



REUSO ESPACIAL EM REDES AD HOC CSMA/CA

Alexandre Andrade Pires

Tese de Doutorado apresentada ao Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, COPPE, da Universidade Federal do Rio de Janeiro, como parte dos requisitos necessários à obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Orientador: José Ferreira de Rezende

Rio de Janeiro
Março de 2012

REUSO ESPACIAL EM REDES AD HOC CSMA/CA

Alexandre Andrade Pires

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DO INSTITUTO ALBERTO LUIZ COIMBRA DE PÓS-GRADUAÇÃO E PESQUISA DE ENGENHARIA (COPPE) DA UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE DOUTOR EM CIÊNCIAS EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Examinada por:

Prof. José Ferreira de Rezende, Dr.

Prof. Ronaldo Moreira Salles, Ph.D.

Prof. Célio Vinicius Neves de Albuquerque, Ph.D.

Prof. Valmir Carneiro Barbosa, Ph.D.

Prof. Aloysio de Castro Pinto Pedroza, Dr.

RIO DE JANEIRO, RJ – BRASIL

MARÇO DE 2012

Pires, Alexandre Andrade

Reuso Espacial em Redes Ad Hoc
CSMA/CA/Alexandre Andrade Pires. – Rio de Janeiro:
UFRJ/COPPE, 2012.

XIV, 126 p.: il.; 29, 7cm.

Orientador: José Ferreira de Rezende

Tese (doutorado) – UFRJ/COPPE/Programa de
Engenharia Elétrica, 2012.

Referências Bibliográficas: p. 118 – 126.

1. Redes Ad Hoc. 2. CSMA/CA. 3. Reuso
Espacial. 4. Controle de Potência. 5. Limiar
de Detecção de Portadora. I. Rezende, José Ferreira
de. II. Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE,
Programa de Engenharia Elétrica. III. Título.

Aos meus pais, Mario e Regina.

Agradecimentos

A Deus, por fazer-me capaz de perseguir meus objetivos.

À minha esposa, Juliana, sem a qual nada disto seria possível, e nem valeria a pena.

À minha filha, Ana Beatriz, que sempre foi, antes mesmo de sua vinda, minha maior motivação.

Ao meu pai, Mario, minha mãe, Regina, e meu irmão, Felipe, pelas condições que proporcionaram ao meu desenvolvimento.

Ao professor José Rezende, não só pela orientação, mas pela amizade, sem a qual este trabalho provavelmente teria sido interrompido.

Aos amigos do GTA/UFRJ, CTE_x e CGU, que em diferentes momentos contribuíram com apoio para esta conquista.

Aos meus professores no Instituto Militar de Engenharia, pelo rigor na minha formação técnica.

Aos meus professores do PEE e do PESC da COPPE/UFRJ, pelo aprendizado complementar.

Ao Centro Tecnológico do Exército Brasileiro, pelo tempo disponibilizado para o desenvolvimento deste trabalho em seu início.

Ao CNPq, FAPERJ e FINEP, pelo suporte financeiro.

Resumo da Tese apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Doutor em Ciências (D.Sc.)

REUSO ESPACIAL EM REDES AD HOC CSMA/CA

Alexandre Andrade Pires

Março/2012

Orientador: José Ferreira de Rezende

Programa: Engenharia Elétrica

Redes que utilizam o método CSMA/CA para disciplinar o acesso ao meio apresentam redução de desempenho à medida que a densidade de terminais aumenta. O reuso espacial tem sido apontado por diversos estudos como uma alternativa capaz de atenuar este efeito, sendo o controle de potência e o ajuste de limiar de detecção de portadora duas técnicas de destaque nesta linha de pesquisa. Neste trabalho, apresenta-se uma nova abordagem sobre o tema do reuso espacial, baseada no conceito de enlaces independentes. São estabelecidas as condições que definem a relação de dependência entre enlaces próximos e, a partir delas, é formulado o problema de maximização dos enlaces independentes. Entretanto, a solução para o referido problema apresenta complexidade computacional exponencial em relação ao número de enlaces da rede, prejudicando a escalabilidade de sua utilização. Optou-se, assim, pelo desenvolvimento de uma heurística, cuja complexidade resulta polinomial. O mecanismo, executado de forma distribuída e com conhecimento da topologia local, realiza um ajuste conjunto de potência de transmissão e limiar de detecção de portadora capaz de aumentar a quantidade de pares de enlaces independentes em uma rede ad hoc CSMA/CA. Resultados de simulações, realizadas em um número expressivo de cenários aleatórios, demonstraram que a utilização deste método resulta em desempenho bastante superior aos melhores mecanismos já existentes na literatura.

Abstract of Thesis presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Doctor of Science (D.Sc.)

SPATIAL REUSE IN AD HOC CSMA/CA NETWORKS

Alexandre Andrade Pires

March/2012

Advisor: José Ferreira de Rezende

Department: Electrical Engineering

CSMA/CA networks presents a performance degradation as the density of terminals increases. The spatial reuse approach has been suggested by several studies as an alternative that could mitigate this effect. Power control and carrier sensing threshold adjustment are two highlighted techniques in this research area. This work presents a new approach on the spatial reuse issue, based on the concept of independent links. We have established the conditions that define the relationship of dependency between links and next, from them, the problem of maximizing independent links is formulated. However, the solution to that problem has exponential computational complexity in the number of links in the network, affecting the scalability of its use. Therefore, we decided to develop a heuristic, whose complexity results polynomial. The mechanism, executed in a distributed way and with local topology knowledge, performs an adjustment of transmission power and carrier sensing threshold capable of increasing the number of independent links pairs in an ad hoc CSMA/CA network. Simulation results, performed in a large number of random scenarios, showed that using this method results in better performance than the best existing mechanisms in the literature.

Sumário

Lista de Figuras	xi
Lista de Tabelas	xii
Lista de Abreviaturas	xiii
1 Introdução	1
1.1 Motivação	1
1.2 Objetivos	6
1.3 Organização do Texto	6
2 Reuso Espacial em Redes CSMA/CA	8
2.1 Mecanismo CSMA	8
2.2 Reuso Espacial	11
2.2.1 Modelo de Recepção	12
2.2.2 Modelo de Propagação	13
2.2.3 Zona de Reuso Espacial	14
2.2.4 Limites para variação de CS_{th} e P_t	16
2.3 Conclusões	18
3 Revisão da literatura	19
3.1 Controle de Potência	19
3.1.1 Controle de Potência em conjunto com Roteamento e Escalonamento	21
3.1.2 Controle de Potência utilizando canais dedicados	23
3.1.3 Controle de Potência utilizando os Quadros de Controle 802.11	24
3.2 Ajuste do Limiar de Detecção de Portadora	28
3.3 Ajuste conjunto de Potência e Limiar de Detecção de Portadora	32
3.4 Considerações sobre os trabalhos relacionados	34
3.4.1 Mecanismo de ajuste	35
3.4.2 Modelo de interferência	35
3.4.3 Avaliação em canal com desvanecimento	36

3.4.4	Utilização de Métodos Heurísticos	37
3.4.5	Múltiplos Saltos	38
3.4.6	Mobilidade	38
3.4.7	Justiça	39
3.5	Conclusões	39
4	Enlaces Independentes	41
4.1	Definição	41
4.2	Aplicação das condições de independência	45
4.2.1	Independência baseada em distância	46
4.2.2	Dependência baseada em distância	49
4.3	Estimando a quantidade de Enlaces Independentes	51
4.4	Influência do Controle de Potência	55
4.5	Influência do Limiar Detecção de Portadora	61
4.6	Conclusões	62
5	Maximização de Enlaces Independentes	64
5.1	Problema de maximização de enlaces independentes	65
5.2	Heurística preliminar	67
5.3	Resultados preliminares	71
5.4	Conclusões	77
6	Heurística proposta	79
6.1	Conhecimento da topologia	80
6.1.1	Variações topológicas e de propagação	82
6.2	Determinação do terminal mestre de um enlace	83
6.3	Execução do núcleo da heurística	84
6.3.1	Sequência de otimização	87
6.3.2	Escolha da solução a ser usada	90
6.3.3	Otimização bem-sucedida	91
6.3.4	Ajuste do limiar de detecção de portadora	91
6.3.5	Fluxograma	92
6.4	Análise de complexidade	93
6.5	Conclusões	95
7	Avaliação	97
7.1	Ambiente de simulação	98
7.1.1	Cenários	98
7.1.2	Tráfego	100
7.2	Resultados	101

7.2.1	Desempenho relativo entre as heurísticas	101
7.2.2	Vazão agregada	102
7.2.3	Variação do <i>path loss exponent</i>	106
7.2.4	Tamanho do quadro	107
7.2.5	Justiça	108
7.2.6	Aproveitamento do canal	109
7.3	Efeito do tráfego adicional	110
8	Conclusões	113
8.1	Principais Contribuições	115
8.2	Trabalhos futuros	116
	Referências Bibliográficas	118

Lista de Figuras

2.1	Zonas definidas ao redor de um receptor.	15
4.1	Topologia genérica	42
4.2	Região de solução - primeira condição de independência.	47
4.3	Região de dependência de um enlace ($y = \beta^{\frac{1}{\alpha}}x$).	53
4.4	Estimativa do número de enlaces independentes.	55
4.5	Topologia exemplo	60
5.1	Heurística preliminar - 10 cenários.	73
5.2	Heurística preliminar - 50 cenários.	75
5.3	Múltiplos saltos.	76
6.1	Possibilidades para a região de solução.	88
6.2	Execução da heurística.	92
7.1	Influência do grau de vizinhança máximo.	100
7.2	Comparação de desempenho entre as heurísticas.	101
7.3	Desempenho da heurística proposta.	102
7.4	Two-Ray Ground e desvanecimento.	105
7.5	Variação do <i>path loss exponent</i>	106
7.6	Tamanho do quadro.	107
7.7	Índice de justiça.	109
7.8	Reuso espacial.	110

Lista de Tabelas

2.1	Limites de variação de P_t e CS_{th}	18
4.1	Limites para as regiões de solução.	48
4.2	Situações de dependência entre pares de enlaces.	51
6.1	Informações de distância equivalente do quadro R	81
7.1	Principais parâmetros de simulação.	99

Lista de Abreviaturas

ACK	<i>Acknowledge</i> , p. 10
BEB	<i>Binary Exponential Backoff</i> , p. 9
BER	<i>Bit Error Rate</i> , p. 12
CDMA	<i>Code Division Multiple Access</i> , p. 8
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance</i> , p. 9
CSMA/CD	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection</i> , p. 9
CSMA	<i>Carrier Sense Multiple Access</i> , p. 2
CTS	<i>Clear To Send</i> , p. 10
CW	<i>Contention Window</i> , p. 9
DIFS	<i>Distributed InterFrame Space</i> , p. 9
EIFS	<i>Extended InterFrame Space</i> , p. 10
FDMA	<i>Frequency Division Multiple Access</i> , p. 8
FTP	<i>File Transfer Protocol</i> , p. 76
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i> , p. 1
MAC	<i>Media Access Control</i> , p. 24
RTS	<i>Request To Send</i> , p. 10
RX	Receptor, p. 5
SIFS	<i>Short InterFrame Space</i> , p. 10
SINR	<i>Signal to Interference plus Noise Ratio</i> , p. 4
SIR	<i>Signal-to-Interference Ratio</i> , p. 44

TCP	<i>Transmission Control Protocol</i> , p. 24
TDMA	<i>Time Division Multiple Access</i> , p. 8
TX	Transmissor, p. 5
UDP	<i>User Datagram Protocol</i> , p. 76
ZDP	Zona de Detecção de Portadora, p. 15
ZI	Zona de Interferência, p. 30
ZRE	Zona de Reuso Espacial, p. 15
ZR	Zona de Recepção, p. 14

Capítulo 1

Introdução

1.1 Motivação

As redes de comunicação de dados sem fio têm se tornado, nos últimos anos, a escolha mais comum para possibilitar o acesso à Internet. A crescente demanda é explicada pela facilidade de implantação, evitando o transtorno causado pela necessidade de instalação do cabeamento, bem como pelos benefícios trazidos pela mobilidade. Com o avanço das tecnologias capazes de suportar este tipo de serviço, especialmente o padrão IEEE¹ 802.11[1], o custo dos equipamentos vem sendo constantemente reduzido ao longo do tempo, resultando em um apelo ainda maior deste tipo de solução.

Embora seja muitas vezes referenciado simplesmente como *padrão 802.11*, o termo engloba, na verdade, diferentes versões (802.11a, 802.11b, 802.11g[2–4]), que vêm sendo publicadas pelo IEEE ao longo do tempo, resultando em muitos aprimoramentos ao padrão original, publicado em 1997. Mesmo passados quase quinze anos da publicação da primeira versão, o padrão continua em plena evolução, tendo inclusive um cronograma de aprimoramentos a serem publicados até o ano de 2013. Por todo esse contexto, a tecnologia citada tem sido objeto de muita atenção da comunidade científica, mantendo-se alto o número de trabalhos publicados, mesmo com o passar dos anos.

As redes que utilizam o padrão 802.11 como forma de transmissão podem ser divididas em dois tipos principais. O mais comumente utilizado nos dias atuais é o tipo infra-estruturado, no qual cada terminal sem fio comunica-se com um único equipamento, denominado ponto de acesso, responsável por intermediar todas as comunicações entre os terminais que encontram-se a ele conectados. O outro tipo, denominado *ad hoc*, dispensa a existência de qualquer infra-estrutura física previamente estabelecida. Neste tipo de rede, o encaminhamento dos pacotes de dados é

¹*Institute of Electrical and Electronics Engineers.*

realizado pelos próprios terminais que a compõem. Assim, cada terminal é, ao menos potencialmente, mais um roteador na rede, sendo responsável por re-encaminhar transmissões dos demais, de forma colaborativa. Redes deste tipo são especialmente adequadas para situações onde existe a necessidade de comunicação cooperativa e temporária entre um certo grupo de usuários, tais como operações de emergência em casos de desastres naturais e reuniões que exigem comunicação de dados entre os participantes. Além disso, tendo em vista sua inerente flexibilidade e rapidez de instalação, redes *ad hoc* têm sido utilizadas em aplicações militares, especialmente naquelas desenvolvidas em regiões onde é inviável a implantação prévia de infra-estrutura de comunicações.

Numa rede 802.11, os terminais compartilham o canal de transmissão, utilizando o método CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*). Mesmo antes do padrão 802.11, este mecanismo de acesso ao meio já era bastante utilizado, como no padrão IEEE 802.3[5], destinado a redes cabeadas, e em redes baseadas no protocolo AX.25², por exemplo. O método pressupõe uma disputa pelo meio de transmissão, de tal forma que os terminais verifiquem se o canal está livre antes de iniciarem uma transmissão, usando um algoritmo adequado para evitar que dois transmissores sejam acionados simultaneamente. Caso ocorra a transmissão simultânea, um receptor atingido pelas duas transmissões em níveis semelhantes de potência será incapaz de decodificar corretamente qualquer dos dois quadros enviados, resultando no fenômeno conhecido como *colisão*. Este termo é normalmente empregado para caracterizar a situação descrita, ou seja, a perda de um quadro de interesse em função da interferência gerada por um outro, que atinge o receptor enquanto ocorria a recepção. Assim, o cenário ideal para o funcionamento desta rede seria aquele no qual, a cada instante, apenas um terminal possa se utilizar do canal para transmitir, enquanto os demais terminais permaneçam inativos.

Embora seja adequado para uma rede infra-estruturada, na qual todas as transmissões são intermediadas pelo ponto de acesso, o cenário descrito revela-se pouco eficiente para uma rede *ad hoc* distribuída em uma área suficientemente grande, onde nem todos os terminais estejam ao alcance uns dos outros. Nessa rede, é possível, e mesmo desejável, que certas transmissões ocorram de forma simultânea, aumentando a vazão agregada da rede. Entretanto, a transmissão simultânea em uma faixa de frequência comum ocasiona o aumento da interferência co-canal, podendo levar à ocorrência de colisões.

Considerando duas transmissões ocorrendo em paralelo, para receptores diferentes, a condição para que não ocorra colisão nestes receptores é que, em cada um deles, a potência do sinal recebido do transmissor de interesse seja suficientemente

²Protocolo de camada de enlace, desenvolvido a partir do protocolo X.25 para utilização em radioamadorismo

maior do que a do outro sinal. Seria possível, assim, a correta decodificação dos quadros de interesse em cada receptor, ocorrendo a *captura* em cada um dos receptores. Normalmente, esta condição é atendida ao garantir-se certo afastamento espacial entre os pares transmissor-receptor. Essa nova possibilidade de aumento da eficiência da rede CSMA é normalmente descrita como reuso espacial do canal.

Claramente, o aumento do reuso espacial eleva a probabilidade da ocorrência de frequentes eventos de colisão nos receptores, podendo inclusive anular o almejado ganho de vazão. O desafio consiste, portanto, em estabelecer um método de possibilitar o reuso sem comprometer os benefícios com o aumento descontrolado do número de colisões.

A complexidade do problema consiste no equilíbrio entre dois fatores que representam desperdício de recursos da rede. O primeiro é, conforme exposto, a ocorrência de colisões, cuja probabilidade pode aumentar significativamente quando o reuso espacial é utilizado além de uma medida ideal. Em redes CSMA sem fio, como o padrão 802.11, a colisão normalmente é detectada de maneira tardia, em função da ausência de um quadro de reconhecimento relativo ao quadro perdido. Com isso, todo o tempo de transmissão do quadro inicial, seguido do tempo de detecção da colisão e, por fim, o tempo necessário para viabilizar um novo acesso ao meio são desperdiçados.

O segundo fator é o tempo pelo qual um transmissor aguarda o final de uma transmissão em curso para iniciar a sua, sendo que ambas poderiam ser realizadas simultaneamente. Nesse caso, perde-se o tempo da transmissão em curso e, em seguida, o tempo necessário para um novo acesso ao meio.

Normalmente, as redes baseadas em CSMA adotam um comportamento bastante conservador, o que termina por minimizar o reuso espacial, já que a identificação de qualquer transmissão em curso é encarada como impeditivo para o início de uma nova transmissão. Com isso, o reuso espacial é bastante reduzido, e o desempenho da rede é prejudicado pelo grande desperdício de tempo em cada transmissor. Nesse cenário, diversas transmissões que poderiam ser realizadas de forma simultânea simplesmente não ocorrem, uma vez que os receptores adiam o início de sua transmissão (realizando *backoff*) sempre que determinam que já existe uma portadora no canal.

Diversos trabalhos têm demonstrado que o principal padrão atual de rede baseado em CSMA, o IEEE 802.11, tem seu desempenho bastante afetado por este problema, que se torna cada vez mais importante com o aumento da densidade da rede.

Portanto, para que se possa obter melhorias na vazão de uma determinada rede *ad hoc* CSMA é fundamental fazer com que os terminais tornem-se mais agressivos no acesso ao meio, optando por iniciar transmissões em situações nas quais não o fariam, caso estivessem operando no modo padrão. Obviamente, o aumento na

agressividade precisa ser controlado adequadamente para que a rede não passe a sofrer com o aumento de colisões, anulando os ganhos obtidos, ou mesmo tendo seu desempenho piorado.

Neste contexto, uma certa característica dos transceptores da rede, denominada limiar de detecção de portadora, desempenha papel de destaque. Essa medida, normalmente designada por CS_{th} , representa o nível de potência mínimo a partir do qual o transceptor considera que o canal encontra-se ocupado por uma transmissão. A importância deste limiar é consequência da necessidade, imposta pelo método CSMA, de que, antes de iniciar uma transmissão, cada transmissor verifique se o canal já está sendo utilizado por outro terminal. Essa verificação pode ser encarada como uma comparação entre o nível de potência detectado pelo transmissor no canal e seu limiar de detecção de portadora. O ajuste nesse limiar, fazendo com que assumam valor superior ao nível de potência verificado no canal, pode fazer com que o transmissor decida iniciar uma transmissão em paralelo com outra, já em curso, viabilizando o reuso espacial.

Assim, diversos trabalhos recentes têm como principal foco o ajuste do limiar de detecção de portadora. Entretanto, ainda que diversas abordagens tenham sido propostas, não existe uma solução generalizada, capaz de funcionar de forma eficiente em todos os cenários possíveis. A questão permanece, desta forma, como uma importante área de investigação científica.

Outro fator relevante para uma reutilização eficiente do canal sem fio é a potência de transmissão P_t utilizada por cada terminal. Para que uma transmissão seja bem sucedida, é necessário que a SINR (*Signal to Interference plus Noise Ratio*) no receptor de interesse seja superior a um determinado limiar β . A SINR é basicamente o resultado da divisão da potência recebida do sinal de interesse pelo somatório das potências recebidas de todas as fontes de interferência co-canal, inclusive o ruído ambiente.

O limiar β depende de diversos fatores, como as características do *hardware* utilizado e a taxa física de transmissão utilizada. De forma geral, quanto mais elevada a taxa de transmissão, maior será o valor de SINR mínima necessária para a recepção correta.

Assim, tanto a potência empregada pelo transmissor quanto a potência usada pelos terminais interferentes podem afetar a recepção do quadro, demonstrando a importância do ajuste da potência de transmissão.

Inicialmente, o controle de potência foi bastante pesquisado como uma forma de reduzir o consumo de energia dos terminais de uma rede sem fio. Quando as redes *ad hoc* passaram a ser empregadas, a ausência de infraestrutura física de suporte à rede tornou-se um problema para a alimentação dos dispositivos. Como os terminais passaram a cumprir a função de roteadores neste tipo de rede, o consumo de energia

tende a ser substancialmente maior, e o esgotamento da carga das baterias termina por comprometer a topologia da rede, prejudicando toda a coletividade.

Mais recentemente, com a melhoria nas tecnologias empregadas, a capacidade de carga das baterias utilizadas tem aumentado. Além disso, vem ocorrendo uma progressiva melhora no consumo de energia dos dispositivos de computação, dotando os terminais de autonomies cada vez maiores. Com isso, alguns trabalhos recentes sobre controle de potência passaram a focar justamente no seu uso para aumentar a capacidade agregada da rede, dispensando menos atenção ao seu uso para redução do consumo de energia.

Embora o limiar CS_{th} e a potência P_t sejam os principais parâmetros capazes de regular o grau de reuso espacial, há diferenças significativas a serem levadas em conta no desenvolvimento de mecanismos de ajuste para cada um deles. Diferentemente de CS_{th} , existe um valor ótimo de P_t , ao menos do ponto de vista da eficiência energética da rede. Dado um determinado enlace, esse valor corresponde à potência mínima necessária para a decodificação correta do quadro, considerando apenas a presença de um determinado nível de ruído. De fato, mesmo considerando o uso do controle de potência para aumento do reuso espacial, o senso comum é que a utilização dos menores níveis de potência possíveis conduziria a um menor valor de interferência média nos receptores, favorecendo a manutenção das *SINRs* necessárias em cada receptor.

No entanto, pesquisas recentes indicam que seria possível obter maior reuso espacial justamente com o uso de potências superiores às mínimas necessárias. O trabalho desenvolvido por GURSES e BOUTABA [6] sugere a aplicação de um fator $\lambda \geq 1$, que seria multiplicado pela potência mínima necessária para determinar a potência a ser empregada. Este fator seria uma função da distância entre transmissor (TX) e receptor (RX) de cada enlace. Otimizando parâmetros usados para o cálculo de λ , o estudo aponta a possibilidade de ganhos da ordem de 15% sobre um mecanismo existente. No entanto, a proposta foi avaliada apenas de forma analítica, sem o emprego de simulações.

Neste trabalho, propõe-se uma técnica diferente para ajuste das potências de transmissão e, em seguida, do limiar CS_{th} . Embora sejam utilizados níveis de potências superiores aos mínimos necessários, como sugerem GURSES e BOUTABA [6], o método desenvolvido propõe ajustes de P_t de forma a aumentar o número de enlaces independentes. Basicamente, consideram-se enlaces independentes aqueles cujas transmissões podem ser realizadas de forma simultânea, já que as interferências mutuamente geradas podem ser toleradas pelos respectivos receptores, sem prejudicar a decodificação dos quadros. Com isso, foi possível demonstrar que a potência a ser utilizada em cada terminal não deve ser simplesmente ajustada em função da distância entre TX e RX, mas levando-se em conta outros fatores, como a *SINR*

necessária em cada terminal e a possibilidade da ocorrência de colisões.

Foi estabelecida uma expressão analítica para estimar a quantidade de enlaces *naturalmente* independentes em uma rede CSMA, ou seja, aqueles que podem realizar transmissões simultâneas com o uso de P_t e CS_{th} fixos e homogêneos. Essa expressão foi utilizada para demonstrar analiticamente que o controle de potência é eficiente para aumentar o número de enlaces independentes na rede. Demonstra-se ainda que o ajuste de CS_{th} é necessário para que esse aumento de enlaces independentes possa ser efetivamente transformado em reuso espacial.

1.2 Objetivos

A pesquisa realizada teve como foco o aumento do reuso espacial em redes CSMA. Para isso, foi preciso lidar com os dois principais parâmetros que impactam o reuso: nível de potência de transmissão P_t e limiar de detecção de portadora CS_{th} .

Desta forma, os seguintes objetivos foram estabelecidos:

1. Relacionar os principais trabalhos na área e identificar suas eventuais fragilidades ou deficiências;
2. Formular o problema de maximização do reuso espacial, por meio do conceito de enlaces independentes;
3. Demonstrar que o ajuste simultâneo de P_t e CS_{th} é capaz de produzir o aumento do reuso espacial;
4. Propor um novo mecanismo capaz de realizar o ajuste de tais parâmetros visando ao reuso espacial;
5. Implementar o novo mecanismo em um simulador de rede e compará-lo com os principais mecanismos existentes.

1.3 Organização do Texto

Este trabalho encontra-se dividido em oito capítulos. Os dois primeiros fazem a apresentação do tema de pesquisa e fornecem o embasamento teórico para a compreensão do problema enfocado, bem como das particularidades do mecanismo CSMA que possuem influência sobre alguns aspectos do trabalho proposto. O terceiro realiza uma compilação dos principais trabalhos disponíveis na literatura sobre o tema. Os capítulos 4 e 5 apresentam o desenvolvimento teórico da pesquisa realizada, abordando o conceito de enlaces independentes e sua maximização. Por fim, os demais

capítulos dedicam-se a propor um mecanismo para aumento do reuso espacial, apresentar a avaliação deste método, e expor as conclusões do trabalho. A organização detalhada do restante do texto é exposta a seguir:

- Capítulo 2 – apresenta o tema da pesquisa, definindo o problema a ser estudado;
- Capítulo 3 – aborda as principais propostas existentes sobre o tema;
- Capítulo 4 – descreve a teoria dos enlaces independentes, na qual se baseia a principal técnica proposta no trabalho;
- Capítulo 5 – aborda o problema de maximização dos enlaces independentes, e sua relação com o problema de determinação do reuso espacial ótimo;
- Capítulo 6 – apresenta o mecanismo proposto para ajuste de potência de transmissão e limiar de detecção de portadora, visando ao reuso espacial;
- Capítulo 7 – define o ambiente de avaliação utilizado para validação do mecanismo proposto e os resultados obtidos;
- Capítulo 8 – sintetiza as principais conclusões da pesquisa realizada e as possibilidades de evolução do trabalho.

Capítulo 2

Reuso Espacial em Redes CSMA/CA

Nesse capítulo, inicialmente, é apresentada uma breve descrição do mecanismo CSMA, que constitui o ponto de partida para a presente pesquisa. Em seguida, apresenta-se uma análise das questões mais relevantes relativas ao tema que impactam o grau de reuso espacial de uma rede. São também descritos os principais modelos adotados neste trabalho, tais como os modelos de propagação no canal sem fio e de recepção na presença de interferência co-canal.

2.1 Mecanismo CSMA

O método CSMA consiste em uma das alternativas mais simples para possibilitar o acesso compartilhado a um canal de comunicação comum a todos os terminais componentes de uma rede. Este canal pode consistir em um barramento elétrico compartilhado, como é o caso das redes *Ethernet* [5], ou um canal de radiofrequência, no caso de redes AX.25 ou um dos padrões da família IEEE 802.11.

O controle de acesso ao meio CSMA tem por objetivo prover um compartilhamento probabilístico do meio de transmissão, no qual não é garantida *a priori* a fração de tempo pela qual cada terminal poderá fazer uso do canal. Uma de suas principais vantagens frente a outros métodos de acesso ao meio (como por exemplo TDMA, FDMA ou CDMA) é a grande simplicidade de implementação, já que dispensa estruturas de controle centralizadas, responsáveis por disciplinar o acesso ao meio. Outra vantagem refere-se a uma melhor utilização do canal, evitando que este permaneça ocioso, especialmente nos casos em que a carga de tráfego é baixa.

A base do mecanismo é a contenção, ou seja, a disputa pelo canal a cada nova necessidade de transmissão. Obviamente, o mecanismo tem por objetivo permitir uma distribuição estatisticamente justa, na qual cada terminal compete com proba-

bilidades semelhantes de sucesso em utilizar o meio de transmissão.

A probabilidade da ocorrência de colisões nos receptores, inerente a um esquema como o descrito, levou ao surgimento de variações do CSMA, em especial dos métodos CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*) e CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) [7].

Na variante CSMA/CD, utilizada no padrão *Ethernet*, os terminais monitoram o canal compartilhado até que nenhuma portadora seja detectada. Neste momento, o terminal interessado em transmitir ocupa o canal, e o monitora durante a sua própria transmissão. Caso seja detectada uma transmissão simultânea, ambos os envolvidos abortam suas transmissões, aguardando um tempo aleatório antes de retomá-las. Com isso, é possível minimizar o efeito das colisões, fazendo com que o canal passe menos tempo ocupado com transmissões inúteis (já que a colisão terminaria por inviabilizar a recepção dos quadros em ambos os receptores envolvidos). Já o *backoff* aleatório serve para minimizar a probabilidade de ocorrência de uma nova colisão entre os mesmos transceptores.

Quando o meio de transmissão é um canal de radiofrequência, no qual não é possível detectar diretamente uma colisão em curso, geralmente adota-se outra modificação do CSMA, que consiste no CSMA/CA. Nesse método, a partir do momento em que o meio passa a estar ocioso, os terminais interessados em transmitir poderão adiar o início do envio do quadro por um tempo aleatório, tentando evitar uma transmissão simultânea e a consequente colisão.

O padrão IEEE 802.11, que constitui o principal padrão de rede baseado em CSMA atualmente, utiliza a variante CSMA/CA para disciplinar o acesso ao meio. Quando uma estação precisa transmitir um quadro, passa a monitorar o nível de potência detectado no canal e realiza a comparação entre este nível e o limiar de detecção de portadora. Se o primeiro valor for inferior ao segundo, e a situação assim permanecer por um intervalo de tempo denominado DIFS (*Distributed InterFrame Space*), a estação aciona seu transmissor e passa a transmitir o quadro.

Alternativamente, se o nível de potência verificado no canal ultrapassar o limiar de detecção de portadora, o terminal assume que uma outra comunicação está em curso, adiando sua transmissão. Nesse caso, utiliza-se um algoritmo conhecido como *Binary Exponential Backoff* (BEB). O intervalo de tempo pelo qual a transmissão será adiada é definido aleatoriamente, por meio de uma distribuição de probabilidade uniforme entre os valores $[0, CW - 1]$. A cada intervalo de tempo σ (*time slot* físico) em que nenhuma portadora seja detectada no canal, o temporizador de *backoff* é decrementado de uma unidade, ocorrendo a transmissão quando o temporizador atinge o valor zero.

Caso ocorra a detecção de portadora, o temporizador de *backoff* é suspenso, sendo reativado após nenhuma transmissão ser detectada por um tempo DIFS. O valor CW

(*Contention Window*) é inicialmente CW_{min} , sendo duplicado até seu valor máximo CW_{max} , a cada vez que a referida transmissão não tenha sido bem-sucedida.

Na prática, a colisão é presumida sempre que o quadro de reconhecimento ACK não seja recebido dentro de um intervalo de tempo SIFS (*Short InterFrame Space*) após a transmissão do quadro DATA.

Além disso, aliado ao procedimento de detecção *física* de portadora até aqui descrito, o padrão também pode utilizar um processo de detecção *virtual* de portadora. Este método baseia-se no uso de quadros de controle, trocados por transmissor e receptor antes de cada transmissão. Tais quadros visam a informar às demais estações da rede sobre a duração total da transmissão corrente, protegendo-a contra eventuais tentativas de acesso ao meio, que resultariam em uma possível colisão no receptor.

Antes da transmissão de um quadro DATA, que contém a informação a ser enviada propriamente dita, o transmissor envia um quadro RTS (*Request To Send*), que é respondido pelo receptor por meio de um quadro CTS (*Clear To Send*). Só então o DATA é enviado, e o receptor reconhece o sucesso da recepção com um quadro ACK.

O mecanismo descrito foi concebido com o intuito de lidar com o conhecido *problema do terminal escondido*, que ocorre quando um receptor encontra-se ao alcance de dois transmissores diferentes, que estão fora do alcance um do outro. Neste caso, se uma transmissão estiver em curso do transmissor *A* para o receptor, o transmissor *B* será incapaz de perceber a portadora de *A*.

É possível perceber com clareza que, neste caso, a detecção física de portadora de nada valerá, possibilitando que *B* inicie sua transmissão e provoque uma colisão no receptor. A troca RTS-CTS contorna o problema, já que o transmissor *B* terá percebido o quadro CTS enviado pelo receptor, passando a considerar o meio virtualmente ocupado pela portadora de *A*, pelo tempo indicado no próprio quadro CTS. Mesmo se *B* não conseguir decodificar com sucesso o quadro CTS enviado pelo receptor, o mecanismo prevê o adiamento de sua transmissão por um intervalo de tempo EIFS (*Extended InterFrame Space*). Vale lembrar que o método descrito não elimina completamente a probabilidade de colisões ocorrerem, visando apenas a reduzir esta possibilidade.

A utilização deste método é opcional no 802.11, podendo-se habilitar ou desabilitar a funcionalidade no dispositivo de rede, ou mesmo definir um tamanho mínimo de quadro DATA a partir do qual será necessário utilizar a troca RTS-CTS. Especialmente no caso de redes infra-estruturadas, onde todos os terminais devem estar ao alcance do ponto de acesso, considera-se que o tráfego extra decorrente do uso de quadros RTS-CTS é mais danoso ao desempenho da rede do que a probabilidade de colisões devido ao problema do terminal escondido. Nesses casos, opta-se por desabilitar a detecção virtual de portadora, utilizando-se apenas a detecção física.

Entretanto, embora seja comum a utilização do 802.11 sem os referidos quadros de controle, muitos algoritmos propostos na literatura utilizam-se destes quadros como uma forma de estabelecer uma malha fechada de controle entre transmissor e receptor, visando à troca de informações importantes antes da transmissão do quadro DATA. Um exemplo são os algoritmos de controle de potência de transmissão, descritos por PIRES [8], que usam os quadros RTS e CTS para estimar a mínima potência de transmissão necessária para o envio do quadro DATA, por vezes resultando em significativa economia de energia e aumento do reuso espacial.

2.2 Reuso Espacial

Quando determinada rede sem fio *ad hoc* se expande espacialmente além do limite no qual todos os terminais estão ao alcance uns dos outros, várias questões precisam ser consideradas. Além desse limite espacial, nem todas as comunicações entre terminais podem ser feitas diretamente, passando a ser necessário o uso de algoritmos de roteamento adequados. Da mesma forma, a partir desse limite passa a ser possível a ocorrência de transmissões simultâneas, possibilitando o reuso espacial do canal.

Na verdade, se considerarmos que os terminais podem variar sua potência de transmissão, utilizando-se de algum algoritmo, o reuso espacial será possível mesmo em redes *ad hoc* de extensão espacial reduzida, uma vez que alcance e potência de transmissão P_t estão inerentemente relacionados.

Conforme descrito na seção 2.1, o canal é considerado ocupado por uma transmissão em curso sempre que o nível de potência observado pelo terminal em questão for superior ao limiar de detecção de portadora. Este limiar é normalmente representado por CS_{th} , em decorrência do termo em inglês *Carrier Sensing Threshold*.

Desta forma, verifica-se que P_t e CS_{th} representam as duas principais variáveis a serem controladas visando a definir o grau de reuso espacial de uma rede sem fio *ad hoc* CSMA/CA. O ajuste desses parâmetros é fundamental para definir o equilíbrio da rede entre operar com pouco reuso espacial, e perder desempenho em função do tempo desperdiçado nos transmissores em função de *backoffs* desnecessários, ou com um reuso excessivo, perdendo desempenho em função do aumento desordenado do número de colisões.

Para avaliar a influência de P_t e CS_{th} no grau de reuso espacial é necessária a utilização de modelos capazes de equacionar os fenômenos envolvidos, como a recepção de um sinal, a propagação no canal sem fio e a interferência.

2.2.1 Modelo de Recepção

Com relação à recepção e à interferência co-canal, o modelo mais usado na literatura recente é o baseado em SINR (*Signal to Interference plus Noise Ratio*). Neste modelo, para que um quadro possa ser corretamente decodificado, basta que a relação entre a potência do sinal de interesse e o somatório entre o ruído e todas as demais fontes de interferência seja superior a um determinado limiar β . Matematicamente, a SINR pode ser expressa pela equação (2.1).

$$SINR = \frac{P_r}{I + N} \quad (2.1)$$

Usualmente, a SINR é expressa em dB ($SINR_{dB} = 10\log_{10} SINR$). Na equação exposta, N corresponde ao ruído, que geralmente é modelado na forma de um ruído branco, com potência constante em todo espectro de frequências. I refere-se à soma entre todas as potências interferentes no canal utilizado, e P_r é a potência do sinal de interesse. Todas essas variáveis devem ser medidas no receptor considerado.

Há trabalhos na literatura que utilizam um modelo mais simples, relacionando a recepção correta de um quadro ao recebimento de uma potência de sinal superior a um determinado limiar fixo, normalmente designado por RX_{th} . Desta forma, se por exemplo $RX_{th} = -85dBm$, bastaria que o sinal de interesse atingisse o receptor a uma potência P_r superior a esse valor para que a recepção seja bem sucedida. A fragilidade evidente na adoção deste modelo reside na completa desconsideração da interferência co-canal, que é um fator fundamental a ser considerado na questão do reuso espacial.

No processamento de sinais, normalmente é utilizado um modelo mais elaborado, que relaciona cada SINR a uma determinada probabilidade de erro de bit (BER), que pode ser mapeada na probabilidade de perda de um quadro. A relação entre SINR e BER depende de fatores como a modulação e a codificação empregadas.

Nesta pesquisa, cujo foco é o reuso espacial, optou-se por adotar o modelo intermediário, que condiciona a recepção correta de um quadro ao atingimento de uma SINR mínima no receptor, na forma $SINR \geq \beta$. Esta é também a escolha da quase totalidade dos trabalhos recentes na área, já que é conveniente isolar os parâmetros de codificação, modulação, correção de erros, dentre outros, do estudo dos mecanismos de reuso espacial. Além disso, esse modelo intermediário pode harmonizar-se com o modelo mais completo ao fixar uma probabilidade de erro de bit arbitrariamente pequena, atribuindo-se o valor da SINR necessária a β .

É ainda possível realizar a compatibilização entre o modelo intermediário, baseado na SINR mínima necessária, com o modelo mais simples, baseado no limiar $P_r \geq RX_{th}$. Basta, para isso, utilizar $RX_{th} = \beta N$, ou seja, a potência necessária para que, na ausência de fontes de interferência co-canal, atinja-se a SINR necessária

para a correta decodificação do quadro. Assim, se o ruído no canal tem potência, por exemplo, de $-100dBm$ e $\beta = 12dB$, o RX_{th} equivalente seria de $-88dBm$.

A utilidade do uso do RX_{th} na forma exposta é a determinação de um limiar mínimo de potência a partir do qual a recepção é possível, embora não seja garantida, em função das possíveis fontes de interferência co-canal. A partir daí pode-se calcular, por exemplo, o alcance máximo de um enlace. Assim, embora o modelo adotado para recepção seja, como já exposto, o da SINR mínima, neste trabalho também se utiliza do conceito de RX_{th} .

2.2.2 Modelo de Propagação

No que se refere ao modelo de propagação, essencial para determinar a potência que incide em determinado receptor, a literatura igualmente apresenta algumas opções. O modelo de propagação empírico denominado *log-distance* é exposto na equação (2.2), que expressa um decaimento gradual da potência no canal em relação à distância. k é uma constante, d representa a distância entre os dois terminais comunicantes, e α é o expoente da distância na atenuação por propagação, comumente designado pelo termo em inglês *path loss exponent*. O valor de α depende das condições de propagação, podendo variar entre 2 e 6.

$$P_r = \frac{kP_t}{d^\alpha} \quad (2.2)$$

Na verdade, este modelo pode ser facilmente compatibilizado com o modelo de propagação em espaço livre, cuja potência recebida é calculada levando-se em conta os ganhos G_t e G_r das antenas transmissora e receptora, o comprimento de onda λ e uma perda fixa no canal L , na forma da equação (2.3). Para isso, basta fazer $k = \frac{G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 L}$ e $\alpha = 2$.

$$P_r = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} \quad (2.3)$$

Existe ainda um modelo de propagação um pouco mais complexo, denominado *two-ray ground*. Este modelo basicamente divide a área de recepção do sinal em duas partes, nas quais a potência recebida é calculada de maneiras distintas. Até uma determinada distância do transmissor, normalmente denominada *cross-over distance* d_c , assume-se que a propagação é em espaço livre, com a potência recebida sendo calculada na forma da equação (2.3).

