

Universidade Federal da Bahia  
Universidade Estadual de Feira de Santana

## Dissertação de Mestrado

# Minimização de Interferência em Redes Locais Sem Fio Não Coordenadas: Dinâmicas de Competição e Cooperação

Sérgio Luís Dias Lima Gramacho

Mestrado Multi-institucional em  
Ciência da Computação – MMCC

Salvador - BA  
2014



Sérgio Luís Dias Lima Gramacho

# Minimização de Interferência em Redes Locais Sem Fio Não Coordenadas: Dinâmicas de Competição e Cooperação

Dissertação apresentada ao Mestrado Multi-institucional em Ciência da Computação da Universidade Federal da Bahia e Universidade Estadual de Feira de Santana como requisito parcial à obtenção de título de Mestre em Ciência da Computação.

Orientador: Prof. Dr. Gustavo Bittencourt Figueiredo

Gramacho, Sérgio L. D. L.

Minimização de Interferência em Redes Locais Sem Fio  
Não Coordenadas: Dinâmicas de Competição e Cooperação  
127 páginas

Dissertação (Mestrado) - Instituto de Matemática da  
Universidade Federal da Bahia. Departamento de Ciências  
da Computação.

1. Redes Sem Fio
2. IEEE 802.11
3. Mitigação de Interferência
4. Redes Não Coordenadas
5. Jogo Extensivo da Teoria dos Jogos
6. Cadeias de Markov

I. Universidade Federal da Bahia. Instituto de Matemática.  
Departamento de Ciências da Computação.

**Salvador**  
**2014**



Página em branco para ser substituída pela página com  
assinaturas da banca.  
Isto garante numeração apropriada.



*Dedicatória*

*Dedico esta Dissertação aos meus filhos, brilhantes estudantes, que me inspiraram nos momentos mais difíceis. É minha esperança que sirva de exemplo a eles e, também, a outros: nunca é tarde para aprender; a idade nos modifica, nos impõe limites, mas nos oferece experiência. O valor que imputamos ao conhecimento é poderoso e está ao nosso dispor; usemo-lo a nosso favor.*

## Epígrafe

"Alguns homens veem as coisas como são,  
e dizem 'Por quê?'  
Eu sonho com as coisas que nunca foram  
e digo 'Por que não?'"

George Bernard Shaw, *Back to Methuselah*, 1921

## Agradecimentos

A chegada a este ponto de escrita da Dissertação de Mestrado é um marco muito importante. É a sinalização do fechamento de uma etapa de muito trabalho, de grande e prazeroso aprendizado, mas também de amplo apoio de pessoas e organizações. Este espaço está reservado para o registro de importantes agradecimentos àqueles que, de alguma forma, contribuíram no percurso deste caminho.

A capacidade de manter foco e dedicação às diversas atividades do Mestrado em Ciência da Computação da UFBA foi, em minha opinião, decisiva. Agradeço à CAPES e aos Coordenadores do Programa de Mestrado Multi-institucional em Ciência da Computação (MMCC) da UFBA/UEFS pela bolsa de estudos a mim concedida. Agradeço aos professores do MMCC que me confiaram uma vaga nesta primeira turma, em processo de seleção de grande concorrência. Espero, sinceramente, que a minha motivação, o meu empenho e dedicação tenham feito valer a pena esta escolha. Agradeço às minhas duas queridas madrinhas para a seleção ao Mestrado, Profa. Dra. Lígia Palma e Profa. Dra. Carol Passos: suas recomendações certamente fizeram diferença.

Agradeço a todos os Professores do MMCC que, de forma direta ou indireta, foram facilitadores do meu processo de aprendizado e crescimento. Seja como Professor de uma disciplina, como Palestrante de um Seminário ou mesmo com um depoimento pessoal, vocês são as referências que observamos para encontrarmos o caminho a ser trilhado. Deixo aqui registrado, também, os meus parabéns pelo empreendimento de sucesso que é este Programa de Mestrado em Ciência da Computação na UFBA, um anseio antigo e merecido não só da Universidade, mas certamente de toda a Bahia. Quero destacar um agradecimento aos Professores Drs. Cássio Prazeres e Leobino Sampaio pela oportunidade de realização de trabalhos de pesquisa e publicação científica em conjunto. Agradeço ao Prof. Dr. Tertuliano Franco, do Departamento de Matemática da UFBA, a sua colaboração nos modelos usando Cadeias de Markov desta Dissertação. Aos meus caros colegas em projetos de pesquisa Madson Araújo, Ítalo Valcy Brito,

Ibirisol Ferreira, Diego Braga: um muito obrigado!

Quero registrar um agradecimento especial ao meu orientador, o Prof. Dr. Gustavo Bittencourt Figueiredo. Ser um excelente pesquisador não é garantia de ser um bom orientador. Caro Gustavo, você consegue ser ambos. A sua dedicação à orientação dos nossos trabalhos de pesquisa foi um fator de grande impacto e significativa importância para os resultados que obtivemos. Acredito que o respeito, a atenção e a simplicidade com os quais você me tratou mantiveram-me imbuído de grande responsabilidade. Tenho a certeza que tive uma incrível oportunidade de aprendizado e crescimento com a sua orientação.

Agradeço à minha família por todo apoio e incentivo. Agradeço ao meu irmão João Gramacho, pelo seu exemplo. Ao meu querido e precoce filho Felipe Gramacho, pelo usual olhar crítico e preciso, que muito me ajudou a encontrar os pontos de melhoria. Cara Professora Ana Maria Dias Lima Gramacho, minha querida e amada mãe, muito obrigado pelo apoio e crença incondicionais. Por fim, um agradecimento especial à minha amada esposa Milena Gramacho, parceira dos momentos felizes e dos desafios que a vida nos oferece: juntos fizemos isto acontecer.

## *Resumo*

As Redes Locais Sem Fio (WLANs) são, cada vez mais, presentes no contexto de pequenas organizações e residências e sua adoção tem sido impulsionada por tendências como o acesso à Internet em banda larga, a computação móvel e a Internet das Coisas. Neste contexto, as WLANs são independentes e sua interação com as demais é não-coordenada. Estas WLANs compartilham mesmo espectro de frequências, o que pode ocasionar interferência entre WLANs vizinhas. Neste trabalho, este problema de interferência foi estudado levando-se em consideração o aspecto dinâmico de mitigação de interferência entre WLANs. Para a seleção de melhores canais, um algoritmo guloso, que tem por características a pró-atividade e permitir “decisão racional” por agentes referenciais das WLANs, foi adotado. A informação usada pelo algoritmo é provida por um modelo de interferência, que consolida os efeitos de contenção e SINR em uma métrica única: velocidade potencial de comunicação. Além disto, a dinâmica de seleção de canais foi modelada como um jogo competitivo extensivo, baseado na Teoria dos Jogos, para análise de propriedades gerais, em especial os estados de equilíbrio de Nash. Um modelo em Cadeias de Markov foi usado para análise dos jogos. Verificou-se que, de forma análoga a outros modelos de jogos competitivos na Teoria dos Jogos, os equilíbrios podem não oferecer o máximo desempenho. Foram propostos algoritmos de cooperação, capazes de computar soluções para a melhoria do desempenho do grupo após um equilíbrio inicial, num equilíbrio posterior específico e intencional.

**Palavras-chave:** Redes Sem Fio, IEEE 802.11, Mitigação de Interferência, Redes Não Coordenadas, Jogo Extensivo da Teoria dos Jogos, Cadeias de Markov.

## *Abstract*

Wireless Local Area Networks (WLANs) are increasingly becoming more frequent in the context of small business and residencies. Its adoption has been pushed by trends such as broadband Internet access, mobile computing and Internet of Things. In this context, each WLAN is independent from each other, creating non-coordinated networks that share the same frequency spectrum, which may lead to high probability of interference between neighbor WLANs. In this work, this interference problem was studied considering the dynamics of WLAN's interference mitigation. For that, a greedy algorithm was proposed to best channel selection. This algorithm is proactive and allows "rational decision" by WLAN's referential agents. The algorithm's information base is provided by an interference model which combines the effects of contention and SINR in an unique metric: communication potential speed. Moreover, the channel selection dynamic was modeled as an extensive game based on Game Theory to allow property analysis, specially Nash Equilibrium states. A Markov Chains model was also used to analyze the games. It was seen that, similarly to other competitive game models, this equilibrium states do not offer maximum performance. Cooperative algorithms were proposed, capable of computing solutions to improve the performance after the initial equilibrium state, in a secondary, specific and intentional equilibrium.

**Keywords:** Wireless Networks, IEEE 802.11, Interference Mitigation, Non-coordinated Networks, Extensive Game Theory Game, Markov Chains.

# Lista de Figuras

2.1	Canalização das WLANs 802.11 em 2,4 GHz . . . . .	10
2.2	Evolução Velocidades de PHY do IEEE 802.11 . . . . .	13
2.3	Demonstração de sobreposição de energia de sinais de WLANs . . . . .	14
2.4	Limites de SINR para diferentes formas da modulação OFDM . . . . .	16
2.5	Limites de SINR para diferentes formas da modulação DSSS . . . . .	16
5.1	Exemplo de medição a intervalos discretos de varredura, obtida em API <i>wireless</i> do sistema operacional Mac OS X . . . . .	44
5.2	Interface do usuário do Emulador . . . . .	46
5.3	Dinâmica do Experimento 1 (E1 - canais 1, 6 e 11 - 8 redes dinamicamente selecionando canal) . . . . .	50
5.4	Dinâmica do Experimento 2 (E2 - canais 1, 5, 9 e 13 - 8 redes dinamica- mente selecionando canal) . . . . .	51
5.5	Dinâmica do Experimento 3 (E3 - canais 1 a 11 - 8 redes dinamicamente selecionando canal) . . . . .	51
5.6	Dinâmica do Experimento 4 (E4 - canais 1 a 13 - 8 redes dinamicamente selecionando canal) . . . . .	52
5.7	Painel do NMon com Velocidades Potenciais nos Canais do Espectro . . . . .	53
5.8	Dinâmica do Experimento 1 (E1-4d - canais 1 a 11 - 4 redes dinamica- mente selecionando canal e 4 redes estáticas) . . . . .	54

5.9	Dinâmica do Experimento 4 (E4-4d - canais 1 a 13 - 4 redes dinamicamente selecionando canal e 4 redes estáticas) . . . . .	54
5.10	Comparando Modelos Composto e SINR . . . . .	56
5.11	Comparando Modelos Composto e SINR - Mudanças de Canal . . . . .	57
6.1	Modelo de Markov e Transições Conforme Heurísticas . . . . .	71
6.2	Jogo Individualizado, $sêq = \langle 1,2,4,7,3 \rangle$ . . . . .	75
6.3	Jogo Individualizado, $sêq = \langle 1,4,2,3,7 \rangle$ . . . . .	75
6.4	Jogo Individualizado, $sêq = \langle 2,3,7,1,4 \rangle$ . . . . .	76
6.5	Jogo Individualizado, $sêq = \langle 3,4,7,1,2 \rangle$ . . . . .	76
6.6	Exemplo de Consolidação de Jogos . . . . .	77
6.7	Velocidade Máxima do Grupo para Diferentes Quantidades de Jogadores	80
6.8	Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto <i>Nash Equilibrium</i> por var. do BCT. Contexto jogadores/topologia $A = \{1,2,3,4\}$ , $T = 1$ . . . . .	81
6.9	Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto <i>Nash Equilibrium</i> por var. do BCT. Contexto jogadores/topologia $A = \{2,4,6,8\}$ , $T = 1$ . . . . .	82
6.10	Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto <i>Nash Equilibrium</i> por var. do BCT. Contexto jogadores/topologia $A = \{1,3,5,7\}$ , $T = 2$ . . . . .	83
6.11	Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto <i>Nash Equilibrium</i> por var. do BCT. Contexto jogadores/topologia $A = \{1,2,3,4\}$ , $T = 4$ . . . . .	84
6.12	Máxima Velocidade do Grupo para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologia 1 . . . . .	85

6.13	Máxima Velocidade do Grupo para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologias 2, 3, 4, $A = \{1,2,3,4\}$ . . . . .	86
6.14	Máxima Velocidade do Grupo para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologias 2, 3, 4, $A = \{1,3,5,7\}$ . . . . .	87
6.15	Percentual de OP-NE do total de NE para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologia 1 . . . . .	88
6.16	Percentual de OP-NE do total de NE para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologias 2, 3 e 4 . . . . .	89
7.1	Jogo que Exemplifica uma Intervenção com Agente Único . . . . .	92
7.2	Jogo que Exemplifica uma Intervenção com Múltiplos Agentes . . . . .	93
7.3	Exemplo de criação de transições artificiais na execução do algoritmo SAAI. . . . .	96
7.4	Ganho de Velocidade com Intervenção SAAI . . . . .	103
7.5	Solução de Intervenção SAAI com Longo Caminho . . . . .	104
7.6	Solução de Intervenção SAAI com Baixo Ganho - 1 . . . . .	104
7.7	Solução de Intervenção SAAI com Baixo Ganho - 2 . . . . .	105
7.8	Ganho de Velocidade com Intervenção MAAI . . . . .	108
7.9	Solução de Intervenção MAAI com 2 Transições . . . . .	109
7.10	Solução de Intervenção MAAI com 3 Transições . . . . .	109
7.11	Solução de Intervenção MAAI com 4 Transições . . . . .	109
A.1	Topologia 2 - Distribuição Aleatória, Alta Concentração . . . . .	121
A.2	Topologia 3 - Distribuição Linear . . . . .	122
A.3	Topologia 4 - Distribuição Elíptica . . . . .	122
B.1	Tempo de Execução para Diferentes Quantidades de Jogadores . . . . .	126
B.2	Tempo de Execução para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade . . . . .	127

# Lista de Tabelas

2.1	Parâmetros máximos dos modos físicos do 802.11 . . . . .	12
4.1	Comparativo de Mecanismos de Seleção de Canal . . . . .	33
4.2	Probabilidades das Heurísticas de Melhor Canal . . . . .	40
5.1	Esquemas de Ortogonalidade de Canais . . . . .	50
6.1	Esquemas de Ortogonalidade e Quantidade de Estados do CSMM para $n = 8$ . . . . .	72
6.2	Topologias Usadas nos Experimentos Analíticos . . . . .	79

# Lista de Acrônimos

**AP** do Inglês *Access Point*. 2, 4, 11, 12, 19, 20, 31–36, 38–40, 45–48, 52, 64, 78

**BCS** do Inglês *Best Channel Set*. 39, 40, 70, 71, 113

**BCT** do Inglês *Best Channel Threshold*. 55, 65, 74, 76, 77, 79–85, 102, 107, 126

**BER** do Inglês *Bit Error Rate*. 15, 22

**BPSK** do Inglês *Binary Phase-Shift Keying*. 22

**BR-non-orto** BR Canais Não Ortogonais. 49, 50, 55, 72, 87

**BR-orto** BR Canais Ortogonais. 49, 50, 72, 85, 87

**CCA** do Inglês *Clear Channel Assessment*. 15, 21, 22, 27, 44, 45

**CSGM** do Inglês *Channel Selection Game Model*. 62–68, 70, 73, 74, 77, 91–95, 112,  
113, 123, 124

**CSMM** do Inglês *Channel Selection Markov Model*. xiv, 70–74, 77, 92–95, 97–100, 112

**CSt** Estado de Canais, do Inglês *Channel State*. 67, 68, 70–74, 76, 78, 106, 124

**DCF** do Inglês *Distributed Coordination Function*. 15, 17, 22

**DIFS** do Inglês *Distributed InterFrame Space*. 22

- DSSS** do Inglês *Direct-Sequence Spread Spectrum*. xi, 9, 15, 16, 21, 23, 28
- FHSS** do Inglês *Frequency-Hopping Spread Spectrum*. 9, 33
- HBC** do Inglês *Highest Best Channel*. 39, 40, 66
- IEEE** do Inglês *Institute of Electrical and Electronic Engineers*. 1
- ISM** do Inglês *Industrial, Scientific and Medical*. 1, 9, 10, 12, 13
- LBC** do Inglês *Lowest Best Channel*. 39, 40, 66, 67, 74, 76, 114
- MAAI** do Inglês *Multiple Agent Artificial Intervention*. xiii, xx, 95, 105–109, 114, 115
- MC** Cadeia de Markov, do Inglês *Markov Chain*. 7, 68–70, 74, 76–78, 85, 102, 112, 124
- MCSt** do Inglês *Markov Chain State*. 70, 73, 74
- MIMO** do Inglês *Multiple Input Multiple Output*. 10, 11, 48, 113
- NE** do Inglês *Nash Equilibrium*. xiii, 7, 61, 62, 65, 66, 73–76, 81, 83, 87–89, 91, 93–95, 97, 100–103, 105, 107, 108, 112–114
- NMon** Nó Monitorador. xi, 25, 43–55, 63, 64, 68, 78, 80, 123
- OFDM** do Inglês *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*. xi, 9–11, 15, 16, 21–23, 28
- OP-NE** Ótimo de Pareto NE. xiii, 66, 76, 81–84, 87–89, 97, 99, 107, 113
- PER** do Inglês *Packet Error Rate*. 22
- RBC** do Inglês *Random Best Channel*. 39, 40, 66
- RSSI** do Inglês *Received Signal Strength Indication*. 27

- SAAI** do Inglês *Single Agent Artificial Intervention*. xiii, xix, 95–105, 107, 114
- SIGI** do Inglês *Short Guard Interval*. 10, 11
- SIIMM** do Inglês *Self Interested Interference Mitigation Mechanism*. 36, 37, 43
- SINR** do Inglês *Signal to Interference plus Noise Ratio*. xi, xii, 14–16, 20–23, 27, 28, 35, 44, 45, 55–57, 111
- SNR** do Inglês *Signal to Noise Ratio*. 14
- SwBC** do Inglês *Switch lowest/highest Best Channel*. 39, 40, 66, 71
- U-NII** do Inglês *Unlicensed National Information Infrastructure*. 9, 10
- US-non-orto** US Canais Não Ortogonais. 49, 50, 72
- US-orto** US Canais Ortogonais. 49, 50, 72, 74, 76, 79, 81, 85, 126
- WLAN** do Inglês *Wireless Local Area Network*. xi, 1–7, 10–15, 17, 19, 20, 23, 25, 28, 29, 34–36, 43–48, 50, 53, 55, 59, 62–65, 67, 68, 70, 73–76, 78–80, 86, 91, 97, 104, 111, 112, 114, 123, 124

# Sumário

<b>1</b>	<b>Introdução</b>	<b>1</b>
1.1	Organização da Dissertação . . . . .	5
<b>2</b>	<b>Redes Sem Fio IEEE 802.11</b>	<b>9</b>
2.1	O Problema de Interferência . . . . .	12
<b>3</b>	<b>Modelo de Interferência</b>	<b>19</b>
3.1	Modelo Composto: Contenção e SINR . . . . .	21
3.2	Algoritmo do Modelo de Interferência Composto . . . . .	25
3.2.1	Esforço Computacional Algoritmo do Modelo de Interferência . . . . .	28
<b>4</b>	<b>A Seleção de Canais em Redes 802.11</b>	<b>31</b>
4.1	Algoritmos para Seleção de Canal . . . . .	33
4.1.1	Algoritmos Baseados em Aleatoriedade . . . . .	33
4.1.2	Algoritmos Baseados em Aleatoriedade e Verificação de Qualidade Mínima (Reativos) . . . . .	34
4.1.3	Algoritmos Gulosos . . . . .	34
4.2	Algoritmo SIIMM . . . . .	36
4.2.1	Alternativas para Escolha do Melhor Canal . . . . .	38
<b>5</b>	<b>Dinâmica de Seleção de Canais</b>	<b>43</b>

5.1	Solução com Algoritmo Guloso de Seleção de Canal . . . . .	43
5.2	Descrição Geral dos Experimentos . . . . .	45
5.3	Comparação entre Esquemas de Ortogonalidade . . . . .	49
5.4	Experimentos Variando a Quantidade de NMons Ativos . . . . .	53
5.5	Comparação entre os Modelos de Interferência . . . . .	55
<b>6</b>	<b>Avaliação Analítica</b>	<b>59</b>
6.1	Definições Básicas Sobre a Teoria dos Jogos . . . . .	60
6.2	Trabalhos Relacionados . . . . .	62
6.3	Analisando a Seleção de Canais como um Jogo . . . . .	62
6.3.1	Caracterização do CSGM . . . . .	63
6.3.2	Unicidade de um jogo do CSGM . . . . .	67
6.3.3	Os estágios de um jogo do CSGM . . . . .	67
6.4	Avaliação do Jogo por meio de Cadeias de Markov . . . . .	68
6.4.1	Definições Básicas Sobre Cadeias de Markov . . . . .	68
6.4.2	O Modelo de Markov para o CSGM . . . . .	70
6.4.3	Propriedades do CSMM . . . . .	72
6.5	Experimentos com o CSMM . . . . .	77
6.5.1	Avaliação da Máxima Vazão em Função do Número de Jogadores	79
6.5.2	Sintonia do <i>Best Channel Threshold</i> - BCT . . . . .	80
6.5.3	Comparando Esquemas de Ortogonalidade . . . . .	84
<b>7</b>	<b>Cooperação por Máximos</b>	<b>91</b>
7.1	Algoritmo com Transições Artificiais e Interventor Único . . . . .	95
7.1.1	Contexto de uso do SAAI . . . . .	97
7.1.2	Detalhamento do Algoritmo SAAI . . . . .	99
7.1.3	Avaliação de Desempenho do Algoritmo SAAI . . . . .	102
7.2	Algoritmo com Transições Artificiais e Múltiplos Interventores . . . . .	105

Sumário	xx
7.2.1 Avaliação de Desempenho do Algoritmo MAAI . . . . .	107
<b>8 Conclusões e Trabalhos Futuros</b>	<b>111</b>
8.1 Trabalhos Futuros . . . . .	113
<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>116</b>
<b>A Topologias Adicionais</b>	<b>121</b>
<b>B Complexidade Comp. dos Algoritmos de Exploração do MCWalk</b>	<b>123</b>
B.1 Tempo de Execução . . . . .	126

# Capítulo 1

## Introdução

Estudos recentes evidenciam a existência de mais de 22 milhões de acessos em banda larga fixa no Brasil até o primeiro trimestre de 2014 (TELECO, 2014). Adicionalmente, é clara uma tendência, cada vez maior, de uso de equipamentos portáteis, tais como *Notebooks*, *Smartphones* e *Tablets*. Esta tendência tem como consequência a disseminação do uso de redes locais sem fio no padrão 802.11 do IEEE (do Inglês *Institute of Electrical and Electronic Engineers*), associadas ao acesso em banda larga, para viabilizar a mobilidade proporcionada pelos equipamentos portáteis no acesso à Internet. O uso típico destas redes locais sem fio se dá em redes de pequeno porte como em residências e pequenas empresas (Mishra et al., 2006a).

As WLANs (do Inglês *Wireless Local Area Networks*) IEEE 802.11 são regulamentadas para operação em espaços de frequências comumente chamados de “bandas”, como a banda ISM (do Inglês *Industrial, Scientific and Medical*) em 2,4 GHz, que comporta apenas três<sup>1</sup> ou quatro redes sem sobreposição. O uso intensivo das WLANs, portanto, não foi acompanhado de aumento do espectro de frequências para sua operação. A consequência desta elevada utilização em um espectro de frequências limitado é o fenômeno

---

<sup>1</sup>Considerando largura de banda de 20 MHz, típica dos padrões IEEE 802.11g e 802.11n, a depender da regulamentação do país, da modulação ou mesmo dos critérios de sobreposição, para o espectro mais comum em 2.4 GHz.

da interferência entre redes próximas. Este fenômeno é especialmente percebido em áreas urbanas com alta densidade populacional e resulta em WLANs com velocidades de comunicação inferiores aos limites máximos definidos nas suas respectivas normas.

Este problema torna-se mais evidente em redes sem fio não coordenadas, como as WLANs em residências e pequenas empresas. No contexto não coordenado, as WLANs são isoladas umas das outras (não há comunicação entre as redes sem fio), elas não possuem gestão especializada (ou mesmo qualquer gestão) e usam equipamentos fechados, que não permitem acesso às suas informações operacionais e ajustes de parâmetros sob demanda. Além disto, são, também, de limitada funcionalidade.

Tal contexto diverge do contexto das redes coordenadas que ocorrem em grandes organizações, onde a gestão das redes sem fio é realizada de forma coordenada. Para tal, é feito o uso de pontos de acesso, APs (do Inglês *Access Points*), interligados para aumentar o alcance da rede, e a gestão centralizada é executada por especialistas. Nas redes coordenadas, os APs usados têm maior funcionalidade e recursos avançados. Os dois contextos, porém, se assemelham quanto à restrição do espectro de frequências disponível.

Neste trabalho, as decisões são tomadas considerando-se a perspectiva de interferência dos dispositivos cliente das redes sem fio. A perspectiva dos clientes das WLANs permite a aplicação em situações reais (uso em dispositivos computacionais disponíveis no mercado), o que é viabilizado sem a necessidade de substituição de *firmwares* de APs, processo muito complexo para o perfil dos usuários envolvidos no contexto das redes não coordenadas. Adicionalmente, pode-se realizar a sintonia do desempenho da rede para os seus nós clientes, considerando que existem diferenças no perfil de interferência dos nós clientes em relação ao perfil percebido pelo AP.

O processo de seleção do melhor canal é realizado de forma autônoma e independente por cada WLAN e, portanto, a escolha de um novo canal por uma rede pode implicar oportunidade ou necessidade de mudança de canal pelas demais redes ao al-

cance. Quando analisado no contexto de um grupo de WLANs vizinhas, verifica-se que este processo é dinâmico, com sucessivas trocas de canais por cada WLAN, tendendo a ser paralisado quando cada uma das WLANs não consegue identificar qualquer canal alternativo que maximize a sua velocidade de comunicação. Este estado final é um estado de convergência do processo de seleção de canais.

O processo dinâmico de seleção de canais se assemelha a um processo competitivo, no qual cada WLAN tenta, com sucessivas trocas de canais, maximizar a sua velocidade de comunicação até o limite em que não consegue benefícios adicionais. Este processo foi modelado como um Jogo Evolucionário (do Inglês *Evolutionary Game*) da Teoria dos Jogos, no qual as estratégias possíveis para os jogadores deste jogo são os canais disponíveis para seleção e a interação do processo de seleção de canal de cada WLAN ocorre ao longo do tempo. O fim deste jogo é um estado de convergência dos canais que representa um Equilíbrio de Nash (Nash, 1950), estado do jogo no qual nenhum jogador tem melhor estratégia para adotar e, portanto, mantém a estratégia atual.

Esta Dissertação propôs abordagens para a seleção do “melhor canal” para a WLAN em contexto não coordenado. Neste cenário, o canal definido como “melhor” é aquele capaz de propiciar a maior velocidade de comunicação para uma dada rede sem fio. Para viabilizar a definição deste mecanismo de escolha do melhor canal, foram avaliados modelos de interferência baseados em métricas do sistema de comunicação sem fio (como contenções de transmissão, degradação da recepção por interferência e ruído, etc.). O modelo de interferência é alimentado pela perspectiva de interferência dos nós clientes de redes IEEE 802.11 em seus modos de operação (infraestrutura, ad-hoc, etc.) e medidas obtidas a intervalos discretos, disponíveis em APIs de redes sem fio de sistemas operacionais de mercado.

Foi proposto um algoritmo guloso de seleção de canais que faz as WLANs selecionarem o canal buscando maximizar o seu desempenho sem considerar o impacto em outras WLANs vizinhas (WLANs com sinal ao alcance). Isto caracteriza o processo de seleção

de canais como um jogo competitivo. Uma propriedade conhecida dos Equilíbrios de Nash é que eles podem acontecer em condições inferiores a uma condição de máximo desempenho. O mesmo foi verificado para grupos de WLANs competindo para maximizar seus desempenhos. Para buscar os melhores estados de desempenho possíveis para um conjunto de WLANs, foram definidos mecanismos de cooperação e diferentes algoritmos de cooperação foram propostos e avaliados. Estes algoritmos se diferenciam quanto ao grau e à forma de cooperação necessários. Manteve-se sem alteração a característica de autonomia e independência inerente às redes locais sem fio não coordenadas, portanto os algoritmos de cooperação não dependem de uma entidade externa que determina os canais a serem usados (uma entidade de controle ou coordenação).

Para avaliar os mecanismos propostos, foram construídos softwares para realização de emulações do ambiente sem fio, para a execução do mecanismo de seleção de canal, para o controle do jogo executado pelo conjunto de WLANs em experimentação (AP e cliente referencial por WLAN, vide Capítulo 5), para construção, análise e apresentação de Cadeias de Markov, que representam os estados possíveis dos jogos, e para implementação dos algoritmos de cooperação (obtenção de resultados máximos).

Experimento comparando modelos de interferência mostrou a vantagem do uso de um modelo de interferência que contemple tanto a relação sinal ruído quanto a contenção em relação a outro modelo simples, que considera apenas a relação sinal ruído. Experimentos preliminares com um conjunto de WLANs dinamicamente selecionando o seu melhor canal mostraram que existe vantagem de desempenho (em termos de velocidade agregada do grupo de WLANs) quando não se limita o escopo de canais a serem selecionados a esquemas de canalização apenas com canais ortogonais. Adicionalmente, neste mesmo conjunto de experimentos, verificou-se que mesmo que apenas um subgrupo das WLANs esteja ativamente buscando a sua alternativa de melhor canal, todas são beneficiadas em aumento de desempenho, sendo as ativas em maior grau. O modelo analítico em Teoria dos Jogos permitiu a validação com maior generalidade dos

resultados preliminares. Adicionalmente, verificou-se a possibilidade de identificação do máximo desempenho possível para uma configuração de WLANs (topologia, redes ativamente selecionando canal, sequência de seleção de canais). Parâmetro do algoritmo guloso de seleção de canais pode ser sintonizado para garantir este máximo desempenho. Por fim, com os algoritmos de cooperação, verificou-se que é possível intervir numa dinâmica que convergiu para um estado aquém do máximo possível para levá-la ao seu máximo. Esta cooperação, quando limitada a apenas uma WLAN intervindo para a maximização do grupo, pode não atingir o valor máximo da configuração, caso em que o algoritmo de cooperação para agente único oferece a alternativa de alcançar-se o maior valor possível com dado agente interventor.

## 1.1 Organização da Dissertação

Procurou-se apresentar informações de base para entendimento das propostas aqui apresentadas e trabalhos relacionados próximos ao conteúdo para o qual se fazem necessários ou ao qual estão relacionados. Uma seção inicial em cada capítulo foi usada com este objetivo. Com esta abordagem, acredita-se poder tornar a leitura mais fluida, próxima e relacionada, além de facilitar a leitura de cada capítulo de forma independente dos demais.

No Capítulo 1, faz-se a apresentação de contexto, escopo e relevância deste trabalho de pesquisa. A seção inicial do Capítulo 2, “Redes Sem Fio IEEE 802.11”, ajuda o leitor a realizar uma imersão no contexto das WLANs 802.11, por meio do conhecimento da sua evolução histórica e da sua abrangência de aplicação.

Para a minimização de interferência, faz-se necessário, primeiro, estabelecer a capacidade de identificá-la, quantificá-la e poder-se fazer comparações entre situações diferentes de interferência, para efeito de seleção da condição mais favorável. Na Seção 2.1, “O Problema de Interferência”, é iniciada a apresentação dos fenômenos de inter-

ferência e, mais especificamente, que fenômenos mais afetam o 802.11. No Capítulo 3, “Modelo de Interferência”, os dois fenômenos principais de interferência são discutidos em mais detalhes e é apresentada a abordagem algorítmica para o modelo de interferência usado neste trabalho.

De posse de informações de interferência para os canais do espectro de frequências em uso, pode-se, então, selecionar o canal que ofereça as melhores condições de desempenho. O algoritmo para tal, com seus mecanismos de controle, é apresentado no Capítulo 4, “A Seleção de Canais em Redes 802.11”. Na seção inicial do referido capítulo, é realizada uma discussão sobre as técnicas de seleção de canais utilizadas em outros trabalhos científicos e é apresentada uma visão geral comparativa das abordagens usadas.

O Capítulo 5, “Dinâmica de Seleção de Canais”, é dedicado ao conjunto inicial de experimentos que buscou avaliar o comportamento do algoritmo de seleção de canais e do modelo de interferência. Resultados comparativos foram obtidos na análise de diferentes esquemas de ortogonalidade, usados para a restrição do processo de seleção de canais. Os resultados destes experimentos foram publicados em evento científico (Gramacho et al., 2013).

No capítulo 6, “Avaliação Analítica”, é apresentada a abordagem utilizada para modelagem analítica do problema estudado. O processo dinâmico de seleção de canais de WLANs vizinhas foi mapeado em um jogo de tipo extensivo da Teoria dos Jogos e, por sua vez, este jogo foi avaliado por meio de uma nova modelagem dos seus estados em Cadeias de Markov. Por meio do estudo analítico, foram validados os resultados do Capítulo 5 de forma mais geral e foram verificadas novas propriedades como a importância da sequência com a qual os jogadores executam suas jogadas. Outras informações providas pelo modelo analítico são: parâmetros do algoritmo de seleção do canal que otimizam o jogo competitivo; a velocidade máxima que pode ser atingida por um grupo de WLANs vizinhas em estado de convergência (equilíbrio que tem a propriedade Ótimo de Pareto).

Uma das confirmações obtidas nos experimentos realizados com o modelo analítico foi de que os estados de convergência, ou NEs (do Inglês *Nash Equilibriums*) do jogo teórico, ou ainda classes de absorção das MCs (Cadeias de Markov, do Inglês *Markov Chains*) que representam o jogo competitivo, podem acontecer em condições de velocidade agregada inferiores ao máximo possível (estados de convergência sem a propriedade Ótimo de Pareto). O Capítulo 7, “Cooperação por Máximos”, apresenta propostas de algoritmos de cooperação entre as WLANs para a busca dos máximos estados de equilíbrio do jogo (otimicidade dos jogos).



## Capítulo 2

# Redes Sem Fio IEEE 802.11

As redes locais sem fio foram inicialmente padronizadas pelo IEEE em 1997 (IEEE802 Group, 2014) e este padrão foi revisado em 1999. O padrão foi denominado IEEE 802.11 (IEEE 802.11-1999). Originalmente, estas redes operavam com modos físicos que ofereciam velocidades de 1 e 2 Mbps, por meio das modulações FHSS (do Inglês *Frequency-Hopping Spread Spectrum*) e DSSS (do Inglês *Direct-Sequence Spread Spectrum*). O espectro de frequências utilizado foi o da banda ISM em 2.4 GHz. A largura de banda era de 22 MHz. Os modos físicos do padrão 802.11 original são hoje obsoletos.

Ainda em 1999, o IEEE publicou uma emenda à norma 802.11-1999 que criou o modo físico 802.11a (*Higher Speed PHY Extension in the 5 GHz Band*). Este modo usa a modulação OFDM (do Inglês *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*), a banda de uso compartilhado U-NII (do Inglês *Unlicensed National Information Infrastructure*) em 5.8 GHz (U-NII *Upper* ou U-NII-3), largura de banda de 20 MHz e oferece velocidades que variam de 6 a 54 Mbps (IEEE802 Group, 2014).

