio se tornam redes interligadas de comunicação que possibilitam diversos serviços urbanos, como controle de tráfego de veículos e pedestres, medição remota de água, gás e energia elétrica em indústrias e residências, monitoramento do sistema de iluminação pública, dentre outros serviços que visam melhorar a qualidade de vida nas cidades.

Diferentemente das RSASF que se aplicam para propósitos bem específicos (por exemplo, para automação residencial ou industrial), as redes urbanas de sensores e atuadores sem fio (RUSASF) estendem-se por regiões de muito maior amplitude (na ordem de km^2 ao invés de m^2), são formadas por nós, em sua maioria, estáticos, porém em uma quantidade bastante superior do que a encontrada no primeiro caso (milhares de nós ou mais, ao invés de dezenas ou, no máximo, centenas de nós). Ainda, enquanto a comunicação entre dois nós pode ser, geralmente, realizada diretamente ou com poucos saltos nas RSASFs, em uma RUSASF a comunicação de um pacote de dados pode necessitar um grande número de retransmissões até chegar ao destino (por exemplo, centenas de saltos). No contexto das redes de comunicação, a forma como esta (comunicação) é estabelecida entre o nó de origem e o nó de destino da informação é definida pelo protocolo de encaminhamento ou roteamento.

Essa característica peculiar do roteamento na RUSASF requer que a comunicação de dados entre dois nós tenha uma maior confiabilidade do que em RSASF, do contrário a probabilidade de o pacote de dados ser perdido será maior e a comunicação entre os dois nós pode ter uma qualidade de serviço não satisfatória para as aplicações em questão ². Por isso, as RUSASFs demandam uma técnica de roteamento que não apenas consiga

¹Mais adiante no texto serão informados valores referentes a estas características para NSASFs disponíveis comercialmente.

²Supõe-se que uma transmissão tem probabilidade p de ser bem-sucedida. Em n saltos, a probabilidade de sucesso da comunicação é p^n .

estabelecer a comunicação entre origem e destino (encontrar a rota), mas também que permita realizar esta comunicação de forma eficiente e confiável, sem fazer uso excessivo dos recursos limitados do nó.

Neste contexto, o roteamento geográfico é uma solução bastante atrativa para as RSASFs³ (BOSE et al., 2001; KARP; KUNG, 2000; KUHN et al., 2003). A idéia básica desta técnica é empregar as posições geográficas dos nós para encontrar a rota desejada. Embora possa parecer uma suposição irreal, o conhecimento da posição por parte dos nós que compõem uma RSASF é, geralmente, necessário, porque as informações coletadas são, frequentemente, significativas apenas dentro de um contexto físico (por exemplo, a informação de temperatura é significativa quando determinada no espaço (e no tempo)) (RABAEY et al., 2000). Logo, o reuso desta informação para o roteamento possui um forte apelo, principalmente por demandar um menor uso da capacidade de comunicação disponível aos nós frente às técnicas tradicionais de roteamento em redes de comunicação de dados, como a *internet* e as redes *ad hoc*. Tais técnicas utilizam tabelas para armazenamento de rotas, que devem ser atualizadas através da inundação da rede com mensagens toda vez que ocorrer alterações na topologia da rede (protocolos pró-ativos de roteamento) ou inundam a rede com mensagens de procura da rota (protocolos reativos de roteamento) (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007).

Contudo, ainda que o roteamento geográfico seja considerado promissor para uso em redes de sensores e atuadores sem fio, tanto com nós estáticos quanto com nós móveis, sua aplicação prática ainda encontra desafios (DENARDIN et al., 2011). Sabe-se no estado da arte que o algoritmo de roteamento geográfico não possui, em geral, desempenho ótimo com relação ao tamanho da rota encontrada (em número de saltos) e, conseqüentemente, isto impacta a taxa de entrega dos pacotes (relação entre pacotes entregues e originados) (CHEN; VARSHNEY, 2007). Além disso, não obstante tenha sido provado que o roteamento geográfico garanta encontrar uma rota em uma rede conectada; supõe-se, para efeito de prova, enlaces de comunicação RF ideais (sem perdas de pacotes), o que não se verifica em um cenário real (FREY; STOJMENOVIC, 2010).

Em uma RSASF, a comunicação entre os nós na rede se dá pelo compartilhamento do mesmo canal RF, o qual tem como característica permitir a comunicação de uma única mensagem em um determinado instante de tempo. Portanto, há a necessidade de os nós utilizarem algum protocolo para controle de acesso ao meio (protocolo MAC) para evitar colisões entre os pacotes de dados. Um protocolo de acesso ao meio bastante popular para uso em RSASF é definido pelo padrão IEEE 802.15.4TM (IEEE STANDARD ASSOCIATION,

³Os motivos para isso serão esclarecidos no capítulo 3.

2006), cuja especificação determina ainda os parâmetros de camada física (incluindo frequência de operação, canais disponíveis, modulação, codificação e decodificação do sinal RF, etc.). Atualmente, diversos modelos de transceptores RF baseados nesta especificação estão disponíveis comercialmente (um exemplar pode ser visto na figura 1.1).



Figura 1.1 - Transceptor RF compatível com o padrão IEEE 802.15.4TM. Modelo: MRF24J40MA, fabricante: Microchip Inc.

Conquanto os protocolos⁴ MAC IEEE 802.15.4TM tenham sido criados com intuito de fornecer um enlace RF confiável entre dois nós, os mesmos não são capazes de evitar completamente as colisões e estão sujeitos a perdas de pacotes (DENARDIN et al., 2010b). Quando tais não idealidades presentes na comunicação sem fio são consideradas na avaliação do protocolo de roteamento, o resultado obtido pode não satisfazer os requisitos das aplicações da rede, como taxa de entrega e atraso fim a fim (tempo de entrega do pacote da origem até o destino).

Assim, embora o protocolo de roteamento geográfico seja atrativo para uso em RUSASF, o mesmo apresenta desempenho pior em regiões críticas da rede (os vazios) quando empregado em conjunto com um protocolo MAC com características reais. Portanto, o emprego de técnicas de auxílio que permitam aumentar a confiabilidade da comunicação sem fio, principalmente nas regiões críticas para o roteamento geográfico, pode resultar em um aumento significativo dos índices de desempenho da RUSASF e da qualidade de serviço percebida pelas aplicações.

1.2 Motivação

Tradicionalmente, todas as comunicações realizadas entre os nós em uma RSASF empregam o mesmo canal RF. Entretanto, os transceptores RF que equipam os nós compatíveis com o padrão IEEE 802.15.4TM, por exemplo, possuem a capacidade de selecionar diferentes canais para realizar a comunicação⁵. Assim, uma técnica que

⁴Há duas versões de protocolos MAC especificados no padrão IEEE 802.15.4TM.

⁵O padrão IEEE 802.15.4TM define 16 canais de comunicação RF na faixa de operação em 2,4GHz.

explore a capacidade dos nós em operar em canais RF diferentes pode ser empregada para aumentar a confiabilidade da comunicação em uma RSASF pela diminuição da interferência entre comunicações simultâneas adjacentes, bem como de interferências externas. Para tanto, se faz necessário o desenvolvimento de um protocolo que permita aos nós coordenarem-se de forma a realizar uma seleção de canais adequadamente.

Na literatura é possível encontrar propostas de protocolos de alocação de canais desenvolvidos especificamente para RSASF (ZHOU et al., 2006b; WU et al., 2008; CHEN et al., 2011). Provavelmente, o primeiro a ser proposto foi o protocolo MMSN, o qual distribui os canais RF entre os nós uniformemente (ZHOU et al., 2006b). Neste protocolo, um nó seleciona um canal RF de recepção que está sendo utilizado pelo menor número de nós vizinhos a ele, considerando-se os nós localizados a até dois saltos de distância do mesmo ⁶.

Mais recentemente, foram propostos na literatura protocolos de alocação de canais que utilizam não apenas as informações de topologia da rede, mas também as informações relativas ao roteamento (WU et al., 2008; CHEN et al., 2011). Estas propostas reportam resultados melhores de desempenho quando comparadas aos protocolos que empregam apenas a informação de topologia da rede. Por outro lado, dentre as propostas encontradas na literatura, nenhuma analisa a possibilidade de realizar a alocação de canais para os nós da RSASF quando a mesma emprega algum algoritmo de roteamento geográfico.

Assim, encontra-se motivação para se propor, na presente Tese, uma técnica de alocação de canais que pode ser aplicada em RSASFs que utilizam protocolo de roteamento geográfico. A técnica proposta faz uso das informações referentes ao roteamento para realizar a alocação de canais entre os nós de forma a diminuir a interferência na rede. Assim, é possível obter-se resultados de desempenho melhores para os algoritmos de roteamento geográficos do que os resultados que podem ser obtidos quando os algoritmos geográficos são empregados em conjunto com o protocolo MMSN.

1.3 Contribuições

- Propõe-se uma técnica de alocação de canais para RSASFs que utilizam roteamento geográfico.
- Devido à dificuldade do problema de alocação de canais, o qual foi demonstrado na literatura ser pertencente a classe dos problemas NP-Completo (CHEN et al.,

⁶Esta região é chamada região de interferência do nó.

2011), a técnica proposta faz uso da Teoria dos Jogos para encontrar uma alocação de canais de forma descentralizada com convergência garantida para um estado de equilíbrio. O emprego da Teoria dos Jogos na modelagem do problema agrega um formalismo matemático que, acredita-se, poderá ser útil para futuros melhoramentos da presente técnica.

1.4 Organização textual

O primeiro capítulo apresenta a visão geral da Tese, a motivação e as contribuições realizadas, bem como a organização do texto. O segundo capítulo apresenta uma introdução sobre as redes de sensores e atuadores sem fio, onde comenta-se acerca dos desafios a serem vencidos para o emprego efetivo destas redes em aplicações reais, incluindo aí suas principais restrições (energia, custo, alcance, taxa de dados, etc.). No mesmo capítulo, descreve-se o padrão de comunicação sem fio IEEE 802.15.4TM; atualmente, o mais adequado e promissor protocolo de camada física e de acesso ao meio para aplicação em redes de sensores e atuadores sem fio.

No terceiro capítulo, os principais algoritmos de roteamento geográficos para RSASF são apresentados. Enfatiza-se o problema das regiões críticas da rede (vazios), que levam os algoritmos geográficos a encontrar rotas mais longas do que as menores rotas possíveis, tornando-os, assim, mais propensos à perda dos pacotes. Então, no quarto capítulo discutem-se as causas que prejudicam a confiabilidade das comunicações sem fio que empregam o padrão IEEE 802.15.4TM e revisam-se as principais propostas encontradas na literatura para alocação de canais em RSASF, com o intuito de melhorar a confiabilidade da comunicação entre os nós.

Optou-se pela adição, no quinto capítulo, dos principais conceitos existentes na Teoria dos Jogos, uma vez que a mesma é utilizada na Tese para modelar e solucionar o problema de pesquisa exposto no capítulo anterior. Para não tornar o texto demasiadamente longo, optou-se por colocar apenas os conceitos julgados mais importantes para o entendimento do presente trabalho. Por isso, sempre que possível aponta-se no texto literatura adicional específica sobre o tema.

As principais contribuições do presente trabalho são encontradas a partir do sexto capítulo, onde o problema abordado é modelado de acordo com os preceitos da Teoria dos Jogos e onde se apresenta detalhadamente a técnica proposta. A metodologia de avaliação do método proposto frente a técnicas já existentes é apresentada no sétimo

capítulo, sendo que os resultados de avaliação obtidos são expostos e analisados no oitavo capítulo. Finalmente, conclui-se a presente Tese no último capítulo, com uma discussão sobre os resultados apresentados, bem como sugestões de temas de pesquisa que podem se beneficiar das contribuições aqui apresentadas.

2 REDES DE SENSORES E ATUADORES SEM FIO

Neste capítulo, apresentam-se os principais conceitos relacionados às redes de sensores e atuadores sem fio e descreve-se, resumidamente, o padrão de comunicação IEEE 802.15.4TM (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2006). Este é considerado, atualmente, o protocolo de camada física e de acesso ao meio mais adequado para aplicação em redes de sensores e atuadores sem fio, sendo utilizado em diversas plataformas disponíveis comercialmente.

2.1 Introdução sobre redes de sensores e atuadores sem fio

Basicamente, uma rede de sensores e atuadores sem fio é composta por quatro elementos (SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007):

- Um conjunto de sensores e/ou atuadores localizados ou distribuídos;
- Uma rede de comunicação de dados sem fio;
- Um ponto central (ou mais de um) para agregação de informação;
- Um conjunto de recursos computacionais para realizar processamento de dados e eventos, bem como verificação de estados.

De forma geral, em uma RSASF, nós estão densamente distribuídos espacialmente e suportam sensoriamento e/ou atuação, processamento de sinais, computação embarcada e conectividade sem fio (AKYILDIZ et al., 2002). Os sensores e/ou atuadores estão logicamente conectados de forma auto-organizável e, geralmente, transmitem suas informações até estações centrais que agregam parte ou toda a informação da rede, bem como podem receber informações destas. Uma rede de sensores e atuadores sem fio possui

algumas características principais, tais como restrições de energia e vida útil de bateria, aquisição redundante de dados, ciclo de trabalho curto e fluxos convergentes (de muitos pra um)(SOHRABY; MONOLY; ZNATI, 2007). Uma representação conceitual de uma RSASF é mostrada na figura 2.1.

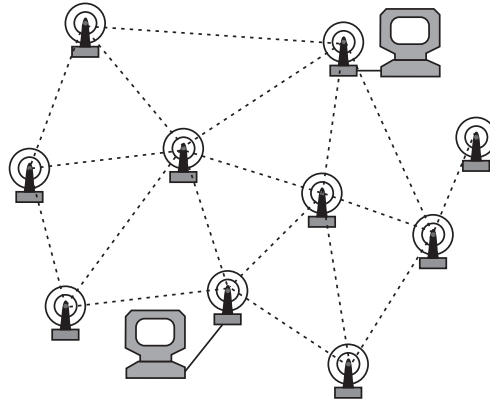


Figura 2.1 - Representação de uma rede de sensores e atuadores sem fio.

Cada nó da rede é composto por um microcontrolador, um transceptor de RF, sensores e atuadores necessários, bem como uma fonte de energia (normalmente uma bateria ou um sistema de conversão de energia absorvida do ambiente). Os nós devem estar interconectados, sendo todos (ou a maioria deles) capazes de rotear as informações pela rede até um ponto de coleta, através de algum algoritmo de roteamento por múltiplos saltos.

As redes de sensores e atuadores sem fio possuem diversas aplicações, dentre as quais se destacam a automação residencial, por exemplo, no controle distribuído dos sistemas de iluminação, ventilação e aquecimento (CAO et al., 2008, 2009), e a automação dos sistemas elétricos de potência (*smart grid*), onde estas redes também são conhecidas por redes inteligentes de concessionárias (SUN - *smart utility networks*) (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2011), e cujo principal emprego está na medição automática de energia, no controle de demanda do lado do cliente, bem como no monitoramento dos ativos das concessionárias (GUNGOR; LU; HANCKE, 2010). Ainda, com o constante avanço da indústria microeletrônica, estima-se que os nós passarão a ter dimensões extremamente reduzidas - menores do que um grão de areia - podendo ser, virtualmente, utilizados em qualquer lugar e em muitas aplicações nunca antes imaginadas. Assim, acredita-se que as redes de sensores e atuadores sem fio devam crescer rapidamente em escala e densidade no futuro, passando a conter milhares de nós (redes de larga escala). Um exemplo de uma RSASF de larga escala é o caso das redes urbanas de sensores e atuadores sem fio, citadas anteriormente.

Dentre os principais desafios existentes no projeto das RSASFs pode-se citar o desenvolvimento de protocolos de camada física e de acesso ao meio (GUNGOR; HANCKE, 2009; DENARDIN et al., 2010b), algoritmos de roteamento (AKYILDIZ; KASIMOGLU, 2004; AL-KARAKI; KAMAL, 2004; CHEN; VARSHNEY, 2007), algoritmos de controle e colaboração para aplicações específicas (NAKAMURA; SAKURAI; NAKAMURA, 2009; CHEN et al., 2010; DENARDIN et al., 2009; GUERRERO; JACOBI; BUCHMANN, 2007), algoritmos de sincronização de tempo (SUNDARARAMAN; BUY; KSHEMKALYANI, 2005; SADLER; SWAMI, 2006; RHEE et al., 2009), algoritmos de localização (BULUSU; HEIDEMANN; ESTRIN, 2000; OLIVEIRA et al., 2010), entre outros. Ainda, nos casos onde os nós são alimentados por baterias ou absorvem energia em pequenas quantidades do próprio ambiente onde se encontram, como energia de vibrações, energia luminosa e/ou energia térmica, um dos principais desafios é o mínimo consumo de energia, pois a substituição das baterias (recarregáveis ou não) deve ser evitada ou postergada ao máximo.

2.2 RSASF e o padrão IEEE 802.15.4TM

O padrão de comunicação IEEE 802.15.4TM (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2006) foi criado para dar suporte às redes sem fio de baixa taxa de dados. Este padrão é particularmente apropriado para redes de sensores e atuadores sem fio devido às suas características de auto-configuração, adaptabilidade, escalabilidade, interoperabilidade e baixo custo. Atualmente a maioria das RSASFs é formada por dispositivos compatíveis com o padrão IEEE 802.15.4TM. Estes dispositivos possuem características únicas, como a pouca largura de banda (< 250 kbps), curto alcance (usualmente < 150m), comunicação *half-duplex*, memória escassa, limitada capacidade de processamento, entre outras características de dispositivos de baixo custo.

O padrão IEEE 802.15.4TM possibilita a formação de RSASF com topologias de rede em estrela, árvore e malha (representadas na figura 2.2). Para isso, o padrão fornece o suporte mínimo necessário para estabelecer um enlace de dados confiável entre dois dispositivos compatíveis. Este suporte mínimo é dado pela camada física (PHY) e pela subcamada de acesso ao meio (MAC), as quais podem ser identificadas de acordo com o modelo de referência de camadas OSI, e que são definidas pela especificação de camadas do padrão IEEE 802 (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2001).

A especificação do IEEE 802.15.4TM disponibiliza, até sua última versão, algumas opções de camada física e de subcamadas de acesso ao meio. As opções mais adequadas, obviamente, dependem da aplicação a que se destina a RSASF. Em geral,

as RSASFs têm empregado topologia em malha, a qual apresenta maior robustez, confiabilidade e cobertura quando comparada às outras topologias, bem como um enlace de radiofrequência na faixa de 2400 MHz a 2483,5 MHz, por ser esta uma faixa mundialmente de uso livre. Por isso, a seguir se descreve com mais detalhes a camada física e a subcamada de acesso ao meio do padrão IEEE 802.15.4TM que se destinam a suportar RSASFs com topologia em malha operando na faixa de 2,4GHz. As outras opções disponíveis do padrão IEEE 802.15.4TM podem ser encontradas em IEEE Standard Association (2006).

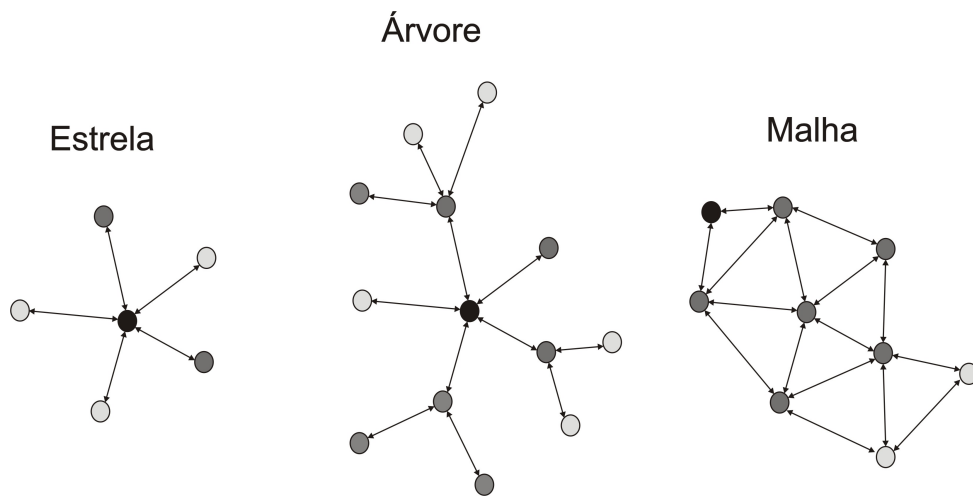


Figura 2.2 - Topologias de rede suportadas pelo IEEE 802.15.4TM.

2.2.1 Camada física (PHY) IEEE 802.15.4TM

A camada física fornece uma interface entre a subcamada de controle de acesso ao meio (MAC) e o canal físico de RF, sendo responsável pelas seguintes tarefas:

- Ativação e desativação do transceptor RF;
- Medição de energia presente no canal RF (ED - *Energy Detection*);
- Indicação de intensidade do sinal (RSSI - *Received Signal Strength Indicator*),
- Medição de qualidade de enlace (LQI - *Link Quality Indicator*);
- Verificação de atividade em canal (CCA - *Clear Channel Assessment*);
- Seleção de canal;
- Recepção e transmissão de dados.

Na faixa de 2400 MHz a 2483,5 MHz, há 16 canais disponíveis (5 MHz por canal), que operam com espelhamento espectral por sequência direta (DSSS) e modulação por deslocamento de fase em quadratura (O-QPSK), sendo que cada canal possui taxa de transmissão de 250kbps. Cada pacote da camada PHY é formado por um cabeçalho de 6 *bytes* e uma carga de até 127 *bytes*. O cabeçalho possui um campo de sincronização de 4 *bytes* (32 zeros binários), um campo de 1 *byte* que indica o fim da sincronização (cujo valor é 11100101b) e um campo de 1 *byte* que contém o tamanho da carga do pacote. O formato do pacote pode ser visto na figura 2.3.

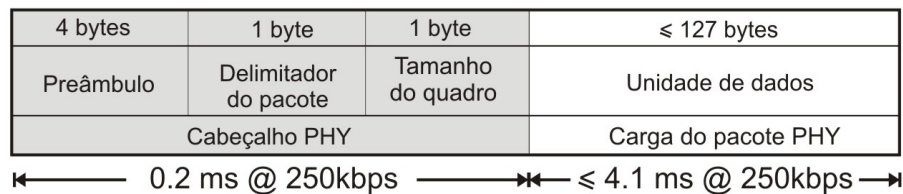


Figura 2.3 - Formato do quadro PHY IEEE 802.15.4TM e correspondente tempo de transmissão do pacote para o modo de operação em 2,4GHz.

2.2.2 Subcamada de acesso ao meio (MAC) IEEE 802.15.4TM

A subcamada MAC administra o acesso ao transceptor RF, sendo responsável pelas seguintes tarefas:

- Suporte à associação e desassociação da rede;
- Suporte à segurança (criptografia AES de 128 *bits*);
- Emprego do mecanismo de acesso ao canal;
- Fornecimento de um enlace confiável entre dois dispositivos.

O cabeçalho MAC contém os campos de controle (MHR), com informações administrativas e de segurança, a carga do pacote de tamanho variável e um campo (MFR) que contém a verificação da integridade dos dados (FCS). O campo MHR contém controle de quadro, número de sequência e informações de endereçamento. O formato do quadro está representado na figura 2.4.

O objetivo principal da subcamada MAC é tornar eficiente e confiável o acesso ao meio compartilhado por vários dispositivos diferentes. Para tanto, é necessário que a mesma empregue uma técnica para evitar tentativas de transmissão simultâneas, o que acarretaria

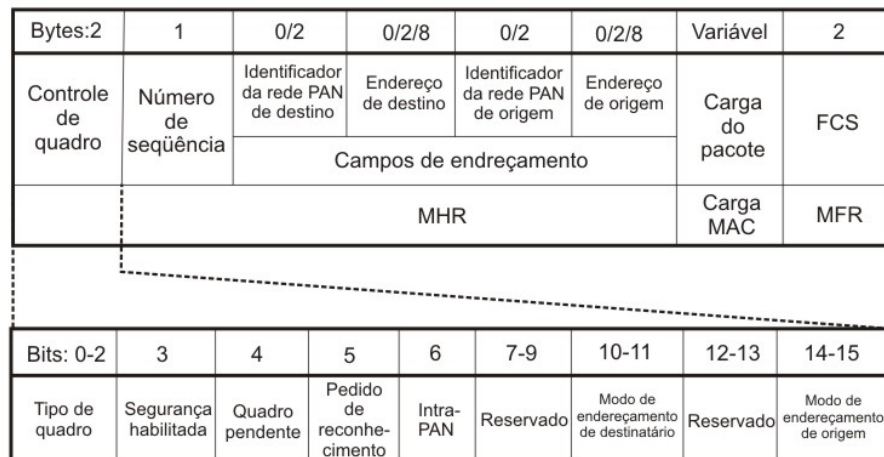


Figura 2.4 - Formato do quadro MAC IEEE 802.15.4TM.

colisão de pacotes. A técnica empregada pelo padrão IEEE 802.15.4TM se baseia em detectar possíveis interferências através da verificação do meio antes de tentar transmitir um pacote (“ouvir antes de falar”). Esta técnica é denominada *unslotted* CSMA/CA (acesso múltiplo com detecção de portadora sem janelas de tempo).

2.2.2.1 Protocolo de acesso ao meio - *unslotted* CSMA/CA

No padrão IEEE 802.15.4TM, antes de iniciar uma transmissão, o nó executa o algoritmo para acesso ao meio apresentado na figura 2.5. Assim, uma transmissão inicia com a espera de um tempo aleatório de períodos de *backoff* entre 0 e 2^{BE-1} , onde *BE* (*backoff exponential*) pode ter um valor entre *macMinBE* e *macMaxBE* (por padrão, 3 e 5, respectivamente). Um período de *backoff* é o tempo necessário para transmitir 20 símbolos¹. Uma vez que o tempo selecionado expira, o nó verifica se o canal está disponível para transmissão (ação denominada CCA). Este procedimento é executado no tempo de 8 símbolos. Se o canal estiver ocupado, o nó incrementa *BE* (limitado a *macMaxBE*) e repete o processo de espera. O limite de tentativas de acesso ao canal é determinado por *macMaxCSMABackoffs* (4 tentativas por padrão). Se após estas tentativas o nó não conseguir ter acesso ao canal, é declarada uma falha de acesso ao canal. Se o canal está livre, se executa o procedimento de troca de recepção para transmissão e se transmite o pacote. O tempo de execução da troca de modo do rádio é de 12 símbolos.

Na transmissão de um pacote pode ser solicitada uma confirmação de recebimento (ACK - *acknowledgement*). O procedimento de acesso ao canal não é realizado para o

¹Um símbolo equivale a 4 *bits* quando utilizando o modo de operação da camada física em 2,4 GHz.

envio do *ACK*, ou seja, o nó que recebeu o pacote executa a troca de recepção para transmissão e envia imediatamente a confirmação. Se ocorrer uma falha na recepção do *ACK*, o nó que enviou o pacote tentará transmiti-lo novamente após a espera de um tempo conhecido por *macAckWaitDuration* (equivalente ao tempo de transmissão de 54 símbolos no modo 2,4 GHz). É declarada uma falha de transmissão por colisão se o reconhecimento não for recebido após um número de tentativas determinado por *macMaxFrameRetries* (3 tentativas por padrão).

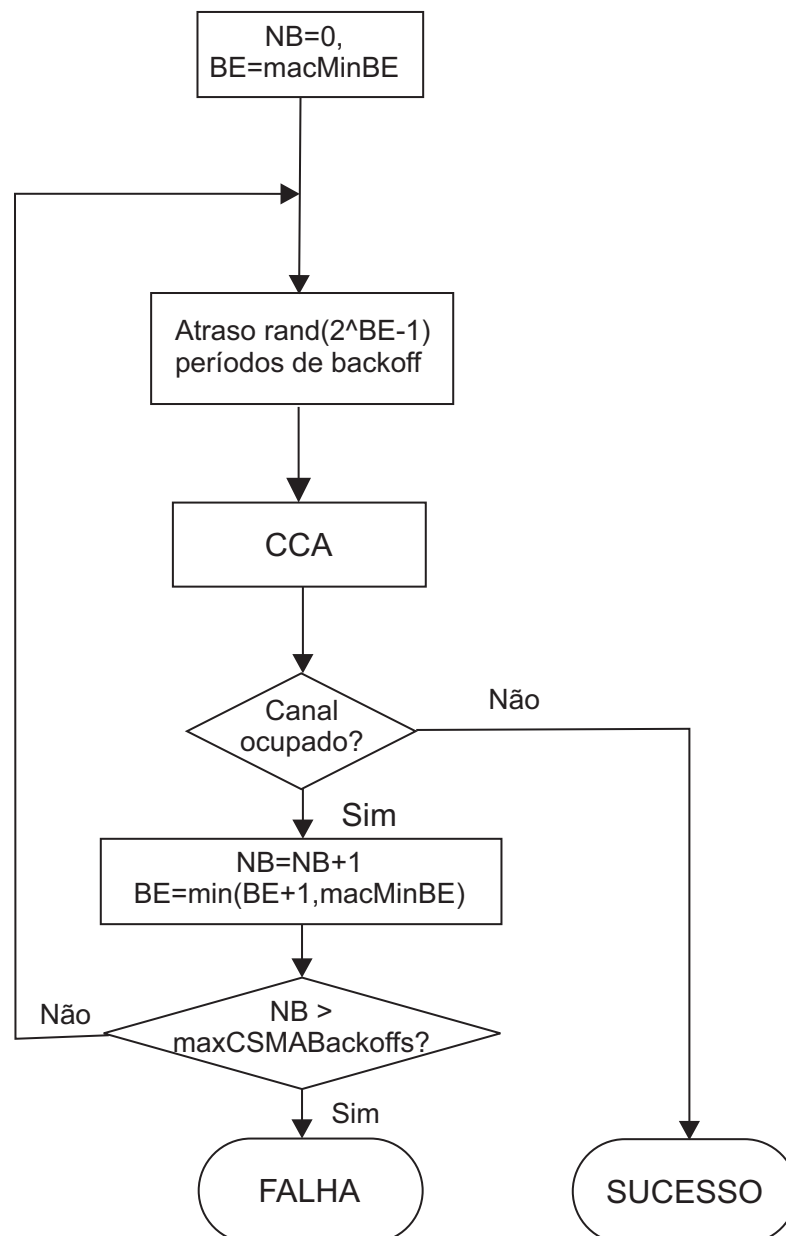


Figura 2.5 - Algoritmo *Unslotted CSMA/CA* - IEEE 802.15.4™. Adaptado de IEEE Standard Association (2006).

3 ROTEAMENTO GEOGRÁFICO

Neste capítulo são expostas as razões para o emprego de algoritmos de roteamento em redes de sensores e atuadores sem fio. Em seguida, são explicados os algoritmos de roteamento que utilizam as posições geográficas dos nós para determinar as rotas dos pacotes e são conhecidos por algoritmos geográficos. As versões mais modernas destes algoritmos foram propostas no início da década passada e são largamente utilizadas nas RSASFs devido a seu reduzido custo computacional e menor ocupação de banda, uma vez que estes algoritmos não fazem uso da inundação da rede com mensagens - processo este denominado *flooding*.

3.1 Roteamento em RSASF

Sensores e atuadores sem fio possuem capacidade de comunicação de curto alcance, devido à necessidade de consumir pouca energia. Assim, para que as informações coletadas possam chegar até seu destino é necessário que haja cooperação entre nós vizinhos, fazendo com que a informação seja encaminhada por múltiplos saltos (roteamento). Ainda, é importante que haja pouco consumo de energia e, principalmente, pouca ocupação da rede nesta tarefa.