Caso o receptor encontre-se além da *cross-over distance*, a potência recebida passa a ser calculada com um *path loss exponent* de 4, já que o modelo passa a considerar a influência de uma onda refletida no solo. São consideradas ainda as alturas h_t e h_r das antenas transmissora e receptora, calculando-se a potência recebida por

meio da expressão (2.4).

$$P_r = \frac{P_t G_t G_r h_t^2 h_r^2}{d^4 L} \quad (2.4)$$

A fim de que não exista uma descontinuidade, quando $d = d_c$, as fórmulas expressas em (2.3) e (2.4) precisam resultar no mesmo valor. Assim, a *cross-over distance* d_c é calculada por meio da equação (2.5).

$$d_c = \frac{4\pi h_t h_r}{\lambda} \quad (2.5)$$

Neste trabalho, optou-se pelo uso do modelo de propagação *log-distance*, em função da sua boa relação entre simplicidade e flexibilidade. A liberdade para variação do *path loss exponent* α permite descrever situações de propagação que não podem ser descritas pelos dois modelos alternativos. Assim, o modelo *log-distance* foi o escolhido para o embasamento teórico e para o desenvolvimento do mecanismo de reuso espacial. Contudo, deve-se frisar que na avaliação do desempenho do mecanismo desenvolvido, foi utilizado também o modelo *two-ray ground*, e ainda uma combinação entre este e um modelo de desvanecimento no canal, visando a conferir maior robustez aos resultados alcançados.

2.2.3 Zona de Reuso Espacial

Muitos trabalhos sobre reuso espacial lidam com o conceito de zonas definidas ao redor de um receptor ou de um transmissor, que é bastante útil para a visualização do problema de reuso espacial. Aqui, optou-se por expor as zonas definidas ao redor de um receptor, destacando-se que o modelo de zonas ao redor de um transmissor é descrito de forma análoga.

Considerando-se um certo terminal A , para uma determinada potência de transmissão fixa de um transmissor T e a propagação ocorrendo em espaço livre, pode-se definir três zonas distintas. Dois círculos com centros coincidindo no terminal A separam as zonas, podendo o transmissor T situar-se em qualquer das três. A primeira zona, região mais próxima de A , pode ser definida como Zona de Recepção (ZR). Se o transmissor T situar-se no interior dela, sua transmissão, em condições normais, poderá ser corretamente decodificada por A , desde que outros transmissores não causem uma colisão, ao transmitirem simultaneamente a T .

Designando por P_t a potência de transmissão utilizada por T , a potência recebida em A pode ser expressa pela equação (2.2). Desta forma, se definirmos por RX_{th} o mínimo nível de potência necessário para a recepção correta de um quadro, o raio da Zona de Recepção pode ser expresso pela equação (2.6).

$$d_{RX} = \left(\frac{kP_t}{RX_{th}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} \quad (2.6)$$

A segunda zona a ser definida ao redor do terminal A é a área que se situa entre os dois círculos concêntricos. Se o transmissor T estiver situado nessa zona, a potência recebida em A será insuficiente para viabilizar a correta decodificação do quadro, sendo inferior ao limiar RX_{th} . No entanto, o terminal A será capaz de perceber que existe uma transmissão em curso, uma vez que o nível de potência recebido é superior ao limiar CS_{th} . Por analogia, o raio do segundo círculo, que define a Zona de Detecção de Portadora (ZDP), pode ser expresso pela equação (2.7).

$$d_{CS} = \left(\frac{kP_t}{CS_{th}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} \quad (2.7)$$

A terceira zona consiste em toda a área externa ao maior círculo. Nesta zona, que podemos definir como Zona de Reuso Espacial (ZRE), o transmissor T não mais será percebido por A . A partir daí, o terminal A poderá iniciar uma transmissão para um terceiro terminal B , simultânea à de T . Desta forma, observa-se com facilidade que o grau de reuso poderá ser aumentado ou reduzido com o ajuste do limiar CS_{th} . Na Figura 2.1, são ilustradas as três zonas definidas ao redor de um receptor.

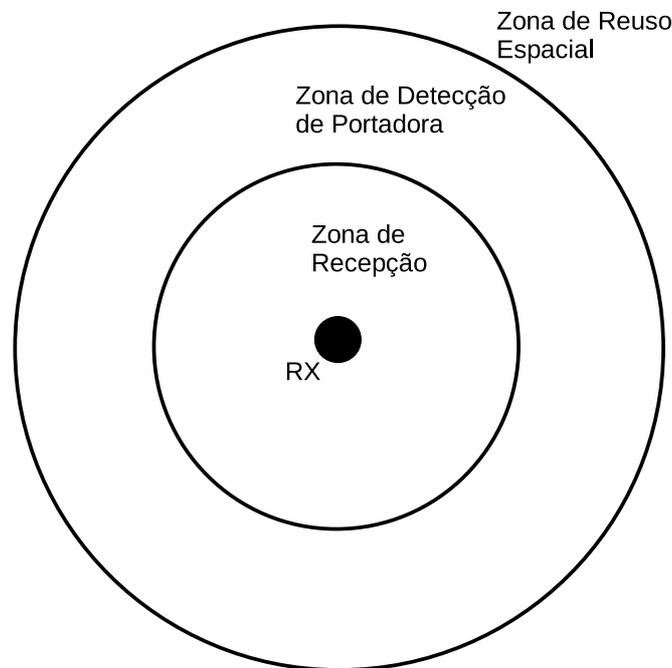


Figura 2.1: Zonas definidas ao redor de um receptor.

Deve-se frisar que, para que uma transmissão de A para B seja bem sucedida, o receptor B deverá estar numa condição tal que a interferência provocada por T sobre

ele seja capturada pelo quadro enviado por A . Tais conceitos foram introduzidos e aprofundados por LAU e LEUNG [9] e WARE *et al.* [10]. Considerando antenas omni-direcionais, e propagação em espaço livre, essa condição será atendida se B estiver suficientemente próximo de A e suficientemente afastado de T .

Ainda nessa linha, deve-se perceber que o reuso espacial resultante do cenário acima delineado só resultará em aumento da eficiência da rede se a transmissão de T for endereçada a um quarto terminal C . Por sua vez, C deverá atender, com relação a A , a uma condição análoga à que B atende com relação a T , anteriormente descrita. Ou seja, C deverá estar suficientemente afastado de A para que a interferência por ele produzida possa ser tolerada durante a recepção do quadro de interesse, enviado por T .

Atendidas as condições descritas, poderá ocorrer tráfego simultâneo de quadros nos enlaces (A, B) e (T, C) , viabilizando o reuso espacial e aumentando a vazão agregada da rede.

As considerações expostas mostram a complexidade da questão de ajuste do limiar de detecção de portadora. A simples redução da ZDP, aumentando a ZRE, não resulta necessariamente em aumento de desempenho da rede. Além do atendimento das condições acima descritas, é necessário observar que a redução da ZDP torna o terminal menos sensível às transmissões dos vizinhos, aumentando o risco de colisões em outros terminais. Por fim, deve-se ainda considerar a questão da interferência provocada em um receptor por diversos transmissores simultâneos. Mesmo que cada um desses transmissores sozinho pudesse ter seu sinal capturado pelo quadro de interesse no receptor, é possível que o somatório das potências recebidas dessas transmissões simultâneas venha a causar uma colisão.

2.2.4 Limites para variação de CS_{th} e P_t

A fim de definir limites para a variação do limiar de detecção de portadora CS_{th} , é conveniente estabelecer os conceitos de detecção física de portadora e detecção lógica de portadora. Muito embora vários trabalhos recentes sobre ajuste de CS_{th} utilizem o termo PCS (*Physical Carrier Sensing*) como sinônimo de CS, parece ser necessário, especialmente quando o CS_{th} varia, diferenciar tais conceitos.

Cada receptor possui uma característica própria, que consiste no nível mínimo de potência necessária para excitar os circuitos de detecção de portadora. Neste trabalho, esse nível será designado como o limiar de detecção física de portadora, definido pela sigla PCS_{th} . Ele representa o mínimo valor que poderá ser ajustado para o CS_{th} , que agora representa um limiar de detecção lógica de portadora. Com efeito, de nada adiantaria ajustar CS_{th} para um valor inferior a PCS_{th} , uma vez que todo e qualquer nível de potência percebido pelos circuitos de detecção do receptor

sempre será superior a PCS_{th} .

Deve ser ainda definido um limite superior para a variação de CS_{th} . Este limite será representado pelo limiar de recepção RX_{th} , que representa o nível de potência mínimo para que um terminal possa decodificar corretamente a informação contida no quadro recebido na presença apenas de ruído.

Num primeiro momento, parece ser possível ajustar CS_{th} para um valor superior a RX_{th} , já que detecção de portadora e recepção podem ser encarados como eventos distintos. No entanto, seria necessário verificar se o *hardware* do receptor permitiria tal ajuste. O uso de um CS_{th} superior a RX_{th} poderia inviabilizar a recepção, caso o *hardware* se utilize do evento de detecção de portadora para ativar os estágios iniciais da cadeia de recepção. Por fim, se fosse possível ajustar o valor de CS_{th} acima do limiar RX_{th} , os conceitos anteriormente definidos acerca das Zonas de Recepção e de Detecção de Portadora teriam de ser revistos.

Desta forma, o limiar de detecção lógica de portadora CS_{th} , que é o limiar de decisão sobre a presença ou ausência de uma portadora no canal, deverá ser um valor definido entre PCS_{th} e RX_{th} . Esses valores fornecem também um raio máximo e mínimo para o círculo que define externamente a Zona de Detecção de Portadora.

Toda a discussão acima, no que se refere ao ajuste de CS_{th} , poderia ser realizada de maneira análoga no que se refere à potência de transmissão P_t . Nesse caso, bastaria definir, ao invés de zonas ao redor do receptor A , zonas ao redor do transmissor T . Com isso, é possível observar como as zonas em questão dependem do nível de potência P_t utilizado por T .

Conclui-se, portanto que o controle de potência compõe, juntamente com o ajuste de CS_{th} , a dupla de fatores fundamental para a definição do grau de reuso espacial.

Da mesma forma que ocorre com CS_{th} , o ajuste de P_t também sofre restrições. Todo transceptor possui um nível máximo de potência de transmissão P_{max} . E não é desejável realizar transmissões com potências inferiores ao mínimo necessário para decodificação correta do quadro. A potência P_{min} é calculada com base na recepção em presença apenas de ruído, o que resulta na equação (2.8).

$$P_{min} = \frac{RX_{th}d^\alpha}{k} \quad (2.8)$$

Assim, o controle de potência deverá atuar entre tais limites, normalmente empregando níveis discretos. Esta última restrição ocorre em função da modernização dos transceptores, cujos circuitos de transmissão tendem a ser configurados de forma digital, o que os obriga trabalhar com níveis de potência selecionados de um conjunto de valores discretos.

A Tabela 2.1 sintetiza os limites de variação de CS_{th} e P_t .

Parâmetro	Limite inferior	Limite superior
CS_{th}	CS_{th} físico (PCS)	RX_{th}
P_t	$\frac{RX_{th}d^\alpha}{k}$	P_{max}

Tabela 2.1: Limites de variação de P_t e CS_{th} .

2.3 Conclusões

Neste capítulo, foi exposto o funcionamento básico do mecanismo CSMA, que presuppõe a disputa como critério para acesso ao meio de transmissão. Operando em um canal compartilhado, o desempenho tende a ser reduzido com o adensamento da rede, sendo fundamental o uso de técnicas de reuso espacial para melhorar o desempenho da rede.

Constata-se que a contenção no acesso ao meio leva a dois fatores de redução de desempenho: a ocorrência de colisões e a realização de *backoffs* desnecessários, tornando o meio ocioso. É precisamente no equilíbrio entre esses dois fatores, cujas probabilidades de ocorrência tendem a ser inversamente proporcionais, que um mecanismo de reuso espacial deve se basear para obter um aumento no desempenho da rede.

Foi ainda demonstrado que a potência de transmissão P_t e o limiar de detecção de portadora CS_{th} são os principais parâmetros capazes de influenciar no grau de reuso espacial utilizado.

Conforme exposto, para que a relação entre o ajuste de tais parâmetros e o reuso espacial possa ser estudada, faz-se necessário utilizar modelos capazes de equacionar as variáveis envolvidas. Foram assim discutidos os modelos de recepção e de propagação a serem usados no decorrer deste trabalho.

Ainda no que diz respeito ao estudo do problema de maximização do reuso espacial, foi abordado um modelo simples, baseado em zonas definidas ao redor de um terminal, utilizado por vários trabalhos na área. Adicionalmente, abordou-se a questão dos limites de variação dos parâmetros P_t e CS_{th} , fato que é muitas vezes tratado de maneira implícita em diversas pesquisas.

Assim, o presente capítulo constitui a base necessária para a compreensão dos trabalhos já existentes sobre o tema na literatura, discutidos no próximo capítulo, e também da teoria desenvolvida no decorrer desta pesquisa.

Capítulo 3

Revisão da literatura

No decorrer da última década, diversas pesquisas têm se dedicado ao tema do reuso espacial em redes CSMA/CA. O interesse científico se deve em grande parte à popularização das redes baseadas nos padrões IEEE 802.11, que são as principais tecnologias atuais a empregar este tipo de método de acesso ao meio.

Conforme exposto no trabalho elaborado por ALAWIEH *et al.* [11], pode-se classificar os diversos trabalhos existentes com foco no aumento do desempenho de redes baseadas em CSMA/CA em duas categorias. A primeira delas, que pode ser denominada como abordagem temporal, tem como foco melhorar a utilização do canal sem fio desenvolvendo mecanismos melhores de *backoff*. O objetivo consiste em tornar os terminais mais agressivos na utilização do meio na dimensão temporal, visando a reduzir o tempo desperdiçado em *backoffs* desnecessariamente prolongados.

Uma linha complementar a esta é a abordagem espacial, que é o foco desta pesquisa. Dentro desta última categoria, destacam-se algumas técnicas distintas, como o controle de potência e o ajuste do limiar de detecção de portadora. Alguns trabalhos propõem ainda ajustes simultâneos de P_t e CS_{th} , como também é o caso do mecanismo proposto neste estudo.

Desta forma, este capítulo dedica-se a apresentar os principais trabalhos publicados sobre o assunto, destacando os pontos principais de cada pesquisa realizada e dos mecanismos propostos, além de suas fragilidades.

3.1 Controle de Potência

Vários tipos de mecanismos vêm sendo propostos, por diferentes autores, para implementar funcionalidades relativas ao controle de potência em redes CSMA/CA. A maioria dos trabalhos foca na principal tecnologia que utiliza este tipo de acesso ao meio na atualidade, o padrão IEEE 802.11.

Inicialmente, um grande foco dessas pesquisas era a economia de energia, um fator crítico no caso de terminais móveis, alimentados por fontes de energia embar-

cadadas nos próprios dispositivos. Com os avanços tecnológicos mais recentes, que possibilitaram um aumento significativo na capacidade de carga das baterias, os pesquisadores passaram a direcionar um foco maior para o aumento de capacidade da rede, uma outra consequência do controle de potência

As promissoras vantagens do controle de potência já foram demonstradas por MONKS *et al.* [12], onde os autores abordam o potencial de economia de energia e de aumento de capacidade de um esquema denominado GPC, quando comparado ao padrão 802.11 puro. O GPC (*Generalized Power Control*) é um protocolo teórico ideal, que conta com o conhecimento global da rede, e segundo o qual, um terminal só pode iniciar uma transmissão se existir ao menos um nível de potência que satisfaça às duas restrições abaixo:

- Atingir o receptor pretendido em um nível de potência suficiente para garantir a correta recepção;
- Não causar a perda de uma comunicação já iniciada por extrapolar a margem de tolerância à interferência no respectivo receptor.

Os resultados desse trabalho demonstram de forma enfática que o uso de controle de potência, desde que realizado através de um mecanismo cuidadoso, sempre trará benefícios, tanto em economia de energia quanto na capacidade das redes *ad hoc*. Embora seja inerentemente teórico, trata-se de um dos primeiros trabalhos a observar que o controle de potência poderia viabilizar o aumento do desempenho da rede, em função do reuso espacial.

No trabalho de RAMOS *et al.* [13], a proposta consiste em utilizar medições relativas às condições do canal de comunicação para adaptar parâmetros de transmissão de terminais. Os autores optaram por variar três parâmetros, sendo eles: o limiar de fragmentação, o limite de tentativas de transmissão e o nível de potência de transmissão. Mesmo utilizando um mecanismo simples, aumentando ou reduzindo o nível de potência de transmissão de acordo com o valor da taxa de erro de bit (*BER*) do canal, os resultados do trabalho comprovam a eficácia do ajuste da potência de transmissão na melhora da vazão agregada da rede.

Resultados como este incentivaram os pesquisadores da área a desenvolverem as mais variadas propostas de mecanismos capazes de atingir os ganhos previstos. As subseções seguintes apresentam uma classificação das abordagens mais comumente utilizadas, separando as propostas que abordam o controle de potência em conjunto com outras funcionalidades, tais como roteamento e escalonamento. São descritas ainda os trabalhos que abordam o problema através do uso de canais dedicados, específicos para o tráfego de dados necessários ao controle de potência, e aqueles que o fazem através da inclusão de campos adicionais nos quadros do protocolo IEEE 802.11.

Como algumas propostas podem ser classificadas em mais de uma classe, optou-se por levar em conta a principal característica da proposta, classificando-a como tal, embora deixando explícita a condição de duplo enquadramento.

3.1.1 Controle de Potência em conjunto com Roteamento e Escalonamento

Alguns trabalhos propõem a implementação do controle de potência em conjunto com o mecanismo de roteamento, fazendo com que as rotas escolhidas pela rede sejam adequadas a transmissões com menor potência. Além disso, alguns deles se utilizam do controle de potência para controlar a própria topologia da rede, tentando obter configurações mais proveitosas do ponto de vista da energia.

Como uma forma de obter um aumento na capacidade da rede, outros esquemas utilizam o controle de potência em conjunto com técnicas de escalonamento de pacotes, determinando o momento e a ordem na qual as comunicações deverão ser realizadas.

GOMEZ *et al.* [14] apresentam o PARO (*Power-Aware Routing Optimization*), agregando as questões de controle de potência de transmissão e de roteamento. Segundo essa proposta, a escolha de rotas é definida com base no menor gasto de energia, ao invés da tradicional busca pelo menor número de saltos. A rota escolhida é aquela na qual os nós intermediários utilizam, em conjunto, a menor potência possível em suas transmissões, normalmente resultando em uma rota sub-ótima sob a ótica do número de saltos.

Desta forma, uma malha fechada, sempre necessária ao controle de potência, é estabelecida por meio de mensagens de roteamento, dentro das quais é sempre informada a potência de transmissão utilizada. De posse dessa informação, aliada a outras, tais como a potência recebida, a sensibilidade do receptor e um adequado modelo de propagação, o receptor pode calcular a mínima potência necessária à transmissão, e informá-la ao transmissor. Assim, nas transmissões seguintes, o nó já possui a informação sobre a potência necessária para atingir aquele vizinho.

Seguindo a mesma tendência de utilização de controle de potência nos mecanismos de roteamento, o mecanismo denominado COMPOW, desenvolvido por NARAYANASWAMY *et al.* [15], prevê a utilização de um único nível de potência em toda a rede (nível de potência comum). Este nível de potência seria escolhido dentre um conjunto discreto de níveis. A escolha se daria mediante a execução de todo o mecanismo de roteamento várias vezes, uma para cada nível, de tal forma que o nível escolhido seria o mínimo nível que oferecesse a mesma conectividade que o maior dos níveis.

Na mesma linha, KAWADIA e KUMAR [16] demonstram que, sob certas topolo-

gias, por exemplo em redes onde os terminais não são homogeneamente distribuídos, formando agrupamentos (*clusters*), o uso de um nível comum de potência não é adequado, levando a injustiça, alto consumo e queda de desempenho. No mesmo trabalho, é proposto o protocolo CLUSTERPOW, específico para estas topologias. O protocolo permite que seja adotado um nível comum de potência dentro de cada agrupamento, e níveis variados entre agrupamentos.

XU *et al.* [17] argumentam que, para rádios de curto alcance, os gastos de energia de um terminal em repouso, apenas aguardando uma comunicação, são comparáveis aos gastos com a transmissão de dados. Desta forma, é proposto um mecanismo que altera a topologia da rede, desligando os terminais que são considerados redundantes, do ponto de vista do roteamento.

Os autores AWERBUCH *et al.* [18] adotam uma abordagem semelhante, fazendo a seleção dos terminais a serem desligados através dos resultados de uma inundação periódica de pacotes de controle. Tais trabalhos pressupõem a cooperação entre um mecanismo de controle de topologia e roteamento, visando à economia de energia, e um método de controle de potência para a manutenção da comunicação.

Baseia-se em ideia semelhante o trabalho de SHETH e HAN [19], no qual é mais uma vez adotada a estratégia de ativação seletiva de rádio-transmissores, porém visando a um ambiente de rede infra-estruturado. Mais iniciativas na linha de desligar terminais ociosos são descritas por ZHENG e KRAVETS [20], onde os terminais são ligados apenas quando ocorrem eventos de comunicação, e por TSENG *et al.* [21], onde é definido um *sleep mode* e três protocolos são propostos para definir quando um terminal deve ser colocado neste modo e quando ele deve ser ativado. As propostas nesta linha são muito adequadas quando o objetivo é a economia de energia em uma rede de sensores, tipo de rede *ad hoc* específica para monitoração de áreas e que ganhou especial atenção dos pesquisadores POTTIE e KAISER [22] e RAGHUNATHAN *et al.* [23].

Ainda seguindo a linha de aliar roteamento e controle de potência, CRUZ e SANTHANAM [24] expõem um mecanismo que, além de visar às duas funções citadas, ainda provê o escalonamento de pacotes para redes *ad hoc* de múltiplos saltos.

Uma outra iniciativa no sentido de explorar o benefício do escalonamento de pacotes em conjunto com técnicas de controle de potência é descrita por ELBATT e EPHREMIDES [25], trabalho no qual os autores propõem um esquema que engloba ambas as funcionalidades.

Os trabalhos que fazem a união entre controle de potência e roteamento, ou controle de topologia, possuem sempre como base a escolha de rotas sub-ótimas, com mais saltos. O objetivo comum dos mecanismos citados é poupar energia, seja da rede como um todo, ou de alguns terminais que estejam com menores reservas

no momento. Por isso, em sua maioria, representam soluções que levam a rede a um desempenho inferior, do ponto de vista da vazão agregada. Embora possam gerar um aumento no reuso espacial, ao modificar a topologia da rede, fazendo com que as comunicações ocorram com distâncias mais curtas, a perda de desempenho é inevitável.

Já os mecanismos que propõem o uso de escalonamento, como uma forma de compensar o efeito de diminuição da vazão, enfrentam a dificuldade de que a obtenção do escalonamento ótimo geralmente constitui um problema combinatório complexo. Esta constitui ainda uma intensa área de pesquisa

3.1.2 Controle de Potência utilizando canais dedicados

Alguns trabalhos solucionam o problema da realimentação de informações, que é uma necessidade dos métodos de controle de potência, por meio da inclusão de canais de controle adicionais aos transceptores da rede. Com canais dedicados, sejam eles para o tráfego de dados, ou apenas para o transporte de tons de ocupado (*busy tones*), a realimentação é realizada de forma imediata, ao longo da comunicação propriamente dita, o que geralmente resulta em bons resultados. São apresentados em seguida alguns destes trabalhos.

O protocolo PCMA (*Power Controlled Multiple Access*), proposto por MONKS *et al.* [26], permite que cada terminal utilize um nível diferente de potência, utilizando uma seleção de nível pacote a pacote. O esquema utiliza dois canais diferentes, sendo um deles utilizado exclusivamente para a emissão de tons de ocupado (*busy tones*), se valendo destes sinais para lidar com o problema do terminal escondido, ao invés da metodologia RTS-CTS.

Quando um terminal encontra-se recebendo um pacote de dados, envia periodicamente o tom de ocupado em um determinado nível de potência, que é função do máximo ruído adicional que se pode suportar, sem que haja uma colisão com o pacote sendo recebido naquele instante. Quando um outro terminal deseja transmitir, ele verifica o canal de controle comum. Ao detectar o tom de ocupado, utiliza a potência recebida para calcular o nível máximo de potência que pode ser empregado sem que sua transmissão atrapalhe a comunicação já estabelecida.

WU *et al.* [27] propõem o DBTMA (*Dual Busy Tone Multiple Access*), abordagem semelhante, porém utilizando dois tons de ocupado diferentes para sinalizar a tolerância a ruído do receptor e do transmissor.

No trabalho de LIN *et al.* [28], um canal de controle separado é utilizado para trafegar dados relativos à potência utilizada e à tolerância a ruído adicional de cada terminal. Os autores demonstram ainda que o protocolo garante a justiça entre os terminais no acesso ao meio.

Além disso, a solução propõe a eliminação do quadro ACK como uma forma de evitar as colisões no transmissor. A tarefa de controle da entrega dos pacotes ficaria a cargo de tabelas de quadros transmitidos armazenadas no transmissor e no receptor, ou seria confiada aos protocolos de camadas superiores, como o TCP (*Transmission Control Protocol*). A proposta é aprimorada por LIN *et al.* [29].

Já no trabalho desenvolvido por WU *et al.* [30] o controle de potência é abordado em um ambiente de uma rede *ad hoc* na qual são disponíveis vários canais de comunicação de dados, atribuídos sob demanda (*on-demand*). Neste esquema, é reservado um canal de controle para a troca de informações de potência. Desta forma, o controle de potência é utilizado para possibilitar o reuso de frequências (ou de canais), ao reduzir o nível médio das potências de transmissão.

A proposta de MUQATTASH e KRUNZ [31] baseia-se no *Esquema Básico* (técnica exposta em detalhes na próxima subseção) para determinar a potência de transmissão dos quadros DATA e ACK, transmitindo-os na mínima potência necessária. Entretanto, os autores optam por enviar os pacotes de controle, RTS e CTS, por um canal adicional separado, sempre em potência máxima. Além disso, este esquema poderia ser enquadrado na seção 3.1.1, já que realiza uma operação conjunta entre a camada MAC e a camada de rede. A topologia e as rotas da rede são controladas na medida em que a camada MAC controla a potência de pacotes do protocolo de roteamento. O controle se presta a escolher rotas mais eficientes, do ponto de vista da economia de energia.

Os trabalhos que abordam o problema de controle de potência através da inclusão de canais adicionais geralmente obtêm bons resultados devido à rápida realimentação das condições de recepção. São soluções mais robustas, capazes de lidar com ambientes de grande mobilidade e em situações onde as condições de propagação mudam rapidamente, como por exemplo, na presença de desvanecimento por multi-percurso (*fading*). Entretanto, são propostas que exigem uma radical mudança nos transceptores da rede, especialmente se forem considerados os equipamentos IEEE 802.11 atuais.

3.1.3 Controle de Potência utilizando os Quadros de Controle 802.11

A mais promissora área de pesquisa em controle de potência para redes *ad hoc* 802.11, sob o ponto de vista da facilidade de implementação prática, é a que aborda o problema da realimentação através da inclusão de campos adicionais nos quadros de controle nativos do protocolo 802.11. A inclusão de campos poderia ser feita, em tese, por meio de mera atualização do *firmware* dos equipamentos atuais.

KARN [32], na descrição do protocolo MACA, desenvolvido para uso de transmissão de dados por rádio-amadores, já propunha o controle de potência de transmissão por meio da realimentação de informações com o uso de pacotes de controle. Sua ideia básica era resolver o problema do terminal escondido através de detecção virtual de portadora, com a utilização da troca RTS-CTS, eliminando a necessidade de detecção real de portadora. Desta forma, o autor aproveita a troca destes pacotes de controle para propor o estabelecimento de um *loop* de controle de potência, fazendo com que o transmissor seja alimentado com informações relativas à recepção, ajustando sua potência.

A idéia do estabelecimento de uma malha fechada para controle de potência a partir da troca de pacotes RTS-CTS-DATA-ACK vem sendo utilizada, por diversos trabalhos, como um *Esquema Básico*, a partir do qual podem se propor melhorias. Um dos primeiros trabalhos a utilizar este mecanismo foi o realizado por AGARWAL *et al.* [33].

Em resumo, esta técnica se baseia em utilizar os pacotes de reserva do meio de transmissão, RTS e CTS, em potência máxima, numa tentativa de minimizar os riscos de colisão. Ao mesmo tempo, utiliza-se esta troca de pacotes para estabelecer o nível mínimo de potência necessário para a comunicação entre os dois terminais, transmitindo os pacotes DATA e ACK neste nível de potência. Cabe ressaltar que esta técnica não aproveita o potencial de reuso espacial do canal, já que a reserva do meio é feita em potência máxima. Seu apelo baseia-se puramente na economia de energia, já que os pacotes DATA e ACK valem-se da malha de controle e são transmitidos em potência reduzida. Observa-se ainda que a economia de energia pode ser bastante significativa, já que o pacote DATA tem, normalmente, duração várias vezes superior à dos demais.

O método para determinar a potência de transmissão necessária para recepção de um pacote é relativamente simples. Tomando-se o exemplo da transmissão de um pacote RTS do terminal 1 para o 2, com uma potência P_{max} , temos que, após atenuação no canal, este pacote atinge o receptor 2 com uma potência P_r . Desta forma temos a relação exibida em (3.1), onde G_{12} expressa a atenuação experimentada no canal.

$$P_r = G_{12}P_{max} \quad (3.1)$$

Assim, considerando apenas a presença de ruído e supondo a atenuação do canal como um valor constante, pode-se calcular a potência mínima a ser empregada por 1 para viabilizar a comunicação com 2 por meio da equação (3.2). Vale ressaltar que esta expressão equivale à equação (2.8), usando-se $G_{12} = \frac{k}{d^\alpha}$.

$$P_{nec} = \frac{RX_{th}}{G_{12}} = \frac{RX_{th}}{P_r} P_{max} \quad (3.2)$$

Todos os fatores que compõem (3.2) são de conhecimento do receptor do quadro RTS, o terminal 2. Assim, 2 pode calcular a potência necessária para que o terminal 1 consiga atingi-lo com um quadro no seu limiar mínimo de sensibilidade RX_{th} . Mais ainda, de posse deste valor, o terminal 2 pode realimentar esta informação, para que 1 empregue apenas o nível de potência P_{nec} .

Desta forma, 2 inclui em um campo específico do quadro CTS, que será enviado em resposta ao RTS enviado pelo terminal 1, a informação sobre a potência necessária, fechando a malha de controle de potência.

O Esquema Básico pressupõe que as condições de propagação mantenham-se constantes, ao menos, durante uma troca completa RTS-CTS-DATA-ACK. Efeitos de desvanecimento (*fading*) rápido, como os decorrentes de multi-percurso, podem ser suprimidos através de uma margem de segurança, fazendo com que os terminais empreguem uma potência ligeiramente superior à mínima exigida.

Pode-se, ainda, observar que o Esquema Básico não leva em consideração a interferência co-canal, que pode influenciar na correta recepção do pacote.

No trabalho de GRILO e NUNES [34], é proposta uma solução para determinar a menor potência necessária para garantir comunicação em um certo modo de transmissão. Os modos de transmissão considerados consistem em diferentes modulações, que resultam em diferentes taxas de transmissão, utilizadas nos padrões 802.11 a/h/e.

O protocolo *SmartNode* é apresentado por POON e LI [35]. Este esquema utiliza o mecanismo do Esquema Básico para determinar o nível de potência de transmissão a ser empregado nos quadros DATA e ACK, escolhendo os níveis para a transmissão do RTS e CTS com base em um algoritmo que tenta balancear a reserva do meio para a transmissão e a necessidade de realizar reuso espacial. O esquema leva em conta um parâmetro de justiça no acesso ao meio. Uma de suas maiores vantagens é ser compatível com equipamentos existentes, baseados no padrão 802.11.

O protocolo desenvolvido por BERGAMO *et al.* [36] é também baseado no Esquema Básico, porém opera também em conjunto com a camada de rede, determinando rotas mais eficientes. O protocolo não provê reuso espacial, não obtendo ganhos na capacidade da rede. Os resultados demonstram que o esquema atinge um ganho da ordem de 5% na economia de energia quando comparado a esquemas similares, com o mesmo desempenho em capacidade. É ainda demonstrado que, se for tolerada uma pequena diminuição na capacidade, podem ser atingidos ganhos da ordem de 80% na economia de energia.

Um dos problemas conhecidos do Esquema Básico consiste na combinação entre

uma troca RTS-CTS em potência máxima, com a posterior transmissão de um DATA em potência reduzida. Denominado *problema dos enlaces assimétricos*, a questão refere-se aos transceptores que encontram-se perto o suficiente dos terminais envolvidos para detectar a transmissão do RTS e do CTS enviados, mas longe o bastante para que não sejam capazes de decodificá-los.

Normalmente, ao receber um quadro RTS ou CTS, o terminal identifica um campo com a duração da transmissão em curso, até o final da transmissão do ACK. Este campo é utilizado em um contador, permitindo que o terminal evite acessar o meio até que a transmissão em curso termine. Caso não seja capaz de decodificar o quadro RTS ou CTS, o terminal utilizará um valor fixo no contador, denominado EIFS (*Extended Inter-Frame Space*).

Se toda a troca RTS-CTS-DATA-ACK ocorre na mesma potência, o intervalo de tempo EIFS é suficiente para que o terminal evite acessar o canal até que o quadro DATA já esteja sendo transmitido. Assim, ao verificar novamente o meio, o terminal detecta a portadora do DATA e adia novamente sua transmissão. Com o uso do *Esquema Básico*, o DATA será transmitido em potência reduzida, podendo não mais ser detectado pelo terminal próximo em questão. Assim, após o tempo EIFS, o terminal não identificará mais nenhuma portadora no canal, podendo iniciar sua transmissão e potencialmente causando uma colisão.

O problema dos enlaces assimétricos foi estudado por PIRES [8], e um mecanismo capaz de reduzir seus efeitos foi apresentado por PIRES *et al.* [37]. Posteriormente, a proposta foi ampliada por PIRES *et al.* [38]. Basicamente, os autores propõem alterar a duração dos quadros RTS e CTS de acordo com o tamanho do quadro DATA a ser enviado em seguida. Como os terminais capazes de detectar a portadora do RTS/CTS são também capazes de medir sua duração, podem configurar seus contadores de forma a aguardar o tempo necessário para a conclusão da transmissão do DATA, já que a informação sobre sua duração foi extraída da duração da portadora do RTS/CTS.

No trabalho de BACCELLI *et al.* [39], os autores utilizam técnicas de uma disciplina definida como *geometria estocástica* para estabelecer um mecanismo ótimo de ajuste de potência de transmissão. Basicamente, trata-se de um estudo teórico, a partir da aplicação de conceitos de processos estocásticos para analisar a distribuição de terminais em uma rede sem fio.

O trabalho modela também estatisticamente a disciplina de acesso ao meio, e chega a um resultado que expressa a potência ótima a ser usada em cada enlace, que seria igual a uma constante dividida pela raiz quadrada do ganho de transmissão no canal.

Por tratar-se de um trabalho eminentemente teórico, verifica-se que são assumidas uma série de premissas quanto à topologia da rede e do método de acesso ao

meio. Os resultados são todos baseados em modelos numéricos, não havendo sequer a proposta de um mecanismo de ajuste de P_t .

3.2 Ajuste do Limiar de Detecção de Portadora

O estudo do impacto do limiar de detecção de portadora no desempenho das redes sem fio vem sendo intensificado a partir do ano de 2004, quando surgiram os primeiros trabalhos com foco neste assunto específico. Desde então, vários pesquisadores propuseram mecanismos para controlar o valor desse limiar, visando principalmente ao aumento da vazão agregada na rede, por meio de maior reuso espacial.

ZHU *et al.* [40] observam que pode-se aumentar a vazão de uma rede com um ajuste no limiar de detecção de portadora. É utilizada uma abordagem analítica, calculando o melhor valor de CS_{th} para alguns casos específicos, usando topologias regulares, como cadeias e *grids*. Considera-se apenas um possível terminal interferidor, e não existe um ajuste automático de CS_{th} , sendo apenas calculado o valor ideal para cada caso. Posteriormente, compara-se o desempenho da rede utilizando-se o valor original e o valor ajustado do limiar. É demonstrado ainda que, sob certas condições, o grau de reuso espacial de uma rede é função apenas da razão P_t/CS_{th} , onde P_t é a potência de transmissão utilizada pelos terminais da rede.

Posteriormente, os autores ZHU *et al.* [41] propõem um método automático de ajuste distribuído de CS_{th} , baseando-se nas mesmas premissas, e testando-se com as mesmas topologias regulares. O ajuste é feito a partir de uma heurística, determinando uma aproximação para o valor ideal do limiar a partir de medidas realizadas no canal.

Na pesquisa elaborada por ZHOU e NETTLES [42], o impacto do limiar de detecção de portadora é avaliado como um fator de equilíbrio entre o número de terminais escondidos e terminais expostos na rede. O problema do terminal exposto pode ser definido como o caso em que a detecção de portadora impede um terminal de iniciar uma transmissão, por considerar que uma outra transmissão está em curso, sendo que os respectivos receptores encontram-se em posições que possibilitariam transmissões simultâneas com sucesso. Ou seja, nos dois receptores, a interferência da outra transmissão seria baixa o suficiente para ser capturada pela transmissão de interesse.

De certa forma, o já citado equilíbrio entre a ocorrência de colisões e o desperdício de tempo relativo a *backoffs* desnecessários pode ser encarado como um equilíbrio entre os problemas do terminal escondido e do terminal exposto.

VASAN *et al.* [43] apresentam a proposta de um esquema denominado *ECHOS – Enhanced Capacity 802.11 Networks*, destinado ao aumento de desempenho de redes infra-estruturadas, num arranjo celular. A ideia é efetuar o cálculo do CS_{th}

necessário para eliminar o problema do terminal escondido, usando um modelo de interferência simples, onde só um possível interferidor é considerado.

Uma abordagem experimental sobre o impacto do limiar de detecção de portadora é apresentado por JAMIESON *et al.* [44]. É demonstrado o impacto negativo na rede em função do uso de diferentes valores de CS_{th} . Além disso, o trabalho ressalta o efeito de captura do receptor (*Receiver Capture Effect*), que ocorre em muitos dispositivos comerciais 802.11. Considerando-se que um receptor possua em sua Zona de Detecção de Portadora um transmissor cuja transmissão esteja em curso, esse efeito inviabiliza a recepção de novos quadros até que transmissão termine. Isso significa que, mesmo que um terminal próximo transmita um quadro com uma potência muito maior que a proveniente do primeiro transmissor, o receptor permanecerá capturado pelo sinal deste. Esse efeito é, sem dúvida, importante, e deve ser levado em conta no projeto real de um método de ajuste de CS_{th} .

Os autores MA *et al.* [45] apresentam um modelo estocástico para otimização do limiar de detecção de portadora, visando a minimizar a probabilidade de colisão e a maximizar a vazão agregada, em uma rede na qual ocorrem várias comunicações simultâneas de um único salto. Não há mecanismo automático de ajuste, sendo o limiar ótimo calculado de forma centralizada e utilizado com o mesmo valor em todos os terminais.

Em pesquisa realizada por ZHAI e FANG [46], considera-se a possibilidade do uso de várias taxas de transmissão diferentes e uma rede com comunicações de múltiplos-saltos. Não é apresentado um mecanismo de ajuste de CS_{th} , sendo o valor ótimo calculado. É utilizado um modelo de interferência do tipo *Honey-grid*, onde um arranjo hexagonal de transmissores interferentes é posicionado em torno de cada terminal. Os seis transmissores interferentes encontram-se à mesma distância do terminal de interesse, e à mesma distância uns dos outros, o que é garantido pelo formato hexagonal. Se essa distância for ligeiramente superior ao raio da ZDP, nenhum deles poderia perceber a transmissão dos demais, levando ao cálculo analítico de uma interferência de pior caso. É necessário ressaltar que esse cenário pressupõe que os raios das ZDP (e portanto os CS_{th}) de todos os terminais na rede sejam iguais, inviabilizando um ajuste local do limiar de detecção de portadora. Além disso, não se considera que a interferência acumulada, resultante das várias transmissões simultâneas, possam ultrapassar o valor de CS_{th} em um ou mais terminais, impedindo que eles venham a transmitir simultaneamente.

FONSECA [47] argumenta acerca da dificuldade intrínseca ao problema de determinação do CS_{th} ótimo, uma vez que o número de interferidores a cada instante é aleatório. Assim, propõe um método no qual cada terminal periodicamente escolhe um valor qualquer de uma lista finita, e o utiliza como CS_{th} por certo tempo, coletando estatísticas sobre as transmissões bem sucedidas na vizinhança. Ao final,

passa a utilizar o valor que proporcionou maior média de sucesso nas transmissões, repetindo o procedimento após alguns instantes. O resultados indicam aumento em 85% das topologias aleatórias utilizadas, ainda que muitos dos aumentos resultantes tenham sido discretos.

Em trabalho realizado por JIANG e LIEW [48], é questionada a suposição adotada por VASAN *et al.* [43] e XU *et al.* [49], segundo a qual bastaria prover uma ZDP superior à união entre a ZR e a ZI (Zona de Interferência¹) para assegurar a inexistência do problema do terminal escondido na rede. A afirmação seria equivocada devido à possibilidade da interferência acumulada, gerada por um conjunto de terminais fora da ZDP, ser suficiente para causar colisões, o que seria equivalente a um terminal escondido.

Além disso, o trabalho, focado em redes infra-estruturadas, investiga a influência do *Receiver Capture Effect*, sustentando que, em placas que possuem o recurso denominado *Restart mode* (ou *RS mode*), como os dispositivos *Atheros*, que previnem o efeito de captura, o reuso espacial seria mais efetivo.