Outra emenda publicada em 1999 definiu o modo físico a 802.11b (*Higher Speed PHY Extension in the 2.4 GHz Band*) (IEEE802 Group, 2014). Este modo é uma extensão direta do 802.11 original, usando a modulação DSSS, mas com taxas de comunicação de até 11 Mbps, um significativo avanço sobre o padrão original. Opera em ISM 2.4 GHz e

usa largura de banda de 22 MHz (IEEE Computer Society, 2012). Este modo tornou-se popular rapidamente, sendo ainda hoje utilizado para compatibilidade retroativa, por dispositivos 802.11 modernos.

A Figura 2.1 apresenta a canalização máxima possível na banda ISM de 2,4 GHz (Gauthier, 2009). Cada país estabelece limites para esta canalização, formando esquemas próprios. Como exemplo, os EUA permitem os canais 1 a 11, o Brasil permite os canais 1 a 13.

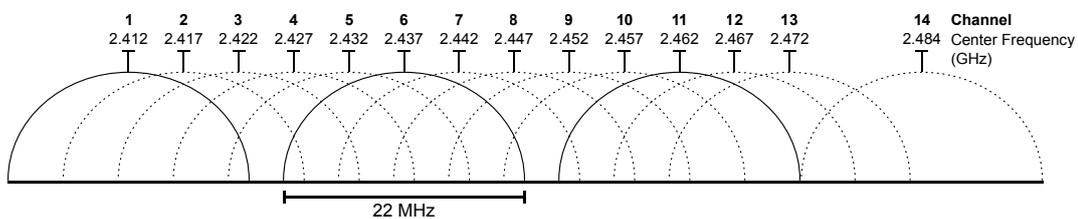


Figura 2.1: Canalização das WLANs 802.11 em 2,4 GHz.

Em 2003, uma nova emenda ao 802.11-1999 (*Further Higher Data Rate Extension in the 2.4 GHz Band*) ofereceu as mesmas altas taxas de comunicação obtidas pelo 802.11a, ambas usando a modulação OFDM, mas agora operando na banda ISM de 2.4 GHz. Este modo físico foi denominado 802.11g e tem as mesmas características do 802.11a: modulação OFDM, largura de banda de 20 MHz e taxas de comunicação de 6 a 54 Mbps (IEEE802 Group, 2014).

Em 2007, uma nova versão do padrão 802.11 foi publicada (IEEE 802.11-2007), consolidando todas as emendas anteriormente publicadas. Em 2009, uma emenda ao 802.11-2007 define o 802.11n (*High Throughput*) (IEEE802 Group, 2014). Este novo modo físico representou um significativo avanço em relação aos anteriores: operação tanto em 2.4 GHz como em várias bandas U-NII em 5.0 GHz, larguras de banda de 20 e 40 MHz, múltiplas cadeias de transmissão em paralelo (MIMO (do Inglês *Multiple Input Multiple Output*)), redução opcional do *Guard Interval* (parâmetro SGI (do Inglês *Short Guard Interval*)), reconhecimento de pacotes em bloco, entre outros avanços. As taxas

de transmissão no nível físico do 802.11n variam de 6,5 Mbps até 600 Mbps (40 MHz de largura de canal, SGI, 4 cadeias MIMO).

Em 2012, uma nova versão do padrão 802.11 foi publicada (IEEE 802.11-2012), consolidando todas as emendas anteriormente publicadas. A emenda *Very High Throughput 6GHz*, ou 802.11ac, foi publicada em 2013 (IEEE802 Group, 2014). Este modo físico é um avanço ao 802.11n, aumentando as larguras de banda permitidas para 80 e 160 MHz, a quantidade de cadeias MIMO para até 8, modulação OFDM com 256-QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), Multi-MIMO (MIMO para múltiplos clientes da rede, permitindo algumas cadeias simultaneamente transmitindo para o cliente “A” e outras para o cliente “B”, por exemplo). No seu limite, o 802.11ac permite a um AP transmitir a taxas de até 8 cadeias MIMO de 866,7 Mbps, um agregado de 6,9 Gbps (giga bits por segundo).

A Tabela 2.1 sumariza as velocidades, quantidades de cadeias MIMO (*Streams*) e largura de banda máximos nos diversos padrões do 802.11, em suas camadas físicas de transmissão. A Figura 2.2 apresenta, graficamente, a evolução da velocidade de transmissão na camada física do 802.11, considerando uma única cadeia de transmissão e de forma agregada para o máximo de cadeias de transmissão possível. De um ponto de partida de apenas 2 Mbps no 802.11 original em 1997, a velocidade em cadeia (*stream*) única evoluiu para 867 Mbps no 802.11ac, em 2013, como pode ser verificado na curva “Velocidade para cadeia única” da Figura 2.2. Outro fator contribuiu para o aumento da velocidade agregada possível numa WLAN, que foi a possibilidade de realização de transmissões simultâneas de dados em mais de uma cadeia (MIMO). O advento de múltiplas cadeias foi inaugurado no 802.11n, de 2009, no qual até 4 cadeias poderiam ser utilizadas numa transmissão. Esta quantidade foi aumentada, recentemente, no 802.11ac, para até 8 cadeias, permitindo uma velocidade agregada final de 6913 Mbps. Esta evolução da velocidade agregada pelo uso simultâneo de múltiplas cadeias de transmissão pode ser verificada na curva “Velocidade agregada” da Figura 2.2.

Tabela 2.1: Parâmetros máximos dos modos físicos do 802.11.

Modo Físico	Velocidade	<i>Streams</i>	Larg. Banda	Ano
802.11	2 Mbps	1	22 MHz	1997
802.11b	11 Mbps	1	22 MHz	1999
802.11a	54 Mbps	1	20 MHz	1999
802.11g	54 Mbps	1	20 MHz	2003
802.11n	600 Mbps	4	40 MHz	2009
802.11ac	6913 Mbps	8	160 MHz	2013

As WLANs IEEE 802.11 são também conhecidas pelo nome “Wi-Fi”. Este termo foi criado por uma organização comercial, criada para promoção da compatibilidade e certificação de equipamentos para as WLANs IEEE 802.11. Originalmente denominada WECA (*Wireless Ethernet Compatibility Alliance*) em 1999, quando foi criada (Littman, 2002), a própria organização mudou o seu nome para Wi-Fi Alliance (Griffith, 2002) em 2002. Também é responsabilidade da Wi-Fi Alliance a gestão da marca Wi-Fi.

## 2.1 O Problema de Interferência

A aplicação inicial das WLANs se deu em “hospitais, bolsas de valores e internamente a outras edificações” (IEEE, 1996). Estas aplicações se davam no contexto de instalações de grandes organizações, isoladas umas das outras, portanto o desafio de minimizar a interferência era, essencialmente, limitado a interferência provocada por WLANs de uma mesma organização. Para minimizar a interferência entre diferentes pontos de acesso da rede local sem fio de uma mesma organização, fabricantes de equipamentos WLAN estabeleceram a prática de uso de um subconjunto de canais do espectro ISM, cujo afastamento de frequências fosse superior à banda de 20 MHz, usada por cada AP. Os canais 1, 6 e 11 do padrão americano de canalização para WLANs, como exemplo, atende a este requisito. Definem-se estes canais como “ortogonais” pelo fato de não gerarem interferência entre si.

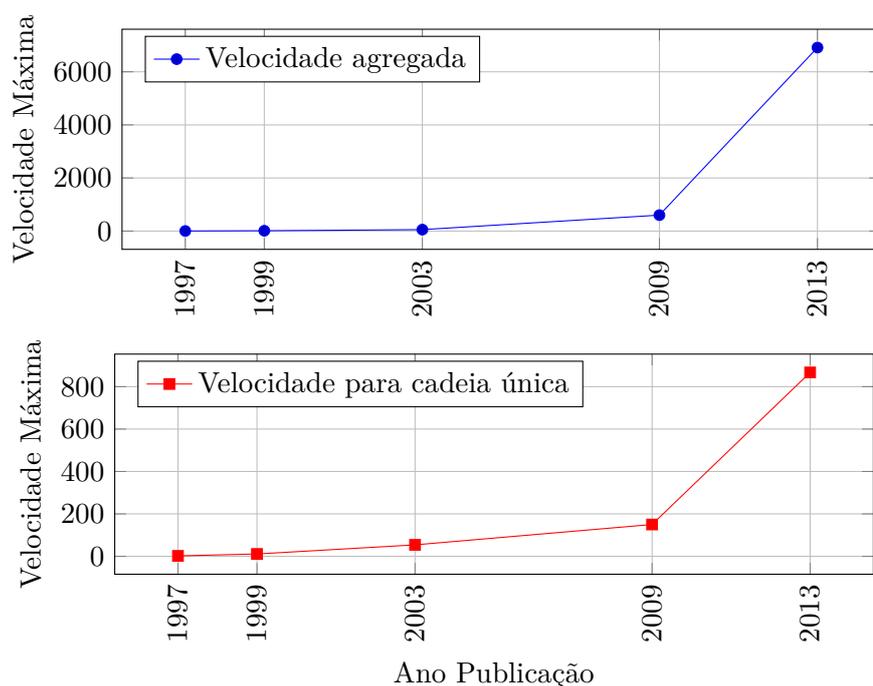


Figura 2.2: Evolução Velocidades de PHY do IEEE 802.11.

O conceito de ortogonalidade de canais é ainda hoje utilizado, inclusive em trabalhos de pesquisa sobre técnicas de seleção de canais para WLANs, como será visto nos Capítulos 3 e 4. Em Cisco Systems (2004), apresenta-se o modelo de ortogonalidade usando 3 canais (com 4 canais de afastamento) do esquema americano de canais ISM em 2,4 GHz, sugerindo que o uso de 4 canais (com 3 canais de afastamento) neste mesmo esquema de canalização causa sobreposição eletromagnética das transmissões das WLANs e gera significativa degradação de desempenho. A Figura 2.3 exemplifica a sobreposição de sinais para redes sem fio com afastamento de apenas 3 canais. Nesta figura, o texto “2400” representa a frequência de 2400 MHz e os números “1, 2, 3, 4, 5, 6” representam os canais do espectro de frequências em 2,4 GHz. A figura apresenta uma rede no canal 1 e outra no canal 4, resultando na sobreposição de energia de ambas, como apontado pelo texto em Inglês “*Energy Overlap*”.

Comunicações digitais de dados em meios sem fio por meio de ondas eletromag-

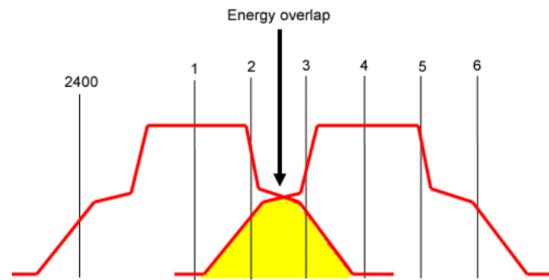


Figura 2.3: Demonstração de sobreposição de energia de sinais de WLANs nos canais 1 e 4. Fonte: Cisco Systems (2004)

néticas dependem de mecanismos de modulação e demodulação dos dados digitais. A demodulação somente acontece sem erros quando o receptor consegue identificar o sinal transmitido sem que outros sinais (ruídos, sinais interferentes) impeçam a correta demodulação. Os receptores dependem, portanto, de que o sinal transmitido seja recebido num nível significativamente maior que as interferências para uma correta demodulação. A razão entre o nível de sinal de comunicação e a intensidade de interferências é conhecida como relação Sinal / Ruído, SNR (do Inglês *Signal to Noise Ratio*), e é comumente expressa em decibéis (dB) (Proakis e Manolakis, 2008). Cada técnica de modulação/demodulação tem um limite específico em termos de SNR mínima para correta demodulação. Para sistemas de rádio com acesso exclusivo ao meio de comunicação (apenas um transmissor no meio), este é o principal mecanismo de determinação da qualidade da comunicação. A SNR é também expressa como SINR (do Inglês *Signal to Interference plus Noise Ratio*).

O Wi-Fi foi concebido para ser robusto quanto a sinais interferentes. Cada padrão físico do 802.11 tem diferentes mecanismos de modulação, com diferentes limites mínimos de SINR. Isto permite a operação em velocidades mais baixas na presença de interferência intensa, mas também permite operação em maiores velocidades quando as condições de relação SINR se tornam mais favoráveis (forte sinal comparado com o ruído e sinais interferentes).

A Figura 2.4, extraída de Villegas et al. (2007), apresenta um conjunto de curvas

que relaciona a taxa de erro obtida, BER (do Inglês *Bit Error Rate*), na demodulação de diferentes modos do OFDM, em função do nível de SINR. As características de cada modo são relacionadas a seguir:

- **m1** - BPSK (*Binary Phase Shift Keying*), 6 Mbps
- **m2** - BPSK (*Binary Phase Shift Keying*), 9 Mbps
- **m3** - QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*), 12 Mbps
- **m4** - QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*), 18 Mbps
- **m5** - 16-QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), 24 Mbps
- **m6** - 16-QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), 36 Mbps
- **m7** - 64-QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), 48 Mbps
- **m8** - 64-QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), 54 Mbps

Enquanto com apenas 2 a 3 dB de SINR consegue-se operação a 6 Mbps (para uma taxa de erro da ordem de  $10^{-3}$ ), precisa-se de 20 dB de SINR para operação a 54 Mbps, no mesmo nível de taxa de erro.

A Figura 2.5, extraída de Mo e Bostian (2005), apresenta um conjunto de curvas que relaciona a velocidade (na figura representada pelo termo em Inglês *throughput*) alcançada por um dispositivo 802.11b para diferentes modos da modulação DSSS (cada uma das quatro curvas), em função do nível de SINR (na figura representado pelo termo em Inglês *Carrier-to-noise Ratio*). Mais uma vez é verificada a capacidade de adaptação do 802.11, neste caso o modo físico 802.11b, a diferentes condições de SINR.

O 802.11 compartilha o meio de comunicação por diversos transmissores e receptores e usa um mecanismo de verificação de canal livre para transmissão, CCA (do Inglês *Clear Channel Assessment*), para que um transmissor possa ocupar o meio e realizar a transmissão. O mecanismo do padrão 802.11 responsável pela gestão do compartilhamento do meio de transmissão é denominado DCF (do Inglês *Distributed Coordination Function*). O objetivo do DCF é viabilizar o compartilhamento justo (do Inglês *fair*) entre os elementos de uma WLAN, de forma que a parcela de tempo de transmissão de um

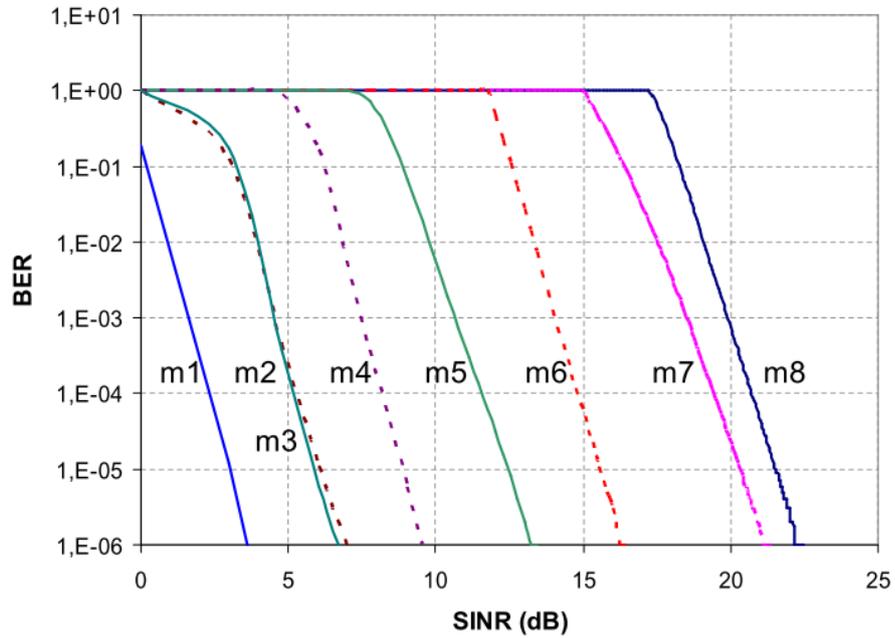


Figura 2.4: Limites de SINR para diferentes formas da modulação OFDM do 802.11a/g. Fonte: Villegas et al. (2007).

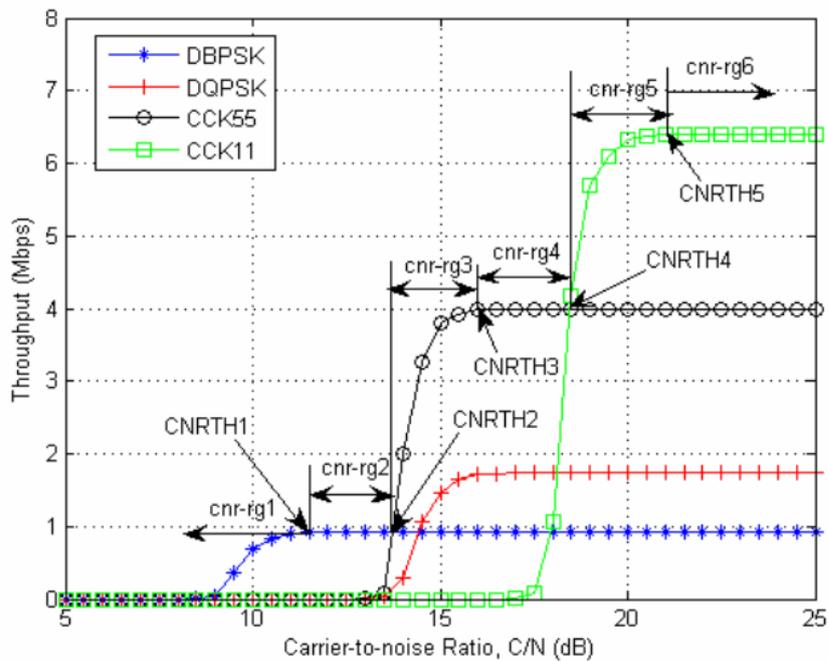


Figura 2.5: Limites de SINR para diferentes formas da modulações DSSS do 802.11b. Fonte: Mo e Bostian (2005).

nó da WLAN se aproxime do inverso da quantidade de nós competindo para transmitir ( $1/N$ ) (Berger-sabbatel et al., 2004). O DCF é executado por todo dispositivo 802.11. Assim, pode-se compreender que duas redes WLAN diferentes, vizinhas e operando no mesmo canal (ou canais próximos) podem fazer com que a DCF de cada rede realize falsa interpretação de canal ocupado pela transmissão de redes diferentes. Uma rede WLAN “A” pode entrar em contenção de transmissão por uma transmissão realizada pela rede “B”. Isto caracteriza uma outra forma de interferência, já que a velocidade média agregada de transmissão de uma rede será limitada pelo tempo ocupado para transmissões de outra rede (Scalia et al., 2010). Sejam:

- $v_{med}$ , a velocidade média de transmissão;
- $v_{max}$ , a velocidade máxima da interface sem fio;
- $t$ , o tempo total;
- $t_{cont}$ , o tempo em contenção.

A velocidade média de transmissão  $v_{med}$  será:

$$v_{med} = \frac{t - t_{cont}}{t} \times v_{max} \quad (2.1)$$

O tempo em contenção foi imposto por redes interferentes, portanto caracterizando a interferência por contenção de transmissão.

Estas duas formas de interferência, por degradação da taxa SINR e por contenção de transmissões, devem ser combinadas para construir um modelo de interferência que seja capaz de inferir a velocidade de comunicação média de uma WLAN quando submetida à interferência de outras WLANs vizinhas. Este assunto será mais explorado no Capítulo 3, Modelo de Interferência.



## Capítulo 3

# Modelo de Interferência

O Modelo de Interferência, no contexto deste trabalho de pesquisa, é um recurso utilizado para quantificar, de forma aproximada, a interferência a que está submetida uma WLAN, na presença de sinais interferentes de WLANs vizinhas e de ruído eletromagnético ambiente. Usando este modelo, transforma-se um conjunto de informações disponíveis sobre as WLANs em uma dada região em uma métrica que permite a avaliação e comparação do grau de interferência sofrido por uma determinada WLAN.

Neste trabalho, considerou-se como informações de entrada para o modelo de interferência aquelas disponíveis no processo denominado de varredura do ambiente da rede sem fio, o que facilita a aplicabilidade prática dos algoritmos propostos. Em Gast (2005, Capítulo 8, Seção *Scanning*), o processo de varredura do sistema sem fio é descrito em detalhes, tanto em seu modo passivo, quanto no modo ativo. Em modo passivo, o dispositivo executando a varredura apenas captura pacotes de informação de redes ao alcance. No modo ativo, ele pode enviar pacotes de teste para estimular os APs das WLANs ao alcance a prover pacotes de informação dos seus atributos.

A varredura pode ser abrangente, envolvendo todos os canais e quaisquer nomes de WLAN, ou pode ser limitada para execução em apenas alguns canais ou para obtenção de informações de um subconjunto das WLANs ao alcance. Estes fatores, em conjunto

com o modo ativo ou passivo, modificam de forma significativa o tempo necessário para execução de uma varredura.

Inicialmente, trabalhou-se com o sinal interferente acumulado, somado ao ruído ( $I+N$  do SINR), como métrica única de avaliação da interferência e base para seleção de canais. Assim, quanto maior o sinal interferente acumulado, maior a interferência percebida por uma rede sem fio em um canal do espectro de frequências. Este modelo está em conformidade com aquele de Zhou et al. (2012), onde foi usado um modelo de interferência puramente SINR. O sinal interferente acumulado  $I$  é somado ao ruído eletromagnético  $N$  e o total representa o denominador da expressão que determina a relação sinal ruído (SINR), sendo  $S$  o nível de sinal recebido. Esta expressão é apresentada na Equação 3.1.

$$SINR = \frac{S}{I + N} \quad (3.1)$$

Esta abordagem é adequada para sistemas de rádio com canal exclusivo, nos quais não ocorre o fenômeno de contenção, como foi discutido na Seção 2.1. Mediante experimentos simples de interferência entre dois APs próximos, verificou-se, porém, que este modelo não reflete de forma fiel a velocidade alcançada pelos APs sob interferência. Além desta verificação, alguns trabalhos na literatura, como os de Scalia et al. (2010) e Villegas et al. (2007), mostram claramente a importância da consideração do efeito da contenção nas WLANs 802.11.

Assim, assumiu-se um modelo composto de interferência para WLANs 802.11, considerando tanto a velocidade possível devido à qualidade do canal (SINR), quanto o tempo no qual está habilitado para transmissão (sem impedimentos por contenção), discutidos na Seção 2.1.

### 3.1 Modelo Composto: Contenção e SINR

Como já discutido, dois fatores interferem na capacidade de transmissão e de recepção em sistemas IEEE 802.11: contenção e nível de SINR (Villegas et al., 2007).

O CCA é um mecanismo existente em todos os dispositivos IEEE 802.11, concebido para identificar se o meio de comunicação, canal de operação, está livre para transmissão. Uma resposta negativa do CCA significa que o canal está ocupado, com transmissão em andamento por algum dispositivo da rede sem fio, o que implica adiamento de transmissão pelos demais dispositivos de rede sem fio e representa, portanto, uma perda de capacidade de transmissão (contenção). A condição para uma resposta negativa do mecanismo CCA, indicando canal ocupado, varia em função do tipo de modulação utilizado.

Para a modulação DSSS, usada no 802.11b, há 4 técnicas de CCA e três delas demandam a capacidade de demodulação do pacote ou de detecção de sinal modulado (Scalia et al., 2010). No modelo aqui proposto, foi assumido que CCA negativo ocorrerá quando for possível a demodulação de um pacote ou a detecção do sinal modulado que, por sua vez, implica SINR em nível superior ao mínimo para demodulação na menor velocidade (1 Mbps). O limiar inferior de SINR na modulação DSSS para 1 Mbps é de 10 dB, conforme Figura 2.5.

Na modulação OFDM, usada nos modos de enlace 802.11a, 802.11g e 802.11n, o mecanismo CCA leva em consideração a possibilidade de detecção do preâmbulo do pacote para sinais entre -82 dBm e -62 dBm e a capacidade de demodulação de qualquer parte do pacote para sinais acima de -62 dBm (Scalia et al., 2010).

Num contexto de análise em que se tenha acesso aos pacotes, como no *firmware* de rádios 802.11 ou em simuladores, a verificação da coincidência entre a demanda de transmissão e a ocorrência do preâmbulo de pacote é possível. Contudo, no cenário aqui adotado, baseado em medições de varredura do espectro, realizadas a intervalos

discretos, não é viável a avaliação desta probabilidade de coincidência para sinais cuja intensidade está entre -82 dBm e -62 dBm.

Assim, uma abordagem é proposta, neste trabalho, para determinação da resposta do CCA em função da informação de redes interferentes obtidas por processo de varredura do espectro.

O mecanismo DCF do 802.11 prevê que, uma vez que um nó “A” da rede detecte o meio como ocupado, pela transmissão de outro nó qualquer “B”, o nó “A” deve esperar o tempo de transmissão de “B” (conforme informado no pacote), esperar um DIFS (do Inglês *Distributed InterFrame Space*) e um tempo aleatório (*backoff time*) para fazer nova verificação CCA (Qiao et al., 2002).

Foi assumido que se a SINR do sinal interferente de “B” for superior ao mínimo necessário na modulação em questão, somado a uma margem de segurança, haverá elevada probabilidade de sincronismo de transmissão do nó “A” com o nó “B”, sendo “B” um sinal da mesma ou de outra rede sem fio, implicando contenção de transmissão. Se o SINR for inferior ao mínimo mais a referida margem de segurança, o sinal desta rede interferente “B” não contribuirá como interferência sob a forma de contenção de transmissão, mas como aumento do nível de energia interferente (fator I do SINR). Assunção semelhante é feita por Chen et al. (2011).

A norma IEEE 802.11 2012 estabelece que o limiar inferior de erro de detecção de um pacote pelo mecanismo CCA na modulação OFDM é de 90%, portanto uma PER (do Inglês *Packet Error Rate*) de  $10^{-1}$  (IEEE Computer Society, 2012). Essa PER equivale a uma BER de  $10^{-5}$  para pacotes de tamanho médio próximos de 1300 bytes. A correlação entre PER e BER em função do tamanho do pacote pode ser verificada em Chen et al. (2011) (Equação 2) e Villegas et al. (2007) (Equação 4).

Usando a BER de  $10^{-5}$  e curva específica da modulação OFDM de 6 Mbps (menor velocidade, modo BPSK (do Inglês *Binary Phase-Shift Keying*) 1/2), o limiar de detecção de sinais OFDM é de 3 dB. A margem de segurança de 3 dB é suficiente para garantir

alta probabilidade de sincronismo de transmissões, o que implica existência de contenção na espera por outras transmissões, como pode ser visto para a modulação OFDM na Figura 2.4 e para a modulação DSSS na Figura 2.5.

Sendo assim, na abordagem proposta, se um sinal de uma rede interferente supera um “limiar inferior seguro” (limiar + margem de segurança) de SINR para detecção na modulação em questão, sua interferência será por contenção de transmissão, contribuindo para a redução da capacidade de transmissão. Por outro lado, se for inferior ao referido limiar seguro de SINR, o seu nível de sinal contribuirá para aumentar o componente “Interferência” do próprio SINR.

Para resolver essa interdependência do critério de seleção da forma de interferência com a realimentação na própria SINR, foi utilizada uma abordagem iterativa. O algoritmo iterativo inspeciona o nível de sinal de todas as WLANs ao alcance e verifica se é do tipo contenção ou redução de SINR. Este algoritmo está descrito no Algoritmo 1 da Seção 3.2.

Outra premissa assumida para o modelo de interferência é um cenário no qual todas as WLANs estarão operando com máximo tempo de ocupação de canal. Segundo mostrado em Villegas et al. (2007), se uma rede sem fio interferente opera a 100% de ocupação do meio, a atenuação do seu sinal enquanto fator de interferência para as demais redes é zero, como verificado na correlação entre o tempo de ocupação do meio e a atenuação média do sinal (Villegas et al., 2007, Figura 7). A premissa de redes em ocupação máxima equivale, portanto, a desconsiderar a informação da ocupação da rede interferente na análise de interferência. Assim, as indicações de grau de interferência nos canais do espectro, providas pelo modelo de interferência, serão válidas no pior caso, quando as redes operam com máxima ocupação.

A assunção desta premissa é válida para o contexto de medições a intervalos discretos usado neste trabalho, pois a dinâmica de alteração da variável “ocupação da rede” é muito maior que a velocidade de captura de medições discretas de varredura. Consi-

derando que o tempo de varredura de um canal é da ordem de 10 a 20 milissegundos Roshan e Leary (2003) e que uma interface sem fio fará, no pior caso, varredura de 13 canais em 2,4 GHz e mais 24 canais em 5,0 GHz, verifica-se que o tempo de varredura será de 0,26 s (segundos) para 2,4 GHz e 0,74 s para varredura das duas bandas por completo, no pior caso de 20 mS por canal. O intervalo de varredura representa inatividade para a interface de rede sem fio, portanto deve ser mínimo para não representar impacto na capacidade de comunicação do nó de rede sem fio.

Com intervalos entre varreduras da ordem de 45 segundos, o impacto na capacidade de comunicação da interface de rede sem fio é da ordem de 1%. Seja  $T$  o intervalo entre varreduras,  $t$  o tempo usado na varredura de um canal,  $c$  a quantidade de canais a ser inspecionada e  $b$  o impacto na capacidade de comunicação da interface sem fio:

$$b = \frac{t \times c}{T} \quad (3.2)$$

$$b_1 = \frac{0,020 \times 13}{45} = 0,57\% , \text{ para } 2,4 \text{ GHz} \quad (3.3)$$

$$b_2 = \frac{0,020 \times (13 + 24)}{45} = 1,6\% , \text{ para } 2,4 \text{ GHz} + 5,0 \text{ GHz} \quad (3.4)$$

O intervalo entre varreduras da ordem de 45 s é, portanto, aceitável pelo seu baixo impacto, como verificado nas Equações 3.3 e 3.4. Este intervalo entre varreduras proposto implica frequência muito inferior à frequência da variação de carga numa rede, o que reforça a decisão de considerar-se operação em carga máxima. Além disso, a abordagem de maximização de desempenho por escolha do melhor canal será válida para o pior caso (quando as redes estão em máxima ocupação).

### 3.2 Algoritmo do Modelo de Interferência Composto

O modelo de interferência aqui descrito traduz os principais impactos computados em restrições à velocidade de comunicação em uma WLAN. Assim, a métrica usada como saída para o modelo de interferência é a velocidade de comunicação em um dado canal do espectro. O modelo retorna esta velocidade para cada um dos canais do espectro, permitindo, assim, o conhecimento geral de possibilidade de desempenho (visão geral do espectro). Como é explicado no Capítulo 4, esta abordagem de ter visão geral não é necessária para outras técnicas de seleção de canal, porém fundamental para a abordagem gulosa usada neste trabalho.

O pseudocódigo da função de cálculo das velocidades potenciais nos canais do espectro é apresentado no Algoritmo 1.

A seguir, são apresentados descritivos de variáveis do algoritmo de determinação das velocidades em canais do espectro. O NMon (Nó Monitorador) é o nó cliente da rede sem fio usado como referência para identificação da interferência. Sejam:

- **ISF** - Interface Sem Fio do NMon;
- **IN** - a soma da Interferência com o ruído (Noise) intrínseco da **ISF**;
- **INit** - **IN** em uma iteração;
- **RCFCCA** - número de Redes em Contenção por Falso negativo de **CCA**;
- **redeInt** - rede Interferente;
- **grauAdj** - grau de Adjacência de uma rede interferente em relação ao canal do espectro em análise;
- **S** - eSpectro de canais em uso, restrito por esquema de ortogonalidade;
- **RAA** - conjunto de Redes Ao Alcance;
- **redesRemovidas** - quantidade de redes removidas de **RAA** numa iteração;
- **rsiNoCanal** - nível atenuado de sinal de uma **redeInt** no canal em análise;
- **rsiISF** - nível de sinal na **ISF**, fornecido pela rede de conexão atual;
- **VPeCE** - Velocidade Potencial em Canais do Espectro, saída do algoritmo.

```

Entrada:  $S, RAA, ISF$ 
Saída:  $VPeCE$ 
1 Função VelocPotEmCanais ( $S, RAA, ISF$ ) é
2   para todo canal de  $S$  faça
3      $IN = -90dBm$ ;
4      $RCFCCA = 0$ ;
5     para cada Iteracao de 1 a  $ItMax$  faça
6        $INit = IN$ ;
7        $redesRemovidas = 0$ ;
8       para todo redeInt de  $RAA$  faça
9          $grauAdj = \text{modulo}(\text{canalDaRede}(\text{redeInt}) - \text{canal})$ ;
10         $rssiNoCanal = \text{sinalInterfPorAdjac}(\text{redeInt}, \text{grauAdj})$ ;
11         $SINRInt = rssiNoCanal - INit$ ;
12         $foiCCA = \text{tipoInterferencia}(rssiNoCanal, INit)$ ;
13        se  $foiCCA$  então
14          | incrementar ( $RCFCCA$ );
15        senão
16          |  $IN = IN + rssiNoCanal$ ;
17          |  $\text{removerRedeDaLista}(\text{redeInt}, RAA)$ ;
18          | incrementar ( $redesRem$ );
19        fim
20         $\text{termIteracoesSeNaoHouveRedesRemovidas}(redesRem)$ ;
21      fim
22    fim
23     $rssiISF = rssiDaConexaoAtual(ISF)$ ;
24     $SINR = rssiISF - IN$ ;
25     $\text{velPotTXRXemCanal} = \text{velParaCanal}(RCFCCA, SINR)$ ;
26     $\text{adicionarAoVetor}(VPeCE, \text{velPotTXRXemCanal})$ ;
27  fim
28  retorna  $VPeCE$ ;
29 fim

```

**Algoritmo 1:** Algoritmo do Modelo de Interferência - Determinação de Velocidades Potenciais nos Canais do Espectro.

Na iteração inicial, o nível de energia interferente  $IN$  é definido apenas em função do componente  $N$  (figura de ruído do rádio, assumido valor de  $-90 dBm$ , linha 3).

Em cada iteração, são somados os níveis de sinal das redes que contribuíram como

interferência tipo SINR e acrescentados à figura de ruído (linha 17). Estas redes são em seguida eliminadas do grupo de redes em análise (linha 18).

Na iteração seguinte, o valor de  $IN$  da iteração anterior é utilizado e a mesma separação das redes interferentes restantes em  $RAA$  é realizada. A quantidade de redes interferindo como contenção de CCA fica acumulada em  $RCFCCA$  a cada iteração (linha 14). Na última iteração, é obtido o  $IN$  resultante da acumulação de todas as iterações e também a quantidade de redes que interferem como contenção ( $RCFCCA$ ).

O valor de SINR resultante (linha 25) é utilizado para determinação da velocidade potencial de recepção no canal em análise e a quantidade de redes em sincronismo de CCA ( $RCFCCA$ ) é utilizada como fator de divisão da velocidade máxima da modulação em questão (linha 26).