Como a transmissão da informação a todos os nós (*broadcasting*) é pouco eficiente energeticamente e com relação ao tráfego de dados, a rede deve empregar algum protocolo eficiente de roteamento. Em geral, este protocolo é implementado pela camada de rede da pilha de protocolos, conforme o modelo de referência OSI. Na literatura, há diversas propostas de protocolos de roteamento para RSASFs (AL-KARAKI; KAMAL, 2004). Destes, a classe de protocolos de roteamento geográfico tem recebido bastante destaque (KO et al., 2009; LIN et al., 2010; ZHANG; SHEN, 2010). Estes protocolos são considerados mais escaláveis, eficientes no uso de banda e de energia quando comparados aos protocolos reativos e proativos (GIORDANO; STOJMENOVIC; BLAZEVIC,

2001; SUBRAMANIAN; SHAKKOTTAI; GUPTA, 2007).

Protocolos reativos utilizam métodos de procura de nós através da inundação da rede por mensagens de busca (*flooding*), sendo pouco eficientes, portanto, no uso da rede, bem como energeticamente. Já os protocolos proativos empregam tabelas de roteamento que mantêm as informações de rotas e da topologia da rede. Estes protocolos precisam atualizar estas informações quando ocorrem alterações na topologia, o que é feito também pela inundação da rede por mensagens. Assim, são pouco adequados para redes de sensores e atuadores sem fio, uma vez que utilizam frequentemente comunicações na rede (LI et al., 2000; STOJMENOVIC, 2002).

Por outro lado, geralmente os nós que compõem uma RSASF necessitam saber sua posição geográfica, pois as informações coletadas estão associadas a um contexto físico (OLIVEIRA et al., 2010). Logo, pode-se fazer uso desta informação (posições dos nós) para determinar a rota do pacote na RSASF (STOJMENOVIC; LIN, 2001a, 2001b; ZHANG; SHEN, 2010). Protocolos de roteamento que empregam as posições dos nós são conhecidos por protocolos de roteamento geográficos ou protocolos baseados em localização.

3.2 Roteamento geográfico

O princípio do roteamento geográfico é baseado no conhecimento que o nó possui de sua posição e da posição de seus vizinhos diretos (a um salto). Geralmente, a condição de que os nós devem conhecer sua posição pode ser satisfeita empregando-se um mecanismo de localização, como o Sistema de Posicionamento Global (GPS). Ainda, no caso de nós sem mobilidade (rede estática), é possível gravar esta informação uma única vez quando da instalação do nó na rede. Ou ainda, tanto no caso de nós móveis quanto estáticos, algoritmos de localização podem ser empregados (TSAI et al., 2009; YANG; AUGÉ-BLUM, 2009). De posse desta informação, cada nó deve informar sua posição para seus vizinhos através de uma mensagem local (também conhecida por mensagem “Olá”) e, quando receber esta mensagem de seus vizinhos, gravar as posições obtidas (KALOSHA et al., 2008).

Para originar uma mensagem na rede é necessário que o nó de origem da mensagem conheça a posição do nó destinatário e inclua esta informação no pacote. Na área de pesquisa sobre roteamento geográfico, esta última condição é a mais difícil de ser satisfeita e constitui um dos problemas ainda abertos, principalmente quando os nós estão se movendo na rede (ZOLLINGER, 2008). Entretanto, dependendo da aplicação a que a rede se destina, é possível, obviamente, realizar a gravação do destino das mensagens a

priori. Ainda, pode-se implementar algum serviço de localização de aplicação através de mensagens de procura ou empregar um ou mais servidores de endereços. Em geral, para efeito de análise dos algoritmos de roteamento geográfico, se assume que a posição do destinatário é conhecida, sendo incluída no pacote pelo nó originador da mensagem.

Há três tipos principais de algoritmos geográficos propostos na literatura: geográfico *greedy*, roteamento por faces e híbrido (geográfico *greedy* com roteamento por faces). No algoritmo geográfico *greedy*, o nó detentor do pacote seleciona, para próximo salto, o nó vizinho que está mais próximo do nó de destino (distância euclidiana). Este algoritmo apresenta rotas relativamente curtas (a cada salto o pacote fica o mais próximo possível do destino), porém sofre com o problema de mínimo local (vazio), que ocorre quando um determinado nó não possui, entre os vizinhos, um nó que esteja mais próximo do destino do que ele mesmo. Neste caso, o pacote tem que ser descartado. Por isso, o algoritmo geográfico *greedy* não possui entrega garantida. O problema do vazio é ilustrado na figura 3.1.

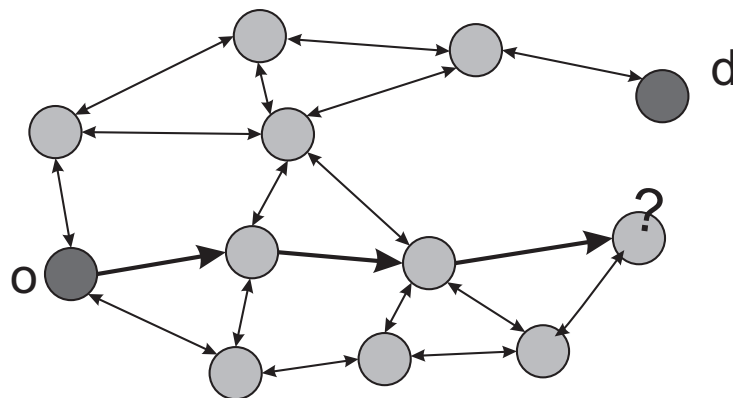


Figura 3.1 - Exemplo de um vazio encontrado pelo algoritmo geográfico *greedy*. Pacote originado no nó “o” e destinado ao nó “d”.

Por outro lado, algoritmos de roteamento por faces apresentam entrega garantida (FREY; STOJMENOVIC, 2010)¹. Estes algoritmos utilizam uma técnica de planarização de grafos para organizar a rede em um conjunto de faces, as quais são percorridas até que se atinja o nó de destino. Neste método, as faces são percorridas iniciando-se pela aresta à direita (regra da mão direita) ou à esquerda (regra da mão esquerda) até que se atinja uma condição de troca de face. Há diversas possibilidades para esta condição, como encontrar uma aresta que corta a linha fonte-destino, percorrer toda a face e seguir até a aresta mais próxima do destino, entre outras variações. A figura 3.2 ilustra o funcionamento do algoritmo de roteamento por faces. Uma das variações do roteamento por faces começa no nó s , percorre a face F_1 até a aresta P_1 que intersecta a linha st . Percorre F_2 , encontra

¹Desde que suas premissas não sejam violadas (KIM et al., 2005).

P_2 , troca para a face F_3 e chega ao nó t . Outra variação do algoritmo, que não mantém a linha st fixa, percorreria as faces F_1 , F_2 , F_3 e F_5 antes de chegar a t .

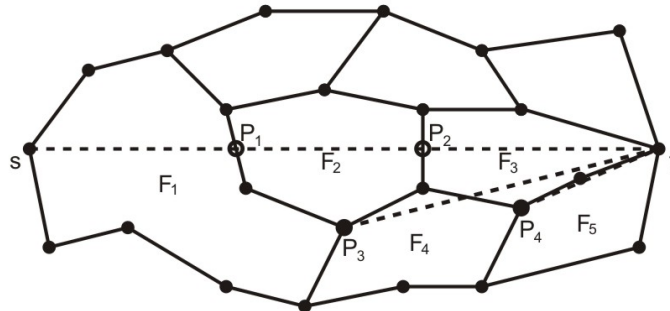


Figura 3.2 - Exemplo de um algoritmo de roteamento por faces.

Um grafo é dito planar quando não apresenta duas ou mais arestas que se cruzam. Para obter um grafo planar, remove-se as arestas que se cruzam no grafo através de uma técnica de planarização. As técnicas geralmente utilizadas permitem obter o Grafo de Gabriel (GG) ou o Grafo de Vizinhança Relativa (RNG). Os princípios de funcionamento dos mesmos estão representadas na figura 3.3. O algoritmo GG remove uma aresta do grafo se o circuncírculo que passa por suas extremidades for cortado por qualquer outra aresta (vide figura 3.3). Já o algoritmo RNG remove uma aresta, se a região em forma de lua formada pela interseção dos discos centrados em suas extremidades for cortada por qualquer outra aresta (vide figura 3.3). A técnica RNG remove, em geral, mais arestas do que o algoritmo GG. Logo, o comprimento médio do caminho entre dois vértices é maior no RNG do que no GG. Por isso, para emprego no roteamento, prefere-se o algoritmo GG.

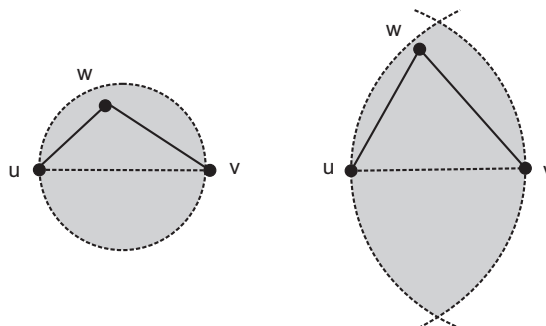


Figura 3.3 - Grafos de Gabriel (GG) (à esquerda) e de Vizinhança Relativa (RNG) (à direita).

Apesar de apresentar entrega garantida, o roteamento por faces, geralmente, resulta em rotas mais longas em comparação ao geográfico *greedy*. Assim, os algoritmos com entrega garantida mais eficientes (em tamanho de rota) são os híbridos, que combinam

roteamento geográfico *greedy* com roteamento por faces, como o GPSR (KARP; KUNG, 2000), o GOAFR+ (KUHN; WATTENHOFER; ZOLLINGER, 2003) e o GFG (BOSE et al., 2001). Estes algoritmos iniciam no método geográfico *greedy* até entregar o pacote ou até encontrar um vazio. Neste último caso, o algoritmo emprega o roteamento por faces até chegar ao nó de destino. Ainda, há algumas variações que retornam ao modo *greedy* caso, durante o roteamento por faces, se chegue até um nó cuja posição está mais próxima do destino do que o nó onde se iniciou o roteamento por faces (vazio); ou alguma heurística similar que permita retornar ao modo *greedy* o quanto antes para que a rota resultante não seja muito maior do que a menor rota possível (rota ótima em número de saltos).

Em relação ao algoritmo GPSR, foi demonstrado na literatura que, em alguns casos, o pacote pode ficar preso em um laço infinito (FREY; STOJMENOVIC, 2006, 2010). Por outro lado, em Frey e Stojmenovic (2010) foi provado que os algoritmos GFG e GOAFR+ garantem a entrega do pacote mesmo em grafos planares arbitrários, assim como no Grafo de Gabriel e no Grafo de Vizinhaça Relativa. Ainda, para o algoritmo GFG, foi demonstrado que, após percorrer a primeira face em GG, o retorno ao modo *greedy* é garantido.

O algoritmo GFG (mostrado no algoritmo 3.1) inicia no modo *greedy*, encaminhando o pacote para o nó mais próximo do destino até entregá-lo ou até encontrar um mínimo local. No segundo caso, a posição do nó atual é armazenada no pacote para que se possa retornar ao modo *greedy* no caso de se encontrar um nó mais próximo do destino. Então, GFG altera para o modo *face*. Quando neste modo, o nó que mantém o pacote realiza a planarização do grafo da rede (por exemplo, utilizando o algoritmo GG); e envia o pacote percorrendo a face em que se encontra no sentido horário ou anti-horário. O avanço do pacote é realizado no modo *face* até entregá-lo ou até encontrar um nó cuja posição seja mais próxima do destino do que a posição armazenada na mensagem. Neste último caso, o modo *greedy* é retomado e, assim sucessivamente, até que o pacote seja entregue.

Algoritmo 3.1 Greedy-Face-Greedy (GFG) para RNG ou GG. Adaptado de Frey e Stojmenovic (2006).

Entrada: vizinhos N , destino t

Saída: entrega

repita

 segue *greedy* até entregar ou ficar preso no nó s

se ficou preso em s **então**

 seleciona face F contendo a linha st

 percorre F até retornar *greedy* se possível

fim se

até entrega

4 *COMUNICAÇÃO POR MÚLTIPLOS CANAIS*

Neste capítulo expõe-se o problema de confiabilidade nas comunicações sem fio e analisam-se, mais detalhadamente, as causas que prejudicam a confiabilidade da comunicação baseada no padrão IEEE 802.15.4TM. Então, apresentam-se os principais modelos de interferência aplicáveis às redes com comunicação sem fio. O restante do capítulo é dedicado a apresentar as propostas mais recentes encontradas na literatura que buscam reduzir a interferência nas comunicações sem fio baseando-se na possibilidade de uso de múltiplos canais RF. Acredita-se que a exploração da comunicação por múltiplos canais é uma abordagem muito promissora para reduzir a interferência, e consequentemente, aumentar a confiabilidade da comunicação nas redes de sensores e atuadores sem fio.

4.1 *Confiabilidade da comunicação sem fio IEEE 802.15.4TM*

A comunicação sem fio em uma RSASF baseada no padrão IEEE 802.15.4TM é suscetível a ocorrência de falhas e colisões, que podem causar a perda dos pacotes (ANASTASI; CONTI; FRANCESCO, 2011). As colisões entre pacotes podem ocorrer devido à existência de nós ocultos ou devido ao tempo de inversão do rádio de recepção/transmissão (RX/TX) ou de transmissão/recepção (TX/RX). Neste último caso, a necessidade de inversão do rádio pode resultar em colisões por falha do mecanismo de verificação do canal (CCA) ou pela existência de um pacote de reconhecimento (ACK) não detectado. As diversas possibilidades de colisão são ilustradas nas figuras 4.1, 4.2 e 4.3.

A colisão por nós ocultos é exemplificada na figura 4.1. Neste caso, o nó A deseja transmitir um pacote para o nó vizinho B que está ao seu alcance. Ao verificar que o canal está livre, o nó A inicia a transmissão. No entanto, se um dos nós C, D, E ou F,

que não estão ao alcance de A, estiver transmitindo, ocorrerá colisão. Isto ocorre devido a estes nós estarem ao alcance do nó B e, portanto, a transmissão originada por um destes ocupa o canal sem que o nó A perceba.

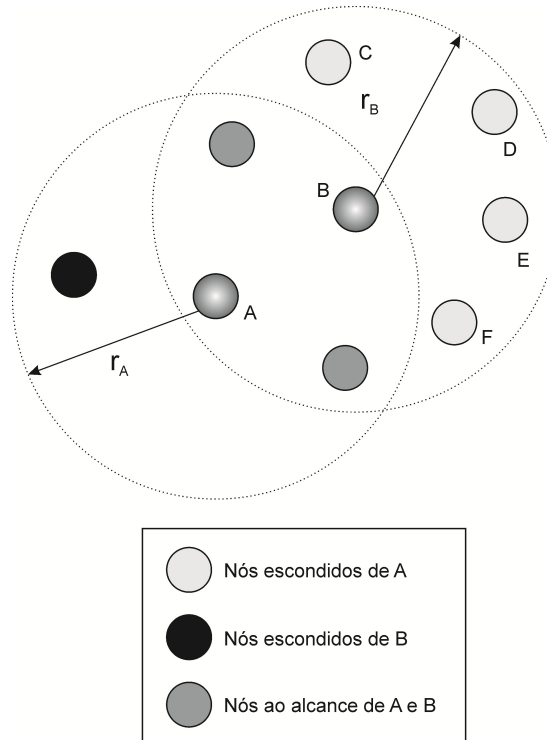


Figura 4.1 - Exemplo de colisão por nós ocultos. Adaptada de Denardin et al. (2010a).

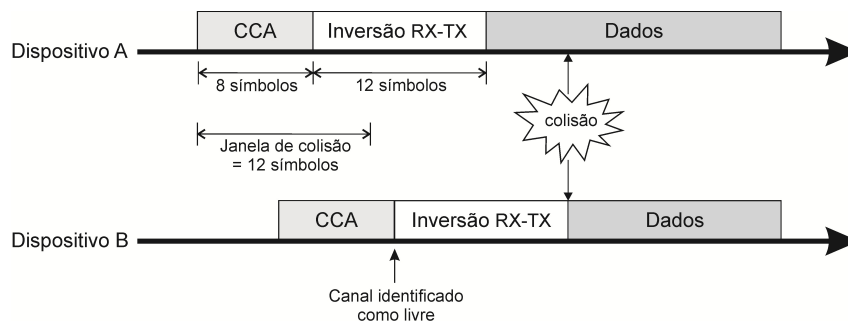


Figura 4.2 - Exemplo de colisão por falha na verificação do canal (CCA). Adaptada de Denardin et al. (2010a).

Já as colisões por inversão de rádio ocorrem porque neste instante os nós não são capazes de escutar o canal. Como apresentado na figura 4.2, o tempo de verificação de atividade no canal somado ao tempo de inversão do rádio é de 20 símbolos. A colisão ocorre no início da transmissão se outro nó iniciar o procedimento de CCA durante os 12 primeiros símbolos deste processo. Isto porque, neste caso, o procedimento de CCA será completado com o canal ainda livre. Ainda, uma colisão pode ocorrer na transmissão do pacote de reconhecimento (ACK), conforme mostrado na figura 4.3. Como a duração de um CCA (8 símbolos) é inferior ao tempo de inversão do rádio (12 símbolos), existe uma

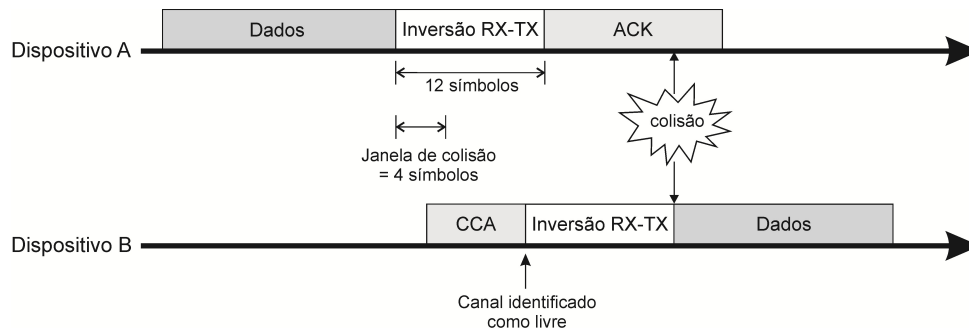


Figura 4.3 - Exemplo de colisão durante envio de um pacote ACK. Adaptada de Denardin et al. (2010a).

janela de colisão de 4 símbolos. Assim, se um nó iniciar o procedimento de CCA nesta janela para transmissão de um ACK, ocorrerá a colisão.

4.2 Modelos de interferência

De forma a ser possível analisar a confiabilidade da comunicação em redes sem fio, utilizam-se modelos de interferência. Dois modelos são comumente encontrados na literatura: o modelo de interferência de protocolo e o modelo de interferência física.

4.2.1 Modelo de protocolo

No modelo de protocolo, supõe-se que um nó i , na posição X_i , transmite uma mensagem ao nó j e que esta transmissão é recebida com sucesso por j se este estiver suficiente afastado de um outro nó que está transmitindo no mesmo canal simultaneamente. Este modelo é descrito pela equação 4.1 (GUPTA; KUMAR, 2000).

$$|X_k - X_j| \geq (1 + \Delta)|X_i - X_j| \quad (4.1)$$

para todo nó k transmitindo simultaneamente no mesmo canal, onde X_k denota a posição do nó k . A constante $\Delta > 0$ define uma região de guarda que previne transmissões simultâneas no mesmo canal. Este modelo é considerado pessimista, pois duas transmissões simultâneas próximas podem ocorrer se o nível de interferência for aceitável. Esta possibilidade é capturada no modelo físico.

4.2.2 Modelo físico

O modelo físico permite capturar a interferência devida a múltiplas transmissões simultâneas. Assim, considerando o conjunto T de nós que transmitem simultaneamente no mesmo canal e sendo P_k a potência utilizada por cada nó k ($k \in T$), tem-se que a transmissão de um nó i (na posição X_i , $i \in T$) é recebida com sucesso pelo nó j (na posição X_j) se a equação 4.2 for satisfeita (GUPTA; KUMAR, 2000).

$$\frac{\frac{P_i}{|X_i - X_j|^\alpha}}{N + \sum_{k \in T, k \neq i} \frac{P_k}{|X_k - X_j|^\alpha}} \geq \beta \quad (4.2)$$

Onde β representa a mínima relação entre sinal e interferência mais ruído (SINR) para se ter uma recepção com sucesso, α representa o expoente de perda de sinal com a distância e N representa o nível de ruído do ambiente.

4.3 Comunicação sem fio por múltiplos canais em RSASF

Com o intuito de se reduzir a interferência nas comunicações sem fio e, portanto, aumentar sua confiabilidade, a utilização de múltiplos canais apresenta-se como uma abordagem bastante promissora (INCEL, 2011). Para RSASFs baseadas no padrão IEEE 802.15.4TM operando na faixa de frequência de 2,4GHz, há possibilidade de uso de 16 canais. Porém, na prática, alguns dos canais podem apresentar excesso de ruído devido a operação de outras redes sem fio nesta mesma faixa de frequência, como as redes baseadas no padrão IEEE 802.11 (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2007). Ainda, diversos protocolos comerciais empregam o padrão IEEE 802.15.4TM, como ZigBeeTM (ALLIANCE, 2006) e WirelessHARTTM (KIM et al., 2008), e portanto, fazem uso do mesmo espectro com as mesmas características de sinal. Assim, com o crescente aumento do número de dispositivos que se comunicam nesta faixa de frequência, o ambiente de comunicação se torna cada vez mais competitivo.

A comunicação sem fio usando múltiplos canais em uma RSASF permite não apenas o aumento da robustez frente a interferências externas (de outras redes), como também possibilita a redução da interferência interna na RSASF, pois transmissões simultâneas podem ocorrer em diferentes canais RF. Por exemplo, na figura 4.4 ilustra-se um caso onde duas transmissões são destinadas a dois nós receptores diferentes (A-B e C-D). Entretanto, devido à natureza compartilhada do canal, ambas interferem e podem impossibilitar a

recepção adequada dos pacotes. Por outro lado, caso as transmissões ocorram em canais diferentes, ambas as transmissões podem ser recebidas com sucesso, por não interferirem entre si.

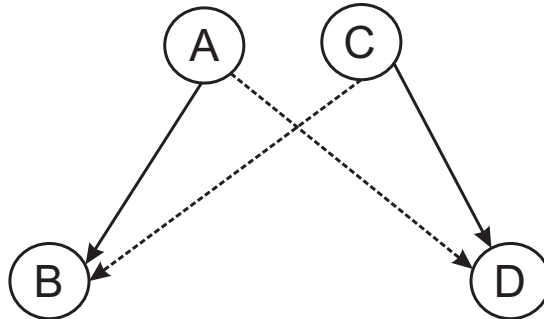


Figura 4.4 - Interferência interna na RSASF. Enlaces de comunicação representados por linhas contínuas e enlaces que geram interferência representados por linhas tracejadas.

Inicialmente, protocolos para comunicações multi-canais foram propostos para redes sem fio do tipo *ad hoc* (TSENG et al., 2001; SO; VAIDYA, 2004). Entretanto, estes protocolos não podem ser diretamente aplicados em RSASF, devido às restrições dos transeptores utilizados nestas últimas, como taxa de dados reduzida e baixo consumo de energia (INCEL, 2011). Por isso, mais recentemente foram propostos protocolos especificamente adequados para as RSASFs (ZHOU et al., 2006b; WU et al., 2008; INCEL et al., 2011; CHEN et al., 2011). Com a utilização destas técnicas, os autores dos trabalhos reportam melhores resultados em termos de capacidade de comunicação de dados (*throughput*), número de retransmissões, taxa de entrega e atraso quando comparadas com protocolos tradicionais de acesso ao meio que fazem uso de um único canal RF.

As técnicas de alocação de canais para RSASF podem ser classificadas em três categorias: alocações fixas, dinâmicas e semi-dinâmicas (INCEL, 2011). Na alocação fixa, os canais são alocados por grupos de nós que compõem a rede e não podem ser alterados. Geralmente, a alocação é realizada na inicialização da rede (SOUA; MINET, 2011). Um exemplo de técnica de alocação fixa, denominada TMCP, foi proposta em Wu et al. (2008). De acordo com este protocolo, os nós são agrupados em uma topologia árvore e os canais são distribuídos por “galho”, conforme representado na figura 4.5. O objetivo da técnica é reduzir a interferência entre os “galhos”. Porém, ela não reduz a interferência interna no “galho” (INCEL, 2011).

Embora técnicas de alocação fixa tenham baixa complexidade de implementação, não são capazes de reduzir significativamente a interferência na rede e não permitem adaptação com relação a mudanças de topologia, de tráfego e a fatores externos, além de particionar a rede (nós em canais diferentes não podem se comunicar) (INCEL, 2011). Devido a

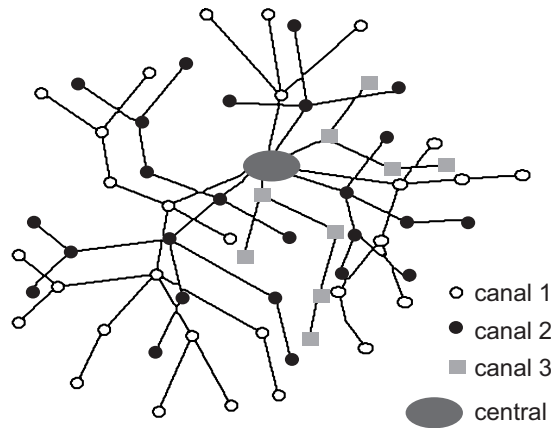


Figura 4.5 - Representação da distribuição de canais em topologia árvore - protocolo TMCP. Adaptada de Wu et al. (2008).

isso, técnicas de alocação dinâmica foram propostas, como a técnica Y-MAC (KIM; SHIN; CHA, 2008). Nestas técnicas, os nós se comunicam trocando de canal frequentemente, em ordem pré-determinada (*frequency-hopping*). Entretanto, embora alocações dinâmicas possam reduzir a interferência na rede e sejam mais robustas a interferências externas, são também complexas de serem implementadas, necessitando técnicas de coordenação entre os nós. Tais técnicas de coordenação, por sua vez, requerem trocas de mensagens de controle e/ou sincronização de tempo entre os nós. Entretanto, mesmo a necessidade de sincronização entre os nós implica em troca de mensagens para sua manutenção e, portanto, acarreta no uso menos eficiente da rede. Exemplos de protocolos que necessitam de sincronização incluem Y-MAC (KIM; SHIN; CHA, 2008), MC-LMAC (INCEL et al., 2011) e TFMAC (JOVANOVIC; DJORDJEVIC, 2007).

Quando os nós não são sincronizados, a coordenação entre eles é realizada através da troca de mensagens de controle em um canal comum, denominado canal de controle. Assim, mesmo que não haja a necessidade de sincronização, a frequente troca de mensagens para coordenação impõe uma sobrecarga na rede, com conseqüente aumento das colisões devido à saturação do canal de controle (INCEL, 2011; CHEN et al., 2011). Exemplos de protocolos que fazem uso de um canal de controle e troca de mensagens para seleção do canal de comunicação incluem ARM (LI et al., 2010) e CS-MCMAC (RAMAKRISHNAN; RANJAN, 2009).

O caso intermediário dos métodos de alocação de canais é representado pelas técnicas semi-dinâmicas. Estas técnicas alocam canais fixos de recepção ou transmissão a cada nó, porém os nós podem alternar seu transceptor para outro canal no momento da comunicação. Assim, a troca de canal pode ser feita com menor frequência, mas permitindo ainda a adaptação com relação a fatores externos (por exemplo, qualidade

do canal), bem como internos à rede (por exemplo, interferência entre enlaces). Métodos nesta categoria incluem os protocolos MMSN (ZHOU et al., 2006b) e GBCA (CHEN et al., 2011).

O protocolo MMSN foi, provavelmente, o primeiro protocolo de alocação de canais proposto especificamente para RSASFs. Neste protocolo, um nó seleciona um canal de recepção que está sendo utilizado pelo menor número de nós vizinhos a ele, considerando-se os nós localizados a até dois saltos de distância do mesmo. Assim, os canais são uniformemente distribuídos entre os nós e a probabilidade de colisões devido à interferência entre enlaces diminui. Se o número de canais disponíveis for suficiente (ou, da mesma forma, se a conectividade dos nós não for muito alta em relação ao número de canais), esta técnica consegue reduzir significativamente a interferência entre as comunicações, pois cada nó estará recebendo as mensagens em um canal exclusivo dentro da região de interferência.

Entretanto, se a conectividade por nó for suficientemente alta, de forma a não ser possível alocar a cada nó um canal exclusivo, o protocolo MMSN pode não ser capaz de utilizar eficientemente os canais de acordo com o tráfego na rede (CHEN et al., 2011). Por isso, recentemente, foi proposto em Chen et al. (2011), uma técnica de alocação de canais semi-dinâmica, denominada GBCA; que considera, não apenas as informações de topologia da rede (como o MMSN), mas também as informações relativas ao roteamento (isto é, quais enlaces estão sendo usados na rede efetivamente). Segundo os resultados apresentados, o protocolo GBCA consegue obter desempenho melhor quando comparado ao protocolo MMSN, em termos de taxa de entrega, atraso e capacidade de transferência de dados da rede (*throughput*) (CHEN et al., 2011).

Para conseguir a integração entre as informações de topologia e de roteamento na alocação de canais, os autores do protocolo GBCA modelaram o problema de alocação na forma de um jogo (empregando a Teoria dos Jogos). Inicialmente, os autores demonstram que o problema de alocação ótima de canais para minimizar a interferência pertence à classe dos problemas NP-Completo. Problemas que pertencem a esta classe são considerados computacionalmente intratáveis, pois o tempo de execução dos algoritmos conhecidos (algoritmos de *força bruta*) cresce rapidamente com relação ao tamanho do problema¹ (GAREY; JOHNSON, 1990). Por isso, os autores argumentam que a Teoria dos Jogos permite dividir o problema na forma de funções de recompensa alinhadas ao objetivo global que, quando otimizadas localmente, podem resultar em uma solução que,

¹Geralmente, o tempo de execução cresce de forma combinatorial ou exponencial (ex.: $\mathcal{O}(N^N)$, $\mathcal{O}(N!)$), onde N é o tamanho da entrada do algoritmo.

embora possa ser sub-ótima, pode ser calculada em tempo polinomial (classe de problemas P)(CHEN et al., 2011).

Para o entendimento do modelo para alocação de canais empregando a Teoria dos Jogos é necessário o conhecimento dos conceitos utilizados na teoria. Assim, antes de apresentar o modelo, o próximo capítulo é dedicado a uma breve introdução à Teoria dos Jogos. Então, no capítulo posterior, será apresentado o modelo para alocação de canais empregando a Teoria dos Jogos.

5 *MODELAGEM DE SISTEMAS PELA TEORIA DOS JOGOS*

Neste capítulo explica-se como é possível empregar a Teoria dos Jogos para modelar um sistema multi-agentes. Inicialmente, é realizada uma breve introdução sobre sistemas multi-agentes, seguida por uma introdução à Teoria dos Jogos. Para ilustrar os conceitos apresentados, alguns jogos simples são descritos e resolvidos com base na teoria. Por fim, a modelagem de sistemas multi-agentes pela Teoria dos Jogos é apresentada, incluindo-se as classes de jogos mais adequadas para este fim, e os algoritmos desenvolvidos para os jogadores, denominados algoritmos de aprendizado.