Por fim, é calculado um raio ideal para a ZDP, visando a eliminar completamente o problema do terminal escondido, mesmo em prejuízo do reuso espacial. Esse raio, considerando uma SINR mínima igual a $10dB$ e um α igual a 4, seria mais de três vezes a distância máxima de um enlace. Caso o CS_{th} não possa ser ajustado para um valor baixo o suficiente para resultar em uma ZDP tão extensa, o artigo sugere reduzir intencionalmente a distância máxima dos enlaces, como forma de minimizar as colisões.

Posteriormente, JIANG e LIEW [50] expandem trabalho anterior, analisando o impacto do limiar de detecção de portadora na justiça resultante entre os terminais da rede. O problema do terminal exposto é relacionado à limitada escalabilidade do padrão 802.11, o que levaria a vazões progressivamente menores com a expansão da rede. Por sua vez, o problema do terminal escondido é relacionado à injustiça, assim como exposto no recente trabalho de HUANG *et al.* [51], mostrando que o ajuste de CS_{th} poderia restabelecer um grau mínimo de equidade no acesso ao meio pelos terminais. Uma importante contribuição do trabalho é ainda estabelecer definições matemáticas rígidas para terminal escondido e terminal exposto.

No trabalho de SHENG e VASTOLA [52], os autores mostram que, em um canal no qual ocorre desvanecimento, a ZDP é uma área que varia no tempo, ainda que o limiar de detecção física de portadora seja mantido fixo. Desta forma, pode-se concluir que não existe um conjunto fixo de terminais escondidos. O trabalho é aprimorado por SHENG e VASTOLA [53], onde é demonstrado que o mecanismo de detecção de portadora pode ser, sob certas condições, muito pouco confiável, mesmo

¹A Zona de Interferência é aquela definida ao redor do receptor, dentro da qual um terminal transmitindo resultaria em uma SINR insuficiente, causando a perda do quadro de interesse.

considerando terminais interferentes supostamente no interior da ZDP. Chega-se a formular a probabilidade de falha do esquema de detecção de portadora, utilizando-se certas suposições.

Utilizando o padrão IEEE 802.15.4 (*ZigBee*), o trabalho de HALPERIN *et al.* [54] propõe o uso de uma técnica de cancelamento de interferência no receptor, que deve ser utilizada em conjunto com o ajuste de CS_{th} . Na verdade, o algoritmo proposto apenas habilita ou desabilita o mecanismo de detecção física de portadora, de acordo com estatísticas colhidas no canal.

Em pesquisa de LIU *et al.* [55], é proposto um modelo analítico para ajuste de CS_{th} , abordando a questão da interferência de forma semelhante à utilizada por ZHAI e FANG [46]. O ajuste é realizado por meio de uma heurística, e os resultados são obtidos em cenários de um único salto e com taxa de transmissão fixa. O trabalho estabelece a diferenciação entre dois tipos de interferência. A primeira, denominada interferência assíncrona, decorre de um terminal que inicia uma transmissão durante uma outra, já em curso, por uma falha no mecanismo de detecção de portadora, como o problema do terminal escondido. A segunda, interferência síncrona, ocorre quando dois terminais iniciam a transmissão no mesmo *time slot* físico. A primeira seria combatida com o ajuste correto de CS_{th} , ao passo que a segunda seria minimizada com ajustes no algoritmo de *backoff*.

Um modelo baseado na Teoria dos Jogos é utilizado por YANG *et al.* [56], para demonstrar que o ajuste local do CS_{th} em um terminal, visando maximizar sua própria vazão gera assimetria na rede, podendo levar a um equilíbrio de *Nash* indesejável, ocasionando grande injustiça.

Os autores FU *et al.* [57] dedicam-se a determinar um raio seguro para a Zona de Detecção de Portadora, por meio de um modelo analítico, similar ao utilizado por JIANG e LIEW [48]. Com este raio, identificado por um fator que multiplica a distância máxima de alcance para enlaces na rede, seria possível virtualmente eliminar o problema do terminal escondido. Entretanto, não é abordada a questão do reuso espacial.

O trabalho é ampliado por FU *et al.* [58], no qual os autores demonstram que o mecanismo de detecção física de portadora existente do método CSMA/CA carece de informação suficiente para determinar a distância entre o transmissor de interesse e seus interferidores próximos, inviabilizando o uso do conceito de zona de detecção de portadora segura. Propõe-se assim, um mecanismo denominado IPCS (Incremental-Power Carrier-Sensing), que mantém um histórico das potências detectadas no canal, tentando identificar quando os terminais dentro da zona segura encontram-se transmitindo.

O principal problema do conceito citado é a forte dependência com o modelo de interferência hexagonal, que constitui um cenário de pior caso. Esse modelo

termina por resultar em um comportamento muito conservador, estimando-se uma zona segura de grandes dimensões, prejudicando o reuso espacial. Além disso, não é proposto nenhum método para o ajuste de potência de transmissão.

ACHOLEM [59] realiza um estudo sobre a influência do mecanismo CSMA/CA sobre comunicações em múltiplos-saltos, com destaque para o limiar de detecção de portadora. São usadas topologias regulares, como cadeias e *grids*, para que se possa variar o limiar CS_{th} e medir sua influência na vazão agregada.

Com isso, observa-se que o valor do CS_{th} considerado ótimo é diretamente proporcional à densidade da rede. A partir daí são realizadas simulações em redes com posicionamento aleatório, identificando-se o CS_{th} mais vantajoso do ponto de vista da vazão agregada, usando-se os elementos de um conjunto discreto. De posse dos valores identificados, realiza-se uma regressão linear obtendo-se uma curva $CS_{th} \times Densidade$.

Por fim, é proposto um mecanismo no qual cada terminal estima a densidade local da rede e usa a curva citada para ajustar seu CS_{th} . Apesar de apresentar bons resultados frente ao CS_{th} fixo para as topologias usadas no trabalho, o mecanismo parece ter pouca utilidade prática. Embora a dependência entre CS_{th} e a densidade da rede possa ser linear, é improvável que a curva obtida, que é base do ajuste de CS_{th} do mecanismo proposto, mantenha-se inalterada ao variar fatores como o alcance de transmissão, a SINR mínima e a taxa de transmissão, por exemplo. E como a curva citada é obtida por um método tentativa e erro para obter o valor ótimo de CS_{th} , seria necessário calibrar o mecanismo a cada mudança de parâmetros da rede.

3.3 Ajuste conjunto de Potência e Limiar de Detecção de Portadora

Em pesquisa de J. FUEMMELEER [60], é realizada uma análise conjunta da influência da potência de transmissão P_t e do limiar de detecção de portadora no desempenho de uma rede 802.11. Os autores sustentam que, para que a rede tenha seu funcionamento maximizado, cada terminal deve manter o produto $P_t \cdot CS_{th}$ igual a uma constante. Ou seja, se um terminal decide elevar sua potência de transmissão, ele deve ao mesmo tempo reduzir seu limiar de detecção de portadora, aumentando sua sensibilidade às transmissões dos vizinhos. Demonstra-se ainda que esta conclusão é coerente com a exposta por ZHU *et al.* [40], que define o grau de reuso espacial de uma rede como função da razão P_t/CS_{th} . No trabalho de YANG e VAIDYA [61], os autores tornam os resultados de J. FUEMMELEER [60] mais gerais, mostrando a influência do *overhead* gerado pelos diversos mecanismos da camada MAC no ajuste

de CS_{th} .

O modelo de interferência hexagonal descrito por ZHAI e FANG [46] é usado pelos autores KIM *et al.* [62], que abordam o aumento do reuso espacial com o ajuste de P_t , CS_{th} e da taxa de transmissão dos terminais. Demonstra-se analiticamente que o argumento proposto por ZHU *et al.* [40], pelo qual o grau de reuso espacial de uma rede é função apenas da razão P_t/CS_{th} , só se aplica a uma rede na qual o canal obedeça à capacidade de *Shannon*, sendo a taxa máxima um função linear da SINR (*Signal to Interference-plus-Noise Ratio*). Assim, considerando uma situação na qual só existe um conjunto finito de taxas de transmissão para serem utilizadas, argumenta-se que o ajuste de P_t é mais vantajoso do que o de CS_{th} . O argumento é sustentado por meio de exemplos, com redes de topologias específicas. Assim, é proposto um algoritmo para ajuste simultâneo apenas de P_t e da taxa de transmissão.

YANG *et al.* [63] propõem um modelo analítico para investigar o efeito do ajuste de P_t e CS_{th} no desempenho de uma rede sem fio. Além disso, é proposta a extensão dos resultados clássicos dos trabalhos realizados por CALI *et al.* [64], BIANCHI [65] e KUMAR *et al.* [66] para um ambiente de múltiplos-saltos. O modelo pressupõe terminais aleatoriamente distribuídos por uma área, obedecendo a uma distribuição de *Poisson* bidimensional com densidade constante. A interferência acumulada que incide em certo terminal é calculada analiticamente por meio de uma integral, computando-se os efeitos de interferidores posicionados em anéis de raios crescentes a partir do terminal de interesse. A probabilidade da tentativa de transmissão de cada terminal, adaptada a partir da proposta por KUMAR *et al.* [66], também é utilizada no cálculo. É possível observar que o modelo não leva em conta os efeitos recíprocos dos terminais interferentes, uma vez que, dependendo da densidade da rede, a transmissão de um deles poderá inibir a transmissão de muitos outros.

O trabalho citado é ampliado por YANG *et al.* [67], por meio de um algoritmo capaz de ajustar a potência de transmissão e o limiar de detecção de portadora para os valores calculados com base no modelo descrito. Basicamente, os terminais trocam pacotes contendo informações sobre a vizinhança, possibilitando a elaboração de uma *minimum spanning tree* em cada um dos nós. A árvore é então utilizada para determinar os valores de P_t e CS_{th} .

Contrariando a ideia da utilização da mínima potência necessária em cada enlace, o trabalho de GURSES e BOUTABA [6] propõe a utilização de níveis de potência superiores para aumento do reuso espacial. Utilizando uma abordagem analítica, é proposta a utilização de um método de ajuste de P_t em função da distância entre TX e RX. A potência de cada enlace passa a ser definida por $\lambda(d_{sr}) \cdot P_{t_{min}}$. É derivada uma expressão para a capacidade agregada da rede e os resultados são obtidos com

o uso do MATLAB². Parâmetros da função $\lambda(d)$ são determinados por meio de uma otimização. Uma vez determinados os valores de P_t considerados ótimos, o trabalho emprega o método de ajuste de CS_{th} analítico desenvolvido por YANG *et al.* [63] com pequenas modificações. Com essa configuração globalmente determinada, e mais uma vez utilizando o MATLAB, verifica-se um melhor desempenho do que o obtido por YANG *et al.* [63].

VEGAD *et al.* [68] propõem a utilização de um método diferenciado de detecção de portadora, aproveitando-se do fato de que a SINR mínima necessária em um receptor é dependente da ordem em que o atingem o quadro de interesse e o quadro interferente. Na prática, o esquema leva a um ajuste indireto no limiar CS_{th} , mas a questão do ajuste de potência não é abordada.

Uma avaliação sobre o aumento de desempenho obtido com um possível ajuste ótimo de CS_{th} é apresentada por ACHOLEM e HARVEY [69]. No entanto, não é apresentado um método de ajuste, limitando-se a determinar o desempenho da rede com o uso de diferentes valores, usando-se apenas topologias regulares.

Os autores LUO *et al.* [70] introduzem o conceito de *ceased-area*. A região é definida em torno de um par transmissor-receptor durante a transmissão de um quadro. Dentro dela, nenhum dos demais terminais pode iniciar uma outra comunicação, sob pena de provocar uma colisão com a transmissão em curso. No trabalho, demonstra-se que quanto maior a quantidade de *ceased-areas* em uma rede, maior deverá ser o grau de reuso espacial. Assim, os autores desenvolveram um mecanismo de controle de potência cujo objetivo é minimizar o tamanho médio dessas áreas. Este é um dos mecanismos utilizados como parâmetro para a avaliação do método desenvolvido neste trabalho.

3.4 Considerações sobre os trabalhos relacionados

Conforme apresentado anteriormente, o estudo do impacto do limiar de detecção de portadora e da potência de transmissão no desempenho da rede, bem como seus ajustes como forma de maximizar a vazão ou minimizar colisões, têm sido o foco de diversos trabalhos recentes. Dada a diversidade de abordagens sobre o tema, é necessário organizar os estudos e propostas já disponíveis, analisando o contexto abordado por cada um deles.

Nesse sentido, esta seção dedica-se a tecer considerações sobre os estudos até então elaborados. Considerando-se a complexidade do tema, e o número expressivo de variáveis a serem consideradas, a análise proposta não visa a ser exaustiva. O método usado consiste em identificar as principais variáveis que diferenciam os trabalhos encontrados na literatura e descrever o enfoque adotado por eles.

²Software comercial voltado para aplicações de cálculo numérico.

A seguir, são apresentados os critérios de diferenciação dos estudos, sua relevância, e como cada estudo se posiciona na classificação estabelecida.

3.4.1 Mecanismo de ajuste

O primeiro fator a ser considerado em relação aos trabalhos expostos refere-se à proposta de um mecanismo efetivo para ajuste de P_t , CS_{th} ou ambos. Muitas das pesquisas elencadas apresentam um viés meramente investigativo, com o intuito de apenas identificar a relação entre os fatores que definem o reuso espacial em uma rede e seu desempenho.

Os trabalhos pioneiros sobre o controle de potência em redes CSMA/CA apresentavam um maior foco na redução do consumo de energia, fato explicado pelo cenário da época, no qual a capacidade das baterias era um fator crítico. Assim, os trabalhos que propõem mecanismos práticos para ajuste de P_t com foco no reuso espacial são raros, com exceção daqueles que propõem ajuste conjunto de P_t e CS_{th} , como exposto a seguir.

Com relação ao ajuste de CS_{th} , verifica-se que muitos trabalhos optam por realizar simulações com valores diferentes de CS_{th} , comprovando os efeitos da variação do limiar, e até apresentam valores considerados ótimos para cada situação. Há ainda trabalhos que elaboram um modelo analítico capaz de estimar a capacidade da rede em função do ajuste de CS_{th} utilizado.

No entanto, apenas ZHU *et al.* [41], VASAN *et al.* [43], MA *et al.* [45], FONSECA [47], LIU *et al.* [55], J. FUERMELER [60], YANG e VAIDYA [61], YANG *et al.* [63, 67] propõem métodos efetivos para ajuste de CS_{th} .

Por fim, verifica-se que os trabalhos de GURSES e BOUTABA [6], YANG *et al.* [63, 67], LUO *et al.* [70] são as principais pesquisas que propõem métodos conjuntos de ajuste de P_t e CS_{th} .

3.4.2 Modelo de interferência

Ao estudar os efeitos do nível de potência de transmissão e do limiar de detecção de portadora na rede, é necessário avaliar a forma como a transmissão de terminais próximos ao receptor afeta a recepção do sinal de interesse. Fisicamente, a interferência proveniente de cada um dos transmissores ativos na rede a cada instante atingem o receptor em diferentes níveis de potência, somando-se ao ruído ambiente. A potência do sinal de interesse, dividida pela potência total interferente, compõe a SINR no receptor naquele instante, devendo ser suficientemente alta para permitir a decodificação do quadro.

Muitos dos trabalhos analisados, visando à simplicidade de seus modelos, consideram a interferência proveniente de um único possível terminal interferente, ne-

gligenciando todo o restante da rede. Especialmente no caso de redes densas, com muitos terminais próximos aos outros, essa abordagem pode levar a uma SINR calculada excessivamente otimista, influenciando o cálculo do valor adequado para ajuste do CS_{th} .

Outros trabalhos optaram por modelos mais elaborados, que levam em conta a interferência cumulativa, proveniente de diversos transmissores. Obviamente, como o número real de transmissores interferentes, bem como suas distâncias ao receptor, são variáveis aleatórias, tais trabalhos também incorrem em simplificações e suposições.

Tais modelos são denominados genericamente por *modelos analíticos de interferência*. A modelagem analítica, utilizada em alguns dos estudos analisados, apresenta a vantagem de possibilitar um estudo profundo sobre o problema de determinação do valor ótimo para a potência de transmissão e para o limiar de detecção de portadora, evidenciando os fatores que influenciam no ajuste. Trabalhos como os realizados por FONSECA [47], no qual valores aleatórios são escolhidos para CS_{th} e a seleção do valor ótimo é realizada de maneira estatística, embora muitas vezes conduzam a soluções simples e funcionais para problemas complexos, têm a desvantagem de não estabelecer as relações de causa e efeito que governam o fenômeno em estudo.

No entanto, é inegável que a modelagem analítica pode levar a conclusões parciais, ou mesmo equivocadas, uma vez que todos os modelos contêm simplificações, não capturando todas as particularidades do fenômeno real.

No caso dos trabalhos analisados, realizam alguma modelagem analítica para determinação do valor adequado de P_t e CS_{th} os seguintes autores: ZHU *et al.* [40, 41], ZHOU e NETTLES [42], MA *et al.* [45], ZHAI e FANG [46], JIANG e LIEW [48], SHENG e VASTOLA [52, 53], LIU *et al.* [55], FU *et al.* [57, 58], J. FUEMMELEER [60], YANG e VAIDYA [61], KIM *et al.* [62], YANG *et al.* [63, 67].

Dentre esses, consideram a interferência cumulativa os trabalhos de ZHAI e FANG [46], JIANG e LIEW [48], LIU *et al.* [55], FU *et al.* [57, 58], J. FUEMMELEER [60], YANG e VAIDYA [61], KIM *et al.* [62], YANG *et al.* [63, 67].

3.4.3 Avaliação em canal com desvanecimento

Ao estudar métodos para aumento do reuso espacial, é muitas vezes necessário adotar algumas premissas em relação ao canal sem fio. A maioria dos estudos assume que o canal apresenta um comportamento determinístico, o que simplifica o tratamento das variáveis envolvidas, mas distancia-se da prática.

A propagação dos sinais eletromagnéticos enviados por transmissores em uma rede sem fio está sujeita ao fenômeno do desvanecimento, caracterizado por flu-

tuações de natureza aleatória na potência do sinal que atinge o receptor. O desvanecimento pode ser lento (ou em larga escala), quando provoca oscilações na média do sinal recebido, estando geralmente associado à mobilidade e ao sombreamento por obstáculos, ou rápido (ou em pequena escala), quando provoca rápidas flutuações na amplitude sinal, estando geralmente associado ao multi-percurso, como descrito por RAPPAPORT [71].

O desvanecimento, portanto, provoca impacto sobre a intensidade da potência que atinge cada um dos terminais, contrariando as hipóteses geralmente assumidas pelos métodos de ajuste de P_t e CS_{th} .

Desta forma, é fundamental que a avaliação dos mecanismos desenvolvidos seja realizada com o uso de canais sujeitos a esse fenômeno. Entretanto, dos estudos analisados, apenas JAMIESON *et al.* [44], SHENG e VASTOLA [52, 53] consideram os efeitos do desvanecimento em sua avaliação.

3.4.4 Utilização de Métodos Heurísticos

Ao lidar com problemas de difícil modelagem, muitas vezes é possível alcançar soluções aceitáveis com baixo custo computacional e de análise, utilizando-se de métodos e algoritmos heurísticos. Por meio de uma heurística, é possível determinar uma solução para o problema em questão, usando-se um método exploratório, no qual converge-se de forma sucessiva e organizada, obtendo aproximações cada vez melhores da solução requerida. A cada iteração, os resultados alcançados são avaliados e decisões são tomadas, corrigindo o algoritmo e obtendo-se novos resultados, quase sempre melhores que os anteriores.

Dependendo do problema e da implementação, tais métodos não podem garantir que a solução alcançada seja a melhor, uma vez que o algoritmo pode convergir para soluções locais. Entretanto, especialmente quando o algoritmo será executado por diversos terminais diferentes e em muitos cenários distintos, o uso de heurísticas pode levar a bons resultados na média dos casos, sendo, por isso, bastante utilizado para os mais diversos problemas.

No que diz respeito ao reuso espacial, devido à dificuldade de solução do problema de identificação da P_t e do CS_{th} ótimos, vários trabalhos analisados utilizam heurísticas. Alguns deles, mesmo tendo desenvolvido sofisticados modelos analíticos, optam por implementar heurísticas que apenas se aproximam das soluções previstas, visando a reduzir a complexidade do mecanismo. Os trabalhos que apresentam heurísticas para determinação de P_t e CS_{th} são os de VASAN *et al.* [43], FONSECA [47], LIU *et al.* [55], YANG *et al.* [63, 67].

3.4.5 Múltiplos Saltos

As redes *ad hoc* são, em sua concepção prática, inerentemente destinadas às comunicações de múltiplos saltos. Tecnicamente, é possível estabelecer uma rede deste tipo limitada a comunicações nas quais o terminal destinatário sempre esteja ao alcance do emissor. Entretanto, deve-se observar que a ausência de infra-estrutura, como pontos de acesso instalados em locais fixos, tornaria tal rede pouco prática, uma vez que sequer a região de cobertura poderia ser delimitada. Como a cobertura da rede seria definida como a interseção entre as zonas de alcance de todos os terminais que dela fazem parte, a cada novo terminal adicionado, a área de cobertura seria alterada³.

Além disso, uma vez que o acesso ao meio é realizado de forma compartilhada, uma rede *ad hoc* CSMA/CA só pode se expandir com escalabilidade se forem permitidas comunicações de múltiplos saltos, utilizando-se do reuso espacial, mas mantendo-se a conectividade, pelo fato de cada terminal atuar também como um roteador.

Apesar dessa realidade, muitos estudos na área optam por avaliar suas propostas em redes *ad hoc* que utilizam comunicações de um único salto. O motivo para isso é que os fluxos de múltiplos saltos, por gerarem comunicações correlacionadas entre terminais próximos, introduzem uma série de novos efeitos na rede (como os mecanismos de roteamento, por exemplo), que prejudicam a verificação do funcionamento do mecanismo em estudo.

Dessa forma, apenas os trabalhos de ZHU *et al.* [40], MA *et al.* [45], ZHAI e FANG [46], FONSECA [47] consideram comunicações de múltiplos saltos em suas simulações.

3.4.6 Mobilidade

Muitas das considerações elaboradas a respeito da comunicação em múltiplos saltos na subseção 3.4.5 podem ser aplicadas à questão da mobilidade. Embora seja uma das vantagens mais citadas quanto à utilização de redes *ad hoc*, muitos trabalhos científicos optam por não incluir a mobilidade nos cenários de avaliação dos mecanismos propostos. O motivo é, mais uma vez, a introdução de diversas novas variáveis na avaliação em questão, que podem prejudicar a experimentação do mecanismo proposto.

Assim, apenas SHENG e VASTOLA [53] considera a mobilidade dos terminais, e o faz apenas para demonstrar que o uso de detecção física de portadora é especialmente pouco confiável quando existe mobilidade.

³Como se trata de uma interseção, a cada terminal adicionado, a cobertura seria progressivamente reduzida, ou mantida constante, na melhor hipótese.

3.4.7 Justiça

Conforme exposto, JIANG e LIEW [50] atribuem ao problema do terminal escondido a possibilidade de grande injustiça no acesso ao meio pelos terminais da rede. Certamente, a possibilidade de que certos terminais estejam expostos a um número maior de terminais escondidos levaria a uma maior probabilidade de colisão dos quadros por eles transmitidos, levando a uma redução na vazão dessas estações.

Assim, pode-se afirmar que o ajuste de P_t e CS_{th} , por poder, ao menos em tese, controlar o número de terminais escondidos, pode influenciar no grau de justiça na rede. Porém poucos trabalhos analisados levam em conta a questão da justiça em suas análises, sendo eles os realizados por JIANG e LIEW [50], YANG *et al.* [56].

3.5 Conclusões

O tema do reuso espacial tem sido abordado por diversos trabalhos ao longo dos últimos anos. Especificamente, as técnicas que constituem a base do presente estudo, que são o controle de potência e o ajuste do limiar de detecção de portadora, têm sido as principais linhas de pesquisa na área.

Em relação ao controle de potência, vale destacar que o desenvolvimento dos principais mecanismos teve origem em trabalhos cujo foco de interesse consistia na redução do consumo, uma vez que a alimentação por baterias era uma grande restrição para dispositivos móveis. Apenas recentemente, com o desenvolvimento de tecnologias mais eficientes, aumentando a capacidade de carga e reduzindo o consumo de energia dos equipamentos, as pesquisas na área passaram a focar o reuso espacial.

De maneira distinta, as pesquisas que abordam o ajuste do limiar CS_{th} são mais recentes, e seu foco já foi direcionado em relação ao reuso espacial. Muitos estudos dedicaram-se a avaliar o impacto do CS_{th} no desempenho da rede, e alguns resultaram na proposição de mecanismos de ajuste.

Entretanto, os mais promissores métodos de aumento do reuso espacial são os que propõem um ajuste conjunto da potência de transmissão e do limiar de detecção de portadora, como os trabalhos de GURSES e BOUTABA [6], YANG *et al.* [63, 67], LUO *et al.* [70]. Em especial, os trabalhos desenvolvidos por YANG *et al.* [63] tornaram-se referência na área, servindo sempre de base para os demais.

Em comum, tais trabalhos empregam modelos analíticos para expressar a interferência no canal, resultando em métodos de ajuste fortemente baseados nesta análise teórica, com fraca relação com a topologia local da rede. Nesta pesquisa, procura-se demonstrar que isto constitui uma fragilidade de tais trabalhos, já que o problema do reuso espacial parece ser fortemente dependente do posicionamento

relativo dos terminais envolvidos.

Uma inovação significativa na área foi proposta por GURSES e BOUTABA [6], demonstrando-se que nem sempre o uso de potências de transmissão iguais às mínimas necessárias resultam em maior reuso espacial, como concluía o trabalho de YANG *et al.* [63]. Foi definida no trabalho uma expressão analítica capaz de calcular a potência a ser empregada em cada enlace, que pode resultar em valores superiores a P_{min} . Demonstra-se que o ajuste resulta em expressivo ganho de vazão frente ao mecanismo proposto por YANG *et al.* [63].

Por este motivo, o trabalho de GURSES e BOUTABA [6] é a principal referência de comparação com o mecanismo desenvolvido nesta pesquisa, havendo também a comparação com um método mais recente, desenvolvido por LUO *et al.* [70].

Conclui-se portanto que os problemas de ajuste de P_t e CS_{th} para aumento do reuso espacial ainda são áreas propícias para a investigação científica, inexistindo soluções definitivas. Em especial, verifica-se que os principais mecanismos disponíveis atualmente ainda são falhos em explorar as características topológicas de cada rede, concentrando-se em modelos analíticos que nem sempre se aplicam à rede específica. Além disso, verifica-se que poucos trabalhos na área abordam questões como desvanecimento no canal, múltiplos-saltos e justiça entre os fluxos.

Capítulo 4

Enlaces Independentes

4.1 Definição

O ganho de vazão decorrente de reuso espacial é explicado pela possibilidade de comunicações ocorrerem de forma simultânea na rede. Desta forma, o problema de determinação de um grau ótimo de reuso deve passar pelo estudo das condições que tornam enlaces independentes entre si.

A partir de um certo distanciamento entre dois ou mais enlaces, criam-se as condições para que eles possam vir a serem ativados ao mesmo tempo, sem que as interferências mutuamente geradas resultem na ocorrência de colisões. Neste trabalho, utiliza-se o termo *independentes* para designar um conjunto de dois ou mais enlaces que atendem a essa característica de mútua tolerância.

Considerando-se apenas um par de enlaces, é possível definir de maneira simples as condições de independência mútua. Para isso, propõe-se considerar a topologia genérica exposta na Figura 4.1. As distâncias entre cada um dos terminais envolvidos são representadas por a, b, c, d, e e f .

As potências de transmissão de cada terminal são dadas por $P_{s_1}, P_{s_2}, P_{r_1}$ e P_{r_2} . No caso de uma transmissão no enlace 1, ou seja, do envio de um quadro do terminal s_1 para o terminal r_1 , a potência recebida em r_1 poderia ser calculada de acordo com a equação (4.1), referente ao modelo de propagação *log-distance*, exposto no Capítulo 2. Na expressão, k corresponde ao ganho de transmissão no canal e o *path loss exponent* é igual a α .

$$P_{r_1, s_1} = k \frac{P_{s_1}}{a^\alpha} \quad (4.1)$$

Se ocorre uma transmissão simultânea no enlace 2, com um quadro sendo enviado de s_2 para r_2 , a transmissão em curso no primeiro enlace passará a sofrer uma interferência co-canal, cuja potência pode ser calculada de forma similar, de acordo com a equação (4.2).

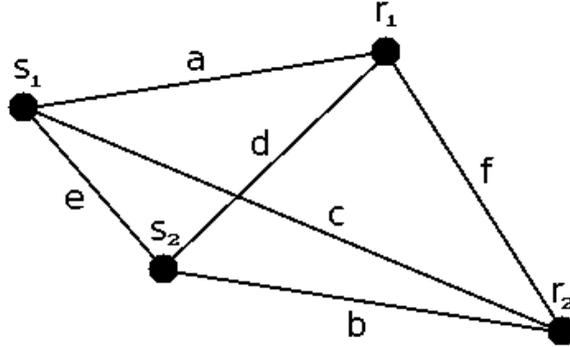


Figura 4.1: Topologia genérica

$$P_{r_1, s_2} = k \frac{P_{s_2}}{d^\alpha} \quad (4.2)$$

Se a SINR mínima para recepção em r_1 for igual β , os ganhos de transmissão forem aproximadamente iguais, e o ruído for muito inferior às potências envolvidas, podendo ser desprezado, a condição para que não ocorra uma colisão no receptor r_1 é dada pela equação (4.3).

$$\frac{P_{r_1, s_1}}{P_{r_1, s_2}} \geq \beta \rightarrow \frac{P_{s_1}}{P_{s_2}} \left(\frac{d}{a} \right)^\alpha \geq \beta \quad (4.3)$$

Pode ser realizada uma análise análoga em relação ao receptor r_2 , resultando em uma expressão muito semelhante. Assim, considerando a transmissão simultânea de quadros nos dois enlaces, deve-se atender às duas condições expressas em (4.4) para que ambos os quadros sejam corretamente recebidos.

$$\left\{ \begin{array}{l} \frac{P_{s_1}}{P_{s_2}} \left(\frac{d}{a} \right)^\alpha \geq \beta \\ \frac{P_{s_2}}{P_{s_1}} \left(\frac{c}{b} \right)^\alpha \geq \beta \end{array} \right. \quad (4.4)$$

Utilizando $R_{s_1, s_2} = P_{s_1}/P_{s_2}$, as condições podem ser resumidas da forma exposta em (4.5), que pode ser definida como uma *condição de independência unidirecional*. O atendimento às duas desigualdades expostas garante, se válidas as hipóteses anteriormente citadas, a possibilidade da transmissão simultânea de quadros de s_1 para r_1 e de s_2 para r_2 sem que ocorra colisão em r_1 ou em r_2 .

$$\beta \left(\frac{a}{d} \right)^\alpha \leq R_{s_1, s_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b} \right)^\alpha \quad (4.5)$$

Normalmente a transmissão em redes sem fio exige um fluxo bidirecional, no qual a transmissão de um quadro DATA é seguida pelo reconhecimento contido no quadro ACK. Assim, de nada adianta garantir a independência entre dois enlaces em um único sentido, já que a ocorrência de uma colisão em um quadro ACK torna necessária a retransmissão do quadro DATA correspondente.

A condição apresentada em (4.5) só garante a transmissão simultânea de quadros DATA nos enlaces 1 e 2 (sempre de s_1 para r_1 e de s_2 para r_2). Assim, realiza-se procedimento análogo ao anteriormente descrito para todas as demais combinações possíveis de transmissão simultânea entre os enlaces 1 e 2, ou seja, DATA-ACK, ACK-DATA e ACK-ACK, respectivamente. Com isso, pode-se definir as quatro condições que estabelecem a independência bidirecional entre os dois enlaces, da forma exposta em (4.6).

$$\left\{ \begin{array}{l} \beta \left(\frac{a}{d} \right)^\alpha \leq R_{s_1, s_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b} \right)^\alpha \\ \beta \left(\frac{a}{f} \right)^\alpha \leq R_{s_1, r_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{e}{b} \right)^\alpha \\ \beta \left(\frac{a}{e} \right)^\alpha \leq R_{r_1, s_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{f}{b} \right)^\alpha \\ \beta \left(\frac{a}{c} \right)^\alpha \leq R_{r_1, r_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{d}{b} \right)^\alpha \end{array} \right. \quad (4.6)$$

As condições expostas representam portanto um critério que define quando dois enlaces posicionados numa área podem ser considerados independentes, viabilizando o reuso espacial. Deve-se registrar a necessidade do atendimento simultâneo às quatro condições, que na verdade representam oito desigualdades.

Vale destacar ainda que as condições determinadas referem-se a apenas um par de enlaces. Seria possível determinar as condições de independência para conjuntos compostos por um número arbitrário m de enlaces. Entretanto, isso resultaria em um número crescente de condições como as expostas em (4.6). Como deve existir uma condição para cada possibilidade relativa de transmissão (em cada sentido de cada um dos enlaces), a análise resultaria em 2^m condições a serem consideradas, tornando o modelo bem mais complexo. Assim, nesta pesquisa foram consideradas apenas as condições de independência entre pares de enlaces.

No entanto, a adoção da independência entre enlaces dois a dois pode levar a uma possibilidade crescente de colisões na rede. A razão para isso consiste na interferência cumulativa gerada por diversas transmissões simultâneas. Dois enlaces podem ser independentes entre si, e cada um deles pode ser independente, isoladamente, de um terceiro enlace. No entanto, é possível que, em uma situação na qual quadros estejam sendo enviados nos três enlaces simultaneamente, a SINR se torne insuficiente em um dos receptores envolvidos. O problema tende a ser agravado com o aumento da densidade da rede e do próprio reuso espacial, o que aumentaria o nível de interferência cumulativa.

Para contornar a questão, pode-se utilizar um resultado do trabalho de YANG *et al.* [63]. Utilizando um modelo analítico de interferência de pior caso do tipo *honey-grid*, os autores demonstram que pode-se ajustar a SINR mínima β de forma a incluir o efeito da interferência acumulada por transmissões vizinhas. Com esse ajuste, exposto na equação (4.7), pode-se utilizar o limiar β para determinar se a transmissão de um certo enlace pode *capturar* a interferência decorrente de uma transmissão próxima em curso, como se apenas estas duas transmissões ocorressem naquele instante na rede. O termo *captura* é geralmente empregado para designar a situação na qual uma transmissão em curso gera interferência tolerável em outra.

$$\beta = \left(\frac{\alpha}{\alpha - 2} \right)^{\frac{\alpha}{2}} \beta_{original} \quad (4.7)$$

Desta forma, o uso do limiar β de acordo com a equação (4.7) termina por tratar o problema da interferência cumulativa, fazendo com que o modelo de independência entre pares de enlaces possa ser usado neste trabalho.

Outra consideração a ser feita refere-se ao ruído. Como exposto anteriormente, as condições de independência definidas ignoram a presença de ruído no canal, considerando-o muito inferior à interferência. Isso seria equivalente a adotar o parâmetro SIR (*Signal-to-Interference Ratio*) ao invés da SINR.

O valor da SINR é definido pela equação (2.1), enquanto que o da SIR consiste na equação (4.8).

$$SIR = \frac{P_r}{I} \quad (4.8)$$

Assim, é possível compatibilizar os dois parâmetros (SIR_{min} e $SINR_{min}$), por meio do exposto na expressão (4.9).

$$\frac{P_r}{I + N} \geq \beta \quad \rightarrow \quad \frac{P_r}{I} \geq \beta + \beta \frac{N}{I} \quad (4.9)$$

Desta forma, se a $SINR_{min}$ é dada por β , o parâmetro SIR_{min} corresponde a $\beta + \beta \frac{N}{I}$. Verifica-se que este resultado pode ser aproximadamente igual a β se

$N \ll I$, o que ocorre em muitos dos casos. De qualquer forma, o uso de um β ajustado de acordo com a equação (4.7) já embute uma considerável margem de segurança, devido ao uso do modelo de interferência cumulativa de pior caso.

Assim, optou-se por desprezar a componente $\beta \frac{N}{I}$, definindo-se as condições de independência entre enlaces sem considerar o ruído.

4.2 Aplicação das condições de independência

A fim de discutir as implicações das condições de independência expostas, consideremos uma rede composta por terminais geograficamente distribuídos em uma área, na qual cada transceptor pode assumir um nível de potência discreto de um conjunto predefinido, entre os limites P_{min} e P_{max} .

Fixando um determinado enlace E , todos os demais enlaces da rede podem ser classificados de acordo com sua relação de dependência com ele. Cada enlace será independente ou dependente de E , de acordo com o critério estabelecido pelas condições de independência anteriormente expostas.

Além disso, ao fixarmos limites para a variação da potência de transmissão utilizada pelos terminais, pode ser possível identificar dentre os enlaces independentes de E aqueles cuja independência é *baseada em distância*. Se E' é independente com base em distância de E , esta condição de independência sempre será mantida, não importa quais as potências assumidas pelos terminais componentes de E' e E , pois é decorrência direta do posicionamento relativo entre esses terminais.

Intuitivamente, é possível visualizar esta situação ao considerar dois enlaces posicionados de tal forma que os terminais componentes de E encontram-se tão distantes dos componentes de E' que a interferência gerada por um deles no outro nunca será capaz de provocar uma colisão. Obviamente, só se pode garantir isto se os terminais operaram com limites para suas potências de transmissão, já que com o uso de potências arbitrariamente elevadas sempre se poderia gerar interferência suficiente para originar colisões.

Da mesma forma, pode-se eventualmente identificar enlaces cuja dependência de E seja, também, baseada em distância. Tais enlaces sempre serão dependentes de E , não importando as potências utilizadas, desde que dentro dos limites citados.

Analogamente, esta situação corresponde ao caso em que os terminais componentes de E posicionam-se tão próximos dos componentes de E' que as interferências recíprocas seriam intoleráveis para alguma combinação de tráfego de quadros em E e E' .

Assim, do ponto de vista de um determinado enlace E , cada um dos demais enlaces da rede pode ser classificado em 4 conjuntos distintos, de acordo com sua condição de dependência em relação ao enlace considerado. O primeiro conjunto,

denominado I_d , corresponde aos enlaces que sempre serão independentes de E (independência baseada em distância). O segundo conjunto, D_d , é o composto pelos enlaces dependentes de E , cuja dependência é, também, baseada em distância.

Para os enlaces que compõem estes dois conjuntos, o posicionamento relativo entre seus terminais e os terminais de E é o fator determinante para a condição de dependência, não importando os níveis de potência usados (desde que dentro dos limites definidos).

Por fim, os conjuntos I_p e D_p são compostos respectivamente por enlaces independentes e dependentes de E , mas cuja condição é válida para as potências atualmente utilizadas pelos terminais envolvidos. Ou seja, para os quais poderia haver uma combinação de níveis de potência a ser utilizada pelos terminais que compõem E e pelo enlace considerado que reverteria sua condição de dependência em relação a E (tornando um enlace de I_p dependente de E , ou um enlace de D_p independente de E).

Um modo alternativo de definir os conjuntos citados seria referenciar o conjunto de soluções das variáveis $(P_{s_1}, P_{r_1}, P_{s_2}, P_{r_2})$ para as quais os enlaces se tornam independentes entre si. Para os enlaces dependentes com base em distância, este conjunto de soluções seria vazio. Para os independentes com base em distância este conjunto corresponderia a todas as soluções possíveis para $(P_{s_1}, P_{r_1}, P_{s_2}, P_{r_2})$, com cada uma dessas potências podendo assumir quaisquer dos valores disponíveis entre P_{min} e P_{max} .

Já os enlaces pertencentes a I_p e D_p correspondem àqueles para os quais existe um conjunto de soluções, sendo que as potências utilizadas atualmente situam-se neste conjunto, no caso de I_p , ou situam-se fora dele, no caso de D_p .

As subseções a seguir definem formalmente as condições utilizadas para classificar os enlaces de acordo com os conjuntos citados, com base nas condições de independência definidas.

4.2.1 Independência baseada em distância

As condições de independência anteriormente expostas podem ser interpretadas graficamente, de forma que seu atendimento represente a operação dentro de regiões de solução específicas em relação às potências de transmissão adotadas pelos terminais envolvidos. Tomando-se a primeira condição de independência, pode-se reescrevê-la na forma exposta em (4.10).

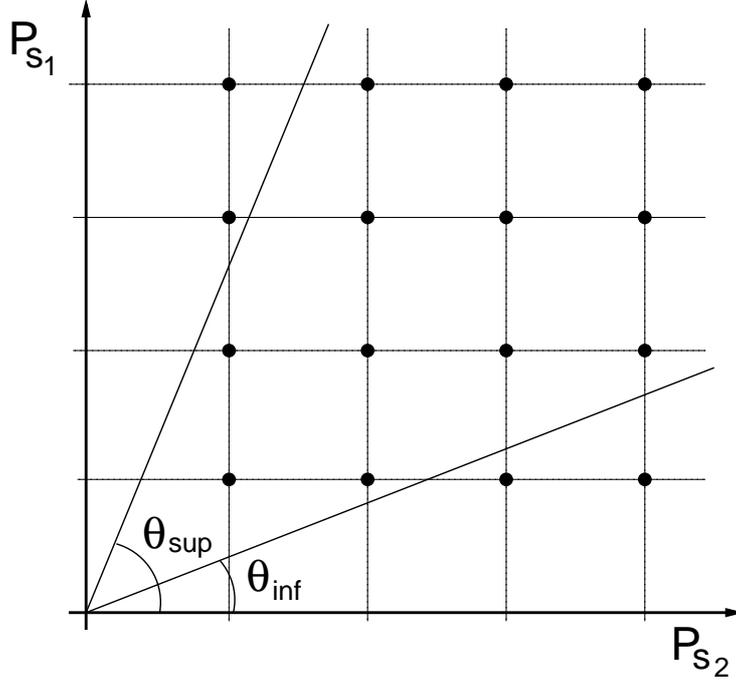


Figura 4.2: Região de solução - primeira condição de independência.

$$\begin{cases} P_{s_1} \geq \beta \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha P_{s_2} \\ P_{s_1} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^\alpha P_{s_2} \end{cases} \quad (4.10)$$

Utilizando um plano cartesiano, pode-se identificar uma região de solução para o atendimento a esta condição, ou seja, os valores que P_{s_1} pode adotar em função de P_{s_2} , para que se mantenha a condição válida, conforme a Figura 4.2. Na figura, $tg(\theta_{sup}) = \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^\alpha$ e $tg(\theta_{inf}) = \beta \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha$.