Por fim, são obtidas as velocidades potenciais de transmissão e de recepção para o canal do espectro em questão, em função da interferência das redes ao alcance. Este processo é repetido para todos os canais do espectro  $S$  (laço da linha 2). O processo de varredura do espectro identifica as redes ao alcance e os seus parâmetros operacionais.

O parâmetro RSSI (do Inglês *Received Signal Strength Indication*) representa o nível de sinal em dBm que uma rede alcança em seu canal de operação. Na análise de interferência, é estimada a interferência das redes ao alcance em todos os canais do espectro. É necessário, portanto, utilizar um mecanismo que avalie o nível de sinal que uma rede interferente alcança em todos os canais do espectro.

Conforme mostrado em Villegas et al. (2007), Chen et al. (2011) e Mishra et al. (2006b), é possível determinar o nível de atenuação que um sinal de uma rede sofre em função do grau de adjacência entre o seu canal de operação e o canal para o qual a análise é realizada. Em essência, uma tabela de atenuação em função do grau de adjacência é usada.

Esta tabela é construída pela análise da quantidade de energia resultante do pro-

duto das curvas que representam as máscaras de transmissão e recepção dos rádios para uma dada modulação. As máscaras de transmissão estão definidas na norma IEEE 802.11 (IEEE Computer Society, 2012). Foi assumido que o filtro de recepção tem o mesmo comportamento da máscara de transmissão. Foram usadas as tabelas conforme proposto em Villegas et al. (2007) tanto para a modulação OFDM quanto para a DSSS. No Algoritmo 1, o processo descrito neste parágrafo é identificado como “nivelSinalInterfPorAdjacencia” (linha 9).

### 3.2.1 Esforço Computacional Algoritmo do Modelo de Interferência

Sejam:

$C_{all} = \{c_1, c_2, \dots, c_{k_{all}}\}$ , o conjunto de todos os canais do espectro em uso;

$k_{all} = |C_{all}|$ , total de canais no espectro;

$C = \{c_1, c_2, \dots, c_k\}$ , o sub-conjunto de  $C_{all}$  que representa todos os canais disponíveis para seleção, conforme esquema de ortogonalidade em vigor;

$k = |C|$ , total de canais no espectro disponíveis para seleção;

$A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ , o conjunto de todas as WLANs vizinhas;

$n = |A|$ , total de WLANs;

$ItMax$  a quantidade limite de iterações admitida para separação entre contenção e SINR.

**Lema 1.** *A complexidade computacional do Algoritmo 1, do modelo de interferência, é igual a  $O(n)$ .*

*Prova.* A observação do algoritmo permite verificar que há três laços aninhados, cada um limitado pelo módulo do conjunto de canais  $k$ , módulo do conjunto de WLANs  $n$  e pela constante de limite de interações para separação entre contenção x SINR  $ItMax$ . Assim, no pior caso, a complexidade do algoritmo será:

$$O(f(k, n, ItMax)) = k \times n \times ItMax \quad (3.5)$$

Considerando que o conjunto  $\mathbf{C}$  tem seu tamanho limitado em 11 ou 13 para a banda ISM de 2,4 GHz e que  $\mathbf{ItMax}$  é uma constante no valor 5, determinada por meio de observações experimentais, a complexidade pode ser assumida como linear com a quantidade de WLANs, sob a forma:

$$O(f(k, n, \mathbf{ItMax})) = 13 \times n \times 5 = O(n) \quad (3.6)$$

□

Esta complexidade computacional linear com a quantidade de redes sem fio é considerada baixa.



## Capítulo 4

# A Seleção de Canais em Redes

## 802.11

O problema de minimização dos efeitos da interferência entre redes sem fio 802.11 pode ser tratado por diferentes abordagens, como controle de potência de transmissão nos dispositivos da rede e seleção de canais para uma rede com máximo afastamento possível em relação aos canais de redes próximas (Mishra et al., 2006b).

O controle de potência de transmissão exige a operação coordenada dos APs da rede, para permitir a distribuição dos nós em cada APs como contrapartida da redução das potências, o que minimiza o impacto de perdas de alcance. Isto é viável apenas em contextos coordenados, nos quais diversos APs operam numa mesma rede para garantir maior cobertura da área de uso e, portanto, os clientes desta rede podem ter seu acesso fornecido por diferentes APs da mesma rede. Em Kauffmann et al. (2007) é discutida a seleção de canais em simultaneidade com a distribuição de clientes da rede pelos APs desta, num contexto coordenado.

A seleção de canais tem efeito sobre a transmissão de todos os elementos de uma rede 802.11 (APs e nós), podendo ser feita de forma centralizada ou descentralizada, quando em contexto coordenado. Em contextos não coordenados, a seleção de canais é

feita de forma independente nos APs, pois estes operam em redes não relacionadas.

Assim, é pouco provável que, em uma abordagem de mitigação de interferência em redes sem fio em contexto não coordenado, um AP reduza a sua potência de transmissão para minimizar a interferência de outras redes externas ao seu controle, já que esta redução implica perda de alcance e velocidade de comunicação, sem ganhos para a rede em questão.

Em Balbi et al. (2012), é apresentado um mecanismo centralizado em controlador para seleção de canal de APs em contexto coordenado. O problema é reduzido ao problema de coloração de grafos. Nesse contexto, onde cada AP da rede sem fio coordenada é representado por um vértice do grafo, caso um AP1 seja interferido por outro AP2 (em função do nível de sinal do AP2 no AP1), existirá uma aresta representando esta interferência. Com base neste grafo, que representa as relações de interferência das redes sem fio, o algoritmo de coloração de grafos é executado, para minimização da interferência por escolha de canais para os APs que propiciem a menor interferência para o conjunto. Este mecanismo depende de implantação de *firmware* específico nos APs (OpenWRT (OpenWrt.org, 2013) neste caso específico) para obtenção de medições com informações básicas para determinação de interferência entre APs e para troca dos seus canais.

Algoritmos de seleção de canal para contextos não coordenados podem utilizar diferentes mecanismos. Nas seções subsequentes, serão apresentados e discutidos algoritmos que usam, em essência, os três mecanismos a seguir:

- a) Salto Sincronizado de Canais (*Channel Hopping*);
- b) Aleatoriedade e Verificação de Qualidade Mínima;
- c) Abordagem Gulosa;

A Tabela 4.1 compara características dos três mecanismos citados.

Tabela 4.1: Comparativo de Mecanismos de Seleção de Canal.

Mecanismo	Mudança de Canal	Modelo de Interferência	Esforço Computacional	Visão do Espectro
<i>Channel Hopping</i>	Contínua	Inexistente	Baixo	Inexistente
Aleatório + Qualidade	Quando necessária	Medida qualid. direta	Baixo	Canal atual
Guloso	Quando oportuna	Medidas derivadas	Alto	Ortogonais ou todos

## 4.1 Algoritmos para Seleção de Canal

Nas subseções a seguir, são apresentados e discutidos exemplos de algoritmos que usam os mecanismos para seleção de canal citados na introdução deste capítulo.

### 4.1.1 Algoritmos Baseados em Aleatoriedade

Em Mishra et al. (2006a) é apresentado um algoritmo baseado em *channel hopping* num contexto não coordenado. *Channel hopping* é uma técnica de troca continuada do canal utilizado para comunicação, com objetivo de minimização dos efeitos de interferências por transmissões de outras redes. Neste mecanismo, o AP e os nós executam um algoritmo para troca de canais e devem sempre escolher canais iguais para manter a comunicação. A mudança frequente de canais impõe penalidades de desempenho em função do tempo necessário para que os nós do sistema sem fio adotem os novos canais. Nos mecanismos baseados em aleatoriedade não são utilizados informação de qualidade de comunicação nem modelos de interferência. Este tipo de algoritmo é inspirado numa técnica de modulação conhecida como FHSS (Proakis e Manolakis, 2008)), na qual o canal de operação é continuamente trocado, de forma coordenada pelos nós da rede sem fio. A tecnologia de comunicação Bluetooth utiliza modulação FHSS para minimização de interferência (Bluetooth SIG, 2013).

### 4.1.2 Algoritmos Baseados em Aleatoriedade e Verificação de Qualidade Mínima (Reativos)

Este mecanismo de seleção, de uma forma geral, tem visão parcial do espectro e decisão reativa, tomada quando o desempenho está degradado.

O mecanismo Aleatoriedade e Verificação de Qualidade Mínima consiste em um conjunto de passos: escolher o canal aleatoriamente; usar o canal e monitorar o fator de qualidade definido (exemplo: percentual de ocupação do canal, nível de ruído, taxa de erro durante a operação etc.); se, em algum momento, a qualidade ficar inferior a um limite inicial, é escolhido outro canal aleatoriamente e o processo é repetido. Caso nenhum canal atenda ao limite de qualidade inicial, reduz-se este limite e inicia-se o processo novamente.

Os algoritmos variam a forma com a qual estas atividades são realizadas, quais fatores de qualidade são usados, mas têm em comum a escolha aleatória e verificação continuada de qualidade. Este mecanismo é de implementação simples, utilizando informações de qualidade diretas (sem processamento adicional para cálculo), portanto é adequado para uso em equipamentos que fazem escolha automática de canal mas possuem recursos computacionais limitados, como o caso de *Access Points* de mercado.

Em Leith e Clifford (2006) é apresentado um algoritmo que usa o mecanismo “Aleatoriedade e Verificação de Qualidade Mínima”. O algoritmo é distribuído e executado de forma independente pelos APs das WLANs (contexto de redes não-coordenadas). Não são consideradas as perspectivas de interferência dos clientes e é assumido o uso apenas de canais ortogonais, assim, não é considerada a interferência devida ao uso de canais adjacentes. É realizado estudo quanto à convergência do algoritmo.

### 4.1.3 Algoritmos Gulosos

Nesta abordagem, os algoritmos têm visão completa do espectro, busca-se continuamente o melhor canal, portanto é uma abordagem proativa.

A Abordagem Gulosa consiste na escolha do canal que forneça o melhor desempenho para uma rede sem fio, independentemente dos impactos que esta decisão possa acarretar em outras redes. Para que a escolha gulosa seja realizada, faz-se necessário conhecer as alternativas possíveis e os seus benefícios, o que demanda que seja realizada a estimativa prévia de desempenho potencial em todos os canais possíveis para seleção, por meio de um modelo de interferência. O algoritmo guloso pode utilizar critérios adicionais para seleção dos canais (critérios de controle), como seleção de canais ortogonais, troca de canais apenas se o ganho de desempenho for significativo (acima de algum limiar, por exemplo), estabelecimento de critérios de tempo mínimo para que um canal seja considerado sistematicamente melhor (o melhor continuamente após avaliações consecutivas), entre outros.

Em Zhou et al. (2012), é apresentado um algoritmo guloso com base num grafo que modela os APs interferentes entre si. Este algoritmo é aplicado em contexto coordenado e usa um modelo de interferência que considera apenas o fator de interferência SINR para a determinação do desempenho nos canais. Este trabalho, portanto, diferencia-se da abordagem proposta nesta dissertação por seu modelo que não contempla a “contenção” como fator de interferência, como discutido na Seção 2.1, e por sua aplicação em contexto coordenado.

Em Yue et al. (2011), é apresentado o Algoritmo CACAO, que opera em contexto de redes não-coordenadas e usa mecanismo de Abordagem Gulosa. A perspectiva de interferência nos clientes é considerada no CACAO. É assumido um padrão de tráfego estável, aspecto fundamental para a convergência do algoritmo, já que variações do tráfego implicam mudanças no perfil de interferência medido, condição que muda a perspectiva de melhores canais. Com tráfego estável, apenas a mudança de canais pelas WLANs altera o perfil de interferência, o que viabiliza a convergência após algumas trocas de canais. O tráfego é uma variável fora do controle do algoritmo, o que dificultaria a obtenção da convergência. O modelo de interferência usado considera apenas o fato

de dois clientes de diferentes APs, usando o mesmo canal, estarem dentro dos seus raios de interferência. Verifica-se, portanto, que a interferência por canais adjacentes é desconsiderada, o que equivale a um esquema de canais sem sobreposição, usado nos esquemas de canais ortogonais. Assim, o CACAO não permite a avaliação de situações que fazem uso de esquemas de ortogonalidade nos quais canais passíveis de seleção sejam parcialmente sobrepostos. O estudo de esquemas de ortogonalidade cujos canais têm sobreposição parcial foi objeto dos experimentos dos Capítulos 5 e 6.

## 4.2 Algoritmo SIIMM

No Algoritmo 2, é apresentado um pseudocódigo para o algoritmo de seleção de melhor canal proposto neste trabalho. O SIIMM (do Inglês *Self Interested Interference Mitigation Mechanism*) é executado de forma integrada ao Algoritmo 1, do modelo de interferência, a cada nova varredura do espectro, realizada por meio da interface de rede sem fio. É um algoritmo guloso, pois está considerando, oportunisticamente, a sua perspectiva de maximização de velocidade pela escolha do canal que a proporcione.

A notação usada no SIIMM é apresentada a seguir. Sejam:

- **S** - eSpectro de canais em uso, restrito por esquema de ortogonalidade de canais definido para uso;
- **ISF** - Interface Sem Fio do nó WLAN;
- **UMC** - Último Melhor Canal, obtido em execução anterior do algoritmo;
- **MCP** - Melhor Canal Potencial;
- **MC** - Melhor Canal, que será atribuído ao AP;
- **RAA** - Redes Ao Alcance, obtidas na varredura do espectro;
- **H** - Heurística de escolha do melhor canal entre os melhores empatados;
- **TMSM** - constante com Tempo Mínimo para canal repetidamente escolhido ser considerado Sistemáticamente Melhor.

- **BCT** - *Best Channel Threshold*, limite mínimo de velocidade a ser superado pela velocidade de um canal para que este possa ser assumido como melhor;

```

Entrada:  $S, ISF$ 
Saída:  $MC$ 

1  $RAA = \text{Varredura}(S, ISF)$ ;
2  $VPeCE = \text{VelocPotEmCanais}(S, RAA)$ ;
3  $VPeCEOrd = \text{OrdPorMaiorVeloc}(VPeCE)$ ;
4  $MCP = \text{FuncHeuristicaMelhorCanal}(H, VPeCEOrd)$ ;
5  $VPM = \text{VelocPot}(MCP, VPeCE)$ ;
6  $CA = \text{ObtemCanalEmUso}(ISF)$ ;
7  $VPCA = \text{VelocidadePotencial}(CA, VPeCE)$ ;
   /* Verifica se ganho de velocidade supera BCT */
8  $GanhoVeloc = VPM - VPCA$ ;
9 se  $GanhoVeloc > BCT$  então
10 |  $MC = MCP$ ;
11 fim
   /* Verifica sistematicidade do melhor canal */
12 se  $MC \neq UMC$  então
13 |  $TDMC = 0$ ;
14 |  $UMC = MC$ ;
15 fim
16 se  $TDMC > TMSM$  então
17 |  $\text{OrdenarTrocaCanalAP}(MC)$ ;
18 fim

```

**Algoritmo 2:** Algoritmo de Seleção de Canal SIIMM

O Algoritmo 2 é iniciado com um processo de varredura do espectro, na Linha 1. Os dados brutos de varredura **RAA** são passados para a função que representa a chamada ao modelo de interferência,  $\text{VelocPotEmCanais}$ , na Linha 2. O retorno desta chamada, **VPeCE**, é um conjunto de canais do espectro, sendo cada elemento do conjunto um canal e seus atributos, entre eles a velocidade potencial de operação, conforme determinado pelo modelo de interferência. Na Linha 3, o conjunto de canais é ordenado pelo atributo de velocidade potencial.

Este resultado é informado, na Linha 4, à função heurística que determinará qual

o canal, entre os considerados igualmente melhores, será o *MCP*, candidato a ser definido como melhor canal *MC*. A função heurística de desempate do melhor canal entre os igualmente melhores está descrita na Seção 4.2.1. Foi verificado, por meio de experimentos, que pode existir mais de um canal igualmente “melhor” em relação aos demais. Assim, fez-se necessário um mecanismo de escolha de um único canal entre os melhores.

Um *MCP* deve atender aos dois critérios de qualificação, *BCT* e *TMSM*, para ser efetivamente atribuído ao AP. Estas verificações são realizadas nas Linhas 8 a 18. Os critérios de qualificação têm o objetivo de evitar que mudanças muito frequentes tornem o “sistema” instável.

Um dos critérios estabelecidos é um limiar de vantagem mínima de velocidade, representado pela constante *BCT*, a ser superada para que um melhor canal potencial seja utilizado como o canal em operação. A *BCT* contribui para a parada do processo de trocas de canal das diversas redes ao alcance, quando as vantagens passam a ser inferiores a esta constante.

Outro critério adotado foi o de tempo mínimo para que um “Melhor Canal” seja considerado “Sistematicamente Melhor”, *TMSM*. Um canal somente é utilizado por uma rede se for o melhor por um tempo maior que o definido por *TMSM*.

#### 4.2.1 Alternativas para Escolha do Melhor Canal

O retorno do modelo de interferência, materializado na variável *VPeCE*, é uma estrutura de dados contendo cada um dos canais do espectro e a velocidade potencial que pode ser obtida quando operando no referido canal. Isto é representado pela Linha 2 do Algoritmo 2. Na linha seguinte (Linha 3), esta estrutura de dados é ordenada pela velocidade potencial no canal, com os canais que oferecem maior velocidade no início e os de menor velocidade no final. É possível a ocorrência de empates nesta avaliação dos melhores canais. O subconjunto de canais que oferecem, igualmente, a maior velocidade

potencial é definido “Conjunto de Melhores Canais” - BCS (do Inglês *Best Channel Set*).

Seja:  $C = \{c_1, c_2, \dots, c_k\}$ , o conjunto de canais disponíveis para seleção e  $vel(x)$  a função que determina a velocidade potencial num canal  $x$  do espectro:

**Definição 1.**  $c_i \in BCS$  se,  $\forall c_j \in C, vel(c_i) \geqslant vel(c_j)$

A Linha 4 do Algoritmo 2 mostra uma função que retorna o primeiro canal (canal mais baixo) do BCS. Esta é a heurística usada nos experimentos do Capítulo 5 para a escolha de um canal do BCS a ser definido no AP, exceto quando especificado em contrário.

Durante a execução dos experimentos do Capítulo 5, foi possível verificar que o “Conjunto de Melhores Canais” (BCS) normalmente não continha apenas um canal, sendo, portanto, possível estabelecer algum outro critério para escolha do melhor canal entre os contidos no BCS. A lista a seguir apresenta algumas outras heurísticas consideradas, que serão analisadas no Capítulo 6.

- a) Menor Melhor Canal, LBC (do Inglês *Lowest Best Channel*) - O canal com menor índice entre os contidos no BCS é escolhido. Este é o método em uso para os experimentos iniciais, do Capítulo 5;
- b) Maior Melhor Canal, HBC (do Inglês *Highest Best Channel*) - O canal com maior índice entre os contidos no BCS é escolhido;
- c) Comutar Menor/Maior Melhor Canal, SwBC (do Inglês *Switch lowest/highest Best Channel*) - Os canais de menor índice e de maior índice são escolhidos alternadamente;
- d) Randomizar Melhor Canal, RBC (do Inglês *Random Best Channel*) - O canal do BCS é escolhido randomicamente.

É importante observar que, para todas estas heurísticas, continua-se utilizando o modelo de interferência como critério de identificação dos canais igualmente melhores

(BCS). Apenas faz-se uso das heurísticas para resolver o empate em termos de qual dos melhores canais será usado para atribuição ao AP.

Tabela 4.2: Probabilidades das Heurísticas de Melhor Canal.

Heurística	Probabilidade
LBC	100%
HBC	100%
SwBC	50% a 100%
RBC	$(\frac{100}{k})\%$ a 100%

Cada melhor canal apontado por uma heurística tem uma probabilidade de ser o escolhido. A Tabela 4.2 aponta esta probabilidade. As heurísticas LBC e HBC, por exemplo, apontam sempre um único canal membro do BCS, portanto estes canais têm 100% de probabilidade de serem os escolhidos. A heurística RBC, por outro lado, permite que até todos os canais do BCS sejam apontados, por meio de um mecanismo randômico de escolha. No limite, todos os canais disponíveis para seleção pelo esquema de ortogonalidade de canais em vigor (ver Tabela 5.1 na Seção 5.3 para exemplos de esquemas de ortogonalidade de canais) têm chance de apontamento, se proporcionarem velocidades potenciais iguais, o que os qualificou como membros do BCS. Desta forma, a probabilidade de um dado canal do BCS, quando usada a heurística RBC, é o inverso da quantidade de canais no BCS, assumindo uma escolha aleatória.

Seja  $\mathbf{C} = \{c_1, c_2, \dots, c_k\}$  o conjunto de canais disponíveis para seleção e seja  $k = |\mathbf{C}|$ . Assume-se que, no limite, todos os canais disponíveis para seleção podem fazer parte do BCS. O BCS é um subconjunto de  $\mathbf{C}$ .

O somatório das probabilidades dos canais contidos no BCS é sempre 1. Mais formalmente, sejam:

$b = |\text{BCS}|$ , a quantidade de canais no BCS;

$p(c_i)$  a probabilidade do canal do BCS com índice  $i$  ser indicado pela heurística;

então:

$$\sum_{i=1}^b p(c_i) = 1 \tag{4.1}$$



## Capítulo 5

# Dinâmica de Seleção de Canais

Este capítulo apresenta a avaliação de uma solução para seleção de canais em redes locais sem fio em contexto não coordenado, com base em informações de processo de varredura discreta, por meio do algoritmo SIIMM proposto. Os experimentos a seguir descritos levaram em consideração a dinâmica competitiva das redes sem fio em análise e foram apresentados no Workshop de Redes de Acesso do SBRC 2013 (WRA-SBRC 2013).

### 5.1 Solução com Algoritmo Guloso de Seleção de Canal

A solução usando o algoritmo guloso de seleção de canal está baseada em dois componentes: o algoritmo de seleção de canal SIIMM, apresentado no Capítulo 4, e um modelo de interferência que permite estimar as velocidades possíveis em cada canal do espectro, a cada execução de varredura, apresentado no Capítulo 3.

A estimativa de velocidades realizada pelo modelo de interferência usa a percepção de interferência em um nó cliente, denominado NMon. A velocidade de transmissão potencial em cada canal do espectro de frequências será uma fração da velocidade máxima da interface WLAN do NMon. A Figura 5.7 exemplifica a estimativa de

velocidades nos canais do espectro. Esta fração é definida em função do total de WLANs ao alcance do NMon, cujos níveis de sinal podem determinar “falsos negativos” do mecanismo CCA. Já a velocidade de recepção é definida pelo modo de modulação possível em função do SINR estimado em cada canal.

SSID	BSSID	Security mode	Ad...	TX mode	RSSI	Noise	Ch...	Bandwidth	Spectrum	Load
wifi-network-0	f4:ec:38:f6:00:00	WPA2 Personal	No	802.11g	-82	-92	11	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-1	00:13:46:f9:01:01	WPA Personal	No	802.11g	-86	-92	1	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-2	00:22:3f:18:02:02	WEP	No	802.11g	-59	-92	6	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-3	76:7e:e5:e8:03:03	WPA Personal	No	802.11g	-86	-92	11	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-4	4c:17:eb:d2:04:04	WPA2 Personal	No	802.11n	-82	-92	11	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-5	4c:17:eb:d7:05:05	WPA2 Personal	No	802.11n	-74	-92	1	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-6	7c:4f:b5:ed:06:06	WPA2 Personal	No	802.11g	-81	-92	11	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-7	7c:4f:b5:46:07:07	WPA2 Personal	No	802.11g	-85	-92	11	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-8	7c:4f:b5:ed:08:08	WPA2 Personal	No	802.11g	-82	-92	1	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-9	14:d6:4d:81:09:09	WPA2 Personal	No	802.11n	-88	-92	2	20 MHz	2.4 GHz	0%
wifi-network-10	60:33:4b:e0:10:10	WPA2 Personal	No	802.11n	-39	-92	9	20 MHz	2.4 GHz	N/A
wifi-network-11	60:33:4b:e0:11:11	WPA2 Personal	No	802.11n	-36	-92	149	40 MHz	5.0 GHz	N/A
wifi-network-12	00:24:01:8e:12:12	WPA2 Personal	No	802.11g	-89	-92	6	20 MHz	2.4 GHz	N/A

Figura 5.1: Exemplo de medição a intervalos discretos de varredura, obtida em API *wireless* do sistema operacional Mac OS X

O algoritmo de seleção de canal proposto, por sua vez, é responsável por escolher o canal que ofereça a melhor velocidade para a WLAN e, também, por controlar a confiabilidade da informação de melhor canal. Os critérios de confiabilidade são apresentados na Seção 4.2 e visam tornar a solução estável, convergindo para um estado no qual nenhuma rede terá melhor canal que o último escolhido.

A implementação do modelo de interferência foi feita utilizando-se medições a intervalos discretos por meio do acesso a APIs de redes sem fio 802.11, disponíveis em sistemas operacionais de mercado, como Linux, Windows e Mac OS X. Isto viabiliza a aplicação desta abordagem de forma prática. A Figura 5.1 mostra exemplo de medição, obtida em processo de varredura do sistema sem fio. A natureza discreta destas medições (como a das redes ao alcance, obtida na varredura do espectro) implicou necessidade

de definição de mecanismo específico para segmentação dos efeitos de interferência por contenção no falso negativo de CCA e por redução de SINR (contido no modelo de interferência), conforme descrito no Capítulo 3.

## 5.2 Descrição Geral dos Experimentos

O estudo de interferência em redes sem fio em cenário real pode ser útil por facilitar a comparação com outros trabalhos que tenham utilizado a mesma abordagem de experimentação real. Contudo, experimentar fenômenos de interferência eletromagnética das redes sem fio em contexto real pressupõe um ambiente livre de outras interferências não controladas, como APs que não fazem parte do experimento. Isso é especialmente importante para determinação de *baselines* e para permitir a repetibilidade de experimentos. Em Angelakis e Papadakis (2011), por exemplo, cabos e atenuadores foram usados para emular um ambiente sem fio controlado, em Chen et al. (2011) é citado o uso de um porão com baixa interferência, mas ainda assim existente. Outra alternativa é o uso de sala com total isolamento eletromagnético.

Para avaliar a solução proposta, foram realizadas emulações usando uma implementação real dos mecanismos apresentados (modelo de interferência e algoritmo guloso). O ambiente de emulação tem dois componentes: NMon e Emulador, ambos desenvolvidos nas linguagens Objective-C (Apple Inc, 2012) e C++.

O NMon é um componente de software independente (aplicação), capaz de acessar as APIs de redes sem fio, solicitar medições de varredura, transformar os dados brutos de varredura em métricas de velocidade potencial por meio do modelo de interferência, executar o algoritmo de seleção de canal e comandar a troca de canal no AP associado. O NMon tem mecanismo de agendamento para atualização do processo de varredura em intervalos definidos, permitindo avaliação contínua do melhor canal e, portanto, criando um processo dinâmico de trocas de canal nas WLANs. Um NMon referência é

usado para cada WLAN do experimento.

O Emulador é outra aplicação que computa as medições de varredura emulada e as envia aos NMon, conforme a distribuição dos APs definida na emulação (vide Figura 5.2). Isto equivale a um processo de varredura emulado. O Emulador acata os comandos de mudança de canal dos NMon e consolida as informações de velocidade destes a cada passo, para posterior análise e representação gráfica. Cada mudança de canal em cada NMon é um passo da dinâmica de maximização de velocidade das redes ao alcance.

A Figura 5.2 mostra a interface do usuário do Emulador, apresentando a topologia das redes sem fio em análise. Os círculos claros (alaranjados) com números de canal no topo direito são os APs e os quadrados escuros com número de canal no topo direito são os respectivos NMon associados, aqueles que executam o algoritmo de seleção de canal. As distâncias usadas na computação de níveis de sinal das redes são reais, conforme ilustrado na Figura 5.2.

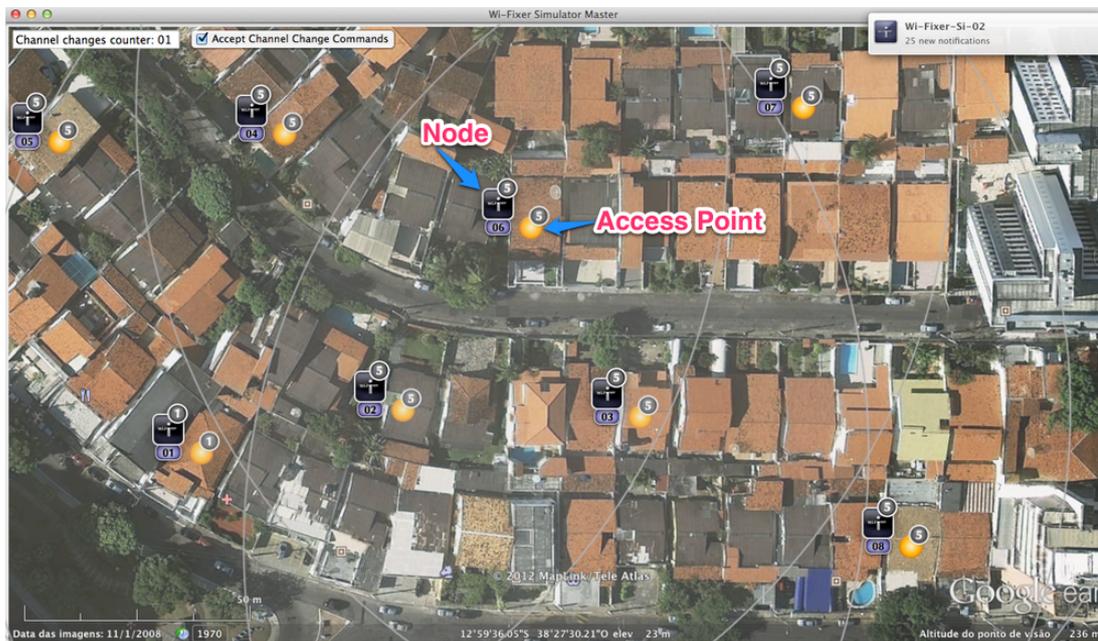


Figura 5.2: Interface do usuário do Emulador

Neste conjunto de experimentos realizados, há um grupo de 8 WLANs. Cada WLAN é composta de 1 AP e 1 NMon associado. As WLANs estão distribuídas numa região metropolitana (cada par interno em uma residência). A escala da Figura 5.2 mostra 4 segmentos de 12,5 m num total de 50 m. A disposição é tal que cada nó enxerga todos os APs com sinais cuja potência é não inferior a -90 dBm em suas varreduras. A atenuação dos sinais recebidos segue fórmula de atenuação de sinais eletromagnéticos no espaço livre (Bernard, 2001, Seção 5.3) (Shaw, 2013). Sejam:

$P_r$ , a potência do sinal de recepção em Watts;

$P_t$ , a potência de transmissão em Watts;

$G_r$ , o ganho da antena de recepção;

$G_t$ , o ganho da antena de transmissão;

$d$ , a distância entre transmissor e receptor em metros;

$\lambda$ , o comprimento de onda do sinal transmitido em metros;

$$P_r = P_t \times G_t \times G_r \times \left( \frac{\lambda}{4 \times \pi \times d} \right)^2 \quad (5.1)$$

Convertendo-se a Equação 5.1 para Decibéis e usando-se a frequência em MHz e a distância em Quilômetros, têm-se:

$P_{r_{dB}}$ , a potência do sinal de recepção em dBm;

$P_{t_{dB}}$ , a potência de transmissão em dBm;

$G_{r_{dB}}$ , o ganho da antena de recepção em dBi;

$G_{t_{dB}}$ , o ganho da antena de transmissão em dBi;

$d_{Km}$ , a distância entre transmissor e receptor em Km;

$f_{MHz}$ , a frequência do sinal transmitido MHz;

$Att$ , a atenuação do sinal no espaço livre em dB;

$$P_{r_{dB}} = P_{t_{dB}} + G_{t_{dB}} + G_{r_{dB}} - Att \quad (5.2)$$

$$Att = 32,44 + 20 \times \log(d_{Km} \times f_{MHz}) \quad (5.3)$$

À atenuação no espaço livre são acrescentados fatores de atenuação de 20 dB na recepção de sinais de APs em residências distintas, para representar perdas na travessia de obstáculos, e atenuação de 15 dB para sinal do AP na mesma residência, por estar o NMon em cômodo diferente do AP. Esta combinação de atenuações forma o modelo de atenuação utilizado.

Todos os dispositivos sem fio (APs e NMONs) operam no modo IEEE 802.11n e na faixa de frequência de 2.4 GHz. A largura de banda é de 20 MHz, o *Guard Interval* é de 800 nS e apenas 1 *spatial stream* (1 antena apenas, ou MIMO 1x1) existe na comunicação nas WLANs. Nesta configuração, a velocidade máxima de comunicação é de 65 Mbps (IEEE Computer Society, 2012).

Cada NMon é responsável por fazer a varredura emulada do espectro (computação das redes ao alcance, com seus respectivos canais de operação e níveis de sinal de recepção, realizada pelo Emulador e enviada ao NMon) e por executar o algoritmo de seleção de canal. Com base no resultado do algoritmo de seleção de canal, o NMon pode, então, comandar a mudança de canal, conforme a sua percepção de melhor estratégia a cada passo (um passo é o resultado da execução do algoritmo de seleção de canal).

No início dos experimentos, todos os APs (e, conseqüentemente, os NMONs) usam o mesmo canal: canal 6. Esta situação de uso do mesmo canal pode ser considerada o pior caso em termos de interferência. É esperado que a ação independente e distribuída dos NMONs leve o grupo a uma situação de menor interferência e maior desempenho.

A ordem com que os NMONs tomam as suas decisões, nos experimentos deste capítulo, é fixa, com exceção do experimento da Seção 5.5, no qual a ordem de tomada de decisão foi variada. Assumindo-se  $A = \{1,2,3,4,5,6,7,8\}$  como o conjunto de

NMons, a sequência usada foi:  $s\hat{e}q = \langle 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8 \rangle$ . No Capítulo 6, esta ordem de tomada de decisão será avaliada como parâmetro.

Os resultados permitiram comparar os ganhos de velocidade agregada do grupo de redes versus a quantidade de mudanças de canal necessárias até a convergência para o estado de equilíbrio. Foram realizados seis diferentes experimentos no total: E1, E2, E3, E4, E1-4d e E4-4d.

### 5.3 Comparação entre Esquemas de Ortogonalidade

O estudo dos esquemas de ortogonalidade foi realizado nos quatro primeiros experimentos. O experimento 1 (E1) permitiu uso de canais ortogonais com 5 canais de afastamento (neste trabalho foram escolhidos os canais 1, 6 e 11). Este esquema de ortogonalidade com 5 canais de afastamento é típico do esquema de canais americano para a banda ISM em 2,4 GHz. Aqui, este esquema de ortogonalidade é denominado “US-orto (US Canais Ortogonais)”.

O experimento 2 (E2) usou esquema de ortogonalidade com 4 canais de afastamento (canais 1, 5, 9 e 13). Este segundo esquema de ortogonalidade é válido apenas em países cujo esquema de canais para a banda ISM 2,4 GHz permite o uso dos canais 1 a 13, como é o caso do esquema brasileiro. O afastamento, neste esquema, é de 20 MHz e sua aplicação foi validada no estudo realizado em Mishra et al. (2006b). Aqui, este esquema de ortogonalidade é denominado “BR-orto (BR Canais Ortogonais)”.