5.1 *Sistemas multi-agentes*

Um agente, estruturalmente, é composto por sensores, atuadores, uma ou mais centrais de processamento para tomada de decisão e, preferencialmente, por algum mecanismo de comunicação com outros agentes. Assim, um agente se comporta como um mapeamento a partir de um espaço de entrada (tudo o que ele pode sentir) para um espaço de saída (tudo o que ele pode afetar). Quando vários agentes são organizados e interagem direta ou indiretamente formam um sistema multi-agentes. Exemplos de agentes incluem células, insetos sociais (ex.: formigas e abelhas), programas de computador (ex.: *threads*), sensores/atuadores sem fio, robôs, pessoas, etc. Por sua vez, exemplos de sistemas multi-agentes incluem organismos multicelulares, sociedades de insetos, sistemas de computação distribuída, redes de comunicação, sistemas econômicos, redes de sensores e atuadores sem fio, organizações sociais, sistemas elétricos de potência, etc. (SHOHAM; LEYTON-BROWN, 2009; NISAN, 2007).

Um agente é autônomo, no sentido de que sua tomada de decisão é realizada localmente sem a interferência de um supervisor externo. Assim, em um sistema multi-agentes, as tomadas de decisão são feitas de forma descentralizada. Cada agente é responsável por tomar a decisão sobre qual ação irá executar e de quando irá executá-la.

As principais vantagens no emprego de um sistema multi-agentes para solução de problemas se encontram no inerente paralelismo de processamento (um problema pode ser dividido em pequenos problemas simples), na alta velocidade de reação (agentes próximos a um evento podem agir rapidamente) e na elevada robustez, pois a falha de um agente pode ser compensada, total ou parcialmente, pela ação de outros agentes próximos (isto é, graus de atuação próximos).

Entretanto, a tomada de decisão de forma descentralizada que ocorre em um sistema multi-agentes também apresenta desvantagens, como a possibilidade de ocorrência de comportamentos não previstos, pois o grande número de agentes torna o número de estados e transições do sistema extremamente elevado. E, portanto, um sistema multi-agentes pode ser mais complexo para modelar e controlar de forma determinística.

Em suma, o projeto de um sistema multi-agentes envolve as seguintes escolhas (etapas):

- os agentes;
- a decomposição do problema em sub-problemas para os agentes;
- o grau de autonomia de cada agente;
- os dados que cada agente pode coletar;
- os mecanismos empregados pelos agentes para coordenar suas ações.

Na seção a seguir, apresentam-se os conceitos introduzidos pela Teoria dos Jogos e, na seção posterior, explica-se como estes conceitos podem auxiliar na realização das etapas necessárias no projeto de um sistema multi-agentes.

5.2 Teoria dos Jogos

A Teoria dos Jogos modela situações onde múltiplos participantes interagem e como esta interação determina o resultado obtido por cada um destes participantes. Modelos de jogos podem ser classificados em duas categorias: cooperativos e não-cooperativos. Em jogos não-cooperativos, os jogadores buscam maximizar sua recompensa sem considerar as possíveis recompensas dos outros jogadores. Eles estão continuamente reagindo às ações dos outros jogadores para manter a máxima recompensa possível. Em jogos cooperativos, os jogadores estão também interessados em obter a recompensa máxima

possível. Contudo, para tal, não agem unilateralmente. Eles negociam com os outros jogadores para que, em conjunto, cheguem ao resultado desejado. Apenas quando um acordo não é possível, devido a motivos conflitantes, os jogadores passam a agir de forma não-cooperativa. Entretanto, para a Teoria dos Jogos, em jogos não-cooperativos os jogadores não possuem, necessariamente, objetivos conflitantes. Assim como em jogos cooperativos, não há, necessariamente, objetivos perfeitamente alinhados. A grosso modo, do ponto de vista da Teoria dos Jogos não-cooperativos, a unidade básica de modelagem é o indivíduo (incluindo suas expectativas, preferências e possíveis ações), enquanto que, na Teoria dos Jogos cooperativos, a unidade básica é o grupo.

Um jogo G é definido, formalmente, por um conjunto \mathcal{N} de n jogadores, onde cada jogador $i \in \mathcal{N}$ dispõe de um conjunto próprio de ações possíveis \mathcal{A}_i . O jogo evolui conforme cada jogador i seleciona uma ação $a_i \in \mathcal{A}_i$. O vetor de ações $a = (a_1, a_2, \dots, a_n)$ é dado por todas as ações selecionadas pelos jogadores. O conjunto de todas as possíveis maneiras em que os jogadores podem selecionar suas ações é dado por $\mathcal{A} = \times_i \mathcal{A}_i$, onde \times_i denota o produto cartesiano. O vetor de ações $a \in \mathcal{A}$, selecionado por todos os jogadores, determina o resultado ou recompensa $U_i \in \mathcal{U}$ de cada jogador. Em geral, a recompensa é diferente para cada jogador. Ainda, esta recompensa também pode ser especificada para os jogadores na forma de custo, pois as funções de custo $C_i : \mathcal{A} \rightarrow \mathbb{R}$ e de recompensa $U_i : \mathcal{A} \rightarrow \mathbb{R}$ podem ser empregadas de forma intercambiável, uma vez que $U_i(a) = -C_i(a)$. Claramente, o custo (ou a recompensa) de cada jogador depende não somente da ação selecionada por este, mas também das ações selecionadas por todos os outros jogadores. Assim, o jogo G é uma tupla $(\mathcal{N}, \mathcal{A}, \mathcal{U})$ (SHOHAM; LEYTON-BROWN, 2009; NISAN, 2007).

Quando o jogador i seleciona uma ação a_i , esta é denominada uma “estratégia pura”, se for escolhida de forma determinística (probabilidade unitária). Entretanto, se o jogador i seleciona sua ação a_i com base em uma distribuição de probabilidades, esta é denominada uma “estratégia mista”. Logo, dado um conjunto X e uma distribuição de probabilidades $\Pi(X)$, o conjunto de estratégias mistas do jogador i é $\mathcal{S}_i = \Pi(\mathcal{A}_i)$. E o conjunto de estratégias mistas do jogo é $\mathcal{S} = \times_i \mathcal{S}_i$.

A probabilidade de uma determinada ação a_i ser selecionada pela estratégia mista s_i é $s_i(a_i)$. O subconjunto de ações com probabilidade positiva em uma estratégia mista s_i é denominado o suporte de s_i . Portanto, o suporte de uma estratégia mista s_i para o jogador i é o conjunto de estratégias puras $\{a_i | s_i(a_i) > 0\}$. Assim, dado um vetor de estratégias mistas $s \in \mathcal{S}$, a recompensa esperada $U_i(s)$ para o jogador i é dada pela equação 5.1.

$$U_i(s) = \sum_{a \in \mathcal{A}} U_i(a) \prod_{j=1}^n s_j(a_j) \quad (5.1)$$

Ainda, considerando o vetor de estratégias $s \in \mathcal{S}$ e uma determinada recompensa $U_i(s)$, pode-se representá-la também como $U_i(s_i, s_{-i})$, onde s_i representa a estratégia selecionada pelo jogador i e s_{-i} representa o vetor de dimensões $(n - 1)$ das estratégias selecionadas por todos os outros jogadores com exceção do jogador i . Se a condição 5.2 é verdadeira para cada jogador i , então o vetor de estratégias $s \in \mathcal{S}$ é considerado “uma solução de estratégias dominante”. A condição 5.2 implica uma relação de preferência, pois o jogador i prefere a estratégia s_i ao invés da estratégia s'_i .

$$U_i(s_i, s'_{-i}) \geq U_i(s'_i, s'_{-i}), \forall i \quad (5.2)$$

5.2.1 Racionalidade e equilíbrio

A Teoria dos Jogos considera que os jogadores são racionais, isto é, cada jogador somente seleciona estratégias que tendem a maximizar sua recompensa. Eventualmente, um vetor de estratégias $s \in \mathcal{S}$ pode levar a um equilíbrio do jogo onde não é possível a nenhum dos jogadores aumentar sua recompensa através da seleção de uma estratégia alternativa $s'_i \in \mathcal{S}$, independentemente das estratégias dos outros jogadores. Este equilíbrio é denominado Equilíbrio de Nash (NE) e ocorre quando a condição 5.3 é satisfeita para todo e qualquer jogador i .

$$U_i(s_i, s_{-i}) \geq U_i(s'_i, s_{-i}), \forall i \quad (5.3)$$

Equivalentemente, pode-se afirmar que para o jogador i , dado um vetor de estratégias s_{-i} , a estratégia mista $s_i^* \in \mathcal{S}_i$ é a *melhor resposta* de i , se $U_i(s_i^*, s_{-i}) \geq U_i(s_i, s_{-i}), \forall i$. E, logo, o equilíbrio de Nash é alcançado quando todo o jogador i seleciona uma estratégia s_i que é a sua melhor resposta a s_{-i} . Portanto, na condição de equilíbrio (NE) nenhum jogador possui incentivo para alterar sua estratégia atual, uma vez que o mesmo já está jogando a sua melhor estratégia.

Claramente, NE é uma solução de estratégias dominantes. Porém, nem todos os jogos possuem uma solução de estratégias dominantes. Nos casos onde a condição 5.3 é estritamente verdadeira, a solução s é estritamente dominante e existe um único NE. No entanto, há casos onde múltiplos NEs podem ser possíveis. Ainda, considerando-se jogos

com um número infinito de jogadores ou com um número infinito de estratégias, um NE pode não existir. Por outro lado, em 1951, John Nash provou que qualquer jogo com um número finito de jogadores e um conjunto finito de estratégias tem, ao menos, um NE de estratégias puras ou mistas (NASH, 1950, 1951). A prova do teorema de Nash também pode ser encontrada em Shoham e Leyton-Brown (2009).

A ocorrência de um NE não implica que os jogadores obterão as máximas recompensas possíveis. Quando um jogador não pode aumentar sua recompensa sem reduzir a recompensa de qualquer outro jogador, o resultado do jogo é dito “Pareto eficiente”. Portanto, um NE pode ou não ser Pareto eficiente. A eficiência de Pareto é uma medida de “benefício social” e implica que todos os jogadores estão em uma condição onde não poderiam estar melhores. Se pelo menos um dos jogadores puder selecionar uma estratégia que o coloque em uma condição melhor sem prejudicar nenhum dos outros jogadores, este movimento é denominado de “melhoramento Pareto” ou “otimização Pareto”. Claramente, sucessivos melhoramentos Pareto levam o jogo a um equilíbrio Pareto eficiente.

5.3 Ilustração dos conceitos apresentados

Para ilustrar os conceitos envolvidos na Teoria dos Jogos é interessante discutir alguns exemplos. A seguir se descrevem dois jogos clássicos empregados usualmente para elucidar os conceitos apresentados, o “Dilema do Prisioneiro” e “Par ou Ímpar”.

5.3.1 Dilema do Prisioneiro

No jogo “Dilema do Prisioneiro”, dois indivíduos (P1 e P2) são suspeitos de cometer um crime. Ambos são detidos e mantidos isolados (sem comunicação entre eles). Se ambos confessarem o crime, ficarão detidos por quatro anos. Se ambos negarem o crime, ficarão detidos por dois anos. Se um confessar e outro negar, o primeiro ficará detido por apenas um ano e será usado como testemunha contra o segundo, que permanecerá detido por cinco anos. Assim, pode-se dizer que cada jogador possui duas ações possíveis: confessar (C) ou negar (N). O jogo pode ser resumido conforme a tabela 5.1, onde {confessar (C), negar (N)} são as ações disponíveis a cada jogador, e os respectivos custos estão descritos nas células correspondentes. As ações do prisioneiro P1 correspondem às duas linhas e, do prisioneiro P2, às duas colunas da matriz. Os custos de P1 estão à esquerda e, de P2, à direita de cada célula.

Analisando-se a matriz do jogo, nota-se que a única solução estável é aquela em

Tabela 5.1 - Matriz de representação do jogo “Dilema do Prisioneiro”

		P2	
		C	N
P1	C	-4,-4	-1,-5
	N	-5,-1	-2,-2

que ambos confessam $\{C,C\}$. Pois, em qualquer um dos outros casos, é possível a um dos prisioneiros trocar de ação e melhorar seu resultado. Portanto, a solução $\{C,C\}$ corresponde ao equilíbrio de Nash, uma vez que a troca unilateral de C para N aumenta o custo de um determinado jogador ($U_i(C, C) > U_i(N, C), \forall i$). Logo, a escolha da ação C é uma estratégia dominante.

5.3.2 Par ou Ímpar

O “Dilema do prisioneiro” é um jogo que possui um único equilíbrio de Nash, sendo este apenas de estratégias puras. Entretanto, há jogos onde não é possível se chegar ao NE empregando-se apenas estratégias puras. Seja, por exemplo, o jogo “Par ou Ímpar”, onde há dois jogadores, os quais têm disponíveis duas possíveis ações, par (P) e ímpar (I). As recompensas estão representadas na tabela 5.2. Neste caso, os vetores de estratégias $\{P,P\}$ e $\{I,I\}$ correspondem à vitória do jogador 1 (linha) e os vetores de estratégias $\{P,I\}$ e $\{I,P\}$ correspondem à vitória do jogador 2 (coluna). A vitória corresponde a uma recompensa de um, enquanto que a derrota corresponde a um custo de um (portanto, recompensa de -1). Cabe notar aqui que, diferentemente do jogo “Dilema do Prisioneiro”, este é um jogo de soma zero, isto é, a recompensa de um é exatamente o negativo da recompensa do outro.

É possível perceber que este jogo não possui um equilíbrio de Nash de estratégias puras. A seleção de uma determinada ação pelo jogador 1 permite ao jogador 2 selecionar uma ação que aumente sua recompensa, a qual permite ao jogador 1 trocar de ação e aumentar sua recompensa, e assim sucessivamente. A solução deste jogo está em ambos os jogadores selecionarem uma estratégia que lhes renda a máxima recompensa esperada. Para tanto, ambos devem selecionar uma das duas possíveis ações com uma probabilidade de $1/2$. Assim, cada um terá uma recompensa esperada igual a zero ($U_i(s_i, s_{-i}) = (1/2) * (+1) + (1/2) * (-1) = 0$) e não poderá aumentá-la trocando de estratégia. Portanto, o equilíbrio de Nash ocorre apenas com estratégias mistas, neste caso, $\{1/2, 1/2\}$, a qual é uma estratégia mista dominante.

Tabela 5.2 - Matriz de representação do jogo “Par ou Ímpar”

		P2	
		P	I
P1	P	1,-1	-1,1
	I	-1,1	1,-1

Além destes dois exemplos mostrados, há ainda jogos com múltiplos equilíbrios de Nash e jogos que não apresentam equilíbrio (p. ex.: pode ocorrer em jogos infinitos ou com infinitas ações possíveis). Quanto às formas de recompensa, há ainda jogos onde a soma das recompensas é sempre constante e jogos onde todos os jogadores recebem a mesma recompensa para cada vetor de estratégias possível. Este último caso é conhecido por *jogo de coordenação* ou *jogo de times*. Várias outras modalidades e classificações de jogos existem, mas não pertencem ao escopo do trabalho. As classes de jogos utilizadas para modelar sistemas multi-agentes serão apresentadas a seguir.

5.4 Modelagem de sistema multi-agentes com a Teoria dos Jogos

A abordagem da Teoria dos Jogos na modelagem de sistemas multi-agentes consiste em modelar as interações entre os agentes na forma de um jogo não-cooperativo, de maneira que as decisões locais dos agentes, mesmo que baseadas em informações locais, convirjam para um comportamento global desejado. Assim, deve-se especificar a estrutura do jogo (agentes, ações disponíveis e funções de recompensa), bem como os mecanismos de aprendizado para que os agentes possam tomar as decisões esperadas (GOPALAKRISHNAN; MARDEN; WIERMAN, 2011).

Dentro do campo “Teoria dos Jogos”, pode-se encontrar classes de jogos que são apropriadas para uso na modelagem de sistemas multi-agentes. Tais classes de jogos impõem restrições às funções de recompensa dos jogadores, de forma que estas possuam relação com um objetivo global para o sistema. Dentre as classes de jogos encontradas na literatura, tem-se jogos de interesses idênticos, jogos potenciais, jogos de congestionamento, jogos fracamente acíclicos, dentre outras. Devido à extensão do tema, serão descritos mais detalhadamente apenas os jogos de interesses idênticos (II) e sua extensão aos jogos potenciais, devido à sua aplicação direta no presente trabalho. Os demais tipos de jogos são generalizações destas classes e podem ser encontrados na literatura sobre o tema, como Fudenberg e Levine (1998), Marden (2007). Ainda, além

das classes de jogos, explica-se o conceito de jogo repetido, o qual permite modelar a dinâmica de um sistema multi-agentes.

5.4.1 Jogos de interesses idênticos

A classe dos jogos II é bastante restritiva. Em um jogo II, as funções de recompensa $\{U_i\}$ são iguais. Assim, dada uma função $\phi : \mathcal{A} \rightarrow \mathbb{R}$,

$$U_i(a) = \phi(a),$$

para todo jogador $i \in \mathcal{N}$ e para cada perfil $a \in \mathcal{A}$. Uma característica importante dos jogos II é a existência garantida de, pelo menos, um NE puro; que é exatamente o perfil de estratégias a que maximiza a função $\phi(a)$. Entretanto, esta classe de jogos é extremamente restritiva, pois todos os jogadores possuem a mesma recompensa. Por isso, uma generalização significativa desta classe de jogos foi proposta por Monderer e Shapley (1996b). Trata-se da classe dos jogos potenciais.

5.4.2 Jogos potenciais

Em um jogo potencial, a variação que a recompensa de um jogador sofre devido a uma mudança unilateral de sua estratégia é dada pela mesma variação de uma função global (MONDERER; SHAPLEY, 1996b). Assim, existe uma função $\phi : \mathcal{A} \rightarrow \mathbb{R}$, tal que para cada jogador $i \in \mathcal{N}$, para cada $a_{-i} \in \mathcal{A}_{-i}$ e para cada $a'_i, a''_i \in \mathcal{A}_i$, tem-se que

$$U_i(a'_i, a_{-i}) - U_i(a''_i, a_{-i}) = \phi(a'_i, a_{-i}) - \phi(a''_i, a_{-i}). \quad (5.4)$$

Este tipo de jogo é conhecido por jogo potencial exato, e a função ϕ é chamada função potencial. Da mesma forma que em jogos II, em jogos potenciais, qualquer perfil a que maximiza a função de potencial é um NE puro. Logo, um jogo potencial possui, pelo menos, um NE puro.

Uma possível extensão de um jogo potencial exato é o jogo potencial generalizado. Para este jogo, existe uma função $\phi : \mathcal{A} \rightarrow \mathbb{R}$, tal que para cada jogador $i \in \mathcal{N}$, para cada $a_{-i} \in \mathcal{A}_{-i}$ e para cada $a'_i, a''_i \in \mathcal{A}_i$, tem-se que

$$U_i(a'_i, a_{-i}) - U_i(a''_i, a_{-i}) > 0 \Rightarrow \phi(a'_i, a_{-i}) - \phi(a''_i, a_{-i}) > 0. \quad (5.5)$$

A classe de jogos potenciais é importante para aplicação na modelagem de sistemas multi-agentes, principalmente, por dois motivos. O primeiro é que a existência de um NE puro implica que, se o sistema convergir para tal estado, as ações dos jogadores permanecem constantes. Em um NE misto, diferentemente de um NE puro, a seleção da ação é baseada em uma distribuição de probabilidades, que pode resultar na necessidade de troca da ação atual. Do ponto de vista de um sistema multi-agentes, um NE puro é mais interessante, pois geralmente a troca de ação é custosa por parte do jogador (por exemplo, pode ser necessário consumir um valor considerável de energia para trocar de ação).

O segundo motivo e, provavelmente o mais importante, é que em jogos potenciais existe um alinhamento entre a função global e as funções de recompensa locais, conforme evidenciado pela equação 5.5. Assim, um projetista pode tirar proveito da função potencial para, a partir de um objetivo global para o sistema, projetar as funções de recompensa locais (LI; MARDEN, 2011).

5.4.3 Jogos repetidos

Em um jogo repetido, a cada instante de tempo $t \in \{0, 1, 2, \dots\}$, cada jogador $i \in \mathcal{N}$ simultaneamente escolhe uma ação $a_i(t) \in \mathcal{A}_i$ e recebe uma recompensa $U_i(a(t))$, onde $a(t) := (a_1(t), \dots, a_n(t))$. A escolha da ação $a_i(t)$ por cada jogador $i \in \mathcal{N}$ ocorre de acordo com uma distribuição de probabilidades $p_i(t)$, denominada estratégia de i no instante t . Portanto, a estratégia de um jogador no instante t pode ser baseada nas observações realizadas nos instantes anteriores $\{0, 1, 2, \dots, t-1\}$. Neste caso, o jogador pode observar o jogo e aprender a jogá-lo. Dependendo da estrutura de informação disponível aos jogadores e de quais mecanismos são empregados para atualizar as estratégias, diferentes algoritmos de aprendizado podem ser encontrados na literatura. Entretanto, devido à extensão do tema, no texto serão explicadas três classes principais de algoritmos de aprendizado que podem ser utilizados em sistemas multi-agentes (algoritmos de informação completa, baseados em recompensa virtual e baseados em recompensa). Outros algoritmos de aprendizado para jogos, bem como maiores detalhes sobre o tema podem ser encontrados em Fudenberg e Levine (1998), Mannor e Shamma (2007), Marden (2007).

5.4.3.1 Algoritmos de aprendizado com informação completa

Os algoritmos de aprendizado de informação completa são aqueles que empregam o maior nível de informação disponível no jogo. Assim, cada jogador sabe exatamente a

forma de sua função de recompensa e pode observar todas as ações tomadas por todos os outros jogadores em todos os instantes de tempo. Em uma forma geral, o mecanismo de ajuste de estratégia do jogador i é dado por:

$$p_i(t) = F_i(a(0), \dots, a(t-1); U_i)$$

Um exemplo de algoritmo que emprega essa estrutura de informação é o “Jogada Fictícia (*Fictitious Play*)” (MONDERER; SELA, 1997). Com este algoritmo, cada jogador calcula as frequências empíricas das ações dos outros jogadores e escolhe a ação que possui a maior recompensa esperada para as frequências observadas (isto é, as expectativas de cada jogador). A estrutura do algoritmo é mostrada a seguir, no algoritmo 5.1. Foi provado que, se as frequências empíricas (e, conseqüentemente, as expectativas) calculadas pelos jogadores com o “Jogada Fictícia” convergem, então o “Jogada Fictícia” converge para o NE (MONDERER; SHAPLEY, 1996b). A convergência do “Jogada Fictícia” é conhecida para alguns jogos, incluindo os jogos potenciais (MONDERER; SHAPLEY, 1996a). Entretanto, este algoritmo é considerado proibitivo computacionalmente para uso em sistemas multi-agentes, pois o jogador deve memorizar e calcular um conjunto muito grande de possibilidades combinadas de ações em cada instante de tempo (MARDEN, 2007).

Algoritmo 5.1 Jogada Fictícia. Adaptado de Shoham e Leyton-Brown (2009).

Entrada: jogo $G = \{\mathcal{N}, \mathcal{A}, \mathcal{U}\}$

Saída: NE

jogador i inicializa expectativas sobre os demais jogadores

repita

 jogador i seleciona melhor resposta de acordo com as expectativas calculadas

 jogador i observa as ações escolhidas e atualiza expectativas sobre os demais jogadores

até NE

5.4.3.2 Algoritmos de aprendizado baseados em recompensa virtual

Em uma abordagem mais restritiva, os jogadores não conhecem exatamente a forma de sua função de recompensa. Ainda, os algoritmos baseados em recompensa virtual consideram que os jogadores não são capazes de observar todas as ações tomadas por todos os outros jogadores em todos os instantes. Embora, considera-se que os jogadores possam obter informação a respeito das recompensas que eles *teriam recebido* caso optassem por outra ação. Assim, supondo, por exemplo, que no instante t o perfil de ações escolhidas é $a(t)$, então o jogador i , com um conjunto de ações $\mathcal{A}_i = \{a_i^1, a_i^2, \dots, a_i^{|\mathcal{A}_i|}\}$, tem acesso à

seguinte informação:

$$a(t) \Rightarrow \left[U_i(a_i^1, a_{-i}(t)), \dots, U_i(a_i^{|\mathcal{A}_i|}, a_{-i}(t)) \right]$$

onde $|\mathcal{A}_i|$ representa a cardinalidade do conjunto de ações \mathcal{A}_i .

Então, para os algoritmos de aprendizado baseados em recompensa virtual, o mecanismo de ajuste da estratégia do jogador i é dado por:

$$p_i(t) = F_i(\{U_i(a_i, a_{-i}(0))\}_{a_i \in \mathcal{A}_i}, \dots, \{U_i(a_i, a_{-i}(t-1))\}_{a_i \in \mathcal{A}_i})$$

Exemplos de algoritmos que pertencem a esta classe incluem “Casamento de Arrependimento” (HART; MAS-COLELL, 2000; ARSLAN; MARDEN; SHAMMA, 2007), “Jogada Fictícia Conjunta” (MARDEN; ARSLAN; SHAMMA, 2009b), “Jogada Adaptativa” (MARDEN; ARSLAN; SHAMMA, 2009a) e “Melhor Resposta com Inércia” (YOUNG, 1993; LARRY, 1994; HOPKINS, 1999). Este último algoritmo (“Melhor Resposta com Inércia”) será explicado mais detalhadamente, pois foi utilizado no presente trabalho. Os demais algoritmos podem ser encontrados na literatura sobre o tema (FUDENBERG; LEVINE, 1998).

No algoritmo “Melhor Resposta com Inércia”, um determinado jogador calcula uma ação que pode resultar na maior recompensa, considerando que os outros jogadores permaneçam com suas estratégias inalteradas. Então, este jogador opta pela ação calculada com uma determinada probabilidade (portanto, mesmo que haja a possibilidade de aumentar a recompensa, o jogador possui uma certa inércia para trocar de ação). A convergência para o NE em jogos potenciais é baseada no fato de que, nestes jogos, a troca de ação unilateral não simultânea por parte de um jogador e, que aumente sua recompensa, deve obrigatoriamente aumentar a função potencial (isto é, em um jogo potencial $\Delta\phi = \Delta U_i$). Assim, consecutivas trocas de ações unilaterais não simultâneas implicam no fato de que a função potencial deve em algum momento atingir um valor máximo em que não é possível a mais nenhum jogador aumentar sua recompensa (pois o conjunto de ações de um jogador é finito). Esta situação corresponde exatamente ao NE, pela sua própria definição. O algoritmo “Melhor Resposta com Inércia” é mostrado no algoritmo 5.2.

Algoritmo 5.2 Melhor Resposta com Inércia. Adaptado de Marden, Arslan e Shamma (2009a).

Entrada: jogo $G = \{\mathcal{N}, \mathcal{A}, \mathcal{U}\}$, inércia $\epsilon \in (0, 1)$

Saída: NE com probabilidade igual 1

jogador i escolhe uma ação $a_i \in \mathcal{A}_i$ aleatoriamente

laço

jogador i seleciona melhor resposta $a_i^* = \arg_{a_i \in \mathcal{A}_i} \max U_i(a_i, a_{-i}(t-1))$

$a_i(t+1) = a_i^*$ com probabilidade $1 - \epsilon$

$a_i(t+1) = a_i(t)$ com probabilidade ϵ

fim laço

5.4.3.3 Algoritmos de aprendizado baseados em recompensa

A classe de algoritmos de aprendizado com a informação mais restrita é a dos algoritmos baseados em recompensa. Estes algoritmos assumem que cada jogador conhece apenas a sua ação escolhida e a recompensa obtida. Neste contexto, o mecanismo de ajuste de estratégia do jogador i é dado por:

$$p_i(t) = F_i(\{a_i(0), U_i(a(0))\}, \dots, \{a_i(t-1), U_i(a(t-1))\})$$

Esta classe de algoritmos é bastante atrativa para aplicação em sistemas multi-agentes, pois, frequentemente, o conjunto de informações que podem ser obtidas, na prática, é bem restrito. Por isso, a linha de pesquisa nesta classe de algoritmos é bastante ativa, sendo que muitos algoritmos conhecidos foram propostos recentemente. Como exemplos, pode-se citar os seguintes: “Experimentação” (MARDEN et al., 2007), “Aprendizado Log-Linear” (MARDEN; SHAMMA, 2010), “Tentiva e Erro” (MARDEN; YOUNG; PAO, 2011; PRADELSKI; YOUNG, 2012).

5.4.4 Qualidade do equilíbrio de Nash

Múltiplos pontos de equilíbrio (NE) podem existir em um jogo. Ainda, conforme demonstrado no exemplo do jogo “Dilema dos Prisioneiros”, um NE pode não corresponder a melhor recompensa possível para os jogadores. Por isso, é importante questionar como um NE se relaciona com a situação ótima global. Assim é possível saber quão eficiente (ou equivalentemente, ineficiente) pode ser um NE. Para analisar esta (in)eficiência, Papadimitriou (2001) propôs um conceito chamado de *preço de anarquia* (PoA), o qual é uma análise de pior caso dos possíveis NEs. O *preço de anarquia* de um jogo G é definido pela relação entre os custos sociais do pior NE e da solução ótima, de acordo

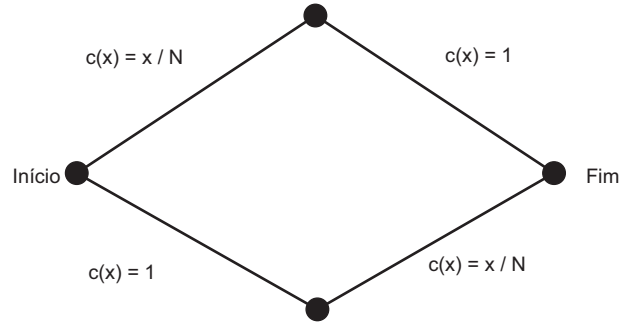


Figura 5.1 - Preço de anarquia para um jogo de congestionamento.

com a equação 5.6. O custo social do jogo corresponde a uma função global que se deseja otimizar. Por exemplo, no caso dos jogos potenciais, o custo social pode ser representado pelo valor da função potencial.

Outro conceito que permite analisar a eficiência de um NE é denominado *preço de estabilidade* (PoS). O preço de estabilidade de um jogo G é definido como a relação entre o custo social do melhor NE e o custo social ótimo, conforme a equação 5.7. Assim, enquanto o preço de anarquia representa um limite inferior para o resultado esperado do jogo, o preço de estabilidade representa um limite superior.

$$PoA(G) = \max_{a^{ne} \in \mathcal{E}(G)} \frac{C(a^{ne})}{C(a^{ot})} \tag{5.6}$$

$$PoS(G) = \min_{a^{ne} \in \mathcal{E}(G)} \frac{C(a^{ne})}{C(a^{ot})} \tag{5.7}$$

onde $C(a)$ é o custo social do perfil a e $\mathcal{E}(G)$ corresponde ao conjunto de todos os NEs existentes no jogo G . Ainda, $C(a^{ot})$ é o custo social ótimo.

Para ilustrar o conceito de preço de anarquia, considere-se o exemplo de jogo de congestionamento representado na figura 5.1. Neste jogo, N motoristas devem escolher uma rota para chegar do ponto “Início” ao ponto “Fim”. Cada rota possui duas estradas e cada estrada possui um custo para cada motorista (pode-se pensar no custo como o congestionamento percebido pelo motorista). Há duas estradas com custo variável, proporcional ao número de motoristas que a utilizam, e duas estradas com custo constante. No equilíbrio do jogo, metade dos motoristas ($\frac{N}{2}$) escolhe cada uma das rotas disponíveis. Assim, o custo percebido por cada motorista é igual a $C = (N/2)/N + 1 = 3/2$. Ainda, este equilíbrio é único e, também, corresponde à solução ótima. Logo $PoA = PoS = 1$.

