

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

**RIMP: Protocolo de Controle de Acesso ao Meio
com Múltipla Recepção de Pacotes
para Redes *Ad Hoc***

Tiago da Silva Bonfim

Brasília, Fevereiro de 2013

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA

FACULDADE DE TECNOLOGIA

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA
Faculdade de Tecnologia

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

**RIMP: Protocolo de Controle de Acesso ao Meio
com Múltipla Recepção de Pacotes
para Redes *Ad Hoc***

Tiago da Silva Bonfim

*Relatório submetido ao Departamento de Engenharia
Elétrica como requisito parcial para obtenção
do grau de Mestre em Engenharia Elétrica*

Banca Examinadora

Prof. Marcelo Menezes de Carvalho, ENE/UnB
Orientador

Prof. Luiz A. DaSilva, ECE/VT
Examinador externo

Prof. Renato Mariz de Moraes, ENE/UnB
Examinador interno

Prof. Andre Noll Barreto, ENE/UnB
Examinador interno suplente

Dedicatória

Aos meus pais, Otacílio e Sebastiana, que forneceram todas as condições para que eu pudesse chegar onde cheguei, e nunca mediram esforços para me oferecer uma formação de qualidade.

Ao meu irmão, Bruno, por seu companheirismo.

À minha namorada, Rebeca, por seu amor, encorajamento e profunda confiança em mim. Estou muito orgulhoso por termos concluído nossos mestrados em conjunto!

Tiago da Silva Bonfim

Agradecimentos

Agradeço...

Ao meu orientador, Prof. Marcelo Menezes de Carvalho, por ter me guiado nesta fascinante jornada de descobrimento pelo mundo das redes ad hoc. Eu estarei sempre em débito por todo o suporte, dedicação, compreensão, encorajamento e amizade que você demonstrou ao longo destes anos. Além, é claro, de ter me confiado esta incrível ferramenta que é o seu modelo analítico. Por esses motivos, minha mais profunda gratidão.

Aos colegas que eu tive o grande prazer em conhecer no Núcleo de Estudos Avançados de Redes (NERDS). Em especial, eu gostaria de agradecer à Larissa, ao Fadhil, ao Everton, e à Ana. Igualmente, eu gostaria de agradecer os colegas do Grupo de Processamento de Sinais (GPDS), em particular ao Thiago Alves e ao Mintsu pela agradável convivência.

Aos funcionários do Departamento de Engenharia Elétrica (ENE), pelo ambiente sempre amigável e presteza no atendimento.

À Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES), pelo suporte financeiro.

A Deus, por ter me permitido grandes oportunidades, e por ter colocado em meu caminho pessoas verdadeiramente inspiradas.

Tiago da Silva Bonfim

“Se enxerguei mais longe foi porque me apoiei em ombros de gigantes.”

Sir. Isaac Newton

RESUMO

Técnicas de comunicação que utilizam múltiplas antenas (MIMO, do inglês *multiple-input, multiple-output*) são uma importante área de pesquisa, que têm atraído considerável atenção. Em especial, os sistemas MIMO multiusuário são capazes de combinar o aumento da capacidade com, quando os devidos requisitos forem atendidos, algoritmos de múltipla recepção de pacotes, de forma que diversos usuários possam transmitir, sob altas velocidades, ao mesmo tempo no canal. Entretanto, em um cenário real de uma rede *ad hoc*, os pré-requisitos necessários para a utilização desses recursos podem não ser obtidos com facilidade.

Este trabalho apresenta como primeira contribuição a proposta de um protocolo de controle de acesso ao meio MAC (do inglês, *medium access control*) por iniciativa do receptor que faz uso de uma estratégia específica para controlar a taxa na qual pacotes de RTR são desencadeados pelos nós de consulta. Além disso, é proposto um algoritmo para controlar a ordem na qual os vizinhos do nó de consulta são individualmente consultados por ele baseando-se na priorização daqueles nós com os quais é mais provável de se realizar uma negociação com sucesso.

A segunda contribuição diz respeito à validação, por intermédio de simulações Monte Carlo, do modelo analítico proposto por Loyka e Gagnon para a modelagem da arquitetura de multiplexagem espacial V-BLAST que, posteriormente, é utilizada na camada física do protocolo por iniciativa do receptor com múltipla recepção de pacotes (RIMP-MAC) que é proposto.

A terceira contribuição diz respeito à proposta do protocolo RIMP-MAC. Este protocolo emprega técnicas MIMO de multiplexagem espacial em conjunto com mecanismos de múltipla recepção de pacotes nos nós de consulta em uma abordagem por iniciativa do receptor. Os resultados numéricos/analíticos obtidos mostram que o protocolo proposto, além de se basear em suposição mais realistas, apresenta desempenho superior ao do IEEE 802.11 para cenários de rede em que os nós apresentam condições de tráfego saturado.

ABSTRACT

Multiple-input, multiple-output communication techniques are an important area of research, and have attracted considerable attention. In particular, multiuser MIMO systems are capable of offering the higher link capacity with, when the necessary requirements are fulfilled, multipacket reception algorithms, so that several users can transmit, at higher rates, at the same time in the channel. However, in a real scenario of an ad hoc network, the prerequisites needed to use these resources may not be easily obtained.

This work presents as a first contribution the proposal of a receiver-initiated MAC protocol which makes use of a specific strategy to control the rate at which RTR packets are triggered by the polling nodes. Moreover, an algorithm is proposed to control the order in which the polling node neighbor's are individually consulted by him based on the prioritization of those nodes with which it is more likely to perform a successful handshake.

The second contribution relates to the validation, through Monte Carlo simulations, of the analytical model proposed by Loyka and Gagnon for modeling the spatial multiplexing architecture V-BLAST which, subsequently, is used in the physical layer of the receiver-initiated protocol with multipacket reception that is proposed (RIMP-MAC).

The third contribution relates to the proposed protocol RIMP-MAC. This protocol employs spatial multiplexing MIMO techniques in conjunction with mechanisms of multipacket reception at the polling nodes in a receiver-initiated approach. The obtained results show that the proposed protocol, in addition to being based on more realistic assumptions, outperforms the IEEE 802.11 for network scenarios in which nodes present saturated traffic conditions.

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	1
1.1	CONTEXTUALIZAÇÃO	1
1.2	DEFINIÇÃO DO PROBLEMA E OBJETIVOS DO PROJETO	4
1.3	CONTRIBUIÇÕES DA DISSERTAÇÃO	5
1.4	TRABALHOS RELACIONADOS	6
1.4.1	PROTOCOLOS POR INICIATIVA DO RECEPTOR	6
1.4.2	A MÚLTIPLA RECEPÇÃO DE PACOTES	8
1.5	ORGANIZAÇÃO DO MANUSCRITO	10
2	PROTOCOLOS MAC POR INICIATIVA DO RECEPTOR	12
2.1	INTRODUÇÃO	12
2.2	DESCRIÇÃO DO ALGORITMO	14
2.2.1	O ALGORITMO DA TAXA DE CONSULTA	14
2.2.2	O ALGORITMO DE DISCIPLINA DE CONSULTA	16
2.3	MODELAGEM ANALÍTICA DO PROTOCOLO	19
2.3.1	INTRODUÇÃO	19
2.3.2	MODELAGEM MAC DO ALGORITMO DE RECUO REVERTIDO	20
2.3.3	PROBABILIDADES DE CONSULTA	23
2.3.4	TORNANDO O MODELO TRATÁVEL	25
2.4	ANÁLISE DE DESEMPENHO	28
2.4.1	COMPARAÇÃO COM UM PROTOCOLO POR INICIATIVA DO TRANSMISSOR	29
2.4.2	AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO DA DISCIPLINA DE CONSULTA	30
2.5	CONCLUSÃO	34
3	A ARQUITETURA V-BLAST	36
3.1	INTRODUÇÃO	36
3.2	PRINCÍPIOS DE OPERAÇÃO	37
3.3	MODELAGEM MATEMÁTICA DO V-BLAST	39
3.4	SIMULAÇÕES MONTE CARLO	41
3.5	CONCLUSÕES	42
4	DESCRIÇÃO DO PROTOCOLO MAC PARA MÚLTIPLA RECEPÇÃO DE PACOTES	44
4.1	INTRODUÇÃO	44
4.2	PROTOCOLO MAC POR INICIATIVA DO RECEPTOR PARA MÚLTIPLA RECEPÇÃO DE PACOTES (RIMP - MAC)	46
4.2.1	ESPECIFICAÇÃO DO FORMATO DOS <i>frames</i>	48
4.3	RIMP - MODELAGEM ANALÍTICA	51

4.3.1	ANÁLISE MATEMÁTICA DAS PROBABILIDADES: PARTE I	53
4.3.2	ANÁLISE MATEMÁTICA DAS PROBABILIDADES: PARTE II.....	57
4.3.3	SOLUÇÃO DA CADEIA DE MARKOV E MEDIDAS DE DESEMPENHO.....	60
4.4	CONCLUSÕES	65
5	RESULTADOS DE SIMULAÇÕES.....	66
5.1	INTRODUÇÃO	66
5.2	VALIDAÇÃO DA MODELAGEM PROPOSTA	66
5.3	DESEMPENHO DO PROTOCOLO PROPOSTO EM REDES REALISTAS	70
5.4	ANÁLISE DA JUSTIÇA DE REDE	77
5.5	COMPARAÇÃO ENTRE PROTOCOLOS	79
5.5.1	CENÁRIOS UTILIZADOS PARA COMPARAÇÃO	80
5.5.2	ANÁLISE DE VAZÃO SEM EFEITOS DE DESVANECIMENTO	81
5.5.3	ANÁLISE DE VAZÃO COM EFEITOS DE DESVANECIMENTO.....	83
5.5.4	ANÁLISE DA JUSTIÇA DE REDE	84
5.6	CONCLUSÕES	85
6	CONCLUSÕES.....	86
6.1	TRABALHOS FUTUROS	87
	REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS.....	89
	ANEXOS.....	94
I	TABELAS COM PARES DE NÓS TRANSMISSOR(ES)/RECEPTOR(ES).....	95

LISTA DE FIGURAS

1.1	Exemplo de uma PAN (do inglês, <i>personal area network</i>). Fonte: [1].	1
1.2	Diferenças de operação entre uma rede <i>ad hoc</i> e uma rede estruturada.	3
1.3	Exemplo de uma rede <i>ad hoc</i> em que os nós são capazes de receber/decodificar múltiplos pacotes.	3
2.1	Comparação entre esquemas de comunicação para protocolos por iniciativa do transmissor e do receptor.	13
2.2	Diagrama de acesso/reserva de canal para o IEEE 802.11 revertido: mecanismo de detecção de portadora e operação do NAV enfatizados.	16
2.3	Estimativa de uma probabilidade fictícia ($P = 0,75$) empregando o algoritmo de estimação proposto em um total de 150 iterações.	17
2.4	Modelo de Markov para o algoritmo de recuo exponencial binário <i>reverso</i> . Retirado de [2].	21
2.5	Posicionamento de nós no terreno para comparação de desempenho do IEEE 802.11 e do protocolo por iniciativa do receptor proposto em uma rede totalmente conectada.	30
2.6	Comparação da vazão média obtida por cada nó na topologia segundo protocolo MAC proposto e o IEEE 802.11 DCF.	31
2.7	Exemplo de posicionamento de nós no terreno para estudo de topologias com múltiplas transmissões simultâneas (reuso espacial).	31
2.8	Comparação da vazão média individual (em nível de enlace) para os nós da Figura 2.7 quando utilizando a disciplina de consulta proposta e a disciplina de alternância simples circular ("round robin").	32
2.9	Ganhos de vazão médio (em nível de enlace) para a disciplina de consulta proposta em relação à disciplina de consulta com alternância simples e circular sobre 25 topologias distintas.	33
2.10	Exemplo de posicionamento de nós no terreno para uma topologia com maior densidade.	33
2.11	Vazão: alternância round-robin versus alternância proposta para a rede densa de 100 nós	34
2.12	Ganhos de vazão relativos obtidos para 25 simulações em cenários não totalmente conectados densos.	35
3.1	Arquitetura V-BLAST: diagrama de alto nível do sistema com M antenas transmissoras e N antenas receptoras [3].	37
3.2	Curvas da taxa de erro de <i>bit</i> do V-BLAST: simulações Monte Carlo (MC) e expressões analíticas derivadas por Loyka e Gagnon (Analítico).	42
3.3	Histograma de erros percentuais obtidos quando comparadas as simulações MC com os resultados da modelagem analítica de Loyka e Gagnon.	43
4.1	Diagrama de acesso/reserva de canal para o RIMP: mecanismo de detecção de portadora, operação do NAV e efeito de sincronização entre os nós são enfatizados.	48
4.2	Especificação do quadro de RTR em nível de <i>bytes</i> .	49
4.3	Porção de controle de quadros detalhada em nível de <i>bits</i> .	49