O experimento 3 (E3) usou todos os canais disponíveis no esquema americano (canais 1 a 11). Por fim, o experimento 4 (E4) usou todos os canais disponíveis no esquema brasileiro (canais 1 a 13). Os esquemas de ortogonalidade usados nos experimentos E3 e E4 são denominados “US-non-orto (US Canais Não Ortogonais)” e “BR-non-orto (BR Canais Não Ortogonais)”, respectivamente.

A Tabela 5.1 sumariza os esquemas de ortogonalidade citados.

Tabela 5.1: Esquemas de Ortogonalidade de Canais.

Esquema	Qtd. de Canais	Conjunto de Canais
US-orto	3	1, 6, 11
BR-orto	4	1, 5, 9, 13
US-non-orto	11	1 a 11
BR-non-orto	13	1 a 13

As Figuras 5.3, 5.4, 5.5 e 5.6 apresentam os resultados dos experimentos E1, E2, E3 e E4, respectivamente. Nos 4 experimentos citados, todas as 8 redes estavam em atuação dinâmica de seleção de canal, por meio do algoritmo de seleção de canal apresentado no Capítulo 4. Nas figuras a seguir, TX e RX representam as velocidades de transmissão e recepção, respectivamente.

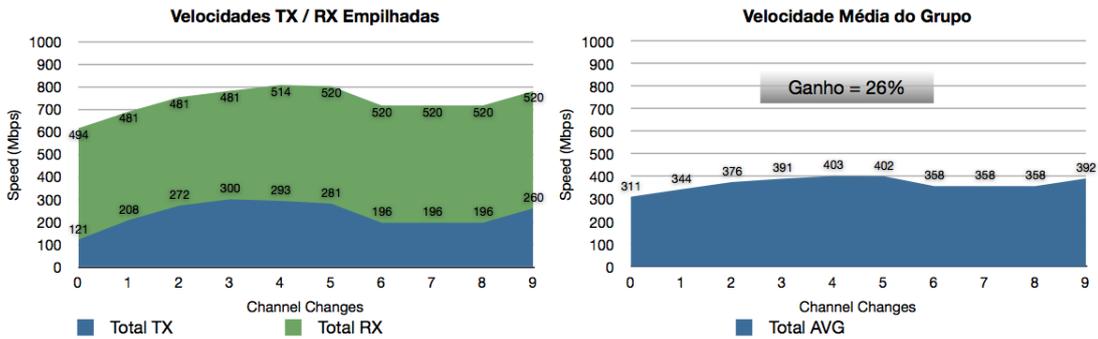


Figura 5.3: Dinâmica do Experimento 1 (E1 - canais 1, 6 e 11 - 8 redes dinamicamente selecionando canal)

É possível observar que quanto maior é a disponibilidade de canais para seleção (3 canais, 4 canais, 11 canais e 13 canais, respectivamente a E1, E2, E3 e E4), maior o potencial de ganho de velocidade agregada pelos NMons (26%, 36%, 55% e 59%, respectivamente).

Também maior foi a velocidade agregada final do grupo de WLANs, com a maior disponibilidade de canais (392 Mbps, 424 Mbps, 482 Mbps e 494 Mbps, respectivamente

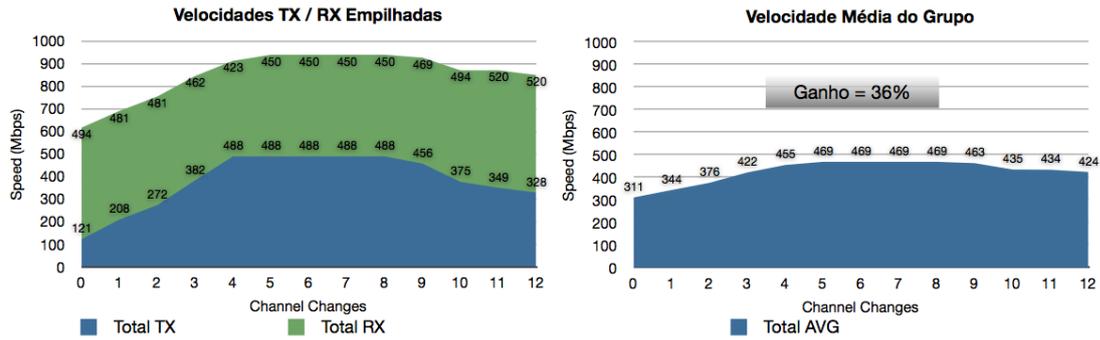


Figura 5.4: Dinâmica do Experimento 2 (E2 - canais 1, 5, 9 e 13 - 8 redes dinamicamente selecionando canal)

a E1, E2, E3, E4). Em contrapartida, a quantidade de mudanças de canal no grupo de redes cresce com a maior quantidade de canais disponíveis para uso (9 mudanças e 12 mudanças contra 21 mudanças e 18 mudanças). No Capítulo 6, será visto que a sequência de tomada de decisão pelos NMons (jogadores) tem importante efeito neste aspecto.

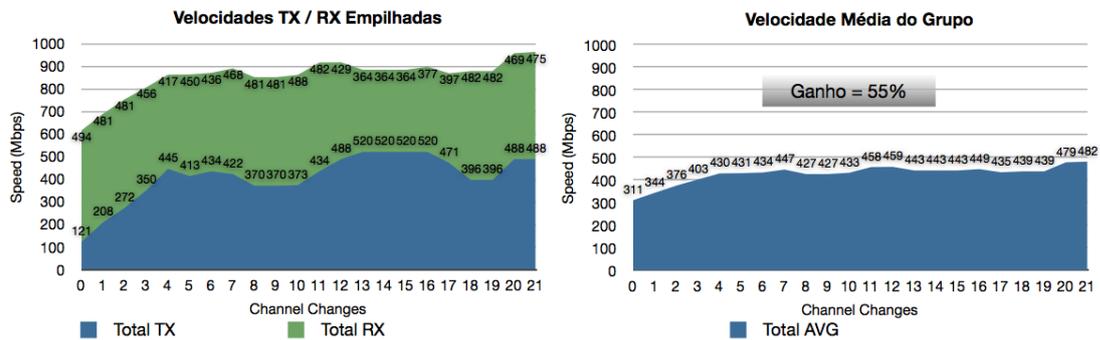


Figura 5.5: Dinâmica do Experimento 3 (E3 - canais 1 a 11 - 8 redes dinamicamente selecionando canal)

Em E1 e E2, a máxima velocidade agregada grupo não foi atingida no final do processo, mas com 4 e 5 passos respectivamente. Observando-se as velocidades individuais dos NMons de E2 (figuras suprimidas para efeito de simplificação), é verificado que, no passo 5, alguns NMons atingiram velocidade máxima (65 Mbps), enquanto o NMon

de menor velocidade estava a 46 Mbps. No estado final, o NMon de menor velocidade estava com 49 Mbps e muitos outros Nmons estavam na mesma velocidade, mostrando menor diferença de velocidade entre os Nmons pela seleção independente da melhor estratégia para sua rede por cada NMon.

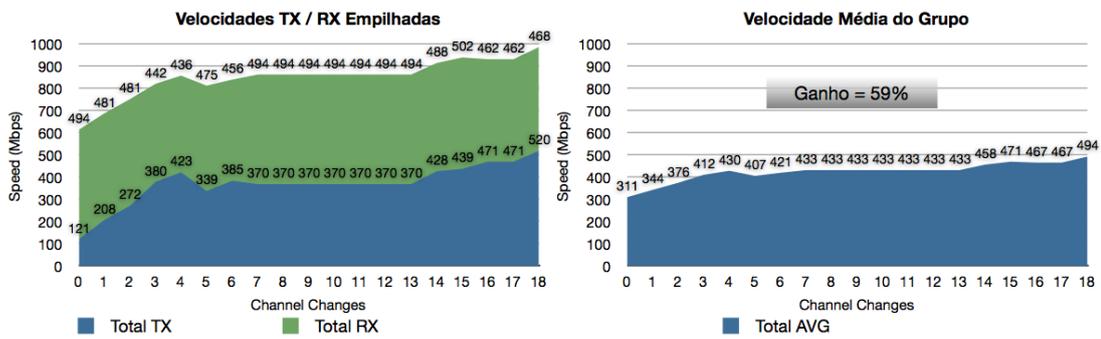


Figura 5.6: Dinâmica do Experimento 4 (E4 - canais 1 a 13 - 8 redes dinamicamente selecionando canal)

Nos experimentos E1 e E2, da observação do painel de velocidades em canais do NMon ao final do processo, foi verificado que em alguns Nmons haveria melhor estratégia de canal se não fosse respeitado o critério de selecionar apenas canais ortogonais. A Figura 5.7 exemplifica este caso. Esta possibilidade de aumento de velocidade foi comprovada em E3 e E4, quando foi permitida a seleção de qualquer canal disponível na regulamentação em uso.

Para cada um dos experimentos apresentados, foram executadas 10 repetições dos experimentos para verificação de confiabilidade. Verificou-se, contudo, que os resultados obtidos são sistematicamente iguais, se mantidas fixas a topologia (disposição dos APs e Nmons) e a sequência de tomada de decisão.

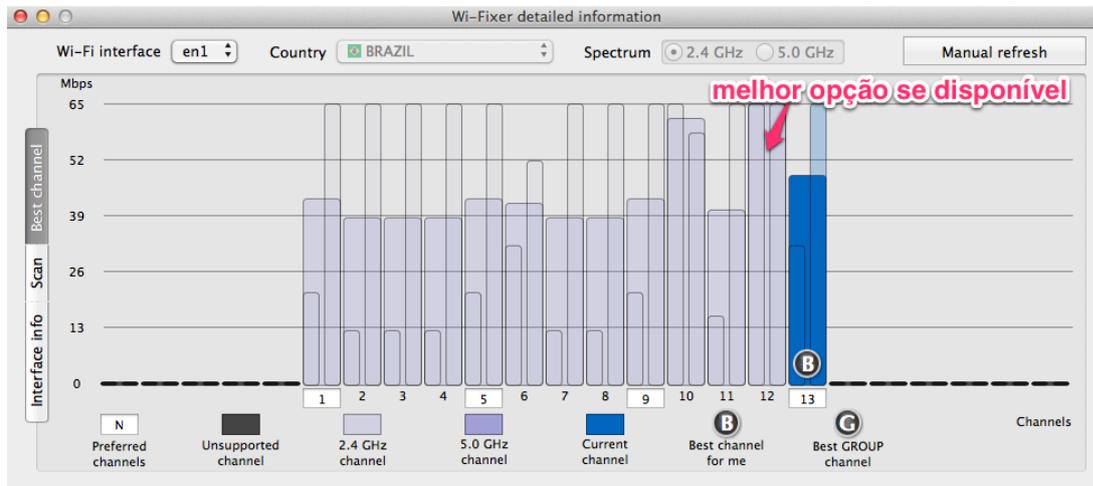


Figura 5.7: Painel do NMon com Velocidades Potenciais nos Canais do Espectro

## 5.4 Experimentos Variando a Quantidade de NMons Ativos

As Figuras 5.8 e 5.9 representam resultados de novos experimentos (E1-4d e E4-4d, similares a E1 e E4), mas com apenas 4 das 8 redes selecionando canais dinamicamente, por meio dos seus NMons. Em ambos experimentos as WLANs 1, 3, 5, 7 estão dinamicamente selecionando o melhor canal para si, enquanto as redes 2, 4, 6, 8 estão passivas, sem mudar os seus respectivos canais de operação.

Em E1-4d (Figura 5.8), as redes “dinâmicas” conseguiram valores de velocidade final em geral maiores que as “passivas”. O somatório do ganho de velocidade das 4 redes dinâmicas foi de 67 Mbps (NMons 3 e 7 saíram de 37 Mbps para 49 Mbps, NMon 1 saiu de 37 Mbps para o máximo de 65 Mbps e NMon 5 foi de 37 Mbps para 52 Mbps). Contudo, as redes passivas também obtiveram ganho em relação à situação inicial, como efeito da ação de minimização de interferência das redes dinâmicas, já que o fenômeno de interferência é recíproco. O somatório do ganho das redes passivas foi de 31 Mbps (NMons 2, 4 e 6 saíram de 37 Mbps para 39 Mbps e o NMon 8 saiu de 37 Mbps para 62

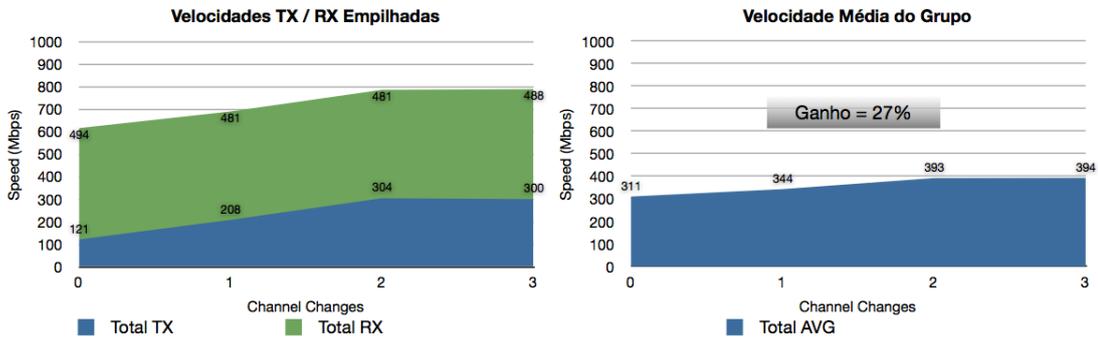


Figura 5.8: Dinâmica do Experimento 1 (E1-4d - canais 1 a 11 - 4 redes dinamicamente selecionando canal e 4 redes estáticas)

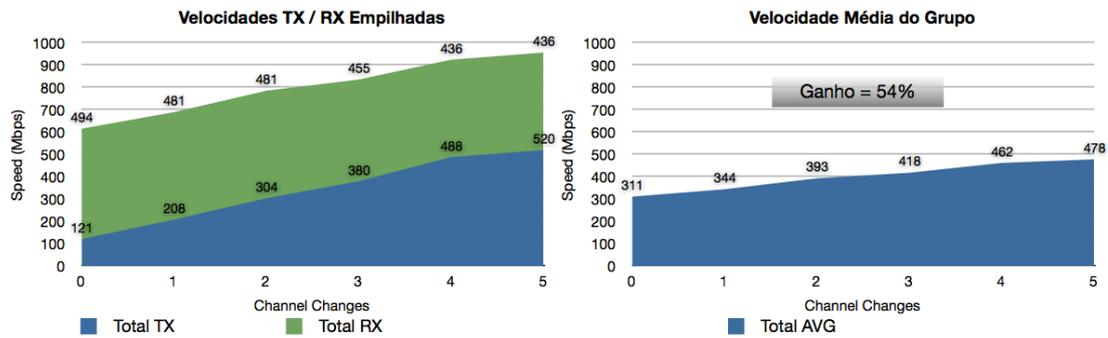


Figura 5.9: Dinâmica do Experimento 4 (E4-4d - canais 1 a 13 - 4 redes dinamicamente selecionando canal e 4 redes estáticas)

Mbps). Foi observado que todas as redes foram beneficiadas, mas as redes dinâmicas obtiveram, no geral, resultados superiores em relação às redes passivas.

O desvio médio das velocidades finais das redes em E1 (todas as redes ativas) e em E1-4d é próximo (8 Mbps e 8,75 Mbps), portanto a redução da quantidade de NMons dinâmicos não representou grande impacto na diferença entre velocidades finais das redes no estado de convergência.

No painel de velocidades de alguns dos NMons ativos (dinâmicos) em E1-4d, foi observada a possibilidade de obtenção de maiores velocidades se todos os canais estivessem disponíveis para seleção, como é exemplificado na Figura 5.7. Este fenômeno

ocorreu para algumas redes passivas e também para algumas redes dinâmicas.

Em E4-4d (Figura 5.9), foi confirmada a expectativa de maior agregado final de velocidade pela maior disponibilidade de canais para seleção, conforme esperado dos resultados individuais de algumas redes em E1-4d. O agregado final em E1-4d foi de 394 Mbps contra 478 Mbps em E4-4d. Tanto em E1-4d como em E4-4d ocorreu menor quantidade de mudanças de canal até o ponto de estabilização, como efeito da menor quantidade de redes buscando, dinâmica e gulosamente, oportunidades de aumento de suas velocidades potenciais.

## 5.5 Comparação entre os Modelos de Interferência

Neste experimento, o objetivo é verificar e identificar a efetiva vantagem do uso do modelo de interferência composto, com contenção e SINR, em relação a um modelo de interferência simplificado, que considera apenas o SINR.

Foram executadas 60 emulações para ambos os modelos. Em cada emulação, foi usada uma sequência de tomada de decisão pelos NMons, escolhida aleatoriamente. O mesmo conjunto de 60 sequências aleatoriamente escolhidas foi usado para os dois modelos. Todos os NMons foram mantidos ativos, foi utilizado o modelo de ortogonalidade BR-non-orto (vide Tabela 5.1) e a mesma topologia apresentada na Seção 5.2 foi utilizada, com 8 WLANs ativas. O parâmetro BCT (do Inglês *Best Channel Threshold*) foi fixado em 1 Mbps.

A Figura 5.10 apresenta os resultados do experimento. As 60 sequências de decisão foram ordenadas em função do valor de velocidade final do grupo obtido com o modelo de interferência composto, do maior para o menor valor de velocidade. Para efeito de melhor apresentação no gráfico, foram atribuídos índices de 1 a 60 para as sequências. O gráfico permite, portanto, a comparação das velocidades apontadas por ambos os modelos de interferência para uma mesma sequência de decisão. Das referências apontadas no

Capítulo 3, reconhece-se que o modelo composto é mais apropriado para as redes IEEE 802.11, portanto a comparação permite avaliar o grau de erro quando usado o modelo de interferência simples que contempla apenas o fator de interferência SINR.

Como pode ser visto na Figura 5.10, o modelo composto apresentou velocidades maiores para a grande maioria das sequências testadas (57 dos 60 casos). A diferença média aproximada é de 15%. A velocidade média e o intervalo de confiança obtidos com os dois modelos foi (para um nível de confiança de 95%):

- Modelo Composto (Contenção+SINR):  $486,03 \pm 4,18$  Mbps
- Modelo Simples (SINR):  $424,63 \pm 6,97$  Mbps

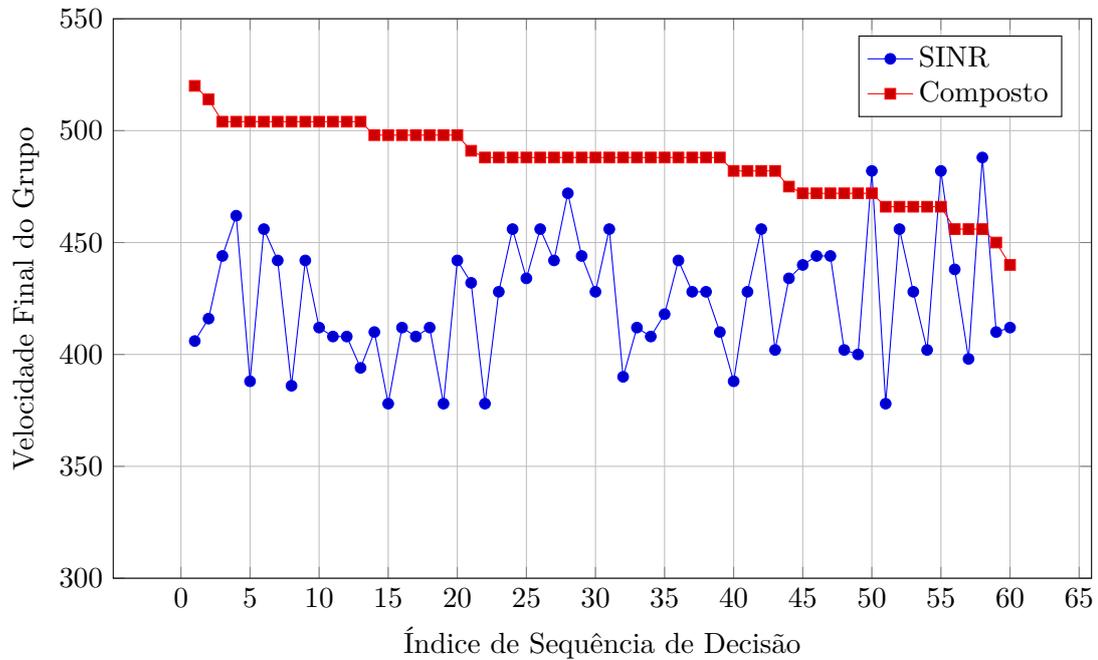


Figura 5.10: Comparando Modelos Composto e SINR - Velocidade do Grupo.

Analisando a quantidade de mudanças, verifica-se que elas não diferem em média. Contudo, verifica-se que, para uma mesma sequência de decisão, os modelos podem apresentar grande diferença na quantidade de mudanças de canal. Este é o caso das

seqüências 2 e 5, por exemplo. A Figura 5.11 apresenta a quantidade de mudanças de canal para cada um dos modelos, no mesmo experimento.

- Modelo Composto (Contenção+SINR):  $14,32 \pm 1,49$  mudanças
- Modelo Simples (SINR):  $13,15 \pm 1,62$  mudanças

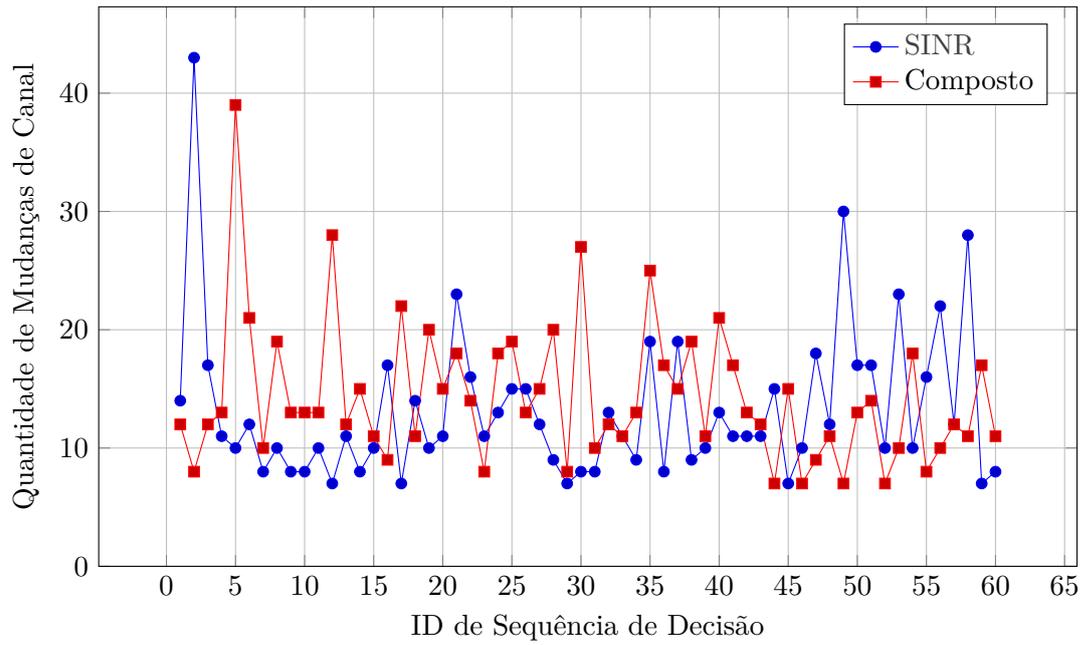


Figura 5.11: Comparando Modelos Composto e SINR - Mudanças de Canal.



## Capítulo 6

# Avaliação Analítica

No Capítulo 5, os experimentos realizados se concentraram não somente na minimização da interferência de uma WLAN na presença de sinais interferentes de outras WLANs vizinhas, mas também no processo dinâmico de troca de canais de todas as WLANs vizinhas e os impactos e/ou oportunidades que a troca de canal de uma WLAN impõe e/ou oferece às demais. Na Seção 2.1, foi destacado que o espaço de frequências usado pelas WLANs IEEE 802.11 é de uso livre e compartilhado. Além disso, considerando que o escopo deste trabalho é delimitado para WLANs ditas “não-coordenadas”, os aspectos citados caracterizam um processo competitivo entre cada uma das WLANs vizinhas.

A disputa se dá pela busca do canal do espectro de frequências que ofereça a menor interferência possível, permitindo a maximização da velocidade de comunicação na WLAN. Os algoritmos de seleção de canal, por meio de modelos de interferência, são os recursos usados para a tomada de decisões de troca, ou não, de canal. Tal contexto de competição entre as WLANs levou à modelagem do problema de interferência entre redes sem fio como um jogo teórico da Teoria dos Jogos.

## 6.1 Definições Básicas Sobre a Teoria dos Jogos

A Teoria dos Jogos é um conjunto de ferramentas analíticas utilizadas para estudar situações de decisão estratégica. Uma decisão estratégica ocorre em cenários de interdependência, quando os resultados obtidos por um tomador de decisão não dependem apenas da estratégia que ele adota, mas também das estratégias adotadas por outros. Assume-se que os tomadores de decisão são racionais, portanto decidem com base no seu conhecimento de vantagens no uso de diferentes alternativas (estratégias) ou na expectativa da ação que será tomada por outros. A Teoria dos Jogos tem sido aplicada em áreas como Economia, Ciência Política, Direito, Biologia, Ciência da Computação, entre outras (Osborne e Rubinstein, 1994) (Polak, 2007).

A principal entidade de um jogo teórico é o **jogador**. O jogador é o elemento que realiza a decisão racional sobre qual estratégia deve ser adotada. O conjunto de **estratégias** possíveis é outra entidade relevante e representa as diferentes alternativas de decisão para os jogadores. A **função de utilidade** é uma abstração da racionalidade do jogador e é o mecanismo pelo qual o jogador avalia os seus possíveis **ganhos** (do Inglês *payoffs*), para diferentes estratégias. As **ações** representam as formas de execução das estratégias escolhidas. As estratégias podem ser usadas pelos jogadores de forma isolada (**estratégias puras**, do Inglês *pure strategies*) ou de forma **misturada** (do Inglês *mixed strategies*). No caso de estratégias misturadas, faz-se a escolha de um grupo de estratégias a serem usadas em jogadas sucessivas, seguindo uma proporção percentual de uso destas estratégias que é da preferência do jogador (preferência racional). O **resultado** do jogo (do Inglês *game outcome*) é representado pelo conjunto de ganhos obtidos pelos jogadores, podendo ser ganhos positivos, nulos ou negativos (Osborne e Rubinstein, 1994).

Alguns aspectos são usados para categorização de modelos teóricos de jogos, em função de como são caracterizadas as entidades do jogo (Osborne e Rubinstein, 1994):

- i) Jogos Estratégicos X Jogos Extensivos - nos jogos estratégicos, os jogadores fazem uma única vez a escolha de suas estratégias e executam as ações de forma simultânea. Nos jogos extensivos, as decisões são sequenciais; existe uma ordem de eventos definida e cada jogador pode tomar uma nova decisão quanto à sua melhor estratégia, não somente no início do jogo, mas também toda vez em que seja o seu momento de decidir.
- ii) Jogos Não-Cooperativos X Jogos Cooperativos - nos jogos não-cooperativos, os jogadores executam suas estratégias de forma individualizada, enquanto nos jogos cooperativos, grupos de jogadores são formados e as ações são realizadas em conjunto.
- iii) Jogos com Informação Perfeita X Jogos com Informação Imperfeita - nos jogos com Informação Perfeita, os jogadores estão completamente informados sobre as jogadas dos demais jogadores. O mesmo não acontece nos jogos com informação imperfeita, nos quais os jogadores podem estar incompletamente informados. Como exemplo, os modelos teóricos de um jogo de xadrez ou de um jogo de damas são modelos de jogos com informação perfeita, pois ambos jogadores enxergam o tabuleiro, conhecem as ações tomadas pelo outro jogador e sabem quais as estratégias que podem ser usadas em próximas jogadas. Um jogo de cartas, porém, tem informação imperfeita, pois o conjunto de estratégias futuras (as cartas nas mãos dos jogadores) são desconhecidas.

No caso de um jogo simétrico, todos os jogadores têm à sua disposição o mesmo conjunto de estratégias. Para um jogo assimétrico, os jogadores podem ter diferentes conjuntos de estratégias passíveis de uso.

Adicionalmente, define-se como Equilíbrio de Nash (NE, do Inglês *Nash Equilibrium*) uma forma de solução de um jogo teórico caracterizada por um conjunto de estratégias assumidas pelos jogadores para o qual eles não têm incentivo para a escolha de estratégias diferentes. Mais formalmente:

**Definição 2.** *Um perfil de estratégias  $(S_1, S_2, \dots, S_i)$  é um NE se, para cada  $i$ , a sua estratégia  $S_i$  é a melhor resposta racional para as estratégias  $S_{-i}$  escolhidas pelos outros jogadores (Polak, 2007).*

## 6.2 Trabalhos Relacionados

A Teoria dos Jogos é extensivamente utilizada como ferramenta analítica para o estudo de problemas estratégicos (interdependentes e com decisões racionais).

Em Menasché et al. (2005), o problema sob investigação pode ser caracterizado, genericamente, como de controle de congestionamento. É realizada a investigação do compartilhamento de um *link* de comunicação de dados por usuários que executam tráfego de dados multimídia. Os usuários devem fazer a escolha da velocidade de transmissão na qual o tráfego multimídia é recebido. Os usuários são autointeressados e têm por objetivo maximizar a sua qualidade percebida. O problema é mapeado em um jogo evolucionário da Teoria dos Jogos, cujo comportamento é avaliado por meio de Cadeias de Markov. Cada estágio do jogo evolucionário é representado por um estado da Cadeia de Markov subjacente.

A mesma abordagem de modelagem foi usada para o problema de seleção de canais deste trabalho: modelagem do problema como um jogo de tipo extensivo e verificação do comportamento deste jogo por meio de Cadeias de Markov.

## 6.3 Analisando a Seleção de Canais como um Jogo

O modelo aqui proposto de jogo teórico da Teoria dos Jogos para análise da dinâmica competitiva de seleção de canais entre WLANs não coordenadas foi denominado CSGM (do Inglês *Channel Selection Game Model*). Para a caracterização do CSGM, um aspecto precisa ser observado: a dinâmica do jogo que se busca representar prevê jogadas sucessivas, cada jogador em um momento, e seguindo uma ordem de execução específica

pelos jogadores. Isto coloca o CSGM na categoria de jogos extensivos. O modelo de Jogo Evolucionário da Teoria dos Jogos é o apropriado para esta representação (Weibull, 1997).

### 6.3.1 Caracterização do CSGM

Alguns paralelos podem ser observados com o intuito da criação de um modelo de jogo teórico que reflita o problema que está sendo estudado de minimização de interferência em WLANs não-coordenadas, por seleção de melhores canais - CSGM:

- i) **Jogadores** - Cada WLAN do escopo de WLANs ativamente selecionando o seu melhor canal é um jogador para o CSGM. Mais especificamente e considerando a arquitetura tecnológica de experimentação adotada, o NMon é o jogador neste modelo. A notação usada para os jogadores é:

$A_{all} = \{a_1, a_2, \dots, a_{n_{all}}\}$ , o conjunto de todas as WLANs vizinhas;

$A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ , o conjunto de NMon associados às WLANs de  $A_{all}$  que estão ativamente selecionando canais (os jogadores);

$A \subseteq A_{all}$ ,  $n_{all} = |A_{all}|$  e  $n = |A|$

- ii) **Estratégias** - As estratégias possíveis são os canais disponíveis para seleção em função do esquema de ortogonalidade em vigor para o jogo. Vale ressaltar que o esquema de ortogonalidade deve ser o mesmo para todos os jogadores no escopo de um jogo. A não troca de canal implica estratégia de seleção do mesmo canal que já está em uso e é, portanto, uma jogada válida. A notação é:

$C_{all} = \{c_1, c_2, \dots, c_{k_{all}}\}$ , o conjunto de todos os canais do espectro em uso;

$C = \{c_1, c_2, \dots, c_k\}$ , o subconjunto de  $C_{all}$  que representa todos os canais disponíveis para seleção, conforme esquema de ortogonalidade em vigor;

$c^*$ , a melhor estratégia em um estágio do jogo;

$C \subseteq C_{all}$ ,  $k_{all} = |C_{all}|$  e  $k = |C|$ .

iii) **Função de Utilidade** - O algoritmo de seleção de canais, em conjunto com o modelo de interferência, caracterizam a função de utilidade dos jogadores do CSGM. Por meio desta função de utilidade, os jogadores tomam as suas decisões racionais na busca da maximização do seu retorno. Este retorno é representado pela velocidade potencial na WLAN. Cada jogador pode ter uma diferente percepção de velocidade em um canal do espectro num dado estágio do jogo. A notação é:

$v_{a_i, c_j} = u_{a_i}(c_j, e_t) \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ , a velocidade no canal  $c_j$  para o jogador  $a_i$ , em um estágio  $e_t$  do jogo;

$v_a^* = \max(u_a(c_j, e_t)), \forall c_j \in C$ , a velocidade máxima de um jogador  $a$  num estágio  $e_t$ .

iv) **Ações** - Uma ação equivale à colocação em prática de uma estratégia. A efetiva adoção de um canal no AP associado a um NMon é a ação do CSGM;

v) **Sequência** - A ordem com a qual os jogadores revisam as suas estratégias e tomam as ações apropriadas (jogadas). Os estágios do jogo são materializados conforme a sequência definida de tomada de decisão dos jogadores. A sequência é representada por um vetor (ordenado) com todos os jogadores. A notação é:

$\hat{s}e_q = \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle$ , ordem de tomada de decisão;

$e_t$ , um estágio do jogo no instante  $t$ .

vi) **Ganhos** - Os ganhos (do Inglês *payoffs*) são as mudanças de velocidade potencial percebidas pelos jogadores em cada interação, quando o jogador da vez decide por uma estratégia e executa a ação de troca de canal. No CSGM, cada jogador toma uma ação que tem ganho positivo ou nulo para si em sua vez. Esta ação, contudo, pode implicar redução da utilidade para outros jogadores. Cada jogador poderá tentar compensar qualquer redução no estágio do jogo que seja o seu momento de decisão. Notação:

$pay_{a_i} = v_{a_i}^* - v_{a_i, c_{e_{t-1}}}$ , o ganho de um jogador  $a_i$ , como diferença da velocidade informada pela função de utilidade para o melhor canal, em relação à velocidade

da estratégia  $c$  do estágio anterior  $e_{t-1}$ ;

$pay_{a_i, c_j} = v_{a_i, c_j} - v_{a_i, c_{e_{t-1}}}$ , o ganho de um jogador  $a_i$ , como diferença da velocidade informada pela função de utilidade para a estratégia qualquer  $c_j \in C$ , em relação à velocidade da estratégia  $c$  do estágio anterior  $e_{t-1}$ ;

$a_d = dec(e_t, sêq)$  é uma função que aponta o jogador  $a_d \in A$  que é o tomador de decisão num dado estágio  $e_t$ , para uma dada sequência  $sêq$ ;

$pay_{a_n} \geq 0$ , se  $dec(e_t, sêq) = a_n$ , o ganho de um jogador  $a_n$  é sempre positivo ou nulo quando o estágio do jogo  $e_t$  foi um momento de tomada de decisão de  $a_n$ .