Considera-se, um segundo caso, onde uma possível modificação nas rotas foi realizada, com a inclusão de um nova estrada de custo nulo, conforme mostrado na figura 5.2. Esta

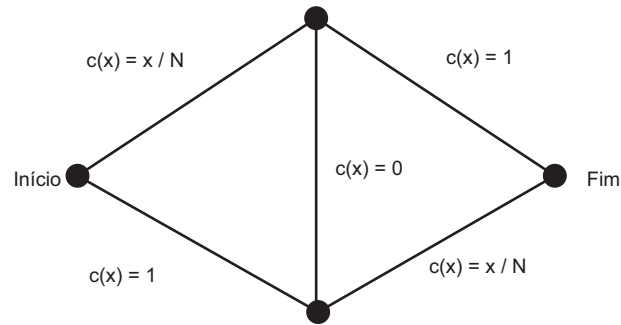


Figura 5.2 - Jogo de congestionamento com rota de custo nulo (Paradoxo de Braess).

nova estrada muda o equilíbrio do jogo. Nesta condição, todos os N motoristas preferem seguir pelas estradas de custo variável tomando como atalho a estrada de custo nulo. Assim, o custo percebido por um motorista é igual a $C = 2 \times (N/N) = 2$. Portanto, o custo dos motoristas ficou maior, embora continue existindo uma solução ótima de custo menor (caso anterior). Assim, para este novo equilíbrio, o PoA é igual a $2/(3/2) = 4/3$. Logo, o equilíbrio do jogo representa uma solução sub-ótima, 33% pior do que a solução ótima. Nota-se que a adição de uma nova rota, mesmo que de custo nulo, muda o equilíbrio do jogo para uma condição pior. Este exemplo é conhecido como o Paradoxo de Braess (BRAESS; NAGURNEY; WAKOLBINGER, 2005).

6 *MODELO DE JOGO PARA ALOCAÇÃO DE CANAIS DE RECEPÇÃO INTEGRADA AO ROTEAMENTO GEOGRÁFICO*

Neste capítulo desenvolve-se um modelo baseado na Teoria dos Jogos que considera o problema de alocação de canais em conjunto com as rotas utilizadas na rede. Inicialmente, o modelo é desenvolvido para uma RSASF com topologia árvore, sendo, em seguida, expandido para o caso da rede em malha. Esta metodologia foi proposta em Chen et al. (2011). Finalmente, considera-se no modelo o caso das RSASFs que empregam o roteamento geográfico.

6.1 Modelo de jogo

Para facilitar o entendimento, apresentam-se, na tabela 6.1, as definições e a notação empregadas. Para obtenção do modelo, inicialmente, os enlaces existentes na rede são divididos em dois grupos: o grupo dos enlaces de intersecção E_s e o grupo dos enlaces de interferência E_f . Os enlaces de intersecção são aqueles cuja comunicação destina-se ao mesmo nó, enquanto que os enlaces de interferência são aqueles cuja comunicação se destina a nós diferentes. Por exemplo, na figura 6.1, as linhas tracejadas representam os enlaces de interferência, enquanto que as linhas contínuas representam os enlaces de intersecção.

Esta divisão entre enlaces é importante, pois permite reconhecer quais são os enlaces que podem ser “removidos” da rede pela alocação de canais de recepção. Por exemplo, se as comunicações na rede utilizarem apenas um único canal, ambos os grupos de enlaces podem interferir na comunicação. Por outro lado, considerando, por exemplo, que as

Tabela 6.1 - Notação e definições matemáticas

Símbolo	Definição
$ \cdot $	cardinalidade de um conjunto.
V	conjunto de todos os nós da rede.
$N(i)$	conjunto dos nós vizinhos do nó i .
C	conjunto dos canais de recepção disponíveis.
E	conjunto de enlaces da rede. $e = (i, j) \in E \rightarrow i \in N(j) \wedge j \in N(i), (i, j) \neq (j, i)$
$G = (V, E)$	grafo que representa a topologia da rede
$t(e), r(e)$	transmissor e receptor do enlace e
$P(i)$	nó-pai do nó i
P	conjunto de todos os nós-pais
$F(i)$	conjunto dos nós-filhos do nó i
f	função que aloca canais de C para cada nó em P . $f : C \rightarrow P$
$f(i)$	canal de recepção do nó i alocado por f .
$c(e)$	canal usado para estabelecer a comunicação pelo enlace e . $c(e) = f(P(t(e)))$
E_f	conjunto dos enlaces de interferência. $E_f = \{e : e \in E \wedge t(e) \notin F(r(e))\}$
E_s	conjunto dos enlaces que se intersecção. $E_s = \{e : e \in E \wedge t(e) \in F(r(e))\}$
$J(e)$	interferência que o enlace e pode causar na rede. $J(e) = F(r(e)) $
$I(i, f)$	interferência sofrida por i com a alocação f . $I(i, f) = \{e : e \in E, r(e) = P(i) \wedge c(e) = f(P(i))\} $
$L_r(f)$	conjunto de enlaces de interferência e que não podem ser ouvidos pelo seu receptor para uma determinada alocação f . $L_r(f) = \{e : e \in E_f, c(e) \neq f(r(e))\}$
$L_u(f)$	conjunto de enlaces de interferência e que ainda podem ser ouvidos pelo seu receptor para uma determinada alocação f . $L_u(f) = \{e : e \in E_f, c(e) = f(r(e))\}$

mensagens direcionadas ao nó A sejam feitas no canal c_1 e que as mensagens direcionadas ao nó F sejam feitas no canal c_2 , então o enlace de interferência DA (tracejado na figura) deixará de interferir na comunicação direcionada ao nó A, assim como o enlace de interferência CF deixará de interferir na comunicação direcionada ao nó F. Nota-se que se houver um número suficientemente grande de canais, todos os enlaces de interferência podem, a princípio, ser removidos.

Para obtenção do modelo, inicialmente, a rede é organizada em uma estrutura contendo os conjuntos pai-filhos (CPF), conforme uma topologia em árvore. O nó-pai é aquele que recebe mensagens dos nós-filhos na rede, e os nós-filhos são os nós que enviam as mensagens. Nota-se que um nó qualquer pode ser considerado tanto um nó-pai quanto um nó-filho. Por exemplo, considerando-se a rede mostrada na figura 6.2, a organização da mesma em CPFs para os nós A, B e C fica conforme mostrada na figura 6.3.

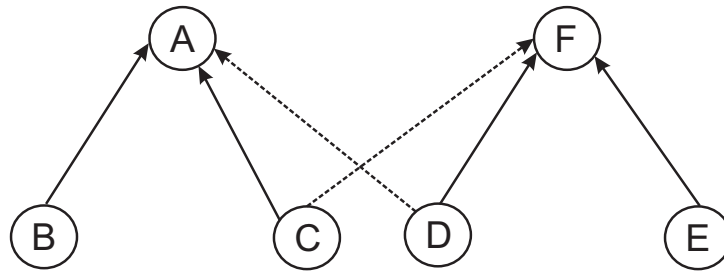


Figura 6.1 - Enlaces de intersecção (contínuos) e enlaces de interferência (tracejados).

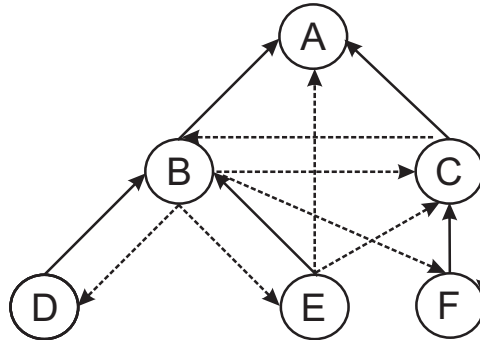


Figura 6.2 - RSASF com enlaces de intersecção (contínuos) e de interferência (tracejados). Adaptada de Chen et al. (2011).

A partir da organização da rede em CPFs, pode-se formular o seguinte problema de otimização que representa o objetivo global: dados uma rede representada por um grafo $G = (N, E)$ e um conjunto de canais C , determinar uma função de alocação de canais $f : C \rightarrow P$ que minimize a interferência total na rede ($\sum_{i \in N} I(i, f)$). Assim, tem-se:

$$\sum_{i \in N} I(i, f) = \sum_{e \in E_s} J(e) + \sum_{e \in L_u(f)} J(e) \quad (6.1)$$

Onde $J(e)$ é a interferência que o enlace e pode causar na rede. No modelo assume-se que $J(e) = |F(r(e))|$. Ou seja, a interferência é medida pelo número de transmissores que um determinado enlace pode prejudicar. Nota-se que essa premissa é baseada em um

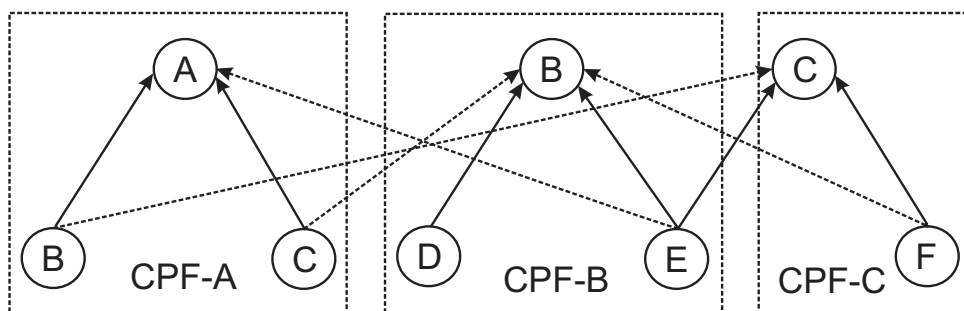


Figura 6.3 - Organização da RSASF da figura 6.2 em CPFs para os nós A, B e C. Adaptada de Chen et al. (2011).

modelo de interferência de protocolo. Neste modelo é assumido que um receptor pode “ouvir” L enlaces e que a probabilidade de um pacote estar sendo transmitido através de um enlace em um determinado instante é q . Ainda, considera-se que se transmissões simultâneas ocorrerem em dois ou mais dos L enlaces, haverá uma colisão no receptor e o pacote será corrompido. Logo, a probabilidade p de uma transmissão com sucesso é dada por 6.2. De onde se depreende que para uma mesma probabilidade q , um número de enlaces L maior implica em uma maior probabilidade de falha da transmissão.

$$p = (1 - q)^{(L-1)} \quad (6.2)$$

Na equação 6.1, o conjunto E_s representa os enlaces que não podem ser removidos pela alocação f , pois tratam-se de enlaces de intersecção. Portanto, a soma das interferências dos enlaces de intersecção é uma constante ($\sum_{e \in E_s} J(e) = A$). Ainda, o conjunto de enlaces $L_u(s)$ é formado por todos os enlaces de interferência que não foram removidos pela alocação f . Da mesma forma, a soma das interferências de todos os enlaces de interferência (removidos e não removidos) é constante para uma determinada rede $\sum_{e \in L_u(f)} J(e) + \sum_{e \in L_r(s)} J(e) = B$.

Estas considerações permitem reescrever o problema de otimização dado em 6.1, na sua forma dual, dada em 6.3. Portanto, pode-se interpretar que a minimização da interferência total ($\sum_{i \in N} I(i, f)$) é conseguida pela maximização da interferência total removida ($\sum_{e \in L_r(f)} J(e)$). Conforme demonstrado em Chen et al. (2011), encontrar uma alocação f ótima é tão difícil quanto encontrar a solução ótima para o problema “Coloração de grafo com K cores”, o qual é um dos problemas conhecidos considerados NP-Completo (GAREY; JOHNSON, 1990). Por isso, uma vez que não se sabe se existe um algoritmo capaz de encontrar uma solução ótima em um tempo de execução aceitável (polinomial), a Teoria dos Jogos pode ser utilizada para encontrar um algoritmo descentralizado que permita encontrar uma solução em tempo polinomial, embora sub-ótima (CHEN et al., 2011).

$$\sum_{i \in N} I(i, f) = A + B - \sum_{e \in L_r(f)} J(e) \quad (6.3)$$

Assim, no contexto da Teoria dos Jogos, cada nó que seleciona um canal de recepção é visto como um jogador. O conjunto de estratégias do jogador i é o conjunto de canais disponíveis $\mathcal{A}_i = C$. A seleção de um canal por cada jogador constitui um perfil $a = (a_1, a_2, \dots, a_{|N|})$ e, resulta para cada jogador, uma recompensa $u_i(a)$.

6.1.1 Função de recompensa e jogo potencial

Conforme explicado no capítulo 5, é importante modelar as funções de recompensa mantendo o alinhamento com o objetivo global. Isto pode ser conseguido em um jogo potencial. Para tanto, em Chen et al. (2011), demonstra-se que a função de recompensa mostrada em 6.4, permite obter um jogo potencial, onde a função potencial é dada por 6.5 (vide prova do teorema 1). A função de recompensa, conforme representada em 6.4, pode ser interpretada como um custo ¹ devido à soma das interferências causada e sofrida pelo nó i na alocação a . Por exemplo, para a rede mostrada na figura 6.3, suponha-se que os nós A e B tenham escolhido o canal c_1 e o nó C tenha escolhido o canal c_2 (isto é, $a = (c_1, c_1, c_2)$). Neste caso, as funções de recompensa dos nós A, B e C valem, respectivamente, -4,-4 e 0. A seguir, é reproduzida a prova do teorema 1, a qual pode ser encontrada em Chen et al. (2011), pois esta será utilizada para explicar as modificações que serão propostas.

$$\begin{aligned}
 U_i(a) &= - \sum_{e \in X(i,a)} J(e) - \sum_{e \in Y(i,a)} J(e) \\
 X(i,a) &= \{e : e \in L_u(a), t(e) \in F(i)\} \\
 Y(i,a) &= \{e : e \in L_u(a), r(e) = i\}
 \end{aligned} \tag{6.4}$$

$$\phi(a) = \frac{1}{2} \sum_{i \in \mathcal{P}} U_i(a) \tag{6.5}$$

Teorema 1. *As funções de recompensa definidas por 6.4 caracterizam um jogo potencial exato.*

Demonstração. Para demonstrar que o jogo é potencial, considera-se que o jogador i troca unilateralmente de ação (de a'_i para a''_i) e calcula-se a variação na função potencial, de acordo com a equação 5.4. Assim, a variação da função de potencial é dada por:

¹Considera-se que $U_i(a) = -C_i(a)$.

$$\begin{aligned}
 & 2 \times \phi(a''_i, a_{-i}) - \phi(a'_i, a_{-i}) = \\
 & \sum_{j \in P} [U_j(a''_i, a_{-i}) - U_j(a'_i, a_{-i})] = \\
 & \sum_{j \in \{a_j = a''_i\}} [U_j(a''_i, a_{-i}) - U_j(a'_i, a_{-i})] \\
 & - \sum_{j \in \{a_j = a'_i\}} [U_j(a'_i, a_{-i}) - U_j(a''_i, a_{-i})] \\
 & \quad + U_i(a''_i, a_{-i}) - U_i(a'_i, a_{-i})
 \end{aligned}$$

Define-se $Z(a, b) = \{e : t(e) \in F(b), r(e) = a\}$. De onde tem-se que:

$$\begin{aligned}
 & \sum_{j \in \{a_j = a''_i\}} [U_j(a''_i, a_{-i}) - U_j(a'_i, a_{-i})] \\
 & = - \sum_{j \in \{a_j = a''_i\}} \left\{ \sum_{e \in Z(j, i)} J(e) + \sum_{e \in Z(i, j)} J(e) \right\} \\
 & = - \sum_{e \in X(i, (a''_i, a_{-i}))} J(e) - \sum_{e \in Y(i, (a''_i, a_{-i}))} J(e) \\
 & = U_i(a''_i, a_{-i})
 \end{aligned}$$

Igualmente, tem-se que:

$$\sum_{j \in \{a_j = a'_i\}} [U_j(a'_i, a_{-i}) - U_j(a''_i, a_{-i})] = U_i(a'_i, a_{-i})$$

De onde conclui-se que:

$$\phi(a''_i, a_{-i}) - \phi(a'_i, a_{-i}) = U_i(a''_i, a_{-i}) - U_i(a'_i, a_{-i}) \quad (6.6)$$

E, portanto, o jogo em questão é um jogo potencial exato, e a equação 6.5 é uma de suas funções potenciais.

□

Uma vez que o problema de alocação de canais foi modelado na forma de um jogo

potencial, tem-se que a existência de um NE puro é garantida (MONDERER; SHAPLEY, 1996b). Ainda, sendo a função potencial de valor finito, consecutivas mudanças de estratégias unilaterais levam o jogo a um NE em tempo finito. Conforme demonstrado em Chen et al. (2011), o tempo de convergência para o NE é polinomial para o algoritmo de aprendizado “Dinâmica da Melhor Resposta”, sendo necessários, no máximo, $\mathcal{N}^2 - 1$ iterações para uma rede com \mathcal{N} nós.

Entretanto, sabe-se que um NE pode representar uma solução sub-ótima (denominado ótimo local), cuja (in)eficiência é mensurada pelo *preço de anarquia* (PoA) (KOUTSOUPIS; PAPADIMITRIOU, 2009). Por isso, em Chen et al. (2011), demonstra-se que o PoA para este jogo é limitado a $\frac{c}{c-1}$, onde c é o número de canais disponíveis. Portanto, a solução encontrada no NE representa uma redução na interferência entre $\frac{c-1}{c}$ e 1 da redução obtida por uma alocação de canais ótima.

6.1.2 Extensão do modelo para redes em malha

Embora o modelo de jogo tenha sido obtido para uma rede com topologia em árvore, é possível ampliá-lo para uma rede em malha usando um artifício proposto em Chen et al. (2011). Por exemplo, considerando-se a rede em malha mostrada na figura 6.4, percebe-se que os nós A e B possuem dois nós para enviar mensagens (nós-pais). Assim, para manter a consistência do modelo, emprega-se um artifício de cópia desses nós na organização da rede em CPFs, conforme mostrado na figura 6.5. Para cada nó-pai, coloca-se uma cópia do nó-filho compartilhado. Por exemplo, na figura 6.5, o nó A que possui dois nós-pais (B e E), fica representado pelos nós A1 e A2; e, igualmente, para o nó B (com nós-pais A e D) tem-se os nós B1 e B2. Nota-se que esse artifício é apenas matemático, com o intuito de manter a forma de cálculo das funções de recompensa inalteradas. E, conseqüentemente, preserva a estrutura do jogo e suas propriedades (isto é, existência dos NEs, PoS, PoA e convergência dos algoritmos de aprendizado).

6.2 Análise do modelo de jogo para o roteamento geográfico

Em redes que utilizam roteamento geográfico, um determinado nó pode encaminhar a mensagem para qualquer um de seus nós vizinhos, uma vez que a escolha depende do progresso oferecido até o destino. Portanto, um nó possui, equivalentemente, diversos nós-pais (isto é, cada nó vizinho é um nó-pai). Assim, para realizar a alocação de canais

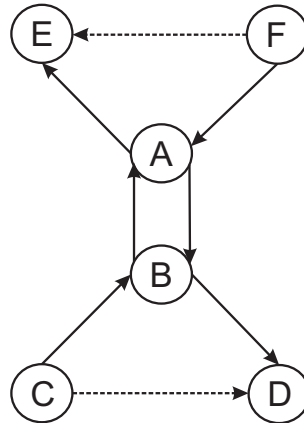


Figura 6.4 - Rede em malha com dois fluxos: C-B-A-E e F-A-B-D. Adaptada de Chen et al. (2011).

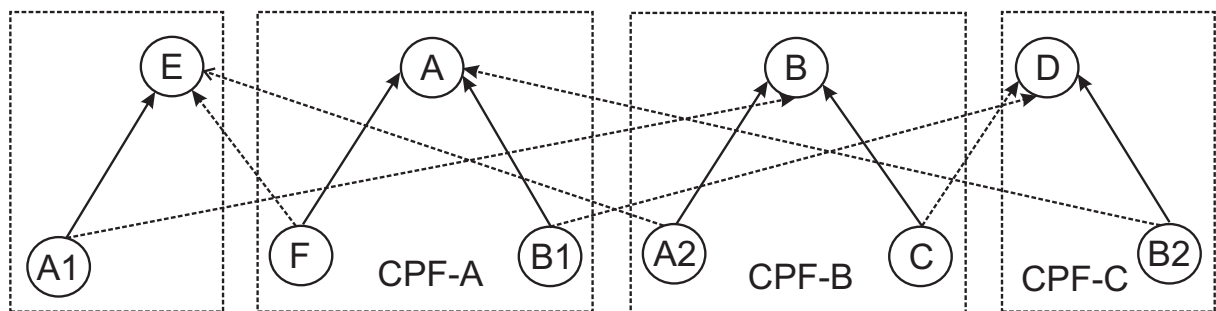


Figura 6.5 - Organização da rede (mostrada em 6.4) em CPFs através do artifício de cópia de nós com dois ou mais nós-pais. Adaptada de Chen et al. (2011).

considerando-se o roteamento geográfico, o modelo de jogo ampliado deve ser utilizado.

Este modelo de jogo considera todas as rotas utilizadas no cálculo das funções de recompensa. Portanto, necessita-se conhecer as rotas dos pacotes antecipadamente. Nos casos onde o roteamento é estático, como em uma rede com topologia em árvore ou em uma rede em malha com rotas pré-determinadas, esta condição pode ser satisfeita. Por outro lado, em redes em malha que utilizam roteamento dinâmico, como o roteamento geográfico, as rotas são determinadas sob demanda. Portanto, todos os nós vizinhos de um determinado nó são potenciais rotas para o encaminhamento de pacotes.

A utilização do modelo de jogo para o roteamento geográfico pode ser realizada, obviamente, considerando-se todos os vizinhos de um nó como rotas. Contudo, o emprego do modelo, neste caso, pode resultar no uso menos eficiente dos canais disponíveis. Para ilustrar este fato, considere-se a rede representada em 6.6, onde os nós A e B operam nos canais c_1 e c_2 , respectivamente. Ainda, ambos possuem o nó D como nó-filho (D está representado por D1 e D2). Para esta rede, o nó C pode optar por um dos canais disponíveis (c_1 ou c_2). Entretanto, calculando as recompensas do nó C para cada uma das opções disponíveis, tem-se $U_C(a_C = c_1, a_{-C}) = -2$ e $U_C(a_C = c_2, a_{-C}) = -2$. Portanto, para o nó C, c_1 e c_2 correspondem à mesma recompensa.

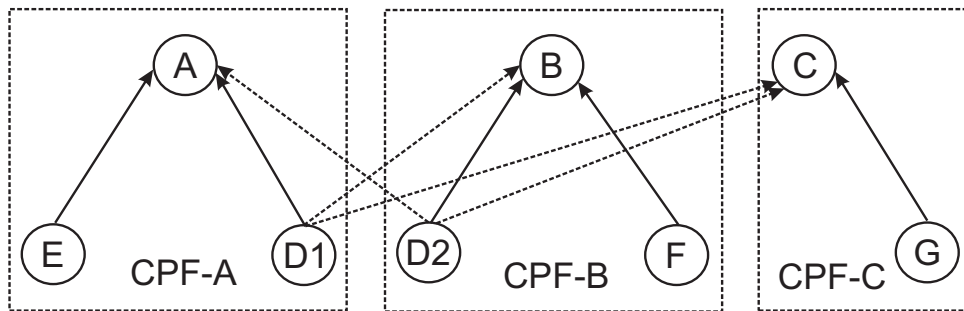


Figura 6.6 - Ilustração das limitações do modelo de jogo de Chen et al. (2011). Supõe-se que os nós A e B tenham selecionado o canal c_1 e c_2 , respectivamente; e o nó C deve optar por c_1 ou c_2 .

Neste modelo, conseqüentemente, as duas opções são igualmente desejáveis para o nó C - o que pode não ser verdadeiro. De fato, quando o roteamento é realizado dinamicamente, a utilização dos enlaces pode não ser uniforme. Por exemplo, supondo-se que na rede representada na figura 6.6, o nó D encaminha para o nó B 90% dos pacotes que recebe e que apenas 10% dos pacotes recebidos por D são encaminhados ao nó A, fica evidente que o nó C deveria selecionar o canal c_1 ao invés de c_2 . Observa-se que se o nó C selecionar o canal c_1 , a probabilidade de ocorrer interferência na comunicação de G para C é menor do que se o nó C optar pelo canal c_2 . Contudo, o modelo proposto em Chen et al. (2011) não foi pensado para capturar este comportamento do roteamento dinâmico, resultando, possivelmente, em um uso menos eficiente dos canais disponíveis².

Conforme descrito, para que a alocação de canais possa apresentar um melhor desempenho em RSASFs que empregam roteamento dinâmico, como o roteamento geográfico, o modelo de jogo apresentado necessita ser melhorado. Com este intuito, na próxima seção, propõem-se modificações a ser incorporadas a este modelo. E, na seção 6.3.4, apresenta-se, para o caso ilustrado na figura 6.6, uma comparação entre as alocações resultantes com o emprego do modelo de jogo do protocolo GBCA e do modelo de jogo com as modificações propostas na próxima seção.

6.3 Proposta de modificação ao modelo de jogo para redes com roteamento geográfico

Pelo exposto anteriormente, nota-se que modificações que contemplem a utilização não uniforme dos enlaces pelo roteamento geográfico devem ser adaptadas ao modelo de jogo, porém sem alterar sua estrutura. Conforme demonstrado, as funções de recompensa dadas pela equação 6.4 definem um jogo potencial. Esta classe de jogo possui

²No exemplo, o caso onde o nó C seleciona c_2 ao invés de c_1 .

propriedades importantes, como a existência garantida de, pelo menos, um NE puro; *preço de estabilidade* unitário, *preço de anarquia* limitado e um amplo arsenal de algoritmos de aprendizado conhecidos.

Além disso, fica evidente que as funções de recompensa devem refletir a utilização dos enlaces pelo roteamento e, portanto, devem conter alguma métrica de tráfego. Ainda, o modelo de interferência adotado (equação 6.2) considera o número de enlaces direcionados a um receptor como métrica de interferência. Nota-se que, em um cenário com roteamento dinâmico, o número de enlaces efetivamente direcionados a um receptor é variável e, portanto, as funções de recompensa devem também estar de acordo com este fato.

Assim, a modificação proposta no modelo consiste em, inicialmente, monitorar a utilização dos enlaces e, em seguida, fazer uso desta informação no cálculo das funções de recompensa. Para realizar a primeira etapa, cada nó que transmite um determinado pacote deve calcular o fator de utilização do enlace, representado por γ_e . Certamente este cálculo adicional implica em uma sobrecarga do algoritmo. Entretanto, com o contínuo avanço dos processadores em capacidade de processamento e eficiência energética esta sobrecarga torna-se cada vez menos significativa. Em contrapartida, quaisquer ganhos que possam ser advindos com relação à comunicação, como menor número de retransmissões, atraso e consumo de energia, são justificáveis uma vez que, de acordo com Heinzelman, Chandrakasan e Balakrishnan (2000), o custo energético da computação é muito menor do que o custo da comunicação para as redes de sensores sem fio.

6.3.1 Cálculo da utilização média de enlace

Considerando que um determinado nó tenha transmitido m pacotes, a utilização média do enlace e , $\gamma_e(m)$, pode ser calculada por:

$$\gamma_e(m) = \frac{1}{m} \sum_{p=0}^{m-1} I(\mathbf{d}(p) == r(e)) \quad (6.7)$$

Na equação 6.7, $I(x)$ é uma função de indicação, tal que $I(x) = 1$ se x é verdadeiro, $I(x) = 0$, caso contrário. Ainda, $\mathbf{d}(p)$ representa o destinatário do pacote p e $r(e)$ representa o receptor do enlace e . Portanto, $\gamma_e(m)$ indica o percentual de utilização do enlace e considerando-se as últimas m transmissões de pacotes. Nota-se que a equação 6.7 admite a forma recursiva expressa em 6.8.

$$\gamma_e(m) = \frac{m-1}{m}\gamma_e(m-1) + \frac{1}{m}I(\mathbf{d}(m) == r(e)) \quad (6.8)$$

A partir da equação 6.8, a cada pacote encaminhado na rede, os nós participantes da rota podem calcular a utilização média dos enlaces. Esta informação deve, então, ser repassada ao nó-pai, para uso no cálculo de sua recompensa. Observa-se que esta informação pode ser prontamente adicionada ao pacote antes de encaminhá-lo ao nó-pai, bem como ser repassada periodicamente ao nó-pai através das mensagens de manutenção já utilizadas pelo algoritmo de roteamento.

6.3.2 Funções de recompensa modificadas

O fator de utilização dos enlaces $\gamma_e(m)$ pode ser utilizado no cálculo das funções de recompensa. Assim, a alocação dos canais na rede pode ser baseada no uso efetivo dos enlaces. Entretanto, conforme explicado, estas modificações nas funções de recompensa não devem alterar a estrutura do jogo potencial. Portanto, antes de se propor as modificações, analisa-se a forma da função de recompensa dada pela equação 6.4.

A equação 6.4 é formada por duas parcelas. Uma parcela que representa o custo do nó i devido pela interferência que cada um dos seus enlaces causa na rede e uma parcela que representa o custo do nó i pela interferência que este sofre dos enlaces utilizados por outros nós. Assim, observa-se que a função de recompensa possui simetria com relação aos enlaces. Esta propriedade da função de recompensa é explorada na demonstração de que o jogo resultante é potencial, no passo onde os enlaces que pertencem aos grupos $X(i, a)$ e $Y(i, a)$ são separados em grupos Z (vide demonstração do teorema 1). Portanto, se esta estrutura da função de recompensa for preservada, preserva-se também a estrutura do jogo.

Assim, conclui-se que alterações da função de recompensa podem ser realizadas na função que representa a interferência causada pelo enlace e : $J(e)$. Para cada enlace e , $J(e)$ pode ser alterada sem que se altere a estrutura da função de recompensa e, conseqüentemente, do jogo. Assim, de forma a refletir a utilização dos enlaces na rede pelo roteamento, sugere-se a função de interferência modificada dada por:

$$J(e) = \gamma_e(m) \times |F'(r(e))| \quad (6.9)$$

onde $\gamma_e(m)$ representa o fator de utilização do enlace e após a transmissão de m pacotes

por $s(e)$. E, $|F'(r(e))|$ representa o número de nós-filhos de $r(e)$ que tenham efetivamente encaminhado algum pacote a $r(e)$ (ou seja, $F'(r(e)) = \{j : j \in F(r(e)) \wedge \gamma_{e=(j,r(e))} > 0\}$).

Assim, a partir das modificações na função de recompensa, mais especificamente no cálculo da interferência causada pelo enlace e , propõe-se a utilização da equação 6.4 em conjunto com a equação 6.9 para o cálculo da recompensa do nó i . Desta forma, o jogo resultante permanece sendo um jogo potencial exato³.

6.3.3 Desenvolvimento de um algoritmo de aprendizado

Uma vez definidas as funções de recompensa, necessita-se desenvolver um algoritmo de aprendizado para que os jogadores possam observar o jogo e selecionar a estratégia que leve a maximização da sua recompensa - até a convergência para o NE. Notavelmente, sendo o jogo formulado pertencente à classe dos jogos potenciais, a existência de, pelo menos, um NE é garantida. Isto pode ser verificado notando que, se o perfil de estratégias atual do jogo não for um NE, deve haver um jogador que pode trocar de ação e aumentar sua recompensa. De acordo com a equação 5.4, esta troca de ação deve causar a mesma variação na função potencial. Logo, sendo a função potencial de valor finito e sendo o conjunto de perfis de estratégias finito, a função potencial possui um valor máximo, a partir do qual nenhum jogador poderá trocar de ação e aumentá-la. Caso contrário teríamos uma contradição. Nota-se que esse perfil de estratégias que maximiza a função potencial é precisamente um NE, de acordo com sua definição.