Pode-se observar que qualquer solução válida situa-se na região definida entre as duas retas. Considerando ainda que os níveis de potência são sempre pertencentes a um conjunto discreto entre P_{min} e P_{max} , é possível identificar claramente os pontos de operação (P_{s_1}, P_{s_2}) que satisfazem à condição. Na figura exposta, considera-se que os terminais operam com 4 níveis discretos de potência.

O estudo dessa região de solução é suficiente para estabelecer as condições de independência baseada em distância, ou seja, enlaces que nunca serão dependentes, não importando quais potências assumam dentre o conjunto de níveis possíveis. Para isso, basta que a região de solução entre as duas retas mostradas na Figura 4.2 englobe completamente o conjunto de pontos de operação possíveis (um grid de p^2 pontos, onde p é o número de níveis discretos de potência utilizados). Essa condição pode ser expressa por (4.11).

Plano cartesiano	$tg(\theta_{inf})$	$tg(\theta_{sup})$
$P_{s_1} \times P_{s_2}$	$\beta \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha$	$\frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^\alpha$
$P_{s_1} \times P_{r_2}$	$\beta \left(\frac{a}{f}\right)^\alpha$	$\frac{1}{\beta} \left(\frac{e}{b}\right)^\alpha$
$P_{r_1} \times P_{s_2}$	$\beta \left(\frac{a}{e}\right)^\alpha$	$\frac{1}{\beta} \left(\frac{f}{b}\right)^\alpha$
$P_{r_1} \times P_{r_2}$	$\beta \left(\frac{a}{c}\right)^\alpha$	$\frac{1}{\beta} \left(\frac{d}{b}\right)^\alpha$

Tabela 4.1: Limites para as regiões de solução.

$$\left\{ \begin{array}{l} \beta \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha \leq \frac{P_{min}}{P_{max}} \rightarrow d \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^\alpha \geq \frac{P_{max}}{P_{min}} \rightarrow c \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} b \end{array} \right. \quad (4.11)$$

As demais condições de independência podem ser tratadas da mesma forma, estabelecendo regiões de solução para três novos planos cartesianos: $P_{s_1} \times P_{r_2}$, $P_{r_1} \times P_{s_2}$ e $P_{r_1} \times P_{r_2}$. A Tabela 4.1 apresenta os coeficientes angulares das retas que definem os limites em cada um dos planos existentes.

Determina-se assim um conjunto de 8 condições, já que a região de soluções de cada plano gera 2 exigências. As condições são expostas em (4.12).

$$\left\{ \begin{array}{ll} c \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} a & d \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ c \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} b & d \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} b \\ e \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} a & f \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ e \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} b & f \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} b \end{array} \right. \quad (4.12)$$

Assim, destacando que é necessário o atendimento simultâneo a todas as condições expostas, é possível resumir em uma única expressão a condição de independência baseada em distância, resultando na equação (4.13).

$$\min(c, d, e, f) \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} \max(a, b) \quad (4.13)$$

Se (e somente se) a condição definida é válida, todas as demais condições expostas em (4.12) também o são, fazendo com que a independência com base em distância seja alcançada. Desta forma, se a distância $\min(c, d, e, f)$, que poderia inclusive ser designada como a própria *distância entre os dois enlaces considerados*, for superior ao valor definido em (4.13) os enlaces serão sempre independentes, desde que as potências adotadas variem entre P_{min} e P_{max} .

4.2.2 Dependência baseada em distância

Analogamente, é possível utilizar a abordagem anteriormente exposta para determinar as condições que definem a dependência entre enlaces com base na distância entre eles, ou seja, independentemente dos níveis de potência adotados em cada terminal envolvido.

Analisando o plano cartesiano $P_{s_1} \times P_{s_2}$, é possível identificar três situações nas quais o conjunto de soluções válidas seria vazio, ou seja, seria impossível atender às condições de independência.

A primeira delas refere-se à possibilidade de a região acima da reta de inclinação $\beta \left(\frac{a}{d} \right)^\alpha$ não possuir interseção com o conjunto de pontos de operação possíveis. Matematicamente, esta hipótese pode ser expressa por (4.14).

$$\beta \left(\frac{a}{d} \right)^\alpha > \frac{P_{max}}{P_{min}} \rightarrow d < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a \quad (4.14)$$

De maneira similar, a segunda situação refere-se ao caso da região abaixo da reta de inclinação $\frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b} \right)^\alpha$ não possuir interseção com o conjunto de soluções definidas pelos níveis discretos de potência usados, o que é representado pela equação (4.15).

$$\frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b} \right)^\alpha < \frac{P_{min}}{P_{max}} \rightarrow c < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b \quad (4.15)$$

Estabelecendo as condições análogas para os planos cartesianos $P_{s_1} \times P_{r_2}$, $P_{r_1} \times P_{s_2}$ e $P_{r_1} \times P_{r_2}$, pode-se escrever um conjunto de condições de dependência com base em distância decorrente das duas situações acima descritas, exposto em (4.16). Destaca-se que, neste caso, basta o atendimento a uma das condições para que os enlaces sejam dependentes.

$$\left\{ \begin{array}{ll} c < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a & d < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ c < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b & d < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b \\ e < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a & f < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ e < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b & f < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b \end{array} \right. \quad (4.16)$$

Por fim, há ainda uma terceira situação que resulta na dependência baseada em distância, na qual, considerando-se o plano cartesiano $P_{s_1} \times P_{s_2}$, a região acima da reta de inclinação $\beta \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha$ não possui interseção com a região abaixo da reta de coeficiente angular $\frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^\alpha$. Matematicamente esta situação é descrita pela equação (4.17).

$$\beta \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha > \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^\alpha \rightarrow cd < \beta^{\frac{2}{\alpha}} ab \quad (4.17)$$

Vale reparar que esta última condição é realmente independente das potências utilizadas, não importando sequer os valores de P_{min} e P_{max} . Assim, o tipo de relação de dependência definido por ela poderia ser denominado de *dependência baseada em distância estrita*. As outras duas situações referem-se a uma combinação entre as distâncias e os limites de potência. Entretanto, esta distinção não parece ser relevante, uma vez que, em situações práticas, sempre existirão limites para os níveis de potência utilizados.

Com a aplicação desta terceira situação aos demais planos cartesianos, resulta mais uma condição de dependência com base em distância, descrita na equação (4.18).

$$ef < \beta^{\frac{2}{\alpha}} ab \quad (4.18)$$

Assim, as condições de dependência baseada em distância podem ser sumarizadas da forma exposta em (4.19). Ressalta-se que, neste caso, basta atender a uma das duas condições para que os enlaces sejam considerados dependentes com base em distância.

Independência com base em distância	$\min(c, d, e, f) \geq \left(\frac{\beta P_{max}}{P_{min}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} \max(a, b)$
Dependência com base em distância	$\min(c, d, e, f) < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} \max(a, b)$; ou $\min(cd, ef) < \beta^{\frac{2}{\alpha}} ab$
Independência com base em potência	Nenhuma das condições anteriores é atendida; e $\beta \left(\frac{a}{d}\right)^{\alpha} \leq R_{s_1, s_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b}\right)^{\alpha}$ $\beta \left(\frac{a}{f}\right)^{\alpha} \leq R_{s_1, r_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{e}{b}\right)^{\alpha}$ $\beta \left(\frac{a}{e}\right)^{\alpha} \leq R_{r_1, s_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{f}{b}\right)^{\alpha}$ $\beta \left(\frac{a}{c}\right)^{\alpha} \leq R_{r_1, r_2} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{d}{b}\right)^{\alpha}$
Dependência com base em potência	Nenhuma das condições anteriores é atendida.

Tabela 4.2: Situações de dependência entre pares de enlaces.

$$\left\{ \begin{array}{l} \min(c, d, e, f) < \left(\frac{\beta P_{min}}{P_{max}}\right)^{\frac{1}{\alpha}} \max(a, b) ; \text{ ou} \\ \min(cd, ef) < \beta^{\frac{2}{\alpha}} ab \end{array} \right. \quad (4.19)$$

Desta forma, as condições que delimitam as diversas situações de dependência relativa entre pares de enlaces são sumarizadas na Tabela 4.2.

4.3 Estimando a quantidade de Enlaces Independentes

Considerando uma rede sem fio CSMA/CA que opera em potência fixa e distribuída em uma área plana, as condições de independência definidas podem ser usadas para obter uma estimativa da quantidade de enlaces independentes na ausência de um mecanismo de controle de potência.

Seja $y = \min(c, d, e, f)$ a distância entre dois enlaces. Em consequência, valem as equações (4.20).

$$\left(\frac{a}{y}\right)^\alpha = \max \left[\left(\frac{a}{c}\right)^\alpha, \left(\frac{a}{d}\right)^\alpha, \left(\frac{a}{e}\right)^\alpha, \left(\frac{a}{f}\right)^\alpha \right] \quad (4.20)$$

$$\left(\frac{y}{b}\right)^\alpha = \min \left[\left(\frac{c}{b}\right)^\alpha, \left(\frac{d}{b}\right)^\alpha, \left(\frac{e}{b}\right)^\alpha, \left(\frac{f}{b}\right)^\alpha \right]$$

Assim, se $P_{s_1} = P_{r_1} = P_{s_2} = P_{r_2} = P_{fixa}$, as condições expostas em (4.6) podem ser expressas em uma única desigualdade, que expressa a comparação mais restritiva, conforme exposta em (4.21).

$$\beta \left(\frac{a}{y}\right)^\alpha \leq 1 \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{y}{b}\right)^\alpha \quad (4.21)$$

A condição pode ser descrita na forma de duas desigualdades, conforme (4.22).

$$\begin{cases} \beta a^\alpha \leq y^\alpha \\ \beta b^\alpha \leq y^\alpha \end{cases} \quad (4.22)$$

Por meio da introdução de uma variável $x = \max(a, b)$ uma nova simplificação pode ser realizada, resultando em (4.23).

$$y \geq \beta^{\frac{1}{\alpha}} x \quad (4.23)$$

O lado direito da condição (4.23) representa um limite de distância a partir de cada um dos terminais componentes de um enlace. Um enlace próximo somente pode ser independente do enlace considerado se ambos os terminais que o compõem estejam situados além desse limite. Se y , que corresponde à distância entre um enlace vizinho e o enlace considerado, for inferior a esse limite, ao menos uma das condições de independência deixará de ser atendida, tornando os enlaces dependentes.

Assim, a união da área definida por dois círculos com centros nos terminais comunicantes, cujos raios são iguais a $y = \beta^{1/\alpha} x$, é uma região de interesse, dentro da qual não podem existir enlaces independentes. Tal região é representada na Figura 4.3, e sua área A pode ser calculada com o emprego de geometria simples, resultando na expressão (4.24).

$$A = \left\{ 2\beta^{2/\alpha} \left[\pi - \arccos \left(\frac{1}{2\beta^{1/\alpha}} \right) \right] + \frac{\sqrt{4\beta^{2/\alpha} - 1}}{2} \right\} \cdot x^2 = \phi(\beta, \alpha) \cdot x^2 \quad (4.24)$$

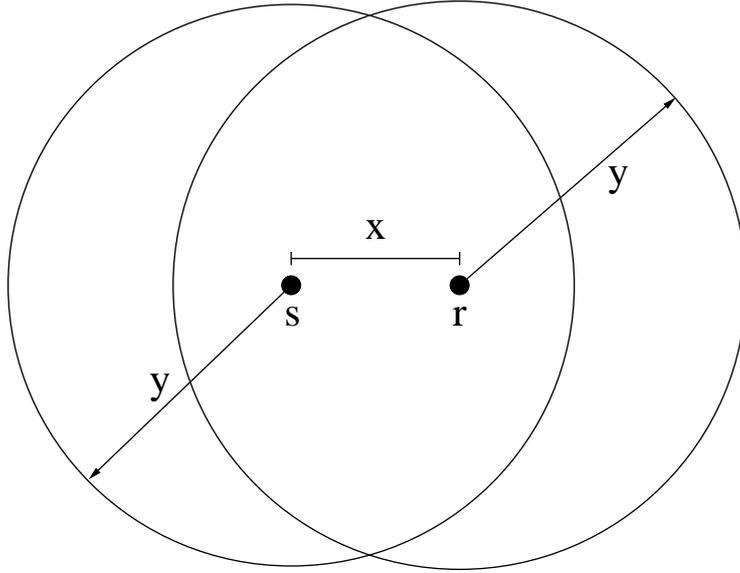


Figura 4.3: Região de dependência de um enlace ($y = \beta^{\frac{1}{\alpha}} x$).

A definição desta região de dependência é importante, uma vez que ela permite estabelecer uma função capaz de estimar a quantidade de enlaces mutuamente independentes em uma rede.

Uma ressalva precisa ser realizada com relação à variável x , necessária para a determinação da área da região de dependência A . Como $x = \max(a, b)$, onde a é a distância entre TX e RX do enlace considerado e b do enlace próximo (ao qual se refere a verificação de dependência), resulta que x pode assumir um valor diferente para cada um dos enlaces vizinhos. Entretanto, como se pretende obter uma forma de estimar a quantidade de enlaces independentes na rede, a presente análise vai utilizar-se apenas dos valores esperados (tanto de x , quanto de A), que podem ser determinados com facilidade, conforme exposto a seguir.

Considere-se uma rede com m enlaces, distribuída por uma região plana cuja área é S . Desta forma, a densidade de enlaces na rede é dada por $\sigma = \frac{m}{S}$.

Se a área da região de dependência média é dada por \bar{A} , pode-se aproximar a quantidade média \bar{I} de enlaces independentes de um enlace qualquer da rede por meio da equação (4.25).

$$\bar{I} = \sigma (S - \bar{A}) \quad (4.25)$$

Se existem m enlaces na rede, o número médio total de enlaces independentes em uma rede do tipo é dado pela equação (4.26).

$$\bar{I}_T = \frac{m\bar{I}}{2} \quad (4.26)$$

A divisão por 2 é necessária para eliminar a duplicidade decorrente da contagem

recíproca de enlaces independentes entre si. Como $m = \sigma S$, a função capaz de estimar o número de enlaces independentes na rede resulta na equação (4.27).

$$\bar{I}_T = \frac{\sigma^2 S (S - \bar{A})}{2} \quad (4.27)$$

Alternativamente, pode-se reescrever a equação em função do número de enlaces na rede m , resultando em (4.28).

$$\bar{I}_T = \frac{m^2 (S - \bar{A})}{2S} \quad (4.28)$$

Resta agora apenas determinar a área média \bar{A} . Sabendo-se que A é uma função da variável aleatória x , \bar{A} pode ser determinada por meio da integral expressa em (4.29).

$$\bar{A} = \int_0^{x_{max}} A(x) \cdot f(x) dx = \phi(\beta, \alpha) \int_0^{x_{max}} x^2 \cdot f(x) dx \quad (4.29)$$

Na equação exposta, $f(x)$ é a função densidade de probabilidade da variável $x = max(a, b)$, e x_{max} corresponde ao seu valor máximo (que é o máximo alcance de um enlace). A fim de determinar $f(x)$, determina-se inicialmente a função distribuição de probabilidade correspondente $F(x)$, utilizando-se a equação (4.30).

$$F(x) = P[max(a, b) \leq x] = P[a \leq x] \cdot P[b \leq x] \quad (4.30)$$

Considerando que o alcance dos enlaces da rede tenham uma distribuição uniforme até o limite x_{max} , $P[a \leq x] = P[b \leq x] = \frac{x}{x_{max}}$, o resultado da equação exposta é dado por (4.31).

$$F(x) = \frac{x^2}{x_{max}^2} \quad (4.31)$$

Logo, $f(x)$ pode ser determinada pela equação (4.32).

$$f(x) = \frac{d}{dx} F(x) = \frac{2x}{x_{max}^2} \quad (4.32)$$

Retornando, assim, à equação (4.29), determina-se a área média da região de dependência por meio da equação (4.33).

$$\bar{A} = \phi(\beta, \alpha) \cdot \frac{2}{x_{max}^2} \int_0^{x_{max}} x^3 dx = \phi(\beta, \alpha) \cdot \frac{x_{max}^2}{2} \quad (4.33)$$

Para avaliar a efetividade da expressão obtida, foram realizadas simulações nas quais uma determinada quantidade de terminais era posicionada aleatoriamente em uma área plana de $4km^2$. A quantidade de enlaces utilizados foi variada entre 20 e 200. Foi totalizado, para cada cenário, o número médio de enlaces mutuamente

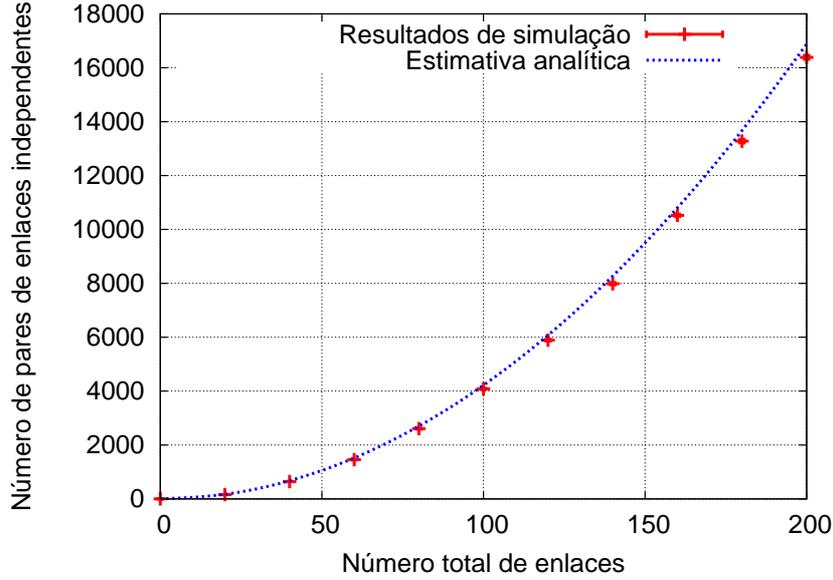


Figura 4.4: Estimativa do número de enlaces independentes.

independentes, comparando-se com o resultado obtido com o uso do modelo analítico desenvolvido.

Na Figura 4.4, é possível verificar que a expressão utilizada para estimar a quantidade de pares de enlaces mutuamente independentes é eficaz. Cada ponto na figura corresponde ao resultado médio referente a 50 diferentes topologias aleatórias. Os intervalos de confiança usados são de 95%. A comparação com a função obtida para estimar a quantidade de enlaces independentes demonstra um erro bastante reduzido.

4.4 Influência do Controle de Potência

Conforme exposto na seção anterior, pode-se estimar o número de enlaces independentes em uma rede sem fio na ausência de um mecanismo de controle de potência por meio de um modelo analítico simples, que correlaciona a distribuição espacial dos enlaces na rede e as condições de independência entre eles. Nesta seção, o mesmo modelo é expandido para demonstrar a influência do controle de potência nesse quantitativo de enlaces independentes.

Considere-se uma rede composta por terminais que podem utilizar p diferentes níveis discretos de potência P_0, P_1, \dots, P_{p-1} . Os terminais utilizam algum tipo de controle de potência, tal que o nível de potência utilizado em cada enlace é o menor dentre os que possibilitam a comunicação.

Nesta situação, a condição exposta em (4.23) terá de sofrer ajustes, em função da diferença nos níveis de potência utilizados pelos dois enlaces candidatos à inde-

pendencia mútua. Considerando os enlaces 1 e 2, cujas distâncias entre TX e RX sejam respectivamente a e b e os níveis de potência utilizados sejam P_i e P_j , pode-se adaptar a equação (4.21) para o exposto em (4.34).

$$\beta \left(\frac{a}{y} \right)^\alpha \leq \frac{P_i}{P_j} \leq \frac{1}{\beta} \left(\frac{y}{b} \right)^\alpha \quad (4.34)$$

Desta forma, pode-se determinar duas novas condições, que no caso do controle de potência, equivalem à condição única exposta em (4.23). Estas condições são exibidas em (4.35).

$$\begin{cases} y \geq \left(\beta \frac{P_j}{P_i} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ y \geq \left(\beta \frac{P_i}{P_j} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b \end{cases} \quad (4.35)$$

Vale reparar que não é mais possível, neste caso, determinar a condição mais restritiva. Se $a > b$ e $P_i = P_j$, ou seja, se a diferença entre as distâncias não se reflete na necessidade do uso de um nível de potência maior pelo enlace 1 do que o usado pelo enlace 2, a condição pode ser unificada como em (4.23), usando a variável $x = \max(a, b)$ para expressar a condição mais restritiva. Nesse caso específico, essa condição seria a primeira expressão, pois $a > b$.

No entanto, se $a > b$ e $P_i > P_j$, não se pode determinar *a priori* a condição mais restritiva dentre as duas. Basta considerar o caso em que $a = b + \varepsilon$, sendo ε uma distância bastante reduzida, mas suficiente para fazer com que o enlace 1 precise utilizar um nível de potência $P_i > P_j$. Neste caso, embora $\max(a, b) = a$, a condição mais restritiva poderá ser aquela referente a b , já que $\left(\beta \frac{P_i}{P_j} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b$ pode ser maior do que $\left(\beta \frac{P_j}{P_i} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a$, a depender de P_i , P_j e ε .

Seja $A_{(i,j)}$ a área média da região de dependência definida ao redor de um enlace que utiliza o nível de potência P_i , sendo que todos os enlaces vizinhos utilizam o nível de potência P_j . Ressalta-se que a região de dependência citada é definida com base em uma das condições expostas em (4.35), não sendo possível definir aquela mais restritiva sem analisar cada caso, em função dos valores de a , b , P_i e P_j .

Considere-se uma rede que possui m enlaces, e um determinado número m_i de enlaces utiliza o nível de potência P_i . Pode-se definir $k_i = \frac{m_i}{m}$, que representa a proporção de enlaces que utilizam aquele determinado nível de potência. Assim, se um determinado enlace E utiliza o nível de potência P_i , pode-se estimar o número de enlaces independentes de E de acordo com a equação (4.36).

$$\bar{I}(i) = \sigma \cdot \sum_{j=0}^{p-1} k_j [S - \bar{A}_{(i,j)}] = \sigma \cdot \sum_{j=0}^{p-1} k_j \bar{z}_{(i,j)} \quad (4.36)$$

Na equação exposta, foi introduzida uma variável auxiliar $\bar{z}_{(i,j)} = [S - \bar{A}_{(i,j)}]$. Basicamente, toma-se uma média ponderada das áreas $\bar{z}_{(i,j)}$ (que poderia ser encarada como uma *região de independência*, em oposição à região de dependência A), usando-se como pesos as proporções k .

Assim, pode-se estimar o número médio total de enlaces independentes por meio da equação exposta em (4.37), obtida de forma semelhante a (4.27).

$$\bar{I}_T = \frac{\sigma S}{2} \cdot \sum_{i=0}^{p-1} k_i \bar{I}(i) \quad (4.37)$$

Lema 4.1 *Se um enlace E passa a utilizar um nível de potência P_p , inferior aos p níveis de potência previamente existentes, existe o caso em que a nova área média de sua região de dependência $\bar{A}'_{(p,j)}$ é superior à anterior $\bar{A}_{(p-1,j)}$, $j \in (0, 1, 2, \dots, p-1)$.*

Prova A área $A_{(p,j)}$ pode ser calculada da mesma maneira que a equação (4.24). A única diferença refere-se ao fato de que naquela equação os raios dos círculos utilizados eram iguais a $\beta^{\frac{1}{\alpha}} \max(a, b)$, e no caso do uso do controle de potência estes círculos terão raios definidos pela condição mais restritiva dentre aquelas expostas em (4.35).

Se o enlace E passa a utilizar um nível P_p inferior aos já existentes, e existe um esquema de controle de potência em funcionamento na rede, o nível de potência anteriormente utilizado por E era P_{p-1} (considerando que $P_0 > P_1 > P_2 > \dots > P_{p-1} > P_p$).

Assim, considere-se um enlace próximo a E , que utiliza um nível de potência qualquer P_j . Antes de E passar a adotar um nível de potência $P_p < P_{p-1}$, as condições expostas em (4.35) resultam em:

$$\begin{cases} y \geq \left(\beta \frac{P_j}{P_{p-1}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ y \geq \left(\beta \frac{P_{p-1}}{P_j} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b \end{cases}$$

Conforme citado, estas são as condições que definem a área $\bar{A}_{(p-1,j)}$, antes de E passar a adotar um nível de potência $P_p < P_{p-1}$.

Como uma primeira hipótese, considere-se que a segunda condição exposta acima, a referente a b , seja a mais restritiva (ou seja, a que corresponde a um

valor maior, fazendo com que a primeira condição seja atendida sempre que ela o for). Neste caso, é simples perceber que a adoção de um nível $P_p < P_{p-1}$ por E resultará numa redução no valor do raio dos círculos propiciando a redução da área para o valor $\bar{A}_{(p,j)} < \bar{A}_{(p-1,j)}$.

Se, numa segunda hipótese, a condição mais restritiva for a primeira, verifica-se que a troca de P_{p-1} por P_p parece aumentar o valor resultante (o que resultaria em aumento da área). No entanto, deve-se verificar se, ao reduzir o nível de potência em E de P_{p-1} para P_p , esta condição permanece sempre sendo a mais restritiva.

Após a redução da potência no enlace 1, passam a valer as novas condições:

$$\left\{ \begin{array}{l} y \geq \left(\beta \frac{P_j}{P_p} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a \\ y \geq \left(\beta \frac{P_p}{P_j} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b \end{array} \right.$$

Constata-se que a máxima redução de nível de potência possível é limitada pela potência mínima necessária para manter a comunicação em E , cujos terminais TX e RX possuem entre si a distância a . Este nível mínimo de potência é dado por $\frac{RX_{th}a^\alpha}{k}$, onde RX_{th} é o mínimo limiar de recepção em presença de ruído e k é o ganho de transmissão.

Assim, usando-se o menor valor possível de P_p (que corresponde ao aumento máximo do valor ao qual se refere a primeira condição exposta acima), resulta que a primeira condição pode ser exposta da seguinte forma:

$$y \geq \left(\beta \frac{kP_j}{RX_{th}a^\alpha} \right)^{\frac{1}{\alpha}} a = \left(\beta \frac{kP_j}{RX_{th}} \right)^{\frac{1}{\alpha}}$$

E como $P_j \geq \frac{RX_{th}b^\alpha}{k}$, tem-se que $b^\alpha \leq \frac{kP_j}{RX_{th}}$, podendo-se assim escrever:

$$y \geq \left(\beta \frac{kP_j}{RX_{th}} \right)^{\frac{1}{\alpha}} \geq \beta^{\frac{1}{\alpha}} b$$

Como $P_p < P_j$, resulta que $\beta^{\frac{1}{\alpha}} b > \left(\beta \frac{P_p}{P_j} \right)^{\frac{1}{\alpha}} b$. Logo, verifica-se que a primeira condição permanece sendo mais restritiva (resultando em um valor maior) do que a segunda, demonstrando a possibilidade da nova área $\bar{A}_{(p,j)}$ ser maior do que $\bar{A}_{(p-1,j)}$. ■

Lema 4.2 *Se os terminais de uma rede podem passar a utilizar um novo nível de potência P_p , inferior aos p níveis de potência previamente existentes, existe o caso em que o novo número estimado de enlaces independentes $\bar{I}(p)$ é inferior a $\bar{I}(p-1)$.*

Prova Se um novo nível de potência está disponível, alguns enlaces (aqueles cuja potência mínima necessária é inferior ao novo nível P_p) passam a adotá-lo. O número de enlaces independentes de um enlace que utiliza potência P_{p-1} é dado pela equação (4.36), ou seja:

$$\bar{I}(p-1) = \sigma \sum_{i=0}^{p-1} k_i \bar{z}_{(p-1,i)}$$

Seja $k'_p \leq 1$ a proporção de enlaces que passam a usar o nível P_p . Com a introdução de um novo nível $P_p < P_{p-1}$, um certo número de terminais que antes operava no nível P_{p-1} passará a adotar a nova potência.

De acordo com o lema 4.1, é possível que, mesmo com a redução do nível de potência de transmissão, o resultado seja um aumento na área média da região de dependência. Assim, como $\bar{z}_{(i,j)} = [S - \bar{A}_{(i,j)}]$ é possível que $\bar{z}_{(p,i)}$ seja inferior a $\bar{z}_{(p-1,i)}$, resultando em $\bar{I}(p) < \bar{I}(p-1)$. ■

Teorema 4.3 *Se os terminais de uma rede podem passar a utilizar um novo nível de potência P_p , inferior aos p níveis de potência previamente existentes, existe o caso em que o novo número total estimado de enlaces independentes \bar{I}'_T é inferior a \bar{I}_T .*

Prova O número total de enlaces independentes estimado com p níveis de potência (de P_0 a P_{p-1}) é:

$$\bar{I}_T = \frac{\sigma S}{2} \sum_{i=0}^{p-1} k_i \cdot \bar{I}(i)$$

Com a disponibilidade de um novo nível de potência, uma parte dos enlaces que utilizam o nível P_{p-1} passará a utilizar o nível P_p . Como, de acordo com o lema 4.2, é possível que se tenha $\bar{I}(p) < \bar{I}(p-1)$, torna-se possível também que $\bar{I}'_T < \bar{I}_T$. ■

A importância do teorema 4.3 consiste em provar que os métodos tradicionais de controle de potência, baseados em utilizar os menores níveis de potência possíveis capazes de manter a comunicação, não resultam necessariamente em um maior número de enlaces independentes. Ou seja, *é possível que mais enlaces independentes existam se os terminais utilizarem níveis de potência superiores, mesmo que estejam disponíveis níveis menores capazes de manter os terminais envolvidos ao alcance mútuo.*

O conceito descrito acima contraria o senso comum sobre a relação entre controle de potência e reuso espacial.

Um outro fator a ser discutido em relação à influência do controle de potência é a possibilidade do uso de enlaces com potências assimétricas como forma de aumentar

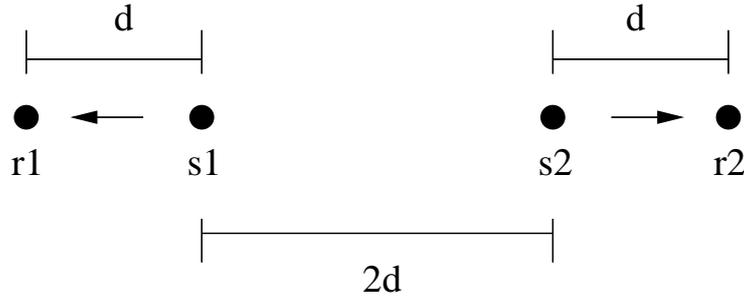


Figura 4.5: Topologia exemplo

o número de enlaces independentes. O uso de níveis de potência diferentes nos terminais que compõem um enlace pode, dependendo do posicionamento em relação a um enlace vizinho, permitir que eles se tornem independentes.

A título de exemplo, considere-se os enlaces expostos na Figura 4.5. Considere-se que o expoente α da distância na equação que expressa a atenuação de propagação no canal (*path loss exponent*) seja 3 e a SINR necessária em todos os receptores para uma decodificação correta seja $10dB$. A potência empregada é a mínima necessária para os enlaces. Nesse cenário, é fácil verificar que existe risco de uma colisão caso todos os terminais usem a mesma potência P_{min} . Basta haver o envio simultâneo de um quadro DATA no enlace 1 e de um ACK no enlace 2 para que a SINR em s_2 seja igual a 8, ou $9,03dB$, resultando na perda do quadro ACK. Verifica-se assim, que tais enlaces não atendem ao requisito de independência mútua.

Entretanto, propõe-se agora que os terminais s_1 e s_2 passem a utilizar uma potência P_s , e r_1 e r_2 utilizem P_r . Para essa topologia específica, verifica-se que utilizar $P_r = 1,25 \cdot P_s$ é suficiente para fazer com que a SINR na situação anteriormente descrita passe a ser igual a $10dB$. Na verdade, o uso de uma potência P_r pouco superior à citada garante a manutenção da SINR necessária em todos os terminais, para a transmissão simultânea de quaisquer quadros.

Assim, ao menos nessa topologia, o uso de níveis de potência superiores aos mínimos necessários pode garantir a existência de enlaces totalmente independentes, aumentando o reuso espacial e a capacidade agregada. Vale destacar que seria ainda necessário ajustar os limiares de CS_{th} de maneira a aproveitar-se dessa independência, fazendo com que os terminais de um enlace simplesmente ignorem as transmissões advindas do enlace vizinho, viabilizando a transmissão simultânea.

Outro ponto a ser frisado é que as ideias descritas por GURSES e BOUTABA [6] são em parte confirmadas com esse exemplo. Em parte porque, embora a escolha de níveis de potência superiores ao mínimo possa realmente representar aumento do reuso espacial, o ajuste de P_t baseado unicamente na distância TX - RX, como proposto no trabalho citado, não permitiria tornar tais enlaces independentes. Se o fator de ajuste de P_t é uma função exclusiva da distância entre os terminais

comunicantes, fica afastada a possibilidade de enlaces assimétricos, nos quais o TX utiliza potência diferente do RX. E é justamente isso o necessário para que os enlaces do exemplo se tornem independentes.

Esta constatação confirma a necessidade da escolha dos níveis de potência utilizados de acordo com a topologia local, levando em conta o posicionamento específico de cada enlace em relação a seus vizinhos. Reforça-se, portanto, o conceito provado por meio do teorema 4.3, segundo o qual o controle de potência tradicional, realizado por um enlace com base unicamente nas suas próprias características, sem considerar a topologia da vizinhança, pode não resultar em um maior número de enlaces independentes, podendo até reduzir o reuso espacial.

4.5 Influência do Limiar Detecção de Portadora

A existência de enlaces independentes é um fator importante para que mais transmissões simultâneas possam ocorrer na rede sem fio, sem que haja excesso de colisões. No entanto, para que o reuso espacial seja efetivamente obtido, é necessário que o mecanismo de acesso ao meio permita que transmissores próximos sejam ativados simultaneamente. Assim, o limiar de detecção de portadora CS_{th} é um parâmetro crucial para que a existência de enlaces independentes seja convertida em reuso espacial efetivo.

Teorema 4.4 *Existem situações nas quais dois enlaces são independentes, mas o uso do limiar de detecção de portadora fixo inviabiliza a comunicação simultânea.*

Prova Considere-se um par de enlaces independentes E_1 e E_2 . Por simplicidade, considera-se que a rede opera em potência fixa P_t . Seja $x = \max(a, b)$, onde a corresponde à distância entre os terminais de E_1 e b entre os de E_2 . O terminal s_2 , que compõe o enlace E_2 , encontra-se a uma distância de $\beta^{\frac{1}{\alpha}}(x + \epsilon)$ do transmissor s_1 , sendo $\epsilon \ll x$, e a uma distância superior a esta em relação a r_1 , ambos pertencentes à E_1 . Considere-se ainda que r_2 , o outro terminal que compõe E_2 está a uma distância superior a $\beta^{\frac{1}{\alpha}}x$ de s_1 e de r_1 .

Vale notar, portanto, que a condição de independência simplificada $y \geq \beta^{\frac{1}{\alpha}}x$ é atendida, sendo os enlaces independentes.

Se s_2 transmite, s_1 recebe uma potência dada por:

$$P_{s_1, s_2} = \frac{GP_t}{\beta(x + \epsilon)^\alpha}$$

A potência mínima recebida para uma comunicação equivale a $RX_{th} = \frac{GP_t}{x_{max}^\alpha}$, onde x_{max} corresponde ao máximo alcance. Assim, se $\beta(x + \epsilon)^\alpha < x_{max}^\alpha$, ou seja, $(x + \epsilon) < \frac{x_{max}}{\beta^{\frac{1}{\alpha}}}$, resulta que $P_{s_1, s_2} > RX_{th}$.

Como exposto no Capítulo 2, RX_{th} corresponde a um limite superior para CS_{th} , o que implica em $CS_{th} \leq RX_{th}$. Pode-se, assim, concluir que é possível obter $P_{s_1, s_2} > CS_{th}$, evitando que s_1 possa transmitir simultaneamente a s_2 , ainda que E_1 seja independente de E_2 . ■

Assim, verifica-se que, mesmo existindo enlaces mutuamente independentes, em algumas situações o reuso espacial só poderá ser efetivamente obtido usando um método de ajuste CS_{th} . O próximo capítulo dedica-se ao estudo da maximização dos enlaces independentes. Os conceitos aqui definidos, como a necessidade de controle de potência com base no posicionamento relativo entre enlaces e uso de enlaces com potências assimétricas serão considerados. Da mesma forma, o ajuste de CS_{th} para viabilizar a conversão de enlaces independentes em efetivo reuso espacial é também abordado.

4.6 Conclusões

O reuso espacial do canal ocorre quando diferentes pares transmissor-receptor realizam comunicações simultâneas, aumentando a vazão agregada da rede. Neste capítulo, foram estabelecidas condições objetivas que garantem a possibilidade de que dois enlaces próximos realizem transmissões bidirecionais, mantendo-se a interferência mutuamente gerada em níveis toleráveis. Uma vez atendidas tais condições, os enlaces são considerados independentes entre si.

Embora as condições de independência tratem apenas da situação relativa entre dois enlaces, a utilização de uma SINR mínima corrigida de acordo com um resultado importante da literatura permite levar em conta a interferência acumulada, resultante das demais transmissões simultâneas na rede.

Vale destacar que as equações foram definidas com base em um modelo de propagação *log-distance*, que pressupõe um canal no qual a potência do sinal transmitido decai em função da distância em relação ao transmissor elevada a um expoente constante. Tal modelo de propagação foi escolhido em função de sua simplicidade e flexibilidade, como exposto no Capítulo 2.

De acordo com o modelo usado, a independência entre enlaces é função de quatro fatores: posicionamento relativo (seis medidas de distância), potências utilizadas pelos terminais, SINR mínima necessária para recepção e *path loss exponent*. Assim, controlando-se a potência de transmissão usada, em alguns casos, é possível transformar enlaces dependentes em independentes, aumentando o reuso espacial.

Fixando-se um enlace específico E , o desenvolvimento do modelo permite classificar os enlaces próximos entre diferentes conjuntos. Há os enlaces dependentes de E com base em distância, já que nenhuma configuração de potência dentre as

disponíveis pode torná-los independentes de E . Da mesma forma, há os enlaces independentes com base em distância, definidos analogamente. Os demais enlaces são os anteriormente descritos, que podem ser dependentes ou independentes de E , de acordo com o controle de potência empregado.

Foi ainda derivada uma expressão analítica que permite estimar o número de pares de enlaces independentes em uma rede cujos terminais são posicionados aleatoriamente em uma área plana e utilizam potência fixa. A eficácia da expressão é confirmada por meio da comparação com os resultados obtidos por simulação. Utiliza-se então o modelo para demonstrar que o controle de potência tradicional, que busca sempre a utilização do menor nível de potência possível, nem sempre resulta em maior número de enlaces independentes.

Demonstra-se ainda, por meio de um exemplo simples, que o uso de enlaces com potências de transmissão assimétricas pode ser eficaz em tornar enlaces independentes. Por fim, analisa-se a influência do ajuste de CS_{th} , uma vez que enlaces independentes só resultam em efetivo reuso espacial se o mecanismo CSMA/CA autorizar o acionamento simultâneo dos transmissores, o que depende do uso de um limiar de detecção de portadora adequado.

As constatações observadas são a base para o desenvolvimento do próximo capítulo, que se dedica a investigar a maximização do número dos enlaces independentes de uma rede.

Capítulo 5

Maximização de Enlaces Independentes

A principal ideia explorada neste trabalho consiste na possibilidade de se ampliar substancialmente o reuso espacial na rede maximizando-se os pares de enlaces independentes. A hipótese considerada é a de que o ajuste dos níveis de potência de forma a gerar o maior número possível de relações de independência mútua tende a aumentar o número de possíveis transmissões simultâneas, possibilitando uma maior vazão agregada.

Vale destacar, conforme já exposto nos capítulos anteriores, que a configuração de potências que resulta na máxima quantidade de pares de enlaces independentes não corresponde, necessariamente, à solução ótima para o problema de maximização do reuso espacial¹. O efeito da interferência acumulada pode resultar em colisões entre dois enlaces que seriam, em tese, independentes, se considerados de forma isolada do restante da rede.

Desta forma, a proposta consiste em utilizar a solução de maximização de um problema mais simples, ou seja, considerando-se a independência de enlaces dois a dois, para obter melhores resultados, embora não necessariamente ótimos, em um problema cuja solução é notoriamente mais difícil.

O presente capítulo dedica-se a explorar os conceitos citados.

Inicialmente, formaliza-se o problema de maximização da quantidade de pares de enlaces independentes em uma rede *ad hoc* CSMA/CA, analisando-se a possibilidade de determinação da solução global por meio de um algoritmo.