- vii) **Resultado** - O resultado do jogo (do Inglês *game outcome*) é função das velocidades potenciais obtidas por todas as WLANs envolvidas no jogo (conjunto  $A_{all}$ , todas as WLANs da topologia). Mais especificamente, o resultado do CSGM será analisado de forma agregada, por meio do somatório das velocidades das WLANs.

A cada estágio do jogo, pode-se observar o resultado do momento. Notação:

$res_{e_t} = \sum_{f=1}^{n_{all}} v_{a_f, e_t}^*$ , a soma das velocidades percebidas por todas as WLANs num dado estágio do jogo  $e_t$ .

- viii) **O início do jogo** - De forma análoga aos experimentos do Capítulo 5, o início do jogo se dá com todos os jogadores usando o mesmo canal, cenário de máxima interferência que permite estudar a dinâmica de decisões (jogadas) pelos jogadores;

- ix) **Fim do jogo** - O fim do jogo se dá quando todos os jogadores (conjunto  $A$ ) mantêm a estratégia em uso em estágios subsequentes do jogo. Esta decisão implica inexistência de estratégia alternativa que ofereça oportunidade de maximização do retorno para qualquer jogador. Esta definição também caracteriza a existência de um Equilíbrio de Nash (NE). Quando isto acontece, também significa dizer que, para todo jogador, o ganho para qualquer das suas estratégias é menor que o BCT.

Notação:

$\forall a_i \in A, \forall c_j \in C$ , se  $pay_{a_i, c_j} < BCT$ , então tem-se fim do jogo.

- x) **Jogo com resultado máximo** - Um jogo com resultado máximo é aquele no qual

nenhum outro conjunto de estratégias escolhidas pelo conjunto de jogadores num NE ofereça um resultado que seja maior. Esta característica equivale à propriedade “Ótimo de Pareto” para um NE (OP-NE (Ótimo de Pareto NE));

De posse das definições acima, define-se o jogo do CSGM:

Seja  $\mathbf{J}$  o conjunto de todos os jogos possíveis para uma dada topologia e um dado início de jogo. Cada jogo de  $\mathbf{J}$  é diferenciado por sua sequência específica, resultado da permutação do conjunto  $\mathbf{A}$  de jogadores.

Seja  $\mathbf{J}_{seq} \in \mathbf{J}$  um jogo específico, caracterizado por uma topologia, um início de jogo e uma sequência  $\mathbf{seq}$  específica. Buscou-se aqui caracterizar a notação para os jogos do CSGM. Mais detalhes sobre a sua unicidade são apresentados na Seção 6.3.2.

No CSGM, o conjunto de estratégias é igual para todos os jogadores, contudo nenhum jogador conhece os ganhos dos demais jogadores para o conjunto de estratégias possíveis. Cada jogador, e somente ele, tem a informação sobre os seus ganhos para cada estratégia possível. Todos os jogadores têm conhecimento sobre a estratégia adotada pelos demais jogadores a cada estágio do jogo. Uma vez que a ação de troca de canal é realizada por um jogador em um estágio do jogo, os demais jogadores tomam conhecimento desta nova estratégia por meio do processo de varredura descrito no Capítulo 3.

Cada um dos canais do espectro disponíveis para escolha, conforme esquema de ortogonalidade em vigor, representa uma estratégia do CSGM. Quando o resultado da função de utilidade, para um determinado conjunto de dados de entrada, retorna sempre uma mesma estratégia (canal), pode-se afirmar que este jogador está usando estratégias puras (não misturadas - do Inglês *non-mixed strategies* ou *pure strategies*). Isto ocorre quando são usadas, na função de utilidade (o algoritmo de seleção de canal), as heurísticas LBC ou HBC. Conforme mostrado na Tabela 4.2, estas heurísticas apontam melhores canais com 100% de probabilidade. Quando são usadas as heurísticas SwBC ou RBC, a probabilidade de indicação de um canal, para mesmo conjunto de dados de entrada, pode ser menor que 100%. Assim, a estratégia apontada pela função

de utilidade pode variar, mesmo para os mesmos dados de entrada. Isto equivale a jogadores com comportamento de mistura de estratégias (do Inglês *mixed strategies*). Neste trabalho, os jogadores farão uso apenas de estratégias puras por meio da heurística LBC. As demais heurísticas concebidas serão consideradas conceitualmente, mas serão objeto de abordagem experimental em trabalhos futuros.

### 6.3.2 Unicidade de um jogo do CSGM

A unicidade de um jogo do CSGM depende de:

- i) Topologia em análise (conjunto de WLANs próximas em análise, as distâncias umas das outras, suas características operacionais),
- ii) do subconjunto específico de WLANs ativamente selecionando canal,
- iii) do esquema de ortogonalidade em uso,
- iv) do estado de canais de início do jogo (ponto de partida),
- v) da sequência de decisão dos jogadores.

Assume-se, também, a premissa de uso da heurística LBC, já anteriormente informada.

### 6.3.3 Os estágios de um jogo do CSGM

O jogo evolucionário do CSGM é composto de estágios. Em cada estágio do jogo, há um jogador que revisa a sua melhor estratégia e executa a ação apropriada. Foi definido, anteriormente, que as estratégias do CSGM são os canais do espectro passíveis de escolha. Assim, cada estágio do CSGM é representado por um conjunto de canais em uso pelos jogadores (WLANs) e pela identificação do jogador  $\alpha_d$  que tem a vez de realizar uma nova decisão. O conjunto de canais em um dado estágio  $e_t$  do jogo foi denominado CSt (Estado de Canais, do Inglês *Channel State*).

**Definição 3.**  $CSt = \{c_{a_1}, c_{a_2}, \dots, c_{a_n}\}$  é o conjunto que contém os canais em uso por cada uma das WLANs ativamente selecionando canal, conforme definição dos seus respectivos NMons, em um estágio de um jogo CSGM.

**Definição 4.** Estágio de CSGM:  $e_t = \langle \{c_{a_1}, c_{a_2}, \dots, c_{a_n}\} : a_d \rangle$ , a combinação do CSt, conforme Definição 3, com a identificação do jogador  $a_d$  com direito a tomada de decisão de acordo com a sequência do jogo.

## 6.4 Avaliação do Jogo por meio de Cadeias de Markov

Para entender a dinâmica do jogo, o estudo do comportamento do CSGM será realizado por meio de MCs (Cadeias de Markov, do Inglês *Markov Chains*). Os estágios do CSGM serão mapeados em estados de uma MC. A representação de jogos sob a forma de MCs será realizada tanto para jogos individuais como para conjuntos de jogos relacionados de forma agregada. A agregação será realizada para diferentes sequências e diferentes estados iniciais de jogos, porém mantendo-se fixos a topologia, o conjunto de WLANs ativas e o esquema de ortogonalidade.

### 6.4.1 Definições Básicas Sobre Cadeias de Markov

A MC é uma ferramenta matemática usada para analisar processos estocásticos, cujos estados  $\mathbf{X}$  seguem uma distribuição  $\lambda$ . Na MC, descreve-se a transição de um estado para outro, para todos os estados de um dado conjunto de estados (espaço de estados =  $\Omega$ ). A MC de Estados Finitos tem  $\Omega$  finito. As transições entre estados seguem regras probabilísticas ( $P_{i,j}$  é a probabilidade de transição do estado  $i \in \Omega$  para o estado  $j \in \Omega$ ). A soma das probabilidades de transição de um dado estado é 1 (Norris, 1998) (Levin et al., 2009) (Tsitsiklis, 2010). A forma de descrição dos estados de uma MC é conhecida por “Modelo de Markov” e deve caracterizar os estados de tal forma que a probabilidade de transição de um estado  $i$  para outro estado  $j$  seja independente dos estados anteriores

a  $i$ , percorridos pela MC. Este requisito é denominado de “Propriedade de Markov” (do Inglês *Markov Property*).

Uma forma de representação de uma MC  $P$  é por meio do seu espaço de estados e sua matriz de transições, como em:  $\Omega = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$  o espaço de estados de uma MC,  $M = |\Omega|$  o total de estados, então  $P r^{M \times M}$  a matriz contendo todas as probabilidades de transição da MC. Outra forma de representação das MCs é por meio de grafos dirigidos, nos quais os vértices são os estados de  $P$  e os arcos representam probabilidades de transição entre estados. A inexistência de um arco entre dois estados  $i, j$  implica probabilidade de transição  $0$  ( $P r_{i,j} = 0$ ). No escopo deste trabalho será usada a representação sob a forma de grafos dirigidos (Norris, 1998) (Tsitsiklis, 2010).

Diz-se que um estado de uma MC é **transiente** quando existe uma probabilidade não nula de que, uma vez que a MC passe pelo estado transiente, nunca retorne a este estado. Um estado é **recorrente** se ele não for transiente. Um estado de **absorção** é aquele que, uma vez alcançado, a MC nunca sai dele:  $P r_{i,i} = 1$ ;  $P r_{i,j} = 0 \forall j \neq i$ ;  $j, i \in \Omega$ . Diz-se que  $j$  é **acessível** por  $i$  (descreve-se  $i \rightarrow j$ ) se existe uma quantidade inteira  $n > 0$  de transições na MC  $P$  que permita sair de  $i$  para  $j$ . Se  $i \rightarrow j$  e  $j \rightarrow i$ , diz-se que os estados  $i$  e  $j$  se **comunicam** ( $i \leftrightarrow j$ ). Um conjunto de estados  $\Omega' \subset \Omega$  é uma **classe de comunicação** (do Inglês *Communicating Class*) se para todo par de estados  $i, j$  de  $\Omega'$ ,  $i$  se comunica com  $j$  ( $i \leftrightarrow j$ ) e nenhum estado em  $\Omega'$  se comunica com outro estado que não esteja em  $\Omega'$ . Uma **classe de comunicação é fechada** se a probabilidade de sair desta classe é nula (Norris, 1998). Este tipo de classe será aqui denominado uma **classe de absorção**. Mesmo não existindo qualquer estado de absorção na classe de absorção, uma vez que  $P$  atinge qualquer estado desta classe, não mais sairá dela.

### 6.4.2 O Modelo de Markov para o CSGM

Como descrito na Seção 6.3.3, as MCs serão usadas para a representação de jogos do CSGM, tanto de forma individual como de forma agregada, pela consolidação de vários jogos individuais, diferenciados apenas pelas suas sequências de jogo. Para tal, faz-se necessário criar um Modelo de Markov que represente os estágios do CSGM, garantindo-se a validade da Propriedade de Markov para este modelo. Este modelo será aqui denominado CSMM (do Inglês *Channel Selection Markov Model*).

Propõe-se caracterizar o estado do CSMM com o  $CSt$  em combinação com o jogador  $\mathbf{a}_d$  que tem a vez de decisão no jogo, conforme sequência  $s\hat{e}q$  em vigor. As transições dos estados da MC serão definidas pelo retorno da Função de Utilidade, que pode indicar a ação de troca do canal  $\mathbf{c}_{a_d}$ , em combinação com a sequência do jogo, que indica qual o próximo jogador a tomar decisão. A definição de MCSt (do Inglês *Markov Chain State*) como estado da CSMM é:

**Definição 5.**  $MCSt = \langle \{\mathbf{c}_{a_1}, \mathbf{c}_{a_2}, \dots, \mathbf{c}_{a_n}\} : \mathbf{a}_d \rangle$ , a combinação do  $CSt$ , conforme Definição 3, com a identificação do jogador  $\mathbf{a}_d$  com direito a tomada de decisão em um estado, de acordo com a sequência do jogo.

**Lema 2.** *O CSMM atende à Propriedade de Markov.*

*Prova.* Seja na definição do jogo acumulado  $\mathbf{J}$  ou do jogo individual  $\mathbf{J}_{s\hat{e}q}$  do CSGM, tem-se como fixos a topologia, conjunto de jogadores e esquema de ortogonalidade. Da observação do algoritmo de seleção de canal do Capítulo 4, verifica-se que a função heurística de seleção do melhor canal entre os igualmente melhores do BCS  $\mathbf{h}(\mathbf{x})$  tem como entrada o retorno do modelo de interferência e a definição da heurística em uso (ver linha 4 do Algoritmo 2). Por sua vez, o modelo de interferência tem por entrada a topologia e a informação dos canais em uso pelas WLANs, que equivale ao CSt. Assim, para um dado jogador, o CSt e a heurística em uso definirão o próximo CSt no estágio  $e_{t+1}$  ( $CSt_{e_{t+1}}$ ). A diferença entre CSts subsequentes é de apenas um canal, no máximo,

modificado pelo jogador  $a_d$  de  $e_t$ . Se  $a_d$  não realizou troca de canal, então os CSTs de estágios subsequentes são iguais. Assumindo, por definição, que as heurísticas a serem usadas no algoritmo de seleção de canal apontam probabilidades para os canais do BCS que não dependem de estágios anteriores do jogo, tem-se que o CSMM atende à Propriedade de Markov.  $\square$

Da observação das heurísticas relacionadas na Seção 4.2.1, verifica-se que, em SwBC, a escolha do melhor canal depende da quantidade de estágios anteriormente passados pelo jogo: se quantidade ímpar, então o canal mais baixo do BCS; se par, então o mais alto. Assim, esta heurística mostra-se inapropriada para uso no CSMM, pelo fato de depender da “memória” do estágio anterior. Esta heurística precisa ser modificada para fazer uma escolha aleatória entre o canal mais baixo e o canal mais alto para tornar-se adequada ao uso com o CSMM. As outras três heurísticas não estabelecem relação com estados anteriores para indicação do canal do BCS. São, portanto, aptas. A Figura 6.1 apresenta o impacto das heurísticas no CSMM e uma representação gráfica para o CSMM.

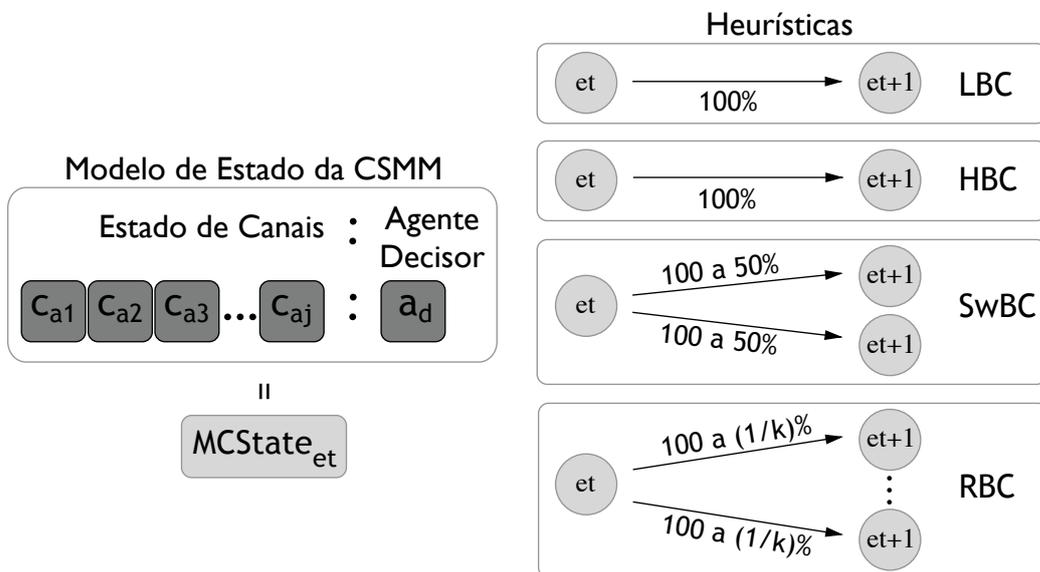


Figura 6.1: Modelo de Markov e Transições Conforme Heurísticas

### 6.4.3 Propriedades do CSMM

Nesta seção são apresentadas e verificadas algumas propriedades do CSMM.

O tamanho do espaço de estados  $\Omega$  de um jogo  $\mathbf{J}$ , quando representado num CSMM, é descrito pelo total de elementos do conjunto de todas as combinações possíveis de CSts, multiplicado pela quantidade de jogadores  $n = |\mathbf{A}|$ . Seja  $c = |\mathbf{C}|$ , a quantidade de canais passíveis de seleção segundo esquema de ortogonalidade em vigor:

$$Comb = c^n \tag{6.1}$$

$$\Omega = n \times Comb, \text{ então} \tag{6.2}$$

$$\Omega = n \times c^n$$

A Tabela 6.1 estende a Tabela 5.1, adicionando a quantidade total de estados para uma quantidade exemplo de oito jogadores, usando a Equação 6.2.

Tabela 6.1: Esquemas de Ortogonalidade e Quantidade de Estados do CSMM para  $n = 8$ .

Esquema	Qtd. de Canais	Conjunto de Canais	Qtd. Estados CSMM
US-orto	3	1, 6, 11	52.488
BR-orto	4	1, 5, 9, 13	524.288
US-non-orto	11	1 a 11	1.714.871.048
BR-non-orto	13	1 a 13	6.525.845.768

A quantidade de jogos  $\mathbf{J}_{seq}$  possíveis em um  $\mathbf{J}$  é o total de permutações possíveis para os jogadores, ou elementos do conjunto  $\mathbf{A}$ . Seja  $Perm = |\mathbf{J}|$ :

$$Perm = n! \tag{6.3}$$

**Lema 3.** *Não existem estados de absorção no CSMM.*

*Prova.* Seja  $e_t$  um estágio do CSGM e  $a_{d_{e_t}}$  o jogador tomando decisão em  $e_t$ . Considerando que  $a_d$  sempre muda a cada estágio do jogo do CSGM, conforme  $s\hat{e}q$ , e que as transições do CSMM se dão entre estágios subsequentes do jogo, conclui-se que:

$$a_{d_{e_t}} \neq a_{d_{e_{t+1}}}, \text{ então } MCSt_{e_t} \neq MCSt_{e_{t+1}} \quad (6.4)$$

Seja  $i = MCSt_{e_t}$ , então

$$Pr_{i,i} = 0 \quad (6.5)$$

A probabilidade de permanência num mesmo estado é nula se não existem transições de um estado para si mesmo, então não existem estados de absorção.  $\square$

**Teorema 1.** *O NE do CSGM é uma classe de absorção do CSMM, na qual todo estado tem período igual à quantidade  $n$  de jogadores do jogo, sendo  $n = |\mathbf{A}|$ .*

*Prova.* Da definição do NE, tem-se que os jogadores não têm estímulo a mudar a sua estratégia  $c_{a_d}$ , no seu momento de decisão. No NE, isto acontece em sequência para todos os jogadores, assim:

$$CSt_{e_t} = CSt_{e_{t+1}} \quad (6.6)$$

Sabe-se que  $s\hat{e}q$  deve conter todos os jogadores, ou WLANs ativamente selecionando canal (conjunto  $\mathbf{A}$ ), então:

$$|s\hat{e}q| = |\mathbf{A}| = n \quad (6.7)$$

portanto, conclui-se que:

$$\mathbf{a}_{d_{e_t}} = \mathbf{a}_{d_{e_{t+n}}} \quad (6.8)$$

Da Definição 5, da Eq. 6.6 e da Eq. 6.8, conclui-se:

$$MCSt_{e_t} = MCSt_{e_{t+n}} \quad (6.9)$$

Da Equação 6.9, conclui-se que os estados se repetem com o período  $n$ , no NE. Assim fica caracterizado que os estágios do CSGM que formam um NE, quando representados no CSMM, formam uma classe de comunicação fechada, ou classe de absorção.  $\square$

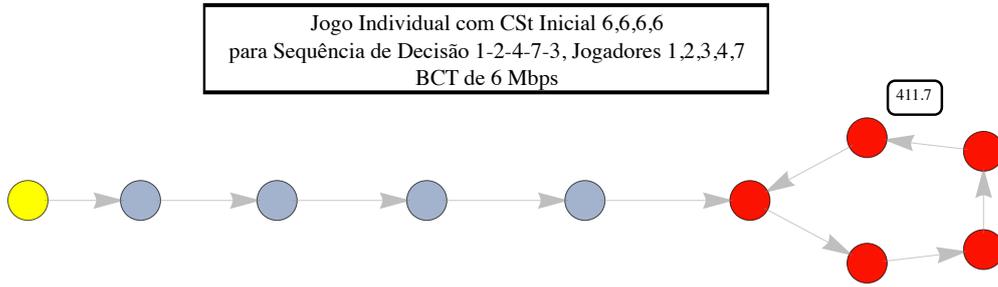
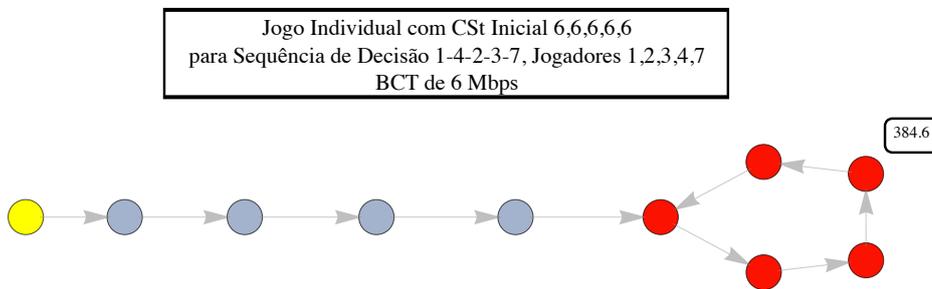
**Teorema 2.** *Todo estado do CSMM que não faz parte de uma classe de absorção é um estado transiente, se existir pelo menos uma classe de absorção.*

*Prova.* Uma vez que uma CSMM entre numa classe de absorção, ela não mais sai desta classe de estados. Assim, existe probabilidade não nula de que todos os estados que não fazem parte de qualquer classe de absorção não mais sejam visitados. Todos estes estados são, portanto, transientes.  $\square$

Por meio do Teorema 1, será possível realizar a análise dos NEs (do Inglês *Nash Equilibriums*) de um jogo do CSGM, representado sob a forma de grafo dirigido equivalente à MC derivada do jogo. Os NEs serão ciclos dos grafos e são representados como classes de absorção do CSMM.

A Figura 6.2 mostra um exemplo de um jogo individual  $\mathbf{J}_{s\hat{e}q}$ , que usa a topologia apresentada na Seção 5.2, com 8 WLANs  $\mathbf{A}_{all} = \{1,2,3,4,5,6,7,8\}$ , sendo as WLANs  $\mathbf{A} = \{1,2,3,4,7\}$  os jogadores, heurística LBC, sequência de jogo  $s\hat{e}q = \langle 1,2,4,7,3 \rangle$ , no esquema de ortogonalidade US-orto, BCT de 6 Mbps. O CSt inicial foi  $\langle 6,6,6,6,6 \rangle$ .

O círculo em amarelo (cinza mais claro quando impresso em preto e branco) é o início do jogo, que é um estado transiente. Os círculos em azul (cinza intermediário)

Figura 6.2: Jogo Individualizado,  $s\hat{e}q = \langle 1,2,4,7,3 \rangle$ Figura 6.3: Jogo Individualizado,  $s\hat{e}q = \langle 1,4,2,3,7 \rangle$ 

são, também, estados transientes percorridos durante o jogo. Os círculos em vermelho (cinza escuro) formam uma classe de absorção. Foi visto, pelo Teorema 1, que estas classes representam NEs, portanto são o final do jogo. O quadro com um número no centro, próximo ao NE, apresenta o resultado do jogo expresso em Mbps.

As Figuras 6.3, 6.4 e 6.5 apresentam outros jogos individuais para o mesmo cenário descrito para a Figura 6.2. Pode-se verificar que o mesmo conjunto de jogadores, partindo do mesmo estado de canais inicial, pode percorrer diferentes quantidades de estados transientes e obter diferentes resultados no equilíbrio.

A Figura 6.6 mostra um exemplo de uma consolidação de jogos  $\mathcal{J}$ , que usa a topologia apresentada na Seção 5.2, com 8 WLANs  $\mathbf{A}_{all} = \{1,2,3,4,5,6,7,8\}$ , sendo as

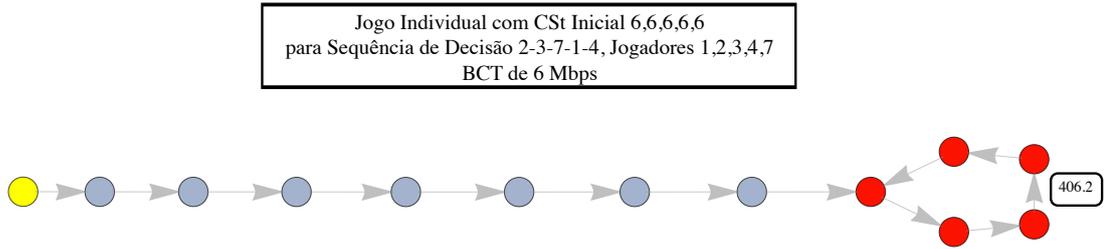


Figura 6.4: Jogo Individualizado,  $s\hat{e}q = \langle 2,3,7,1,4 \rangle$

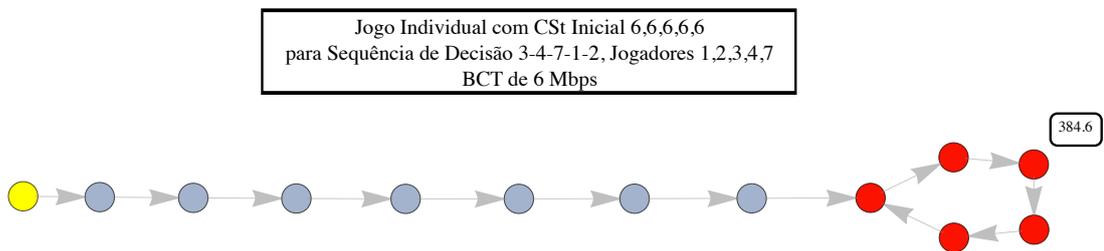


Figura 6.5: Jogo Individualizado,  $s\hat{e}q = \langle 3,4,7,1,2 \rangle$

WLANs  $\mathbf{A} = \{1,2,3,4,7\}$  os jogadores, heurística LBC, no esquema de ortogonalidade **US-orto**, BCT de 6 Mbps.  $\mathbf{J}$  consolida todas as sequências possíveis de  $\mathbf{A}$ . O CSt inicial foi  $\langle 6,6,6,6,6 \rangle$ .

Uma análise preliminar da MC da Figura 6.6 permite verificar que existem cinco estados iniciais (círculos em amarelo), definidos pelo CSt inicial associado a cada um dos jogadores. Como  $n = 5$ , tem-se os cinco diferentes estados. Da Equação 6.3, determina-se que são 120 jogos individuais em  $\mathbf{J}$ , contudo a análise da sua MC mostra que existem apenas 26 NEs, o que permite concluir que diferentes jogos individuais convergem para mesmo NE. O resultado máximo obtido em estado de equilíbrio é de 427,9 Mbps, alcançado por 4 diferentes NEs. Estes NEs são ditos OP-NE. É possível concluir que, para mesmos topologia, conjunto de jogadores e esquema de ortogonalidade, se pode



nados todos os estados possíveis (análise combinatória) e as possíveis transições de cada um deles. O grafo resultante consolida todos os estados e transições explorados;

- ii) **ConWalk** - os estados computados são limitados àqueles existentes em todos os jogos individuais  $J_{s \in q}$  de um jogo consolidado  $J$ . As transições existentes são aquelas percorridas nos jogos individuais. O grafo resultante é a consolidação destas informações. Pode ser executado mais de uma vez, para diferentes CSt iniciais, multiplicando a amostra de jogos individuais explorados;
- iii) **SingleWalk** - MC que representa os estados de um jogo individual  $J_{s \in q}$ . Limitado em termos de produção de dados para análise computacional, porém adequado para análise individual de jogos.

A avaliação da complexidade computacional destes três algoritmos de exploração pode ser encontrada no Apêndice B. A quantidade de jogadores  $n$  foi limitada a oito, no máximo, para os experimentos descritos neste capítulo, permitindo a construção de cadeias em tempos aceitáveis, conforme limite de WLANs na topologia descrita no Capítulo 5 e nas demais utilizadas, a seguir descritas.

Adicionalmente à topologia usada nos experimentos da Seção 5.2, três outras topologias foram definidas. Para fácil referência, a topologia da Seção 5.2 é denominada “Topologia 1” (vide Figura 5.2). A Topologia 1 tem disposição das WLANs aleatória e afastamento entre WLANs mediano, ocupando a maior parte do mapa referência. A “Topologia 2” é também de distribuição aleatória das WLANs, contudo com maior proximidade (maior concentração de WLANs e Nmons). A Figura A.1, no Apêndice A, apresenta a Topologia 2. A “Topologia 3” tem distribuição linear, com os APs dispostos sobre uma linha hipotética diagonal no mapa de referência, que pode ser visualizada na Figura A.2. Por fim, a “Topologia 4” tem distribuição elíptica, com os APs dispostos sobre uma elipse hipotética no centro do mapa de referência, e pode ser visualizada na Figura A.3. A Tabela 6.2 sumariza as topologias e suas características principais.

Tabela 6.2: Topologias Usadas nos Experimentos Analíticos.

Topologia	Qtd. WLANs	Forma	Concentração	Figura
1	8	Aleatória	Média	5.2
2	8	Aleatória	Alta	A.1
3	8	Linear	Médio-Alta	A.2
4	8	Elíptica	Alta	A.3

Os experimentos apresentados neste trabalho foram realizados num computador executando sistema operacional Mac OSX 10.8, com 4 GB de memória RAM e processador Intel Core i7 a 2 GHz de velocidade. A linguagem de programação usada na construção do Emulador e da extensão MCWalk foi Objective-C. O compilador utilizado foi CLANG 4.25 (Apple LLVM 4.2).

### 6.5.1 Avaliação da Máxima Vazão em Função do Número de Jogadores

A Figura 6.7 mostra o resultado de um experimento de avaliação do máximo desempenho possível para o grupo de WLANs, variando-se a quantidade de jogadores (WLANs ativamente selecionando canal). O algoritmo FullWalk foi, mais uma vez, o utilizado. São apresentadas curvas para as quatro topologias definidas para diferentes quantidades de jogadores. O esquema de ortogonalidade usado foi US-orto e o BCT foi de 6 Mbps.

É possível verificar que uma maior quantidade de jogadores permite que o grupo alcance maiores velocidades de operação, quando se compara com o estado inicial em que todos os jogadores usavam o mesmo canal (pior cenário de interferência). Para a Topologia 1, de um máximo pouco maior que 400 Mbps num contexto com 4 jogadores, obteve-se um máximo de 455 Mbps para o contexto com 8 jogadores (todos). Para a Topologia 3, o máximo variou de 389 Mbps com 4 jogadores para 428 Mbps com todos os seus 8 jogadores. Como o algoritmo FullWalk explora todas as possibilidades

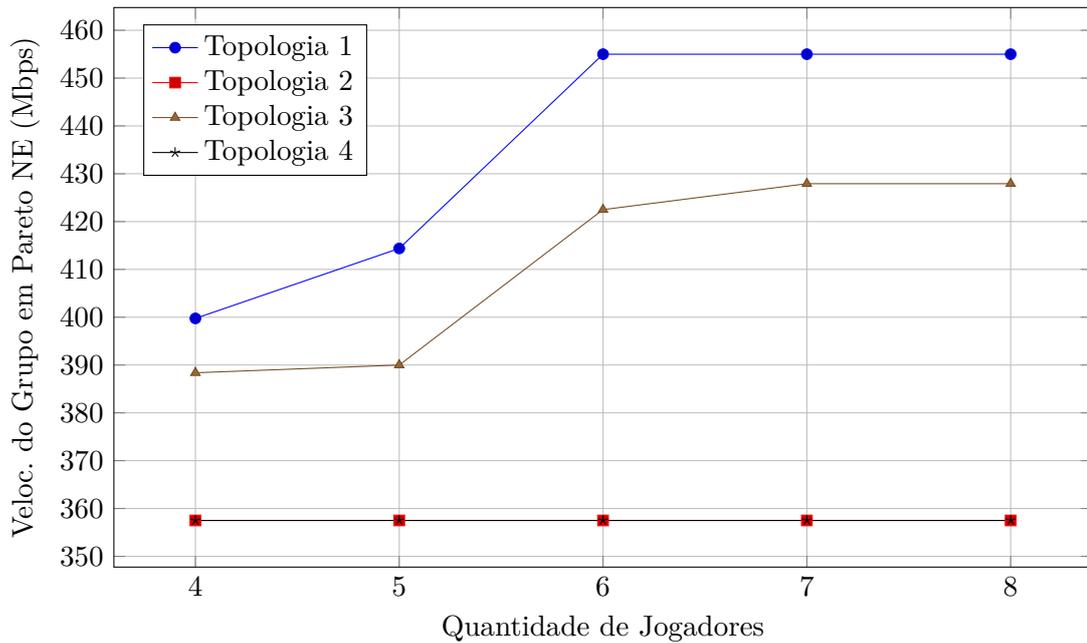


Figura 6.7: Velocidade Máxima do Grupo para Diferentes Quantidades de Jogadores.

de estados para a topologia em questão, pode-se afirmar que este resultado confirma e generaliza o que foi observado nos experimentos da Seção 5.4, em que se variou a quantidade de NMONs ativamente buscando o melhor canal para a sua WLAN. As Topologias 3 e 4 são de alta concentração das WLANs, o que implica alto grau de interferência. A alta concentração não propiciou aumento de velocidades máximas com aumento de jogadores.

### 6.5.2 Sintonia do *Best Channel Threshold* - BCT

O BCT é um parâmetro do algoritmo de seleção de canais que permite ajustar o rigor quanto à determinação de um potencial melhor canal. Com um BCT menor, pequenos ganhos podem determinar a estratégia de troca do canal, podendo tornar o jogo mais longo em termos de estágios. Valores maiores de BCT tornam o jogo mais curto já que mesmo ganhos altos podem não mais superar o BCT, provendo um equilíbrio em menos estágios.

No experimento desta Seção foi variado o BCT em jogos de forma a verificar o seu impacto no máximo valor de NE encontrado (OP-NE). Há exemplos com diferentes topologias, mas em todos os casos o esquema de ortogonalidade é US-orto. Diferentes grupos de 4 jogadores foram usados, sendo que cada figura apresenta resultados para um grupo específico, em topologia específica. Vale observação que a curva “Máxima em qualquer estado”, como propõe o nome, representa velocidades que podem não ter sido atingidas em estados de equilíbrio, mas servem para efeito de comparação com as velocidades nos equilíbrios com máxima velocidade (OP-NE).