A existência garantida de (pelo menos) um NE é uma das principais motivações para a formulação de um problema de otimização na forma de um jogo potencial. Entretanto, a garantia de existência de um equilíbrio não implica, necessariamente, que os jogadores serão capazes de escolher diretamente as ações que correspondem a um NE. Ainda, mesmo que os jogadores pudessem ter acesso a todas as informações sobre a estrutura do jogo, como o número de jogadores, suas possíveis ações e respectivas formas das funções de recompensa, calcular um NE pode ser extremamente difícil computacionalmente devido ao grande número de combinações existentes. Não obstante, sendo possível haver mais de um NE, todos os jogadores deveriam ser capazes de entrar em acordo com relação ao NE selecionado. Finalmente, haveria a necessidade de saber exatamente as formas das funções de recompensa. Entretanto, geralmente o cálculo das recompensas é dinâmico e pode depender de fatores não controlados ou mesmo desconhecidos, conforme pode ser observado na forma da função de recompensa proposta (vide equações 6.4, 6.8 e 6.9).

³Observa-se que a prova de jogo potencial utilizada na demonstração do teorema 1 permanece a mesma.

Devido ao fato de as funções de recompensa propostas serem dinâmicas, por serem dependentes do roteamento e do tráfego dos pacotes na rede, é necessário permitir aos jogadores reagir de acordo com as condições atuais do jogo, com o intuito de aumentar suas recompensas. Isto pode ser conseguido programando-se em cada jogador um algoritmo de aprendizado, tornando-o capaz de recolher informações do jogo e de determinar a melhor ação.

Obviamente um algoritmo de aprendizado é dependente da quantidade de informação disponível ao jogador. Por isso, os algoritmos de aprendizado propostos na literatura podem ser classificados como algoritmos de informação completa, algoritmos baseados em recompensa virtual e algoritmos baseados em recompensa, conforme explicado na seção 5.4.3. Por isso, para desenvolver um algoritmo de aprendizado para o jogo de alocação de canais recém proposto, deve-se analisar quais as informações que estão disponíveis ao jogadores.

Inicialmente, observa-se que todo o nó deve conhecer seus nós vizinhos (esta é uma premissa dos algoritmos de roteamento), bem como o canal de recepção de cada vizinho - do contrário não seria possível estabelecer a comunicação. Geralmente tais informações são recolhidas através de mensagens locais trocadas diretamente (KALOSHA et al., 2008). Ainda, pode-se estender esta condição para os vizinhos a até dois saltos, pois estas informações podem ser diretamente recolhidas através das mesmas mensagens locais trocadas com os vizinhos a apenas um salto. Geralmente, estas informações devem ser coletadas pelo algoritmo de roteamento geográfico para verificar a simetria dos enlaces (ZHOU et al., 2004). Portanto, pode-se utilizar esta mesma técnica para a obtenção dos canais de operação dos nós vizinhos a até dois saltos, necessários no cálculo das funções de recompensa. Igualmente, pode-se obter também as informações referentes aos fatores de uso dos enlaces, bem como o número de filhos de tais nós.

A partir das informações obtidas, um jogador pode calcular sua recompensa para sua atual ação, bem como estimar as possíveis recompensas que teria recebido se tivesse optado por qualquer outra ação. Observa-se que a quantidade de informação disponível permite ao jogador empregar um algoritmo de aprendizado baseado em recompensa virtual. Por outro lado, estas informações não são suficientes para se empregar um algoritmo de informação completa. Ainda, embora um algoritmo baseado apenas em recompensa possa ser utilizado, naturalmente, a utilização da máxima quantidade de informação disponível pelo algoritmo melhora o processo de tomada de decisão.

Dentre os principais algoritmos de aprendizado baseados em recompensa virtual

encontrados na literatura (vide seção 5.4.3), optou-se pelo algoritmo “Melhor Resposta com Inércia”, por ser este algoritmo bastante robusto com relação a atrasos, inconsistências de sincronismo e informações errôneas (YOUNG, 1993). Adaptando-se o algoritmo “Melhor Resposta com Inércia” ao jogo de alocação de canais proposto, obteve-se o algoritmo que está representado em pseudo-código a seguir, no algoritmo 6.1. O algoritmo proposto também é mostrado na forma de fluxograma na figura 6.7.

Algoritmo 6.1 Algoritmo para alocação de canais em RSASFs com roteamento geográfico.

Entrada: pacote m

Saída: canal $a_i(t)$

inicialize o canal de recepção a_i em um canal comum

para todo pacote m **faça**

 obtenha do pacote o valor de $\gamma_e(m)$

 recalcule o canal a_i^* que maximiza a recompensa - equações 6.4 e 6.9

se $a_i^* \neq a_i(t-1)$ e $rand() > \epsilon$ **então**

$a_i(t) = a_i^*$ {troca de canal com probabilidade $1 - \epsilon$ e informa nós vizinhos}

senão

$a_i(t) = a_i(t-1)$

fim se

 determine a rota com o algoritmo GFG - vide algoritmo 3.1

 atualize $\gamma_e(m)$ pela equação 6.8

 adicione ao pacote $\gamma_e(m)$ e $a_i(t)$

fim para

No algoritmo 6.1, $rand()$ é uma função que retorna um valor aleatório e ϵ é um parâmetro de configuração do algoritmo de aprendizado denominado “inércia”. Ainda, não são mostrados no algoritmo alguns detalhes de implementação, como a troca de mensagens para obtenção dos valores de $|F(r(e))|$ e dos canais utilizados pelos nós que sofrem ou causam interferência ao nó i , necessários no cálculo da função de recompensa. Conforme explicado anteriormente, em uma das possíveis formas de implementação, estas informações podem ser coletadas periodicamente através das mensagens de manutenção dos enlaces já utilizadas pelo algoritmo de roteamento.

Observa-se também que na implementação do cálculo do fator de utilização dos enlaces $\gamma_e(m)$, o valor de m deve ser limitado em um valor máximo M , para que o termo $\frac{1}{m}$ na equação 6.9 fique limitado a um valor maior que zero e o algoritmo continue respondendo a possíveis alterações na taxa de utilização das rotas.

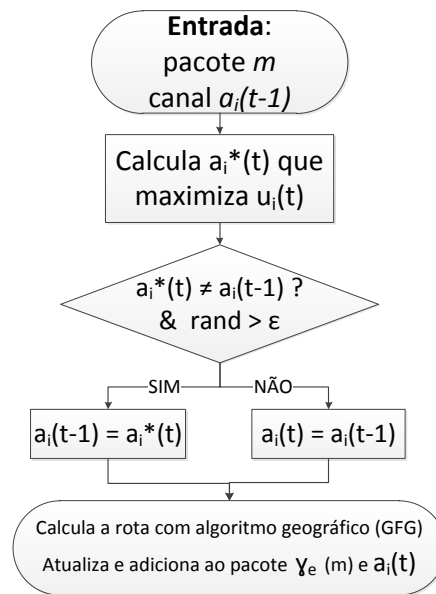


Figura 6.7 - Fluxograma do algoritmo para alocação de canais em RSASFs com roteamento geográfico.

6.3.4 Análise do modelo de jogo proposto para o roteamento geográfico

Com o intuito de ilustrar o efeito esperado das modificações propostas retorna-se ao exemplo descrito na figura 6.6. Conforme explicado anteriormente, esse cenário demonstra um caso onde a utilização não uniforme dos enlaces não é capturada através das funções de recompensa empregadas no protocolo GBCA. Assim, nesse exemplo a função de recompensa utilizada pelo nó C, no protocolo GBCA, retorna o mesmo valor para as possíveis ações c_1 e c_2 . Entretanto, ao utilizar a função de recompensa proposta com os fatores de utilização dos enlaces ($\gamma_{e(DA)} = 0.1$ e $\gamma_{e(DB)} = 0.9$), o protocolo modificado retorna valores diferentes para as possíveis ações, conforme pode ser verificado na comparação exposta na tabela 6.2. Portanto, analisando-se os valores calculados mostrados na tabela 6.2, nota-se que o nó C é indiferente entre os canais c_1 e c_2 para o protocolo GBCA, enquanto que o mesmo prefere o canal c_1 ao invés de c_2 ao utilizar a função de recompensa modificada, conforme esperado.

Tabela 6.2 - Comparação entre o protocolo GBCA e o protocolo modificado para o cenário ilustrado na figura 6.6

Recompensas calculadas	Protocolo GBCA	Protocolo modificado
$U_C(a_C = c_1, a_{-C})$	-2	$- 0.1 \times 2 = -0.2$
$U_C(a_C = c_2, a_{-C})$	-2	$- 0.9 \times 2 = -1.8$

7 METODOLOGIA

Neste capítulo, explica-se a metodologia empregada para avaliar o algoritmo de alocação de canais proposto na Tese. A metodologia utilizada foi baseada em simulações de redes de sensores e atuadores sem fio, através das quais comparou-se o método proposto de alocação de canais com os protocolos GBCA e MMSN propostos na literatura.

7.1 Etapas da metodologia

A metodologia empregada para avaliação do método proposto consistiu nas seguintes etapas:

1. Seleção e validação das ferramentas de simulação.
2. Determinação dos modelos de camada física e de acesso ao meio empregados nas simulações.
3. Seleção de protocolos de alocação de canais para comparação.
4. Determinação de métricas de desempenho dos protocolos comparados.
5. Determinação dos cenários e das condições de simulação.
6. Coleta e análise dos resultados.

7.2 Seleção e validação das ferramentas de simulação

O emprego de ferramentas de simulação como forma de auxílio no projeto e desenvolvimento de protocolos para redes sem fio é bastante usual tanto em meio acadêmico quanto industrial. Isto se deve ao fato de que a realização de testes dos protocolos em ambiente real é geralmente muito custosa e pode envolver detalhes de implementação que dificultam ao pesquisador a capacidade de avaliação do protocolo.

Além disso, a avaliação de algoritmos e protocolos em ambiente real requer um alto grau de observabilidade e testabilidade da planta experimental, o que nem sempre é possível ou viável economicamente.

Na literatura pode-se encontrar um grande número de trabalhos que empregam simuladores para fins de avaliação de protocolos, bem como, que propõem e implementam novos simuladores. Por exemplo, em Imran, Said e Hasbullah (2010) são apresentados trinta e cinco plataformas de avaliação para redes de sensores sem fio, incluindo simuladores, emuladores e plantas de testes (*testbeds*). Na tabela 7.1 são listados alguns dos principais simuladores utilizados em trabalhos encontrados na literatura. Foram selecionados preferencialmente trabalhos que avaliam os resultados obtidos com simuladores através de comparações com plantas experimentais.

Tabela 7.1 - Principais simuladores empregados na análise de RSASFs

Plataforma	Característica	Endereço eletrônico	Referências
NS-2	Simulador genérico de redes	www.isi.edu/nsnam/ns	(XUE et al., 2007)
OMNeT++	Simulador genérico de redes	www.omnetpp.org	(XIAN; SHI; HUANG, 2008)
WSNet	Simulador específico para RSASF	wsnet.gforge.inria.fr	(FRABOULET; CHELIUS; FLEURY, 2007)
Prowler/MATLAB	Simulador específico para RSASF	www.isis.vanderbilt.edu/Projects/nest/prowler	(SIMON et al., 2003; BARBERIS; BARBONI; VALLE, 2007)
MiXiM	Simulador específico para redes sem fio	mixim.sourceforge.net	(PALAN; KHADILKAR, 2011)
Castalia	Simulador específico para RSASF	castalia.npc.nicta.com.au	(RASTEGARNIA; SOLOUK, 2011)
GloMoSim	Simulador genérico de redes	pcl.cs.ucla.edu/projects/glomosim	(ZENG; BAGRODIA; GERLA, 1998)

Por outro lado, há um número significativamente menor de trabalhos (encontrados) que tratam da avaliação e comparação entre os simuladores; ou, o que é mais importante, que comparam os simuladores e os modelos empregados com resultados obtidos experimentalmente. Em um artigo recente, foram comparados quatro simuladores largamente utilizados para fins de avaliação de redes de sensores e atuadores sem fio

(STETSKO; STEHLIK; MATYAS, 2011). Para tal comparação, os autores empregaram resultados obtidos experimentalmente e os resultados obtidos por simulação. Os simuladores comparados foram os seguintes: Castalia (versão 3.0), MiXiM (versão 2.1), TOSSIM (versão com TinyOS 2.1.1) e WSNet (versão 9.07). Os resultados obtidos mais relevantes são mostrados na figura 7.1 e foram retirados do artigo em questão. Pelos resultados reportados, nota-se que todos os simuladores apresentam resultados aproximadamente consistentes com os dados experimentais. Entretanto, entre os simuladores comparados, o simulador WSNet (versão 9.07) apresentou a maior aproximação entre os resultados experimentais e os resultados de simulação com relação aos testes de potência de sinal por distância e números de pacotes recebidos por potência de sinal.

Outras características consideradas relevantes do simulador WSNet (versão 9.07) e que foram consideradas para sua seleção incluem o fato de este ter sido especificamente projetado para simular redes de sensores sem fio (FRABOULET; CHELIUS; FLEURY, 2007), além de ser disponibilizado em código-fonte aberto escrito em linguagem C. Esta última característica é interessante pois possibilita facilmente a adição de novos modelos ao simulador e correção de modelos existentes, desde as camadas inferiores até as camadas superiores dos protocolos de comunicação sem fio.

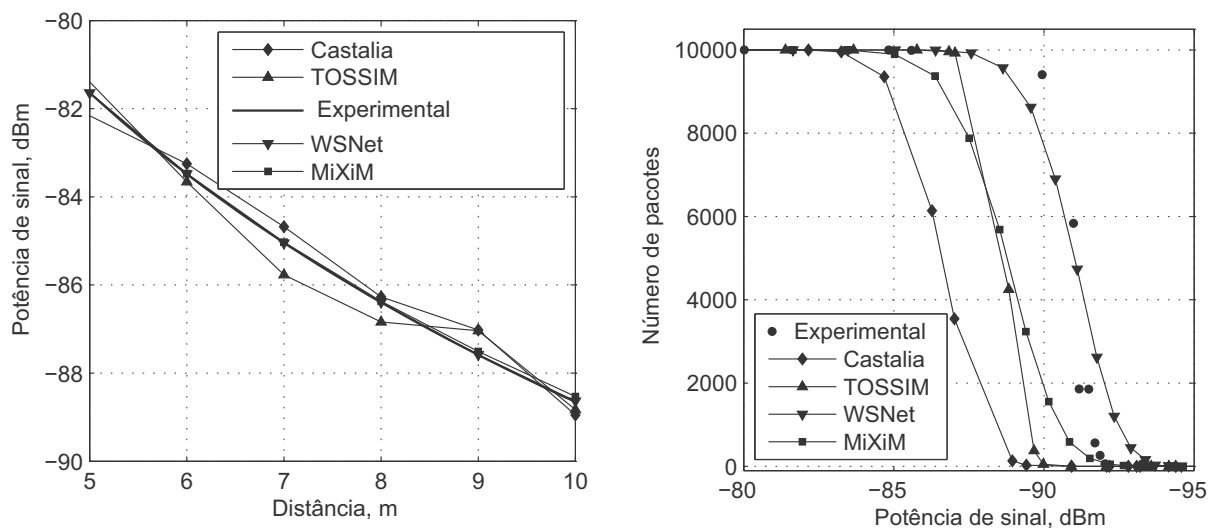


Figura 7.1 - Comparação entre simuladores e resultados experimentais. Adaptada de Stetsko, Stehlik e Matyas (2011).

Além do simulador WSNet (WSNET, 2009), optou-se pela utilização de um segundo simulador, denominado Prowler (PROWLER, 2011). O simulador Prowler foi desenvolvido na plataforma MATLAB, a qual possui larga aplicação na área de engenharia devido a facilidade que fornece na criação de modelos matemáticos, bem como no manuseio de

gráficos e processamento de dados. A opção pelo simulador Prowler, em complementação ao simulador WSNNet, deu-se em virtude do Prowler permitir uma maior observabilidade da simulação através da visualização dos resultados (na forma de gráficos) em tempo de execução. Ainda, igualmente para este simulador, foi reportado em Barberis, Barboni e Valle (2007), que resultados obtidos por simulação comparam-se favoravelmente com resultados obtidos experimentalmente. Nos três critérios analisados (número de pacotes enviados, pacotes recebidos e colisões detectadas), Barberis, Barboni e Valle (2007) mostram resultados de simulação consistentes com resultados experimentais.

7.2.1 Comparação entre os simuladores WSNNet e Prowler

Com o intuito de comparar a consistência dos resultados entre os simuladores WSNNet e Prowler, decidiu-se pela simulação de um cenário de teste. O modelo do protocolo de acesso ao meio empregado é definido pela especificação do padrão IEEE 802.15.4. O caso de teste utiliza dois nós que trocam pacotes em instantes sincronizados, considerando-se as mesmas condições de distância, potência de transmissão e protocolo de acesso ao meio. Assim, é possível avaliar a consistência dos modelos para camada física e para a camada de acesso ao meio. Os resultados obtidos para ambos os simuladores são mostrados na figura 7.2, considerando a taxa de entrega de pacotes. Nota-se que ambos os simuladores apresentam resultados que estão aproximadamente em acordo.

7.3 Determinação dos modelos de camada física e de acesso ao meio empregados nas simulações

O realismo e a confiabilidade dos resultados obtidos através de simulações de redes de comunicação sem fio são, indubitavelmente, discutíveis quando comparados com resultados obtidos experimentalmente (NEWPORT et al., 2007). Geralmente, os modelos utilizados pelos simuladores, principalmente para a camada física, baseiam-se em hipóteses simplificadoras com o intuito de tornar a simulação da comunicação sem fio computacionalmente tratável (HAMIDA; CHELIUS; GORCE, 2008; NEWPORT et al., 2007). Assim, é possível encontrar discrepâncias entre os resultados obtidos por simulação e os resultados obtidos experimentalmente (CERPA et al., 2005; REDDY; RILEY, 2007; ZHOU et al., 2006a).

Por isso, o objetivo principal adotado para a simulação, no presente trabalho, não é o de reproduzir fielmente, com absoluta exatidão, o comportamento da comunicação

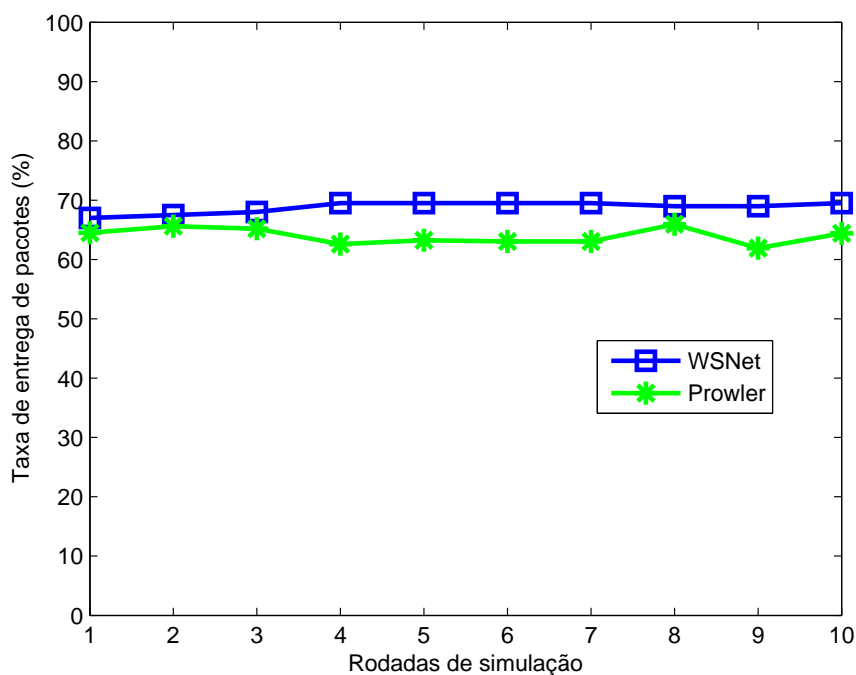


Figura 7.2 - Comparação da taxa de entrega entre simuladores Prowler/MATLAB e WSNNet para o mesmo cenário de teste.

sem fio observado em ambiente real. Em virtude da necessidade de se comparar o desempenho de protocolos das camadas superiores, opta-se por realizar as comparações sob as mesmas condições. Assim, mesmo que a simulação não corresponda exatamente com o comportamento real da comunicação sem fio, a análise dos resultados baseia-se em um princípio de igualdade (isto é, os protocolos são testados e comparados em um cenário ideal, porém sob as mesmas premissas e condições).

Portanto, os modelos empregados para simulação são modelos simplificados que foram escolhidos devido a seu custo computacional reduzido quando comparados a modelos mais elaborados. Assim, o modelo de camada física utilizado é baseado nas seguintes hipóteses simplificadoras:¹

- **Antena:** É omnidirecional e isotrópica.
- **Rádio:** Todos os rádios possuem alcance igual, constante e circular (ex.: raio R).
- **Enlace:** Enlaces são simétricos.
- **Nós:** Nós são idênticos, estáticos e posicionados no plano.

¹Nota-se que estas hipóteses, embora sejam frequentemente empregadas em simuladores, geralmente não podem ser assumidas em condições reais.

Tabela 7.2 - Parâmetros utilizados para o protocolo de MAC do padrão IEEE 802.15.4TM

Parâmetro	Valor
<i>macMinBE</i>	3
<i>macMaxBE</i>	5
<i>macMaxCSMABackoffs</i>	4
<i>macMaxFrameRetries</i>	3
<i>ACK request</i>	sim

- **Conectividade:** A conectividade é baseada no modelo de disco, onde dois nós estão conectados se a distância entre eles é menor ou igual ao alcance do rádio.
- **Interferência:** Modelo de interferência de protocolo: duas ou mais transmissões simultâneas que chegam ao mesmo receptor não podem ser recebidas com sucesso por este.

Os demais parâmetros da camada física (frequência de operação, modulação, taxa de *bits*, etc.), bem como o modelo de protocolo de acesso ao meio (MAC) escolhido foram determinados de acordo com especificação do padrão IEEE 802.15.4TM (IEEE STANDARD ASSOCIATION, 2006). Os detalhes do padrão IEEE 802.15.4TM foram descritos na seção 2.2. O protocolo de acesso ao meio *unslotted* CSMA/CA foi implementado nos simuladores e os parâmetros utilizados estão descritos na tabela 7.2, os quais são definidos pelo padrão IEEE 802.15.4TM.

7.4 Seleção de protocolos de alocação de canais para comparação

Naturalmente, uma vez que o método proposto foi baseado no protocolo GBCA, introduzido em Chen et al. (2011), é necessário que ambos sejam comparados. Ainda, é interessante comparar o método proposto com um protocolo que realize a alocação dos canais de forma independente do roteamento. Assim, optou-se pelo protocolo MMSN, introduzido em Zhou et al. (2006b), por ser este especificamente desenvolvido para redes de sensores e atuadores sem fio. Além disso, o MMSN foi comparado com o GBCA em Chen et al. (2011), nos casos onde as redes simuladas empregavam roteamento estático em árvore e em malha. Portanto, é importante verificar o comportamento do algoritmo proposto frente a estes dois protocolos (GBCA e MMSN).

Tabela 7.3 - Métricas de desempenho utilizadas na comparação dos protocolos de alocação de canais

Protocolo	taxa de entrega	capacidade (<i>throughput</i>)	atraso de acesso ao canal	atraso de entrega (latência) ou por salto	consumo de energia (por <i>byte</i>)
GBCA (CHEN et al., 2011)	✓	✓	✓	×	✓
MMSN (ZHOU et al., 2006b)	✓	✓	✓	×	✓
TMCP (WU et al., 2008)	✓	✓	×	✓	✓
Y-MAC (KIM; SHIN; CHA, 2008)	✓	×	×	✓	×
CS-MCMAC (RAMAKRISHNAN; RANJAN, 2009)	✓	✓	×	✓	×
TF-MAC (JOVANOVIC; DJORDJEVIC, 2007)	×	✓	×	✓	×
RMCA (YU et al., 2010)	✓	×	×	✓	×
ARM (LI et al., 2010)	×	✓	×	×	✓
MC-LMAC (INCEL et al., 2011)	✓	✓	×	✓	✓

Legenda - Sim: ✓, Não: ×.

7.5 Determinação de métricas de desempenho

Para a determinação das métricas de desempenho para a comparação dos protocolos, foi realizado um levantamento das métricas mais utilizadas nos trabalhos encontrados na literatura. O resultado deste levantamento é mostrado na tabela 7.3. As métricas utilizadas nesses trabalhos são as seguintes: taxa de entrega de pacotes, capacidade de comunicação de dados (*throughput*), atraso de acesso ao canal, atraso por salto, atraso de entrega (latência) e consumo de energia por *byte*. Entretanto, com relação ao consumo de energia por *byte* não foi possível verificar através dos artigos analisados se o consumo medido considerou o tempo de computação dos algoritmos ou mesmo qual o modelo de consumo de energia empregado na avaliação.

A partir da análise da tabela 7.3, optou-se pela utilização das seguintes métricas: taxa de entrega, atraso de entrega e consumo de energia. Nota-se que a métrica de atraso do pacote fim a fim (latência) ou por salto é mais significativa do que a métrica de atraso de acesso ao canal, uma vez que esta última não contabiliza o atraso devido à ocorrência de colisões e, conseqüentemente, das retransmissões necessárias. Ainda, a métrica de capacidade da rede não foi empregada pois, nas simulações realizadas, esta é equivalente à taxa de entrega multiplicada por um fator *constante* igual ao tamanho do pacote em *bytes*.

Além disso, para a métrica de consumo de energia utilizou-se, ao invés de uma medição do consumo por *byte* em *mWhr*, uma forma equivalente, baseada no número de transmissões realizadas por transmissão com sucesso (TRTS). Ambas as medições são equivalentes, pois, assim como a capacidade da rede e a taxa de entrega estão relacionadas por uma constante multiplicativa quando o tamanho do pacote é constante, o número TRTS também está relacionado (por uma constante multiplicativa) ao consumo de energia por *byte* para RSASFs onde o tamanho do pacote é constante e os nós possuem todos o mesmo consumo de energia no modo de transmissão (isto é, a potência de transmissão é constante e igual para todos).

7.6 Determinação dos cenários e das condições de simulação

O cenário de simulação escolhido pode interferir significativamente nos resultados obtidos, principalmente quando a rede a ser simulada utiliza um algoritmo de roteamento geográfico. Naturalmente, uma vez que o algoritmo geográfico utiliza a posição dos nós para determinar a rota, a distribuição destes afeta diretamente o comportamento do algoritmo. Para ilustrar isto, considere-se a rede com topologia em grade onde os nós estão uniformemente distribuídos, conforme representado na figura 7.3.

Neste caso, o algoritmo geográfico é capaz de encontrar rotas muito próximas da rota mais curta em número de saltos, pois o cenário apresenta poucas condições de ocorrência de vazios. A figura 7.3 foi obtida através de simulação na plataforma WSNNet, onde todos os nós na rede enviam um pacote para o nó central. Percebe-se, claramente, que as rotas encontradas aproximam-se da linha fonte-destino, formando um padrão raiado. As regiões representadas por tons mais avermelhados correspondem às regiões onde o fluxo de pacotes é maior.

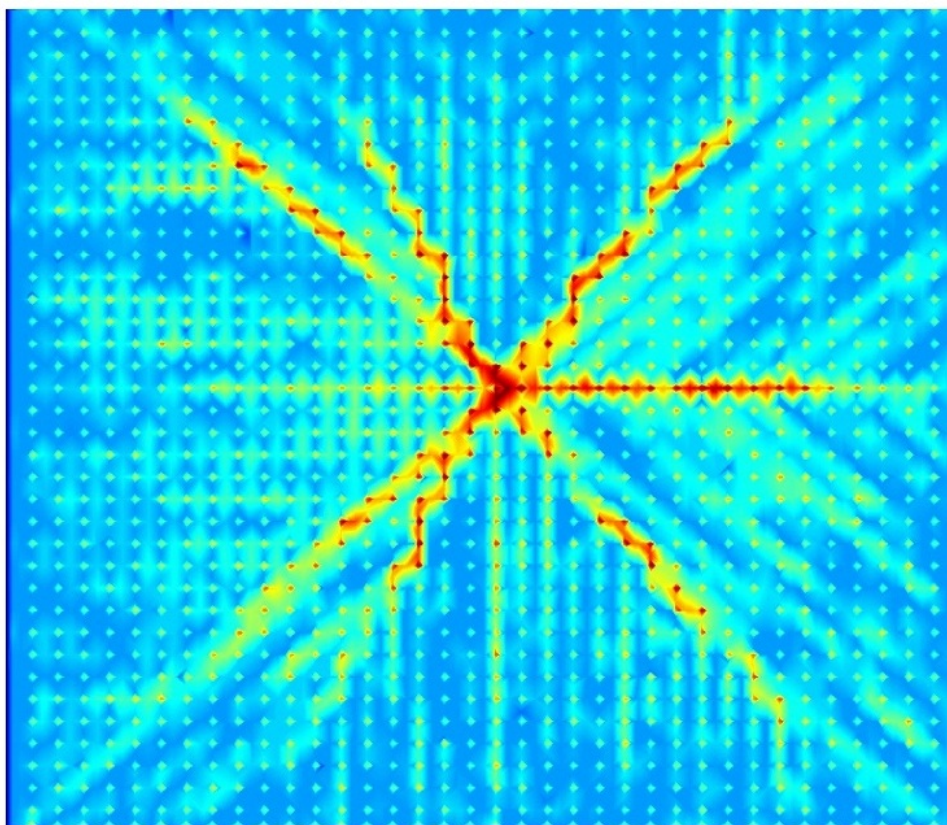


Figura 7.3 - Simulação de uma RSASF com topologia em grade empregando algoritmo GFG. Simulador WSNNet. Publicada em Denardin et al. (2011).

Por outro lado, se for considerado um cenário não uniforme, onde haja a possibilidade de haver um grande número de vazios e obstáculos, o comportamento do algoritmo geográfico pode ser severamente impactado. Para ilustrar este caso, considere-se a RSASF mostrada na figura 7.4. Para este cenário, foram realizadas simulações na plataforma WSNNet, obtendo-se o comportamento que pode ser visto na figura 7.5. Nesta figura, tons mais avermelhados indicam maior atividade na rede. Neste caso, percebe-se claramente que, ao redor dos vazios, há a maior concentração de atividade de comunicação. Nessas regiões, o fluxo de pacotes é maior, o mesmo ocorrendo com o consumo de energia e o número de colisões. Portanto, nós que estão localizados em regiões de vazios estão sujeitos também a uma maior probabilidade de falhas na transmissão (por colisões), o que leva a uma redução no desempenho do algoritmo de roteamento, principalmente com a relação à taxa de entrega de pacotes.

O comportamento observado para o algoritmo geográfico é, intuitivamente, esperado. Na região de vazio, os algoritmos geográficos utilizam o método de roteamento por faces no grafo planar. Como as técnicas de planarização removem, geralmente, as arestas mais longas, a rota encontrada torna-se mais longa (em número de saltos) do que a menor rota possível. Conseqüentemente, o número de transmissões e a ocupação de canal também

são maiores, aumentando a probabilidade de colisões.