Em seguida, frente à alta complexidade computacional e à necessidade de conhecimento global para a resolução do problema, propõe-se um mecanismo simples, destinado apenas a funcionar como uma prova de conceito. Dada uma rede, seu ob-

¹Mais especificamente, refere-se ao problema de determinação do grau de reuso espacial que maximiza a vazão agregada da rede, embora seja comum na literatura a referência ao termo *maximização do reuso espacial*.

jetivo consiste em obter uma configuração de níveis de potência que resulte em um maior número de enlaces independentes do que o originalmente existente. A partir deste novo ajuste de P_t e CS_{th} em cada terminal, busca-se avaliar se a rede passa a apresentar uma vazão agregada superior à obtida com a configuração original, o que confirmaria a hipótese da relação direta entre o acréscimo de enlaces independentes e um melhor reuso espacial do canal.

5.1 Problema de maximização de enlaces independentes

A fim de formalizar o problema de maximização, propõe-se considerar um grafo de dependência entre enlaces $D = (V, A)$. O conjunto de vértices V é composto por todos os *enlaces* da rede *ad hoc* CSMA/CA considerada. Desta forma, considera-se que a cada terminal t_i corresponde um conjunto de terminais dentro de seu alcance de transmissão físico, com os quais vai estabelecer comunicações lógicas. Esse conjunto de terminais *correspondentes* pode ou não ser composto por todos os terminais ao alcance de t_i . Assim, se $E \in V$, $E = \{(t_i, t_j)\}$, sendo t_j correspondente de t_i , e vice-versa.

Por sua vez, o conjunto de arestas A tem como seus elementos os pares de enlaces (E_i, E_j) que possuem entre si relação de *dependência*. Tal relação pode ser definida indiretamente pelas condições de independência listadas no capítulo 4. Se uma das condições de independência não é atendida, diz-se que E_i é dependente de E_j , e haverá portanto uma aresta entre esses dois enlaces no grafo de dependência D .

Conforme anteriormente exposto, o atendimento às condições de independência é função do posicionamento dos terminais da rede, de suas potências de transmissão e dos valores de SINR necessários. Assim, considerando-se o conhecimento global sobre a topologia da rede e a SINR necessária em cada terminal, o problema de maximização de enlaces independentes em uma rede *ad hoc* CSMA/CA poderia ser solucionado por meio de um algoritmo que realizasse os seguintes passos:

1. Diante de uma certa configuração de níveis de potência, cabendo a cada terminal uma potência de transmissão específica, determinar o grafo de dependência D ;
2. Dado o grafo D , determinar o número máximo de enlaces independentes entre si, ou seja, que não são conectados diretamente por arestas pertencentes a A ;
3. Realizar os passos 1 e 2 com todas as possíveis configurações de níveis de potências, determinando a solução que maximiza os pares de enlaces independentes.

Analisando a sequência de passos descrita, é possível verificar a alta complexidade computacional desta solução.

O primeiro passo implica em realizar a verificação das condições de independência para todos os pares de enlaces pertencentes a V . Em uma rede com m enlaces, significa realizar os testes para cada uma das $\frac{m(m-1)}{2}$ combinações possíveis. Vale ainda ressaltar que o número de enlaces possíveis na rede varia quadraticamente com o número de terminais.

O passo 2 pode ser reduzido ao conhecido problema de determinação do *maximum independent set*.

Dois vértices de um grafo G são considerados adjacentes se existe uma aresta entre eles. Um conjunto independente (*independent set*) I de G é um subconjunto dos vértices de G , sendo que nenhum vértice em I é adjacente de outro. O *maximum independent set* (MIS) do grafo G corresponde ao conjunto independente que possui maior cardinalidade dentre todos os possíveis conjuntos I de G .

O problema conhecido como MIS consiste justamente na determinação deste conjunto independente I de um grafo G , sendo que I tem número máximo de elementos. Vale reparar que esse problema é precisamente aquele enfrentado no passo 2, com relação ao grafo de dependência D . Embora o *MIS problem* seja um problema bastante estudado na literatura, todas as soluções disponíveis até o momento possuem tempo de execução exponencial em relação ao número de vértices do grafo G , conforme exposto por SHARIEH *et al.* [72]. Assim, a complexidade desta etapa seria exponencial em relação ao número de enlaces na rede m .

Por fim, o terceiro passo exige a exploração de todas as combinações possíveis de potência em relação aos terminais. Dado o conjunto de níveis de potência discretos considerados², seria necessário testar a utilização de cada um desses níveis, em todos os terminais da rede, cobrindo todas as possibilidades de combinação. Considerando p níveis de potência discretos, resultam p^k combinações a serem testadas, onde k é o número de terminais na rede. O passo 3 é, portanto, mais um problema cuja solução demanda uma complexidade exponencial.

Outra maneira de formular o problema descrito seria listar as condições de independência a serem atendidas em relação a cada par de enlaces da rede. Resultariam $\frac{m(m-1)}{2}$ conjuntos de condições em uma rede com m enlaces. Cada conjunto seria composto de 8 desigualdades, já que cada condição de independência listada em (4.6) possui duas delas. O problema seria, assim, maximizar o número de conjuntos de condições simultaneamente atendidos.

Entretanto, uma possível abordagem baseada em programação linear (ou programação linear inteira) teria de lidar com três dificuldades significativas. A primeira

²Destaca-se que este passo resultaria inviável caso a potência de transmissão fosse considerada como uma variável contínua.

delas se refere ao número expressivo de condições a serem consideradas. Em uma rede composta por m enlaces, o total de condições atingiria $\frac{8m(m-1)}{2}$, lembrando que m varia quadraticamente com o número n de terminais na rede.

A segunda dificuldade consiste no fato de que o problema proposto não se adapta facilmente às formulações usualmente empregadas na área de programação linear. Diferentemente dos problemas usuais, o objetivo aqui não consiste em atender a todas as condições³. O objetivo também não é o de atender ao maior número possível das inequações listadas, já que a independência entre um par de enlaces só é alcançada quando se atende simultaneamente às 8 desigualdades expostas em (4.6). A solução consiste, como já exposto, em atender ao *maior número possível de conjuntos de condições*, onde cada conjunto é composto pelas 8 condições específicas referentes a cada par de enlaces.

Por fim, uma abordagem como esta exigiria o conhecimento global sobre a topologia da rede e a obtenção da solução de maneira centralizada, o que geralmente ocasiona dificuldades em relação à escalabilidade do mecanismo.

5.2 Heurística preliminar

Diante da complexidade do problema de maximização dos enlaces independentes, optou-se pelo desenvolvimento de uma heurística simples a ser executada de forma distribuída pelos terminais. O objetivo foi utilizá-la como uma prova de conceito, analisando os resultados por ela obtidos e partindo para a elaboração de um mecanismo mais completo posteriormente. Nesta primeira aproximação, busca-se apenas avaliar a viabilidade da proposta de aumentar a vazão agregada de uma rede por meio do aumento do número de enlaces independentes.

A partir de uma rede sem fio que dispõe de um determinado número de pares de enlaces independentes, o objetivo da heurística é aumentar este número por meio do ajuste dos níveis de potência de alguns terminais. Vale ressaltar que não se pretende atingir uma solução ótima, mas apenas uma aproximação que gere um melhor reuso espacial do que a configuração original.

O mecanismo proposto, denominado simplesmente *heurística preliminar*, presuppõe a troca periódica de quadros destinados à difusão de informações para o reuso espacial. Tais quadros deverão ser enviados pelos terminais utilizando a máxima potência disponível, visando a maximizar seu alcance. Um enlace E_1 é considerado vizinho de outro E_2 se ao menos um dos terminais de E_1 pode se comunicar, utilizando esse máximo alcance possível, com um dos terminais de E_2 . Cada terminal deverá informar, basicamente, os dados listados a seguir:

³O atendimento simultâneo a todas elas implicaria em uma rede na qual todos os enlaces seriam independentes, o que seria possível obter em poucas topologias reais.

1. A identificação de seus correspondentes;
2. A distância estimada em relação a cada um deles; e
3. As potências de transmissão utilizadas na comunicação com seus correspondentes.

A distância estimada referenciada no item 2 é aquela determinada pelo nível de potência recebido, quando se conhece a potência utilizada pelo transmissor correspondente. Usando-se um modelo de propagação *log-distance*, $d_{est} = (\frac{GP_t}{P_r})^{\frac{1}{\alpha}}$. O próprio recebimento de um quadro de informações sobre reuso é oportunidade para determinação dessa distância, já que ele é sempre enviado em potência máxima.

Para contornar problemas relativos à instabilidade do canal, é conveniente o uso de uma média móvel, estimando a distância a partir de várias observações consecutivas. Vale ressaltar ainda que essa distância pode não representar uma estimativa confiável da distância euclideana entre os terminais, mas pode ser considerada como uma *distância equivalente* para fins de propagação. Na verdade, o que realmente importa para determinar a independência entre enlaces é o nível médio de *atenuação* entre os terminais, pois este sim determina a contribuição na SINR resultante em cada receptor.

A base da heurística implementada é fazer com que cada um dos enlaces eleja um determinado enlace dependente, ou seja, um enlace vizinho no grafo de dependência D , para uma tentativa de ajuste dos níveis de potência que possa estabelecer a independência entre eles. Obviamente, o grafo D aqui passa a ter significado apenas local, cabendo a cada enlace E , por meio de um de seus terminais, determinar o conjunto de enlaces vizinhos dependentes de E , do qual será escolhido um elemento para a tentativa de otimização⁴.

Escolhido esse enlace e realizada a otimização, ou seja, determinada uma configuração de níveis de potência dos quatro terminais envolvidos que gera a independência, ambos os enlaces são marcados, de forma a impedir uma nova mudança nos níveis de potência por um determinado período de tempo. Caso a tentativa de se encontrar uma configuração dos níveis de potência que resulte em independência falhe, os enlaces permanecem disponíveis para participar de novas tentativas.

Resumidamente, os passos a serem executados periodicamente por um terminal de determinado enlace são:

1. Determinar seus enlaces vizinhos no grafo D e suas respectivas distâncias equivalentes b, c, d, e e f ;

⁴O termo *otimização* é aqui empregado em sentido amplo, referindo-se ao estabelecimento de uma situação mais vantajosa do que a anterior. No caso concreto, trata-se da conversão de um par de enlaces dependentes em independentes.

2. Escolher o enlace vizinho para realizar a otimização;
3. Explorar todas as combinações possíveis de potência entre os quatro terminais, utilizando as condições expostas em (4.6) para determinar a independência;
4. Se for possível alcançar a independência, comunica-se ao enlace vizinho, ambos assumem os níveis de potência escolhidos e são marcados, evitando-se nova otimização por certo período de tempo. Realiza-se ainda a atualização do conjunto de vizinhos em D para cada um dos enlaces envolvidos, excluindo-se mutuamente.
5. Após executar os passos acima, ou após ser comunicado de uma otimização realizada por um enlace vizinho que o envolva, os terminais do enlace ajustam seu respectivos valores de CS_{th} de acordo com o novo conjunto de vizinhos em D .

Basta que um dos terminais de cada enlace execute a heurística, considerando que as informações necessárias deverão ser repassadas pelo seu terminal correspondente.

O passo 1 é alcançado com a recepção dos quadros de controle de cada um dos vizinhos. A cada quadro recebido, realiza-se o teste de dependência em relação a cada um dos novos enlaces conhecidos, construindo o grafo D . Inicialmente, pode-se eliminar os enlaces dependentes e independentes por distância, com base nas condições expostas no capítulo 4. Em seguida, passa-se a determinar os demais enlaces independentes com base no conjunto de condições exposto em (4.6). Excluídos todos esses enlaces, restarão os enlaces dependentes com base nas potências usadas, que são os candidatos à otimização.

É possível que uma das distâncias (c, d, e, f) não possa ser estimada, por estar o terminal considerado fora do alcance de um dos terminais do enlace que executa o mecanismo. Nesta situação, opta-se por considerar o pior caso, do ponto de vista da interferência por ele gerada. Considera-se como distância equivalente o alcance máximo, determinado pelo uso da potência máxima de transmissão. Esta situação corresponde à máxima interferência possível, já que a maior potência interferente gerada por um terminal fora do alcance ocorre quando ele se situa bem próximo à fronteira da Zona de Recepção.

Se existem m enlaces na rede, o enlace em questão terá de calcular as distâncias equivalentes em relação a $(m - 1)$ enlaces, no pior caso.

A escolha do enlace vizinho a ser otimizado baseia-se na maior probabilidade de ser alcançada a otimização. É necessário utilizar um critério simples, com base nas informações disponíveis, evitando o custo computacional de realizar a tentativa de otimização em relação a todos os enlaces dependentes.

Analisando-se as condições de independência citadas, verifica-se que quanto menor o valor de b , ou seja, quanto mais curto é o enlace vizinho, maior a probabilidade de se tornar independente do enlace de referência. Da mesma forma, quanto maiores os valores de c, d, e e f , menor a interferência mútua entre os enlaces, também favorecendo a independência. Assim, o método escolhido para selecionar o enlace vizinho para a tentativa de otimização é comparar as razões $\frac{b}{\min(c,d,e,f)}$ de cada um dos vizinhos no grafo D , selecionando o que apresentar a menor relação.

Destaca-se que o método descrito baseia-se apenas na observação de fatores que podem propiciar uma *maior tendência* ao sucesso na tentativa de otimização. Em outras palavras, não se pode garantir que, caso a tentativa de otimização com o enlace dependente escolhido⁵ fracasse, eventuais tentativas com os demais também viriam a fracassar. Apenas a aplicação das condições de independência à topologia relativa específica entre os dois enlaces, com a exploração do conjunto completo das soluções de potência em relação aos quatro terminais envolvidos, pode diferenciar os casos em que a obtenção da independência é possível daqueles nos quais não o é. Como, em nome da simplicidade da implementação, deseja-se evitar a solução baseada em força bruta, optou-se pelo critério exposto.

Para a avaliação da complexidade computacional desta etapa da heurística, pode-se supor que, no pior caso, o enlace que a executa seja vizinho de m enlaces. Assim, o passo 2 corresponde à complexidade computacional de uma ordenação, executada normalmente em $O(m^2)$ passos no pior caso. Contudo, utilizando algoritmos mais sofisticados, é possível realizá-lo em $O(m \log m)$, que será considerada a complexidade computacional de pior caso desta etapa.

O passo 3 é executado testando-se todas as combinações possíveis de potência para os terminais envolvidos. Destaca-se que os níveis de potência explorados em relação a cada enlace possuem como limite inferior o mínimo nível de potência capaz de manter a comunicação entre os terminais. Assim, o mecanismo proposto não altera a topologia da rede, mantendo intacta sua conectividade original.

Considerando-se p níveis discretos de potência, resultam p^4 combinações, no pior caso. E como esta etapa só será realizada em relação ao enlace escolhido (decorrente do passo 2), a complexidade deste passo é independente do número de enlaces na rede, sendo considerada uma constante. Na versão implementada para a avaliação, este número foi de 256 configurações diferentes a serem testadas.

Passa-se, assim, ao passo 4, realizado de maneira trivial.

Por fim, o passo 5 refere-se à necessidade de ajustar o CS_{th} , uma vez que a presença de enlaces independentes só pode ser efetivamente convertida em reuso espacial se o mecanismo de detecção de portadora possibilitar a transmissão simultânea. O ajuste é alcançado fazendo com que cada terminal do enlace configure seu CS_{th} de

⁵Ou seja, o que apresenta a menor relação $b/\min(c, d, e, f)$.

forma a ser sensibilizado pelo terminal mais distante dentre aqueles pertencentes a enlaces vizinhos em D . Para isso, o terminal utiliza as distâncias c, d, e e f para estimar a respectiva potência recebida de cada terminal cujo enlace seja vizinho em D . Utiliza-se como valor de CS_{th} a menor dessas potências, menos uma margem de segurança.

A ideia básica deste método consiste em evitar que o terminal detecte o meio ocupado quando um enlace independente próximo estiver transmitindo, viabilizando o envio simultâneo de quadros.

Este último passo representa, portanto, a necessidade de mais uma ordenação entre os enlaces vizinhos, assim como no passo 2. São etapas independentes, e de mesma complexidade ($O(m \log m)$). Pode-se, inclusive, optar por realizar a ordenação necessária ao passo 5 ao mesmo tempo em que se realiza a necessária ao passo 2.

Analisando a complexidade computacional decorrente de cada um dos passos necessários, verifica-se que a execução do algoritmo ocorre, no pior caso, com a complexidade $O(m \log m)$, sendo m o número de enlaces ativos na rede. Como esta é a complexidade para a execução da heurística em um único terminal, pode-se concluir que a execução do algoritmo em toda a rede ocorreria em $O(m^2 \log m)$ iterações no pior caso. Ressalta-se que obtenção da solução ótima, ou seja, aquela que representa o máximo global de pares de enlaces independentes na rede, possui complexidade exponencial em relação m , como exposto anteriormente.

5.3 Resultados preliminares

A heurística preliminar foi avaliada com base na simulação do funcionamento de redes *ad hoc* 802.11, nas quais o método de acesso ao meio é o CSMA/CA. Foi utilizada uma versão modificada do simulador *Network Simulator 2* [73].

Basicamente, foi implementado na versão 2.31 do referido simulador um modelo de controle do sinal interferente que atinge cada um dos terminais da rede. Este sinal corresponde ao somatório das potências de todos os transmissores ativos a cada instante, considerando-se a atenuação até o receptor de interesse. Isto é necessário, uma vez que mesmo os sinais enviados por transmissores muito distantes podem representar valores substanciais de interferência, se levados em conta conjuntamente.

O tráfego é do tipo *Constant Bit Rate*, com taxa de geração R , variada a cada simulação. O modelo de propagação usado foi o *two-ray ground*, que considera, além do sinal que se propaga diretamente, o sinal que atinge o receptor após sofrer uma reflexão no solo. Visando a conferir uma maior confiabilidade à prova de conceito, buscou-se avaliar o mecanismo sob um modelo de propagação diferente do *log-distance*, no qual o desenvolvimento da teoria dos enlaces independentes foi

baseada.

Os terminais utilizam antenas omni-direcionais. A taxa física de transmissão utilizada foi de $18Mbps$, por constituir uma taxa razoavelmente intermediária entre as opções existentes no padrão IEEE 802.11g [4]. Os receptores experimentam um ruído térmico branco, de potência $-100.6dBm$, valor típico nos canais do 802.11. O tamanho dos quadros utilizado foi de 1024 bytes.

O tempo de cada simulação executada foi de 30 segundos, além de um tempo inicial aleatório para que seja atingida uma operação razoavelmente estacionária.

Cada cenário implementado consiste em uma área plana, de formato quadrado, de lado $L = 1000m$, na qual foram posicionados m pares transmissor-receptor segundo uma distribuição aleatória uniforme bidimensional. Cada par transmissor-receptor realiza entre si comunicações de um único salto, sendo a distância entre os dois aleatória, uniformemente distribuída, até o limite do alcance de transmissão.

Inicialmente, buscou-se comparar o desempenho da heurística proposta com a solução de força bruta do problema de maximização dos enlaces independentes, descrita anteriormente na seção 5.1. Para viabilizar a comparação, foram utilizados 10 cenários aleatórios, cada um com 8 enlaces, totalizando 16 terminais. O número de níveis de potência utilizado foi de 4, sendo eles 13, 15, 17 e $19dBm$. Quando operando em potência fixa, os terminais foram configurados com a potência de $19dBm$.

Para cada um dos 10 cenários utilizados, foram testadas todas as combinações possíveis de níveis de potência com relação aos 16 terminais, determinando-se, para cada cenário, a combinação que gera o maior número de pares de enlaces independentes.

Esta busca exaustiva foi realizada em um *cluster* composto por 40 processadores operando em paralelo. O tempo aproximado para determinar as soluções ótimas relativas aos cenários utilizados foi de 48 horas.

Com tais combinações predeterminadas, foi possível configurar cada terminal com seu respectivo nível de potência e ajustar seu CS_{th} de forma semelhante à descrita na heurística, apenas com a diferença de serem utilizadas as distâncias reais entre os terminais, sem o uso das distâncias estimadas. Com isso, obteve-se uma rede configurada para operação otimizada, segundo o critério de maximização do número de pares de enlaces independentes, com base em um conhecimento global e ajuste centralizado.

Os resultados da comparação pretendida são expostos na Figura 5.1. Cada ponto obtido é o resultado de 100 simulações, e os intervalos de confiança são de 95%.

É possível verificar que a heurística de ajuste local aproxima-se bastante do desempenho obtido com ajuste global, sendo ambos bastante superiores ao ajuste analítico utilizado por GURSES e BOUTABA [6]. Tais resultados foram obtidos com o uso dos parâmetros ótimos calculados no próprio trabalho citado.

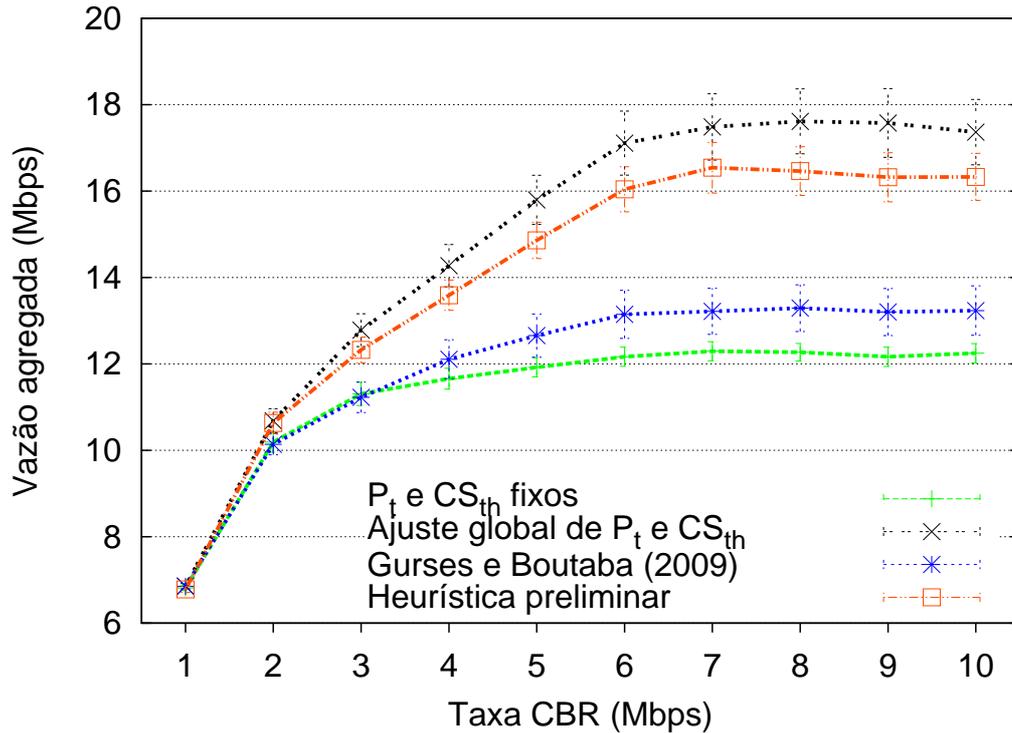


Figura 5.1: Heurística preliminar - 10 cenários.

Esse resultado, ainda que preliminar, demonstra a viabilidade da ideia proposta: implementar um mecanismo que permita aumentar o número de enlaces independentes na rede, e com isso aprimorar o reuso espacial da rede, aumentando sua vazão agregada.

Em seguida, buscou-se analisar o desempenho do ajuste local proposto para um número maior de cenários aleatórios, com o objetivo de avaliar se o desempenho observado persiste frente a uma variedade maior de topologias de rede. Além disso, buscou-se variar o número de fluxos, visando a observar o impacto da densidade da rede no desempenho do método proposto.

Para isso, foram utilizados 50 cenários aleatórios, com o número de fluxos m variando entre 4 e 16. O método de ajuste exaustivo não foi utilizado, em função do alto custo de computação em realizar o ajuste global para tantos terminais, e para um número de cenários 5 vezes maior.

A Figura 5.2 exhibe os resultados obtidos para 3 diferentes mecanismos: operação com P_t e CS_{th} fixos, o método analítico proposto por GURSES e BOUTABA [6] e a heurística preliminar proposta.

Cada ponto consiste na vazão agregada média obtida de 100 simulações realizadas nos 50 cenários aleatórios, com intervalos de confiança de 95%.

A Figura 5.2(b) apresenta os resultados obtidos na presença de desvanecimento no canal, modelado na simulação com o uso da distribuição *Rice* [74].

Buscou-se com isto avaliar a resistência do mecanismo avaliado à variação das condições do canal. Verifica-se que a heurística proposta, mesmo simples, apresenta um resultado bastante superior aos demais mecanismos, com ou sem desvanecimento no canal.

A avaliação na presença de desvanecimento no canal é especialmente importante, já que a heurística proposta baseia-se em estimativas das distâncias entre os terminais, obtidas com base na atenuação imposta pelo canal aos quadros transmitidos. A presença do desvanecimento faz com que essa atenuação seja uma variável aleatória, prejudicando a avaliação necessária ao funcionamento do mecanismo. Mas, ainda assim, o desempenho da heurística permanece superior.

Prosseguindo na avaliação, optou-se por verificar o desempenho do mecanismo preliminar em uma situação ainda mais realista, no qual as comunicações são realizadas em múltiplos-saltos. Mantendo-se a mesma configuração de parâmetros da avaliação até aqui descrita, os terminais foram posicionados em topologias também aleatórias, porém sem a necessidade de realizarem comunicações de salto único.

O número de terminais foi fixado em 50, sendo que 25 são fontes de tráfego e 25 sorvedouros. O número de saltos de cada fluxo pode variar livremente, de acordo com a topologia específica do cenário.

A fim de evitar eventuais problemas ligados ao roteamento, que poderiam influenciar os resultados, as rotas foram previamente calculadas. Após a definição de cada topologia, e as fontes e sorvedouros de cada fluxo, utilizou-se um algoritmo que visa ao menor número de saltos para determinar as rotas necessárias, configurando-se cada terminal da maneira adequada.

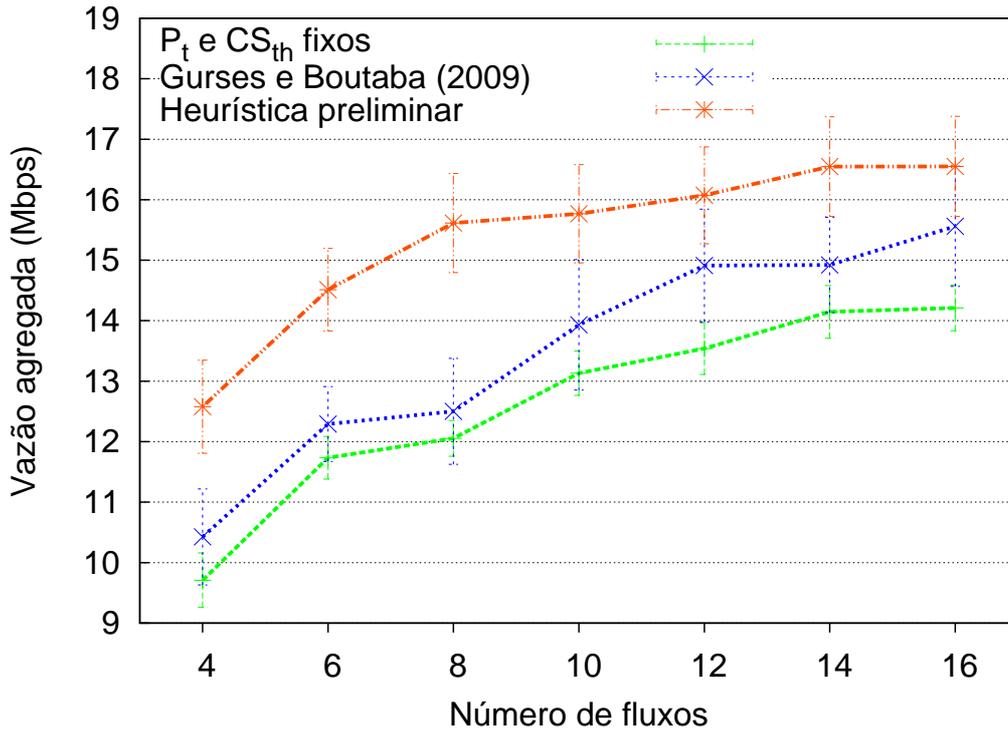
Como forma de avaliar o desempenho para diferentes densidades de rede, foi variado o máximo grau de vizinhança δ . Assim, os terminais são posicionados livremente na área, garantindo-se, no entanto, que nenhum deles tenha mais do que δ vizinhos em sua área de alcance⁶.

Desta forma, dada uma área de alcance πR_{max}^2 metros quadrados definida ao redor de um terminal, o número de terminais existentes em seu interior deve variar entre 2 (caso em que o terminal de referência tem apenas um vizinho) e $(\delta + 1)$. Considerando uma densidade constante, e que a distribuição de terminais vizinhos varie linearmente entre 2 e $(\delta + 1)$, a densidade de terminais da rede pode ser calculada da forma exposta em (5.1).

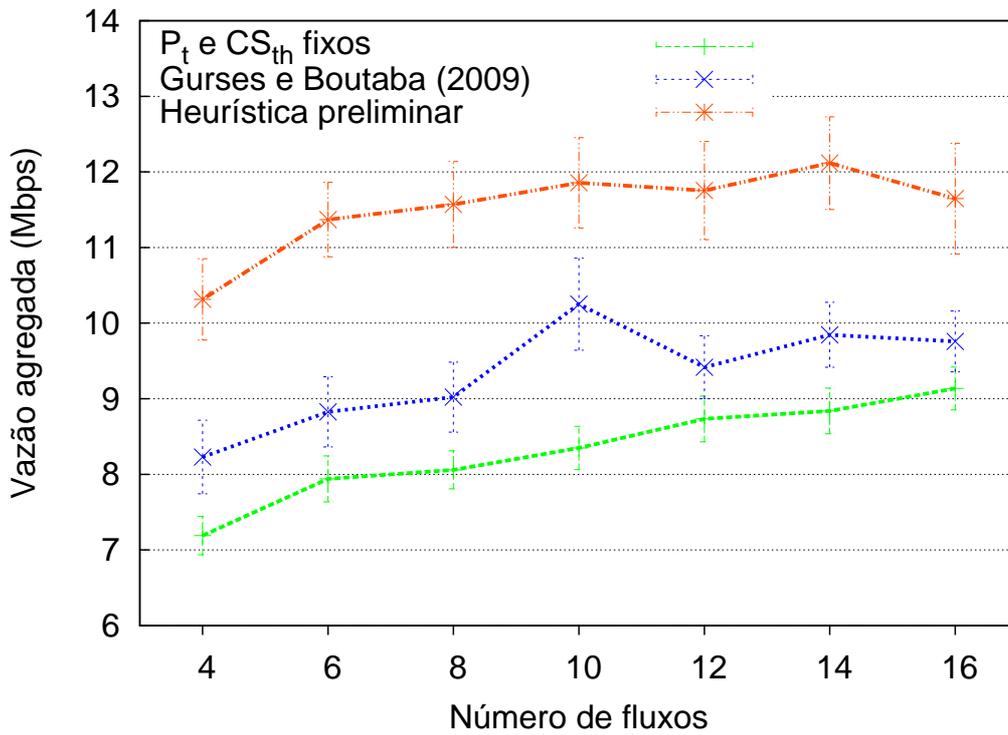
$$\sigma = \frac{n_{nodes}}{A} = \frac{[2 + (\delta + 1)] / 2}{\pi R_{max}^2} \quad (5.1)$$

E assim, o tamanho da área total a ser utilizada em cada simulação foi escolhido para cada valor de δ , de acordo com a equação (5.2), derivada diretamente de (5.1).

⁶Aqui, o termo pode ser encarado como sinônimo de *Zona de Recepção*.



(a) Sem desvanecimento.



(b) Com desvanecimento.

Figura 5.2: Heurística preliminar - 50 cenários.

$$A = \frac{2\pi R_{max}^2}{\delta + 3} n_{nodes} \quad (5.2)$$

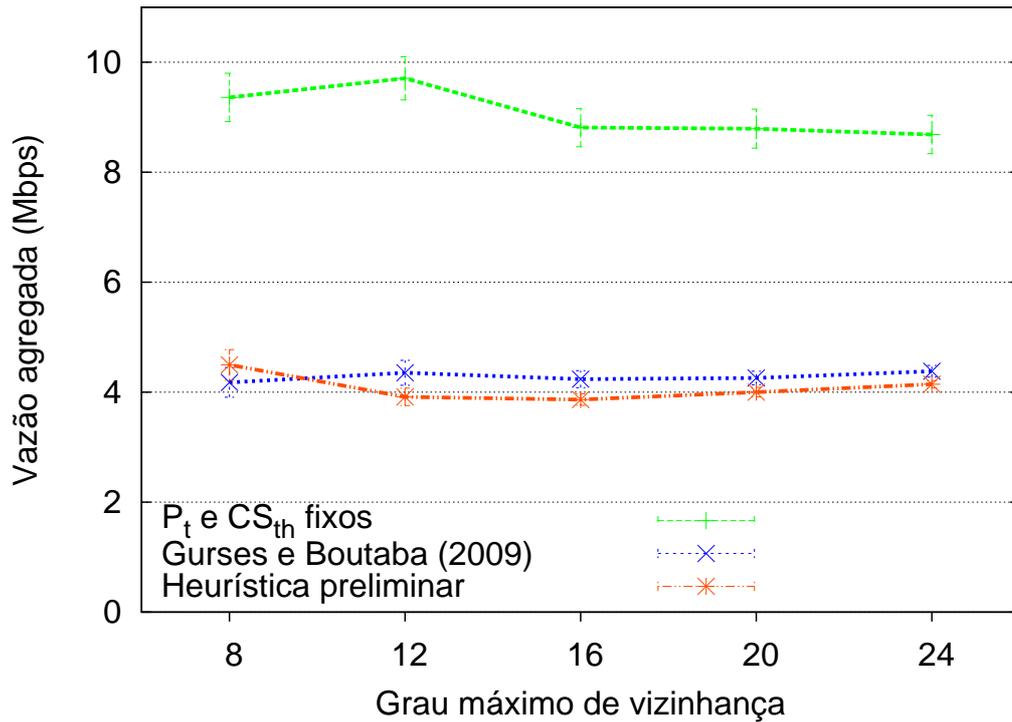


Figura 5.3: Múltiplos saltos.

Na expressão exposta, R_{max} representa o alcance e n_{nodes} o número de terminais, fixado em 50. Desta forma, de acordo com o aumento de δ , a área A é progressivamente reduzida, produzindo uma topologia mais densa.

Outra modificação em relação à primeira avaliação foi o padrão de tráfego utilizado. Ao invés de usar uma fonte de tráfego CBR/UDP, utilizou-se uma fonte que simula tráfego FTP sobre um protocolo de transporte TCP. O objetivo é conseguir um melhor aproveitamento da vazão da rede, valendo-se da capacidade de adaptação do TCP. Em um cenário de múltiplos fluxos e múltiplos-saltos, no qual os fluxos compartilham enlaces entre si, a tendência é que um melhor desempenho seja obtido quando as fontes regulam sua vazão de acordo com as perdas detectadas.

Por fim, frente à grande variabilidade nos resultados, também em razão do uso de múltiplos-saltos, foi necessário ampliar o número de cenários simulados para cada grau máximo para 300. Com isso, os intervalos de confiança de 95% atingiram tamanho satisfatório.

A Figura 5.3 exibe a vazão agregada obtida em função do grau máximo de vizinhança permitido. Verifica-se que tanto o ajuste proposto por GURSES e BOUTABA [6] quanto a heurística preliminar apresentaram significativa degradação no desempenho, obtendo vazão agregada inferior ao uso de P_t e CS_{th} fixos.

A explicação para isso reside no significativo aumento na quantidade de enlaces ativos, em relação à primeira avaliação realizada. No cenário de salto único, cada

simulação possuía de 4 a 16 enlaces ativos. E seu fluxo era unidirecional, em função do tráfego CBR/UDP.

Na avaliação em múltiplos-saltos realizada, esse número atinge potencialmente 1225 enlaces ativos ($\frac{n_{nodes}(n_{nodes}-1)}{2}$). Além disso, todos os enlaces são bidirecionais, em função do uso de tráfego FTP/TCP. Na prática, a quantidade média de enlaces ativos em cada simulação resultou por volta de 120 enlaces bidirecionais, o que é ainda muito superior à avaliação inicial.

A ideia básica da heurística preliminar, e também do método proposto no trabalho de GURSES e BOUTABA [6], consiste em (a) ajustar a potência de forma a tornar mais enlaces independentes entre si; e (b) ajustar o CS_{th} de forma a aproveitar-se das novas relações de independência. Com isso, o mecanismo de acesso ao meio torna-se mais agressivo, perdendo menos tempo em *backoffs* desnecessários, tendendo a aumentar a vazão agregada. Entretanto, passa-se a correr um maior risco de colisões, que tendem a reduzir o desempenho da rede.

A questão chave passa a ser então se o mecanismo gera uma quantidade suficiente de enlaces independentes frente ao total de enlaces ativos, fazendo com que o equilíbrio entre a redução do tempo de ociosidade dos enlaces e o aumento das colisões atinja um patamar vantajoso para a vazão agregada. O fraco desempenho exibido demonstra que ambos os mecanismos falham ao buscar esse equilíbrio, num cenário de múltiplos-saltos, onde o número de enlaces ativos é muito elevado.

Optou-se assim por elaborar uma nova heurística, mais complexa do que a preliminar, mas que seja mais eficiente em produzir enlaces independentes, possibilitando ganhos mesmo em cenários onde a densidade de enlaces ativos seja elevada.

5.4 Conclusões

Considerada uma rede cujos terminais operam com níveis discretos de potência de transmissão, a escolha dos níveis a serem usados para maximizar o número de pares de enlaces independentes é um problema de difícil solução. A complexidade computacional associada é estimada por meio do modelo descrito no início deste capítulo, baseado em um grafo de dependência. A conclusão é que a solução do problema só pode ser obtida com um número de operações de ordem exponencial em relação à quantidade de enlaces da rede, designado por m .

Desta forma, foi elaborada uma heurística preliminar, cuja complexidade é polinomial em relação a m , sem, no entanto, resultar na maximização global do número de enlaces. Embora seja bastante simples, os resultados da heurística demonstraram-se promissores, já que a vazão agregada obtida foi bastante superior aos demais métodos de ajuste, utilizados como parâmetro. Além disso, o desempenho foi muito próximo daquele decorrente do uso de soluções ótimas, obtidas com conhecimento

global e por meio da avaliação de todas as combinações possíveis, selecionando-se aquela que resulta na maior quantidade de enlaces independentes.

Entretanto, a heurística preliminar não foi capaz de apresentar bom desempenho em um cenário de múltiplos-saltos e maior número de terminais. A explicação para isso baseia-se na combinação de diversos fatores.

Com o aumento dos enlaces na rede, o número relativo obtido de enlaces independentes é muito reduzido para permitir uma quantidade significativa de transmissões simultâneas. Como a heurística reduz o nível de potência usado pelos terminais ao mínimo necessário, podendo utilizar níveis mais altos apenas para aqueles pares de enlaces transformados em independentes, as margens de tolerância à interferência são reduzidas, favorecendo a ocorrência de colisões. Além disso, a definição do CS_{th} em função do enlace dependente mais distante resulta muito conservadora num cenário onde há muitos enlaces próximos, com apenas alguns independentes.

Examinando-se os fatores, verifica-se que todos eles têm em comum a baixa eficácia da heurística preliminar em produzir enlaces independentes. Esta constatação também é aplicável ao mecanismo proposto por GURSES e BOUTABA [6], cujo desempenho foi, também, degradado na avaliação em múltiplos-saltos.

Assim, verifica-se que a ideia de obter aumento de vazão agregada por meio do aumento do número de enlaces independentes é realmente promissora, como confirmam os primeiros resultados relativos à heurística preliminar. Por outro lado, a avaliação realizada em redes de múltiplos-saltos aponta para a necessidade do desenvolvimento de um mecanismo mais elaborado, que seja mais eficaz em produzir enlaces independentes.

Capítulo 6

Heurística proposta

A heurística preliminar apresentou bons resultados para uma rede sem fio composta por poucos enlaces ativos. Os resultados preliminares, com simulações compostas por enlaces de um único salto e variando entre 4 e 16 pares TX-RX, demonstraram significativo ganho em vazão agregada, superando o desempenho da rede que opera com P_t e CS_{th} fixos e também uma proposta recente da literatura, que realiza ajuste de potência com base apenas na distância entre transmissor e receptor.

Entretanto, com o aumento da complexidade da rede, o desempenho dessa heurística inicial sofreu grande degradação, demonstrando uma vazão agregada bem inferior ao uso de parâmetros fixos.

No segundo cenário de avaliação, houve significativo aumento do número de enlaces na rede, possibilitando-se comunicações de múltiplos-saltos em redes mais densas, nas quais cada terminal poderia ter até 24 vizinhos diretos. Os resultados demonstraram que o mecanismo preliminar desenvolvido não é eficaz em possibilitar a criação de enlaces independentes em níveis suficientes para compensar o aumento de colisões, consequência direta do comportamento mais agressivo dos terminais no acesso ao meio. Da mesma forma ocorreu com a proposta descrita no trabalho de GURSES e BOUTABA [6], não sendo possível repetir seu bom desempenho nas novas redes utilizadas, cuja densidade de enlaces é bem maior.

Desta forma, a nova heurística tem por objetivo justamente promover uma maior agressividade na criação de enlaces independentes, gerando-os em número suficiente para manter seu desempenho mesmo em redes mais densas e com maior quantidade de enlaces ativos.