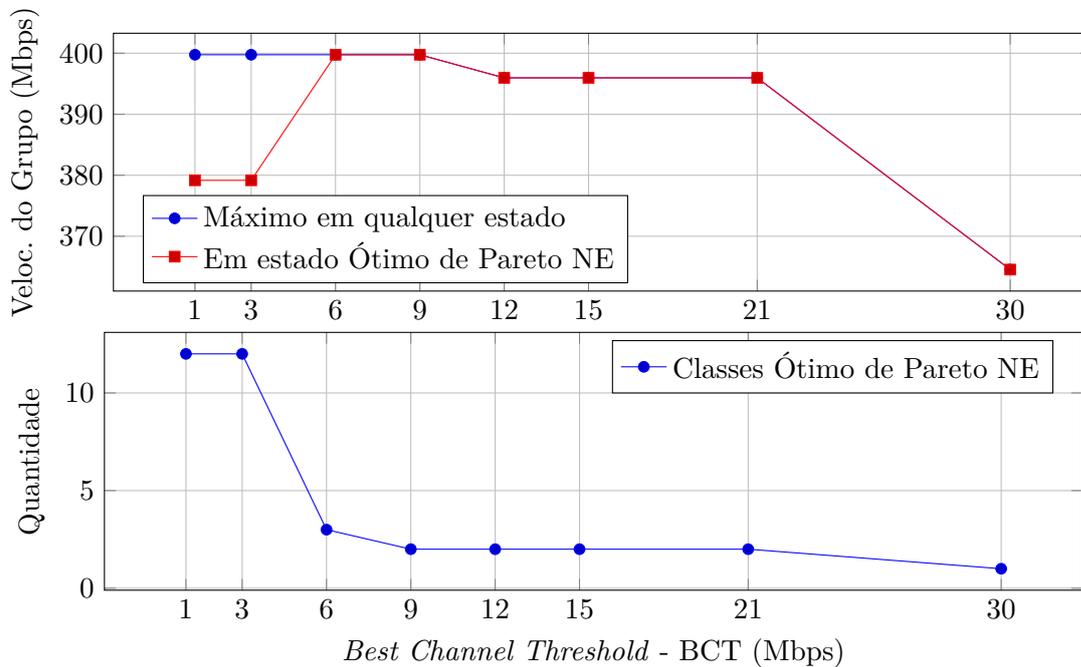


Figura 6.8: Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto *Nash Equilibrium* por variação do BCT. Contexto jogadores/topologia  $A = \{1,2,3,4\}$ ,  $T = 1$

Do gráfico da Figura 6.8, verifica-se que o contexto de grupo de jogadores e topologia  $A = \{1,2,3,4\}$ ,  $T = 1$  consegue encontrar o seu ponto de máximo equilíbrio possível para a sua topologia apenas com BCT a partir de 6 Mbps (curva em vermelho, marcadores quadrados, denominada “Em Ótimo de Pareto NE”). Valores de BCT maiores que 9 Mbps já impõem menores velocidades em OP-NE. Para o grupo de jogadores

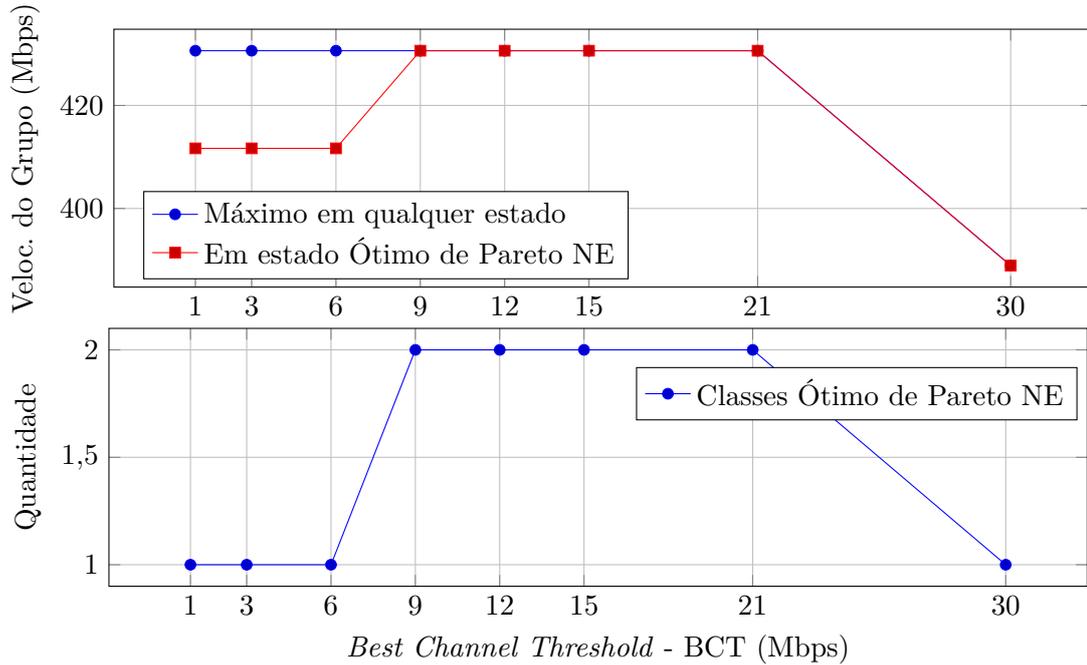


Figura 6.9: Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto *Nash Equilibrium* por variação do BCT. Contexto jogadores/topologia  $A = \{2,4,6,8\}$ ,  $T = 1$

$A = \{2,4,6,8\}$ ,  $T = 1$ , verifica-se, no gráfico da Figura 6.9, que o máximo equilíbrio Ótimo de Pareto é encontrado apenas a partir de 9 Mbps e mantém-se até 21 Mbps (também curva em vermelho, “Em Ótimo de Pareto NE”). Outro compromisso com a variação do BCT neste contexto é que, à medida que se aumentou o valor de BCT, reduziu-se a quantidade de classes OP-NE. Uma menor quantidade de classes OP-NE implica menor probabilidade de alcançar-se um equilíbrio OP-NE, o que é indesejável. Assim, para este contexto, pode-se usar o menor BCT possível para maximizar-se a velocidade no OP-NE, mas mantendo-se mais alta possível a probabilidade de encontrar-se classes OP-NE.

Do gráfico da Figura 6.10, verifica-se que o contexto de grupo de jogadores/topologia  $A = \{1,3,5,7\}$ ,  $T = 2$  não oferece oportunidade de escolha de um melhor BCT com base na velocidade máxima do grupo. Contudo, verifica-se que há aumento da quantidade de estados OP-NE com o aumento do BCT até 12 Mbps. Em aumentando-se

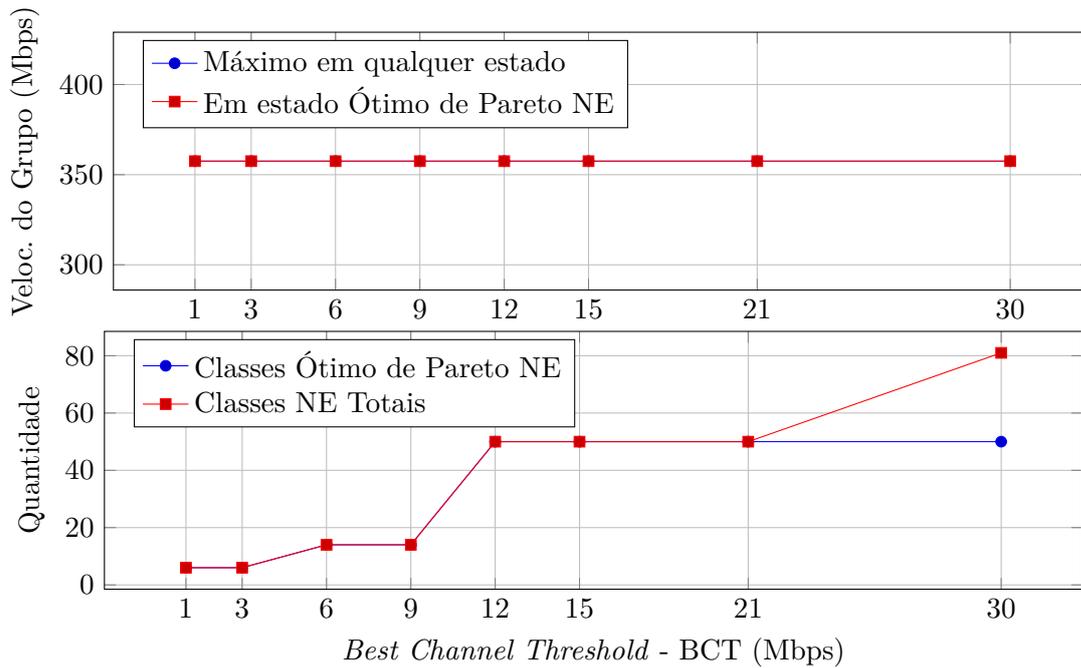


Figura 6.10: Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto *Nash Equilibrium* por variação do BCT. Contexto jogadores/topologia  $A = \{1,3,5,7\}$ ,  $T = 2$

o BCT além de 21 Mbps, contudo, nem todos os estados de equilíbrio são também OP-NE. Assim, pode-se optar por limitar o BCT entre 12 Mbps e 21 Mbps, garantindo-se máximo percentual de OP-NE em relação ao total de NEs.

A mesma situação de escolha do melhor BCT para aumentar a quantidade de estados OP-NE pode ser observada para o contexto  $A = \{1,2,3,4\}$ ,  $T = 4$ , representado no gráfico da Figura 6.11. Entre 12 Mbps e 21 Mbps, obtém-se 48 classes OP-NE do total de 50 classes NE, aproximadamente 100% dos equilíbrios são máximos.

Por meio deste tipo de análise, portanto, pode-se determinar a sintonia adequada para o valor do BCT, dada uma topologia, um conjunto de jogadores e um esquema de ortogonalidade.

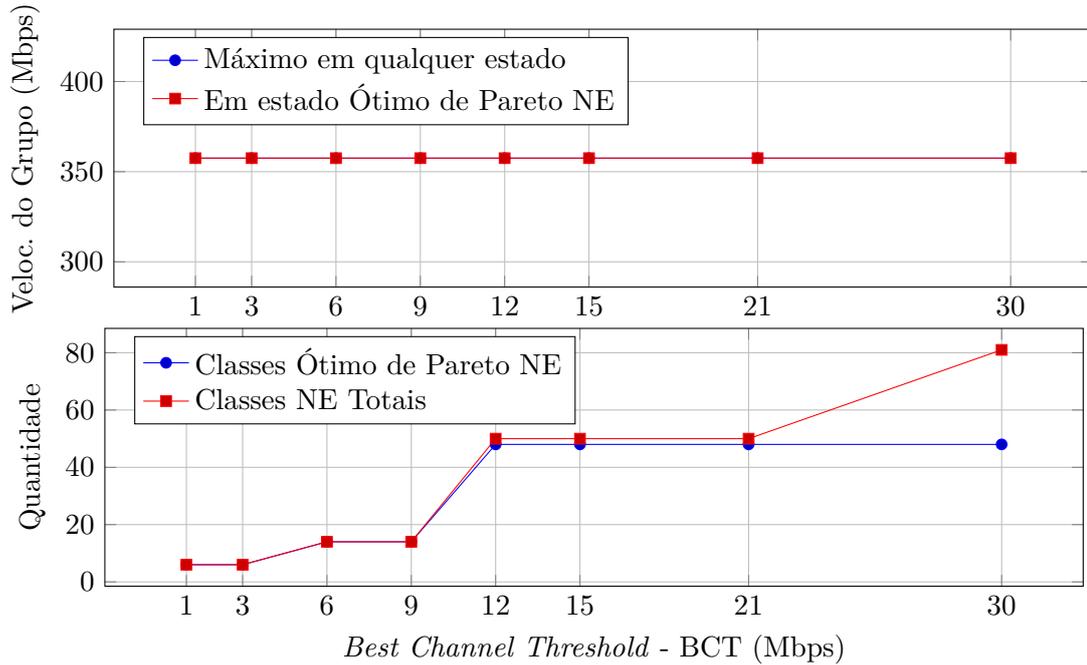


Figura 6.11: Velocidades em e Quantidades de estados Ótimo de Pareto *Nash Equilibrium* por variação do BCT. Contexto jogadores/topologia  $A = \{1,2,3,4\}$ ,  $T = 4$

### 6.5.3 Comparando Esquemas de Ortogonalidade

Nos experimentos do Capítulo 5, verificou-se a vantagem do uso de esquemas de ortogonalidade que oferecem maior quantidade de canais, mesmo com a existência de sobreposição entre os canais nos esquemas com canais não ortogonais. Este resultado contraria a prática difundida, em especial por fabricantes de equipamentos Wi-Fi, de utilização dos canais sem sobreposição (ortogonais).

Os experimentos desta seção visam apresentar, de forma mais geral que no Capítulo 5, o máximo desempenho possível para a topologia em uso, independentemente da sequência de jogadores. Diferentes conjuntos de jogadores foram usados no experimento, com diferentes topologias. Apresenta-se o máximo desempenho possível (OP-NE) para cada cenário (conjunto de jogadores e BCT). Para cada cenário, variou-se o esquema de ortogonalidade, permitindo a comparação dos máximos entre eles. A Figura 6.12

apresenta os resultados de velocidade máxima do grupo de jogadores, para a Topologia 1.

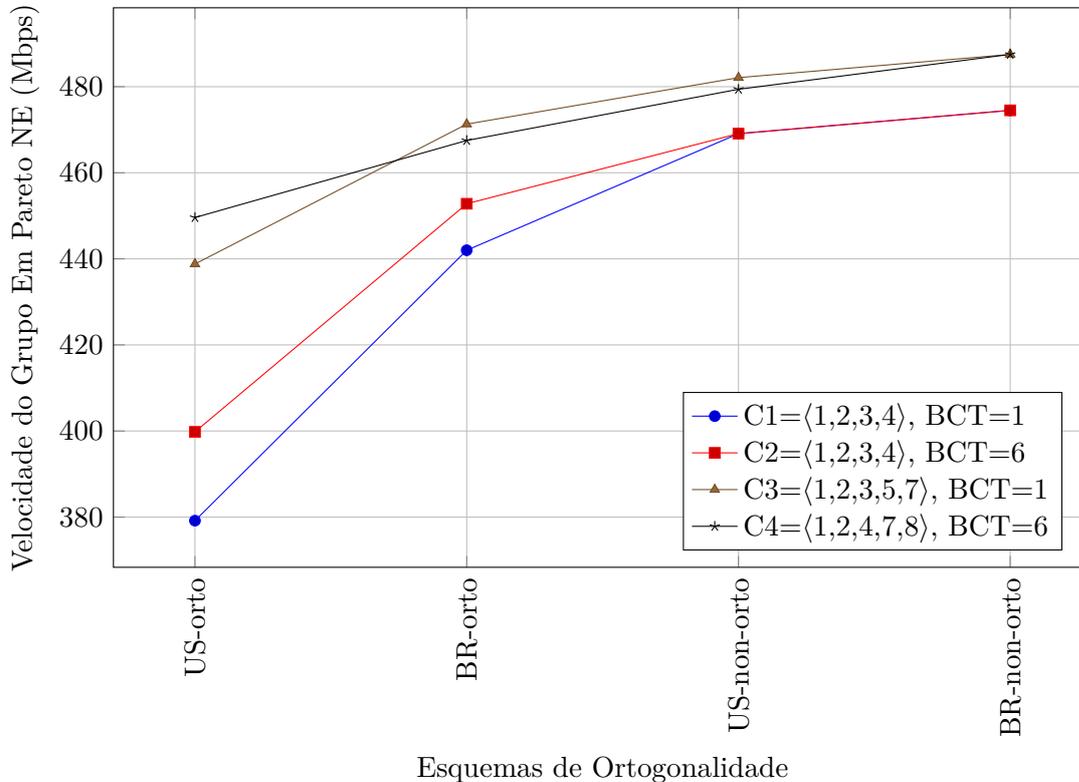


Figura 6.12: Máxima Velocidade do Grupo para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologia 1.

Da observação da Figura 6.12, com experimentos que usaram a Topologia 1, verifica-se a tendência a maiores velocidades máximas possíveis para o grupo de jogadores com a maior disponibilidade de canais dos esquemas de ortogonalidade. Vale observar que se usou o algoritmo FullWalk para construção das MCs, o qual define todos os estados possíveis da cadeia. Assim, este resultado é determinístico. Da comparação das curvas C1 e C2, verifica-se a importância da sintonia do parâmetro BCT para a obtenção do máximo possível. Para mesma topologia e conjunto de jogadores, os máximos obtidos nos dois esquemas de ortogonalidade iniciais (US-orto e BR-orto) em C1 foram inferiores aos possíveis, como verificado em C2. Isto já havia sido analisado na Seção 6.5.2.

Da observação das curvas C3 e C4, verifica-se que o conjunto específico de jogadores também é relevante para a definição do máximo desempenho possível. Como cada jogador representa uma WLAN e cada WLAN tem uma posição diferente na topologia, diferentes conjuntos de WLAN podem ter diferentes oportunidades e limites para organização dos canais.

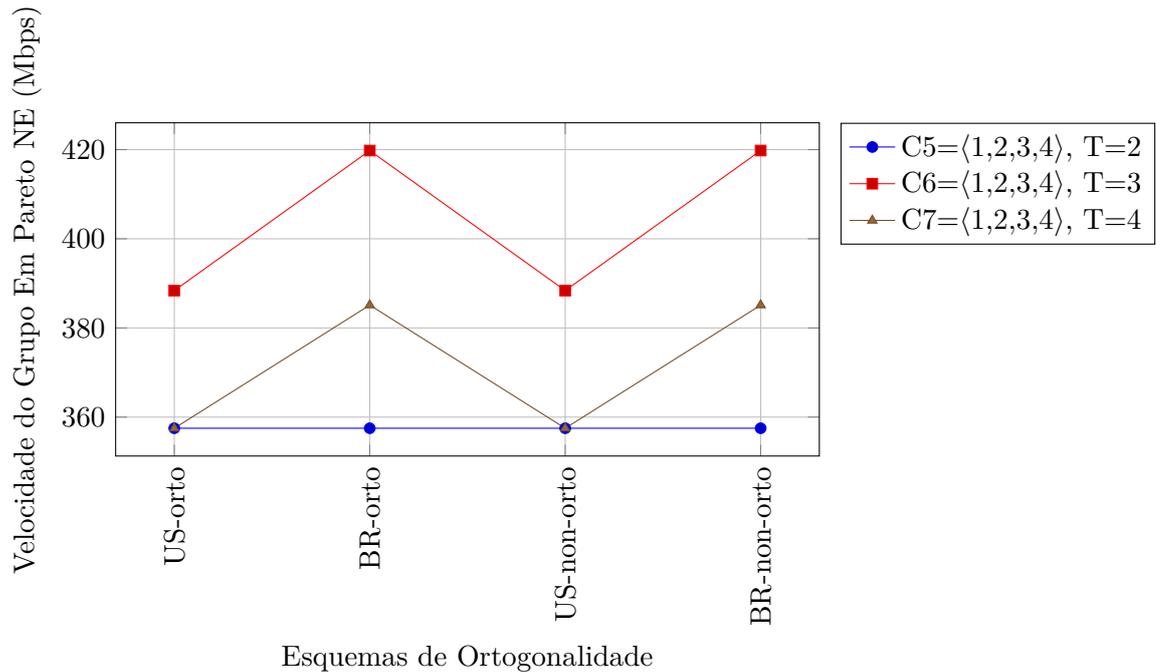


Figura 6.13: Máxima Velocidade do Grupo para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologias 2, 3, 4,  $A = \{1,2,3,4\}$ .

Nas Figuras 6.13 e 6.14, são apresentados resultados para as demais topologias (Topologias 2, 3 e 4), respectivamente para os conjuntos de jogadores:  $A = \{1,2,3,4\}$  e  $A = \{1,3,5,7\}$ . Na Figura 6.13, verifica-se o efeito danoso da alta interferência pela elevada concentração das WLANs. Na curva C5, referente à Topologia 2, chega-se ao limite de nenhum ganho de velocidade com o aumento de canais dos esquemas de ortogonalidade. O mesmo ocorre na curva C8, representante da Topologia 2 para o segundo conjunto de jogadores (Figura 6.14). Já para as Topologias 3 e 4, o segundo conjunto de jogadores, que tem maior afastamento físico entre WLANs, permitiu algum

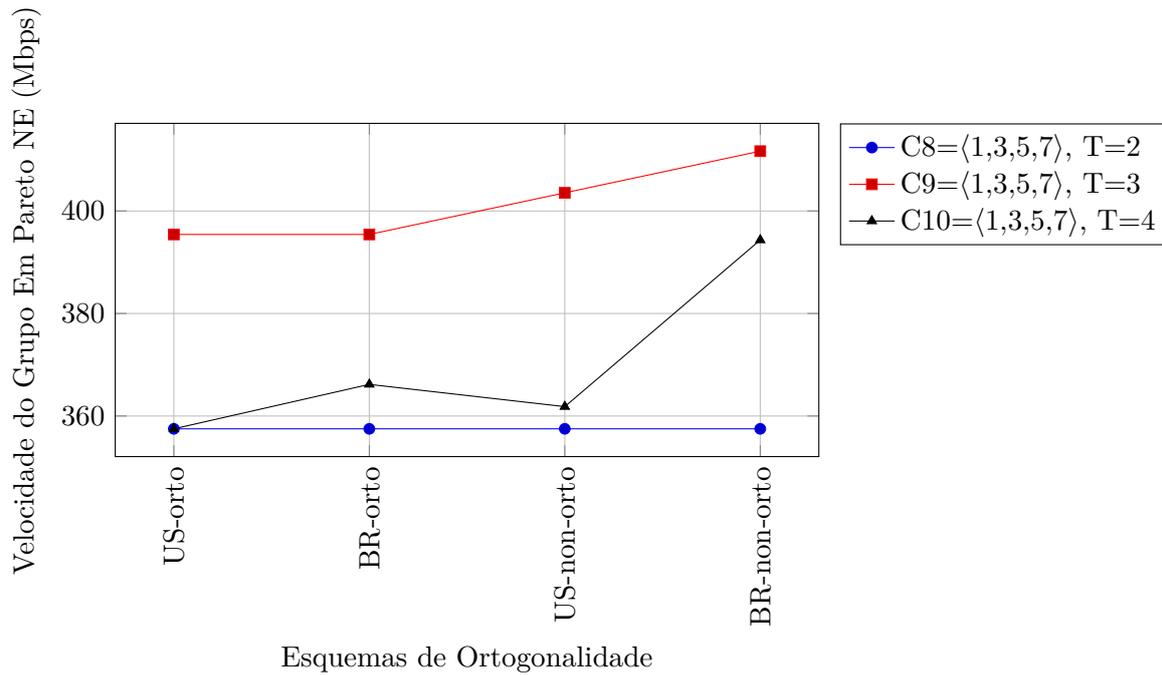


Figura 6.14: Máxima Velocidade do Grupo para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologias 2, 3, 4,  $A = \{1,3,5,7\}$ .

ganho em relação ao grupo anterior de jogadores. Os esquemas de ortogonalidade BR-orto e BR-non-orto permitem o uso do canal 13, que oferece maior afastamento, assim permitindo equilíbrios de maior desempenho para o grupo, no contexto de elevada interferência destas topologias.

O efeito danoso de elevada interferência foi avaliado em Angelakis e Papadakis (2011). Neste trabalho, foi demonstrado que mesmo o afastamento de 20 MHz, usado no conceito tradicional de canais ortogonais, não é suficiente para eliminar a interferência por canais adjacentes entre redes vizinhas, se estas se encontrarem muito próximas.

Na Figura 6.15, um outro aspecto é observado: a quantidade relativa dos OP-NE em função do total de NE existentes, para a Topologia 1. Os esquemas de ortogonalidade com maiores quantidades de estados possíveis (vide Tabela 6.1 para exemplo de comparação destas quantidades) têm menor percentual de equilíbrios (classes de absorção) que são Ótimos de Pareto. O mesmo pode ser observado para as Topologias 2, 3 e 4,

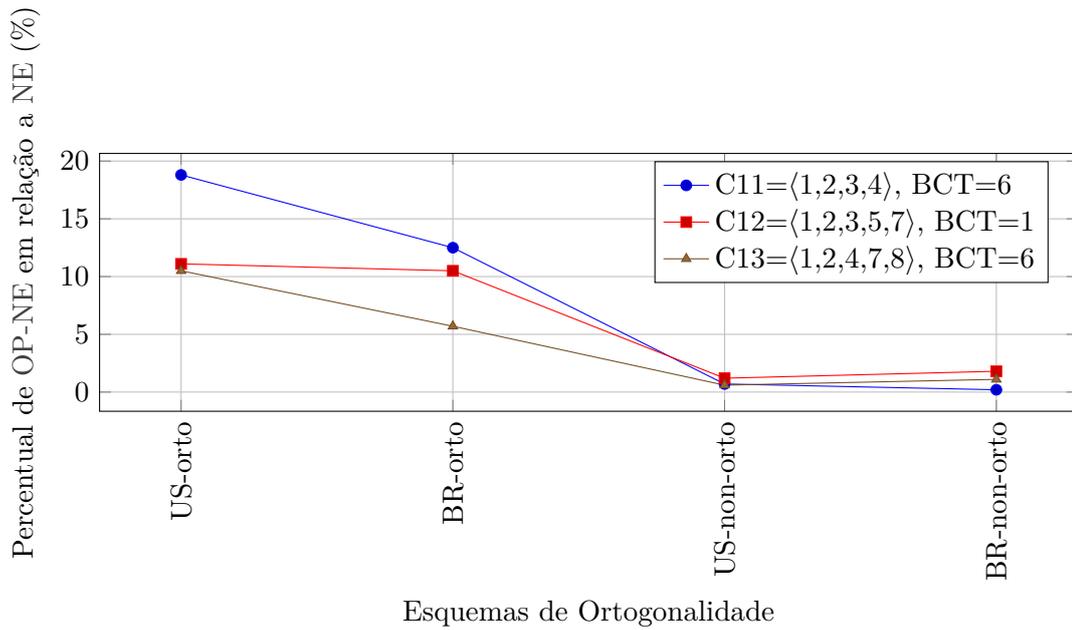


Figura 6.15: Percentual de OP-NE do total de NE para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologia 1.

conforme Figura 6.16.

Assim, torna-se importante a existência de algum mecanismo adicional que permita que os jogos evoluam para equilíbrios que ofereçam máximos ou, pelo menos, bons desempenhos (valores próximos aos máximos). Este aspecto é objeto do Capítulo 7.

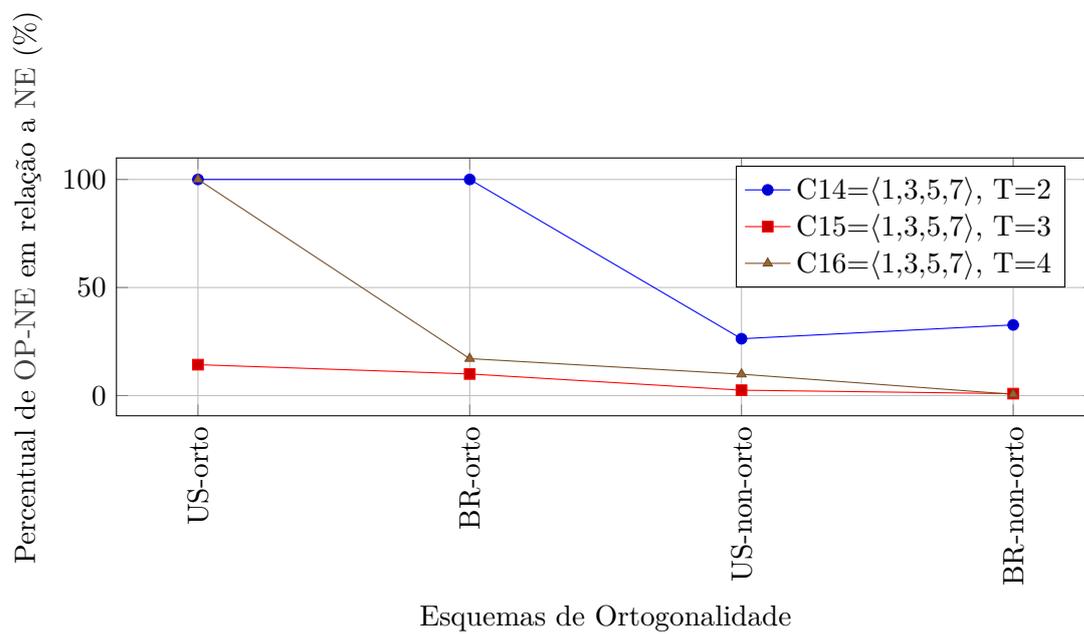


Figura 6.16: Percentual de OP-NE do total de NE para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade. Topologias 2, 3 e 4.



## Capítulo 7

# Cooperação por Máximos

No Capítulo 6, verificou-se que cada sequência de jogo do CSGM pode determinar um NE diferente, com diferente velocidade final do grupo de WLANs, comparando-se aos demais estados de equilíbrio da topologia em questão. Entretanto, a existência de equilíbrios que oferecem desempenhos superiores, para mesma topologia e conjunto de jogadores, leva a crer que uma dinâmica de cooperação entre os jogadores pode permitir que o grupo atinja resultados superiores aos que são originalmente obtidos, conforme estabelecido pela sequência de jogo.

O fenômeno de jogos com resultados (*game outcomes*, Seção 6.3.1) inferiores ao máximo possível, como verificado no CSGM, é conhecido na Teoria dos Jogos. Um caso clássico de ineficiência em jogos competitivos é o do jogo intitulado “Dilema do Prisioneiro”, no qual a cooperação entre os prisioneiros permitiria resultado superior ao típico obtido no jogo competitivo (Osborne e Rubinstein, 1994) (Polak, 2007).

Em Young (1993), descreve-se um processo de perturbação num jogo evolutivo em equilíbrio que permite que novos equilíbrios sejam obtidos pelo seguimento de caminhos de menor resistência entre diferentes estados de equilíbrio. Adicionalmente, caracterizou-se o processo em questão como um caso especial do teorema geral de perturbação em processos Markov. Assume-se o equilíbrio como uma “convenção” e propõe-se usar

este mecanismo para explicar a evolução de convenções sociais como distúrbios em convenções (equilíbrios) existentes.

Neste capítulo, busca-se explorar idéia semelhante. Considerando um jogo CSGM em equilíbrio, ou finalizado, conforme a definição do próprio CSGM, busca-se a introdução de um distúrbio que permita ao grupo de jogadores encontrar novo estado de equilíbrio. Adicionalmente, pretende-se dotar os jogadores, de forma seletiva, de um novo conjunto de informações racionais, que lhes permita reagir ao distúrbio de forma dirigida a outros estados de equilíbrio que proporcionem maiores desempenhos para o grupo. Este processo de distúrbio, associado a novas informações racionais, foi aqui denominado “**Intervenção**”. Do ponto de vista do CSMM e sua representação em grafos dirigidos, a intervenção é um caminho entre o estado de equilíbrio original do jogo e um novo estado de equilíbrio, um neoequilíbrio, que é o objetivo final da intervenção.

**Definição 6. Intervenção** - *Distúrbio introduzido em jogo CSGM finalizado, por jogador único ou múltiplos jogadores dotados de uma nova racionalidade, com intuito de levar o jogo a novo equilíbrio, de maior resultado ou resultado máximo (Ótimo de Pareto). A nova racionalidade é específica a cada jogador e computada por método analítico que usa por base informações de varredura de todos os jogadores, sem exceção.*

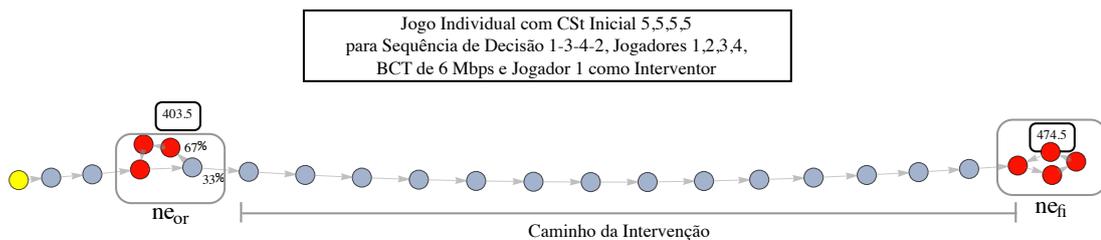


Figura 7.1: Jogo que Exemplifica uma Intervenção com Agente Único

A escolha do ponto final de um jogo CSGM como ponto de partida da Intervenção se justifica no fato de que o final do jogo é uma classe recorrente, portanto um conjunto de estados no qual o jogo permanece durante mais tempo que em qualquer outro estado

transiente de baixa permanência. O Teorema 2 demonstra que qualquer estado do CSMM que não está numa classe de absorção é estado transiente. O Teorema 1 mostra que as classes de absorção do CSMM são NE dos jogos do CSGM.

As Figuras 7.1 e 7.2 apresentam a ideia de “Intervenção” em dois diferentes cenários de intervenção. O início do jogo se dá no estado representado pelo círculo em amarelo (cinza mais claro). Observa-se, em ambas as figuras, que a classe de absorção original do CSMM é rompida pelo distúrbio da intervenção e é percorrido um caminho até uma nova classe de absorção que representa o NE final após processo de intervenção. Na Figura 7.1, o jogo evolui de um NE cujo resultado era de 403,5 Mbps para outro cujo resultado é de 474,5 Mbps, pela ação neorracional unicamente do jogador 1. Os demais jogadores reagem ao distúrbio com as suas racionalidades padrão. Na Figura 7.2, o jogo evolui de um NE cujo resultado era de 412,8 Mbps para outro cujo resultado é de 474,5 Mbps, que é Ótimo de Pareto, pela ação neorracional cooperada dos 4 jogadores do jogo. O caminho da intervenção é de apenas 4 estados, a mesma quantidade de jogadores no jogo.

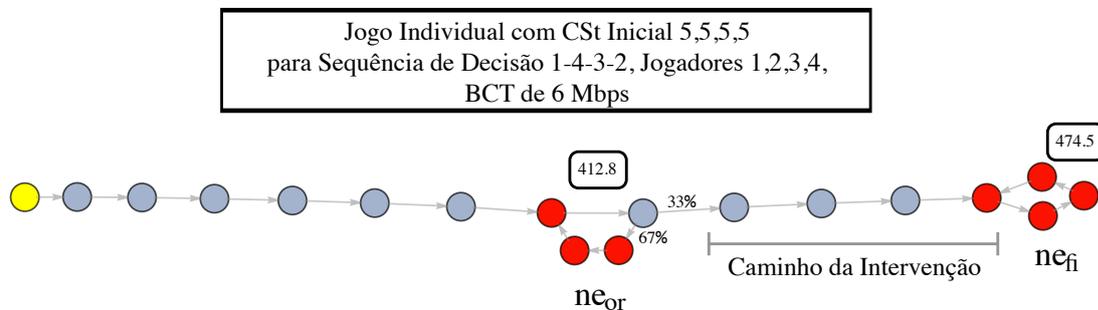


Figura 7.2: Jogo que Exemplifica uma Intervenção com Múltiplos Agentes

A determinação do conjunto complementar de informações usadas pelos jogadores para tomada de decisão conforme intervenção (informações neorracionais) é realizada com base em informações providas pelos algoritmos de construção e análise de cadeias CSMM (algoritmos de exploração) que, por sua vez, são baseados em parâmetros de

jogos CSGM. Os algoritmos de exploração dependem de informações dos jogadores que, segundo definição do CSGM, são de conhecimento apenas de cada jogador. Assim, faz-se necessário um determinado grau de cooperação entre os jogadores para viabilização da intervenção. O grau de cooperação pode ser de duas naturezas:

- i) compartilhar informações de varredura;
- ii) agir segundo a neorracionalidade.