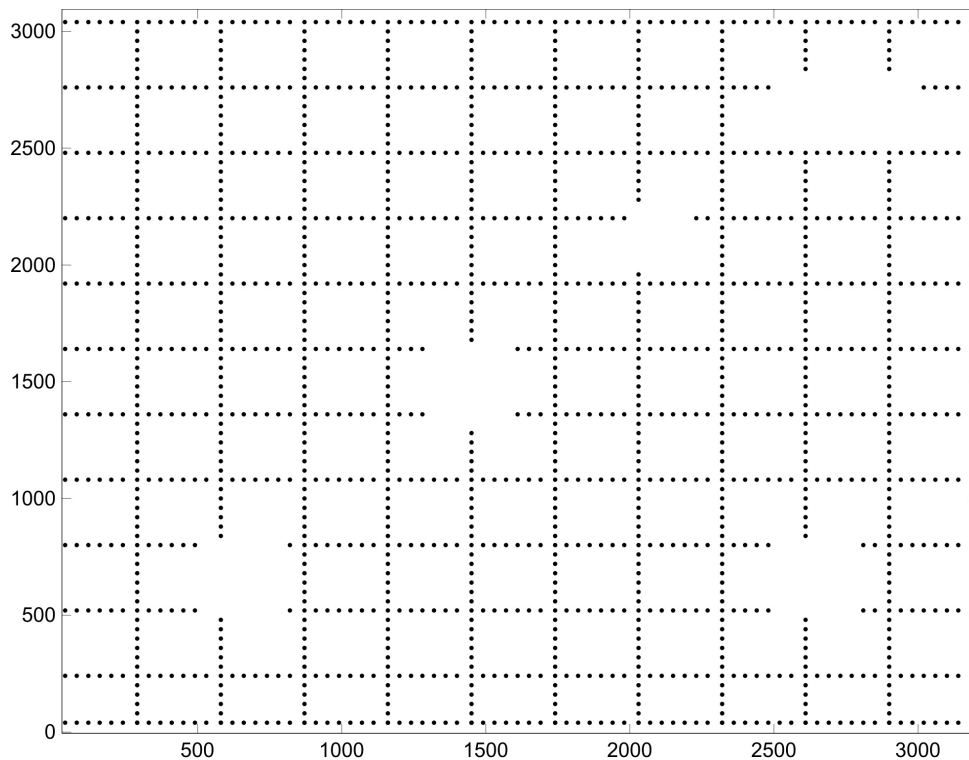


Figura 7.4 - RSASF com topologia em grade apresentando vazios.

Além da topologia da rede, o grau de conectividade dos nós (isto é, o número de nós vizinhos) também influencia o comportamento do algoritmo geográfico. Em Kuhn, Wattenhofer e Zollinger (2003), os autores concluem que em redes com uma conectividade elevada, a taxa de sucesso do roteamento geográfico no modo *greedy* aumenta consideravelmente, uma vez que a probabilidade de ocorrência de vazios diminui².

Para verificar a relação entre a taxa de entrega de pacotes e o grau de conectividade dos nós, foram realizadas simulações na plataforma WSNnet de uma rede baseada no padrão IEEE 802.15.4TM. Na simulação, variou-se o alcance dos nós e, portanto, a conectividade, bem como, os níveis de tráfego. Na figura 7.6, pode-se notar que dependendo das condições de tráfego e de conectividade, existe um impacto significativo na taxa de entrega de pacotes. Em condições de pouco tráfego, um maior grau de conectividade leva a uma maior taxa de entrega. Entretanto, em cenários de tráfego mais intenso, o aumento da conectividade tem um impacto negativo na taxa de entrega. Isto ocorre porque o protocolo de controle de acesso ao meio do padrão IEEE 802.15.4TM apresenta baixo desempenho em condições de alto tráfego, devido ao aumento de colisões por nós ocultos e pela inversão do estado rádio (ROHM et al., 2009).

²Esta conclusão foi obtida para redes geradas a partir de uma distribuição aleatória dos nós.

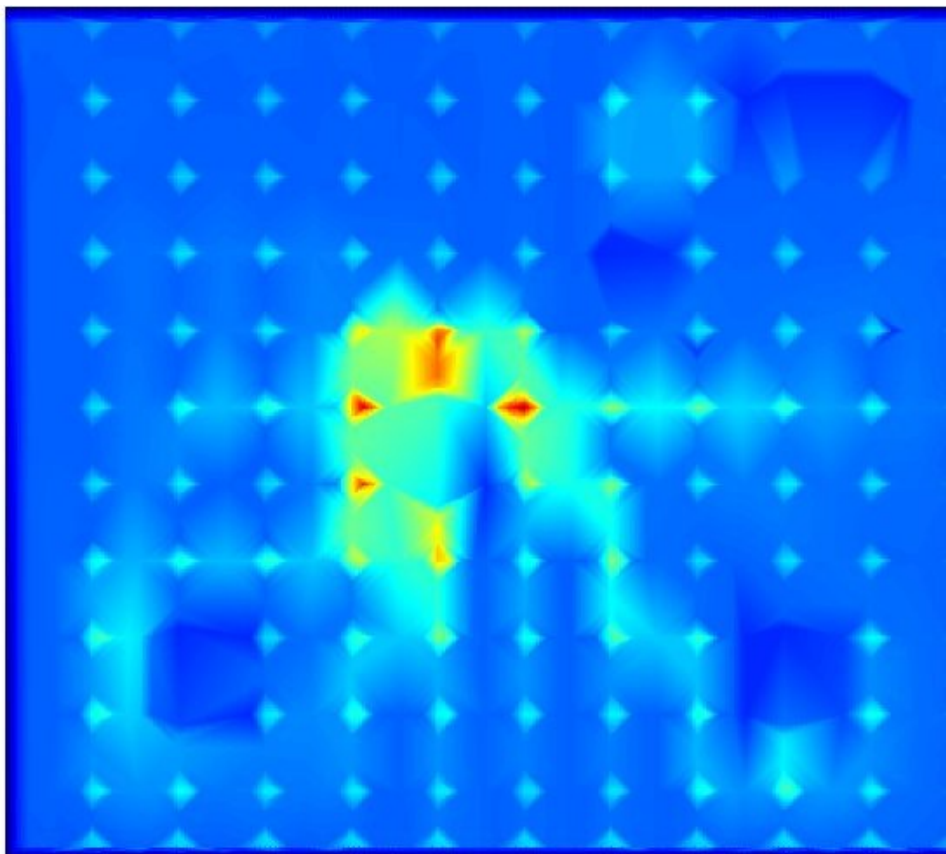


Figura 7.5 - Simulação de uma RSASF com topologia com vazios empregando o algoritmo GFG. Simulador WSNet. Publicada em Denardin et al. (2011).

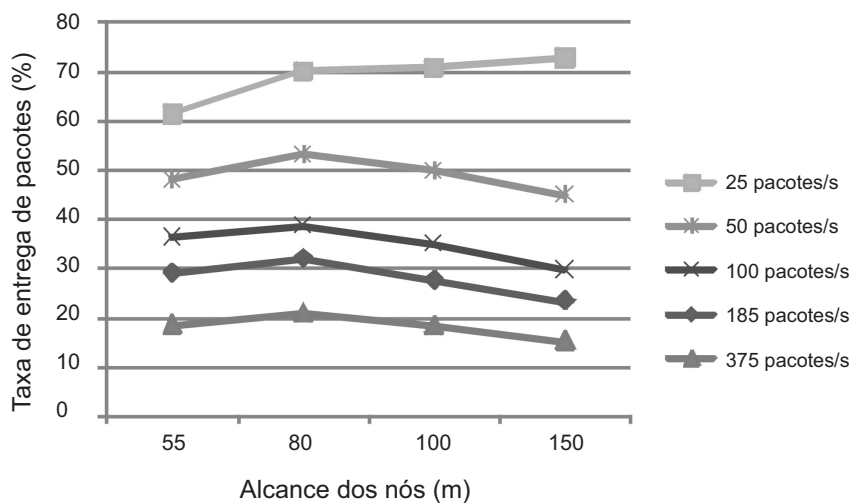


Figura 7.6 - Taxa de entrega de pacotes em diferentes níveis de alcance e tráfego. Simulador WSNet. Publicada em Denardin et al. (2010a).

Ainda, somadas às condições de conectividade e tráfego, naturalmente, a disponibilidade de canais influencia o comportamento dos protocolos. Conforme observado anteriormente, se o número de canais disponíveis for suficientemente elevado, para um

determinado grau de conectividade, uma alocação de canais *greedy* é capaz de remover todos os enlaces de interferência presentes na rede. Entretanto, na prática, o número de canais disponíveis é pequeno e limitado, geralmente, não sendo suficiente para alocar a cada nó um canal exclusivo (WU et al., 2008).

Para exemplo considere-se a especificação do padrão IEEE 802.15.4TM. Na especificação da camada física na faixa de operação em 2,4GHz são disponibilizados 16 canais. Entretanto, na prática, este número pode ficar bastante reduzido, devido à presença de outras redes de comunicação sem fio que operam nessa mesma banda de frequência, como as redes baseadas no padrão IEEE 802.11, bem como, outras redes de comunicação que utilizam transceptores compatíveis com o padrão IEEE 802.15.4TM, como as redes ZigBeeTM (ALLIANCE, 2006), 6LoWPANTM (MULLIGAN, 2007) e WirelessHartTM (KIM et al., 2008). Por isso, um protocolo de alocação de canais deve utilizar todos os canais disponíveis eficientemente.

Assim, conclui-se que para analisar as diferentes propostas de alocação de canais, quando estas são aplicadas em RSASFs que utilizam algoritmos de roteamento geográficos, deve-se considerar cenários com diferentes níveis de conectividade, tráfego e número de canais disponíveis. Ainda, os protocolos devem ser comparados em redes com a mesma distribuição de nós, bem como, nos mesmos casos de nós originadores e destinatários de pacotes. Por isso, na avaliação dos protocolos, utilizou-se topologias de redes com nós aleatoriamente distribuídos, variando-se as condições de conectividade, tráfego e número de canais, nas quais pares de nós origem-destino foram selecionados aleatoriamente.

8 *COLETA E ANÁLISE DOS RESULTADOS*

Neste capítulo são apresentados os resultados obtidos, concluindo-se com uma avaliação do algoritmo de alocação de canais proposto frente aos protocolos GBCA e MMSN propostos na literatura.

8.1 Coleta dos resultados

Conforme descrito no capítulo anterior, foram geradas topologias de redes com nós aleatoriamente distribuídos em uma determinada área. Por exemplo, na figura 8.1 é mostrada uma das topologias de rede geradas, na qual 200 nós estão distribuídos em uma área de $200\text{m} \times 200\text{m}$. Os enlaces mostrados na figura 8.1 demonstram o grau de conectividade dos nós para um alcance do rádio de 30m. Nota-se claramente a não uniformidade da rede, com regiões de alta e baixa densidade de nós, bem como regiões de vazio.

Todos os cenários simulados consistiram de redes com distribuição aleatória de 200 nós em uma área de $200\text{m} \times 200\text{m}$. Observa-se que a escolha do tamanho do cenário é arbitrária, pois não influencia o comportamento do algoritmo uma vez que a interferência entre os nós é um fenômeno local. A interferência sofrida ou causada por um nó tem relação com o tamanho de sua vizinhança (isto é, sua conectividade), a qual, por sua vez, depende da densidade de nós na rede e da área de alcance da comunicação do nó. Por exemplo, uma rede composta por 100 nós distribuídos em uma área de $100\text{m} \times 100\text{m}$, com alcance de rádio de 10m, possui uma densidade de 0.01 nó por m^2 e conectividade média por nó igual a $\pi \times (10^2) \times 0.01 - 1 = \pi - 1$ nós por nó. Diminuindo-se o tamanho da rede para uma área de $1\text{m} \times 1\text{m}$ e diminuindo-se o alcance do rádio para 0.1 m, ter-se-á uma densidade de 100 nós por m^2 . Entretanto, a conectividade média por nó permanecerá igual a $\pi \times (0.1^2) \times 100 - 1 = \pi - 1$ nós por nó. Consequentemente, o tamanho da rede

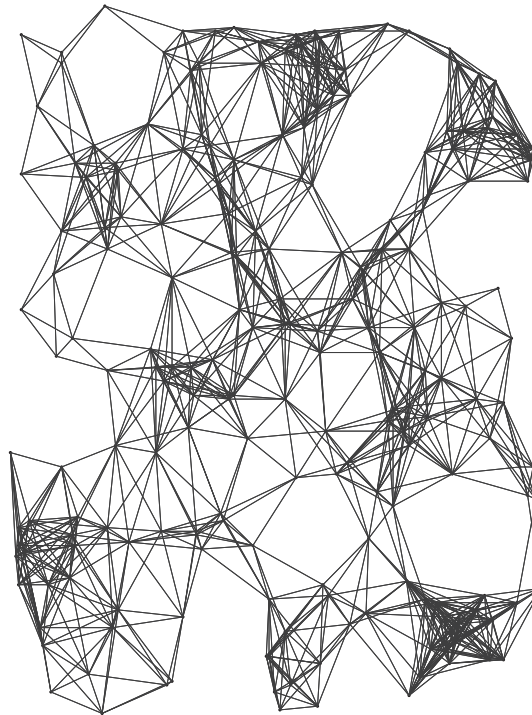


Figura 8.1 - Topologia de rede com nós distribuídos aleatoriamente.

por si só não representa um dado significativo. Este dado deve estar associado ao alcance do rádio para ser possível se determinar a conectividade média por nó, a qual influencia a probabilidade de interferência entre os nós, conforme pode ser observado no modelo de interferência dado pela equação 6.2. Assim, escolheu-se o cenário de $200\text{m} \times 200\text{m}$ com intuito de se aproximar dos cenários utilizados nas simulações dos protocolos MMSN e GBCA, propostos em (ZHOU et al., 2006b; CHEN et al., 2011). Em Zhou et al. (2006b), utilizou-se um cenário com 289 nós distribuídos em uma área de $200\text{m} \times 200\text{m}$, com alcances de rádio variando entre 20m e 45m. E, em Chen et al. (2011), foi empregado um cenário com 200 nós distribuídos em uma área de $200\text{m} \times 200\text{m}$, com alcances de rádio variando de 20m a 50m. Observa-se que estes cenários implicam em conectividades variando de 13 a 55 nós por nó, aproximadamente.

O algoritmo geográfico GFG foi utilizado para o encaminhamento de pacotes (camada de rede). Para as camadas inferiores (MAC e PHY), utilizou-se o padrão IEEE 802.15.4TM, na faixa de 2,4GHz, com o protocolo de acesso ao meio *unslotted* CSMA/CA. Para cada cenário, foram selecionados, aleatoriamente, pares de nós de origem e destino, onde, para cada par, foram gerados fluxos de pacotes a uma determinada taxa de pacotes por segundo, originado-se um total de 100 pacotes por par, com tamanho de 120 *bytes* por

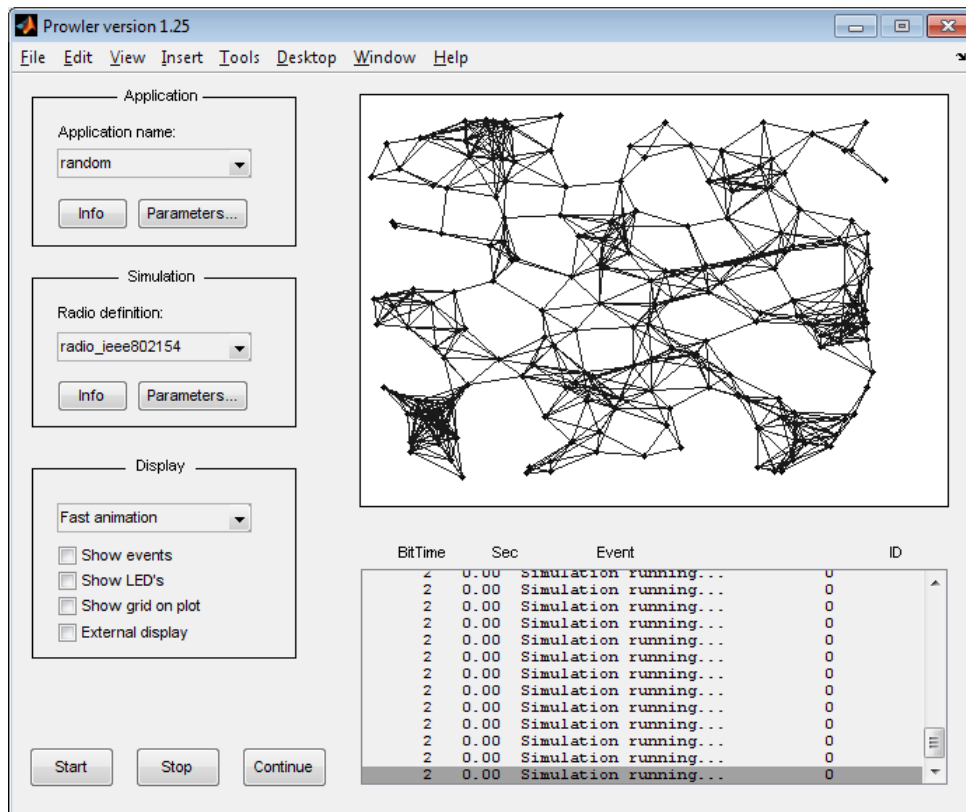


Figura 8.2 - Interface gráfica do simulador de redes de sensores e atuadores sem fio Prowler/MATLAB.

pacote. Nota-se que o tamanho do pacote foi selecionado por ser o tamanho máximo¹ de um pacote de acordo com o padrão IEEE 802.15.4TM e, portanto, representar o pior caso. Todas as simulações de avaliação dos protocolos de alocação de canais foram realizadas na plataforma Prowler/MATLAB. A interface gráfica do simulador pode ser vista na figura 8.2. Ainda, os resultados de simulação apresentados, a seguir, representam valores médios para um total de 25000 pacotes gerados, incluindo os intervalos de confiança de 95%. Nos gráficos mostrados identificou-se o método proposto por GBCA-G, uma vez que este foi baseado no modelo do protocolo GBCA, porém voltado para as RSASFs que empregam roteamento geográfico.

8.1.1 Resultados obtidos

Em um primeiro cenário foram gerados 25 fluxos de pacotes a uma taxa de 10 pacotes por segundo. Observa-se que o número de fluxos considerado representa uma utilização de aproximadamente 30% dos nós da rede, sendo uma taxa de utilização bastante elevada para uma rede de sensores. Ainda, a geração de pacotes de 120 *bytes* a 10 pacotes por segundo equivale a uma taxa de dados de 9600 *bits* por segundo, sendo comparável a taxas

¹Este valor está aproximado. De acordo com o padrão IEEE 802.15.4TM o tamanho máximo do pacote é 127 *bytes*.

de comunicação de dados utilizadas em comunicações seriais assíncronas. A taxa máxima teórica de transferência de dados total na rede (*throughput*) é de $9600 \times 25 = 240$ kbps e, portanto, muito próxima da taxa máxima suportada pelo padrão IEEE 802.15.4TM (250 kbps). Dessa forma é pouco provável que a rede de sensores e atuadores opere a taxas de transferências muito superiores à taxa considerada neste cenário.

Neste cenário o alcance do rádio foi mantido fixo em 30m. Nota-se que, considerando a densidade de nós da rede igual a 0.005 nós por m², um alcance de rádio de 30m implica em uma conectividade esperada de aproximadamente 13 nós por nó. Acredita-se que este é um valor representativo de conectividade média para uma rede de sensores e atuadores, uma vez que para conectividades muito menores é esperado que os algoritmos de alocação de canais apresentem pouca diferença com relação às alocações encontradas. E, para conectividades muito maiores, é esperado que o número de enlaces de interferência seja tão elevado que às alocações de canais encontradas pelos algoritmos sejam muito pouco eficientes na remoção destes e, portanto, apresentem resultados muito próximos.

Então, para este cenário, variou-se o número de canais disponíveis de 2 a 6 canais. Nota-se que embora haja 16 canais não sobrepostos disponíveis pelo padrão IEEE 802.15.4TM, na prática este valor é menor devido à interferência existente entre canais adjacentes. Conforme Wu et al. (2008), apenas os canais separados por outro canal (isto é, canais com espaçamento duplo) podem ser considerados ortogonais para o padrão IEEE 802.15.4TM. Portanto, este fato reduz o número de canais disponíveis para, no máximo, 8 canais. Entretanto, optou-se por limitar ainda mais a disponibilidade de canais (no máximo 6 canais), prevenindo-se a existência de possíveis fontes de interferência externa, como as redes de comunicação sem fio IEEE 802.11TM bem como de outras redes baseadas no padrão IEEE 802.15.4TM, como as redes ZigBeeTM e 6LoWPANTM. Os resultados obtidos neste cenário são mostrados nas figuras 8.3, 8.4 e 8.5.

O resultado referente à taxa de entrega é mostrado na figura 8.3. A taxa de entrega é calculada pela relação de pacotes que chegam ao destino pelo número total de pacotes originados. Observa-se que todos os protocolos apresentam taxas de entregas crescentes conforme o número de canais disponíveis aumenta. Este resultado é esperado, uma vez que com um número maior de canais é possível remover um maior número de enlaces de interferência. Observa-se, ainda, que o protocolo GBCA-G apresenta maiores taxas de entrega entre os três métodos em todas as condições de disponibilidade de canais.

Interessantemente, o protocolo MMSN apresentou resultados melhores à medida que o número de canais aumentou. Inclusive, superando o GBCA na maioria dos casos.

Naturalmente, considerando-se que o grau de conectividade foi mantido fixo e que o protocolo MMSN distribui uniformemente os canais, com o aumento do número de canais disponíveis, torna-se também maior a probabilidade de que a distribuição de canais do MMSN aproxime-se de uma distribuição de canais ótima. Contudo, o protocolo GBCA-G consegue aproximar-se ainda mais de uma distribuição ótima, uma vez que este aloca os canais considerando a utilização efetiva dos enlaces. O protocolo GBCA-G apresentou taxas de entrega superiores em até 8,5% com relação ao MMSN para 2 canais e em até 8,7% em relação ao GBCA para 3 canais. Em média, GBCA-G entregou 5,6% e 7,7% mais pacotes do que o MMSN e o GBCA, respectivamente.

O resultado referente ao atraso médio por pacote é mostrado na figura 8.4. Observa-se que o atraso médio por pacote diminui com o aumento do número de canais para todos os protocolos simulados. Este resultado pode ser explicado pela redução do enlaces de interferência, que resulta em um menor número de colisões e, portanto, em um menor número de retransmissões. Naturalmente, sendo necessário um maior número de retransmissões, o atraso na entrega dos pacotes aumenta. Nota-se, ainda, que entre os protocolos avaliados, o GBCA-G apresentou o menor atraso médio em todas as condições de disponibilidade de canais. Observou-se que o GBCA-G entregou os pacotes com atraso médio inferior em até 3ms com relação ao GBCA (uma diferença de aproximadamente 6,1%), para 2 e 5 canais; e em até 2,35ms com relação ao MMSN para 2 canais (uma diferença de aproximadamente 4%). Além disso, o GBCA-G apresentou, em média, um atraso inferior em 1,66ms e 2,7ms em relação ao MMSN e ao GBCA, o que corresponde a diferenças de aproximadamente 3,7% e 6%, respectivamente.

Com relação ao último critério, número de transmissões realizadas por transmissão com sucesso, obteve-se o resultado mostrado na figura 8.5. Com o número de canais aumentando, observa-se uma redução no número de retransmissões necessárias para todos os protocolos analisados. Novamente, entre todos os protocolos, o GBCA-G apresentou melhores resultados, necessitando, em média, um número menor de retransmissões para cada transmissão bem sucedida. Com relação ao MMSN esta redução deu-se em até 20%, para 2 canais; e, com relação ao GBCA, em até 9,2%, para 6 canais. Em média, GBCA-G necessitou menos retransmissões em até 10,23% e 5,44% em relação ao MMSN e ao GBCA, respectivamente.

Para este cenário, calculou-se ainda, para cada alocação de canais obtida, o valor final da função potencial (vide equação 6.5), considerando-se as funções de recompensa modificadas (vide equações 6.4 e 6.9). O resultado obtido é mostrado na figura 8.6. Embora não haja aparentemente uma correlação entre a função de potencial e as métricas

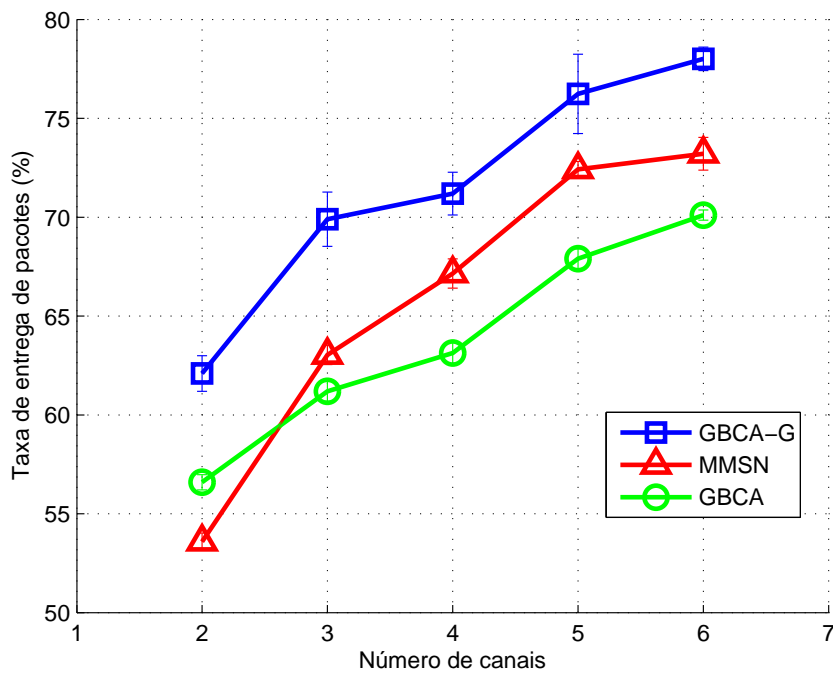


Figura 8.3 - Taxa de entrega de pacotes de acordo com o número de canais disponíveis.

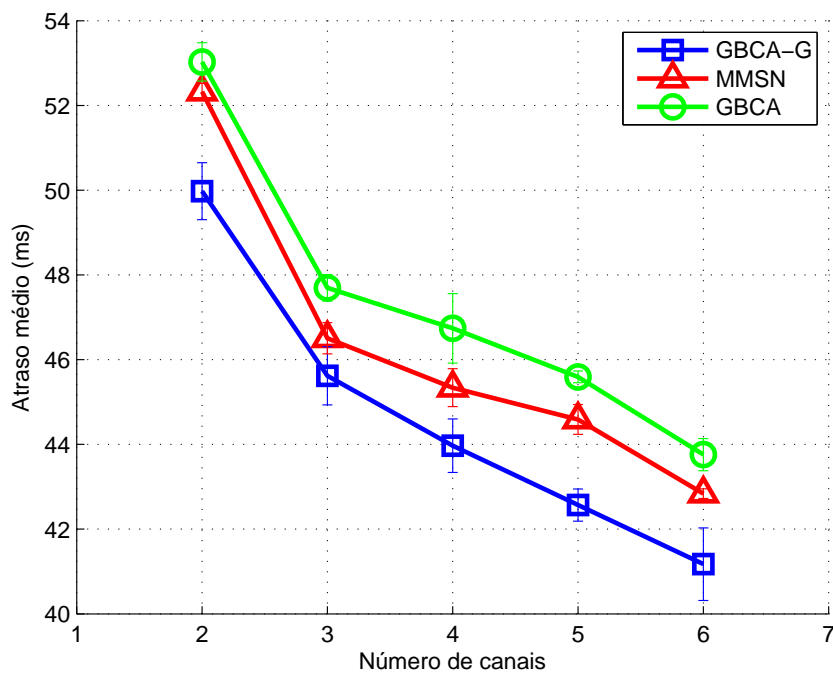


Figura 8.4 - Atraso médio por pacote (ms) de acordo com o número de canais disponíveis.

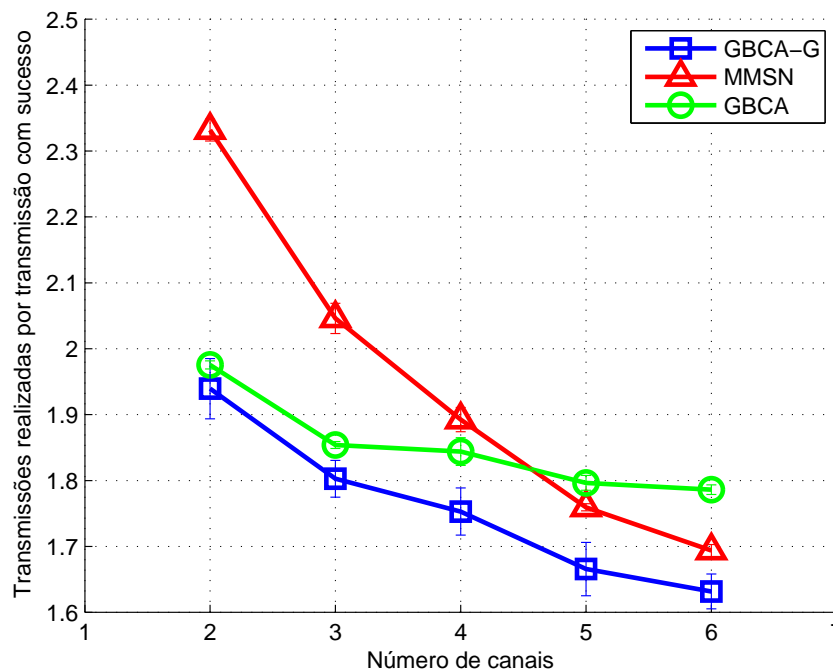


Figura 8.5 - Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso de acordo com o número de canais disponíveis.

analisadas, observou-se, interessante, uma correlação entre esta e o número médio de colisões ocorridas por pacote entregue, mostrado na figura 8.7. Esta correlação pode ser percebida na figura 8.8, onde nota-se que a relação entre o valor da função potencial e o número de colisões observadas por pacote entregue é, aparentemente, linear para o protocolo GBCA-G. Isto ocorre porque o modelo de custo adotado no GBCA-G aproxima melhor a probabilidade de colisões de acordo com o modelo de interferência dado pela equação 6.2. Em contrapartida, o protocolo MMSN considera todos os enlaces com a mesma probabilidade de colisão, enquanto que o protocolo GBCA, embora seja baseado no mesmo modelo de interferência do protocolo GBCA-G (dado pela equação 6.2), aproxima o custo do enlace pelo número de transmissores, mas sem contabilizar a probabilidade de utilização do mesmo.

Em um segundo cenário, foram gerados 30 fluxos de pacotes a uma taxa de 10 pacotes por segundo. Então, o número de canais disponíveis foi mantido fixo em 4 canais. Este número foi escolhido por representar o caso intermediário entre 2 e 6 canais testados no cenário anterior. Então, variou-se o alcance do rádio de 30m a 50m, com incrementos de 5m. Esta variação do alcance implica em uma variação da conectividade dos nós. Considerando-se que a densidade dos nós na rede é mantida constante (isto é, a relação entre o número total de nós pela área total da rede), a variação do alcance do rádio acarreta uma variação na área de alcance do nó e, conseqüentemente, em sua conectividade

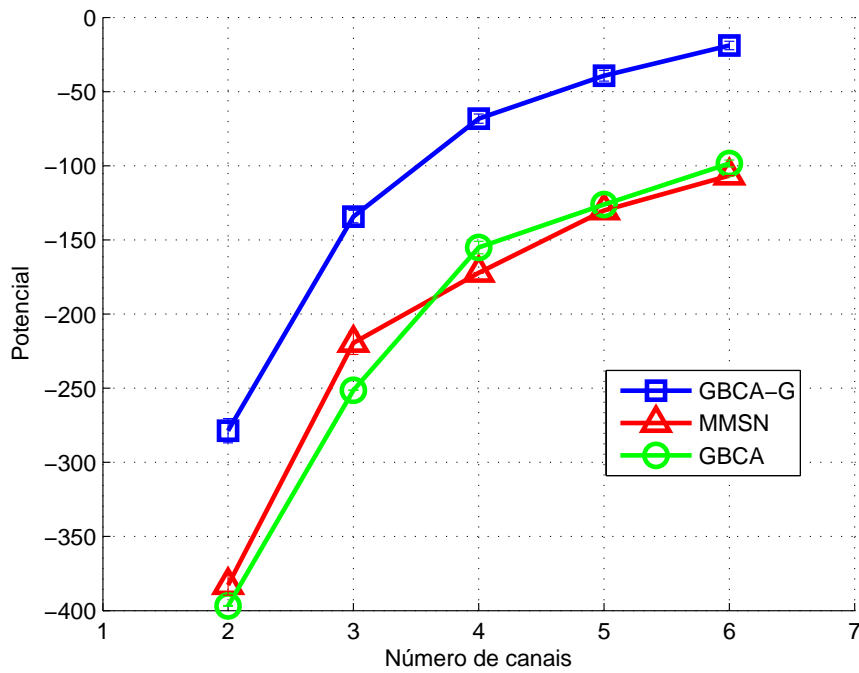


Figura 8.6 - Função potencial para as alocações de canais de acordo com o número de canais disponíveis.