As ideias básicas utilizadas na elaboração deste novo método são muito similares às utilizadas no desenvolvimento da heurística preliminar. Da mesma forma, busca-se obter um algoritmo executado de forma totalmente descentralizada pelos terminais, contando apenas com conhecimento local sobre a topologia da rede. Além disso, seu objetivo consiste basicamente em aumentar o número de enlaces independentes em uma dada rede *ad hoc* CSMA/CA, em níveis suficientes para ga-

rantir ganhos expressivos em vazão agregada, sem visar a atingir o ótimo global do problema de sua maximização.

Assim, do ponto de vista de um terminal t , os principais pontos nos quais o mecanismo se baseia são listados a seguir:

1. Obter conhecimento local sobre a topologia;
2. Identificar um conjunto de enlaces vizinhos que serão candidatos a tentativas de otimização em relação a um enlace E , do qual t participa;
3. Determinar os ajustes de potência necessários a tornar o maior número possível de enlaces deste conjunto independentes de E , dentro das limitações da heurística¹;
4. Providenciar os ajustes de P_t e CS_{th} adequados para todos os envolvidos;
5. Garantir que as configurações realizadas persistam por um tempo determinado, ou até que as condições topológicas mudem significativamente, de forma a materializar o ganho de vazão agregada.

As seções a seguir descrevem as principais etapas do novo mecanismo desenvolvido. Além disso, por se tratar de uma proposta efetiva, as soluções envolvidas na execução desta nova heurística são discutidas em maior nível de detalhes, abordando questões que foram omitidas em relação ao mecanismo preliminar, por destinar-se apenas a uma prova de conceito.

6.1 Conhecimento da topologia

Conforme exposto nos capítulos anteriores, o conhecimento a respeito da topologia local é fundamental para estabelecer as condições relativas de dependência entre enlaces. Desta forma, a heurística desenvolvida precisa dispor de um mecanismo de troca periódica de informações entre terminais vizinhos.

O ponto de partida do método elaborado é a entrada de um novo terminal na rede, que passaremos a denominar t_{novo} . Parte-se do princípio de que t_{novo} dispõe de conhecimento local básico sobre a rede, ou seja, conhece seus vizinhos de único salto. Esse conhecimento já é normalmente previsto em redes CSMA/CA, como o padrão 802.11.

¹Destaca-se, novamente, que existem restrições relativas à complexidade computacional e ao conhecimento global necessários à determinação do número máximo de enlaces independentes.

	t_{novo}	t_1	t_2	\dots	t_n
t_{novo}	—	$\Delta_{novo,1}$	$\Delta_{novo,2}$	\dots	$\Delta_{novo,n}$
t_1	—	—	$\Delta_{1,2}$	\dots	$\Delta_{1,n}$
t_2	—	—	—	\dots	$\Delta_{2,n}$
\vdots	\vdots	\vdots	\vdots	\ddots	\vdots
t_n	—	—	—	\dots	—

Tabela 6.1: Informações de distância equivalente do quadro R .

A primeira ação relativa à heurística é o envio de um quadro básico com informações a serem usadas para reuso espacial. Este quadro, denominado simplesmente de R , deverá ser enviado em potência máxima, e contém basicamente a informação sobre os vizinhos de cada terminal e suas respectivas distâncias equivalentes a ele, além das distâncias equivalentes entre os próprios terminais vizinhos tomados dois a dois, sempre que o terminal que envia o quadro R detiver estas informações. A Tabela 6.1 expõe as principais informações sobre distâncias equivalentes constantes em um quadro R enviado pelo terminal t_{novo} .

Considera-se que o canal utilizado possui um comportamento simétrico em relação à atenuação imposta. Ou seja, a distância equivalente calculada entre os terminais t_1 e t_2 deverá ser a mesma, tanto do ponto de vista de t_1 , quanto de t_2 . Na prática, pode-se utilizar uma média entre os dois valores medidos, já que sempre haverá variações na atenuação sofrida por cada quadro².

As informações de distâncias equivalentes constantes do quadro R serão, no momento da execução da heurística, adequadamente mapeadas em cada uma das distâncias a, b, c, d, e e f , para aferir o atendimento às condições de independência.

Uma importante observação a ser realizada refere-se à desnecessidade do envio das informações sobre a potência utilizada por cada terminal para se comunicar com seus vizinhos. Esta informação era necessária no mecanismo da heurística preliminar, em função da necessidade de construir o grafo de dependência D , e na prática exigiria o envio de mais um conjunto de dados similar à tabela 6.1, relativa aos níveis de potência utilizados. Conforme será exposto em detalhes na descrição do procedimento da nova heurística, ela não necessita das informações sobre as

²Se t_1 recebe um quadro de t_2 enviado em potência máxima, pode calcular a distância equivalente $\Delta_{1,2}$ com o uso do modelo de propagação *log-distance*. Se esse quadro enviado por t_2 contiver a mesma distância equivalente, calculada por t_2 (em função de um quadro anterior enviado por t_1), t_1 incluirá em novos quadros R a distância equivalente média.

potências usadas em cada enlaces para sua execução. Com isso, reduz-se o tamanho médio dos quadros R , e, em consequência, o tráfego adicional decorrente.

6.1.1 Variações topológicas e de propagação

Considere-se uma rede na qual os terminais operam de maneira estática, sem apresentar qualquer mobilidade por longos períodos. Além disso, o ambiente de propagação também é favorável a poucas modificações nas atenuações impostas a cada enlace. Estas condições podem ser detectadas por qualquer terminal, em função do recebimento periódico dos quadros de reuso espacial R de seus vizinhos, verificando-se que as variações nas distâncias equivalentes são irrelevantes.

Nesta situação, não haveria sentido na execução reiterada da heurística proposta. Se as condições topológicas e de propagação se mantiverem contantes, novas execuções do algoritmo conduzirão aos mesmos resultados, acarretando apenas custos adicionais de computação e de tráfego.

Assim, seja um terminal vizinho de t_{novo} , denominado t_{viz} , que receba o quadro R enviado por t_{novo} . A primeira verificação a ser realizada por t_{viz} é se esse quadro R agrega uma informação nova à topologia local³.

Para este fim, cada terminal guarda em memória as informações relativas ao último quadro R recebido de cada vizinho direto. Ao receber um novo quadro, é realizada uma comparação com as informações anteriores, e qualquer medida subsequente relativa à heurística só será adotada se ao menos um dos parâmetros componentes do quadro houver se modificado⁴.

Esta ocorrência refere-se, por exemplo, a alterações significativas na atenuação entre dois terminais, o que provoca variação na distância equivalente calculada entre eles. Como as distâncias equivalentes (a, b, c, d, e e f) são fundamentais para a determinação da independência entre enlaces, trata-se de informação relevante, exigindo nova execução da heurística.

Vale ressaltar que, obviamente, variações pequenas nas distâncias equivalentes são naturais em função da aleatoriedade intrínseca do canal, não devendo ser interpretadas como uma mudança na topologia local. Desta forma, deverão ser adotados limiares capazes de diferenciar alterações relevantes daquelas consideradas normais.

³Ou ao ambiente de propagação, uma vez que, do ponto de vista de um terminal, não é possível diferenciar os dois efeitos.

⁴Destaca-se ainda que, obviamente, também consiste em alteração relevante o caso de mudança na atenuação entre o terminal emissor do quadro R e o que o recebe, calculada em função do modelo de propagação.

6.2 Determinação do terminal mestre de um enlace

Após verificar que houve alteração relevante na topologia local, relatada pelo quadro R recebido, t_{viz} deverá verificar se ele é o *mestre* do enlace (t_{viz}, t_{novo}) , que representa o *enlace de trabalho*, aquele para qual deseja-se aumentar o número de enlaces independentes no momento.

A definição de um mestre é importante por viabilizar que apenas um dos terminais componente de cada enlace se ocupe de executar a heurística, evitando o desperdício de recursos computacionais. Assim, um terminal que compõe enlaces com cada um de seus vizinhos será o mestre de um subconjunto desses enlaces, sendo escravo em relação aos demais.

A função de determinação do mestre pode ser, a título de exemplo, composta pelos seguintes passos:

1. Executa-se uma operação XOR binária entre os bits menos significativos dos endereços MAC de cada um dos dois terminais envolvidos.
2. Se o resultado for 0, o que possuir octeto menos significativo do endereço MAC *menor* é o mestre. Caso o resultado seja 1, essa função cabe ao de *maior* octeto.
3. Em caso de empate no que se refere ao item 2, segue-se mesmo procedimento para os demais octetos.

A ideia básica é simplesmente garantir que o mestre de cada enlace possa ser determinado facilmente por qualquer um dos dois terminais, e que exista um equilíbrio estatístico, do ponto de vista de cada terminal, entre enlaces dos quais ele é mestre e dos quais ele é escravo.

Considerando que no caso de um empate entre os octetos menos significativos o processo é o mesmo para os demais (e obviamente haverá o desempate, para algum dos octetos), a probabilidade de t_{viz} ser mestre do enlace (t_{viz}, t_{novo}) equivale ao exposto na equação (6.1).

$$\begin{aligned} P[mestre = t_{viz}] &= P[byte_{i,t_{viz}} < byte_{i,t_{novo}}] \cdot P[XOR(bit_{1,t_{viz}}, bit_{1,t_{novo}}) = 0] \\ &+ P[byte_{i,t_{viz}} > byte_{i,t_{novo}}] \cdot P[XOR(bit_{1,t_{viz}}, bit_{1,t_{novo}}) = 1] \end{aligned} \tag{6.1}$$

Na equação citada, i equivale à ordem do *byte* no qual acontece o desempate, a partir do menos significativo. Como, no caso do octeto de desem-

pate, $P[\text{byte}_{i,viz} = \text{byte}_{i,novo}] = 0$, tem-se que $P[\text{byte}_{i,viz} > \text{byte}_{i,novo}] = 1 - P[\text{byte}_{i,viz} < \text{byte}_{i,novo}]$.

E como $P[XOR(\text{bit}_{1,tviz}, \text{bit}_{1,tново}) = 0] = P[XOR(\text{bit}_{1,tviz}, \text{bit}_{1,tново}) = 1] = 0,5$, resulta direto de (6.1) o exposto em (6.2), garantindo-se o equilíbrio desejado.

$$\begin{aligned}
 P[\text{mestre} = t_{viz}] &= P[\text{byte}_{i,tviz} < \text{byte}_{i,tново}] \cdot 0,5 \\
 &+ \{1 - P[\text{byte}_{i,tviz} > \text{byte}_{i,tново}]\} \cdot 0,5 = 0,5
 \end{aligned}
 \tag{6.2}$$

Retornando ao procedimento de t_{viz} , se ele determinar que é o mestre do enlace, deverá executar a heurística. Será examinada a possibilidade de obter independência entre o enlace de trabalho ($t_{viz}, t_{ново}$) e os demais enlaces conhecidos, informando-se a $t_{ново}$ (e aos demais terminais envolvidos) caso seja necessário alterar a potência utilizada para garantir a independência.

Se t_{viz} determinar que ele não é o mestre de ($t_{viz}, t_{ново}$), ele simplesmente irá responder com o envio de um quadro R , o que resultará na execução da heurística por $t_{ново}$, assim que aquele terminal o receber.

Neste último caso, os demais terminais vizinhos a t_{viz} também receberão o quadro R , podendo, caso identifiquem mudanças relevantes na topologia, executar a heurística (no caso de serem mestres de t_{viz}) ou responder com um novo quadro R (caso sejam escravos em relação a t_{viz}).

6.3 Execução do núcleo da heurística

Uma vez dispondo de informações sobre a topologia local, obtida por meio do recebimento de quadros R de seus vizinhos, o terminal, se for o mestre do enlace de trabalho, pode vir a executar a heurística propriamente dita, que consiste em realizar sucessivas tentativas de *otimização*. O termo otimização é aqui empregado no sentido de determinar uma ou mais combinações possíveis de níveis de potência para os terminais envolvidos, de forma estabelecer um par de enlaces independentes entre si.

Esta é uma diferença importante entre a nova heurística desenvolvida e a anterior, uma vez que o primeiro mecanismo limitava-se a uma única tentativa de otimização em relação ao enlace de trabalho. Dentre os enlaces dependentes com base em potência, elegia-se apenas um (com base no valor mínimo da razão $\frac{b}{\min(c,d,e,f)}$) para a tentativa, finalizando-se em seguida a execução, independentemente do resultado alcançado.

Na nova heurística proposta, haverá tentativas sucessivas, aumentando a possibilidade de obter mais pares de enlaces independentes. No entanto, é necessário que

o mecanismo realize as tentativas de otimização de uma forma ordenada e racional, já que, conforme exposto a seguir, o resultado de otimizações já realizadas pode alterar significativamente a probabilidade de se obter novas otimizações no futuro.

É preciso ainda manter a complexidade em níveis aceitáveis, já que a definição de uma sequência ótima, que resulta no maior número possível de enlaces independentes, exigiria a exploração de todo o conjunto das sequências possíveis. Além disso, o problema de maximização global, conforme exposto no Capítulo 5, não poderia ser resolvido com um conhecimento meramente local sobre a topologia da rede.

Desta forma, a heurística foi concebida com o intuito de realizar as tentativas de otimização em uma sequência favorável à obtenção do maior número possível de enlaces independentes, sem oferecer garantias com relação à sequência ótima, pelos motivos já expostos.

Os passos básicos do núcleo principal da heurística são descritos a seguir:

1. Determinar quais enlaces vizinhos pertencem aos conjuntos I_p ou D_p . A união desses conjuntos representa o conjunto T ;
2. Para cada enlace em T , determinar um *fator de decisão*, designado por c_d ;
3. Tentar a otimização para todos os enlaces em T , ordenados na ordem decrescente dos fatores de decisão, escolhendo a solução mais adequada a cada caso;
4. A cada otimização bem-sucedida, atualizar os conjuntos I_p ou D_p e enviar uma ordem de troca de potências para o mestre do enlace vizinho, que confirmará a otimização realizada. A partir daí, o enlace vizinho otimizado aciona um contador local, que evitará, durante um certo tempo, que novas trocas de potência ocorram, mantendo os enlaces independentes por este período.
5. Após executar os passos acima, os terminais do enlace ajustam seus respectivos valores de CS_{th} de acordo com o novo conjunto de enlaces vizinhos dependentes ($D_d \cup D_p$). Se houve otimizações bem-sucedidas, aciona-se um contador local de tempo, evitando-se novas trocas de potência por um período.

A seguir, realiza-se considerações necessárias sobre cada uma das etapas listadas.

O passo 1 é realizado com base nas informações de que o terminal dispõe sobre a topologia local, especialmente com relação às distâncias equivalentes para cada um de seus vizinhos. Além disso, utiliza-se também as informações recebidas em cada um dos quadros R , enviados pelos mesmos vizinhos. Essa sistemática confere ao terminal que executa a heurística um conhecimento de dois saltos, ainda que a informação possa ser parcial (se, por exemplo, t_{novo} executa a heurística, ele pode ainda não ter recebido quadros R de todos os seus vizinhos).

As informações citadas permitem que sejam conhecidos os enlaces vizinhos, e suas distâncias correspondentes (a, b, c, d, e, f) , relativas ao enlace de trabalho. Assim, o terminal mestre do enlace de trabalho pode testar o atendimento às condições de independência e identificar quais enlaces próximos situam-se no conjunto T (ou seja, aqueles que não estão em I_d e nem em D_d).

Os enlaces que compõem T são os candidatos à otimização, já que sua relação de dependência com o enlace de trabalho pode ser modificada de acordo com os níveis de potência adotados por cada terminal envolvido.

Vale ressaltar que a heurística não trata de maneira diferenciada os enlaces do conjunto I_p (independentes com base nas potências usadas) e os do conjunto D_p (dependentes com base nas potências usadas). Ao realizar uma otimização, pode ser que os terminais do enlace de trabalho tenham de modificar as potências atualmente utilizadas, o que poderia fazer com que enlaces independentes passassem à condição de dependentes e vice-versa. Assim, a cada nova otimização seria necessário atualizar os conjuntos I_p e D_p .

Frente a isso, optou-se por tratá-los igualmente, realizando as tentativas de otimização de acordo com a sequência estabelecida pelo mecanismo, mesmo que o enlace em questão pertença a I_p , ou seja, independente do enlace de trabalho. Além disso, é possível que o enlace citado, embora já fosse independente, utilizasse níveis de potência inadequados, sob a perspectiva de maximizar o potencial de sucesso de futuras otimizações com outros enlaces.

Desta forma, tratar os enlaces de T de forma igualitária, sem fazer distinção entre os dependentes e os independentes apresenta esta vantagem adicional. Com isso, é possível adicionar enlaces ao conjunto I_p na ordem considerada mais favorável e com os níveis de potência considerados mais adequados às novas otimizações, conforme será exposto a seguir.

Por fim, esta opção ainda faz com que a execução do núcleo da heurística dispense o conhecimento sobre as potências atualmente utilizadas em cada enlace, conforme já exposto na seção 6.1. Se os enlaces que compõem T são todos os que não pertencem a I_d e D_d , não é necessário conhecer os níveis de potência adotados pelos enlaces para realizar sua classificação. Desta forma, a nova heurística pode funcionar com um nível de tráfego adicional inferior ao relativo ao mecanismo anterior.

A execução dos itens 2 e 3 exigem a definição de dois pontos cruciais para o mecanismo. O primeiro deles diz respeito à definição da sequência em que ocorrerão as tentativas de otimização. Como exposto anteriormente, esta ordem é fundamental para aumentar o número final total de otimizações bem-sucedidas.

O segundo ponto refere-se à escolha dos níveis de potência a serem adotados, no caso em que se detecta que a otimização entre um determinado par de enlaces pode

ser realizada com diversas soluções⁵ diferentes. Havendo opção, é possível escolher uma configuração de potências que seria mais favorável às otimizações subsequentes.

A seguir, dedica-se duas subseções à explanação sobre estes pontos, considerados fundamentais para o desempenho da heurística.

6.3.1 Sequência de otimização

O fator de decisão c_d citado no item 2 tem como objetivo definir a ordem segundo a qual serão realizadas as tentativas de otimização com os vários enlaces próximos. A importância da sequência das tentativas de otimização reside no seu impacto na quantidade total de otimizações bem-sucedidas. A cada nova otimização, o enlace de trabalho tem de lidar com maiores restrições em relação aos níveis de potência adotados por seus terminais, para que os enlaces independentes obtidos não voltem a ser dependentes em função de novas otimizações.

No início da heurística, os terminais que compõem o enlace de trabalho podem operar com quaisquer dos níveis de potência discretos definidos (desde que sejam suficientes para manter a comunicação entre os dois). Assim, o *conjunto-solução de potências locais* (dos terminais do enlace de trabalho) é composto por todos esses pares de níveis de potência, excluídos os pares que contenham níveis de potência insuficientes para a comunicação.

Após a primeira otimização bem-sucedida com um enlace vizinho, o enlace de trabalho terá seu conjunto-solução de potências locais reduzido, permanecendo nele apenas os pares de níveis de potência que mantém a condição de independência com o enlace vizinho. A próxima tentativa de otimização levará isso em consideração, e só serão testados os níveis de potência que fazem parte do conjunto-solução local. Novas otimizações bem-sucedidas tendem a reduzir cada vez mais o conjunto-solução, muitas vezes tendendo para um único par de potências a serem usadas no enlace de trabalho.

Assim, fica claro que, caso as primeiras otimizações sejam muito restritivas, o conjunto-solução poderá ser rapidamente reduzido, impedindo que mais enlaces se tornem independentes do enlace de trabalho. Por isso a importância da ordem de otimização dos enlaces, já que o objetivo da heurística é obter o maior número possível de pares de enlaces independentes.

Por outro lado, determinar a sequência exata que permite o maior número de otimizações exigiria percorrer todas as possibilidades de sequência totalizando o conjunto-solução restante para cada uma delas, tornando o mecanismo demasiadamente complexo.

⁵O termo *solução* é aqui empregado para designar um ponto de operação no espaço dos níveis de potência que podem ser adotados por um par de enlaces, na forma $(P_{s_1}, P_{r_1}, P_{s_2}, P_{r_2})$.

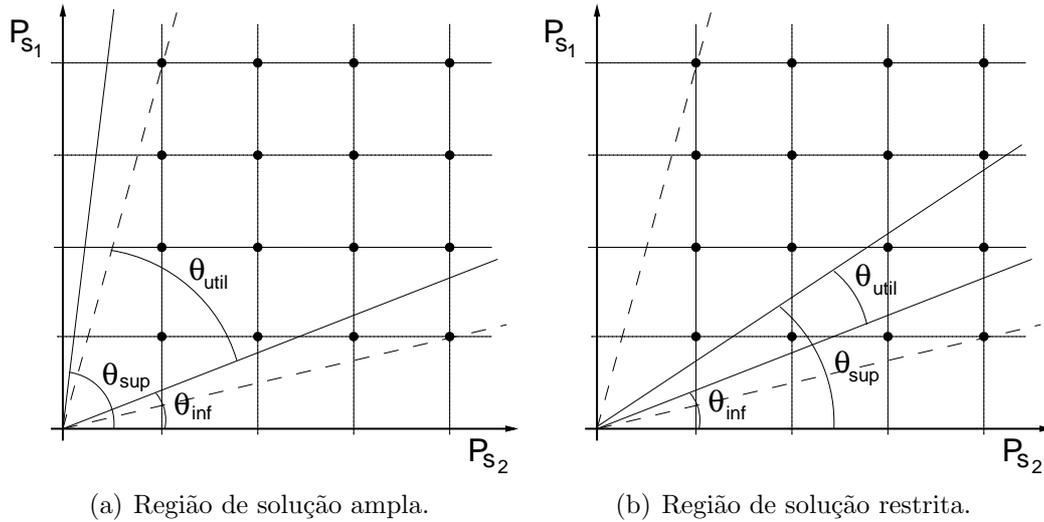


Figura 6.1: Possibilidades para a região de solução.

Desta forma, o fator de decisão foi definido como uma maneira de ordenar os enlaces de acordo com uma maior tendência a maximizar o conjunto-solução resultante ao final de cada otimização, ainda que essa tendência não seja absoluta.

Conforme exposto anteriormente, a região de soluções possíveis em cada um dos planos cartesianos ($P_{s_1} \times P_{s_2}$, $P_{r_1} \times P_{s_2}$, $P_{s_1} \times P_{r_2}$ e $P_{r_1} \times P_{r_2}$) corresponde à área entre duas retas, situadas em cada plano. Mais especificamente, corresponde aos pontos de operação (pares de níveis de potência) que se situam dentro das áreas definidas.

Desta forma, fixando-se um dos planos cartesianos, quanto maior for o ângulo entre as retas citadas, maior tenderá a ser a quantidade de pontos de operação na região de solução. Vale ressaltar que se trata apenas de uma tendência, já que, dependendo da posição relativa entre as retas e os pontos de operação possíveis, pode-se vislumbrar situações nas quais maiores ângulos levam a conjuntos-soluções finais menores.

Outro ponto a ser frisado é que deve ser considerado o *ângulo útil*, ou seja, aquele que define uma área no interior do polígono de soluções imposto pelos limites de potência. Assim, o ângulo a ser considerado é apenas aquele entre as retas limitadoras inferior ($y = \frac{P_{min}}{P_{max}}x$) e superior ($y = \frac{P_{max}}{P_{min}}x$). A Figura 6.1 exemplifica as situações descritas, exibindo exemplos de regiões de solução no plano cartesiano $P_{s_1} \times P_{s_2}$, sendo uma mais ampla, com muitas soluções possíveis, e uma mais restrita. Identifica-se também o ângulo útil de cada uma delas.

Por fim, para cada enlace vizinho candidato a otimização, existem 4 (quatro) planos cartesianos, cada um com 2 (duas) retas. Assim, para cada enlace existem 4 (quatro) ângulos úteis. Com isso, escolhe-se como fator de decisão do enlace o menor dentre os quatro ângulos calculados, por representar a maior restrição. Na verdade, para facilitar a determinação de c_d , optou-se por defini-lo como a menor

dentre as *tangentes dos ângulos úteis* θ_{util_i} , que podem ser calculadas em função dos coeficientes angulares das retas envolvidas.

Para isso, definem-se as tangentes dos ângulos limitadores da maneira determinada pelo conjunto de equações (6.3). Define-se um ângulo limitador inferior e superior para cada um dos quatro planos cartesianos existentes. Os ângulos $\hat{\theta}_{inf_i}$ e $\hat{\theta}_{sup_i}$ são determinados em função dos coeficientes angulares das retas limitadoras dos polígonos de soluções possíveis e dos das retas que delimitam as regiões de solução. Os valores utilizados são os definidos na Tabela 4.1.

$$\left\{ \begin{array}{ll} tg(\hat{\theta}_{inf_1}) = \max \left[\frac{P_{min}}{P_{max}}, \beta \left(\frac{a}{d} \right)^\alpha \right] & tg(\hat{\theta}_{sup_1}) = \min \left[\frac{P_{max}}{P_{min}}, \frac{1}{\beta} \left(\frac{c}{b} \right)^\alpha \right] \\ tg(\hat{\theta}_{inf_2}) = \max \left[\frac{P_{min}}{P_{max}}, \beta \left(\frac{a}{f} \right)^\alpha \right] & tg(\hat{\theta}_{sup_2}) = \min \left[\frac{P_{max}}{P_{min}}, \frac{1}{\beta} \left(\frac{e}{b} \right)^\alpha \right] \\ tg(\hat{\theta}_{inf_3}) = \max \left[\frac{P_{min}}{P_{max}}, \beta \left(\frac{a}{e} \right)^\alpha \right] & tg(\hat{\theta}_{sup_3}) = \min \left[\frac{P_{max}}{P_{min}}, \frac{1}{\beta} \left(\frac{f}{b} \right)^\alpha \right] \\ tg(\hat{\theta}_{inf_4}) = \max \left[\frac{P_{min}}{P_{max}}, \beta \left(\frac{a}{c} \right)^\alpha \right] & tg(\hat{\theta}_{sup_4}) = \min \left[\frac{P_{max}}{P_{min}}, \frac{1}{\beta} \left(\frac{d}{b} \right)^\alpha \right] \end{array} \right. \quad (6.3)$$

Como $\theta_{util_i} = \hat{\theta}_{sup_i} - \hat{\theta}_{inf_i}$, pode-se determinar o ângulo útil em cada um dos quatro planos cartesianos com o uso da equação (6.4).

$$tg(\theta_{util_i}) = tg(\hat{\theta}_{sup_i} - \hat{\theta}_{inf_i}) = \frac{tg(\hat{\theta}_{sup_i}) - tg(\hat{\theta}_{inf_i})}{1 + tg(\hat{\theta}_{sup_i}) \cdot tg(\hat{\theta}_{inf_i})} \quad (6.4)$$

Por fim, determina-se c_d da forma exposta na equação (6.5).

$$c_d = \min [tg(\theta_{util_1}), tg(\theta_{util_2}), tg(\theta_{util_3}), tg(\theta_{util_4})] \quad (6.5)$$

Após determinar o fator de decisão de cada enlace vizinho candidato a otimização, as tentativas serão realizadas na ordem decrescente dos respectivos fatores. Otimizando primeiro os enlaces cujos ângulos que definem a região de solução se-

jam maiores, tende-se a obter o efeito desejado, ou seja, o maior número de enlaces otimizados ao final do processo.

6.3.2 Escolha da solução a ser usada

Outro ponto que precisa ser observado refere-se à escolha da solução a ser adotada no momento em que uma otimização é bem-sucedida. Ao final da tentativa, muitas vezes será possível alcançar a independência entre os enlaces com um conjunto de soluções, cada uma delas da forma $(P_{s_1}, P_{r_1}, P_{s_2}, P_{r_2})$.

Mais uma vez, a escolha deverá ser por aquela solução que permita maior flexibilidade para que tentativas otimizações posteriores possam ser bem-sucedidas. Assim, o objetivo continua sendo a maximização do conjunto-solução de potências locais, da forma (P_{s_1}, P_{r_1}) .

Escolhe-se portanto, a solução $(P_{s_1}, P_{r_1}, P_{s_2}, P_{r_2})$, tal que o par de potências *remoto* (P_{s_2}, P_{r_2}) pertença a soluções válidas juntamente com o maior número possível de pares de potências locais (P_{s_1}, P_{r_1}) .

Outra maneira de definir a solução escolhida consiste em expressar o conjunto de soluções possíveis para um certo par de enlaces na forma de pares de soluções, do tipo $Sol = \{(Sol_{local,i}, Sol_{remota,j})\}$, no qual $Sol_{local,i}$ é da forma (P_{s_1}, P_{r_1}) e $Sol_{remota,j}$ é da forma (P_{s_2}, P_{r_2}) . Se existe ao menos uma solução válida, os índices i e j podem variar, respectivamente, entre 1 e o número de soluções locais possíveis e entre 1 e o número de soluções remotas possíveis.

Para todo j , seja n_j o número de elementos do conjunto Sol dos quais $Sol_{remota,j}$ faz parte. Determina-se então $n_k = \max(n_j)$, e escolhe-se como solução a ser usada o elemento de Sol que atenda simultaneamente às duas condições a seguir:

1. Seja da forma $(Sol_{local,i}, Sol_{remota,k})$, sendo $n_k = \max(n_j)$.
2. Corresponda à mínima soma $P_{s_1} + P_{r_1} + P_{s_2} + P_{r_2}$.

Aplica-se a condição 2 acima apenas para priorizar a solução que minimiza o consumo de energia (ao menos de um ponto de vista agregado) dentre as que atendem à condição 1.

Desta forma, sempre que houver mais de uma solução possível para a otimização, será escolhida aquela que permitir maior grau de flexibilidade para o par de potências locais (P_{s_1}, P_{r_1}) , fazendo com que o conjunto-solução local não seja reduzido além do necessário. Com isso, aumenta-se a probabilidade de que novas tentativas de otimização possam vir a ser bem-sucedidas.

6.3.3 Otimização bem-sucedida

Por fim, após a determinação de um conjunto-solução de potências capaz de tornar o enlace de trabalho independente em relação ao enlace considerado, a solução adotada é enviada ao terminal mestre do enlace vizinho pelo mestre do enlace de trabalho, para que ele confirme e execute a troca para as potências necessárias.

A partir daí, é necessário que o enlace vizinho acione um contador local, evitando aderir a novas otimizações por um determinado período de tempo. Na prática, durante este intervalo de tempo, o conjunto-solução local de potências desse enlace vizinho será reduzido a apenas um elemento, que é precisamente o par de potências a ele informado pelo enlace de trabalho, que está executando realmente a heurística.

Ou seja, embora o enlace de trabalho continue a executar o algoritmo, podendo vir a adotar novos níveis de potências, o enlace vizinho que recebeu e aceitou a ordem de troca de suas potências se compromete a adotar a nova solução por um período de tempo.

Vale lembrar que as novas potências eventualmente assumidas pelo enlace de trabalho serão compatíveis com a independência alcançada em relação ao enlace considerado. Como, a cada nova tentativa de otimização, só fazem parte do conjunto-solução local os pares de potência compatíveis com as otimizações anteriores, estas são preservadas até o término da execução da heurística, que ocorre ao exaurir todo o conjunto T . A partir deste momento, o enlace de trabalho também adota um temporizador, evitando que suas potências sejam modificadas até o seu término.

6.3.4 Ajuste do limiar de detecção de portadora

O último passo do mecanismo refere-se ao ajuste do limiar CS_{th} , que é realizado de maneira idêntica à heurística preliminar, definida no capítulo anterior. Como já exposto, somente o ajuste correto do limiar de detecção de portadora viabiliza a conversão de enlaces independentes em efetivo reuso espacial.

Para um enlace de trabalho E , é possível determinar todos os enlaces dependentes, que correspondem à união entre os conjuntos D_d e D_p . Na verdade, tais conjuntos já foram determinados no primeiro passo da heurística (e D_p pode ter sido reduzido em função de otimizações bem-sucedidas no decorrer do algoritmo). Cada terminal de E pode, portanto, calcular a potência que nele incide, a partir de cada um dos terminais que participam de enlaces dependentes.

Desta forma, cada terminal do enlace de trabalho ajusta seu CS_{th} para um valor pouco inferior à menor das potências calculadas.

Este método de ajustar o limiar de detecção de portadora com base nos vizinhos mais distantes, que é idêntico ao utilizado na heurística preliminar, já havia sido proposto por PIRES *et al.* [38]. Entretanto, naquele trabalho o ajuste era realizado

com base no conjunto completo de terminais vizinhos, já que o conceito de enlaces dependentes não havia sido abordado.

6.3.5 Fluxograma

A Figura 6.2 exibe o fluxograma básico do funcionamento da heurística. O diagrama apresentado possui foco sistêmico, visando apenas à compreensão dos passos a serem executados. Na implementação real, algumas etapas necessárias ao cumprimento de determinadas tarefas podem ser realizadas em conjunto com outras, visando a otimizar a execução do mecanismo.

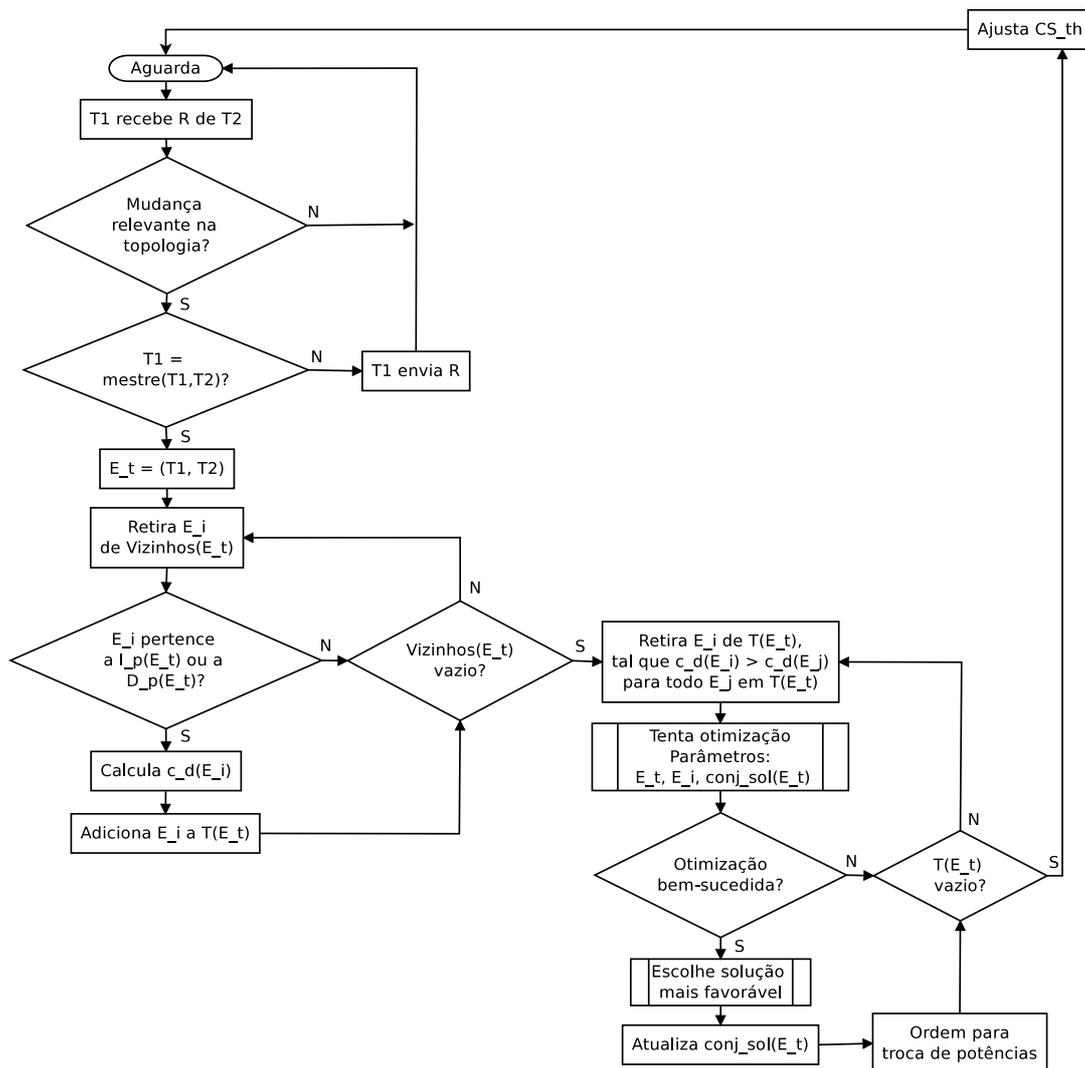


Figura 6.2: Execução da heurística.

Na próxima seção, será discutida a complexidade associada à heurística proposta, estudando-se separadamente cada uma das etapas descritas.

6.4 Análise de complexidade

A exemplo do realizado no Capítulo 5 em relação à heurística preliminar, a complexidade computacional da nova heurística será avaliada por meio da análise de cada um dos seus passos, descritos anteriormente. Será também estimada, em relação à nova heurística, a complexidade em termos do número de mensagens a serem trocadas, que foi omitida em relação à heurística preliminar.

O primeiro passo corresponde a:

1. Determinar quais enlaces vizinhos pertencem aos conjuntos I_p ou D_p . A união desses conjuntos representa o conjunto T ;

Se cada enlace da rede possui, no pior caso, $m - 1$ enlaces vizinhos, este passo é executado avaliando as condições de independência em relação a cada um deles. Assim, a complexidade computacional resultante é $O(m)$.

Como esta etapa necessita de informações sobre os enlaces vizinhos, enviadas por meio do quadro de reuso espacial R , é relevante identificar a complexidade em mensagens resultante do envio desses quadros. Se um terminal t envia um quadro R (em função de uma mudança de topologia local identificada, ou de sua entrada na rede) cada um dos seus vizinhos identifica se a mudança na topologia lhe é relevante, lembrando que só interessa aos terminais a informação de topologia até 2 saltos.

Mais uma vez considerando o pior caso, se todos os vizinhos identificaram mudança relevante na topologia local, os que são mestres de seus enlaces com t passam a executar a heurística, enquanto que os escravos enviam novo quadro R . Assim, no pior caso, serão enviados $n - 1$ quadros R , onde n refere-se ao número de *terminais* na rede. A partir deste ponto, a nova informação sobre a topologia local, originada em t , não necessita mais ser enviada aos terminais vizinhos, que estarão a 3 saltos de t . Como o número máximo de enlaces na rede m é função quadrática do número de terminais n , verifica-se que a troca de mensagens necessária a cada mudança de topologia é de complexidade $O(\sqrt{m})$.

O passo 2 é:

2. Para cada enlace em T , determinar um fator de decisão, designado por c_d ;

A exemplo do passo 1, esta etapa possui complexidade computacional $O(m)$, já que T pode possuir até $m - 1$ enlaces. Pode-se, inclusive, implementar o cálculo do fator de decisão em conjunto com o primeiro passo, determinando-o assim que cada enlace for adicionado a T .

A terceira etapa consiste em:

3. *Tentar a otimização para todos os enlaces em T , ordenados na ordem decrescente dos fatores de decisão, escolhendo a solução mais adequada a cada caso;*

Esta etapa exige, em primeiro lugar, um ordenamento dos enlaces em relação aos seus respectivos fatores de decisão c_d . Esta tarefa pode ser realizada com complexidade $O(m \log m)$.

A seguir passa-se a tentar as otimizações com os enlaces na ordem definida. A tentativa de otimização, a exemplo da heurística preliminar, é executada por meio da avaliação de cada ponto do conjunto-solução, que possui tamanho máximo de p^4 , onde p é o número de níveis de potência utilizados. Vale lembrar que, em casos práticos, observa-se uma forte tendência de redução do conjunto-solução ao longo das tentativas, reduzindo bastante o número de verificações necessárias para grande parte dos enlaces em T .

Entretanto, o pior caso corresponde àquele em que o conjunto permanece constante igual ao seu valor máximo durante toda a execução. Assim, neste caso seriam realizadas $(m - 1)p^4$ verificações, o que corresponde a $O(m)$. A escolha da solução mais favorável dentre as disponíveis é realizada no espaço das soluções de potência, não havendo portanto dependência com o número de enlaces na rede m .

O quarto passo da heurística é descrito da seguinte maneira:

4. *A cada otimização bem-sucedida, atualizar os conjuntos I_p ou D_p e enviar uma ordem de troca de potências para o mestre do enlace vizinho, que confirmará a otimização realizada. A partir daí, o enlace vizinho otimizado aciona um contador local, que evitará, durante um certo tempo, que novas trocas de potência ocorram, mantendo os enlaces independentes por este período.*

A complexidade computacional associada é uma constante em relação ao número de enlaces na rede.

Como se trata de uma etapa que exige comunicação entre os terminais, deve-se avaliar, a exemplo do passo 1, a complexidade em termos do envio de mensagens. O pior caso corresponde ao cenário em que todas as tentativas resultam em otimizações bem-sucedidas, resultando em um número de mensagens necessárias proporcional aos $m - 1$ enlaces vizinhos. Assim, o número de mensagens exigido para execução deste último passo é da ordem de $O(m)$. Destaca-se, entretanto, que o conteúdo das mensagens referidas neste passo é bastante inferior ao conteúdo dos quadros R , cuja complexidade em troca mensagens foi calculada anteriormente em $O(\sqrt{m})$.

Por fim, o último passo é exposto a seguir:

5. *Após executar os passos acima, os terminais do enlace ajustam seus res-*

pectivos valores de CS_{th} de acordo com o novo conjunto de enlaces vizinhos dependentes ($D_d \cup D_p$). Se houve otimizações bem-sucedidas, aciona-se um contador local de tempo, evitando-se novas trocas de potência por um período.

Por tratar-se de mais uma necessidade de ordenamento, a complexidade associada é $O(m \log m)$. No entanto, verifica-se ser independente das demais, podendo ser realizada em conjunto com outras etapas (determinação dos conjuntos D_p e D_d e tentativa de otimização para cada enlace vizinho).