O compartilhamento de informações brutas de varredura permite montar o modelo analítico descrito no Capítulo 6 e descobrir propriedades importantes do jogo como, por exemplo, a identidade dos NEs e seus atributos, inclusive se um NE é Ótimo de Pareto. Este grau de compartilhamento é básico e deve ser utilizado em todos os algoritmos de intervenção, portanto representa o grau mínimo de comprometimento entre os jogadores para viabilizar alguma forma de intervenção. Todos os jogadores devem estar comprometidos com este compartilhamento para viabilizar uma intervenção.

A outra natureza de compartilhamento demanda que o jogador receba e atue conforme a neorracionalidade computada, quando apropriado. Este compromisso caracteriza o jogador como um “**Agente Interventor**”.

**Definição 7. Agente Interventor** - Jogador  $A_{iv} \in A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$  que se dispôs a não tomar a sua decisão racional original, baseada em sua função de utilidade padrão, em prol do uso de um conjunto adicional de informações neorracionais, determinadas por meio de modelo analítico, que pode não ser interno a  $A_{iv}$ , mas obtido por meio de algum grau de cooperação com outros jogadores.

A decisão de Intervenção pelo Agente Interventor teve como objetivo racional a maximização da velocidade de comunicação do grupo de jogadores por movimentação para estado de neoequilíbrio, analiticamente determinado.

A neorracionalidade consiste de um novo mapa de transições para o CSMM de um jogo. O novo conjunto de transições é específico para cada jogador e deve ser distribuído

de forma apropriada. Estas novas transições são ditas “**Transições Artificiais**”.

**Definição 8. *Transição Artificial*** - *Transição entre diferentes estados de um CSMM que foi determinada por algoritmo de intervenção e, portanto, pode não ser naturalmente existente, segundo função de utilidade padrão do CSGM gerador. É adicionada ao CSMM com probabilidade de 100%. Faz parte da neorracionalidade, portanto pode ser também denominada “Transição neorracional”.*

A seguir, são apresentados dois diferentes algoritmos de intervenção. O primeiro, SAAI (do Inglês *Single Agent Artificial Intervention*), assume a existência de único agente interventor, permitindo que melhores desempenhos sejam buscados com grau de cooperação mínima (item i) e  $\mathbf{A}_{iv}$  único. Cada jogador pode, portanto, decidir por uma intervenção SAAI. Como será mostrado na Seção 7.1, este algoritmo não consegue garantir desempenho máximo em todas as situações.

Outra proposta algorítmica, o MAAI (do Inglês *Multiple Agent Artificial Intervention*), apresentada na Seção 7.2, assume a possibilidade de que até todos os jogadores sejam agentes interventores, se necessário, o que permite encontrar caminhos para neoequilíbrios Ótimos de Pareto em todos os casos, com, no máximo,  $n$  estágios durante o jogo cooperativo de intervenção. Seja  $n = |\mathbf{A}|$  a quantidade de jogadores. O algoritmo MAAI demanda cooperação integral de até todos os jogadores (itens i e ii).

## 7.1 Algoritmo com Transições Artificiais e Interventor Único

O Algoritmo SAAI parte do princípio que um jogador  $\mathbf{a}_{iv} \in \mathbf{A}$  (agente interventor) pode, individualmente, melhorar o desempenho do grupo de jogadores. Seja  $\mathbf{NE}_J$  o conjunto de todos os NE de uma consolidação de jogos  $\mathbf{J}$ . Para viabilização de tal melhoria de desempenho,  $\mathbf{a}_{iv}$  deve introduzir um distúrbio, movendo o jogo  $\mathbf{J}_{seq}$  do seu equilíbrio original  $\mathbf{ne}_{or} \in \mathbf{NE}_J$ , função da sequência de jogo  $\mathbf{sêq}$  estabelecida, para

um equilíbrio final  $ne_{fi} \in NE_J$ , que proporcione maior resultado para o grupo. Os demais jogadores  $a_{-iv} \in A$  seguem a sua racionalidade original, reagindo ao distúrbio de  $a_{iv}$  conforme suas funções de utilidade padrão. Assume-se que a sequência de jogo foi estabelecida de forma aleatória, por exemplo, em função do momento de ativação dos jogadores. Enquanto jogadores autointeressados, assume-se que não é possível modificar a sequência do jogo, pois dependeria de jogadores abdicarem dos seus momentos de decisão em prol de outros jogadores. Por sua vez,  $J$  é composta de todos os jogos individuais  $J_{seq}$  possíveis para uma dada topologia  $T_{A_{all}}$  e dado conjunto de jogadores  $A$ .

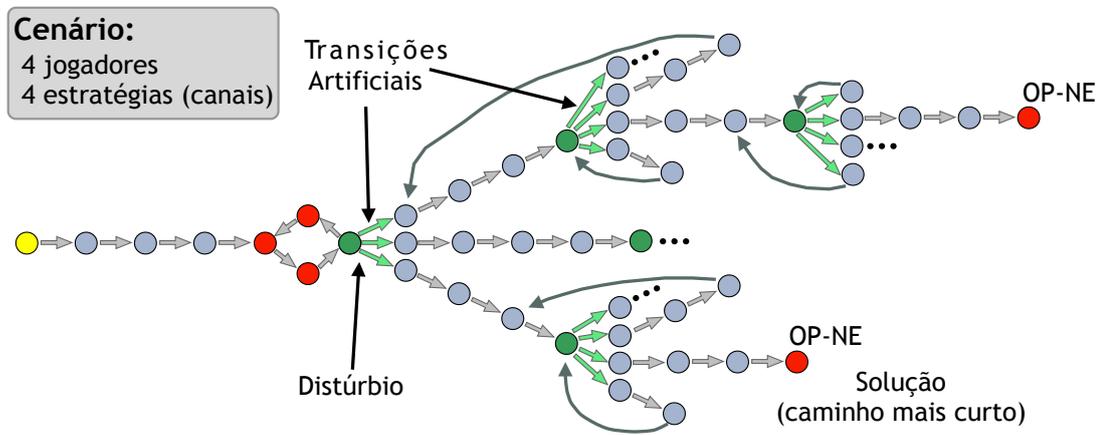


Figura 7.3: Exemplo de criação de transições artificiais na execução do algoritmo SAAI.

O Algoritmo SAAI deve levar em consideração o comportamento descrito para o interventor  $a_{iv}$ , que é disposto a agir conforme uma neorracionalidade específica, e para os demais jogadores  $a_{-iv}$ , que agem conforme racionalidade original para definir um conjunto de novas transições para  $a_{iv}$ . Estas novas transições devem permitir a criação do caminho entre  $ne_{or}$  e  $ne_{fi}$ . O interventor  $a_{iv}$  gerará um distúrbio especificamente computado (primeiro passo do caminho) que será seguido pelas reações dos demais jogadores. A cada novo estágio do jogo em que  $a_{iv} = a_d$  (o interventor é o agente decisor do estágio), novo redirecionamento pode ser realizado por  $a_{iv}$ , até que seja

alcançado  $ne_{fi}$ . A Figura 7.3 apresenta, de forma esquemática, a execução do SAAI com criação de transições artificiais e avaliação do melhor caminho.

### 7.1.1 Contexto de uso do SAAI

Sejam:

$T_{A_{all}}$ , a topologia base para o jogo;

$A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ , o conjunto de todos os jogadores;

$V_{a_i} = \{a_1, a_2, \dots, a_{n_{all}}\}$ , a varredura realizada em  $T_{A_{all}}$  pelo jogador  $a_i \in A$ , contendo atributos de todas as WLANs vizinhas, na perspectiva de  $a_i$ ;

$V = \{V_{a_1}, V_{a_2}, \dots, V_{a_n}\}$ , o conjunto contendo a varredura de todos os jogadores;

$sêq$ , a sequência do jogo;

$Walk(V)$ , um algoritmo construção e análise de uma CSMM de um jogo;

$csmm_J$ , a cadeia criada por algoritmo de passeio  $Walk()$ ;

$NE_J$ , o conjunto de todos os NE de uma consolidação de jogos  $J$ , produzido por algoritmo de passeio  $Walk()$ ;

$P_J$ , o conjunto de todos os OP-NE de uma consolidação de jogos  $J$ , produzido por algoritmo de passeio  $Walk()$ ;

$SAAI(sêq, P_J, NE_J, A, a_{iv}, csmm_J)$ , o algoritmo SAAI;

$B_{a_{iv}}$ , o conjunto de todos os possíveis caminhos que levam a OP-NEs, com intervenção do agente  $a_{iv}$ .

$b_{a_{iv}}$ , a neorracionalidade (transições artificiais para novo equilíbrio) do agente interventor  $a_{iv}$ .  $b_{a_{iv}} \in B_{a_{iv}}$ .

$ne_{fi_{alt}}$ , um NE que representa o melhor objetivo alternativo para o SAAI, caso nenhum caminho para OP-NE, com intervenção do agente  $a_{iv}$ , tenha sido encontrado.

**Entrada:**  $A, V, sêq, a_{iv}$

- 1  $csmm_J, NE_J, P_J = \text{FullWalk}(V)$ ;
- 2  $b_{a_{iv}} = \text{SAAI}(sêq, P_J, NE_J, A, a_{iv}, csmm_J)$ ;
- 3 EnviarNeoRracionalidade ( $a_{iv}, b_{a_{iv}}$ );
- 4 IniciarDisturbio ( $a_{iv}$ );

**Algoritmo 3:** Contexto de Uso do SAAI com Análise FullWalk.

O macro Algoritmo 3 descreve a forma de uso do SAAI. Na linha 1, verifica-se o uso do Algoritmo FullWalk que computa todos os estados da CSMM do jogo em questão. Portanto, todos os estados da cadeia estão disponíveis para o Agente Interventor (que executa o SAAI), permitindo-lhe consultar a reação de todos os jogadores não interventores  $a_{iv}$  para qualquer estado. Porém, verifica-se no Apêndice B que o Algoritmo FullWalk tem complexidade computacional exponencial  $O(c^n)$ , portanto pode ser usado apenas para pequenas quantidades de jogadores (até 8 jogadores foram usados no contexto deste trabalho).

Fazendo-se uso do ConWalk, a CSMM resultante será amostral, tendo quantidade parcial de estados. Faz-se necessário, portanto, prover o SAAI de mecanismo de determinação de reações (transições) não previamente computadas por ConWalk. Este recurso de computação sob demanda de transições de não interventores depende da informação de varredura dos jogadores  $V$ . O macro Algoritmo 4 descreve a forma de uso do SAAI com o Algoritmo ConWalk.

**Entrada:**  $A, V, sêq, a_{iv}$

- 1  $csmm_J, NE_J, P_J = \text{ConWalk}(V)$ ;
- 2  $b_{a_{iv}} = \text{SAAI}(sêq, P_J, NE_J, A, a_{iv}, csmm_J, V)$ ;
- 3 EnviarNeoRracionalidade ( $a_{iv}, b_{a_{iv}}$ );
- 4 IniciarDisturbio ( $a_{iv}$ );

**Algoritmo 4:** Contexto de Uso do SAAI com Análise ConWalk.

Os macro Algoritmos 3 e 4 apresentam todas as etapas envolvidas no uso do Algoritmo SAAI, mas é importante salientar que é um processo distribuído. Não existe, por exemplo, um comando que determine ao interventor que ele deve iniciar o distúrbio. Este início faz parte da neorracionalidade do interventor, portanto uma decisão autônoma deste. Abstraiu-se, também, o local de execução dos passos descritos nas linhas 1, 2 e 3, o que pode ser uma função executada pelo próprio interventor.

### 7.1.2 Detalhamento do Algoritmo SAAI

A estrutura do Algoritmo SAAI se assemelha à de um processo de busca em profundidade (DFS, do Inglês *Depth-first Search*) (Cormen et al., 2001) de caminhos no grafo dirigido que representa um CSMM, partindo de um estado na classe de absorção  $ne_{or}$ , buscando encontrar um caminho até algum estado na classe  $ne_{fi}$ . No Capítulo 6, foi verificado que pode existir mais de uma classe de absorção OP-NE no CSMM de uma consolidação de jogos  $J$ . Portanto, o estado final, objeto da busca em profundidade, pertence a quaisquer destas classes de absorção. Seja  $P = \{p_0, p_1, \dots, p_t\}$  o conjunto de classes de absorção do CSMM que são Ótimo de Pareto, então  $ne_{fi} \in P$ .

**Entrada:**  $sêq, P_J, NE_J, A, a_{iv}, csmm_J$   
**Saída:**  $b_{a_{iv}}, ne_{fi_{alt}}$

1 **Função** SAAI ( $sêq, P_J, NE_J, A, a_{iv}, csmm_J$ ) **é**  
2      $ne_{or} = \text{ObterNEparaSeq}(sêq, NE_J);$   
3      $est_{ini} = \text{EstadoDeNEParaJogador}(a_{iv}, ne_{or});$   
4      $cam = \text{vazio}();$   
5      $B_{a_{iv}}, ne_{fi_{alt}} = \text{BuscaRec}(est_{ini}, cam, a_{iv}, P_J, A, sêq, csmm_J);$   
6      $b_{a_{iv}} = \text{ObterMenorCaminho}(B_{a_{iv}});$   
7     **retorna**  $b_{a_{iv}}, ne_{fi_{alt}};$   
8 **fim**

**Algoritmo 5:** Função de Acesso Inicial ao Algoritmo SAAI.

O Algoritmo 5 apresenta a inicialização do SAAI. Na Linha 2 é identificada a classe de absorção  $ne_{or}$ , que é o ponto de partida da busca. Na Linha 3 identifica-se o estado de  $ne_{or}$  cujo agente decisor  $a_d$  é o agente interventor  $a_{iv}$ , na Linha 4 inicializa-se o caminho em análise e na Linha 5 é acionada a função recursiva de busca de caminhos, descrita no Algoritmo 6. Por fim, na Linha 6, seleciona-se o menor caminho entre os possíveis para ser retornado pelo SAAI.

O SAAI avalia todas as possibilidades de caminhos, permitindo-se criar transições artificiais quando o agente interventor estiver em seu momento de decisão,  $a_{iv} = a_d$ . As transições artificiais são criadas fazendo-se uso das estratégias possíveis para o agente interventor (conjunto de canais disponíveis para uso  $\mathcal{C}$ ). Cada nova estratégia usada cria um novo ramo na árvore de caminhos. Esta árvore de caminhos é o conjunto de caminhos da CSMM que podem ser percorridos, partindo-se do  $ne_{or}$  e adicionando-se as transições artificiais em estados em que  $a_{iv} = a_d$ .

Os estados já explorados são armazenados de forma a evitar duplas explorações. Se um estado já explorado é encontrado antes da busca alcançar a solução, a exploração do ramo em questão é abortada, a busca em profundidade retrocede até o último ponto onde estão sendo criados novos ramos pela exploração de estratégias alternativas de  $a_{iv}$  e novo ramo é criado por meio de nova estratégia de canal. O SAAI usa uma função recursiva para implementação da busca de caminhos.

Conforme já antecipado, o SAAI pode não encontrar uma solução para a intervenção que leve a um estado das classes de absorção em  $\mathbf{P}$ . Faz-se, portanto, o registro do maior NE encontrado durante a busca, para servir como alternativa de solução para a intervenção. Em resumo, se o SAAI não encontra um caminho possível até alguma classe de  $\mathbf{P}$ , ele oferece uma solução com o NE que propicia maior resultado encontrado na busca por classes de  $\mathbf{P}$ . Na ocorrência de múltiplos caminhos até classes de  $\mathbf{P}$ , o menor caminho será oferecido como solução. Caso não exista caminho até classe de  $\mathbf{P}$  e na ocorrência de múltiplos caminhos a NE com maior resultado possível, o menor

caminho será oferecido como solução.

```

Entrada:  $est, cam, a_{iv}, P_J, A, sêq, csmm_J$ 
Saída:  $b_{a_{iv}}, ne_{fi_{alt}}$ 
1 Função BuscaRec ( $est, cam, a_{iv}, P_J, A, sêq, csmm_J$ ) é
2   se EstadoEhMembroDeNE( $est$ ) então
3     se MaiorVelEMenorCamEmNE( $est$ ) então
4        $ne_{fi_{alt}} = \text{SalvarMelhorNE}(est);$ 
5     fim
6   fim
7   se EstadoEhMembroDeParetoNE( $est$ ) então
8      $cam = \text{AdicEstACaminho}(est, cam);$ 
9      $b_{a_{iv}} = \text{AdicCamEmListaDeSoluções}(cam, b_{a_{iv}});$ 
10  senão
11     $camRec = \text{AdicEstACaminho}(est, cam);$ 
12    se ObterJogadorDeEstado( $est$ )  $\neq a_{iv}$  então
13       $viz = \text{ObterVizinhos}(est, csmm_J);$ 
14       $proximos = \text{FiltarVizinhosPorSeq}(viz, est, sêq);$ 
15      para todo  $proxEst$  de  $proximos$  faça
16        se NaoVerificado( $proxEst$ ) então
17           $b_{a_{iv}} = \text{BuscaRec}(proxEst, camRec, a_{iv}, P_J, A, sêq, csmm_J);$ 
18        fim
19      fim
20    senão
21       $proximos = \text{CriarTransicArtificiais}(est, sêq, C);$ 
22      para todo  $proxEst$  de  $proximos$  faça
23        se NaoVerificado( $proxEst$ ) então
24           $b_{a_{iv}} = \text{BuscaRec}(proxEst, camRec, a_{iv}, P_J, A, sêq, csmm_J);$ 
25        fim
26      fim
27    fim
28  fim
29  retorna  $b_{a_{iv}}, ne_{fi_{alt}};$ 
30 fim

```

**Algoritmo 6:** Função Recursiva do Algoritmo SAAI.

Na Linha 2 do Algoritmo 6, verifica-se se o estado em análise é um NE e se oferece maior velocidade em relação aos demais NEs analisados. Adicionalmente, caso a veloci-

dade seja a mesma que o melhor NE já analisado, verifica-se se o caminho é o menor. Em caso positivo, este NE é salvo como o melhor até então. O bloco iniciado na Linha 7 até a Linha 9 identifica se o estado *est* em análise é um estado de alguma classe de absorção de  $\mathbf{P}$ , implicando que uma solução foi encontrada.

Caso *est* não faça parte de uma solução, o algoritmo segue na Linha 12, explorando novos passos para o caminho *cam* em questão. Duas possibilidades de novos passos são exploradas: se *est* tem agente decisor  $\mathbf{a}_d \neq \mathbf{a}_{iv}$ , o bloco da Linha 14 é executado, no qual os próximos estados da MC, contidos no grado dirigido  $\mathbf{csmm}_j$  que a representa, são explorados pela identificação dos estados vizinhos de *est* que têm  $\mathbf{a}_d$  igual ao próximo agente da sequência de decisão *sêq*. Caso contrário, transições artificiais são criadas, explorando-se os canais passíveis de uso contidos em  $\mathbf{C}$ , processo descrito no bloco iniciado na Linha 23.

Caso o SAAI não encontre pelo menos um caminho até alguma classe de  $\mathbf{P}$ , ele é executado mais uma vez, mas agora buscando um caminho para o melhor NE encontrado na busca anterior. Em lugar de informarmos  $\mathbf{P}$ , informa-se o melhor NE.

A complexidade computacional do Algoritmo SAAI é a mesma de um Algoritmo DFS, que é linear com a quantidade de arcos,  $O(|E|)$ , seja  $G = (V, E)$  o grafo percorrido pelo DFS e  $|E|$  a quantidade de arcos do grafo (Cormen et al., 2001).

### 7.1.3 Avaliação de Desempenho do Algoritmo SAAI

O benefício obtido com o uso do SAAI foi avaliado com um experimento que usou a Topologia 1, descrita no Capítulo 5, o conjunto de jogadores  $\mathbf{A} = \{1, 2, 3, 4\}$ , BCT de 6 Mbps. Variou-se o esquema de ortogonalidade, a sequência de jogo e o jogador atuando como agente interventor. Para cada esquema de ortogonalidade, portanto, foram avaliados 96 jogos (24 sequências e os 4 diferentes interventores possíveis). Para cada jogo, o melhor resultado foi assumido como solução, sendo ele Ótimo de Pareto ou o maior NE possível.

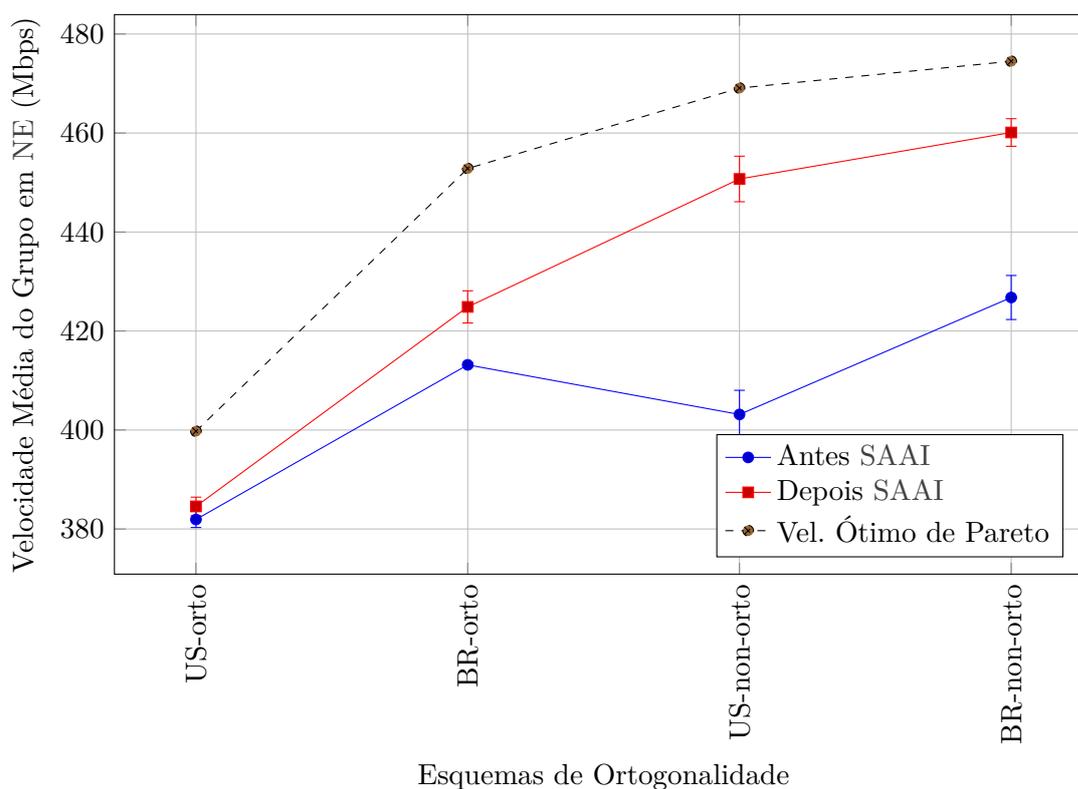


Figura 7.4: Ganho de Velocidade com Intervenção SAAI.

Como pode ser visto nas curvas de velocidade do jogo antes e depois da intervenção, na Figura 7.4, o SAAI permite ganho de desempenho ao grupo. O intervalo de confiança foi computado para um nível de confiança de 95%. O seu comportamento de buscar o NE que oferece o maior desempenho possível, se um caminho para algum equilíbrio Ótimo de Pareto não é possível, é fundamental para este resultado, pois complementa a busca pelos equilíbrios Ótimo de Pareto. Observa-se, porém, que o Algoritmo SAAI fica aquém do máximo desempenho possível, mostrado na curva hipotética “Vel. Ótimo de Pareto”. Isto ocorreu para todos os esquemas de ortogonalidade avaliados.

Conforme descrito na Seção 7.1.2, um cuidado especial foi tomado quanto ao comprimento dos caminhos das soluções de intervenção. Os menores caminhos são sempre preferenciais, quando existem múltiplos caminhos caracterizados como melhores.

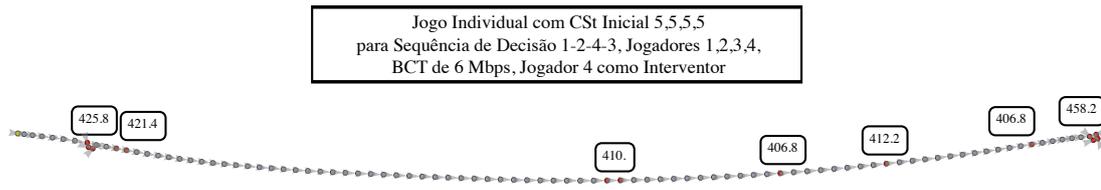


Figura 7.5: Solução de Intervenção SAAI com Longo Caminho

A Figura 7.5 apresenta uma solução de intervenção SAAI com caminho longo, para o conjunto de jogadores  $A = \{1,2,3,4\}$ . Nela, o caminho é percorrido da esquerda para a direita. O equilíbrio original era de 425,8 Mbps, passou-se por outros equilíbrios com 421,4, 410,0, 406,8, 412,2, 406,8 Mbps e, por fim, atinge-se o equilíbrio final, com resultado para o grupo de jogadores de 458,2 Mbps. O caminho tem mais de 80 estados, ou 80 mudanças de canal pelas WLANs dos jogadores, por volta de 20 mudanças por jogador.

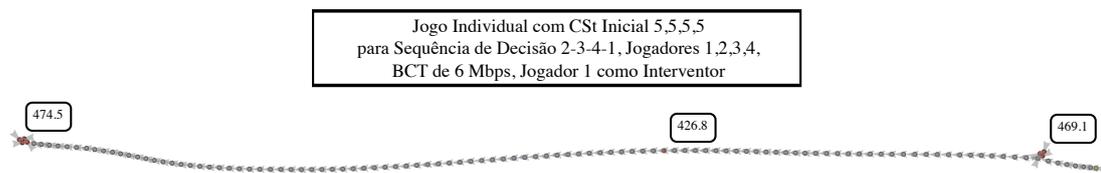


Figura 7.6: Solução de Intervenção SAAI com Baixo Ganho - 1

Outro problema que pôde ser identificado é que o ganho entre o resultado no equilíbrio original  $ne_{or}$  e o máximo resultado possível em  $ne_{fi}$  pode ser pequeno se comparado com o caminho a ser percorrido. As Figuras 7.6 e 7.7 apresentam casos de intervenções com pequenos ganhos para o mesmo conjunto de jogadores  $A = \{1,2,3,4\}$ . A intervenção é percorrida da esquerda para a direita na Figura 7.6. O ganho é de apenas 32,4 Mbps para um longo percurso. Na Figura 7.7, o caminho da intervenção

é percorrido da direita para a esquerda e o ganho é ainda menor, de 5,4 Mbps, para um caminho ainda mais longo. Existe, portanto, uma oportunidade de melhoria para o bom uso do SAAI pelo agente interventor, no qual ele deve avaliar, de forma crítica, se deve aceitar uma intervenção ou desconsiderá-la.

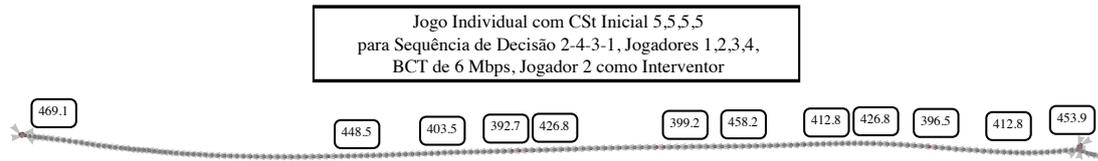


Figura 7.7: Solução de Intervenção SAAI com Baixo Ganho - 2

## 7.2 Algoritmo com Transições Artificiais e Múltiplos Interventores

O MAAI assume a premissa que todos os jogadores de  $\mathbf{A}$  estão dispostos a atuar como agentes interventores, se necessário, para maximizar o desempenho do grupo. De forma análoga ao SAAI, um dos jogadores introduzirá um distúrbio ao equilíbrio existente  $ne_{or} \in NE_J$  de forma a mover o jogo  $J_{seq}$  para um equilíbrio final de máximo resultado (Ótimo de Pareto)  $ne_{fi} \in P_J$ , sendo  $P_J \subseteq NE_J$ .

Assim como exposto para o SAAI, o conjunto  $NE_J$  contém todos os NE de uma consolidação de jogos  $\mathbf{J}$ . Por sua vez,  $\mathbf{J}$  é composta de todos os jogos individuais  $J_{seq}$  possíveis para uma dada topologia  $T_{A_{all}}$  e dado conjunto de jogadores  $\mathbf{A}$ .  $P_J$  é o conjunto de equilíbrios Ótimo de Pareto da consolidação de jogos  $\mathbf{J}$ .

Com a disponibilidade de até todos os jogadores atuando como interventores, o MAAI pode determinar um conjunto mínimo de transições artificiais que, na sequência específica do jogo em questão, permita a alteração das estratégias de canal de cada

jogador até que o estado de canais CSt do equilíbrio original  $ne_{or}$  seja transformado em algum CSt de uma classe de absorção que seja Ótimo de Pareto ( $p_{fi} \in P_J$ ). Para tanto, MAAI deve comparar o CSt de  $ne_{or}$  com o CSt de todas as classes de  $P_J$  para determinar um conjunto de transições que seja mínimo, envolvendo, portanto, a menor quantidade possível de jogadores atuando como agentes interventores. No pior caso, existirá uma transição para cada jogador de  $A$ .

```

Entrada:  $sêq, P_J, NE_J, A$ 
Saída:  $b_A$ 
1 Função MAAI ( $sêq, P_J, NE_J, A$ ) é
2    $ne_{or} = \text{ObterNEparaSeq}(sêq, NE_J);$ 
3   para todo  $p$  de  $P_J$  faça
4      $diff = \text{QtdCanaisDiferEmChState}(p, ne_{or});$ 
5     se  $diff < menorDiff$  então
6        $bp = p;$ 
7        $menorDiff = diff;$ 
8     fim
9   fim
10   $mudDeCanal = \text{CanaisDiferentes}(ne_{or}, bp);$ 
11   $a_{iv_{ini}} = \text{IntervInicialParaCaminhoMinimo}(ne_{or}, bp);$ 
12   $est = ne_{or};$ 
13   $ii = \text{IndiceDeJogadorEmSeq}(a_{iv_{ini}}, sêq);$ 
14  para cada  $i$  de 1 a  $|A|$  faça
15     $a = \text{JogadorDoIndice}(ii, sêq);$ 
16    se  $a$  em  $mudDeCanal$  então
17       $est = \text{TrocarCanalDeJogadorEmEstado}(a, est);$ 
18    fim
19     $b_A = \text{AdicionarEstadoETransicaoASolucao}(est, b_A);$ 
20     $ii = \text{Proximo}(ii);$ 
21  fim
22  retorna  $b_A;$ 
23 fim

```

**Algoritmo 7:** Algoritmo MAAI.

Seja  $b_A$ , o conjunto que contém as neorracionalidades de todos os jogadores que

participarão da Intervenção, que é a solução retornada pelo MAAI.

O Algoritmo 7 apresenta o Algoritmo MAAI. A sua complexidade computacional é linear com a quantidade de classes de absorção Ótimo de Pareto  $|\mathbf{P}|$  e com a quantidade de jogadores  $|\mathbf{A}|$ . Na Linha 2, é identificado o NE que é o ponto de partida da intervenção e também o equilíbrio original do jogo. Na Linha 3, é iniciado um bloco de código que identifica qual das classes OP-NE tem menor diferença de canais em relação ao  $ne_{or}$ . No resto do algoritmo, faz-se a computação dos estados e transições artificiais necessárias para criação do caminho entre  $ne_{or}$  e o OP-NE selecionado  $bp$ .

O contexto de uso do MAAI é o mesmo do SAAI. Também são válidas as observações quanto ao uso do algoritmo de análise FullWalk e ConWalk, assim como a observação quanto ao ConWalk em termos de conjunto parcial de informações, o que demanda determinação de transição sob demanda. Vide macro Algoritmos 3 e 4 para verificação.

### 7.2.1 Avaliação de Desempenho do Algoritmo MAAI

A validação quanto à obtenção de resultados máximos pelo MAAI foi realizada com um experimento que usou a Topologia 1, descrita no Capítulo 5, o conjunto de jogadores  $\mathbf{A} = \{1,2,3,4\}$ , BCT de 6 Mbps. Variou-se o esquema de ortogonalidade e a sequência de jogo. Assumiu-se que até todos os jogadores poderiam atuar como agentes interventores. Para cada esquema de ortogonalidade, portanto, foram avaliados 24 jogos (24 sequências possíveis, pela permutação simples dos jogadores). Para cada jogo, obteve-se resultado máximo como solução (Ótimo de Pareto).

Na Figura 7.8, a curva hipotética de velocidades máximas possíveis em cada esquema de ortogonalidade (Vel. Ótimo de Pareto) se confunde com o resultado médio obtido após intervenções MAAI, que foi sempre o máximo possível, para todos os esquemas de ortogonalidade. O intervalo de confiança foi computado para um nível de confiança de 95%.

As Figuras 7.9, 7.10 e 7.11 apresentam outros exemplos de intervenção MAAI.

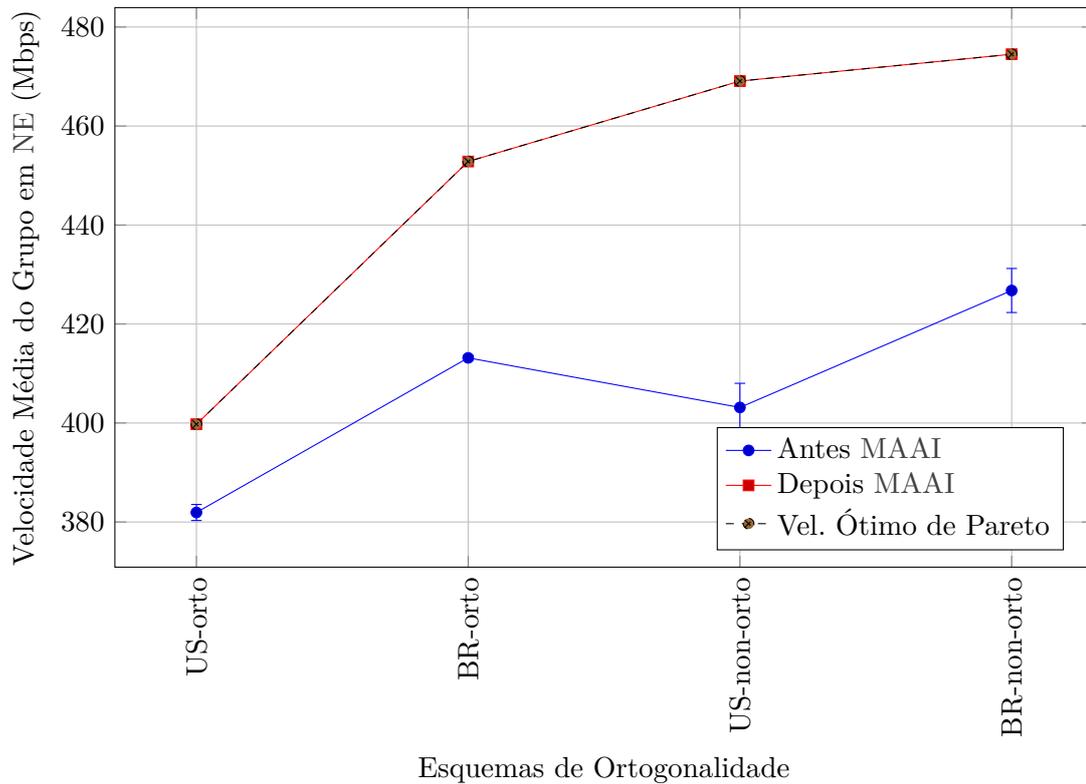


Figura 7.8: Ganho de Velocidade com Intervenção MAAI.