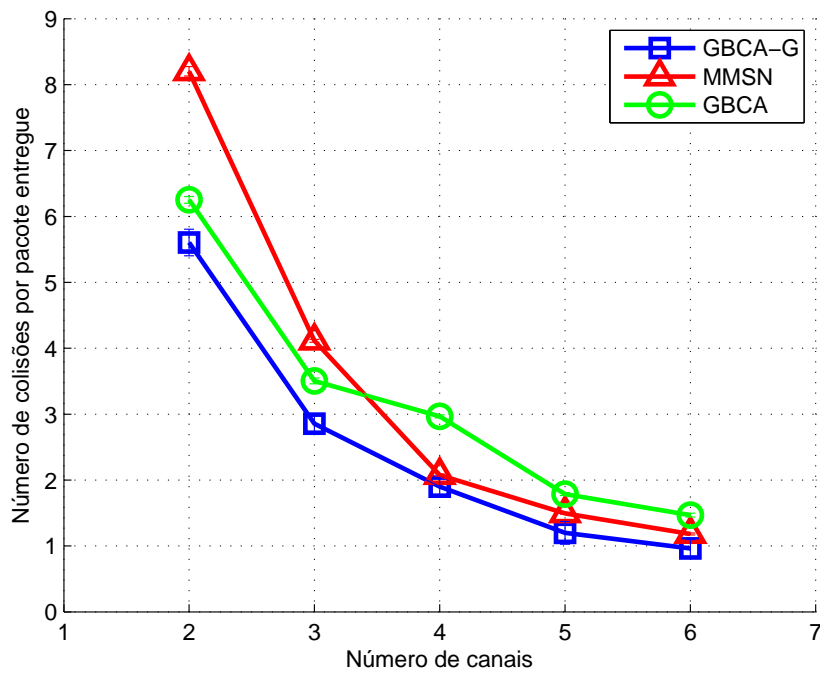


Figura 8.7 - Número de colisões por pacote entregue de acordo com o número de canais disponíveis.

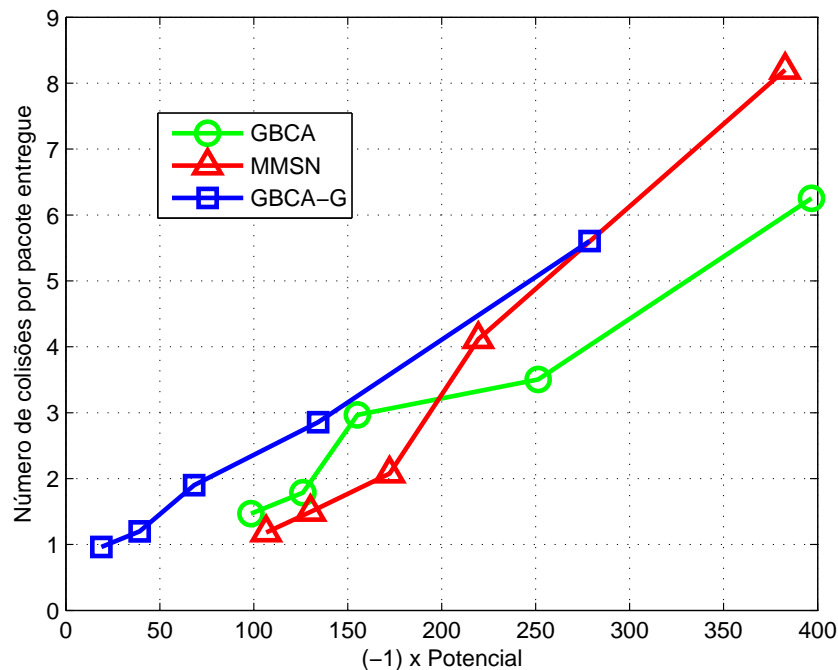


Figura 8.8 - Número de colisões por pacote entregue de acordo o valor da função potencial.

(isto é, número de nós vizinhos). Embora a variável de interesse a ser controlada seja a conectividade, a mesma não é diretamente controlável. Por isso, variou-se o alcance do rádio e, conseqüentemente, a conectividade. Assim, a variação do alcance do rádio de 30m a 50m resulta em uma conectividade média esperada de 13 a 38 nós por nó. Salienta-se que valores menores do que 30m e maiores do que 50m não são significativos para o presente trabalho por representarem redes muito esparsas ou muito densas, nas quais espera-se que os algoritmos de alocação de canais apresentem resultados muito similares. Este fato é justificável por ser o número de enlaces de interferência existentes ou muito pequeno (portanto, mais facilmente removíveis) ou muito grande (portanto, muito dificilmente removíveis). Os resultados obtidos são mostrados nas figuras 8.9, 8.11 e 8.13 em função do alcance de rádio e nas figuras 8.10, 8.12 e 8.14 em função da conectividade média observada.

A taxa de entrega com relação ao alcance do rádio é mostrada na figura 8.9. Observa-se que a taxa de entrega aumenta, inicialmente, até um ponto máximo (aproximadamente em 40m ou, equivalentemente, a uma conectividade média de aproximadamente 21 nós por nó, que pode ser observada na figura 8.10), a partir do qual, o aumento no alcance do rádio leva a um decréscimo da taxa de entrega. Nota-se que há uma semelhança entre este gráfico e o gráfico mostrado na figura 7.6, obtido para diferentes alcances de rádio e níveis de tráfego. Assim, da mesma forma, é esperado que este ponto de máximo

seja variável de acordo com o número de canais disponíveis e com o tráfego de dados na rede.

Observou-se que o protocolo GBCA-G, novamente, apresentou taxas de entrega superiores aos demais protocolos. As maiores diferenças obtidas foram: 8,6% mais pacotes entregues do que o MMSN, com alcance do rádio em 30m (conectividade equivalente a 13 nós por nó), e 7,9% mais pacotes entregues do que o GBCA com alcance do rádio em 50m (conectividade equivalente a 32 nós por nó). Em média, as diferenças na taxa de entrega ficaram em 5,9% e 6,7% para os protocolos MMSN e GBCA, respectivamente.

Com relação ao atraso médio na entrega dos pacotes, mostrado na figura 8.11, notou-se que o protocolo GBCA-G apresentou os menores valores em todas as condições de alcance do rádio. Ademais, os protocolos MMSN e GBCA apresentam, aparentemente, resultados bastante próximos. As maiores diferenças observadas no atraso médio dos pacotes entregues, em relação ao GBCA-G, foram de até 5,5ms (7,2%) para o MMSN, com alcance de rádio igual a 30m, e de até 4,3ms (13,44%) para o GBCA, com alcance igual a 50m. Em média, os pacotes entregues, utilizando-se o GBCA-G, tiveram um atraso médio menor em 3,25ms (cerca 8,2%) em comparação ao MMSN e ao GBCA.

Ainda, considerando a relação entre o número de transmissões realizadas por transmissão com sucesso e o número de canais, obteve-se o resultado mostrado na figura 8.13. Observa-se que, em todas as condições de alcance, o GBCA-G apresentou um menor número de retransmissões. Sendo que, em relação ao GBCA, o número de transmissões foi, em média, inferior em 11,2%. Enquanto que, com relação ao MMSN, este número foi, em média, inferior em 13,42%.

Em um terceiro cenário, foram gerados 30 fluxos variando-se a taxa de geração de pacotes. Assim, os pacotes foram gerados com intervalos variando de 50 a 200 ms, com incrementos de 50ms. Nota-se que a geração de um pacote de 120 *bytes* a cada 50ms corresponde uma taxa de dados de 19200 *bits* por segundo. Ainda, para este cenário, o número de canais e o alcance do rádio foram mantidos fixos em 4 e 40m, respectivamente. Neste cenário, os valores para o número de canais disponíveis e alcance do rádio foram escolhidos por representarem o caso intermediário para uma rede de sensores e atuadores sem fio baseada no padrão IEEE 802.15.4TM. O número de canais disponíveis na rede (4) está entre o valor máximo considerado (6 canais) e o valor mínimo (2 canais). Já o alcance do rádio (40m) está entre 30m e 50m e representa uma conectividade média de 21 nós por nó, aproximadamente. Observa-se que valores de alcance do rádio menores que 30m, com conectividade equivalente inferior a 13 nós por nó, correspondem a redes muito

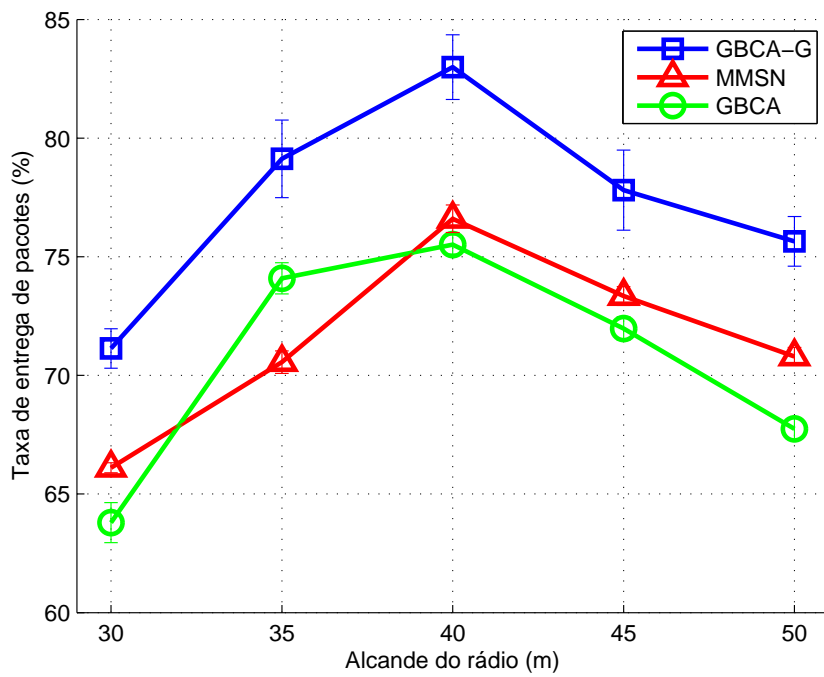


Figura 8.9 - Taxa de entrega de pacotes em diferentes níveis de alcance do rádio.

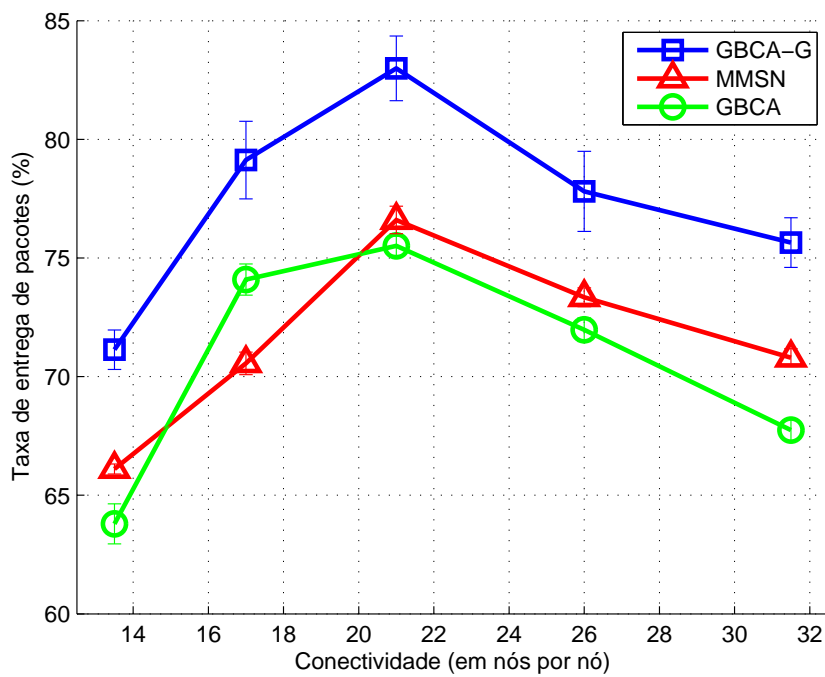


Figura 8.10 - Taxa de entrega de pacotes em diferentes níveis de conectividade.

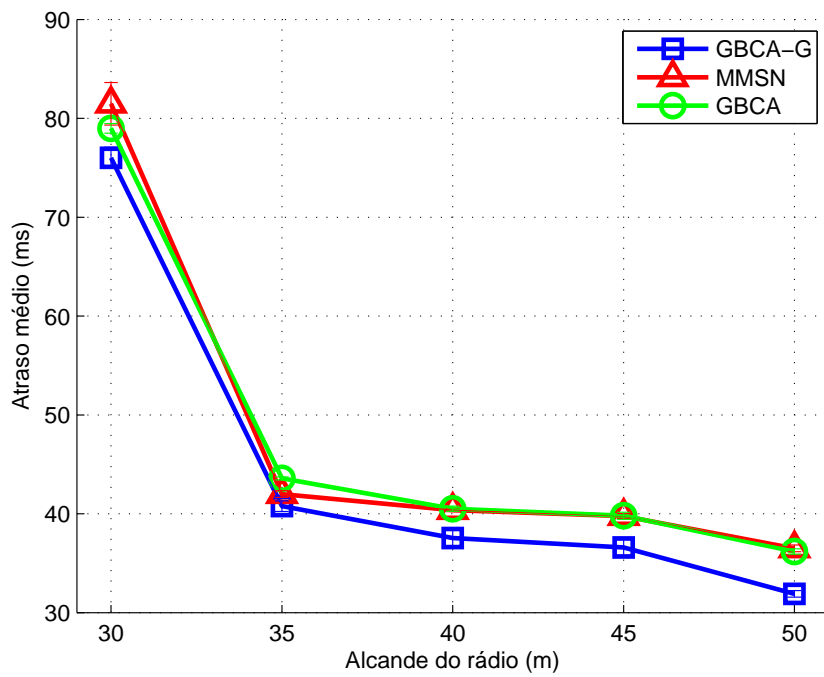


Figura 8.11 - Atraso médio por pacote (ms) em diferentes níveis de alcance do rádio.

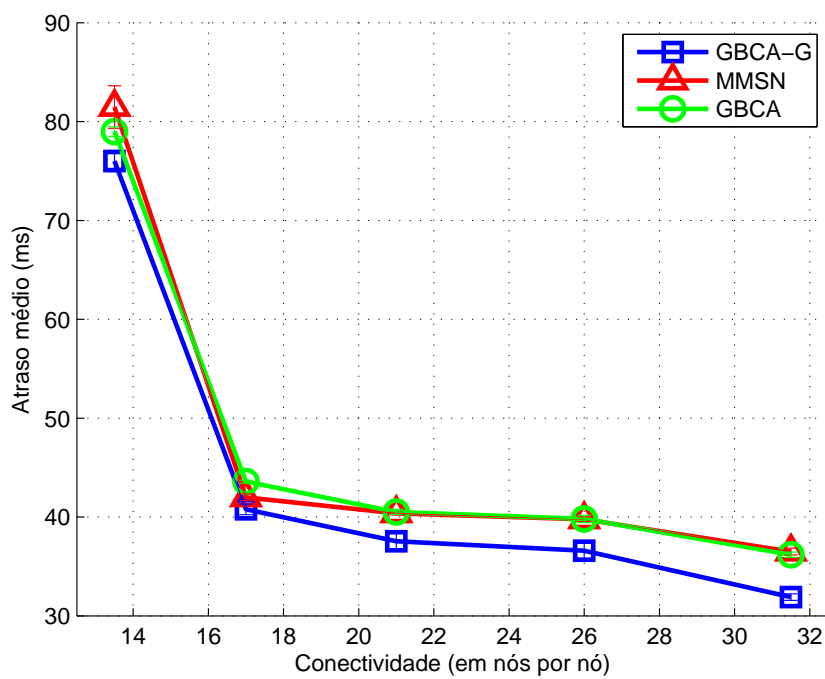


Figura 8.12 - Atraso médio por pacote (ms) em diferentes níveis de conectividade.

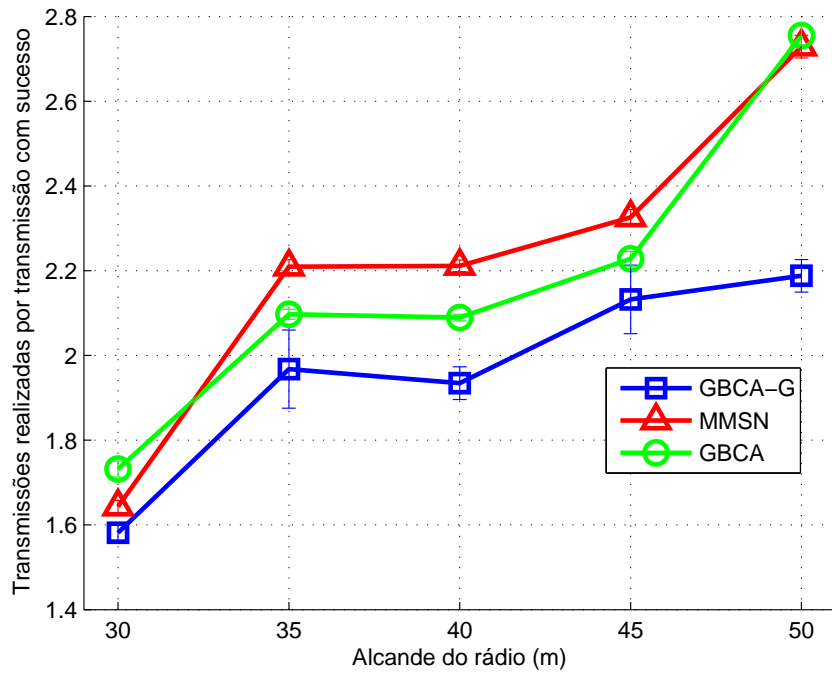


Figura 8.13 - Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso em diferentes níveis de alcance do rádio.

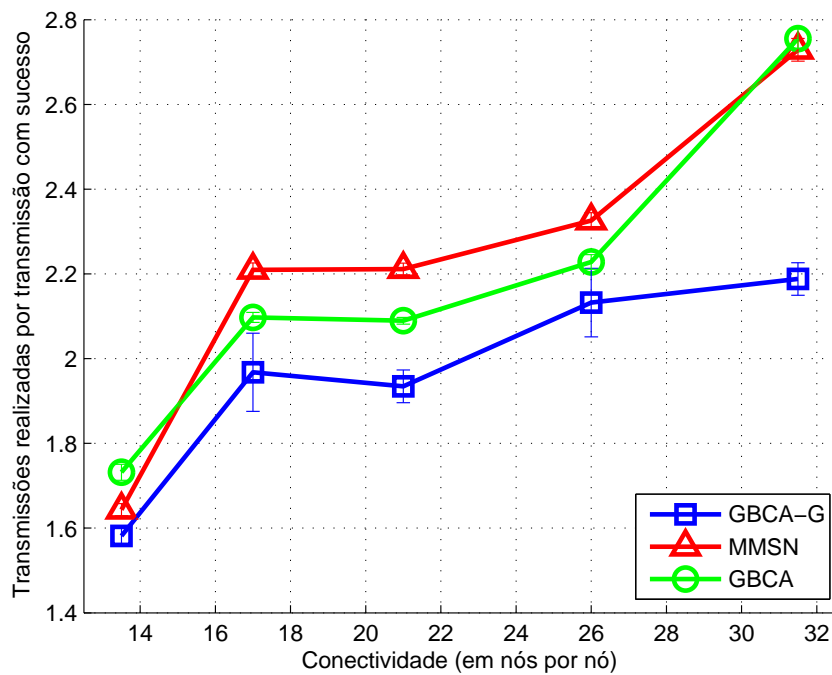


Figura 8.14 - Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso em diferentes níveis de conectividade.

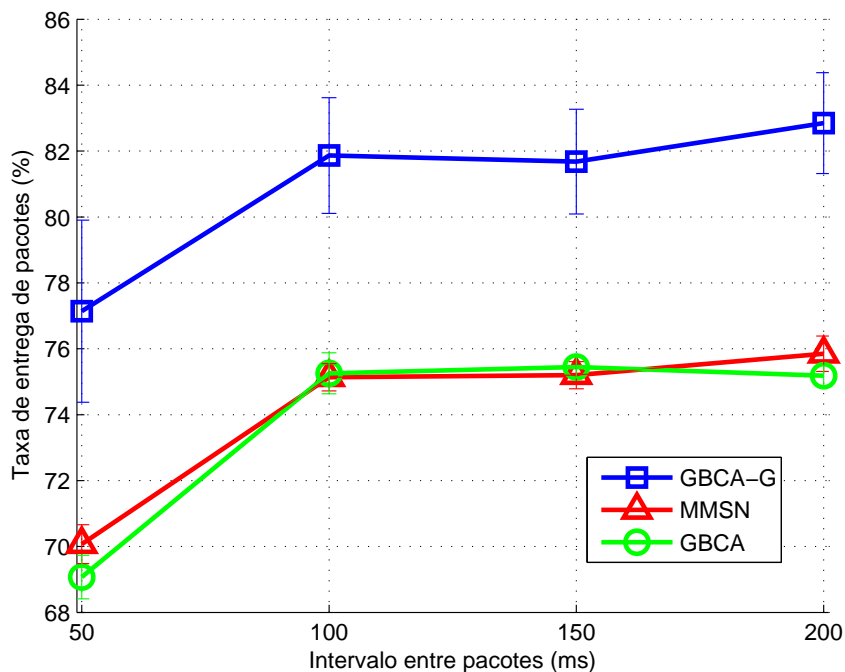


Figura 8.15 - Taxa de entrega de pacotes com diferentes intervalos de geração de pacotes (tráfego).

esparsas, enquanto que valores de alcance de rádio superiores a 50m, com conectividade equivalente superiores a 32 nós por nó, correspondem a redes muito densas, não sendo casos representativos para as redes de sensores e atuadores sem fio baseadas no padrão IEEE 802.15.4TM. Os resultados obtidos são mostrados nas figuras 8.15, 8.16 e 8.17.

O resultado obtido para a taxa de entrega é mostrado na figura 8.15. Observa-se que com o aumento do intervalo entre os pacotes, aumenta a taxa de entrega. Este resultado é intuitivo, pois como os pacotes são gerados mais espaçadamente, o tráfego na rede é menor e, conseqüentemente, menor é a probabilidade de colisões e perdas de pacotes. Nota-se, contudo, que os ganhos na taxa de entrega ficam menores com o aumento dos intervalos. Isto ocorre porque, em média, a maioria dos pacotes é entregue com atrasos inferiores a 50ms (vide figura 8.16). Ainda com relação à taxa de entrega, observa-se que o GBCA-G apresenta um desempenho superior do que GBCA e MMSN. Em média, GBCA-G entrega 6,82% a mais dos pacotes do que MMSN e 7,14% a mais do que GBCA.

Analisando-se o gráfico do resultado obtido para a métrica de atraso médio dos pacotes, mostrado na figura 8.16, nota-se, igualmente, que a partir de um determinado intervalo (100ms), o atraso médio atinge um valor mínimo para cada um dos protocolos. É possível observar que MMSN e GBCA atingem, aparentemente, o mesmo valor mínimo. Ainda, para o GBCA-G, este valor é inferior, aproximadamente, em 3,5ms (ou 9,25%).

Finalmente, com relação ao número de transmissões efetuadas para cada transmissão

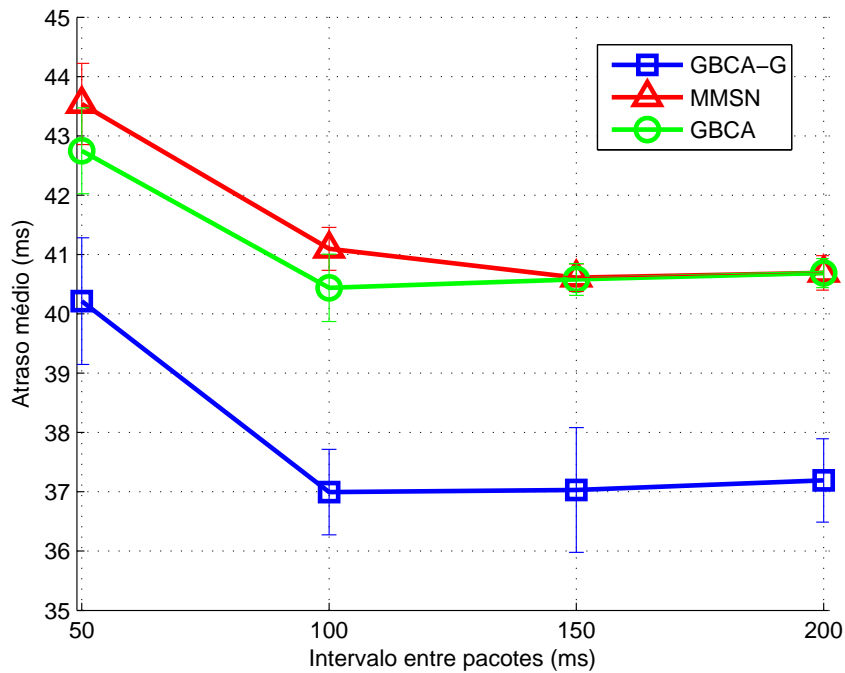


Figura 8.16 - Atraso médio por pacote (ms) com diferentes intervalos de geração de pacotes (tráfego).

com sucesso, o resultado obtido é mostrado na figura 8.17. Novamente, observa-se a mesma tendência evidenciada para as métricas anteriores. Para esta métrica GBCA-G também apresenta desempenho melhor do que GBCA e MMSN. Em média, GBCA-G efetuou 15,22% menos transmissões do que MMSN e 13,37% menos do que GBCA.

8.2 Análise dos resultados

A partir dos resultados obtidos, pode-se comparar o protocolo proposto GBCA-G com os protocolos GBCA e MMSN. As métricas de comparação utilizadas são: taxa de entrega de pacotes, atraso médio dos pacotes e número médio de transmissões realizadas por transmissão bem-sucedida. Os resultados médios obtidos são mostrados, de forma concisa, na tabela 8.1, onde Δ_x significa a diferença entre os valores obtidos para o protocolo GBCA-G e para o protocolo comparado x .

Com base nos resultados observados, conclui-se que o protocolo GBCA-G supera em todas as métricas analisadas os demais protocolos (GBCA e MMSN). Ainda, entre os demais, o MMSN apresentou, em média, melhores resultados do que o protocolo GBCA, considerando-se os critérios de taxa de entrega e atraso médio. Assim, conclui-se que, aparentemente, o MMSN é mais adequado do que o GBCA para uso em redes com roteamento geográfico (dinâmico).

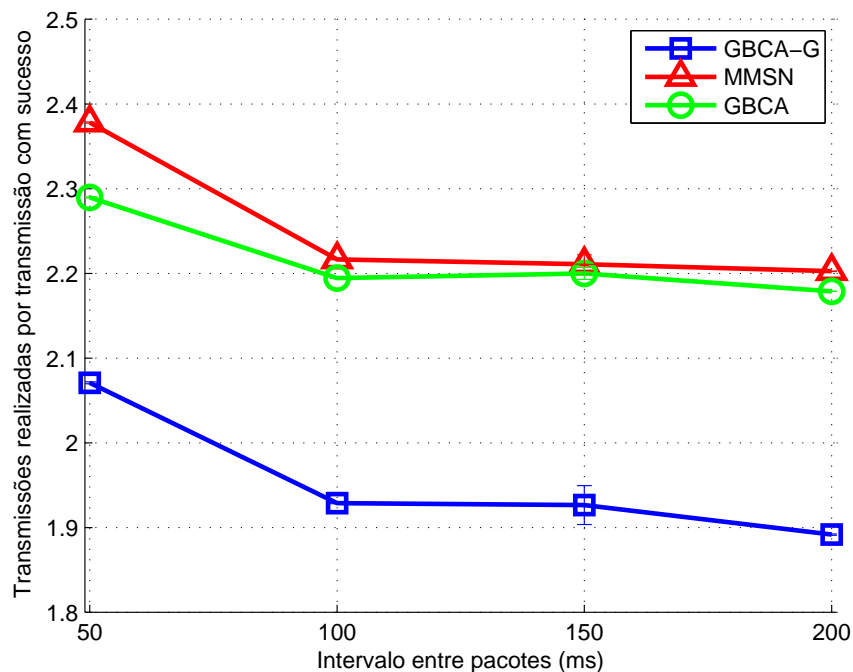


Figura 8.17 - Transmissões efetuadas por transmissão com sucesso com diferentes intervalos de geração de pacotes (tráfego).

Por outro lado, nos casos onde as rotas utilizadas são estáticas e conhecidas antecipadamente, os resultados apresentados em Chen et al. (2011) demonstram, aparentemente, que o GBCA apresenta melhor desempenho. Intuitivamente, isso pode ser explicado pelo fato de o GBCA considerar o conhecimento antecipado das rotas na alocação de canais. Por outro lado, quando as rotas não são conhecidas antecipadamente, como no caso do roteamento geográfico, a utilização de todas as possíveis rotas pelo GBCA pode ocasionar uma alocação de canais em que os enlaces efetivamente utilizados operem nos canais que oferecem uma redução de interferência não tão significativa. Ao passo que, sendo a distribuição de canais do MMSN uniforme, a redução de interferência conseguida por este, pode ser, em média, maior do que no GBCA.

Uma comparação resumida entre os protocolos GBCA-G, GBCA e MMSN é apresentada na tabela 8.2. Com relação a uma rede com roteamento estático e com rotas conhecidas antecipadamente, o protocolo GBCA pode ser empregado em detrimento ao protocolo MMSN, porém a um custo maior. Entretanto, salienta-se que o custo de computação e troca de mensagens para um protocolo de alocação de canais é amortizado ao longo da operação da rede. Por exemplo, considerando-se apenas o quesito consumo de energia, os ganhos de energia observados pela redução no número de retransmissões claramente compensam o gasto energético da computação realizada, uma vez que a alocação de canais é realizada no início da operação da rede, sendo mantida

Tabela 8.1 - Comparação de desempenho do protocolo GBCA-G com os protocolos GBCA e MMSN

Protocolo comparado	Variável controlada	Taxa de entrega (%)	Atraso médio (%)	Número de transmissões realizadas por transmissão com sucesso (%)
Δ_{GBCA}	Canais disponíveis	7,7%	-6,0%	-5,44%
	Alcance do rádio	6,7%	-8,2%	-11,20%
	Intervalo entre pacotes	7,1%	-8,6%	-13,37%
Δ_{MMSN}	Canais disponíveis	5,6%	-3,7%	-10,23%
	Alcance do rádio	5,9%	-8,2%	-13,42%
	Intervalo entre pacotes	6,8%	-9,6%	-15,22%

ao longo do seu tempo de operação. Ainda, mesmo para o caso do GBCA-G onde a computação é realizada continuamente, o consumo energético da computação é amortizado pela economia de energia resultante das retransmissões evitadas, pois de acordo com Heinzelman, Chandrakasan e Balakrishnan (2000, 2002) o custo de computação é muito menor do que o custo da comunicação para as redes de sensores sem fio. Em Pottie e Kaiser (2000) calculou-se que um processador de propósito geral poderia executar três mil instruções com o mesmo custo energético para transmitir um *bit* a uma distância de 100m. Assim, com o crescente aumento da eficiência energética dos processadores, espera-se que esta diferença de consumo entre computação e comunicação fique cada vez maior.