De acordo com a análise realizada, conclui-se que a complexidade computacional da execução da heurística em um único terminal (mestre de um enlace) resulta em $O(m \log m)$. Se todos os terminais mestres executam o algoritmo, a tarefa será realizada com complexidade $O(m^2 \log m)$. Este resultado é idêntico ao da heurística preliminar, e muito mais favorável do que a solução global, que só poderá ser atingida com complexidade exponencial em relação a m .

6.5 Conclusões

No capítulo anterior, foi desenvolvida uma heurística preliminar destinada a aumentar o número de enlaces independentes de uma rede ad hoc CSMA/CA. Ela foi capaz de apresentar desempenho bastante superior a outros mecanismos em redes com poucos enlaces ativos. Este resultado demonstrou a viabilidade da ideia de aumentar o reuso espacial (e conseqüentemente a vazão agregada da rede) ao se estabelecer mais pares de enlaces independentes. Entretanto, a vazão agregada obtida em redes de múltiplos-saltos, com um número bem superior de enlaces, foi inclusive inferior àquela obtida com o uso de P_t e CS_{th} fixos, revelando a necessidade de uma heurística mais eficaz no estabelecimento de enlaces independentes.

A heurística proposta neste capítulo visa a atender a esta necessidade, buscando atingir um desempenho superior mesmo em redes com muitos enlaces ativos.

O mecanismo inicia, a exemplo da heurística preliminar, com a troca de informações necessárias entre terminais próximos. Conhecendo os enlaces vizinhos, um terminal que atua como *mestre* de um certo enlace E seleciona um enlace vizinho E_1 e executa a tentativa de otimização, examinando todas as soluções de potência possíveis para verificar se uma delas torna os dois enlaces independentes. Havendo ao menos uma solução, ocorre a ordem de troca de potências e eles permanecem independentes por um certo período de tempo.

Toda esta sistemática é muito similar à da heurística preliminar. Na verdade, a nova heurística diferencia-se apenas por três pontos. O primeiro deles corresponde à maneira de seleção do enlace vizinho E_1 . O segundo, à escolha de uma solução de potências específica no caso de haver mais de uma solução que garanta a inde-

pendência. Por fim, ao contrário da heurística preliminar, que termina na primeira otimização bem-sucedida, a nova heurística continua a executar novas tentativas em relação aos demais enlaces vizinhos E_2, E_3, \dots, E_n , de acordo com uma sequência específica. É por meio desta estratégia que o novo mecanismo pretende ser mais eficaz no estabelecimento de enlaces independentes, gerando uma vazão agregada maior, mesmo em cenários com maior densidade de enlaces.

A sequência em que os enlaces vizinhos serão submetidos às tentativas de otimização é bastante importante, uma vez que impacta o resultado final de otimizações bem-sucedidas. Por outro lado, verificou-se que a determinação da sequência ótima é um problema complexo, optando-se por utilizar uma sequência *favorável*, com base nas propriedades das condições matemáticas de independência entre enlaces. Assim, define-se a sequência com prioridade para aqueles enlaces *que possibilitam maior flexibilidade para E*, aumentando a probabilidade de sucesso das otimizações subsequentes. Na heurística preliminar, a escolha do único enlace candidato a otimização era realizada simplesmente com base na *maior probabilidade⁶ de se tornar independente de E*.

No caso de mais de uma solução de potências tornar os enlaces independentes, utiliza-se a mesma lógica, definindo-se aquela que aumenta a flexibilidade para novas otimizações. Na primeira heurística, como só havia uma tentativa de otimização por enlace, escolhia-se simplesmente a solução de potências com menor somatório total, visando à economia de energia.

A nova heurística é, portanto, mais agressiva na tentativa de tornar enlaces independentes, mantendo-se a mesma complexidade computacional em relação ao número de enlaces da rede.

⁶De acordo com a mínima razão $b/\min(c, d, e, f)$.

Capítulo 7

Avaliação

Após o desenvolvimento da heurística, foi iniciada a etapa relativa à avaliação de desempenho. O método escolhido foi a elaboração de rotinas de simulação, a serem executados utilizando o simulador NS[73], uma dos principais ferramentas disponíveis atualmente para este fim.

No desenvolvimento de pesquisas na área de redes sem fio o uso de simulação para a obtenção de resultados é bastante comum, em função dos altos custos envolvidos em uma avaliação utilizando equipamentos reais.

Embora venha se tornando comum nos últimos anos a utilização de *testbeds* compartilhados (especialmente os baseados no padrão 802.11), essa alternativa ainda não é factível no caso de pesquisas que propõem modificações mais relevantes no *hardware* e *firmware* dos equipamentos. Em especial, o limiar de detecção de portadora é um dos parâmetros cuja configuração dinâmica, ao longo do funcionamento da rede, é ainda de difícil implementação em *testbeds*, fazendo com que a grande maioria dos trabalhos na área realize avaliação por meio de simulação.

Outro fator que impacta a escolha do método de obtenção de resultados é o tempo necessário para que se possa atingir intervalos de confiança razoáveis. No caso do reuso espacial, fator amplamente dependente da topologia física da rede, é fundamental a avaliação em um grande número de cenários. A aleatoriedade no posicionamento faz com que os resultados obtidos tenham uma grande variação, sendo necessário aumentar o número de amostras para que as diferenças de desempenho entre os mecanismos possa ser visualizada.

Exige-se, portanto, que o funcionamento de cada mecanismo seja aferido em cada uma das redes criadas, realizando diversas rodadas numa mesma rede. Muitas vezes, ao realizar uma avaliação deste tipo em redes reais, o tempo necessário terminaria por tornar a pesquisa inviável.

Quanto ao simulador utilizado, sabe-se que o NS tem sido a principal escolha dos pesquisadores para a avaliação de desempenho na área de redes sem fio há vários anos. O fato de consistir em um software de código aberto contribui para

que a comunidade científica o atualize constantemente com melhorias. Além disso, a confiabilidade dos resultados obtidos é maior ao permitir que os pesquisadores entendam profundamente o funcionamento do simulador, as premissas assumidas e as aproximações utilizadas, dentre outros fatores.

7.1 Ambiente de simulação

Da mesma forma que na avaliação preliminar, foi utilizada uma versão do NS 2.31 modificada para computar a interferência acumulada. Conforme exposto no capítulo 5, o software foi modificado para funcionar em um modelo orientado a SINR, no qual todas as transmissões que ocorrem simultaneamente na rede são levadas em consideração para o cálculo da interferência co-canal.

A rede simulada é composta por terminais que utilizam o padrão 802.11g, que é a principal tecnologia de rede sem fio baseada em CSMA/CA na atualidade.

Mantendo-se os parâmetros usados na avaliação da heurística preliminar, todos os terminais utilizam antenas omni-direcionais. A taxa física utilizada foi de $18Mbps$, por constituir uma taxa intermediária no referido padrão. O ruído ambiente foi fixado no valor de $-100,6dBm$. O tamanho do quadro utilizado é de 1024 bytes , exceto quando explicitamente citado outro valor.

Dois modelos de propagação diferentes foram utilizados: *log-distance* e *two-ray ground*, havendo referência explícita ao modelo escolhido em cada avaliação específica.

O modelo propagação *log-distance* foi usado para possibilitar a avaliação do desempenho quando o *path loss exponent* varia. Este parâmetro é fixo no modelo *two-ray ground* (2 para distâncias curtas e 4 para distâncias superiores à *cross-over distance*). Embora sob algumas situações de propagação o modelo *two-ray ground* possa produzir resultados mais precisos, o *log-distance* apresenta uma flexibilidade maior, prestando-se a modelar canais mais atípicos, com *path loss exponent* superior a 4.

A Tabela 7.1 apresenta os valores dos principais parâmetros utilizados na simulação, valendo sempre que não houver indicação expressa de outros valores.

7.1.1 Cenários

Foi gerado um conjunto de 300 cenários aleatórios para cada um dos graus máximos de vizinhança: 8, 12, 16, 20 e 24. Estes 1.500 cenários foram os mesmos utilizados em todas as avaliações, exceto quando foi realizada a variação do *path loss exponent* α . Como α modifica o alcance máximo da rede, do qual dependem as topologias aleatoriamente geradas, foram definidos 1.500 cenários adicionais para cada um dos

Taxa física	18 Mbps
Níveis de potência	13, 15, 17 e 19 dBm
Limiar de recepção	-88 dBm
Potência de ruído	-100,6 dBm
SINR mínima β	12,6 dBm
Limiar de detecção de portadora fixo $CS_{th_{fixo}}$	-97 dBm
Número de terminais	50
Coefficiente de atenuação (<i>path loss exponent</i>) α	4
Tamanho do quadro	1024 <i>bytes</i>

Tabela 7.1: Principais parâmetros de simulação.

valores de α usados naquela avaliação.

Cada ponto nas curvas exibidas corresponde a uma média dos resultados obtidos nos 300 respectivos cenários, com intervalos de confiança de 95%. As topologias usadas são semelhantes às utilizadas na avaliação preliminar descrita no capítulo 5, mantendo-se o número de terminais fixo em 50 e variando-se o grau máximo de vizinhança δ .

Este esquema de avaliação é bastante adequado por representar a variação da densidade da rede, enquanto se mantém constante o número de terminais, fazendo com que a área ocupada pela rede varie de acordo com o grau máximo, na forma exposta na equação (5.2). A vantagem consiste em avaliar a rede em diferentes densidades, mas com a mesma carga, o que não ocorreria caso o número de terminais fosse variado.

A variação do grau máximo δ impacta dois fatores bastante importantes na topologia da rede: o grau de vizinhança médio e o número médio de saltos nas rotas.

O grau médio, que corresponde ao número médio de vizinhos de um terminal, aumenta com o grau máximo e fornece uma ideia precisa sobre a densidade local sob o ponto de vista dos terminais.

Com relação ao número médio de saltos, a variação tende a ser invertida. Como o transmissor e o receptor de cada um dos 25 fluxos é escolhido de maneira aleatória dentre os 50 terminais, o número de saltos de cada rota é definido com base em um

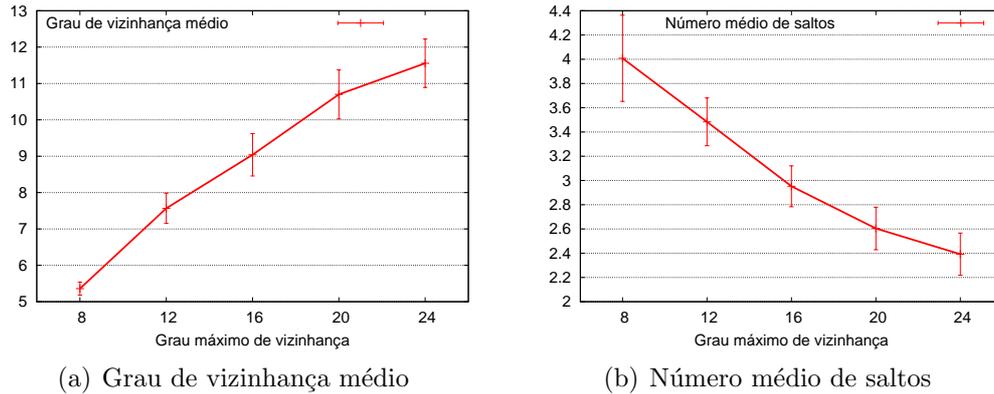


Figura 7.1: Influência do grau de vizinhança máximo.

algoritmo de menor caminho, executado previamente para cada cenário. O número de saltos pode, portanto, variar livremente entre 1 e 49, mas é grande a influência do grau máximo de vizinhança sobre seu valor médio. Quanto maior o grau máximo usado, maior a densidade da rede, e maior a probabilidade de o terminal de destino encontrar-se a poucos saltos do terminal de origem.

As figuras expostas em 7.1 demonstram a influência do grau de vizinhança máximo no grau médio e no número médio de saltos nas rotas. Cada ponto das curvas representa a média obtida nos 300 cenários utilizados para cada grau máximo, utilizando-se o *path loss exponent* de 4.

7.1.2 Tráfego

Dos 50 terminais que compõem cada uma das redes utilizadas, 25 são escolhidos como fontes de tráfego e 25 como sorvedouros (destinos). A escolha é aleatória em cada uma das topologias geradas, sendo o número de saltos necessário a cada fluxo também aleatório.

Cada fonte gera um tráfego do tipo FTP, usando um protocolo de transporte TCP. A escolha do TCP foi devida à sua capacidade de adaptação às condições da rede, aumentando ou reduzindo a vazão de acordo com o grau de sucesso obtido na entrega dos dados ao seu destino final. A capacidade de reação ao congestionamento, reduzindo a vazão temporariamente, é particularmente importante no caso de redes de múltiplos-saltos, evitando a criação de gargalos que descartam quadros sistematicamente, prejudicando a vazão agregada global.

Além disso, por estabelecer um fluxo bidirecional, o TCP adiciona complexidade ao padrão de tráfego da rede, fazendo com que as simulações sejam mais próximas de um cenário real, e aumentando com isso a robustez dos resultados obtidos.

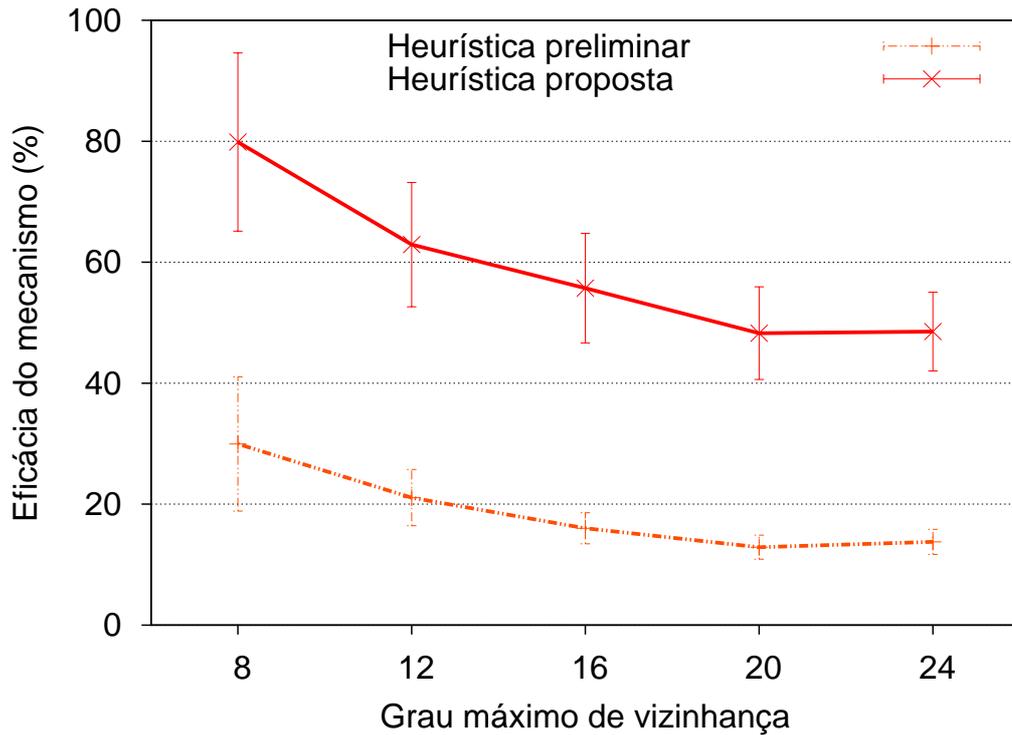


Figura 7.2: Comparação de desempenho entre as heurísticas.

7.2 Resultados

7.2.1 Desempenho relativo entre as heurísticas

Inicialmente, procurou-se avaliar o desempenho da nova heurística proposta em relação à heurística preliminar. A métrica utilizada foi a capacidade do mecanismo em transformar enlaces dependentes com base em potência (ou seja, um elemento do conjunto D_p de um enlace próximo) em independentes em potência (passando a situar-se no conjunto I_p).

Assim, totalizam-se os elementos dos conjuntos D_p de cada um dos enlaces inicialmente e, após a execução da heurística, verifica-se qual o percentual desse total passou a situar-se nos conjuntos I_p . Considerou-se este percentual como uma medida da *eficácia do mecanismo* considerado, demonstrando o quanto ele é capaz de transformar enlaces dependentes em independentes.

A Figura 7.2 exhibe a comparação de desempenho entre a nova heurística e a preliminar.

Pode-se verificar que o novo mecanismo é quase três vezes mais eficaz do que o método preliminar em converter enlaces dependentes em independentes.

Quando cada terminal tem, no máximo, 8 terminais vizinhos, a nova heurística é capaz de transformar, em média, 70 a 90% dos enlaces dependentes com base em potência em independentes. Na mesma situação, o mecanismo preliminar era capaz

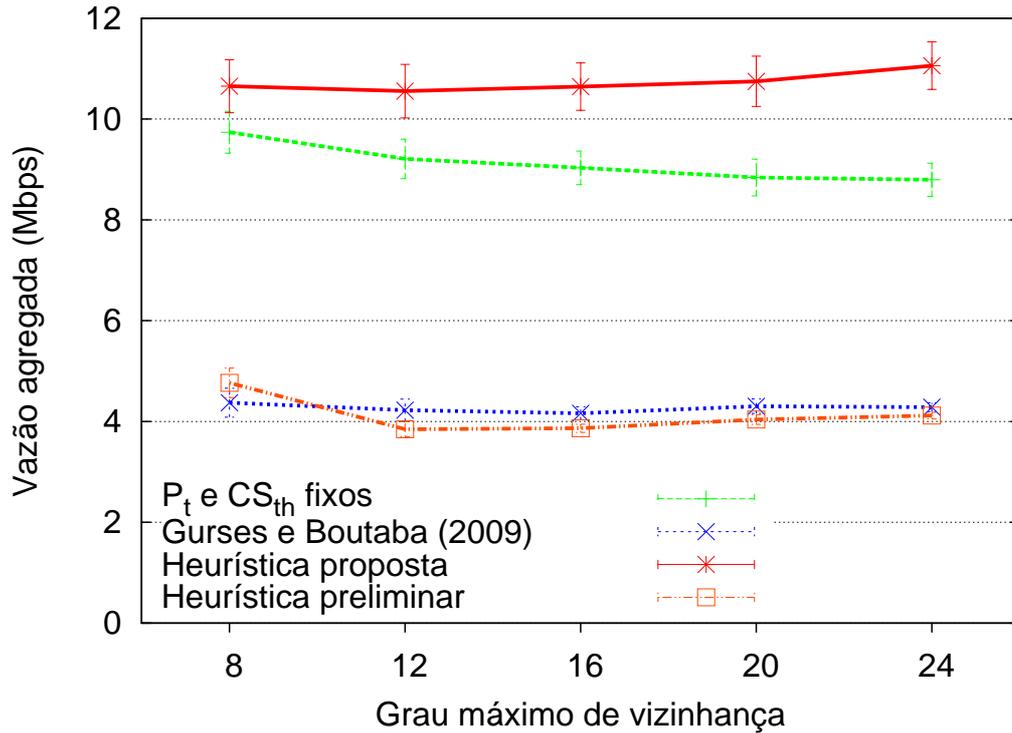


Figura 7.3: Desempenho da heurística proposta.

de converter apenas 20 a 40% dos dependentes em independentes.

A superioridade é mantida mesmo na situação de aumento da densidade da rede, quando fica cada vez mais difícil a tarefa de tornar enlaces independentes uns dos outros, já que a maior proximidade entre os enlaces prejudica o atendimento às condições de independência. Quando o grau máximo atinge 24, o novo mecanismo ainda é capaz de converter cerca de 50% dos enlaces dependentes em independentes, enquanto que este índice é de aproximadamente 15% no caso da heurística preliminar.

7.2.2 Vazão agregada

A Figura 7.3 apresenta os resultados obtidos para a vazão agregada da rede. Os mecanismos utilizados para comparação são o proposto por GURSES e BOUTABA [6] e a heurística preliminar, além do uso de potência e limiar de detecção de portadora fixos. Os resultados demonstram claramente que a heurística proposta é realmente capaz de oferecer um maior desempenho em relação aos demais métodos de ajuste de P_t e CS_{th} . O modelo de propagação utilizado para estas simulações foi o *log-distance*, com *path loss exponent* igual a 4.

Analisando-se os resultados obtidos para todos os métodos, identifica-se que, apesar do adensamento da rede, a vazão agregada parece manter-se relativamente constante. Isto é explicado pela compensação mútua entre dois efeitos.

O primeiro deles, que isoladamente provoca uma redução da vazão com o aumento da densidade, consiste na maior interferência co-canal, que leva ao aumento da probabilidade de colisões. Diversos trabalhos já demonstraram que, neste ambiente de maior disputa pelo canal, o efeito das colisões leva a uma redução geral de desempenho.

O segundo efeito é decorrente do tipo de avaliação realizado, que consiste em manter constante o número de terminais de uma rede de múltiplos-saltos, na qual o tamanho das rotas é fortemente influenciado pelo grau máximo de vizinhança. Quando o grau máximo aumenta, o número de saltos tende a diminuir, favorecendo uma maior vazão agregada na rede¹.

Pode-se identificar, no entanto, que a diferença entre o desempenho das redes que utilizam P_t e CS_{th} fixos e as que utilizam a nova heurística aumenta, com vantagem para esta, com o aumento do grau máximo de vizinhança. Este efeito parece representar um conflito com o exposto na Figura 7.2, que demonstra que a heurística possui maior eficácia em transformar enlaces dependentes em independentes quando a rede é menos densa.

Ocorre que, quando o grau máximo de vizinhança é baixo, e portanto a rede é menos densa, o número de enlaces independentes *com base em distância*² é maior do que quando a rede tem densidade mais alta. Assim, ainda que a heurística seja mais eficaz em transformar enlaces dependentes *com base em potência* em independentes em uma rede menos densa, o peso desses novos pares de enlaces independentes termina sendo menor (uma vez que a rede já funcionava originalmente com um grande número de enlaces independentes).

Além disso, o conjunto D_p de cada enlace, que é o denominador usado para calcular o índice de eficácia da heurística, tende a ser maior em uma rede densa (na qual há enlaces mais próximos uns dos outros). Assim, mesmo possuindo uma eficácia inferior na situação de maior densidade, o número total de enlaces convertidos em independentes pode ser igual ou superior ao obtido em redes mais esparsas.

Conclui-se, portanto, que a nova heurística é bem-sucedida na tentativa de obter melhor reuso espacial (e, conseqüentemente, maior vazão agregada) com o adensamento da rede.

Avaliou-se ainda o desempenho dos mecanismos quando as condições de propagação do canal são mais aderentes ao modelo de propagação *two-ray ground*.

Trata-se de uma avaliação importante, já que a heurística baseia-se fortemente no modelo de propagação *log-distance*, para o qual o *path loss exponent* é mantido

¹Especialmente com o uso do TCP, que tende a melhorar o aproveitamento do canal em situações favoráveis.

²A independência com base em distância ocorre quando, em função do posicionamento relativo entre dois enlaces, inexistente uma configuração de potências capaz de torná-los dependentes. Portanto, tais enlaces são indiferentes à atuação da heurística.

constante para qualquer distância do transmissor. Toda a teoria desenvolvida neste trabalho, e especialmente a definição das condições de independência entre enlaces tem por base esta aproximação quanto ao comportamento do canal.

A Figura 7.4(a) exhibe os resultados obtidos para a vazão agregada da rede com o modelo *two-ray ground*.

Foi ainda adicionado mais um mecanismo recente da literatura, o proposto por LUO *et al.* [70]. Seu desempenho só foi avaliado aqui pelo fato de ser fortemente baseado no modelo *two-ray ground*, apresentando inclusive um comportamento distinto em relação a vizinhos que situem-se dentro da *cross-over distance* uns dos outros. Como todas as demais avaliações foram realizadas com base no modelo de propagação *log-distance*, a comparação seria injusta se realizada nas demais avaliações.

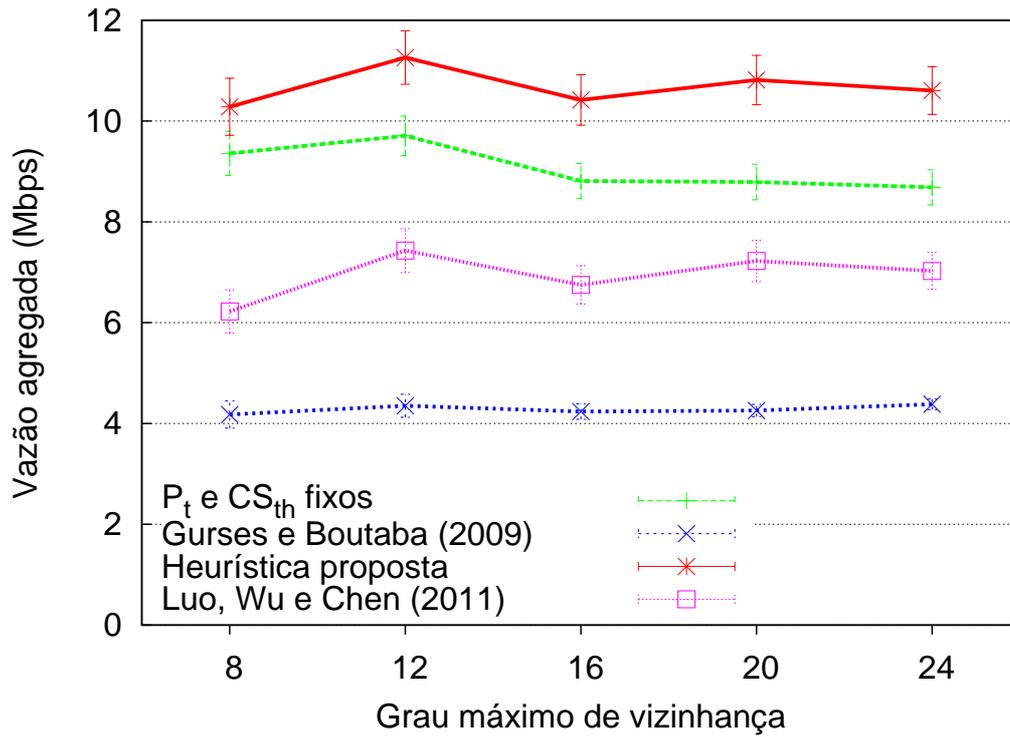
Pode-se observar que o mecanismo proposto manteve a melhor vazão agregada dentre todos os mecanismos avaliados.

A Figura 7.4(b) apresenta ainda a mesma simulação, mas considerando um canal com desvanecimento, calculado pela distribuição *Rice*. O principal parâmetro de configuração do modelo de desvanecimento utilizado consiste no *K-factor*, que representa a relação entre a potência recebida diretamente (*line-of-sight*) e o somatório das componentes de sinal refletidas, e a velocidade máxima relativa entre as antenas e as superfícies de reflexão. Foi utilizado um *K-factor* igual a 0, que representa a ausência da componente de transmissão em linha de visada³ e velocidade máxima igual a 2,5m/s.

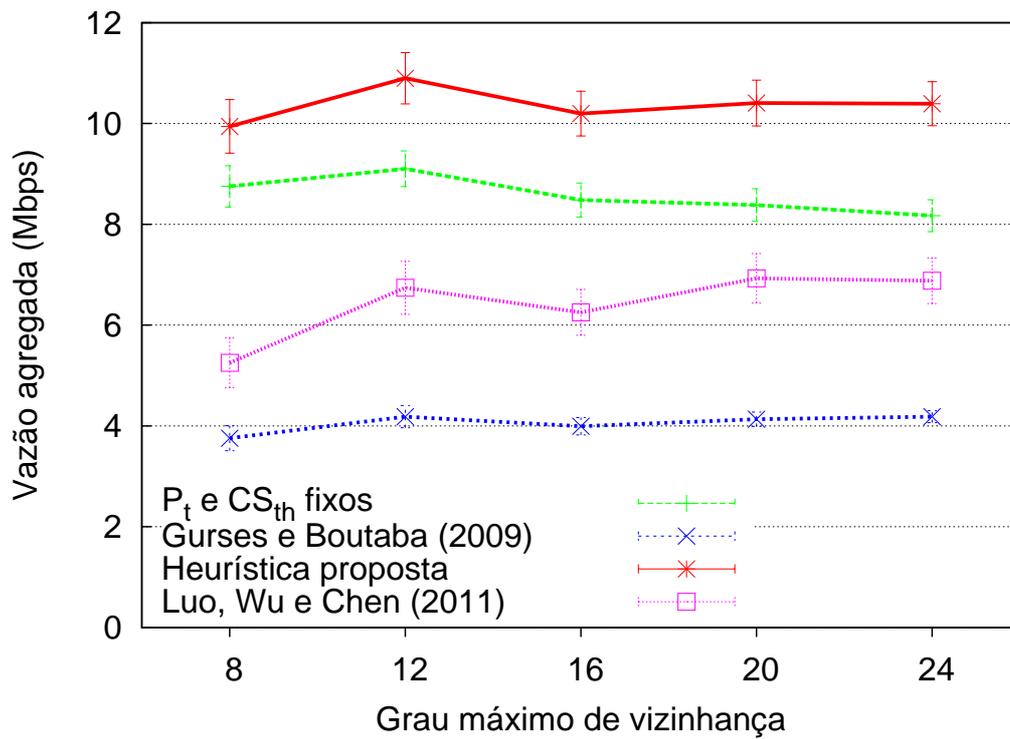
Cabe observar que, diferentemente do resultado obtido no capítulo 5, os desempenhos de todos os métodos avaliados tiveram apenas uma discreta piora com a introdução do desvanecimento no canal. A explicação para isto reside na diferença entre os cenários de avaliação. Enquanto que no capítulo 5 a avaliação foi feita em redes de um único salto, as simulações ora realizadas consideram redes de múltiplos-saltos.

Neste cenário, conforme exposto adiante na seção 7.2.5, a rede opera com elevado grau de *injustiça*, fazendo com que a vazão agregada seja majoritariamente formada pelos fluxos mais estáveis, com menores números de saltos, e cujos enlaces contam com margens de tolerância à interferência maiores. A introdução do desvanecimento afeta pouco tais enlaces, terminando por não gerar perdas de quadros significativas. Com isso, a vazão agregada apresenta uma redução muito pequena.

³Muitas vezes esta situação é descrita como *Rayleigh fading*.



(a) Sem desvanecimento.



(b) Com desvanecimento

Figura 7.4: Two-Ray Ground e desvanecimento.

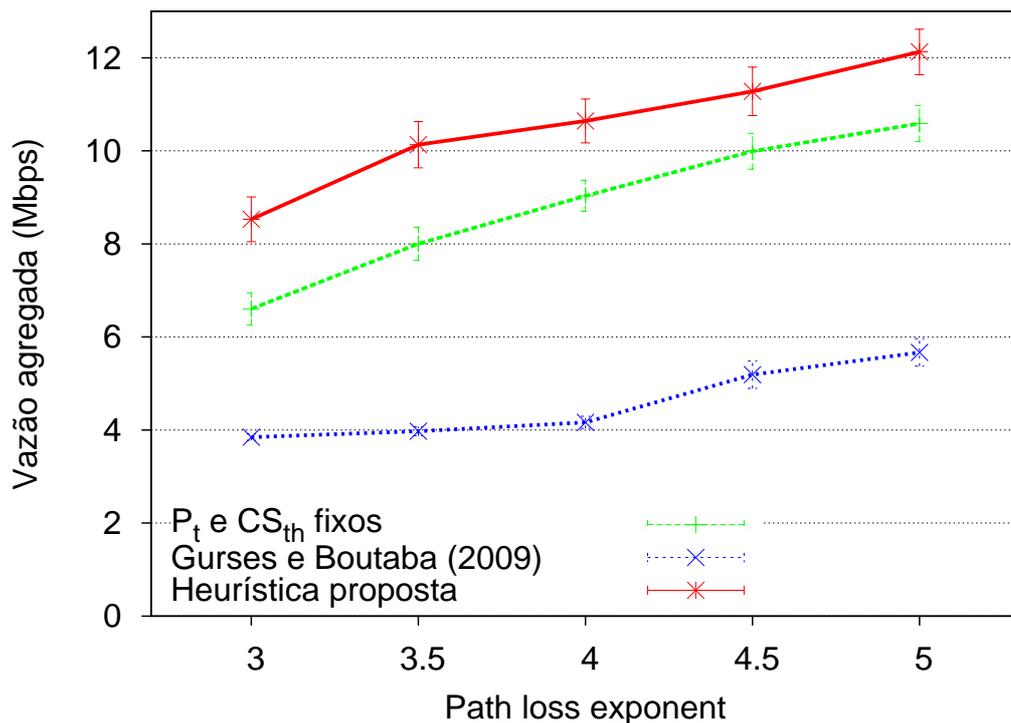


Figura 7.5: Variação do *path loss exponent*.

7.2.3 Variação do *path loss exponent*

Foi ainda investigado se eventuais variações no coeficiente de atenuação em função da distância (*path loss exponent*) α poderiam impactar o desempenho da heurística desenvolvida. Para isso, usando-se o modelo de propagação *log-distance*, foi executado um conjunto de simulações variando-se os valores de α entre 3 e 5. Esse intervalo foi escolhido por representar valores típicos do *path loss exponent*.

Como já exposto anteriormente, esta é a única avaliação que precisou ser realizada com conjuntos de cenários diferentes do inicialmente gerado, que consiste em 1.500 topologias distintas, sendo 300 para cada grau máximo de vizinhança. Como o valor de α impacta o alcance dos terminais, novas topologias tiveram de ser geradas para $\alpha = 3; 3,5; 4,5; 5$ ⁴.

O grau máximo de vizinhança foi fixado em 16, constituindo um valor intermediário entre os utilizados nas demais avaliações.

A Figura 7.5 exhibe os resultados obtidos pelos três mecanismos avaliados.

À medida que α aumenta, mais intenso é o decaimento da potência recebida pelos terminais em função da distância, fazendo com que exista um menor grau de interferência acumulada. Isto faz com que todos os métodos apresentem uma melhora na vazão agregada, mas o mecanismo proposto permaneceu com o melhor desempenho.

⁴Para $\alpha = 4$, foram mantidos os cenários inicialmente gerados.

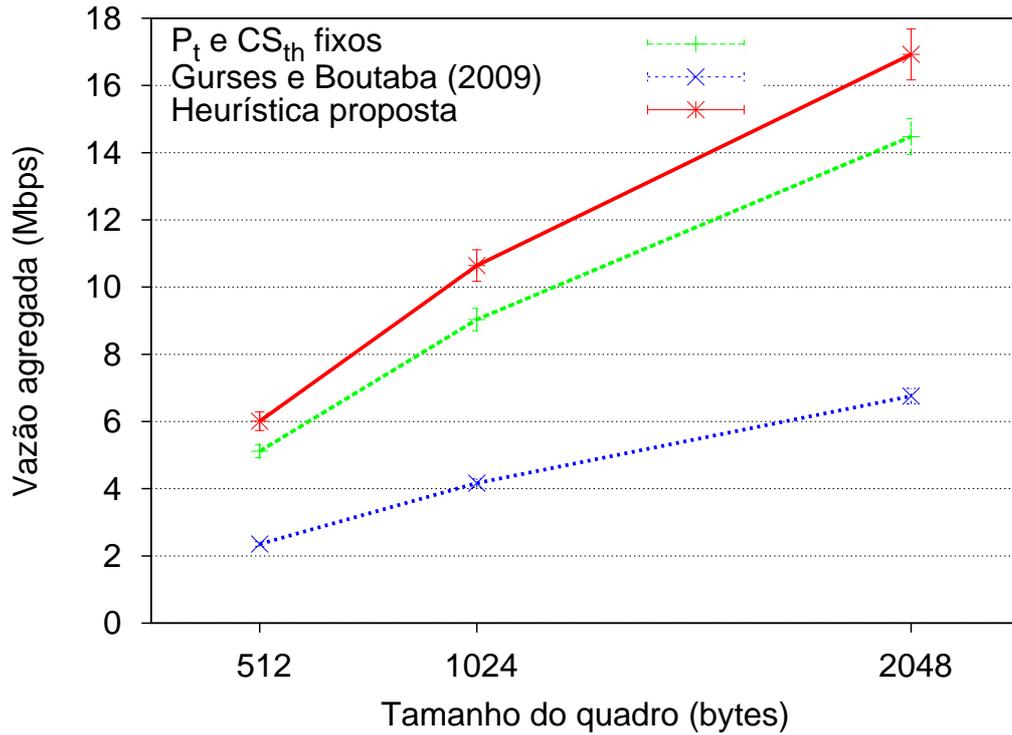


Figura 7.6: Tamanho do quadro.

7.2.4 Tamanho do quadro

O tamanho do quadro utilizado é também uma variável que poderia influenciar o desempenho da heurística. O uso de quadros maiores tende a aumentar a vazão agregada na rede, em virtude de um melhor aproveitamento do canal sem fio. Os terminais tendem a passar mais tempo transmitindo (e menos tempo realizando *backoff*) do que com o uso de quadros menores.

Entretanto, sabe-se que quanto maior o quadro, maior se torna o risco de colisões. Este efeito tende a ser agravado com o uso de mecanismos de reuso espacial que utilizam ajustes em CS_{th} , já que os ajustes realizados sempre podem aumentar o número de terminais escondidos. Como a ideia básica da heurística proposta é tornar os terminais mais agressivos no acesso a meio, o aumento do tamanho do quadro poderia resultar em piora no seu desempenho, por agravar a ocorrência de colisões.

Assim, buscou-se avaliar o desempenho da heurística usando-se mais dois tamanhos de quadro: 512 *bytes* e 2048 *bytes*. Os resultados são expostos na Figura 7.6, e referem-se ao uso do grau máximo igual a 16.

Pode-se verificar que o tamanho do quadro impacta significativamente a vazão. Entretanto, da mesma forma que a modificação do *path loss exponent*, a variação do tamanho do quadro também não altera o desempenho relativo entre os métodos avaliados, mantendo-se a heurística com um desempenho diferenciado em relação aos demais mecanismos.

7.2.5 Justiça

Mecanismos de reuso espacial, especialmente por poderem ocasionar um agravamento do conhecido problema do terminal escondido, sempre estão sujeitos a provocar injustiça na rede, privilegiando enlaces em detrimento de outros. Desta forma, é desejável que o mecanismo seja eficiente em aumentar a vazão agregada na rede, sem, contudo, prejudicar excessivamente alguns enlaces, culminando com um uso do meio bastante desigual.

Para medir o grau de justiça entre n diferentes fluxos, é normalmente usada a fórmula exposta na equação (7.1).

$$\tau(u_1, u_2, \dots, u_n) = \frac{(\sum_{i=1}^n u_i)^2}{n \cdot \sum_{i=1}^n u_i^2} \quad (7.1)$$

Na equação, τ representa o índice de justiça em relação ao conjunto de vazões (u_1, u_2, \dots, u_n) . Quanto mais próximo de 1 for o índice, mais justa é a distribuição de vazão alcançada.

Para avaliar o grau de justiça da heurística desenvolvida, foi medido o índice atingido por ela, comparando-o ao uso de P_t e CS_{th} fixos. Como o resultado de τ pode variar entre $\frac{1}{n}$ e 1, o pior resultado possível equivale, no caso da avaliação realizada, a $\frac{1}{25} = 0,04$.

A Figura 7.7 exhibe os resultados obtidos. Foi utilizado o modelo de propagação *log-distance* e o grau máximo de vizinhança foi fixado em 16

Como se pode verificar, mesmo utilizando o padrão 802.11g, os índices de justiça obtidos são bastante reduzidos. O alto grau de injustiça acaba por ser inerente à rede de múltiplos-saltos simulada. Alguns fluxos podem contar com rotas com menor número de saltos, ou cujos enlaces sejam mais curtos e confiáveis, fazendo com o TCP possa aumentar seguidamente sua janela de transmissão e obter elevados valores de vazão. Por outro lado, alguns fluxos estarão em situação menos vantajosa, fazendo com que quadros sejam perdidos reiteradamente, obrigando o TCP a manter a vazão em níveis muito baixos.

A pequena piora em relação ao índice de justiça decorrente do uso da heurística pode ser atribuída a uma melhora seletiva da situação de alguns enlaces, levando à melhora na vazão de alguns fluxos. Como determinados enlaces podem estar posicionados de forma a contar com condições mais favoráveis à independência em relação a enlaces vizinhos, é natural que o ganho obtido pelo mecanismo não ocorra de forma igual em relação a todos os fluxos, piorando um pouco o grau de justiça da rede.