4.4	Especificação do campo RA presente nos quadros do RIMP.	50
4.5	Especificação do quadro de dados em nível de <i>bytes</i>	50
4.6	Especificação do quadro de <i>block ack</i> em nível de <i>bytes</i>	51
4.7	Modelo de Markov para o algoritmo de recuo exponencial binário <i>reverso</i> . Retirado de [2]. ..	52
4.8	Primeira delimitação: possíveis resultados após a transmissão de um RTR para dois vizinhos; segunda delimitação: resultados escolhidos do retorno de dados após a correta recepção do RTR por algum vizinho.	54
5.1	Topologia para a rede de 3 nós empregada na validação da modelagem analítica. Cenário primeiro: caso totalmente conectado.	67
5.2	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.1 mediante a utilizando do RIMP.	68
5.3	Topologia para a rede de 3 nós empregada na validação da modelagem analítica. Cenário segundo: nó de ID 1 é afastado dos nós 2 e 3.	69
5.4	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.3 mediante a utilizando do RIMP.	69
5.5	Topologia para a rede de 3 nós empregada na validação da modelagem analítica. Cenário terceiro: nó de ID 1 é “desconectado” dos nós 2 e 3.	70
5.6	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.5 mediante a utilizando do RIMP.	71
5.7	Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: $250 \times 250 m$	72
5.8	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.7 mediante a utilizando do RIMP.	73
5.9	Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: $100 \times 100 m$	74
5.10	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.9 mediante a utilizando do RIMP.	74
5.11	Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: $50 \times 50 m$	75
5.12	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.11 mediante a utilizando do RIMP.	76
5.13	Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: $20 \times 20 m$	76
5.14	Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.13 mediante a utilizando do RIMP.	77
5.15	Análise de vazão: RIMP \times IEEE 802.11b quando consideradas 30 topologias de rede com 35 nós cada. Valor médio dos ganhos obtidos = 56,88%.	77
5.16	Justiça de Acesso ao Canal: comparação entre o RIMP e o IEEE 802.11b para 600 topologias de rede distintas quando variada a qualidade do enlace de rede obtido (máxima distância entre os nós da rede).	79

5.17	Comparação entre as médias das vazões obtidas por intermédio de 5 protocolos MAC listados na ausência de efeitos de desvanecimento para os protocolos: IEEE 802.11 SISO; RIMA; e RIMA-P. Média de um total de 25 topologias de rede contendo 25 nós cada para cada protocolo.	82
5.18	Comparação entre as médias das vazões obtidas por intermédio de 5 protocolos MAC listados na presença de efeitos de desvanecimento para todos protocolos considerados. Média de um total de 25 topologias de rede contendo 25 nós cada para cada protocolo.	83
5.19	Comparação entre os índices de justiça obtidos por intermédio de 5 protocolos MAC listados na presença de efeitos de desvanecimento para todos protocolos considerados. Média de um total de 25 topologias de rede contendo 25 nós cada para cada protocolo.	85

LISTA DE TABELAS

2.1	Progressão temporal: consultas aos nós k e l por parte do nó j	19
2.2	Parâmetros de Simulação: Camadas MAC e PHY.....	29
2.3	Exemplo de tabela de consulta para dois nós da topologia da Figura 2.7.....	32
5.1	Parâmetros de Simulação: camadas MAC e PHY.	68
5.2	Parâmetros de Simulação: camadas MAC e PHY.	72
5.3	Parâmetros de Simulação: camadas MAC e PHY.	81
I.1	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.5.....	95
I.2	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.7 — Parte I.....	96
I.3	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.7 — Parte II.....	97
I.4	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.7 — Parte III.....	98
I.5	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.10 — Parte I.....	99
I.6	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.10 — Parte II.....	100
I.7	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.10 — Parte III.....	101
I.8	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.7.....	102
I.9	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.9.....	103
I.10	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.11.....	104
I.11	Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.13.....	105

LISTA DE SÍMBOLOS

Siglas

ACK	<i>Acknowledgment</i>
ARMA	<i>Autoregressive Moving Average</i>
AODV	<i>Ad hoc On-Demand Distance Vector</i>
AWGN	<i>Additive White Gaussian Noise</i>
BER	<i>Bit Error Rate</i>
BPSK	<i>Binary Phase-shift Keying</i>
CDMA	<i>Code-division Multiple Access</i>
CSI	<i>Channel State Information</i>
CTS	<i>Clear to Send</i>
DCF	<i>Distributed Coordination Function</i>
DIFS	<i>Distributed Interframe Space</i>
DSR	<i>Dynamic Source Routing Protocol</i>
EIFS	<i>Extended Interframe Space</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
IMT-A	<i>International Mobile Telecommunications - Advanced</i>
ISI	<i>Intersymbol Interference</i>
MAC	<i>Medium Access Control</i>
MC	<i>Monte Carlo</i>
MIMO	<i>Multiple-input, Multiple-output</i>
MRC	<i>Maximal-ratio Combining</i>
MRP	<i>Múltipla Recepção de Pacotes</i>
NAV	<i>Network Allocation Vector</i>
OFDM	<i>Orthogonal Frequency-Division Multiplexing</i>
OFDMA	<i>Orthogonal Frequency-Division Multiple Access</i>
PAN	<i>Personal Area Network</i>
PHY	<i>Physical</i>
QAM	<i>Quadrature Amplitude Modulation</i>
SIC	<i>Successive Interference Cancellation</i>
SIF	<i>Short Interframe Space</i>
SINR	<i>Signal-to-interference-plus-noise Ratio</i>
SISO	<i>Single-input, Single-output</i>
SNR	<i>Signal-to-noise Ratio</i>
RAM	<i>Random Access Memory</i>
RCT	<i>Receiver Controlled Transmissions</i>
RIMA	<i>Receiver Initiated Multiple Access</i>
RTS	<i>Ready to Send</i>
RTR	<i>Ready to Receive</i>
V-BLAST	<i>Vertical-Bell Laboratories Layered Space-Time</i>
WLAN	<i>Wireless Local Area Network</i>
ZF	<i>Zero Forcing</i>

Símbolos Matemáticos

A^T	Transposto da matriz A
A^*	Conjugado da matriz A
A^H	Hermitiano (conjugado transposto) da matriz A
A^{-1}	Inversa da matriz A
A^\dagger	Pseudo-inversa da matriz A
E	Operador média
$\ A\ ^2$	Norma de Frobenius da matriz A
$ A $	Determinante da matriz A
I	Matriz Identidade
e	Número de Euler, $e = 2,718281828\dots$

1 INTRODUÇÃO

1.1 CONTEXTUALIZAÇÃO

Nas últimas décadas, as comunicações sem fio apresentaram um desenvolvimento muito grande. Parte significativa desse desenvolvimento pode ser atribuída ao crescimento das comunicações móveis pessoais, que vinculam a um único usuário diversos dispositivos móveis capazes de executar uma infinidade de tarefas com o objetivo de facilitar o cotidiano. A Figura 1.1 ilustra a situação descrita.

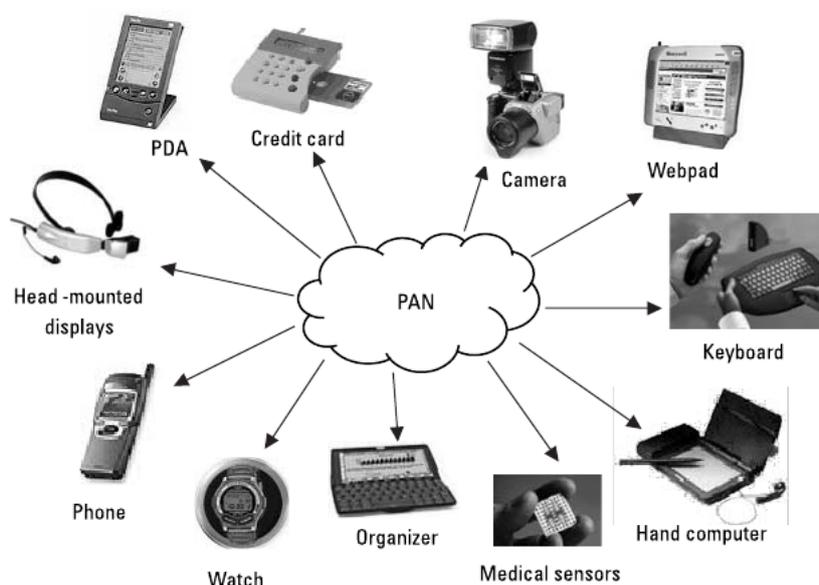


Figura 1.1: Exemplo de uma PAN (do inglês, *personal area network*). Fonte: [1].

O cenário retratado na Figura 1.1 não é novo. De fato, ele nos remete aos conceitos de computação ubíqua ou computação pervasiva que são comumente atribuídos a Mark Weiser [4]. Esses conceitos prevêem um mundo no qual o processamento de informações tenha sido completamente integrado em atividades e dispositivos cotidianos. Desta forma, no decurso de atividades ordinárias, alguém “empregando” a computação ubíqua poderia se utilizar de diversos dispositivos e sistemas computacionais simultaneamente, e nem ao menos estar ciente disso.

A computação ubíqua depende da convergência das tecnologias sem fio, eletrônicas avançadas e da Internet. No que tange as tecnologias sem fio, as novas aplicações e serviços demandados são cada vez mais elaborados e específicos, e demandam grandes velocidades de transmissão e melhor qualidade de serviço. A citar como exemplo, os sistemas de telefonia móvel de quarta geração, denominados IMT-A (*International Mobile Telecommunications - Advanced*), encontram-se em fase de especificação pela União Internacional de Telecomunicações e prevêem taxas de transmissão de até de 1 Gbps para usuários de baixa mobilidade, e de até 100 Mbps para usuários de alta mobilidade. Além disso, esses sistemas possuem como premissa a otimização da utilização do espectro eletromagnético [5].

Os requisitos impostos pelas novas gerações dos sistemas de comunicações móveis não podem ser satisfeitos pelo simples aumento da largura de banda destinada à transmissão, dado que o espectro eletromagnético é um recurso caro e escasso, ou simplesmente aumentando-se a potência de transmissão, devido às limitações dos equipamentos de rádio e ao aumento proibitivo dos níveis de interferência ocasionados. Neste contexto, os sistemas de comunicação que utilizam MIMO (do inglês *multiple-input and multiple-output*) são uma importante área de pesquisa para os sistemas da próxima geração devido ao seu potencial para promover o aumento da capacidade do enlace de transmissão, por meio da multiplexagem espacial de fluxos de dados (*streams*) transmitidos, e do aumento da qualidade do sinal recebido, explorando-se recursos de diversidade [6]. Embora o custo desses benefícios se materialize na forma de *hardware* adicional (antenas adicionais, bancos de filtros e etc.), é importante salientar que não há aumento nos custos envolvidos com alocação de banda ou potência demandadas.

Em adição, é inerente aos cenários de utilização previstos pela computação ubíqua que os dispositivos altamente integrados ao ambiente possuam, acima de tudo, um alto nível de flexibilidade na inicialização/manutenção das comunicações necessárias a sua operação. Desta forma, torna-se possível que dispositivos dos mais heterogêneos possíveis, vide Figura 1.1, se comuniquem sem que seja necessária intervenção manual. Em contraste, esse cenário flexível não é encontrado na grande maioria dos sistemas de comunicação existentes atualmente.