Em todas, o jogo original inicia-se no vértice representado pelo círculo amarelo (cinza mais claro) e termina num equilíbrio original, conforme sequência específica do jogo. O MAAI forneceu nova racionalidade para um subconjunto dos jogadores de forma a que realizassem a intervenção para estado máximo.

Na Figura 7.9, havia apenas 2 jogadores atuando como agentes interventores. Na Figura 7.10, foram necessários 3 jogadores. Por fim, na Figura 7.11, foram necessários os 4 jogadores para viabilização da intervenção MAAI.

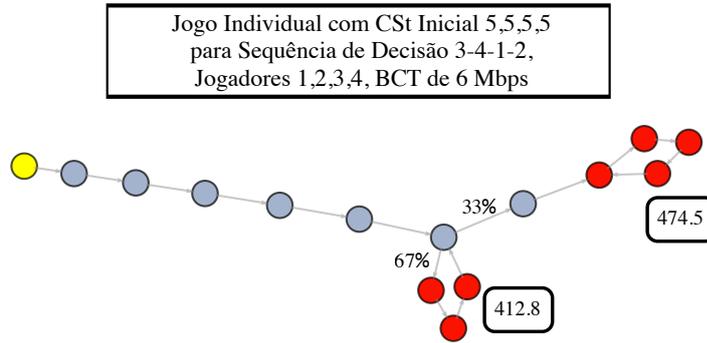


Figura 7.9: Solução de Intervenção MAAI com 2 Transições

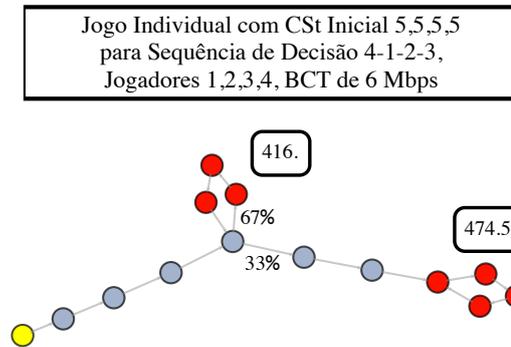


Figura 7.10: Solução de Intervenção MAAI com 3 Transições

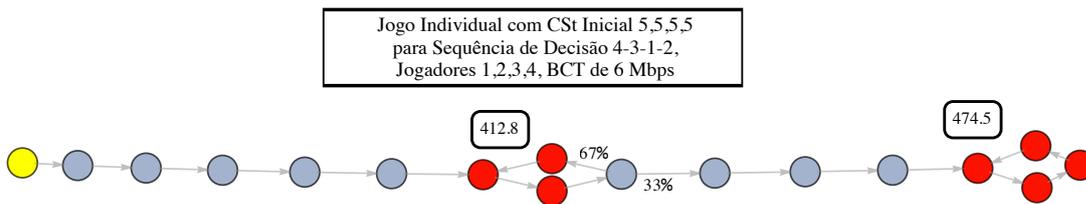


Figura 7.11: Solução de Intervenção MAAI com 4 Transições



## Capítulo 8

# Conclusões e Trabalhos Futuros

Este trabalho de pesquisa partiu do objetivo de investigar e propor técnicas para minimização da interferência nas WLANs não coordenadas. Assumiu-se, neste trabalho, que a mitigação pode ser realizada pela seleção de canais do espectro mais favoráveis ao bom desempenho das WLANs. Existe uma natureza dinâmica neste processo de seleção do melhor canal entre redes vizinhas, com ações e reações. Buscou-se observar e analisar esta dinâmica neste trabalho, o que, posteriormente, permitiu a redução a modelos de competição pela Teoria dos Jogos e a proposição de algoritmos para obtenção de resultados ótimos.

Como primeira investigação, buscou-se uma forma de realizar a modelagem dos fenômenos de interferência entre WLANs, o que permite a identificação do grau de interferência em canais do espectro. Um algoritmo foi proposto para relacionar os efeitos de contenção e de SINR, com base em dados obtidos a intervalos discretos, por meio de processo de varredura do espectro.

A etapa seguinte consistiu em investigar técnicas para a minimização da interferência em si. Optou-se pelo uso de abordagem proativa, por meio de algoritmo guloso, que usa a informação provida pelo modelo de interferência para cada canal do espectro para escolher o canal mais adequado. Este processo de seleção é realizado de forma continuada,

sempre que observada uma significativa oportunidade de melhoria de desempenho por minimização da interferência.

Experimentos iniciais demonstraram a eficácia do algoritmo guloso de seleção de canal e permitiram identificar interessantes propriedades do processo dinâmico. Observou-se que a dinâmica de seleção de canais atinge um estágio final no qual não existem mais oportunidades proativas de melhoria de desempenho, caracterizando um equilíbrio. Uma abordagem convencionalmente usada tanto em trabalhos científicos como em aplicações práticas de WLANs é o uso de um subconjunto de canais ditos “ortogonais”, ou não interferentes. Verificou-se que, com o algoritmo proposto, atinge-se resultados de desempenho superiores para o grupo de redes analisadas quando não observado o princípio de canais ortogonais. Adicionalmente, verificou-se que, mesmo havendo apenas um subconjunto de WLANs vizinhas ativamente selecionando seus melhores canais, todas são beneficiadas pela busca do melhor canal por suas vizinhas.

Um estudo com abordagem analítica foi, em seguida, realizado. Ele teve como intuito verificar, de forma mais geral, as conclusões dos experimentos preliminares, mas também esperava-se obter novas informações e propriedades. O problema da dinâmica de seleção de canais por WLANs vizinhas foi modelado como um jogo teórico do tipo extensivo da Teoria dos Jogos, o CSGM. Neste modelo, as WLANs são os jogadores e os canais possíveis, segundo esquema de ortogonalidade em vigor, são as estratégias. A solução para este modelo de jogo foi viabilizada por meio de outro modelo, desta vez baseado em MCs, o CSMM. Lemas e teoremas foram definidos e um teorema, em especial, estabeleceu a correlação entre NEs do CSGM e classes de absorção do CSMM. Isto permitiu investigar os NEs por meio das classes de absorção do CSMM. A observação de MCs que representam jogos do CSGM permitiu verificar que uma mesma topologia de WLANs pode ter diferentes estados de equilíbrio, com diferentes resultados de desempenho. Cada sequência de jogo (ordem que os jogadores tomam suas decisões) define o equilíbrio final. Esta abordagem analítica confirmou os resultados

dos experimentos preliminares.

Por fim, buscou-se definir e validar algoritmos que permitissem a busca de resultados ótimos para os jogos do CSGM pela cooperação entre os jogadores. Deu-se o nome de “intervenção” a este mecanismo. Dois tipos de algoritmos foram propostos e avaliados. O primeiro parte do princípio que apenas um dos jogadores será responsável pela intervenção na busca do estado ótimo. Verificou-se que este algoritmo pode não encontrar uma intervenção ótima que leve a um OP-NE. Neste caso, o algoritmo propõe uma intervenção que leve a um NE que forneça o maior desempenho possível. Um segundo algoritmo assume a possibilidade que até todos os jogadores podem participar da cooperação, para computar uma intervenção que sempre leva a um estado OP-NE, em, no máximo, uma quantidade de estágios de jogo igual à quantidade de jogadores.

## 8.1 Trabalhos Futuros

O modelo de interferência construído neste trabalho assumiu uma largura de banda das redes sem fio de 20 MHz no padrão IEEE 802.11n. A emenda *High Throughput* (IEEE802 Group, 2014) à norma 802.11-2007 previu, adicionalmente, o uso de larguras de banda de 40 MHz no 802.11n. Atualmente, esta largura de banda é comumente utilizada, permitindo velocidades de até 150 Mbps por cadeia MIMO. Faz-se necessário, portanto, estender os trabalhos de Villegas et al. (2007), Chen et al. (2011) e Mishra et al. (2006b) no que tange a tabelas de atenuação de sinal quanto ao grau de adjacência entre canais. Novas tabelas precisam ser criadas considerando o cenário de redes sem fio com diferentes larguras de banda: 20 MHz e 40 MHz. Adicionalmente, as larguras de 80 e 160 MHz do 802.11ac deverão ser consideradas.

No Capítulo 4, foram propostas outras formas de escolha de um canal do BCS (heurísticas). Estas heurísticas precisam ser avaliadas com a abordagem analítica do Capítulo 6, de forma a verificar-se quais impactos ou benefícios podem proporcionar,

em relação à heurística LBC, usada neste trabalho.

Usou-se a perspectiva do cliente de uma WLAN como referência para a definição e construção do Algoritmo Guloso de Seleção de Canais apresentado no Capítulo 3. Um único cliente da rede sem fio é usado como referência. Existe a possibilidade de executar-se um mecanismo de coordenação entre mais de um cliente da WLAN para que a perspectiva de interferência destes clientes seja considerada. Experimentos iniciais foram realizados usando-se algoritmos de votação de Sistemas Multiagentes para tomada de uma decisão conjunta.

Como verificado na análise do algoritmo de intervenção SAAI, alguns caminhos de intervenção podem ser muito longos e proverem pequeno ganho de desempenho no equilíbrio após intervenção. O algoritmo SAAI deve levar isto em consideração, possivelmente como critério de seleção, por exemplo, de um NE de desempenho ligeiramente inferior, mas que seja de caminho muito mais curto. Mecanismos de lógica fuzzy podem ser avaliados para tal. Uma necessidade é a implementação de mecanismo de determinação de transições sob demanda, numa cadeia de um jogo produzida com o algoritmo ConWalk de forma amostral. A abordagem amostral no ConWalk tem importante potencial de redução do esforço computacional que viabiliza a sua aplicação prática para grandes quantidades de jogadores nos esquemas de ortogonalidade não ortogonais. Deve ser, portanto, outro objetivo futuro.

Comparando-se os dois algoritmos de intervenção propostos, verificam-se dois limites extremos: apenas um interventor ou todos como interventores. Existe a possibilidade de criação de outro algoritmo, baseado no SAAI, que considere quantidades intermediárias de jogadores como limite máximo. Este cenário parece ser mais próximo de um contexto de aplicação real que a garantia de participação de todos os jogadores do MAAI. Neste algoritmo intermediário aos dois expostos neste trabalho, um conjunto  $n = |\mathbf{A}|$  de jogadores pode estar disposto a compartilhar suas informações de varredura, mas apenas um subconjunto destes,  $m = |\mathbf{A}'|$ ,  $\mathbf{A}' \subseteq \mathbf{A}$ ,  $m < n$ , estará disposto a atuar como

agente interventor.

O algoritmo de intervenção com transições artificiais e múltiplos agentes MAAI oferece um benefício não originalmente imaginado para este trabalho. No MAAI, assume-se a cooperação voluntária de um subconjunto das redes não-coordenadas vizinhas para maximizar o desempenho do grupo. Num contexto de redes coordenadas, esta cooperação voluntária pode ser substituída por cooperação obrigatória, determinada por uma entidade central de gestão. Consequentemente, o MAAI permite a aplicação deste trabalho de pesquisa tanto em contexto das redes sem fio não coordenadas, objetivo inicial, quanto no contexto das redes sem fio coordenadas, garantindo resultados ótimos de desempenho.

# Referências Bibliográficas

- Angelakis, V. e Papadakis, S. (2011). Adjacent Channel Interference in 802.11a is Harmful: Testbed Validation of a Simple Quantification Model. *Communications Magazine*, 49(3):160–166.
- Apple Inc (2012). Programming with Objective-C: About Objective-C. <http://developer.apple.com/library/mac/#documentation/Cocoa/Conceptual/ProgrammingWithObjectiveC/Introduction/Introduction.html>. Acesso em: 22/04/13.
- Balbi, H. D., Souza, F. R. e., Carrano, R. C., Saade, D. C. M., Albuquerque, C. V. N. D., e Magalhães, L. C. S. (2012). Algoritmo de Seleção de Canais Centralizado para Redes IEEE 802.11 com Controlador. Em *SBRC 2012 - WRA*, pgs. 73–86, Ouro Preto, MG, BR.
- Berger-sabbatel, G., Duda, A., Gaudoin, O., Heusse, M., e Rousseau, F. (2004). Fairness and Its Impact on Delay in 802.11 Networks. Em *Global Telecommunications Conference. GLOBECOM '04*, volume 5, pgs. 2967–2973, Dallas, TX, US.
- Bernard, S. (2001). *Digital Communications Fundamentals and Applications*. Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, NJ, US.
- Bluetooth SIG (2013). Bluetooth Fast Facts. <http://www.bluetooth.com/Pages/Fast-Facts.aspx>. Acesso em: 12/04/2014.

- Chen, F., Huegel, B., e Dressler, F. (2011). Realistic Simulation and Experimental Validation of Adjacent-Channel Interference in Planning of Industrial Wireless Networks. Em *Proceedings of the 8th ACM Symposium on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor, and ubiquitous networks (PE-WASUN '11)*, pgs. 97–103, Miami Beach, FL, US.
- Cisco Systems (2004). Channel Deployment Issues for 2.4-GHz 802.11 WLANs. <http://www.cisco.com/en/US/docs/wireless/technology/channel/deployment/guide/Channel.html>. Acesso em: 17/04/13.
- Cormen, T. H., Leiserson, C. E., Rivest, R. L., e Stein, C. (2001). *Introduction to Algorithms (2nd ed.)*, volume 7. The MIT Press, Cambridge, MA, US, 2nd edition.
- Diaconis, P. (2008). The Markov Chain Monte Carlo Revolution. *Bulletin of the American Mathematical Society*, 46(2):179–205.
- Gast, M. (2005). *802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide, Second Edition*. O'Reilly Media, Sebastopol, CA, US.
- Gauthier, M. (2009). File:2.4 GHz Wi-Fi channels (802.11b,g WLAN).svg. [http://en.wikipedia.org/wiki/File:2.4\\_GHz\\_Wi-Fi\\_channels\\_\(802.11b,g\\_WLAN\).svg](http://en.wikipedia.org/wiki/File:2.4_GHz_Wi-Fi_channels_(802.11b,g_WLAN).svg). Acesso em: 09/04/2014.
- Gramacho, S., Araújo, M., e Figueiredo, G. (2013). Dinâmica de Seleção de Melhores Canais em Redes IEEE 802.11 com Modelo de Interferência CCA/SINR. Em *Anais do Workshop de Redes de Acesso no SBRC 2013 - WRA 2013*, pgs. 88–101, Brasília, DF, BR.
- Griffith, E. (2002). WECA becomes Wi-Fi Alliance. <http://www.internetnews.com/wireless/article.php/1474361/WECA-becomes-Wi-Fi-Alliance.htm>. Acesso em: 09/04/2014.

- IEEE (1996). The Second IEEE Workshop on Wireless LANS. Worcester, MA, US.
- IEEE Computer Society (2012). *IEEE Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications*. IEEE, New York, NY, US.
- IEEE802 Group (2014). Official IEEE 802.11 Working Group Project Timelines. [http://www.ieee802.org/11/Reports/802.11\\_Timelines.htm](http://www.ieee802.org/11/Reports/802.11_Timelines.htm). Acesso em: 08/04/2014.
- Kauffmann, B., Baccelli, F., Chaintreau, A., Mhatre, V., Papagiannaki, K., e Diot, C. (2007). Measurement-Based Self Organization of Interfering 802.11 Wireless Access Networks. Em *26th IEEE International Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM)*, pgs. 1451–1459, Anchorage, AK, US. IEEE.
- Leith, D. e Clifford, P. (2006). A Self-Managed Distributed Channel Selection Algorithm for WLANs. Em *4th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, pgs. 1–9, Boston, MA, US. IEEE.
- Levin, D., Peres, Y., e Wilmer, E. (2009). *Markov Chains and Mixing Times*. American Mathematical Society, Providence, Rhode Island, US.
- Littman, M. K. (2002). *Building Broadband Networks*. CRC Press, New York, NY, US.
- Menasché, D., Figueiredo, D., e de Souza e Silva, E. (2005). An Evolutionary Game-Theoretic Approach to Congestion Control. *Performance Evaluation*, 62(1-4):295–312.
- Mishra, A., Shrivastava, V., Agrawal, D., Banerjee, S., e Ganguly, S. (2006a). Distributed Channel Management in Uncoordinated Wireless Environments. Em *Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking*, pgs. 170–181, Los Angeles, CA, US. ACM Press.

- Mishra, A., Shrivastava, V., Banerjee, S., e Arbaugh, W. (2006b). Partially Overlapped Channels not Considered Harmful. Em *Proceedings of the joint international conference on Measurement and modeling of computer systems (SIGMETRICS '06 / Performance '06)*, pg. 63, Saint Malo, FR. ACM Press.
- Mo, T. e Bostian, C. (2005). A Throughput Optimization and Transmitter Power Saving Algorithm for IEEE 802.11 b Links. Em *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WCNC 05*, volume 1, pgs. 57–62, New Orleans, LA, US.
- Nash, J. F. (1950). Equilibrium Points in n-Person Games. *Proceedings of the National Academy of Sciences of the United States of America*, 36(1):48–49.
- Norris, J. R. (1998). *Markov Chains*. Cambridge University Press, Cambridge, UK.
- OpenWrt.org (2013). OpenWrt. <https://openwrt.org/>. Acesso em: 18/04/13.
- Osborne, M. e Rubinstein, A. (1994). *A Course in Game Theory*. The MIT Press, Cambridge, MA, US.
- Polak, B. (2007). Econ 159: Game Theory. <http://oyc.yale.edu/economics/econ-159>. Acesso em: 17/04/2014.
- Proakis, J. e Manolakis, D. (2008). *Digital Communications*. McGraw-Hill, New York, NY, US, 5th edition.
- Qiao, D., Choi, S., e Shin, K. G. (2002). Goodput Analysis and Link Adaptation for IEEE 802.11a Wireless LANs. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 1(4):278–292.
- Roshan, P. e Leary, J. (2003). *802.11 Wireless LAN Fundamentals*. Cisco Press, Indianapolis, IN, US, 1st edition.
- Scalia, L., Widmer, J., e Aad, I. (2010). On the Side Effects of Packet Detection Sensitivity in IEEE 802.11 Interference Management. Em *IEEE International Symposium*

- on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM 2010)*, pgs. 1–7, MONTreal, QC, CA.
- Shaw, J. A. (2013). Radiometry and the Friis Transmission Equation. *American Journal of Physics*, 81(1):33.
- TELECO (2014). Estatísticas de Banda Larga no Brasil - Dados Trimestrais. <http://www.teleco.com.br/blarga.asp>. Acesso em: 21/05/2014.
- Tsitsiklis, J. (2010). 6.041/6.431 Probabilistic Systems Analysis and Applied Probability. <http://ocw.mit.edu>. Acesso em: 23/01/2014.
- Villegas, E. G., Lopez-Aguilera, E., Vidal, R., e Paradells, J. (2007). Effect of Adjacent-channel Interference in IEEE 802.11 WLANs. Em *2nd International Conference on Cognitive Radio Oriented Wireless Networks and Communications (CrownCom 2007)*, pgs. 118–125, Orlando, FL, US.
- Weibull, J. W. (1997). *Evolutionary Game Theory*. MIT Press, Cambridge, MA, US.
- Weisstein, E. W. (2014). Stirling's Approximation. <http://mathworld.wolfram.com/StirlingsApproximation.html>. Acesso em: 07/05/2014.
- Young, H. P. (1993). The Evolution of Conventions. *Econometrica*, 61(1):57–84.
- Yue, X., Wong, C.-F., e Chan, S.-H. G. (2011). CACAO: Distributed Client-Assisted Channel Assignment Optimization for Uncoordinated WLANs. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 22(9):1433–1440.
- Zhou, K., Jia, X., Xie, L., Chang, Y., e Tang, X. (2012). Channel Assignment for WLAN by Considering Overlapping Channels in SINR Interference Model. Em *International Conference on Computing, Networking and Communications (ICNC 2012)*, pgs. 1005–1009, Maui, HI, US. IEEE.

# Apêndice A

## Topologias Adicionais

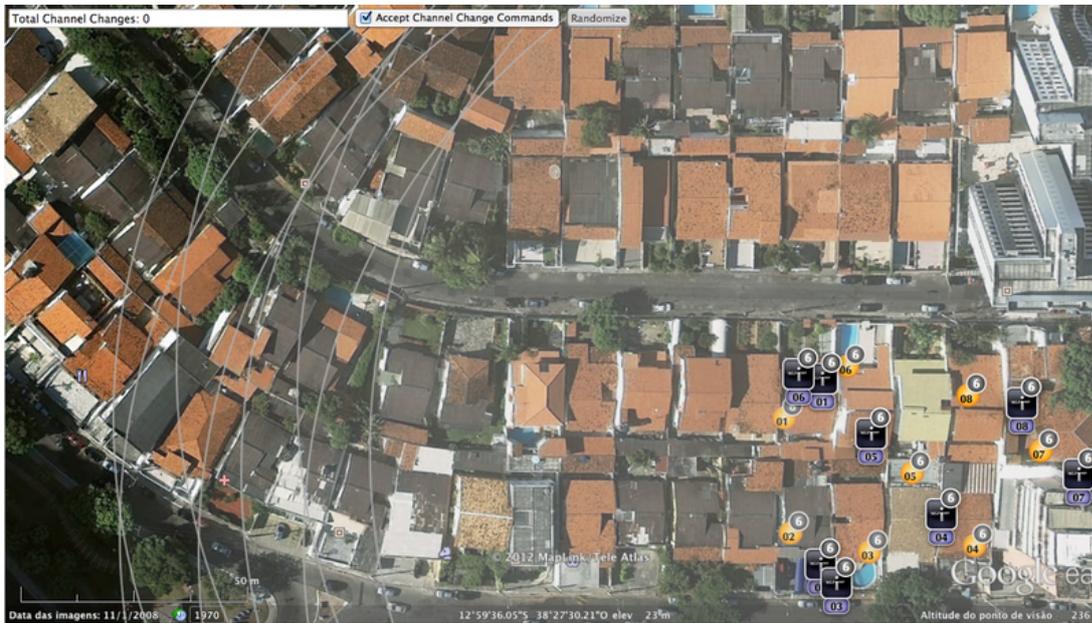


Figura A.1: Topologia 2 - Distribuição Aleatória, Alta Concentração

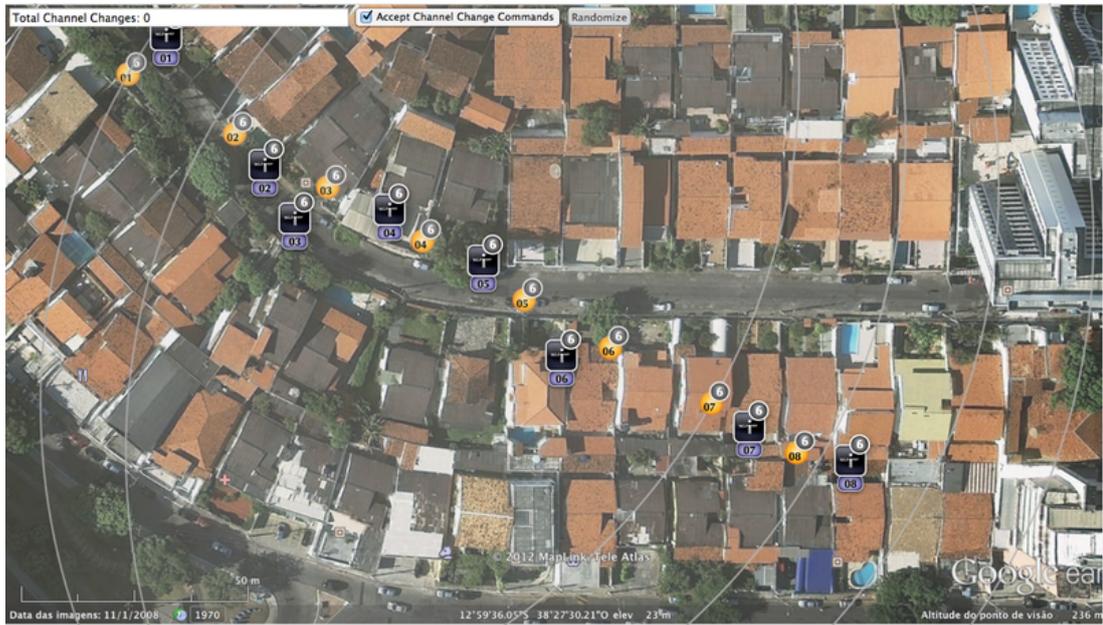


Figura A.2: Topologia 3 - Distribuição Linear



Figura A.3: Topologia 4 - Distribuição Elíptica

## Apêndice B

# Complexidade Comp. dos Algoritmos de Exploração do MCWalk

A extensão MCWalk contém três algoritmos de exploração dos estados, transições e análise de características das Cadeias de Markov derivadas de jogos CSGM, conforme descrito na Seção 6.5. Nesta seção, são apresentadas informações sobre o funcionamento do ambiente de emulação com a extensão MCWalk e serão avaliados, principalmente, os aspectos relacionados à complexidade computacional dos algoritmos do MCWalk.

É importante ressaltar uma diferença de abordagem nos experimentos realizados na Seção 5.2 para a abordagem usada na Seção 6.5: muda-se de uma abordagem de “Multiagentes Independentes” para uma abordagem monolítica, usando tarefas contidas no Emulador. Em 5.2, cada WLAN foi representada por um processo independente, o NMon, que opera de forma assíncrona em relação aos demais Nmons. O papel do Emulador foi o de fornecer informações para as varreduras emuladas de cada NMon e consolidar resultados. Cada NMon executa, de forma independente, a sua função de

utilidade, representada pelo seu algoritmo de seleção de canais, que é alimentado pelo seu modelo de interferência, por sua vez alimentado pelos dados da varredura emulada.

A integração do MCWalk no Emulador tornou o processamento de jogos síncrono, baseado em múltiplas tarefas coordenadas pelos algoritmos contidos na extensão MCWalk de exploração dos estados e transições da cadeia. Os algoritmos de seleção de canais e do modelo de interferência foram integrados ao Emulador. O controle realizado pela variável *TMSM* foi desativado para esta abordagem analítica. O MCWalk é instanciado com os parâmetros do jogo e um algoritmo de criação e análise de Cadeias de Markov derivadas de jogo CSGM é acionado, permitindo a obtenção de dados sobre a cadeia, incluindo a sua representação gráfica em grafo dirigido, como os das Figuras 6.2 e 6.6. O princípio de “passeio” (exploração) do MCWalk foi inspirado em técnicas de exploração de Cadeias de Markov por amostragem dos seus estados, como “Markov Chain Monte Carlo” (Levin et al., 2009) (Diaconis, 2008).

O Algoritmo **FullWalk** explora todas as possibilidades de estados em  $\Omega$  de uma MC derivada de um jogo do CSGM, o que permite uma análise definitiva do jogo. Contudo, ele tem espaço de estados exponencial, que implica complexidade computacional também exponencial,  $O(c^n)$ . Isto pode ser verificado na Equação 6.2. Existe, portanto, a necessidade de buscar-se outro mecanismo de exploração, neste caso amostral, dos estados possíveis de uma topologia de WLANs vizinhas, competindo para maximização do seu desempenho potencial pela minimização de interferência. O algoritmo **ConWalk** (de consolidação de passeios) permite a exploração de um subconjunto dos estados de  $\Omega$ , representados por todos os estados e transições dos jogos individuais possíveis de uma topologia e conjunto de jogadores para um determinado ponto de partida CSt. Os jogos individuais derivam de seqüências de jogo específicas, criadas pela permutação simples dos elementos do conjunto de jogadores. Cada jogo individual tem quantidade de estados  $\Omega_i$ , que é um múltiplo da quantidade de jogadores. Seja  $q$  uma constante

inteira positiva para representação deste múltiplo e  $n$  a quantidade de jogadores:

$$\Omega_i = q \times n \tag{B.1}$$

A quantidade de jogos individuais  $J_{s\hat{e}q}$  num jogo consolidado  $J$  pode ser identificada da Equação 6.3. Seja  $\Omega_c$  a quantidade de estados de  $J$ , então:

$$\Omega_c = q \times n \times n! \tag{B.2}$$

Reescrevendo:

$$\Omega_c = q \times n^2 \times (n - 1)! \tag{B.3}$$

A complexidade computacional do ConWalk está associada à sua quantidade de estados. Das Equações B.2 e B.3, portanto, verifica-se que a complexidade computacional de **ConWalk** é ainda maior que a de **FullWalk**, em especial para valores de  $n$  maiores que a quantidade de canais  $c$ . Usando a aproximação de Stirling para  $n!$  (Weisstein, 2014), verifica-se que a complexidade computacional de **ConWalk** está na categoria  $O(n^n)$ . Assim, com valores de  $n$  menores que  $c$ , tem-se menor esforço computacional em ConWalk.

Faz-se necessário, portanto, selecionar, randomicamente, uma quantidade limitada de jogos individuais  $J_{s\hat{e}q}$  para manter a complexidade computacional do algoritmo ConWalk baixa. Por exemplo, para pequenos valores de  $n$  (por exemplo, menores que 10), pode-se usar o ConWalk sem modificações; para valores maiores, pode-se selecionar, randomicamente, uma quantidade  $n$  de jogos individuais  $J_{s\hat{e}q}$ , transformando a complexidade de ConWalk em polinomial quadrática, como descrito na Equação B.4,

pela correlação com a quantidade de estados.

$$\Omega_c' = q \times n \times (n) = q \times n^2 = O(n^2) \quad (\text{B.4})$$

Esta questão será objeto de trabalhos futuros.

## B.1 Tempo de Execução

A Figura B.1 mostra o resultado de um experimento de medição de tempo de execução para o algoritmo FullWalk, permitindo conhecimento da ordem de grandeza deste tempo. Na Figura B.1, o tempo de execução foi computado para cada topologia, em todas com quatro jogadores, esquema de ortogonalidade US-orto e BCT de 6 Mbps.

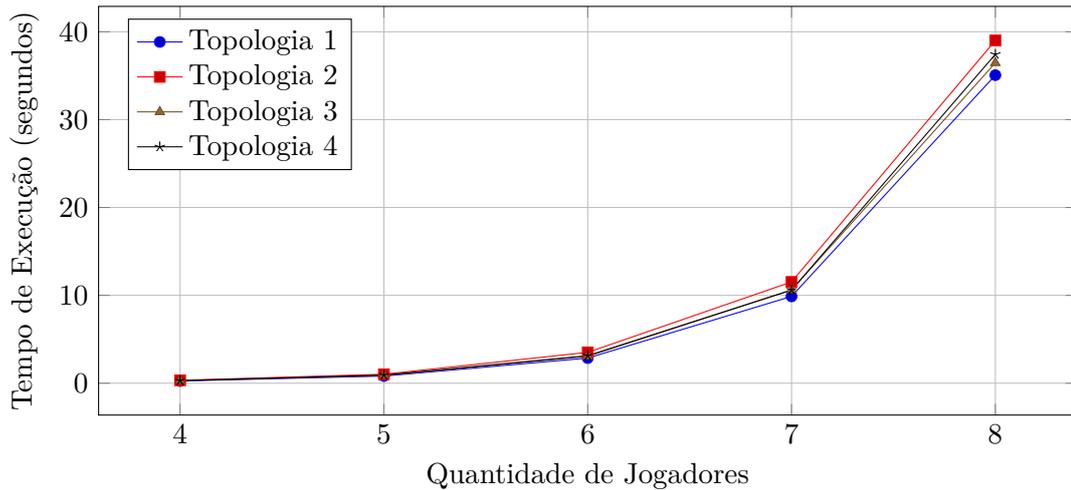


Figura B.1: Tempo de Execução para Diferentes Quantidades de Jogadores.

A Figura B.1 confirma a expectativa analítica de característica exponencial do algoritmo FullWalk e fornece a ordem de grandeza de 35 segundos para a computação de toda a cadeia com o seu máximo de 8 jogadores, para o esquema de ortogonalidade US-orto. Na Figura B.2, verifica-se a ordem de grandeza do tempo de execução do FullWalk para outros esquemas de ortogonalidade, com 4 e 5 jogadores, usando-se a

Topologia 1 como referência.

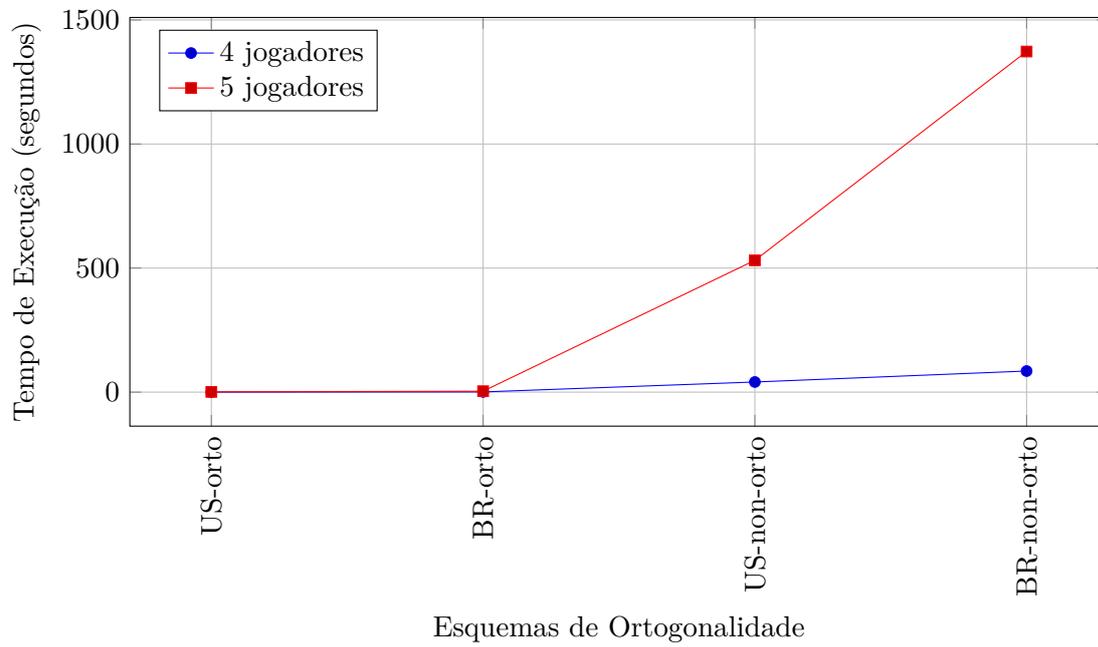


Figura B.2: Tempo de Execução para Diferentes Esquemas de Ortogonalidade.