Por outro lado, o mecanismo proposto por GURSES e BOUTABA [6] apresenta o melhor desempenho em relação à justiça, promovendo uma distribuição de vazão melhor do que o uso de P_t e CS_{th} fixos. Entretanto, observando-se as ava-

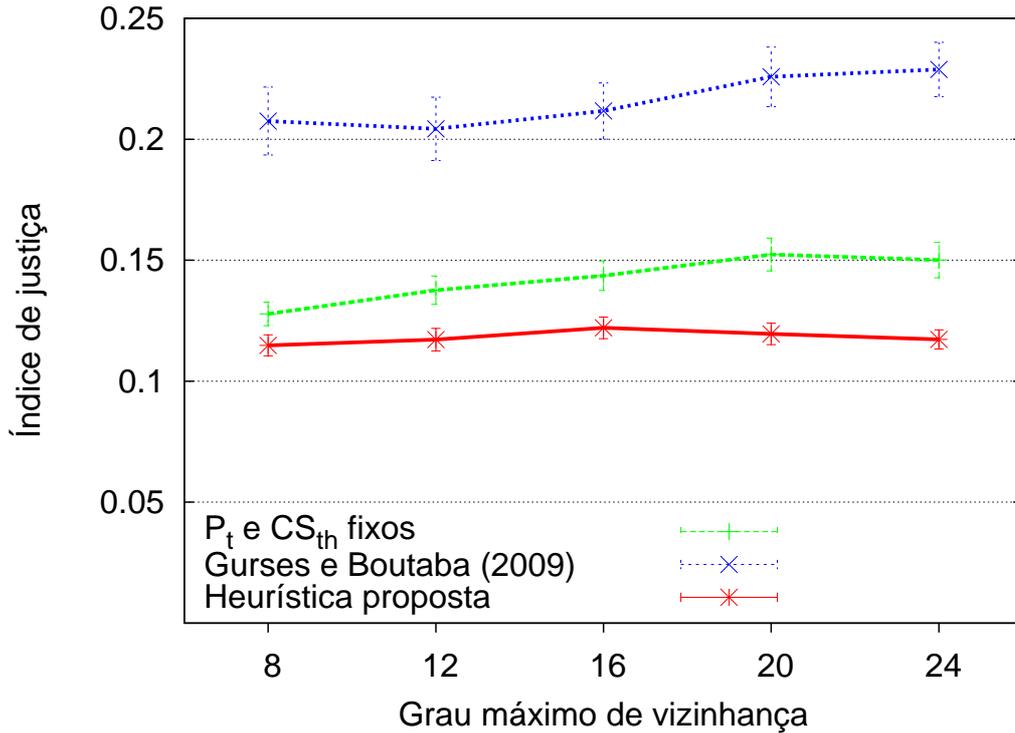


Figura 7.7: Índice de justiça.

liações realizadas com relação à vazão agregada, a melhor distribuição de vazão deste método parece ser decorrente da redução de desempenho de alguns fluxos, já que sua utilização resulta em uma vazão agregada significativamente inferior aos demais mecanismos.

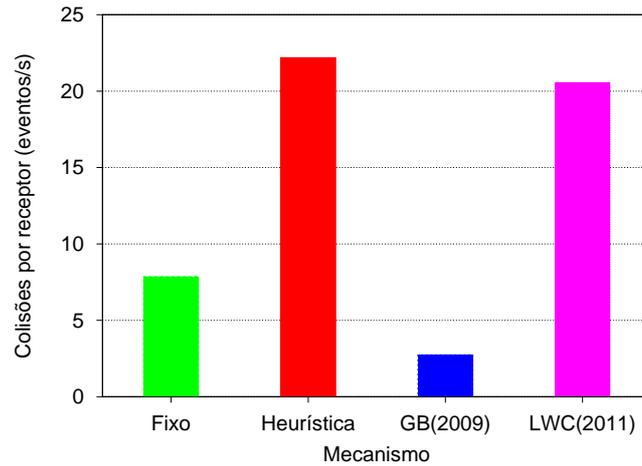
7.2.6 Aproveitamento do canal

Por fim, foi utilizada a mesma avaliação anteriormente exposta na Figura 7.4(a), que consiste no uso do modelo de propagação *two-ray ground*, para mensurar dois fatores chave para o reuso espacial: a quantidade de colisões nos receptores e o tempo pelo qual os transmissores recebem potência acima de seu limiar CS_{th} . Este cenário foi escolhido por contar com a participação de mais um mecanismo como parâmetro de desempenho, o proposto por LUO *et al.* [70].

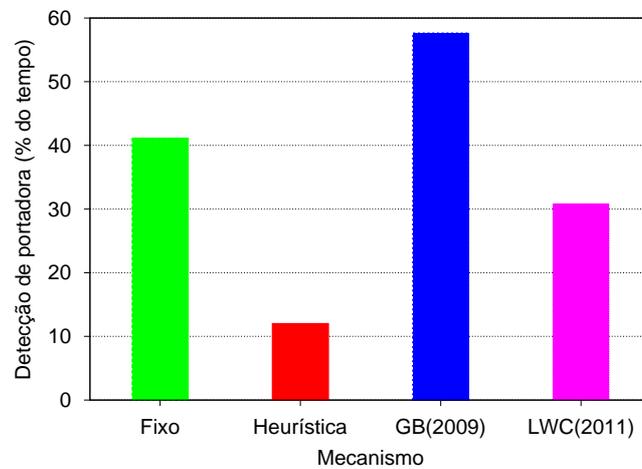
Como exposto anteriormente, o equilíbrio entre os fatores citados é essencial para que um mecanismo de reuso espacial seja bem sucedido. Mediu-se, assim, o número médio de colisões em cada receptor por segundo e o percentual médio do tempo total de simulação que os transmissores estiveram impedidos de transmitir, por detectar uma portadora no canal.

Os resultados são expostos na Figura 7.8. As medidas referem-se ao uso do grau máximo de vizinhança igual a 16.

Pode-se verificar assim que a nova heurística obtém uma melhor vazão agre-



(a) Colisões



(b) Deteção de portadora

Figura 7.8: Reuso espacial.

gada justamente por ser mais agressiva do que os demais métodos, permitindo uma ocorrência maior de colisões, que é compensada por um menor tempo de bloqueio nos transmissores.

7.3 Efeito do tráfego adicional

Como a heurística proposta necessita de informações sobre a topologia local para sua execução, faz-se necessário analisar o impacto potencial do tráfego adicional (*overhead*) por ela exigido.

Este tráfego é predominantemente devido ao fluxo de quadros de reuso espacial R , previstos pelo mecanismo⁵. Tais quadros, conforme descrito na seção 6.1, carregam basicamente informações sobre as distâncias equivalentes calculadas por cada

⁵Embora existam também as mensagens para troca de potências quando ocorrem otimizações bem-sucedidas, seu efeito tende a ser bem reduzido, já que são mensagens bem mais curtas e menos frequentes do que o quadros de reuso espacial R .

terminal em relação a seus vizinhos. A Tabela 6.1 exemplifica o conteúdo básico de um quadro do tipo.

Desta forma, o tamanho do quadro R é variável, dependendo basicamente do número de vizinhos dos quais o terminal dispõe de informações. Mais especificamente, se um terminal inclui em seu quadro R informações sobre n vizinhos, de acordo com o exposto na Tabela 6.1, o quadro dispõe de $\frac{n(n-1)}{2}$ informações de distâncias equivalentes.

Pode-se utilizar o conteúdo de um octeto para representar a informação de distância. Nesse caso, para um alcance máximo de cerca de 500 metros, seria possível representar a distância equivalente com uma precisão inferior a 2 metros, o que parece ser razoável.

Assim, um quadro R enviado por um terminal que dispõe de informações sobre 49 terminais vizinhos, que seria o pior caso nas avaliações realizadas, deveria conter 1.176 *bytes* apenas de informações sobre distâncias⁶. O valor resulta inclusive superior ao tamanho dos quadros usados na maioria das simulações, que é de 1024 *bytes*.

Entretanto, deve-se observar que o número médio de vizinhos de um terminal, quando se utiliza grau máximo igual a 24, segundo o exposto na Figura 7.1(a), varia entre 11 e 12. Utilizando-se 12, as informações de distância citadas acima se reduzem a apenas 66 *bytes*. Desta forma, verifica-se que no caso médio, as informações citadas poderiam ser transmitidas em quadros bem menores do que 1024 *bytes*.

Na prática, pode-se limitar o tamanho do quadro R a um determinado valor como, por exemplo, 256 *bytes*. Este tamanho seria adequado para conter todas as informações de cabeçalho e as distâncias equivalentes de 20 terminais vizinhos (190 *bytes*). Caso o terminal disponha de informações sobre outros terminais, ele simplesmente não as incluiria no quadro R , podendo vir a usar algum critério de exclusão⁷.

Conforme descrito no capítulo 6, cada mudança na topologia (ou entrada de terminal na rede) tem potencial para disparar o envio de quadros R , que serão retransmitidos pelos terminais que não são mestres dos enlaces de trabalho (e que julgarem a mudança de topologia relevante). A análise de complexidade realizada na seção 6.4 demonstrou que cada mudança de topologia pode gerar no pior caso n mensagens, onde n é o número de terminais na rede.

Assim, nos cenários avaliados, uma mudança de topologia poderia gerar no máximo 50 quadros R , lembrando-se que o caso médio tende a resultar em um número significativamente menor. O número médio de vizinhos nas simulações rea-

⁶Ainda é necessário incluir informações de cabeçalho, como a identificação de tratar-se de um quadro R , emissor do quadro e tamanho, dentre outras.

⁷Como, por exemplo, não incluir os terminais mais distantes, que tendem a ser independentes com base em distância e, portanto, não interessarem à execução da heurística.

lizadas foi de, no máximo, 12. Além disso, apenas os terminais que não são mestres retransmitem o quadro R (e aqueles que julgam a mudança de topologia relevante).

Assim, na média dos casos, haverá o envio de aproximadamente 7 quadros R para cada mudança topológica relevante. Utilizando-se o valor de 256 *bytes* citado acima, resulta na necessidade de trafegar 1.792 *bytes* pela rede.

De acordo com os resultados expostos na Figura 7.3, a heurística supera o uso de P_t e CS_{th} fixos em cerca de 2 Mbps na vazão agregada, o que equivale a 22% de aumento. Se ocorrem mudanças relevantes na topologia da rede, ou no ambiente de propagação, parte desta diferença de desempenho será consumida na troca de quadros R .

Se a cada segundo ocorrem k mudanças topológicas relevantes, será necessário utilizar $1.792 \cdot k$ *bytes/s* da rede para o tráfego adicional. Assim, seria necessária a ocorrência de cerca de 139 mudanças relevantes por segundo para que a diferença de desempenho obtida fosse integralmente consumida com o *overhead* de quadros R .

Vale ainda destacar que, em uma implementação prática, pode-se utilizar soluções mais sofisticadas para reduzir o tráfego adicional. Por exemplo, é possível fazer com que os terminais, ao receberem um quadro R que carrega a informação sobre uma mudança relevante na topologia, reenviem um quadro R reduzido, composto apenas pela informação nova.

Pode-se, assim, concluir que o tráfego adicional relativo às informações necessárias ao reuso espacial pode ser facilmente compensado pelo diferencial de desempenho obtido com o uso da heurística.

Capítulo 8

Conclusões

O problema de reuso espacial em redes CSMA/CA tem sido alvo de muita atenção por parte de diversos pesquisadores nos últimos anos. Com a intensificação do uso de redes sem fio, e o conseqüente aumento da densidade das redes, estabelecer mecanismos que garantam uma adequada reutilização espacial do canal compartilhado pelos terminais é fundamental para assegurar a escalabilidade dessas soluções.

Neste contexto, a presente pesquisa dedicou-se a elaborar uma nova abordagem sobre o tema, partindo da ideia básica de que o reuso espacial deve materializar-se sob a forma de transmissões simultâneas na rede, realizadas por *enlaces independentes*. Este termo foi utilizado para designar enlaces cujas interferências recíprocas são mutuamente toleráveis, permitindo suas ativações simultâneas sem prejuízo para nenhuma das comunicações.

A partir de uma análise teórica sobre o tema, concluiu-se que a definição das condições de independência mútua entre vários enlaces constitui um problema de significativa complexidade. Optou-se, assim, por tratar uma variante mais simples, que corresponde ao caso da verificação de independência entre um par de enlaces. A contribuição da interferência acumulada por eventuais outras transmissões simultâneas é tratada por meio da utilização de um limiar de SINR mínimo corrigido, de acordo com um resultado disponível na literatura.

Foram estabelecidas as condições para a independência entre enlaces, em função das potências adotadas pelos terminais envolvidos e de seu posicionamento relativo, além da SINR mínima necessária para recepção e do *path loss exponent* do canal.

Estabeleceu-se ainda um conjunto de condições capazes de identificar situações nas quais a relação de dependência ou independência entre enlaces não é função das potências adotadas pelos terminais envolvidos, em consequência de um posicionamento relativo específico. Assim, pode-se identificar os pares de enlaces que tanto podem ser mutuamente dependentes ou independentes, de acordo com as potências utilizadas, viabilizando a atuação de mecanismos de controle de potência que visem ao aumento do número de enlaces independentes.

A partir das condições definidas, foi possível estabelecer uma expressão analítica capaz de estimar o número de enlaces independentes em uma rede que funciona com potência fixa, cuja eficácia foi comprovada por meio de simulações. Esta expressão foi ainda adaptada para o caso de uma rede que opera com níveis discretos de potência. Por meio desta, foi possível demonstrar que a mera adição de um novo nível, inferior aos demais existentes, viabilizando que terminais passem a adotá-lo, não resulta necessariamente em mais enlaces independentes, podendo inclusive ocorrer uma redução em seu número total.

Desta forma, confirma-se um resultado descrito por GURSES e BOUTABA [6], segundo o qual o uso de um controle de potência convencional, baseado na adoção dos mínimos níveis capazes de manter a comunicação, não resulta no melhor reuso espacial possível. Segundo a referência citada, o uso de níveis de potência superiores aos mínimos é capaz de aumentar o reuso na rede. Naquele trabalho, esta constatação foi obtida a partir de um modelo analítico com foco na vazão agregada da rede, enquanto que nesta pesquisa a demonstração se deu com base na expressão que estima a quantidade de enlaces independentes em uma rede.

Além disso, demonstrou-se neste trabalho que a maximização do número de enlaces independentes é fortemente dependente da topologia local, que pode exigir inclusive o uso de níveis de potência distintos em dois terminais que compõem um enlace. Essa possibilidade não foi abordada pelos autores GURSES e BOUTABA [6], segundo os quais o ajuste de potência deveria ser realizado com base em parâmetro calculado analiticamente, idêntico nos dois terminais de um enlace.

Por fim, restou demonstrada no Capítulo 4 a influência do ajuste de limiar de detecção de portadora. Sem que o CS_{th} seja ajustado, o controle de potência para viabilizar a independência entre enlaces pode resultar inócuo, sem converter-se em efetivo reuso espacial.

No Capítulo 5, foi abordada a questão de maximização do número do pares de enlaces independentes. Após a demonstração de que se trata de um problema de difícil solução, cuja complexidade computacional é exponencial em relação ao número de enlaces da rede m , foi elaborada uma heurística simples, com complexidade polinomial em relação a m , capaz de atingir bons resultados para um número limitado de enlaces. Simulações realizadas indicaram que a vazão agregada obtida é bem superior ao uso de P_t e CS_{th} fixos e também ao método proposto por GURSES e BOUTABA [6]. A vazão agregada com o uso da heurística foi próxima à vazão obtida em redes cujos níveis de potência foram determinados por meio de uma otimização de força bruta, maximizando-se os enlaces independentes.

Entretanto, ao realizar simulações em um cenário de múltiplos-saltos e com maior número de transceptores, evidenciou-se uma grande redução de desempenho, atribuída ao número insuficiente de enlaces independentes gerados, tanto pela

heurística preliminar, quanto pelo método de GURSES e BOUTABA [6].

Partiu-se assim para o desenvolvimento de uma heurística mais elaborada, com base em um estudo mais profundo das condições de independência. Obteve-se um mecanismo capaz de gerar até três vezes mais enlaces independentes do que a heurística inicial, mantendo-se a mesma complexidade computacional. Os resultados de simulação obtidos a partir desse novo método comprovaram a tese de que um maior número de enlaces independentes teria impacto positivo na vazão agregada.

Por fim, o mecanismo elaborado foi avaliado por um conjunto de simulações bastante amplo, incluindo variações no modelo de propagação usado, tamanho dos quadros, coeficiente de atenuação em função da distância (*path loss exponent*), e canais com e sem efeito de desvanecimento. Todos os resultados demonstraram a superioridade da nova heurística em relação aos demais métodos de ajuste de P_t e CS_{th} , utilizados como parâmetros de comparação, inclusive os propostos por GURSES e BOUTABA [6] e LUO *et al.* [70].

Destaca-se que à significativa melhoria na vazão agregada correspondeu discreta piora no índice de justiça entre os fluxos. A injustiça detectada é inerente ao método de aumento do número de enlaces independentes, que privilegia pares de enlaces posicionados de maneira favorável à obtenção da independência.

8.1 Principais Contribuições

Como exposto no Capítulo 3, o trabalho desenvolvido por YANG *et al.* [63] tornou-se referência na área do reuso espacial, propondo o ajuste conjunto de P_t e CS_{th} , servindo de base para os trabalhos subsequentes.

Uma inovação significativa na área foi proposta por GURSES e BOUTABA [6], demonstrando-se que nem sempre o uso de potências de transmissão iguais às mínimas necessárias resultam em maior reuso espacial, como concluía o trabalho de YANG *et al.* [63]. Naquele trabalho, foi definida uma expressão analítica capaz de calcular a potência a ser empregada em cada enlace, que pode resultar em valores superiores à potência mínima. Os resultados, ainda que obtidos de forma analítica, demonstraram expressivo ganho de vazão frente ao mecanismo proposto por YANG *et al.* [63].

Nesta pesquisa de doutorado, o tema do reuso espacial é abordado de maneira diferente, com foco em prover a rede das condições necessárias para maximizar as transmissões simultâneas. Ao invés de propor ajustes com base em estimativas analíticas sobre a interferência co-canal, propõe-se controlar a potência de transmissão de forma a aumentar a quantidade de enlaces independentes e, posteriormente, ajustar o CS_{th} para possibilitar que eles realizem comunicações simultâneas. De acordo com a topologia local específica, pode ser inclusive necessário o uso de

potências diferentes por terminais que compõem um enlace, possibilidade que não era admitida por GURSES e BOUTABA [6].

Esta abordagem é mais eficaz por conferir um maior peso ao posicionamento dos terminais próximos, o que é essencial para aumentar o reuso espacial sem provocar a redução de desempenho com o aumento de colisões.

Pode-se, assim, sintetizar as principais contribuições desta pesquisa ao tema do reuso espacial em redes CSMA/CA nos seguintes tópicos:

1. Introdução do conceito de enlaces independentes, e sua exploração na tentativa de aprimorar o reuso espacial de uma rede *ad hoc* CSMA/CA;
2. Definição das condições de independência bidirecional entre um par de enlaces, incluindo os conceitos de dependência e independência baseadas em distância e em potência;
3. Derivação de uma expressão analítica para estimar o número de enlaces independentes em uma rede, cuja eficácia foi comprovada por simulações, e sua utilização para provar que o controle de potência convencional não resulta necessariamente nas melhores condições para o reuso espacial;
4. Formulação do problema de maximização dos enlaces independentes, demonstrando que sua solução tem complexidade computacional exponencial em relação ao número de enlaces de uma rede;
5. Desenvolvimento de uma heurística de complexidade polinomial capaz de aumentar significativamente o número de enlaces independentes em uma rede, gerando aumento na vazão agregada em relação a outros mecanismos.

8.2 Trabalhos futuros

No decorrer desta pesquisa, o tema do reuso espacial foi abordado de maneira inovadora, por meio do conceito de enlaces independentes. Um arcabouço teórico foi desenvolvido e utilizado para a criação de uma heurística a ser executada de forma distribuída, com base em um conhecimento local da topologia da rede, para o aumento dos enlaces independentes. Não foi possível, entretanto, adentrar em alguns temas específicos que podem ter impacto no assunto.

Um desses temas é o controle da taxa de transmissão física usada no meio CARDOSO [75]. Muitas tecnologias baseadas em CSMA/CA, como o padrão 802.11, utilizam a adaptação da taxa de transmissão de acordo com as condições do canal. Este mecanismo de controle da taxa física tem impacto direto na SINR mínima

necessária para a recepção, influenciando o resultado da aplicação das condições de independência entre enlaces.

A priori, conhecendo de antemão as taxas de transmissão utilizadas em cada enlace vizinho, seria possível adaptar o mecanismo elaborado de forma a levar em conta os diferentes valores de SINR necessários. No entanto, a adaptação contínua da taxa de acordo com as condições do canal exigiria novas mudanças no mecanismo, que exigem aprofundamento.

Situação semelhante ocorre em relação à mobilidade dos terminais. A heurística desenvolvida é fortemente dependente do posicionamento relativo entre os terminais. Situações de mobilidade eventual podem ser enfrentadas por meio da execução contínua do mecanismo, enviando as novas informações de posicionamento por meio dos quadros de reuso espacial. No caso de um grau maior de mobilidade, esta solução poderia aumentar significativamente o tráfego adicional na rede, além de reduzir os períodos nos quais os pares de enlaces mantém as condições de independência mútua. Com isso, os ganhos em vazão tenderiam a ser menores, reduzindo os benefícios do mecanismo.

Assim, soluções com o uso de enlaces independentes para cenários de grande mobilidade ainda dependem de pesquisas adicionais. Ressalta-se, entretanto, que a quase totalidade dos trabalhos na área de reuso espacial possuem restrição semelhante em relação ao tema.

Por fim, estudos adicionais são necessários para investigar a possibilidade de utilização do perfil de tráfego da rede no mecanismo de aumento do reuso espacial. Numa situação de carga reduzida, por exemplo, pode ser desvantajoso aumentar a quantidade de enlaces independentes visando ao aumento da vazão agregada. Como a rede é pouco demandada, esta capacidade adicional pode ser desnecessária. Assim, como a heurística proposta pode resultar no uso de níveis de potência mais elevados do que os mínimos necessários, o resultado seria apenas um consumo de energia mais elevado.

Da mesma forma, é possível utilizar o perfil de tráfego em cada enlace específico como critério adicional para definição dos candidatos à independência, tornando os enlaces de maior carga prioritários para as tentativas de otimização.

Referências Bibliográficas

- [1] 802.11. *IEEE 802.11, 1999 Edition (ISO/IEC 8802-11: 1999). IEEE Standards for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange between Systems – Local and Metropolitan Area Network – Specific Requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 1999.*
- [2] 802.11a. *IEEE 802.11a-1999 (8802-11:1999/Amd 1:2000(E)). IEEE Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Specific requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications - Amendment 1: High-speed Physical Layer in the 5 GHz band, 1999.*
- [3] 802.11b. *IEEE 802.11b-1999 Supplement to 802.11-1999. Wireless LAN MAC and PHY specifications: Higher speed Physical Layer (PHY) extension in the 2.4 GHz band, 1999.*
- [4] 802.11g. *IEEE 802.11g-2003 IEEE Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Specific requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications - Amendment 4: Further Higher-Speed Physical Layer Extension in the 2.4 GHz Band.*
- [5] 802.3. *IEEE 802.3-2008 IEEE Standard for Information technology - Specific requirements – Part 3: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications.*
- [6] GURSES, E., BOUTABA, R. “Capacity of Wireless Multi-hop Networks Using Physical Carrier Sense and Transmit Power Control”. In: *IEEE GLOBECOM*, 2009.
- [7] COLVIN, A. “CSMA with Collision Avoidance”, *Computer Communications*, v. 6, n. 5, pp. 227–235, 1983.

- [8] PIRES, A. A. *Controle de Potência em Redes Ad Hoc 802.11*. Tese de Mestrado, Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica - COPPE/UFRJ, 2005.
- [9] LAU, C. T., LEUNG, C. “Capture models for mobile packet radio networks”, *IEEE Trans. on Communications*, v. 40, n. 5, 1992.
- [10] WARE, C., CHICHARO, J., T.WYSOCKI. “Modelling of capture behaviour in IEEE 802.11 radio modems”. In: *IEEE ICT*, 2001.
- [11] ALAWIEH, B., ZHANG, Y., ASSI, C., et al. “Improving Spatial Reuse in Multihop Wireless Networks – A Survey”, *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, v. 11, n. 3, pp. 71–91, set. 2009.
- [12] MONKS, J., EBERT, J.-P., MAI HWU, W., et al. “Energy Saving and Capacity Improvement Potential of Power Control in Multi-hop Wireless Networks”. In: *Computer Networks*, mar. 2003.
- [13] RAMOS, N., PANIGRAHI, D., DEY, S. “Energy-efficient Link Adaptations IEEE 802.11b Wireless LAN”. In: *IASTED International Conference on Wireless and Optical Communications*, maio 2003.
- [14] GOMEZ, J., CAMPBELL, A. T., NAGHSHINEH, M., et al. “Conserving Transmission Power in Wireless Ad Hoc Networks”. In: *ICNP’01*, nov. 2001.
- [15] NARAYANASWAMY, S., KAWADIA, V., SREENIVAS, R. S., et al. “Power Control in Ad-hoc Networks: Theory, Architecture, Algorithm and Implementation of the COMPOW Protocol”. In: *European Wireless 2002*, fev. 2002.
- [16] KAWADIA, V., KUMAR, P. R. “Power Control and Clustering in Ad Hoc Networks”. In: *INFOCOM’03*, maio 2003.
- [17] XU, Y., BIEN, S., MORI, Y., et al. *Topology Control Protocols to Conserve Energy in Wireless Ad Hoc Networks*. Relatório Técnico 6, University of California, Los Angeles, Center for Embedded Networked Computing, jan. 2003.
- [18] AWERBUCH, B., HOLMER, D., RUBENS, H. “The Pulse Protocol: Energy Efficient Infrastructure Access”. In: *INFOCOM’04*, maio 2004.
- [19] SHETH, A., HAN, R. “Adaptive Power Control and Selective Radio Activation for Low-power Infrastructure-mode 802.11 LANs”. In: *Distributed Computing Systems Workshops*, maio 2003.

- [20] ZHENG, R., KRAVETS, R. “On-demand Power Management for Ad Hoc Networks”. In: *INFOCOM'03*, maio 2003.
- [21] TSENG, Y.-C., HSU, C.-S., HSIEH, T.-Y. “Power-saving Protocols for IEEE 802.11-based Multi-hop Ad Hoc Networks”. In: *INFOCOM'02*, maio 2002.
- [22] POTTIE, G. J., KAISER, W. J. “Wireless Integrated Network Sensors (WINS)”, *Communications of the ACM*, v. 43, n. 5, pp. 51–58, maio 2000.
- [23] RAGHUNATHAN, V., SCHURGERS, C., PARK, S., et al. “Energy aware wireless microsensor networks”, *IEEE Signal Processing Magazine*, v. 19, n. 2, pp. 40–50, mar. 2002.
- [24] CRUZ, R. L., SANTHANAM, A. V. “Optimal Routing, Link Scheduling and Power Control in Multi-Hop Wireless Networks”. In: *INFOCOM'03*, maio 2004.
- [25] ELBATT, T., EPHREMIDES, A. “Joint Scheduling and Power Control for Wireless Ad Hoc Networks”. In: *IEEE Transactions on Wireless Communications*, maio 2004.
- [26] MONKS, J. P., BHARGHAVAN, V., MEI W. HWU, W. “A Power Controlled Multiple Access Protocol for Wireless Packet Networks”. In: *IEEE INFOCOM'01*, abr. 2001.
- [27] WU, S. L., TSENG, Y. C., SHEU, J. P. “Intelligent Medium Access for Mobile Ad Hoc Networks with Busy Tones and Power Control”. In: *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, jun. 2000.
- [28] LIN, X.-H., KWOK, Y.-K., LAU, V. K. N. “A New Power Control Approach for IEEE 802.11 Ad Hoc Networks”. In: *IEEE PIMRC'03*, set. 2003.
- [29] LIN, X.-H., KWOK, Y.-K., LAU, V. K. N. “On Power Managed Multiple Access Control in an IEEE 802.11 Based Ad Hoc Wireless Network”. In: *Journal of Information Society and Engineering*, jun. 2004.
- [30] WU, S.-L., TSENG, Y.-C., LIN, C.-Y., et al. “A Multi-channel MAC Protocol with Power Control for Multi-hop Mobile Ad Hoc Networks”. In: *The Computer Journal SCI*, maio 2002.
- [31] MUQATTASH, A., KRUNZ, M. “Power Controlled Dual Channel (PCDC) Medium Access Protocol for Wireless Ad Hoc Networks”. In: *INFOCOM'03*, maio 2003.

- [32] KARN, P. “MACA - A New Channel Access Method for Packet Radio”. In: *ARRL Computer Networking Conference*, jul. 1990.
- [33] AGARWAL, S., KRISHNAMURTHY, S., KATZ, R. H., et al. “Distributed Power Control in Ad-hoc Wireless Networks”. In: *IEEE PIMRC’01*, fev. 2001.
- [34] GRILO, A., NUNES, M. “Link Adaptation and Transmit Power Control for Unicast and Multicast in IEEE 802.11 a/h/e WLANs”. In: *LNC’03*, ago. 2003.
- [35] POON, E., LI, B. “Achieving 802.11 MAC Interoperability in Power-efficient Ad Hoc Networks with Dynamic Range Adjustment”. In: *Distributed Computing Systems*, ago. 2003.
- [36] BERGAMO, P., MANIEZZO, D., GIOVANARDI, A., et al. “Distributed Power Control for Power-aware Energy-efficient Routing in Ad Hoc Networks”. In: *Wireless Networks*, maio 2004.
- [37] PIRES, A. A., DE REZENDE, J. F., CORDEIRO, C. “ALCA: a new scheme for power control on 802.11 ad hoc networks”. In: *IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks*, pp. 475–477, 2005.
- [38] PIRES, A. A., DE REZENDE, J. F., CORDEIRO, C. “FN-ALCA: Esquema de Controle de Potência para Economia de Energia e Aumento de Capacidade de Redes Ad Hoc 802.11”. In: *SBRC 2005*, maio 2005.
- [39] BACCELLI, F., LI, J., RICHARDSON, T., et al. “On Optimizing CSMA for Wide Area Ad-hoc Networks”. In: *IEEE International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks (WiOpt)*, pp. 354–359, 2011.
- [40] ZHU, J., GUO, X., YANG, L. L., et al. “Leveraging spatial reuse in 802.11 mesh networks with enhanced physical carrier sensing”. In: *IEEE ICC*, 2004.
- [41] ZHU, J., GUO, X., YANG, L. L., et al. “Adapting Physical Carrier Sensing to Maximize Spatial Reuse in 802.11 Mesh Networks”, *Wiley Journal of Wireless Communications and Mobile Computing*, v. 4, n. 8, pp. 933—946, 2004.

- [42] ZHOU, Y., NETTLES, S. M. “Balancing the hidden and exposed node problems with power control in CSMA/CA-based wireless networks”. In: *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, pp. 683–688, 2005.
- [43] VASAN, A., RAMJEE, R., WOO, T. “ECHOS - enhanced capacity 802.11 hotspots”. In: *IEEE INFOCOM*, pp. 1562–1572, 2005.
- [44] JAMIESON, K., HULL, B., MIU, A., et al. “Understanding the real-world performance of carrier sense”. In: *ACM SIGCOMM*, pp. 52–57, 2005.
- [45] MA, H., ALAZEMI, H. M. K., ROY, S. “A stochastic model for optimizing physical carrier sensing and spatial reuse in wireless ad hoc networks”. In: *IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems*, 2005.
- [46] ZHAI, H., FANG, Y. “Physical carrier sensing and spatial reuse in multirate and multihop wireless ad hoc networks”. In: *IEEE INFOCOM*, 2006.
- [47] FONSECA, B. J. B. “A Distributed Procedure for Carrier Sensing Threshold Adaptation in CSMA-based Mobile Ad Hoc Networks”. In: *IEEE Vehicular Technology Conference*, pp. 66–70, 2007.
- [48] JIANG, L. B., LIEW, S. C. “Hidden-Node Removal and Its Application in Cellular WiFi Networks”, *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, v. 56, n. 5, pp. 2641–2654, 2007.
- [49] XU, K., GERLA, M., , et al. “How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in ad hoc network”. In: *IEEE GLOBECOM*, 2002.
- [50] JIANG, L. B., LIEW, S. C. “Improving Throughput and Fairness by Reducing Exposed and Hidden Nodes in 802.11 Networks”, *IEEE Trans. on Mobile Computing*, v. 7, n. 1, pp. 34–49, 2008.
- [51] HUANG, C., LEA, C.-T., WONG, A. K.-S. “On Fairness Enhancement for CSMA/CA Wireless Networks”, *IEEE Systems Journal*, v. 4, n. 5, pp. 511–523, 2010.
- [52] SHENG, J., VASTOLA, K. S. “Performance Modeling of 802.11 Ad Hoc Networks with Time-Varying Carrier Sense Range and Physical Capture Capability”. In: *IEEE GLOBECOM*, 2008.
- [53] SHENG, J., VASTOLA, K. S. “Physical Carrier Sensing Outage in Single Hop IEEE 802.11 Ad Hoc Networks with Slowly Moving Stations”. In: *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, 2008.

- [54] HALPERIN, D., ANDERSON, T., WETHERALL, D. “Taking the sting out of carrier sense: interference cancellation for wireless LANs”. In: *ACM International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp. 339–350, 2008.
- [55] LIU, Y., ZHANG, X., LIU, Q., et al. “Interference-aware physical carrier sensing for maximum throughput in ad hoc networks”. In: *Communications and Networking in China*, pp. 60–64, 2008.
- [56] YANG, E., CHOI, J., LEE, S. “On Selfish Behavior using Asymmetric Carrier Sensing in IEEE 802.11 Wireless Networks”. In: *IEEE LCN*, pp. 527–529, 2008.
- [57] FU, L., LIEW, S. C., HUANG, J. *Safe Carrier Sensing Range in CSMA Network under Physical Interference Model*. Relatório técnico, Department of Information Engineering - The Chinese University of Hong Kong, 2009.
- [58] FU, L., LIEW, S. C., HUANG, J. “Effective Carrier Sensing in CSMA Networks under Cumulative Interference”. In: *IEEE INFOCOM*, 2010.
- [59] ACHOLEM, O. “Throughput performance in multihop networks using adaptive carrier sensing threshold”. In: *Proceedings of the 2010 Spring Simulation Multiconference*, SpringSim '10, pp. 175:1–175:6, New York, NY, USA, 2010.
- [60] J. FUEMMELER, N. H. VAIDYA, V. V. V. *Selecting transmit powers and carrier sense thresholds for CSMA protocols*. Relatório técnico, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2004.
- [61] YANG, X., VAIDYA, N. H. “On physical carrier sense in wireless ad hoc networks”. In: *IEEE INFOCOM*, 2005.
- [62] KIM, T.-S., LIM, H., HOU, J. C. “Improving spatial reuse through tuning transmit power, carrier sense threshold, and data rate in multihop wireless networks”. In: *ACM MOBICOM*, 2006.
- [63] YANG, Y., HOU, J. C., KUNG, L.-C. “Modeling the Effect of Transmit Power and Physical Carrier Sense in Multi-hop Wireless Networks”. In: *IEEE INFOCOM*, 2007.
- [64] CALI, F., CONTI, M., GREGORI, E. “Dynamic Tuning of the IEEE 802.11 Protocol to Achieve a Theoretical Throughput Limit”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 8, n. 6, pp. 785–799, 2000.

- [65] BIANCHI, G. “Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function”, *IEEE J. Select. Areas Commun.*, v. 18, n. 3, 2000.
- [66] KUMAR, A., ALTMAN, E., MIORANDI, D., et al. “New Insights from a Fixed Point Analysis of Single Cell IEEE 802.11 WLANs”. In: *IEEE INFOCOM*, 2005.
- [67] YANG, Y., HOU, J. C., KUNG, L.-C. “Modeling of Physical Carrier Sense in Multi-hop Wireless Networks and Its Use in Joint Power Control and Carrier Sense Adjustment”. In: *IEEE INFOCOM*, 2007.
- [68] VEGAD, M. M., DE, S., LALL, B. “A Liberal Carrier Sensing for Increased Spatial Reuse in Multi-Hop Wireless Ad Hoc Networks”. In: *IEEE ICC 2010*, 2010.
- [69] ACHOLEM, O., HARVEY, B. “Throughput Performance in Multihop Networks using Adaptive Carrier Sensing Threshold”. In: *IEEE SoutheastCon 2010*, 2010.
- [70] LUO, H.-C., WU, E. H.-K., CHEN, G.-H. “From Spatial Reuse to Transmission Power Control for CSMA/CA Based Wireless Ad Hoc Networks”. In: *International Conference on Parallel Processing Workshops*, 2011.
- [71] RAPPAPORT, T. S. *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall, Inc., 2001.
- [72] SHARIEH, A., RAWAGEPFEH, W. A., MAHAFZAH, M. H., et al. “An Algorithm for Finding Maximum Independent Set in a Graph”, *European Journal of Scientific Research*, v. 23, n. 4, pp. 586–596, 2008.
- [73] “The Network Simulator - ns-2”. <http://nsnam.isi.edu/nsnam/index.php>, 2011. [Último acesso: 03/03/2012].
- [74] ARC. “Additions to the NS network simulator to handle Ricean and Rayleigh fading.” <http://www.ece.cmu.edu/wireless/downloads.html>, 2007. [Último acesso: 04/03/2012].
- [75] CARDOSO, K. V. *Controle Automático de Taxa de Transmissão em Redes IEEE 802.11*. Tese de Doutorado, Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica - COPPE/UFRJ, 2009.
- [76] DENG, J., HAAS, Z. J. “Dual Busy Tone Multiple Access (DBTMA): A New Medium Access Control for Packet Radio Networks”. In: *IEEE International Conference on Universal Personal Communications (ICUPC'98)*, out. 1998.

- [77] EBERT, J. P., STREMMEL, B., WIEDERHOLD, E., et al. “An Energy-efficient Power Control Approach for WLANs”. In: *Journal of Communications and Networks*, set. 2000.
- [78] EBERT, J. P., WOLISZ, A. “Combined Tuning of RF Power and Medium Access Control for WLANs”. In: *IEEE International Workshop on Mobile Multimedia Communications (MoMuC'99)*, nov. 1999.
- [79] LETTIERI, P., SRIVASTAVA, M. B. “Adaptive Frame Length Control for Improving Wireless Link Throughput, Range and Energy Efficiency”. In: *IEEE INFOCOM'98*, mar. 1998.
- [80] FALL, K., VARADHAN, K. “The NS Manual”. jan. 2002.
- [81] PURSLEY, M. B., RUSSEL, H. B., WYSOCARSKI, J. S. “Energy-Efficient Transmission and Routing Protocols for Wireless Multiple-hop Networks and Spread-Spectrum Radios”. In: *EUROCOMM 2000*, 2000.
- [82] JUNG, E., VAIDYA, N. H. “A Power Control MAC Protocol for Ad Hoc Networks”. In: *ACM MOBICOM'02*, set. 2002.
- [83] SINGH, S., WOO, M., RAGHAVENDRA, C. S. “Power-aware Routing in Mobile Ad Hoc Networks”. In: *ACM MOBICOM'98*, out. 1998.
- [84] TOH, C.-K. “Maximum Battery Life Routing to Support Ubiquitous Mobile Computing in Wireless Ad Hoc Networks”, *IEEE Communications Magazine*, pp. 138–147, jun. 2001.
- [85] CORDEIRO, C., GOSSAIN, H., AGRAWAL, D. *A Spatial Reuse Enabling Power Control MAC Protocol for Wireless Ad Hoc Networks*. Relatório técnico, University of Cincinnati, jan. 2003.
- [86] PIRES, A. A., FONTES, M. F., DE REZENDE, J. F. “Proposta e Avaliação de um Esquema de Controle de Potência com Memória em Redes Ad Hoc 802.11”. In: *SBRC 2004*, maio 2004.
- [87] PIRES, A. A., DE REZENDE, J. F. “Controle de Potência em Redes Ad Hoc: Evitando Colisões em Enlaces Assimétricos”. In: *WCSF 2004*, nov. 2004.
- [88] PIRES, A. A., DE REZENDE, J. F. “Mecanismo de Difusão de Padrões de Interferência para o Aumento de Capacidade em Redes Ad Hoc IEEE 802.11”. In: *WPerformance 2010*, jul. 2010.

- [89] PIRES, A. A., DE REZENDE, J. F. “Aumento do Reuso Espacial em Redes Ad Hoc IEEE 802.11 com o Uso de Enlaces Independentes”. In: *SBRC 2011*, jun. 2011.
- [90] LIN, X.-H., KWOK, Y.-K., LAU, V. K. N. “Power Control for IEEE 802.11 Ad-hoc Wireless Networks: Issues and a New Algorithm”. In: *ICPP’03*, fev. 2003.
- [91] FULLMER, C. L., GARCIA-LUNA-ACEVES, J. J. “Solutions to Hidden Terminal Problems in Wireless Networks”. In: *ACM SIGCOMM’97*, ago. 1997.
- [92] MOH, W., YAO, D., MAKKI, K. “Wireless LAN: Study of hidden terminal effect and multimedia support”. In: *Proceedings of Computer Communications and Networks*, ago. 1998.
- [93] ANASTASI, G., CONTI, M., GREGORI, E., et al. “A Performance Study of Power-Saving Policies for Wi-fi Hotspots”. In: *Computer Networks’04*, jun. 2004.
- [94] KRAVETS, R., KRISHNAN, P. “Power Management Techniques for Mobile Communications”. In: *MOBICOM’98*, set. 1998.
- [95] LU, X., CHEN, Y., WANG, Y. “Joint PHY and MAC Layer Power Optimization for Video Transmission over Wireless LAN”. In: *SPIE’04*, jun. 2004.
- [96] LI, Z., NANDI, S., GUPTA, A. K. “Improving MAC performance in Wireless Ad Hoc Networks Using Enhanced Carrier Sensing”. In: *IFIP-TC6 Networking 2004*, maio 2004.
- [97] BEHZAD, A., RUBIN, I. “Power Controlled Multiple Access Control for Wireless Access Nets”. In: *Vehicular Technology Conference*, maio 2003.
- [98] TOUMPIS, S., GOLDSMITH, A. “Capacity Regions for Wireless Ad Hoc Networks”. In: *IEEE Transactions on Wireless Communication*, maio 2003.
- [99] XU, K., GERLA, M., BAE, S. “How Effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS Handshake in Ad Hoc Networks?” In: *GLOBECOM’02*, maio 2002.
- [100] EBERT, J.-P., STREMMEL, B., WIEDERHOLT, E., et al. “An Energy-efficient Power Control Approach for WLANs”. In: *Journal of Communications and Networks (JCN)*, maio 2000.