Em seus primórdios, os sistemas de comunicação necessitavam de infraestrutura pré-existente para que pudessem operar. A exemplo dos sistemas celulares, essa infraestrutura pode consistir de diversos elementos, dentre os quais se citam: torres de transmissão, repetidores, centrais de processamento de dados, centrais de bancos de dados, etc. Naquele momento, essa infraestrutura era necessária de forma que fosse possível centralizar a inteligência contida no sistema em alguns poucos nós centrais. Desta forma, o projeto dos dispositivos pessoais feitos para operar nessas redes era consideravelmente simplificado. Essa simplificação era, muitas vezes, desejável não só do ponto de vista financeiro, dado que esses dispositivos poderiam ser de baixo custo, como também poderiam ser necessárias do ponto de vista de viabilidade técnica, uma vez que poderia ser impossível, naquele momento, embarcar todo o *hardware* necessário em dispositivos portáteis de forma que o sistema pudesse operar de maneira totalmente distribuída. Neste contexto, foram os avanços no campo da microeletrônica que possibilitaram que os dispositivos móveis portáteis encontrados atualmente pudessem realizar uma quantidade de operações muitas vezes superior àquela obtida no passado [7, 8]. Neste ponto, era factível de se implementar as redes então conhecidas por *ad hoc* [9].

Uma rede *ad hoc* sem fio é um tipo descentralizado de rede sem fio. A rede é *ad hoc* porque ela não depende de uma infraestrutura pré-existente, tal como roteadores presentes em redes com fio ou pontos de acesso em redes sem fio infraestruturadas. Em vez disso, cada nó pertencente à rede *ad hoc* participa no encaminhamento de dados a outros nós, assim como na determinação de quais nós estão aptos a encaminhar pacotes. Esse encaminhamento de dados pela rede é realizado de forma dinâmica com base na conectividade instantânea da mesma. Com base nessas características, uma rede *ad hoc* pode ser formada em tempo real, de forma quase instantânea, e nos ambientes mais diversificados possíveis. Neste ponto, torna-se perceptível que as redes *ad hoc* sejam, na verdade, um desdobramento lógico necessário à computação ubíqua. Algumas diferenças básicas entre uma rede *ad hoc* e uma rede infraestruturada podem ser melhor compreendidas por intermédio da Figura 1.2. A partir desta figura, torna-se possível deduzir

porque as redes *ad hoc* são conhecidas como redes de “múltiplos saltos”.

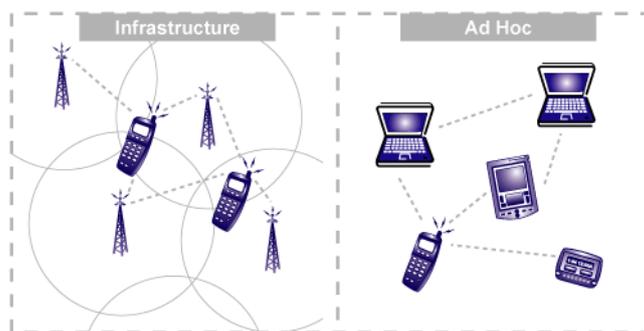


Figura 1.2: Diferenças de operação entre uma rede *ad hoc* e uma rede estruturada.

Por outro lado, uma vez que em uma rede *ad hoc* todos os nós da rede participam de forma colaborativa no encaminhamento de pacotes, pode-se imaginar que as falhas ocorridas em decorrência de problemas em um único nó se refletirão potencialmente no desempenho de *todos* os demais nós da rede. Este fato, quando somado à possibilidade de que os nós da rede apresentem mobilidade, pode, de certa forma, limitar a aplicabilidade destas redes. Além disso, pode ser que o encaminhamento de pacotes na rede seja realizado de forma assimétrica entre os nós, de forma que alguns nós possam ficar “sobrecarregados” e ter o seu desempenho prejudicado, particularmente problemática seria a redução da vida útil destes nós na rede, e por consequência da rede. Todos estes fatos apontam para duas conclusões: em primeiro lugar, observa-se que as redes *ad hoc* podem ser *significativamente* mais frágeis do àquelas com infraestrutura e, em seguida, a necessidade *real* de que novos protocolos sejam projetados para estas redes, conferindo a elas maior robustez.

Em adição, considerando-se os cenários apresentados, seria interessante se em uma rede *ad hoc* sem fio que utiliza técnicas MIMO, os protocolos de rede empregados permitissem a comunicação entre os nós de forma “um para muitos” ou, até mesmo, “muitos para muitos” de forma simultânea. Mais especificamente, é do nosso mais alto interesse promover o múltiplo acesso simultâneo ao canal por parte dos nós constituintes da rede. Assim, o encaminhamento de pacotes de dados entre os dispositivos da rede seria bastante facilitado e, em adição, seria permitido aumentar a densidade dos dispositivos presentes em uma determinada região sem que houvesse impacto significativo no acesso ao canal por cada um deles. A Figura 1.3 ilustra uma situação em que essa comunicação é permitida.

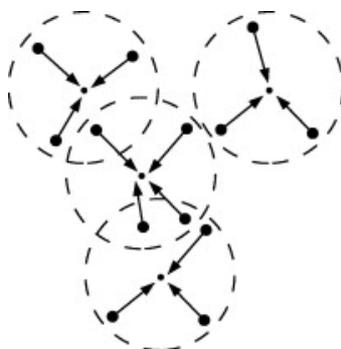


Figura 1.3: Exemplo de uma rede *ad hoc* em que os nós são capazes de receber/decodificar múltiplos pacotes.

Como pode ser observado, a Figura 1.3 retrata uma situação em que apenas a comunicação no sentido muitos para um é possível. Mais especificamente, é retratado um cenário em que os nós possuem a capacidade de receber/decodificar múltiplos pacotes provenientes de múltiplos nós. Como será visto mais adiante, o cenário ilustrado retrata exatamente o cenário da múltipla recepção de pacotes que será extensivamente estudado ao longo deste trabalho.

1.2 DEFINIÇÃO DO PROBLEMA E OBJETIVOS DO PROJETO

O cenário MIMO começou a ser intensamente investigado devido a algumas vantagens que ele oferece quando comparado a sistemas SISO. Como exemplo, pode-se afirmar que sistemas MIMO podem [10, 11]:

- Tirar proveito da estrutura da matriz de ganho do canal para obter caminhos de sinalização “independentes” que poderão, por sua vez, ser empregados no envio de dados independentes. De fato, essa é a definição de *multiplexagem espacial*, que consiste no aumento da capacidade do canal por um fator igual ao número de antenas transmissoras com o qual os nós se encontram equipados¹;
- Aproveitar-se do fato de ser altamente improvável que caminhos considerados independentes experimentem desvanecimento profundo simultaneamente. Desta forma, as técnicas conhecidas por *diversidade espacial* utilizam como estratégia básica o envio de dados idênticos através de caminhos de desvanecimento independentes, objetivando-se, assim, aumentar a probabilidade de que *algum* dos dados enviados chegue com sucesso no receptor. Em essência, ocorre uma tentativa de aumentar a robustez dos sistemas;
- Tirar proveito dos graus de liberdade adicionais inseridos no sistema pelas múltiplas antenas e “canalizar” a densidade de energia transmitida em uma direção específica. Desta forma, tem-se por objetivo mitigar a interferência existente no canal e aumentar a possibilidade de reutilização do mesmo com sucesso. A esse conjunto de técnicas, atribui-se o nome de *beamforming* ou conformação de feixe.

Adicionalmente, por intermédio dos sistemas MIMO, a técnica denominada múltipla recepção de pacotes poderia também aumentar a reutilização do canal, dado que o mesmo estaria sendo acessado por múltiplos nós simultaneamente. Evidentemente, após a recepção de todos os sinais transmitidos no canal, os mesmos deveriam passar por uma etapa de processamento adicional, de forma que fosse possível separar todos os sinais recebidos corretamente. Para que seja possível tirar proveito das vantagens supracitadas, em particular a múltipla recepção de pacotes, requisitos adicionais podem ser necessários como, por exemplo:

- Informações precisas sobre o estado do canal, ou CSI (do inglês, *channel state information*) devem estar presentes no receptor, especialmente no enlace direto de sistemas MIMO multiusuário;
- Sincronização, em nível de símbolo, entre os nós da rede. Esse requerimento é particularmente verdadeiro no caso da múltipla recepção de pacotes entre grupos de nós transmissores/receptor.

¹De fato, o ganho obtido é numericamente igual ao $\text{Max}(N_{TX}, N_{RX})$, em que N_{TX} e N_{RX} correspondem ao número de antenas transmissoras e receptores respectivamente.

A suposição mais comum ao tratar sistemas MIMO multiusuário é quanto à presença de CSI perfeita tanto no transmissor quanto no receptor. Até o limite do nosso conhecimento, essa é uma suposição complicada de transpassar. Inclusive, dada essa problemática, uma análise da penalidade imposta pela informação imperfeita ou desatualizada sobre o comportamento do canal é de grande valia para projetistas de sistemas. Esse tópico tem sido extensivamente estudado, e normalmente é assumido que os sistemas de comunicação MIMO possuem sequências “piloto” de treinamento, objetivando-se, assim, obter tais informações [12]. Desta forma, esse estudo não se encontra entre os objetivos do presente trabalho.

Entretanto, no que diz respeito à suposição de sincronização perfeita entre os nós pertencentes à rede, é obtida uma contradição com relação aos preceitos básicos de uma rede *ad hoc*. De fato, se houvesse esse nível de coordenação entre os nós da rede, eles poderiam simplesmente agendar suas transmissões, ao invés de realizar o acesso ao canal de forma aleatória. Deste modo, como primeiro objetivo, este trabalho propõe o emprego de uma estratégia MAC de acesso ao canal por iniciativa do receptor, de forma que sincronismo, em nível de quadros, possa ser obtido entre conjuntos de nós vizinhos na rede.

Em seguida, inclui-se no protocolo MAC proposto um esquema de múltipla recepção de pacotes que tire proveito do sincronismo obtido. O desempenho do protocolo proposto é, então, analisado empregando-se uma modelagem analítica capaz de incorporar as várias interações existentes entre os nós de uma rede. Por fim, o desempenho do protocolo proposto é comparado ao do IEEE 802.11 para assegurar que, além de obtido um protocolo mais realista, ganhos adicionais de desempenho são também alcançados.

1.3 CONTRIBUIÇÕES DA DISSERTAÇÃO

Mais especificamente, as principais contribuições desta dissertação seguem listadas abaixo:

- A avaliação de desempenho de um protocolo por iniciativa do receptor empregando-se um modelo analítico mais realista, capaz de levar em consideração aspectos relativos à camada física e a influência que cada nó de uma rede *ad hoc* exerce na dinâmica de cada um dos seus vizinhos. Além disso, é proposto um protocolo por iniciativa do receptor, denominado RIBB-MAC, que define algoritmos específicos para o controle da taxa de consulta desencadeada pelos nós de consulta, assim como um mecanismo de controle da disciplina de consultas que prioriza aqueles nós com os quais é mais provável de se realizar uma comunicação bem sucedida. Resultados preliminares deste trabalho foram publicados em [13];
- A validação, por intermédio de simulações Monte Carlo, do modelo analítico proposto por Loyka e Gagnon para aproximar a operação da arquitetura V-BLAST. Resultados preliminares deste trabalho foram empregados em simulações de rede, utilizando-se o simulador NS-3, e foram publicados em [14];
- A proposta de um protocolo por iniciativa do receptor, denominado RIMP-MAC, através do qual é possível a recepção de múltiplos pacotes em *todos* os nós de uma rede *ad hoc*.