Tabela 8.2 - Comparação entre os protocolos GBCA-G, GBCA e MMSN

Protocolo	Utiliza informações da topologia da rede	Utiliza informações das rotas usadas	Indicado para redes com roteamento estático	Indicado para redes com roteamento dinâmico
GBCA	✓	✓	✓	×
MMSN	✓	×	✓	✓
GBCA-G	✓	✓	✓	✓

9 CONCLUSÃO

Neste capítulo apresentam-se as principais conclusões a partir da análise dos resultados obtidos, bem como sugestões de possíveis trabalhos que podem representar uma continuação do trabalho apresentado na presente Tese.

9.1 Conclusões

Nesta Tese foi proposto um protocolo de alocação de canais, denominado GBCA-G, voltado para redes de sensores e atuadores sem fio que utilizam roteamento geográfico. O objetivo do GBCA-G é alocar canais de recepção aos nós para diminuir a interferência na rede e aumentar a confiabilidade da comunicação. O desenvolvimento do GBCA-G foi baseado na Teoria dos Jogos, a partir de modificações nas funções de recompensa, seguindo o modelo de jogo proposto para o protocolo GBCA. As modificações das funções de recompensa foram elaboradas de forma a não alterar as propriedades desejáveis¹ do jogo resultante, ao mesmo tempo que permitiram obter resultados melhores com relação às métricas de desempenho da rede utilizadas, em comparação aos protocolos GBCA e MMSN.

Além disso, para possibilitar aos nós a capacidade de decisão sobre a seleção de canal, propôs-se, ainda, um algoritmo de aprendizado que torna os nós capazes de decidir qual a melhor escolha a partir das observações do jogo e conseqüentemente, atingir um ponto de consenso (equilíbrio) de forma descentralizada. Salienta-se que este algoritmo de aprendizado utiliza apenas informações trocadas localmente (isto é, a um salto de distância de comunicação) e, portanto, evita a utilização excessiva da rede. Inclusive as informações necessárias ao algoritmo podem ser adicionadas aos pacotes de dados que já estão trafegando, bem como nos pacotes de controle que já são utilizados pelo algoritmo de roteamento para manter atualizadas as informações sobre sua vizinhança e sobre a

¹Jogo potencial, preço de anarquia limitado, preço de estabilidade unitário e algoritmos de aprendizado conhecidos.

qualidade dos enlaces.

Embora em uma primeira análise o emprego do formalismo da Teoria dos Jogos possa parecer uma adição desnecessária de complexidade na solução de um determinado problema, mostrou-se que isto não é necessariamente verdadeiro. Mesmo no caso onde os agentes não possuem elevada capacidade computacional e estão em grande número, como ocorre nas redes de sensores e atuadores sem fio, o emprego da Teoria dos Jogos pode ser viabilizado pela implementação de algoritmos de aprendizado mais escaláveis, como os algoritmos baseados em recompensas virtuais ou mesmo baseados apenas em recompensas. Estes últimos sendo os mais escaláveis, com menor custo computacional e estando em destaque nessa área de pesquisa para aplicação em sistemas multi-agentes. Já com relação aos algoritmos baseados em recompensas virtuais, uma alternativa, conforme apresentada, está no desenvolvimento de funções de recompensa que possam ser computadas com custo computacional reduzido através de implementação recursiva.

Finalmente é importante destacar que a aplicação da Teoria dos Jogos na modelagem e controle de sistemas de engenharia descentralizados encontra-se em fase inicial, sendo esperados muitos avanços nesta área nos próximos anos. Acredita-se que com o contínuo aumento do poder computacional dos dispositivos embarcados e do desenvolvimento de algoritmos mais escaláveis, a Teoria dos Jogos apresenta-se como uma metodologia bastante promissora no desenvolvimento, modelagem e controle dos sistemas de engenharia descentralizados de larga escala, os quais já se fazem cada vez mais presentes em nosso dia a dia, como a internet, as redes de sensores e atuadores sem fio e os sistemas distribuídos de geração de energia elétrica.

9.2 Trabalhos futuros

Nesta seção são lançadas, brevemente, algumas ideias de possíveis trabalhos que podem estender a técnica de alocação de canais proposta com o intuito de melhorar ainda mais o desempenho das redes de sensores e atuadores sem fio no tocante aos critérios de interesse, como taxa de entrega, atraso médio de pacotes e número médio de retransmissões necessárias por transmissão bem-sucedida. Certamente nos casos onde possa haver alteração dos requisitos da rede considerada existe a possibilidade de se explorar outras modificações na técnica proposta, incluindo modificações nas funções de recompensa, na necessidade de troca de mensagens, no algoritmo de aprendizado, dentre outras. Tais requisitos que podem ser alterados incluem, por exemplo, mobilidade dos nós, restrições de energia, protocolo de roteamento, etc. Além disso, outros tópicos que

podem ser abordados em trabalhos futuros são listados a seguir.

Alocação de canais e controle de potência (topologia) Em um possível trabalho futuro, pode-se realizar a integração da alocação de canais também ao controle de potência para minimizar ainda mais a interferência na rede. Nota-se pelos resultados que os algoritmos de alocação de canais possuem desempenho variável conforme a densidade de nós. Assim, pode-se explorar este fato para controlar a potência de transmissão (e conseqüentemente, a densidade de nós), com o intuito de aproximar a operação da rede aos pontos de melhor desempenho (por exemplo, com relação à taxa de entrega de pacotes).

Alocação de canais e de rotas Conforme explicado ao longo do texto, a alocação de canais de recepção não permite “remover” a interferência causada pelos enlaces denominados de enlaces de intersecção. Assim, enquanto a alocação de canais de recepção permite reduzir a interferência dos enlaces denominados enlaces de interferência, em um possível trabalho futuro, pode-se propor um jogo integrado para alocação de rotas com o intuito de minimizar a competição pelo mesmo receptor e, conseqüentemente, reduzir a interferência causada pelos enlaces de intersecção.

Funções de recompensas adaptativas ou reprogramáveis Embora as funções de recompensa que foram propostas para o jogo de alocação de canais sejam dinâmicas devido à influência do tráfego e das rotas utilizadas pelos pacotes, nota-se que a mesma forma da função de recompensa é empregada por todos os nós. Portanto, todos os nós são tratados de maneira isonômica, o que pode não ser suficiente para atender às demandas das aplicações na rede. Por exemplo, algumas aplicações podem ser mais prioritárias do que outras ou podem ter prioridades variáveis no tempo (sazonalidade, periodicidade, etc.) ou no espaço (zonas de atuação, focos com maior atividade). Por isso, um possível trabalho pode explorar a possibilidade de tornar as funções de recompensa adaptáveis ou reprogramáveis pelo operador da rede, através de fatores de desconto ou incentivo, de forma a selecionar um ponto de operação desejável. Um exemplo de função de incentivo que pode ser utilizada para interferir no equilíbrio do jogo foi proposto em Marden (2007), onde uma função de “pedágio” foi adicionada às funções de recompensa de um jogo de congestionamento² de forma a melhorar a eficiência social do equilíbrio resultante (Preço de Anarquia).

²Jogos de congestionamento pertencem à classe dos jogos potenciais.

REFERÊNCIAS

- AKYILDIZ, I. et al. A survey on sensor networks. *Communications Magazine, IEEE*, v. 40, n. 8, p. 102 – 114, aug 2002. ISSN 0163-6804.
- AKYILDIZ, I. F.; KASIMOGLU, I. H. Wireless sensor and actor networks: Research challenges. In: *Ad Hoc Networks Journal (Elsevier)*. [S.l.: s.n.], 2004. v. 2, n. 4, p. 351–367.
- AL-KARAKI, J.; KAMAL, A. Routing techniques in wireless sensor networks: a survey. *Wireless Communications, IEEE*, v. 11, n. 6, p. 6 – 28, dec. 2004. ISSN 1536-1284.
- ALLIANCE, Z. *ZigBee Specification*. 2006.
- ANASTASI, G.; CONTI, M.; FRANCESCO, M. D. A comprehensive analysis of the mac unreliability problem in iee 802.15.4 wireless sensor networks. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, v. 7, n. 1, p. 52 –65, feb. 2011. ISSN 1551-3203.
- ARSLAN, G.; MARDEN, J. R.; SHAMMA, J. S. Autonomous vehicle-target assignment: A game-theoretical formulation. *Journal of Dynamic Systems, Measurement, and Control, ASME*, v. 129, n. 5, p. 584–596, 2007.
- BARBERIS, A.; BARBONI, L.; VALLE, M. Assessment of the mac layer behavior of wireless sensor networks simulators using experimental testbeds. In: *Advances in Sensors and Interface, 2007. IWASI 2007. 2nd International Workshop on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1 –6.
- BOSE, P. et al. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. *Wirel. Netw.*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 7, n. 6, p. 609–616, 2001. ISSN 1022-0038.
- BRAESS, D.; NAGURNEY, A.; WAKOLBINGER, T. On a paradox of traffic planning. *Transportation Science*, INFORMS, Institute for Operations Research and the Management Sciences (INFORMS), Linthicum, Maryland, USA, v. 39, n. 4, p. 446–450, nov. 2005. ISSN 1526-5447.
- BULUSU, N.; HEIDEMANN, J.; ESTRIN, D. Gps-less low-cost outdoor localization for very small devices. *Personal Communications, IEEE*, v. 7, n. 5, p. 28 –34, oct 2000. ISSN 1070-9916.
- CAO, X. et al. Control systems designed for wireless sensor and actuator networks. In: *Communications, 2008. ICC '08. IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 4968 –4972.
- CAO, X. et al. Building environment control with wireless sensor and actuator networks: Centralized vs. distributed. *Industrial Electronics, IEEE Transactions on*, PP, n. 99, p. 1 –1, 2009. ISSN 0278-0046.

- CERPA, A. et al. Statistical model of lossy links in wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 4th international symposium on Information processing in sensor networks*. Piscataway, NJ, USA: IEEE Press, 2005. (IPSN '05). ISBN 0-7803-9202-7.
- CHEN, D.; VARSHNEY, P. A survey of void handling techniques for geographic routing in wireless networks. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 9, n. 1, p. 50–67, first 2007. ISSN 1553-877X.
- CHEN, J. et al. Distributed collaborative control for industrial automation with wireless sensor and actuator networks. *Industrial Electronics, IEEE Transactions on*, PP, n. 99, p. 1–1, 2010. ISSN 0278-0046.
- CHEN, J. et al. Game theoretical approach for channel allocation in wireless sensor and actuator networks. *Automatic Control, IEEE Transactions on*, v. 56, n. 10, p. 2332–2344, oct. 2011. ISSN 0018-9286.
- DENARDIN, G. et al. Impact of lower layers for the development of routing protocols for large-scale wireless sensor networks. In: *Industry Applications (INDUSCON), 2010 9th IEEE/IAS International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–6.
- DENARDIN, G. et al. Impact of lower layers for the development of routing protocols for large-scale wireless sensor networks. In: *IX Induscon, 9th IEEE/IAS International Conference on Industry Applications*. [S.l.: s.n.], 2010.
- DENARDIN, G. et al. An intelligent system for street lighting control and measurement. In: *Industry Applications Society Annual Meeting, 2009. IAS 2009. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 1–5. ISSN 0197-2618.
- DENARDIN, G. W. et al. A geographic routing hybrid approach for void resolution in wireless sensor networks. *Journal of Systems and Software*, v. 84, n. 10, p. 1577–1590, 2011. ISSN 0164-1212.
- FRABOULET, A.; CHELIUS, G.; FLEURY, E. Worldsens: Development and prototyping tools for application specific wireless sensors networks. In: *Information Processing in Sensor Networks, 2007. IPSN 2007. 6th International Symposium on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 176–185.
- FREY, H.; STOJMENOVIC, I. On delivery guarantees of face and combined greedy-face routing in ad hoc and sensor networks. In: *Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA: ACM, 2006. (MobiCom '06), p. 390–401. ISBN 1-59593-286-0.
- FREY, H.; STOJMENOVIC, I. On delivery guarantees and worst case forwarding bounds of elementary face routing components in ad hoc and sensor networks. *Computers, IEEE Transactions on*, PP, n. 99, p. 1–1, 2010. ISSN 0018-9340.
- FUDENBERG, D.; LEVINE, D. *The theory of learning in games*. [S.l.]: MIT Press, 1998. (MIT Press series on economic learning and social evolution). ISBN 9780262061940.
- FUDENBERG, D.; TIROLE, J. *Game theory*. [S.l.]: MIT Press, 1991. ISBN 9780262061414.

- GAREY, M. R.; JOHNSON, D. S. *Computers and Intractability; A Guide to the Theory of NP-Completeness*. New York, NY, USA: W. H. Freeman & Co., 1990. ISBN 0716710455.
- GIORDANO, S.; STOJMENOVIC, I.; BLAZEVIC, L. Position based routing algorithms for ad hoc networks: A taxonomy. In: *Ad Hoc Wireless Networking*. [S.l.]: Kluwer, 2001. p. 103–136.
- GOPALAKRISHNAN, R.; MARDEN, J. R.; WIERMAN, A. An architectural view of game theoretic control. *SIGMETRICS Perform. Eval. Rev.*, ACM, New York, NY, USA, v. 38, n. 3, p. 31–36, jan. 2011. ISSN 0163-5999.
- GUERRERO, P. E.; JACOBI, D.; BUCHMANN, A. Workflow support for wireless sensor and actor networks: a position paper. In: *DMSN '07: Proceedings of the 4th workshop on Data management for sensor networks*. New York, NY, USA: ACM, 2007. p. 31–36. ISBN 978-159593-911-1.
- GUNGOR, V.; HANCKE, G. Industrial wireless sensor networks: Challenges, design principles, and technical approaches. *Industrial Electronics, IEEE Transactions on*, v. 56, n. 10, p. 4258–4265, oct. 2009. ISSN 0278-0046.
- GUNGOR, V. C.; LU, B.; HANCKE, G. P. Opportunities and challenges of wireless sensor networks in smart grid. *Industrial Electronics, IEEE Transactions on*, v. 57, n. 10, p. 3557–3564, oct. 2010. ISSN 0278-0046.
- GUPTA, P.; KUMAR, P. The capacity of wireless networks. *Information Theory, IEEE Transactions on*, v. 46, n. 2, p. 388–404, mar 2000. ISSN 0018-9448.
- HAMIDA, E. B.; CHELIUS, G.; GORCE, J.-M. On the complexity of an accurate and precise performance evaluation of wireless networks using simulations. In: *Proceedings of the 11th international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*. New York, NY, USA: ACM, 2008. (MSWiM '08), p. 395–402. ISBN 978-1-60558-235-1.
- HART, S.; MAS-COLELL, A. A simple adaptive procedure leading to correlated equilibrium. *Econometrica*, v. 68, n. 5, p. 1127–1150, September 2000.
- HEINZELMAN, W.; CHANDRAKASAN, A.; BALAKRISHNAN, H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, v. 1, n. 4, p. 660–670, oct 2002. ISSN 1536-1276.
- HEINZELMAN, W. R.; CHANDRAKASAN, A.; BALAKRISHNAN, H. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In: *HICSS*. [S.l.: s.n.], 2000.
- HOPKINS, E. A note on best response dynamics. *Games and Economic Behavior*, v. 29, n. 1 - 2, p. 138–150, 1999. ISSN 0899-8256.
- IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks: Overview and Architecture*. 2001. Disponível em: <<http://standards.ieee.org/getieee802/download/802-2001.pdf>>.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Specific requirements. Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs)*. Secretary, IEEE-SA Standards Board, 445 Hoes Lane, P.O. Box 1331, Piscataway, NJ 08855-1331, USA, 2006. Disponível em: <standards.ieee.org/getieee802/download/802.15.4-2006.pdf>.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Specific requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. Secretary, IEEE-SA Standards Board, 445 Hoes Lane, P.O. Box 1331, Piscataway, NJ 08855-1331, USA, 2007.

IEEE STANDARD ASSOCIATION. *IEEE Approved Draft Standard for Local and Metropolitan Area Networks Part 15.4: Low Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs) Amendment: Physical Layer (PHY) Specifications for Low Data Rate Wireless Smart Metering Utility Networks*. 11 2011. 1 -258 p.

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

INCEL, O. D. Survey paper: A survey on multi-channel communication in wireless sensor networks. *Comput. Netw.*, Elsevier North-Holland, Inc., New York, NY, USA, v. 55, n. 13, p. 3081-3099, set. 2011. ISSN 1389-1286.

INCEL, O. D. et al. Mc-lmac: A multi-channel mac protocol for wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, Elsevier Science Publishers B. V., Amsterdam, The Netherlands, The Netherlands, v. 9, n. 1, p. 73-94, jan. 2011. ISSN 1570-8705.

JOVANOVIC, M.; DJORDJEVIC, G. Tfmac: Multi-channel mac protocol for wireless sensor networks. In: *Telecommunications in Modern Satellite, Cable and Broadcasting Services, 2007. TELSIKS 2007. 8th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 23 -26.

KALOSHA, H. et al. Select-and-protest-based beaconless georouting with guaranteed delivery in wireless sensor networks. In: *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 346 - 350. ISSN 0743-166X.

KARP, B.; KUNG, H. T. Gpsr: greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA: ACM, 2000. p. 243-254. ISBN 1-58113-197-6.

KIM, A. N. et al. When hart goes wireless: Understanding and implementing the wirelesshart standard. In: *ETFA*. [S.l.: IEEE, 2008. p. 899-907.

KIM, Y.; SHIN, H.; CHA, H. Y-mac: An energy-efficient multi-channel mac protocol for dense wireless sensor networks. In: *Information Processing in Sensor Networks, 2008. IPSN '08. International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 53 -63.

- KIM, Y.-J. et al. Geographic routing made practical. In: *Proceedings of the 2nd conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation - Volume 2*. Berkeley, CA, USA: USENIX Association, 2005. (NSDI'05), p. 217–230.
- KO, Y. I. et al. An efficient void resolution method for geographic routing in wireless sensor networks. *Journal of Systems and Software*, Elsevier Science Inc., New York, NY, USA, v. 82, n. 6, p. 963–973, 2009. ISSN 0164-1212.
- KOUTSOUPIAS, E.; PAPADIMITRIOU, C. Worst-case equilibria. *Computer Science Review*, v. 3, n. 2, p. 65 – 69, 2009. ISSN 1574-0137.
- KUHN, F. et al. Geometric ad-hoc routing: of theory and practice. In: *PODC '03: Proceedings of the twenty-second annual symposium on Principles of distributed computing*. New York, NY, USA: ACM, 2003. p. 63–72. ISBN 1-58113-708-7.
- KUHN, F.; WATTENHOFER, R.; ZOLLINGER, A. Worst-case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing. In: *MobiHoc '03: Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*. New York, NY, USA: ACM, 2003. p. 267–278. ISBN 1-58113-684-6.
- LARRY, S. Stochastic stability in games with alternative best replies. *Journal of Economic Theory*, v. 64, n. 1, p. 35–65, October 1994.
- LI, J. et al. A scalable location service for geographic ad hoc routing. In: . [S.l.: s.n.], 2000. p. 120–130.
- LI, J. et al. Arm: An asynchronous receiver-initiated multichannel mac protocol with duty cycling for wsns. In: *Performance Computing and Communications Conference (IPCCC), 2010 IEEE 29th International*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 114 –121. ISSN 1097-2641.
- LI, N.; MARDEN, J. R. Designing games for distributed optimization. In: *CDC-ECE*. [S.l.]: IEEE, 2011. p. 2434–2440. ISBN 978-1-61284-800-6.
- LIN, C.-H. et al. Progressface: An algorithm to improve routing efficiency of gpsr-like routing protocols in wireless ad hoc networks. *Computers, IEEE Transactions on*, v. 59, n. 6, p. 822 –834, june 2010. ISSN 0018-9340.
- MANNOR, S.; SHAMMA, J. S. Multi-agent learning for engineers. In: *Special Issue on Foundations of Multi-Agent Learning*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 417–422.
- MARDEN, J. *Learning in large-scale games and cooperative control*. Tese (Doutorado) — University of California, Los Angeles, 2007.
- MARDEN, J.; ARSLAN, G.; SHAMMA, J. Cooperative control and potential games. *Systems, Man, and Cybernetics, Part B: Cybernetics, IEEE Transactions on*, v. 39, n. 6, p. 1393 –1407, dec. 2009. ISSN 1083-4419.
- MARDEN, J.; ARSLAN, G.; SHAMMA, J. Joint strategy fictitious play with inertia for potential games. *Automatic Control, IEEE Transactions on*, v. 54, n. 2, p. 208 –220, feb. 2009. ISSN 0018-9286.
- MARDEN, J.; SHAMMA, J. Revisiting log-linear learning: Asynchrony, completeness and payoff-based implementation. In: *Communication, Control, and Computing (Allerton), 2010 48th Annual Allerton Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1171 –1172.

- MARDEN, J. et al. Payoff based dynamics for multi-player weakly acyclic games. In: *Decision and Control, 2007 46th IEEE Conference on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 3422–3427. ISSN 0191-2216.
- MARDEN, J. R.; YOUNG, H. P.; PAO, L. Y. *Achieving Pareto Optimality Through Distributed Learning*. [S.l.], 2011.
- MONDERER, D.; SELA, A. *Fictitious play and- no-cycling conditions*. [S.l.], jun. 1997.
- MONDERER, D.; SHAPLEY, L. S. Fictitious play property for games with identical interests. *Journal of Economic Theory*, v. 68, n. 1, p. 258–265, January 1996.
- MONDERER, D.; SHAPLEY, L. S. Potential games. *Games and Economic Behavior*, v. 14, n. 1, p. 124–143, May 1996.
- MULLIGAN, G. The 6lowpan architecture. In: *Proceedings of the 4th workshop on Embedded networked sensors*. New York, NY, USA: ACM, 2007. (EmNets '07), p. 78–82. ISBN 978-1-59593-694-3.
- NAKAMURA, M.; SAKURAI, A.; NAKAMURA, J. Distributed environment control using wireless sensor/actuator networks for lighting applications. *Sensors*, v. 9, n. 11, p. 8593–8609, 2009. ISSN 1424-8220.
- NASH, J. Non-Cooperative Games. *The Annals of Mathematics*, Annals of Mathematics, v. 54, n. 2, p. 286–295, set. 1951. ISSN 0003486X.
- NASH, J. F. Equilibrium points in n-person games. In: *Proceedings of the National Academy of Sciences of the United States of America*. [S.l.: s.n.], 1950.
- NAYAK, A.; STOJMENOVIC, I. *Wireless Sensor and Actuator Networks: Algorithms and Protocols for Scalable Coordination and Data Communication*. New York, NY, USA: Wiley-Interscience, 2010. ISBN 0470170824, 9780470170823.
- NEWPORT, C. et al. Experimental evaluation of wireless simulation assumptions. *Simulation*, Society for Computer Simulation International, San Diego, CA, USA, v. 83, n. 9, p. 643–661, set. 2007. ISSN 0037-5497.
- NISAN, N. *Algorithmic Game Theory*. [S.l.]: Cambridge University Press, 2007.
- OLIVEIRA, L. L. d. et al. Centroidm: a centroid-based localization algorithm for mobile sensor networks. In: *Proceedings of the 23rd symposium on Integrated circuits and system design*. New York, NY, USA: ACM, 2010. (SBCCI '10), p. 204–209. ISBN 978-1-4503-0152-7.
- PALAN, N. G.; KHADILKAR, A. P. Media access control protocol modelling for mobile sensor network-using omnet++ -mixim network simulator. In: *Sustainable Energy and Intelligent Systems (SEISCON 2011), International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 641–644.
- PAPADIMITRIOU, C. Algorithms, games, and the internet. In: *Proceedings of the thirty-third annual ACM symposium on Theory of computing*. New York, NY, USA: ACM, 2001. (STOC '01), p. 749–753. ISBN 1-58113-349-9.

- POTTIE, G. J.; KAISER, W. J. Wireless integrated network sensors. *Commun. ACM*, ACM, New York, NY, USA, v. 43, n. 5, p. 51–58, maio 2000. ISSN 0001-0782.
- PRADELSKI, B. S.; YOUNG, H. P. Learning efficient nash equilibria in distributed systems. *Games and Economic Behavior*, n. 0, p. –, 2012. ISSN 0899-8256.
- PROWLER. *Prowler: Probabilistic Wireless Network Simulator*. 2011. Disponível em: <<http://www.isis.vanderbilt.edu/projects/nest/prowler/>>.
- RABAEY, J. et al. Picoradio supports ad hoc ultra-low power wireless networking. *Computer*, v. 33, n. 7, p. 42–48, jul 2000. ISSN 0018-9162.
- RAMAKRISHNAN, M.; RANJAN, P. V. Multi channel mac implementation for wireless sensor networks. In: *Advances in Computing, Control, Telecommunication Technologies, 2009. ACT '09. International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 809–813.
- RASTEGARNIA, A.; SOLOUK, V. Performance evaluation of castalia wireless sensor network simulator. In: *Telecommunications and Signal Processing (TSP), 2011 34th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 111–115.
- REDDY, D.; RILEY, G. Measurement based physical layer modeling for wireless network simulations. In: *Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems, 2007. MASCOTS '07. 15th International Symposium on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 46–53. ISSN 1526-7539.
- RHEE, I.-K. et al. Clock synchronization in wireless sensor networks: An overview. *Sensors 2009*, n. 9, p. 56–85, 2009. ISSN 1424-8220.
- ROHM, D. et al. Configuring beaconless ieee 802.15.4 networks under different traffic loads. In: *Advanced Information Networking and Applications, 2009. AINA '09. International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 921–928. ISSN 1550-445X.
- SADLER, B.; SWAMI, A. Synchronization in sensor networks: an overview. In: *Military Communications Conference, 2006. MILCOM 2006. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2006. p. 1–6.
- SHOHAM, Y.; LEYTON-BROWN, K. *Multiagent Systems*. [S.l.]: Cambridge University Press, 2009.
- SIMON, G. et al. Simulation-based optimization of communication protocols for large-scale wireless sensor networks. In: *Aerospace Conference, 2003. Proceedings. 2003 IEEE*. [S.l.: s.n.], 2003. v. 3, p. 1339–1346. ISSN 1095-323X.
- SO, J.; VAIDYA, N. H. Multi-channel mac for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver. In: *Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. New York, NY, USA: ACM, 2004. (MobiHoc '04), p. 222–233. ISBN 1-58113-849-0.
- SOHRABY, K.; MONOLY, D.; ZNATI, T. *Wireless Sensor Networks: Technology, Protocols and Applications*. [S.l.]: John Wiley and Sons, Inc, 2007.
- SOUA, R.; MINET, P. A survey on multichannel assignment protocols in wireless sensor networks. In: *Wireless Days (WD), 2011 IFIP*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 1–3. ISSN 2156-9711.

- STETSKO, A.; STEHLIK, M.; MATYAS, V. Calibrating and comparing simulators for wireless sensor networks. In: *Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2011 IEEE 8th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 733 –738. ISSN 2155-6806.
- STOJMENOVIC, I. Position-based routing in ad hoc networks. *Communications Magazine, IEEE*, v. 40, n. 7, p. 128 –134, jul 2002. ISSN 0163-6804.
- STOJMENOVIC, I.; LIN, X. Loop-free hybrid single-path/flooding routing algorithms with guaranteed delivery for wireless networks. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, v. 12, n. 10, p. 1023 –1032, oct 2001. ISSN 1045-9219.
- STOJMENOVIC, I.; LIN, X. Power-aware localized routing in wireless networks. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, v. 12, n. 11, p. 1122 –1133, nov 2001. ISSN 1045-9219.
- SUBRAMANIAN, S.; SHAKKOTTAI, S.; GUPTA, P. On optimal geographic routing in wireless networks with holes and non-uniform traffic. In: *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1019 –1027. ISSN 0743-166X.
- SUNDARARAMAN, B.; BUY, U.; KSHEMKALYANI, A. D. Clock synchronization for wireless sensor networks: a survey. *Ad Hoc Networks*, v. 3, n. 3, p. 281 – 323, 2005. ISSN 1570-8705.
- TSAI, M.-J. et al. Virtual-coordinate-based delivery-guaranteed routing protocol in wireless sensor networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, v. 17, n. 4, p. 1228 –1241, aug. 2009. ISSN 1063-6692.
- TSENG, Y.-C. et al. A multi-channel mac protocol with power control for multi-hop mobile ad hoc networks. In: *Distributed Computing Systems Workshop, 2001 International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2001. p. 419 –424.
- WSNET. *An event-driven simulator for large scale wireless sensor networks*. 2009. Disponível em: <<http://wsnet.gforge.inria.fr/>>.
- WU, Y. et al. Realistic and efficient multi-channel communications in wireless sensor networks. In: *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 1193 –1201. ISSN 0743-166X.
- XIAN, X.; SHI, W.; HUANG, H. Comparison of omnet++ and other simulator for wsn simulation. In: *Industrial Electronics and Applications, 2008. ICIEA 2008. 3rd IEEE Conference on*. [S.l.: s.n.], 2008. p. 1439 –1443.
- XUE, Y. et al. Performance evaluation of ns-2 simulator for wireless sensor networks. In: *Electrical and Computer Engineering, 2007. CCECE 2007. Canadian Conference on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1372 –1375. ISSN 0840-7789.
- YANG, F.; AUGÉ-BLUM, I. Constructing virtual coordinate for routing in wireless sensor networks under unreliable links. In: *IWCMC '09: Proceedings of the 2009 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing*. New York, NY, USA: ACM, 2009. p. 815–819. ISBN 978-1-60558-569-7.

- YOUNG, H. P. The evolution of conventions. *Econometrica*, v. 61, n. 1, p. 57–84, January 1993.
- YU, Q. et al. Regret matching based channel assignment for wireless sensor networks. In: *Communications (ICC), 2010 IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–5. ISSN 1550-3607.
- ZENG, X.; BAGRODIA, R.; GERLA, M. Glomosim: a library for parallel simulation of large-scale wireless networks. In: *Parallel and Distributed Simulation, 1998. PADS 98. Proceedings. Twelfth Workshop on*. [S.l.: s.n.], 1998. p. 154–161.
- ZHANG, H.; SHEN, H. Energy-efficient beaconless geographic routing in wireless sensor networks. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, PP, n. 99, p. 1–1, 2010. ISSN 1045-9219.
- ZHOU, G. et al. Impact of radio irregularity on wireless sensor networks. In: *MobiSYS 04: Proceedings of the 2nd international conference on Mobile systems, applications, and services*. [S.l.]: ACM Press, 2004. p. 125–138.
- ZHOU, G. et al. Models and solutions for radio irregularity in wireless sensor networks. *ACM Transactions on Sensor Networks*, v. 2, p. 221–262, 2006.
- ZHOU, G. et al. Mmsn: Multi-frequency media access control for wireless sensor networks. In: *In IEEE INFOCOM*. [S.l.: s.n.], 2006. p. 7.
- ZOLLINGER, A. Geographic routing. In: *Encyclopedia of Algorithms*. [S.l.: s.n.], 2008.