1.4 TRABALHOS RELACIONADOS

Nesta seção, realizar-se-á uma revisão dos trabalhos relacionados aos temas de interesse. Procedendo-se desta forma, dois objetivos são alcançados: em primeiro lugar, é obtida uma contextualização do cenário atual em que se inserem as redes *ad hoc* por iniciativa do receptor que viabilizam a ocorrência da múltipla recepção de pacotes; depois, obtém-se uma verificação quanto à validade dos objetivos propostos no presente trabalho, os quais foram detalhados na Seção 1.2. Para tal, inicia-se, na Seção 1.4.1, uma revisão dos trabalhos relacionados a protocolos MAC baseados na iniciativa do receptor, enquanto que na Seção 1.4.2 é realizado um estudo exclusivamente quanto a múltipla recepção de pacotes em redes *ad hoc* sem fio.

1.4.1 Protocolos por iniciativa do receptor

Entre os primeiros trabalhos que se tem registro no segmento de protocolos MAC por iniciativa do receptor, encontra-se o MACA-BI (do inglês, *MACA By Invitation*), proposto por Talucci *et al.* [15]. Esse protocolo consiste em uma versão simplificada do bastante conhecido MACA (do inglês, *Multiple Access Collision Avoidance*) [16], que é baseado na negociação (“handshake”) dos pacotes de *Request to send/Clear to send* (RTS/CTS) e que, posteriormente, fundamentaria a troca de pacotes de controle encontrada no IEEE 802.11 [17]. De acordo com as especificações do MACA-BI, a mensagem de controle *clear to send* (CTS) deve ser mantida, enquanto que a parte da negociação (RTS/CTS) correspondente à mensagem de controle *request to send* (RTS) deve ser suprimida. Desta forma, os nós da rede emitirão pacotes de CTS a uma taxa correspondente ao tráfego da rede, convidando seus vizinhos a transmitir pacotes de dados. Em adição, os pacotes de CTS foram renomeados para pacotes de RTR (do inglês, *Ready to Receive*), uma vez que eles são transmitidos para declarar a prontidão em receber um determinado número de pacotes. A negociação reduzida do MACA-BI tem como objetivo principal reduzir as vulnerabilidades decorrentes da “corrupção” de pacotes de controle e, como consequência, diminuir a dependência existente entre o desempenho da rede e o tempo total ² de RX-TX. Neste trabalho, foi demonstrado que o desempenho do MACA-BI era superior aquele obtido por outros protocolos também baseados em mecanismos de *carrier sensing*, como o FAMA [18] ou o CSMA [19]. Entretanto, as inconsistências presentes nesta primeira análise eram muitas: em primeiro lugar, observa-se a ausência de camada física na modelagem proposta; ocorre também a suposição de que o protocolo é livre de colisões entre pacotes de dados apenas por empregar um mecanismo de detecção de portadora (“carrier sensing”) em conjunto com pacotes de reserva de canal; além disso, todas as análises realizadas são feitas em cenários em que os nós estão dentro do alcance uns dos outros (“single-hop”) constituídos unicamente por quatro nós. À luz desses fatos, Talucci *et al.* apresentaram posteriormente um trabalho complementar [20]. Nesse segundo trabalho, embora não tenha sido proposta nenhuma mudança na operação do protocolo, foram realizadas simulações em cenários de rede mais realistas. Mais especificamente, três novas topologias de rede, todas constituídas por 9 nós cada, foram analisadas. São elas: *dual ring + star*, *grid e star*. Como contribuição, este segundo trabalho apresentou a “confirmação” dos resultados obtidos pelo MACA-BI para algumas redes não totalmente conectadas.

Posteriormente, Tzamaloukas e Garcia-Luna-Aceves [21] demonstraram que o MACA-BI não é capaz

²Na literatura técnica, essa expressão é mais conhecida por *RX-TX turn-around time*.

de garantir, em redes com terminais escondidos, que pacotes de dados nunca colidirão com outros pacotes. Para tanto, foi necessário observar que, de acordo com a descrição do MACA-BI, um nó consultado pode enviar um pacote de dados endereçado tanto para o nó de consulta quanto para qualquer outro vizinho. Em uma rede totalmente conectada, saber se o pacote de dados foi enviado para o nó de consulta não é importante, uma vez que todos os nós devem realizar recuo após a recepção de um RTR. Entretanto, este não é o caso em uma rede com terminais escondidos. Desta forma, duas mudanças na operação do MACA-BI foram propostas para tornar a negociação RTR/dados “livre” de colisões. Sendo elas: forçar o nó consultado a transmitir pacotes de dados unicamente se eles estiverem endereçados para o nó de consulta; e adicionar à operação do protocolo um novo sinal de controle, denominado *No-Transmission-Request* (NTR), que serviria para orientar os nós consultados caso, após uma consulta bem sucedida, fosse necessário cancelá-la para evitar colisões iminentes. Adicionalmente, foi mostrado que um desempenho superior poderia ser obtido se o pacote de RTR fosse empregado com um duplo propósito. Mais especificamente, a função do pacote de RTR deveria ser convidar um dado vizinho para transmitir e, em adição, solicitar autorização para transmitir um pacote de dados para esse mesmo vizinho. Desta forma, em uma única negociação seria possível de se observar, de forma bem sucedida, a troca de dois pacotes de dados. Essa última proposta ficou conhecida como RIMA-DP (do inglês, *Receiver-Initiated Multiple Access with Dual-purpose polling*). O protocolo proposto foi analisado tanto analiticamente quanto através do simulador de redes OPNET de forma a verificar os resultados obtidos. No que diz respeito às limitações deste trabalho, deve-se enfatizar que *todos* os cenários de rede estudados consistiam em redes totalmente conectadas. Assim, não era verdadeiramente possível verificar se o protocolo proposto garante, de fato, a transmissão de pacotes de dados de forma livre de colisões com outros pacotes. Por fim, no que se relaciona especificamente a modelagem analítica proposta, observa-se que a mesma foi empregada apenas para prover um limite superior ao desempenho do protocolo, dado que uma série de considerações simplificadoras foram realizadas, como, por exemplo: a ausência dos efeitos de camada física em suas análises, o agendamento de transmissões nos nós segundo processos de Poisson *independentes*, a suposição de que os pacotes de *acknowledgement* acontecem instantaneamente e que os períodos de colisão estão limitados ao tempo de propagação, após o qual os nós estão aptos a perceber qualquer atividade no canal.

Dentre os trabalhos citados anteriormente, havia sempre uma falha em comum: a análise de desempenho realizada em redes ou totalmente conectadas, ou em redes cujas interações existentes entre os nós não estivessem integralmente capturadas pela modelagem analítica em apreço. Como consequência, os resultados obtidos até então poderiam *todos* estar equivocados no que diz respeito à cenários de rede mais realistas. Em uma tentativa de corrigir este vício, Mariz de Moraes e Garcia-Luna-Aceves [22] aplicaram a modelagem analítica introduzida em [23, 24] para protocolos MAC por iniciativa do transmissor em uma análise direcionada aos protocolos MAC por iniciativa do receptor. Em essência, essa modelagem busca definir, para um dado nó da rede, uma região nomeada de *área dos nós escondidos* na qual, acredita-se que a maior parte das interações entre os nós aconteça, e, a partir desta região, busca-se modelar toda a dinâmica desta vizinhança. Os resultados obtidos em [22] concordam com aqueles encontrados em trabalhos anteriores no que se relaciona ao ganho de desempenho ocasionado pelo emprego de estratégias por iniciativa do receptor. Contudo, os mesmos apontam que quantitativamente o desempenho dos protocolos analisados é inferior aquele observado em trabalhos anteriores. Em adição, este trabalho verificou que o desempenho dos protocolos por iniciativa do receptor é altamente dependente das estimativas de tráfego de rede presentes em cada um dos nós da mesma, fato que seria decisivo no ajuste da taxa de consultas

praticado pelos nós da rede. Excetuando-se pelas melhorias obtidas em decorrência da nova modelagem empregada, pode-se dizer que as falhas presentes neste trabalho são similares aquelas encontradas em [21]. Mais especificamente, estão relacionadas a ausência dos aspectos da camada física no modelo e as suposições de agendamento de transmissões nos nós segundo processos de Poisson *independentes*.

No que se refere aos trabalhos em redes *ad hoc* com a abordagem por iniciativa do receptor cujo objetivo principal não se relaciona unicamente à validação da proposta de inversão, destaca-se o trabalho de Takata *et al.* [25]. Neste trabalho, é proposto o RI-DMAC (*Receiver-Initiated Directional MAC*) para tratar a questão da surdez em protocolos MAC com antenas direcionáveis. Em sua proposta, foi empregada uma combinação de protocolos por iniciativa do transmissor e do receptor, em que a abordagem por iniciativa do transmissor era o modo de operação padrão do protocolo, enquanto que o modo por iniciativa do receptor era desencadeado nos momentos em que o transmissor estivesse experienciando surdez. Considerando-se a disciplina de consulta, cada nó no RI-DMAC deve manter uma tabela de consultas de forma que apenas os nós potencialmente surdos sejam consultados. Não obstante, no que diz respeito ao controle da taxa de consultas, uma única tentativa de consulta era realizada após cada tentativa de negociação por iniciativa do transmissor. Resultados experimentais revelaram que o RI-DMAC é capaz de melhorar o desempenho da rede tanto em termos de vazão quanto de justiça quando comparado a outros protocolos MAC com antenas direcionáveis existentes, como, por exemplo, o DMAC [26].

Em adição, outro trabalho proeminente no segmento de redes *ad hoc* com uma abordagem por iniciativa do receptor foi realizado por Sun *et al.* [27]. Neste trabalho, foi proposto o RI-MAC (do inglês, *Receiver-Initiated Medium Access Control*), que trata da questão de eficiência energética em redes de sensores sem fio assíncronas. Nessa categoria de redes, adota-se com frequência o conceito de *duty cycling* [28], que consiste em dividir a operação dos nós em períodos de atividade plena, e períodos em que os nós estejam realizando recuo com seus rádios desligados de forma a economizar energia. Evidentemente, quanto mais tempo os nós permanecerem no estado de inatividade, mais energia é salva; contudo, há uma penalidade “correspondente” na vazão destes nós, uma vez que durante períodos de inatividade, os mesmos não são capazes de trocar dados e nem de realizar varredura de portadora no canal. Caso a rede estivesse sincronizada, os nós poderiam operar no estado de atividade plena simultaneamente, de forma que nenhuma troca de pacotes seria perdida em decorrência do desencontro dos ciclos de atividade e inatividade entre nós vizinhos. Essa abordagem reduz grandemente o tempo gasto em *idle listening*, mas a sincronização requerida introduz complexidade e *overhead* adicionais. Por outro lado, neste trabalho, é proposto que os nós transmissores aguardem no modo ativo silenciosamente até que os receptores explicitamente indiquem quando iniciar a transmissão dos dados por intermédio de curtos quadros guia (RTR). Desta forma, é possível obter um nível intermediário no consumo energético global da rede. Como apenas quadros guia e transmissões de dados ocupam o canal no RI-MAC, sem que haja necessidade de transmitir preâmbulos como nos protocolos baseados em LPL (do inglês, *low power listening*), a ocupação do meio é significativamente diminuída, criando espaço para que outros nós possam trocar dados.

1.4.2 A Múltipla Recepção de Pacotes

Um dos trabalhos considerados pioneiros no campo da múltipla recepção de pacotes foi realizado por Verdú *et al.* [29]. Neste trabalho, questões relativas à estabilidade do *Slotted Aloha* com capacidade

de “múltipla” recepção de pacotes foram investigadas. Embora, neste momento, ainda não tenha sido tratada apropriadamente a possibilidade de um nó receber diversos pacotes simultaneamente com sucesso, foi neste trabalho que o conceito de matriz de colisão de canal foi generalizado. Segundo esse novo conceito, foi assumido que o número de pacotes demodulados com sucesso simultaneamente por um nó poderia ser representado por uma variável aleatória a qual, por sua vez, poderia assumir qualquer valor inteiro entre zero e o número total de pacotes enviados. Assim, o canal de rádio foi descrito por uma matriz de probabilidades condicionais (ϵ_{nk}), em que ϵ_{nk} representa a probabilidade de que k pacotes sejam corretamente demodulados dado que ocorreram n transmissões simultâneas no canal. A importância teórica desta fundamentação é o fato dela servir como referência para a análise de desempenho MAC da rede. Desta forma, caso os aspectos da camada física pudessem ser “abstraídos” e modelados segundo essa matriz de probabilidades, a múltipla recepção de pacotes estaria, de fato, sendo implementada. Todavia, devido às limitações tecnológicas presentes naquele momento, optou-se por aplicar o conceito de matriz de probabilidades condicionais a dois fenômenos bem conhecidos: o efeito de captura e o acesso aleatório ao canal por *frequency hopping*. Segundo o fenômeno de captura, é possível decodificar um sinal com sucesso caso a relação entre a sua potência recebida e as demais potências de outros sinais, quando somadas ao ruído presente no sistema, seja superior a um determinado limiar γ . Em adição, segundo a técnica de acesso aleatório por *frequency hopping*, antes de iniciar uma transmissão, os nós deveriam escolher, de forma aleatória, uma determinada frequência para utilizar. Desta forma, sinais transmitidos em bandas de frequência distintas poderiam ser simultaneamente decodificados no receptor com sucesso. Como será esclarecido em seguida, o conceito de múltipla recepção de pacotes que buscamos se encontra além do que foi realizado neste trabalho.

Em adição, tem-se o trabalho de Mergen *et al* [30]. Nesse trabalho, foi dada continuidade à ideia de que o modelo convencional de colisão no qual no máximo um pacote poderia ser recebido com sucesso em cada nó de uma rede estava ultrapassado devido aos avanços no campo da diversidade de modulação e de processamento de sinais. Foi apresentado um protocolo de controle de múltiplo acesso baseado em transmissões controladas no receptor (RCT) para redes *ad hoc* não totalmente conectadas em que os nós eram capazes de realizar a múltipla recepção de pacotes (MRP) devido ao emprego do múltiplo acesso por divisão no código (CDMA). Mostrou-se que esses novos conceitos eram capazes de prover altas vazões na rede sob condições de tráfego pesadas, assim como atrasos curtos em condições de tráfego consideradas leves. No que diz respeito às suas limitações, pode ser observada a ausência de camada física (suposições de canal perfeito) em suas análises, o estudo de uma única topologia ao longo de todo o trabalho (a rede Manhattan) e o sincronismo de tempo necessário para os processos de codificação e decodificação que foi assumido sem que sua razoabilidade fosse verificada. Mais tarde, Mergen *et al.* consideraram os potenciais impactos da múltipla recepção de pacotes, sob uma óptica de camada física, no desempenho e no projeto de protocolos MAC [31]. Neste trabalho, colocou-se que o número de nós que poderiam acessar o meio simultaneamente consiste de um parâmetro de projeto crítico no estudo de redes com MRP. Além disso, uma segunda figura de mérito importante nesses projetos consiste na determinação de quais nós especificamente encontram-se presentes no grupo de nós transmissores. Por fim, os autores apresentaram sugestões de algoritmos para tratar estas questões [31, 32] e detalharam as complicações e os benefícios envolvidos em sua utilização.

Em [33], Garcia-Luna-Aceves *et al.* mostraram que a utilização de técnicas que exploram a MRP em

redes *ad hoc* poderia resultar em uma capacidade de vazão de ordem $\Theta(n)^3$, em que n representa o número de nós presentes na rede. A importância fundamental deste resultado é que, com a MRP, a possibilidade das redes *ad hoc* se tornarem escaláveis não mais seria limitada pela interferência de múltiplo acesso MAI (do inglês, *Multiple Access Interference*), mas pela complexidade dos transmissores e dos receptores. Desta forma, torna-se factível contornar a limitação teórica derivada por Gupta e Kumar [34], em que ficou provado que o decaimento da vazão por fonte-destino em um rede *ad hoc* aleatoriamente conectada contendo n nós é da ordem de $\Theta\left(\frac{1}{\sqrt{n \log(n)}}\right)$ para aplicações de múltiplos pares *unicast*. Este último resultado foi derivado para um protocolo MAC em que o objetivo principal era evitar a interferência por múltiplo acesso (MAI) em uma abordagem de comunicação um-para-um, ao invés de adotá-la como uma ferramenta potencialmente benéfica. Por fim, Dhananjay-Lal *et al.* [35] propuseram um protocolo MAC por iniciativa do receptor para o múltiplo acesso por divisão no espaço que empregava o conceito de conformação de feixe de antenas. Eles provaram que a utilização do canal no IEEE 802.11 poderia ser significativamente melhorada por intermédio de mecanismos de MRP, em que a base por trás da utilização do protocolo por iniciativa do receptor era utilizá-lo como forma de sincronizar localmente os nós envolvidos na múltipla transmissão/recepção dos pacotes. Neste trabalho, embora a questão do sincronismo tenha sido endereçada, ao menos duas lacunas permaneceram em aberto: a falta de definição de uma disciplina precisa de consultas; e a utilização de um mecanismo realista de controle da taxa de consultas desencadeada pelos nós receptores da rede (assumiu-se uma taxa de consultas constante e independente do tráfego da rede, uma abordagem claramente pouco apropriada.).

1.5 ORGANIZAÇÃO DO MANUSCRITO

A dissertação está dividida em seis capítulos. O primeiro é constituído pela presente introdução.

No Capítulo 2, preceitos básicos acerca dos protocolos por iniciativa do receptor são apresentados. Dentre eles, citam-se: uma curta revisão sobre as diferenças existentes entre os modelos de protocolos por iniciativa do transmissor e aqueles por iniciativa do receptor; a validação dos resultados obtidos em trabalhos passados quanto ao desempenho dessa segunda classe de protocolos e, por fim, propõem-se uma política de priorização de consultas para um protocolo por iniciativa do receptor que tenha como núcleo uma cadeia de recuo exponencial binária “reversa”, objetivando-se obter, por intermédio desta, ganhos de desempenho.

O Capítulo 3 trata das técnicas que se pretendem empregar na camada física do protocolo proposto. Nesse capítulo, são providas explicações quanto ao funcionamento básico dessas técnicas e, adicionalmente, é apresentada uma formulação analítica capaz de modelar, com precisão, as mesmas.

Em seguida, o Capítulo 4 fornece uma explicação detalhada sobre a operação do protocolo proposto, apresentando os algoritmos que são utilizados no mesmo. Ao final, é realizada uma revisão do modelo analítico empregado no Capítulo 2, com o objetivo de incorporar todas as mudanças necessárias.

Os resultados de simulação que mostram o desempenho do protocolo proposto são deixados para o Capítulo 5. O trabalho é finalizado com as conclusões, no Capítulo 6, bem como com as propostas para

³ Θ , Ω e O são os limites de ordem padrões.

trabalhos futuros.

2 PROTOCOLOS MAC POR INICIATIVA DO RECEPTOR

Neste capítulo, serão apresentadas as principais diferenças de funcionamento entre duas classes de protocolos MAC: os protocolos por iniciativa do transmissor e aqueles por iniciativa do receptor. Além disso, um protocolo por iniciativa do receptor é proposto e seu desempenho é analisado. Esse protocolo conta com mecanismos capazes de regular dinamicamente tanto a taxa com a qual os nós realizam consultas na rede, quanto a ordenação com a qual a consulta dos nós se dará. Esta etapa é necessária porque pretendemos empregar um protocolo por iniciativa do receptor como núcleo do protocolo proposto neste trabalho, uma vez que a utilização do mesmo poderia prover, dentre outras coisas, sincronismo, em nível de quadros, entre os nós presentes na rede. Logo em seguida, no Capítulo 3, será esclarecido em detalhes o porquê dessa necessidade; contudo, desde o presente momento, poderíamos dizer que esse sincronismo é um pré-requisito para que o emprego dos algoritmos de múltipla recepção de pacotes possa se dar apropriadamente.

2.1 INTRODUÇÃO

Em seus primeiros projetos, os protocolos MAC preconizavam que o acesso ao canal deveria ser realizado, por parte dos nós, diretamente através do envio de pacotes de dados. Desta forma, no exato instante em que o topo da fila de transmissão de pacotes de um dado nó recebesse algum pacote de dados, este seria transmitido tão logo as regras do protocolo assim permitissem. Segundo esta abordagem, em todos os protocolos MAC, o acesso ao meio se daria por iniciativa do transmissor do pacote de dados. Dentre os protocolos que se encontram presentes nesta categoria de acesso ao meio, podemos citar o CSMA/CA [19], o Aloha [36], e o *slotted* Aloha [29].

Posteriormente, identificou-se que essa abordagem de acesso ao canal por transmissão direta de pacotes de dados era muito pouco eficiente em redes *ad hoc*, devido à possibilidade de colisão entre os mesmos. Para o caso em que os pacotes de dados possuam grandes tamanhos, colisões entre eles implicariam na impossibilidade de uso do canal por todo o período de tempo em que a colisão estivesse acontecendo (uso ineficiente do canal). Além disso, a probabilidade de que nenhum pacote de dados fosse efetivamente recebido com sucesso, em meio a uma colisão, era expressiva. Em oposição, para o caso em que os pacotes de dados fossem definidos com pequenos tamanhos, seria observada uma redução no tempo das colisões; entretanto, eficiência na transmissão de dados úteis seria perdida devido ao aumento na proporção de cabeçalhos requeridos com relação à carga útil de dados presente em cada pacote. Assim, como alternativa, a utilização de pacotes adicionais de controle foi proposta com o protocolo MACA [15]. Segundo esta última abordagem, pacotes de tamanhos significativamente reduzidos seriam empregados com o objetivo genérico de evitar colisões entre pacotes de dados. Mais especificamente, o acesso ao canal seria negociado entre os nós por intermédio de pequenos pacotes de controle, os quais poderiam colidir sem que isso representasse necessariamente grandes perdas de vazão. Este novo paradigma de operação possibilita a separação dos protocolos MAC em dois grandes grupos: os protocolos por iniciativa do transmissor e aqueles por iniciativa do receptor. Ambas possibilidades de operação seguem ilustradas na Figura 2.1.

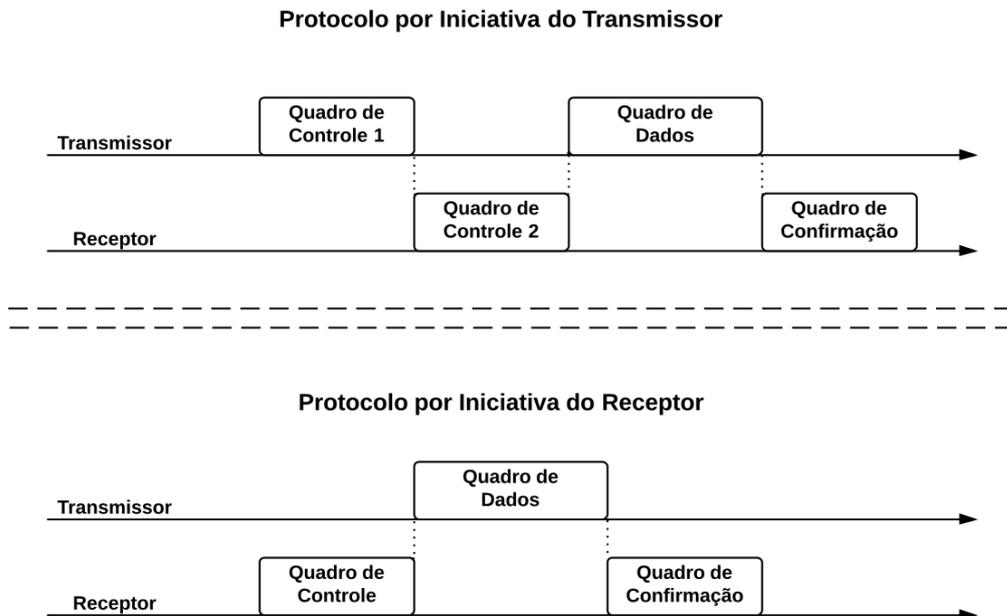


Figura 2.1: Comparação entre esquemas de comunicação para protocolos por iniciativa do transmissor e do receptor.

Como pode ser observado na Figura 2.1, o acesso ao canal, segundo os protocolos por iniciativa do transmissor, deve ser solicitado para transmissão utilizando-se um primeiro pacote de controle, denotado por “Quadro de Controle 1”, pelo nó possuidor do pacote de dados. Caso exista concordância por meio do nó receptor, este deverá sinalizá-la por intermédio de um segundo pacote de controle, denotado por “Quadro de Controle 2”. Nesta situação, apenas após a correta realização deste esquema de negociação estará o nó transmissor apto a efetivamente transmitir dados pelo canal. Em contraste, de acordo com os protocolos por iniciativa do receptor, o agente responsável por iniciar a negociação pela reservação do canal é o nó que pretende receber pacotes, isto é, o nó receptor. De acordo com esse esquema, o potencial receptor de um pacote de dados deve consultar seus nós vizinhos sobre a existência de algum pacote endereçado a ele. Mais especificamente, todos os nós da rede devem enviar um pacote (RTR, do inglês *Ready to Receive*) indicando estarem prontos para receber dados para possíveis nós transmissores, os quais, por sua vez, devem responder com um pacote de dados imediatamente após a correta recepção do RTR. Avaliações de desempenho anteriores reportaram uma tremenda melhoria de desempenho dessa classe de protocolos em relação às abordagens por iniciativa do transmissor [15, 37]. De fato, é intuitivo de se esperar um melhor desempenho dos protocolos por iniciativa do receptor, devido ao menor número de pacotes de controle que a sua operação demanda.

Infelizmente, existem algumas questões inerentemente complicadas com os protocolos por iniciativa do receptor, das quais a mais problemática de todas está, sem dúvida, relacionada à disciplina de consulta aos nós vizinhos. Uma taxa de consulta muito pequena resulta em baixas vazões e longos períodos de espera, uma vez que potenciais transmissores serão atrasados pela taxa de consulta dos receptores. Por outro lado, uma taxa de consulta muito elevada pode resultar em um baixo desempenho, uma vez que a colisão entre pacotes de controle se tornará mais provável e, dessa forma, poucas fontes serão efetivamente consultadas. Em conformidade, o desempenho global dos protocolos com iniciativa do receptor depende

de mecanismos de estimação adaptativa de tráfego da rede, de forma que seja possível ajustar a taxa de consulta dinamicamente. Até então, não identificamos na literatura nenhum protocolo MAC para redes *ad hoc* baseado na iniciativa do receptor que defina uma disciplina de consulta específica. Em vez disso, na literatura, a disciplina de consulta é pouco especificada ou uma simples disciplina de agendamento em que todos os vizinhos de um nó sejam consultados com igual frequência é normalmente assumida. A este último caso, atribui-se normalmente o nome de disciplina de consultas round-robin.

Feitas essas considerações, as contribuições deste capítulo são três: primeiro, nós definimos uma estratégia específica para controlar a taxa na qual pacotes de RTR são transmitidos pelos nós de consulta. Essa estratégia é baseada na reversão do recuo exponencial binário da função de coordenação distribuída da norma IEEE 802.11, e apresenta como vantagem a auto-regulação da taxa de transmissão dos pacotes de RTR tomando como base as informações disponibilizadas pela camada física e o tráfego da rede. Depois, nós desenvolvemos um algoritmo simples, porém eficaz para controlar a ordem na qual os vizinhos são individualmente consultados pelo nó de consulta baseando-nos na priorização daqueles nós com os quais é mais provável de se realizar uma comunicação bem sucedida. E, finalmente, nós aplicamos um modelo analítico mais realista [38] para avaliar o impacto da topologia da rede e dos aspectos da camada física no desempenho da rede.

2.2 DESCRIÇÃO DO ALGORITMO

Como reportado anteriormente, uma das partes mais cruciais de todos os protocolos por iniciativa do receptor diz respeito à disciplina de consulta [39]. Curiosamente, trabalhos anteriores deixaram essa questão praticamente não especificada e, por questões de simplicidade na modelagem matemática, eles normalmente assumiram uma abordagem round-robin para o processo de consulta. Além disso, no que diz respeito à taxa de consulta, apenas algumas vagas discussões foram realizadas sobre quando a taxa de consulta deveria seguir uma abordagem motivada pela demanda de tráfego (*data driven*) ou uma tentativa de “consulta independente” [40]. No que se segue, nós propomos um algoritmo específico para o controle da taxa de consulta que é baseado na reversão do algoritmo de recuo exponencial binário do IEEE 802.11 DCF para uso nos nós de consulta. Deste ponto em diante, este protocolo será referido por RIBB-MAC. Além disso, é proposta uma disciplina alternativa de agendamento à abordagem round-robin que prioriza para consulta os nós de acordo com a probabilidade de que, após a realização de uma consulta a um nó específico, retorne com sucesso algum pacote de dados para o nó de consulta. Para esta última proposta, empregar-se-á o acrônimo RIBB-P (RIBB proposto).

2.2.1 O algoritmo da taxa de consulta

Nós propomos a utilização de uma versão revertida do algoritmo de recuo exponencial binário da função de coordenação distribuída do IEEE 802.11 como uma maneira de controlar a taxa com a qual um determinado nó realiza o processo de consulta em uma rede *ad hoc*. A motivação para isso vem do fato de que a utilização do algoritmo exponencial binário de recuo vai não apenas controlar a taxa com a qual RTRs são desencadeados devido aos níveis de contenção da rede, mas também vai diminuir a taxa de

consulta dos nós no caso de as condições do canal estarem ruins, os nós estarem muito distantes uns dos outros (mais tentativas mal sucedidas), ou no caso dos nós não possuírem dados para serem enviados. Para este fim, o algoritmo exponencial binário de recuo do IEEE 802.11 é brevemente descrito e, em seguida, nós apresentamos as devidas modificações de forma que ele possa ser utilizado em uma forma iniciada no receptor.

Em resumo, a função de coordenação distribuída (DCF) do IEEE 802.11 possui um contador em tempo discreto de recuo [17]. A cada transmissão de pacote, o tempo de recuo é uniformemente escolhido no intervalo $(0, W - 1)$. O valor W é conhecido como tamanho da janela de contenção e depende do número de tentativas de transmissão mal sucedidas para um determinado pacote, isto é, para cada pacote enfileirado para transmissão, a janela de contenção W assume um valor inicial W_{min} que é duplicado após cada tentativa mal sucedida de transmissão de pacote, até um máximo de W_{max} (e permanece neste valor até um número fixo de tentativas para o pacote específico). O contador de recuo é decrementado unicamente quando o meio é considerado detectado livre, sem transmissões acontecendo no canal, e é congelado quando o meio é considerado ocupado. Após o período ocupado, o decremento do contador de recuo é retomado apenas após o meio ter sido considerado livre para transmissões por um período de tempo superior a um período conhecido como *distributed interframe space* (DIFS). A transmissão do quadro acontece quando o contador atingir o valor zero. Esta característica do protocolo de evitar colisões busca minimizar os períodos de tempo em que o uso do canal esteja sendo mal feito. Além disso, a seleção de um tempo de recuo aleatório uniformemente distribuído destina-se a evitar a captura do canal por um nó específico. Por fim, tem-se que este protocolo de recuo binário revertido deve ser executado constantemente por cada nó pertencente à rede.

A negociação em três vias normalmente empregada nos protocolos por iniciativa do receptor envolve a transmissão de um quadro de RTR antes da transmissão do quadro de dados propriamente dito. O propósito desse quadro de controle é reservar o canal pela duração de tempo necessária para transferir os pacotes de dados em consideração. Apesar disso, uma vez que os pacotes de RTR não contêm nenhuma informação sobre o tamanho do pacote de dados a ser recebido pelos nós de consulta, é assumido o pior caso, isto é, é utilizado um único tamanho de pacote em toda atualização do vetor de alocação da rede (NAV). Esse tamanho leva em consideração o maior tamanho de pacote que é permitido pelo protocolo. Procedendo-se desta forma, os nós que estiverem realizando a varredura do canal poderão atualizar seus vetores NAV após receber um pacote de RTR corretamente.

Após a recepção correta de um pacote de RTR contendo o seu endereço nele, o nó consultado deve responder com um quadro de dados, se houver algum destinado ao nó de consulta, após um período de tempo conhecido como *short interframe space* (SIFS). Finalmente, um quadro de ACK é transmitido pelo nó de consulta para sinalizar a correta recepção do quadro de dados. A transmissão de todos os quadros de RTR deve seguir o algoritmo de recuo apresentado anteriormente [17]. A Figura 2.2 ilustra esse esquema de negociação para acesso do canal.

O número máximo de tentativas de negociação permitido pelo protocolo em sequência com um único vizinho é limitado a M , conhecido como limite máximo de tentativas. Após uma tentativa de negociação bem sucedida, ou após alcançar o limite de tentativas, o nó de consulta deverá iniciar o processo descrito novamente com outro potencial nó de sua tabela de consulta, de acordo com a disciplina exposta na próxima

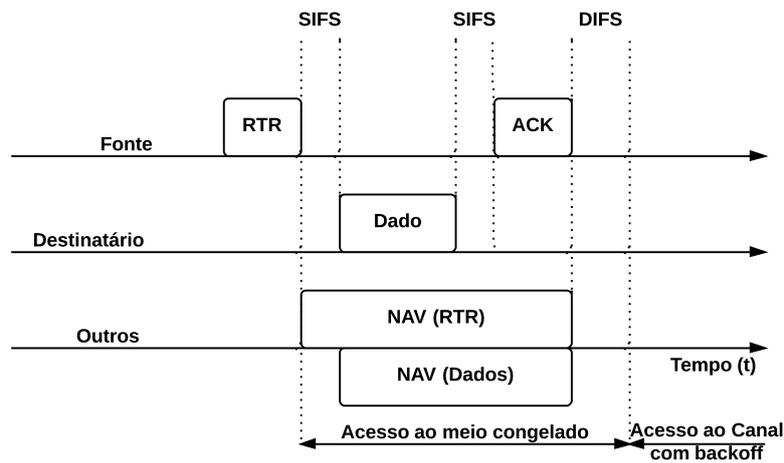


Figura 2.2: Diagrama de acesso/reserva de canal para o IEEE 802.11 revertido: mecanismo de detecção de portadora e operação do NAV enfatizados.

seção.

2.2.2 O algoritmo de disciplina de consulta

Até agora, nós definimos apenas o mecanismo de controle da taxa de consulta. Mas, além disso, devemos ainda definir a maneira com a qual os nós vão alternar entre os seus vizinhos no envio de pacotes de consulta. Para realizar essa tarefa, nós propomos a designação de probabilidades para cada vizinho em uma tabela de consulta. Os registros contidos nesta tabela deverão refletir uma estimativa da probabilidade de uma troca de pacotes bem sucedida por parte do nó de consulta com cada um dos seus respectivos vizinhos. Desta forma, cada um dos seus vizinhos será consultado de acordo com a probabilidade a ele designada. A motivação para procedermos assim consiste na observação de que melhores desempenhos de rede podem ser obtidos caso os nós consultem com menor frequência aqueles vizinhos cuja probabilidade de sucesso na troca de pacotes de dados seja estimada menor, seja esta baixa probabilidade consequência de fatores relacionados à camada física ou a não disponibilidade de pacotes de dados endereçados para os nós de consulta (tráfego de rede).

No início da operação da rede, é de se esperar que todos os nós possuam pouca ou nenhuma informação sobre a sua vizinhança. Nós assumimos que a descoberta de vizinhos se dará, por exemplo, por intermédio da difusão (*broadcast*) periódica de mensagens de "HELLO" por todos os nós da rede. Em redes *ad hoc*, algoritmos de difusão de mensagens HELLO são bastante utilizados por protocolos de roteamento (ex: DSR [41], AODV [42]) para manutenção das rotas. Em adição a esse estágio, nós introduzimos um algoritmo adaptativo para estimação das probabilidades de consulta para todos os nós da rede. Procedendo-se desta forma, os nós podem utilizar essas probabilidades para determinar quais vizinhos consultar em um dado momento.

Antes de calcular a estimativa da probabilidade de consulta propriamente dita, nós devemos primeiro calcular a estimativa da probabilidade de se observar uma negociação bem sucedida com um dado nó presente na tabela de consulta. Nós propomos que essa probabilidade deva ser atualizada toda vez que uma

nova tentativa de negociação seja realizada da seguinte forma: após o estágio de descoberta de vizinhança, toda vez que um nó j realizar a negociação de três vias com um nó i , teremos a atualização do seguinte cálculo de probabilidade:

$$\begin{cases} 1, & k = 1, \\ P_{j,i}^{(k)} = \frac{(k-1)P_{j,i}^{(k-1)} + \eta}{k}, & k > 1. \end{cases} \quad (2.1)$$

em que k representa o número de vezes em que o i -ésimo vizinho já foi consultado, $P_{j,i}^{(1)} = 1, \forall i$ por definição ¹, e η é uma função indicadora, definida como

$$\eta = \begin{cases} 1, & \text{se a negociação for bem sucedida,} \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (2.2)$$

Como pode ser observado a partir das Equações (2.1) e (2.2), essa probabilidade é incrementada a cada tentativa de negociação bem sucedida entre os nós j e i . Por conseguinte, essa probabilidade será referenciada de agora em diante como $P_{j,i}^{(k)suc}$. Do ponto de vista estritamente estatístico, a Equação (2.1) representa a frequência relativa ponderada do evento: sucesso na negociação de pacotes entre os nós j e i . Desta forma, espera-se que esta probabilidade, na medida em que $k \rightarrow \infty$, convirja para a verdadeira probabilidade de sucesso na troca de pacotes entre estes dois nós. De forma a verificar esta última expectativa, é realizada uma simulação Monte Carlo do algoritmo proposto para estimar uma probabilidade de sucesso fictícia de 0,75. Para tal, são realizadas um total de 150 iterações. Mais especificamente, o cálculo de probabilidade apresentado na Equação (2.1) é realizado 150 vezes através da geração pseudo-aleatoria de eventos de sucesso/falha em uma negociação de quadros. O resultado obtido segue ilustrado na Figura 2.3.

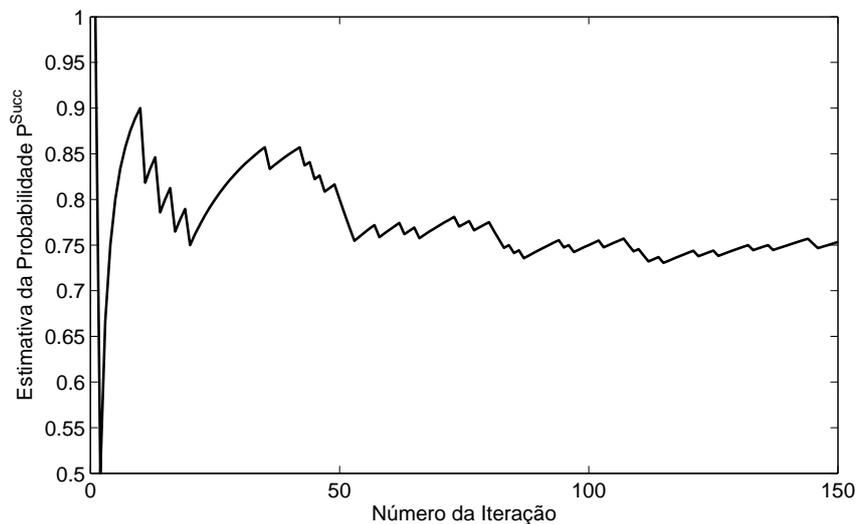


Figura 2.3: Estimativa de uma probabilidade fictícia ($P = 0,75$) empregando o algoritmo de estimação proposto em um total de 150 iterações.

¹Essa definição implica que, no período de inicialização da rede, a disciplina de consulta deverá seguir um esquema round-robin.

O gráfico apresentado na Figura 2.3 revela que para $k = 150$, temos uma estimativa final de probabilidade igual a 0,7517, a qual difere apenas 0,22% da verdadeira probabilidade que pretendíamos estimar. Assim, vamos assumir que o algoritmo proposto, ao menos no que diz respeito à convergência, satisfaz nossas presentes necessidades. Além disso, neste momento, nós não vamos aprofundar nas questões relativas à eficiência do algoritmo proposto, uma vez que qualquer outro algoritmo de estimação de parâmetros (ex: ARMA [43]) poderia ser empregado em seu lugar para a realização desta tarefa. Nosso interesse maior se encontra, por questões de modelagem analítica, em garantir a convergência do algoritmo selecionado, uma vez que, em seções futuras, estaremos interessados apenas em seu desempenho de regime permanente. Entretanto, com o propósito de avaliar a razoabilidade do algoritmo proposto, é determinado abaixo o intervalo de tempo necessário para a realização das 150 tentativas de consulta consideradas.

$$T = k \times \frac{\bar{P}}{R} = 150 \times \frac{1088}{10^6} = 163,2 \text{ ms.} \quad (2.3)$$

em que T representa o tempo total necessário para a realização das 150 tentativas de negociação de 3 vias, \bar{P} representa o tamanho médio de pacote trocado a cada negociação de 3 vias (assumido aqui como sendo igual a 1088 bytes), e R representa a taxa de transmissão de dados (em bytes/s). Neste último cálculo, consideramos que todas as tentativas de negociação de 3 vias sempre ocorrem com a transmissão dos 3 pacotes previstos pelo protocolo (RTR-DADOS-ACK), de forma que um cálculo pessimista é realizado. Em cenários reais, por outro lado, uma falha na transmissão de um pacote de RTR, por exemplo, reduziria o tempo necessário para a atualização do nosso cálculo de probabilidade, reduzindo-se, assim, o tempo total necessário T .

Neste momento, podemos expressar a probabilidade de consulta de um nó j , em um instante qualquer de tempo, em função dos valores de probabilidade estimados anteriormente, isto é, $P_{j,i}^{(k)suc}$. Para tal, uma etapa adicional de normalização deve ser empregada, uma vez que essas probabilidades de consulta devem atender a seguinte condição de contorno: $\sum_{\forall i \in V^*} P_{j,i}^{(k)suc} = 1$. Matematicamente, temos que:

$$P_{j,i}^{(k)trans} = \beta^k P_{j,i}^{(k)suc}, \quad (2.4)$$

em que β^k pode ser obtido a partir da condição de normalização $\beta^k \sum_{\forall i \in V^*} P_{j,i}^{(k)suc} = 1$, e V^* denota o conjunto contendo todos os vizinhos descobertos pelo nó j . Por fim, a condição de contorno definida anteriormente impõe apenas que, a cada nova realização de consulta, um vizinho possa ser *certamente* consultado.

Para exemplificar a utilização das Equações (2.2) e (2.4), considere uma rede em que um determinado nó j realiza consultas para os nós k e l . Neste cenário, a Tabela 2.1 apresenta uma possibilidade de progressão temporal para os eventos de sucesso/falha na consulta dos nós k e l por parte do nó j , em que a escolha do vizinho a ser consultado deve levar em conta os valores instantâneos de $P_{j,i}^{(k)trans}$. Por exemplo, ao iniciar uma nova consulta, o nó j poderia sortear um número pseudo-aleatório $0 \leq p \leq 1$, que representaria uma consulta ao nó l caso $p \leq P_{j,l}^{(k)trans}$, e uma consulta ao nó k caso contrário (considerando-se o cenário apresentado na Tabela 2.1). Neste ponto, torna-se nítido o efeito de priorização de consultas aos vizinhos que apresentaram maiores probabilidades de sucesso na troca de pacotes. Ou ainda, de forma equivalente, a respectiva redução na frequência de consultas aqueles vizinhos cujas probabilidades de sucesso na troca de pacotes se mostraram inferiores.

Tabela 2.1: Progressão temporal: consultas aos nós k e l por parte do nó j .

Iteração (k)	Evento	$P_{j,i}^{(k)suc}$		$P_{j,i}^{(k)trans}$		β
		k	l	k	l	
1	inicialização	1	1	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$
2	Falha ao consultar nó k	$\frac{1}{2}$	1	$\frac{1}{3}$	$\frac{2}{3}$	$\frac{2}{3}$
3	Falha ao consultar nó k	$\frac{1}{3}$	1	$\frac{1}{4}$	$\frac{3}{4}$	$\frac{3}{4}$
4	Sucesso ao consultar nó k	$\frac{1}{2}$	1	$\frac{1}{3}$	$\frac{2}{3}$	$\frac{2}{3}$

Como pode ser observado na Equação (2.1), na medida em que k aumenta, o impacto da variável η na probabilidade $P_{j,i}^{(k)suc}$ é reduzido. Para contornar este problema, nós limitamos esse parâmetro a um valor máximo, após o qual, ele deverá retornar ao seu valor inicial novamente. Essa abordagem pode ser benéfica no sentido de acompanhar as dinâmicas não estacionárias da rede, como, por exemplo, efeitos relacionados à mobilidade da mesma.

Esse algoritmo de seleção torna a taxa de consulta desencadeada pelos nós receptores dependente da disponibilidade de dados dos nós consultados. Essa afirmação pode ser verificada observando-se que o não retorno de quadros de dados após a realização de uma tentativa de consulta incorreria em uma diminuição da probabilidade $P_{j,i}^{(k)suc}$. Como resultado, a probabilidade de consultar este particular nó i seria decrementada. Além disso, nós podemos esperar também uma dependência entre a taxa de consulta desencadeada pelos nós receptores e a densidade de nós em volta do nó de consulta, devido a sua influência no nível de contenção observado na proximidade deste nó.

2.3 MODELAGEM ANALÍTICA DO PROTOCOLO

Nesta seção, nós empregaremos a estrutura de modelagem proposta em [44] para o estudo analítico do protocolo de controle de acesso ao meio (MAC) proposto neste capítulo. Este modelo se foca nas interações existentes entre as camadas de acesso ao meio (MAC) e física (PHY), e no impacto que cada nó tem na dinâmica de *todos* os outros nós da rede. Uma característica fundamental desse modelo é que nele os nós são modelados individualmente, ou seja, ele permite uma configuração por nó de vários parâmetros específicos das camadas em consideração. Além disso, nenhuma distribuição de probabilidade espacial ou disposição particular entre os nós é assumida; o modelo permite o cálculo de métricas de desempenho individuais para qualquer topologia de rede e modelo de canal de rádio. Por outro lado, dentre suas limitações atuais, o modelo assume que o funcionamento da rede está em regime permanente; além disso, é assumida também saturação de tráfego em todos os nós da rede ².

2.3.1 Introdução

A principal tarefa de um protocolo MAC em uma rede de computadores é permitir aos nós que determinem o seu direito de acessar o canal de forma eficiente e justa. Para realizar esta tarefa, os protocolos

²Em nosso contexto, saturação de tráfego significa que um nó consultado sempre teria dados para enviar aos nós de consulta.

MAC fazem uso de informações de entrada e de realimentação que outras camadas da pilha de protocolos possam transportar à ela direta ou indiretamente. Tipicamente, entretanto, a camada MAC se encontra mais interessada nas informações provenientes da camada física (PHY) no que diz respeito ao estado do canal e a ocorrência de eventos que são chaves em sua operação (por exemplo, a transmissão com sucesso de um quadro pelo canal). A camada física (PHY), por outro lado, tem como função principal receber dados da camada MAC e, a critério da MAC, transmitir essas informações através do meio de comunicação de forma rápida e confiável.

Em uma rede sem fio, em particular, as transmissões provenientes de *qualquer* nó podem potencialmente interferir com a recepção de sinal de qualquer outro nó presente na rede devido à natureza intrínseca dos canais de rádio. Assim, a qualidade do enlace de rede depende da atividade de transmissão de todos os nós presentes no sistema, dos quais a potência do sinal transmitido pode degradar severamente a relação sinal ruído (SNR, do inglês *signal-to-noise ratio*) de um receptor em particular e, conseqüentemente, comprometer a correta recepção de quaisquer pacotes que estivessem sendo a ele transmitidos. Claramente, a dinâmica da camada MAC se encontra fortemente vinculada à dinâmica da camada física (PHY). Mais especificamente, seja V o conjunto finito de $|V| = n$ nós abrangendo a rede em consideração, e considere que P_j^k seja a potência de sinal recebida em um nó k para um sinal transmitido por um nó $j \in V$. Então, a relação sinal ruído mais interferência \mathbf{SINR}_j^k para um sinal transmitido pelo nó j e recebido no nó k , é dada por

$$\mathbf{SINR}_j^k = \frac{P_j^k}{\sum_{l \in V} \chi_l P_l^k + \sigma_k^2} \quad (2.5)$$

em que σ_k^2 é a potência de ruído térmico ou de fundo no receptor k , e χ_l é uma função indicadora, isto é,

$$\chi_j = \begin{cases} 1, & \text{se } l \text{ transmite ao mesmo tempo,} \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (2.6)$$

A Equação (2.5) é particularmente esclarecedora, pois ela revela que as probabilidades de transmissão estacionárias dos nós da rede são parâmetros essenciais não apenas do ponto de vista de camada MAC, mas também são fundamentais para uma análise das interdependências existentes entre os nós segundo uma óptica de camada física (PHY). Desta forma, dentre os passos a serem percorridos nas próximas seções, inclui-se uma modelagem do protocolo MAC proposto, de forma que essas probabilidades estacionárias de transmissão possam ser obtidas em função dos demais parâmetros da rede.

2.3.2 Modelagem MAC do algoritmo de recuo revertido

Vamos definir $b_j(t)$ como sendo o processo estocástico que representa o contador de tempo discreto do recuo reverso para um nó $j \in V$ no instante t , e $s_j(t)$ o processo estocástico que representa o estágio de recuo do nó j no instante t , em que $s_j(t) \in [0, M]$, e M o máximo estágio de recuo (isto é, o maior valor que o contador de tentativas pode assumir). Dessa forma, $b_j(t) \in [0, W_{s_j(t)} - 1]$, sendo

$$W_{s_j(t)} = \begin{cases} 2^{s_j(t)} W_{min}, & \text{se } 0 \leq s_j(t) < m, \\ 2^m W_{min}, & \text{se } m \leq s_j(t) \leq M. \end{cases} \quad (2.7)$$

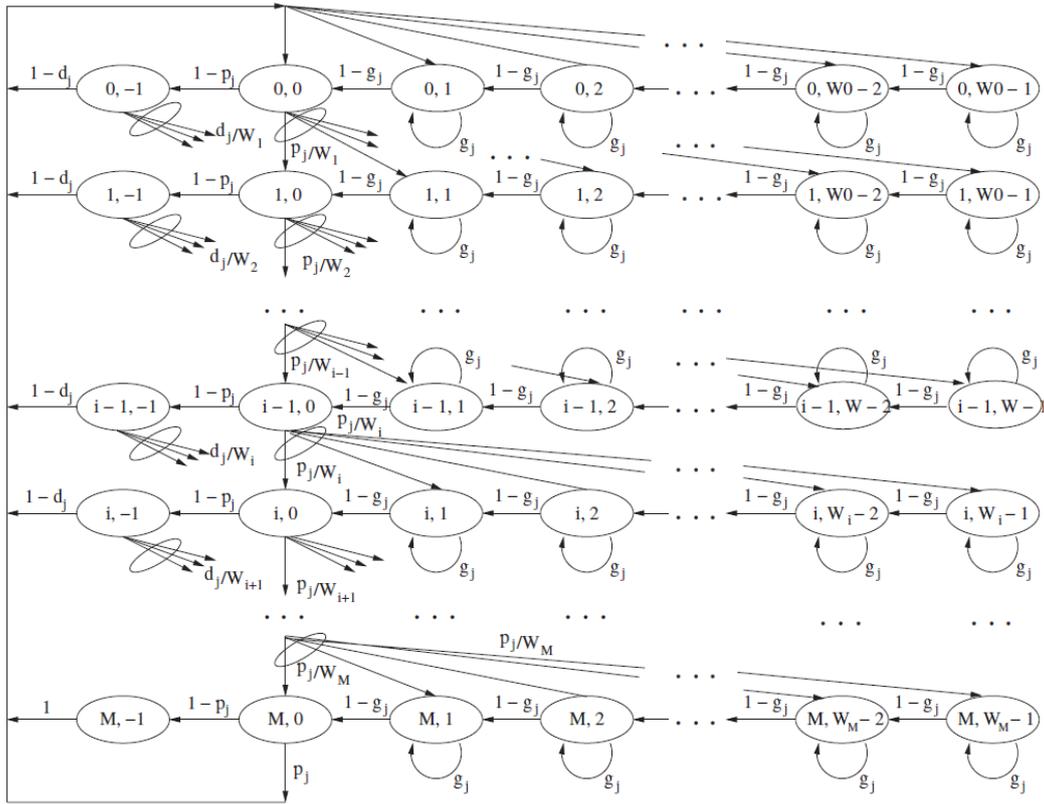


Figura 2.4: Modelo de Markov para o algoritmo de recuo exponencial binário *reverso*. Retirado de [2].

Vamos supor que uma tentativa de consulta de RTR falhe com uma probabilidade constante e independente do número de tentativas p_j , e que uma negociação de DATA/ACK falha com uma probabilidade constante e independente do número de tentativas d_j . Também, vamos supor que os nós são capazes de detectar se o canal se encontra ocupado com uma probabilidade constante e independente g_j . Note que essas suposições de independência estão relacionadas às tentativas de retransmissão. Contudo, as probabilidades p_j , d_j e g_j são *dependentes* dos aspectos da camada física da rede e, eventualmente, da existência de dados no transmissor, por exemplo – mas não considerado aqui porque os nós estão saturados. Sob estas condições, o processo $s_j(t)$, $b_j(t)$ pode ser modelado por uma cadeia de Markov em tempo discreto ilustrada na Figura 2.4.

Seguindo-se o trabalho pioneiro de Bianchi [45] nesta ferramenta de modelagem, nós adotamos a notação $P\{i_1, k_1 | i_0, k_0\} = P\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = k_1 | s(t) = i_0, b(t) = k_0\}$. Da cadeia de Markov apresentada na Figura 2.4, pode ser observado que as únicas probabilidades de transição não nulas são

$$\begin{aligned}
P\{i, k|i, k+1\} &= 1 - g_j, \quad k \in [0, W_i - 2], \quad i \in [0, M] \\
P\{i, k|i, k\} &= g_j, \quad k \in [1, W_i - 1], \quad i \in [0, M] \\
P\{i, -1|i, 0\} &= 1 - p_j, \quad i \in [0, M] \\
P\{i, k|i-1, 0\} &= \frac{p_j}{W_i}, \quad k \in [0, W_i - 1], \quad i \in [1, M] \\
P\{i, k|i-1, -1\} &= \frac{d_j}{W_i}, \quad k \in [0, W_i - 1], \quad i \in [1, M] \\
P\{0, k|i, -1\} &= \frac{(1-d_j)}{W_0}, \quad k \in [0, W_0 - 1], \quad i \in [0, M-1] \\
P\{0, k|M, 0\} &= \frac{p_j}{W_0}, \quad k \in [0, W_0 - 1] \\
P\{0, k|M, -1\} &= \frac{1}{W_0}, \quad k \in [0, W_0 - 1].
\end{aligned}$$

A primeira e a segunda equações indicam que o contador discreto de recuo é decrementado se o canal for percebido disponível (com probabilidade $1 - g_j$), e congelado se o canal for percebido ocupado (com probabilidade g_j). A terceira equação indica o acontecimento de uma tentativa de consulta bem sucedida e que o nó de consulta está pronto para receber um pacote de dados. A próxima equação indica que, após uma tentativa mal sucedida de consulta (pacote de RTR) no estágio $i - 1$, um intervalo de recuo é uniformemente escolhido no intervalo $[0, W_i - 1]$ para o próximo estágio i . A quinta equação indica a ocorrência de uma falha de negociação de DATA/ACK no estágio $i - 1$, e que um intervalo de recuo é uniformemente escolhido no intervalo $[0, W_i - 1]$. A sexta equação indica que uma negociação de DATA/ACK ocorreu com sucesso, e que uma nova consulta se iniciará no estágio zero de recuo com uma janela de contenção uniformemente escolhida no intervalo $[0, W_0 - 1]$. A próxima equação indica que uma tentativa de consulta falhou e que o máximo número de tentativas de consulta para um vizinho específico foi atingido. Desta forma, o nó de consulta deverá selecionar outro nó em sua tabela de consulta. Uma nova sequência de tentativas de consulta será realizada com o novo vizinho selecionado no estágio de recuo zero e com uma janela de recuo uniformemente escolhida no intervalo $[0, W_0 - 1]$. A última equação descreve que uma tentativa de consulta ou foi bem sucedida ou falhou. Em ambos os casos, uma nova tentativa de consulta será iniciada no estágio zero de recuo com uma janela de contenção uniformemente escolhida dentro do intervalo $[0, W_0 - 1]$.

Seja $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}$, $i \in [0, M]$, $K \in [0, W_i - 1]$ a distribuição estacionária da cadeia de Markov. Primeiro, note que

$$b_{i,0} = p_j b_{i-1,0} + d_j b_{i-1,-1}, \quad 1 \leq i \leq M. \quad (2.8)$$

De qualquer forma, dado que $b_{i-1,-1} = (1 - p_j) b_{i-1,0}$, nós temos que

$$b_{i,0} = [p_j + d_j(1 - p_j)]^i b_{0,0}, \quad 0 \leq i \leq M. \quad (2.9)$$

Para $i = 0$ e $k \in [1, W_0 - 1]$,

$$b_{0,k} = \frac{W_i - k}{(1 - g_j)W_0} \sum_{l=0}^{M-1} (1 - p_j)(1 - d_j) b_{l,0} + b_{M,0}, \quad (2.10)$$

enquanto que para $i \neq 0$ e $k \in [1, W_i - 1]$, obtemos

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{(1 - g_j)W_i} [p_j + d_j(1 - p_j)] b_{i-1,0}, \quad i \in [1, M]. \quad (2.11)$$

A partir da Equação (2.9) e notando-se que $b_{0,0} = \sum_{l=0}^{M-1} (1-p_j)(1-d_j)b_{l,0} + b_{M,0}$, as Eqs. (2.10) e (2.11) podem ser reescritas como

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{(1-g_j)W_i} [p_j + d_j(1-p_j)]^i b_{0,0}, \quad (2.12)$$

para $i \in [0, M]$ e $k \in [1, W_i - 1]$. Portanto, todos os valores de $b_{i,k}$ podem ser expressos como função de $b_{0,0}$, cujo valor por ser obtido a partir da condição de normalização $\sum_{i=0}^M \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = 1$.

Um nó inicia uma negociação quando ele tenta enviar um RTR, ou seja, quando ele atinge o estado $b_{i,0}$, $i \in [0, M]$. Assim, a probabilidade τ_j que um nó j consulte outro nó em sua tabela de consultas é obtida fazendo-se $\tau_j = \sum_{i=0}^M b_{i,0}$, o que resulta em

$$\tau_j = \frac{2(1-g_j)(1-a_j^{M+1})(1-2a_j)}{(1-a_j^{M+1})(1-2a_j)(1-2g_j) + \kappa W}, \quad (2.13)$$

em que $a_j = p_j + d_j(1-p_j)$, e $\kappa = (1-a_j)[1 - (2a_j)^{M+1}]$ se $m = M$, e $\kappa = 1 - a_j\{1 + (2a_j)^m[1 + a_j^{M-m}(1-2a_j)]\}$ se $m < M$.

2.3.3 Probabilidades de Consulta

A utilização da Equação (2.13) exige o conhecimento das probabilidades p_j , d_j , e g_j . Além disso, o algoritmo proposto na Seção 2.2 para estimatção das probabilidades de consulta não pode ser utilizado diretamente no modelo analítico, mas apenas na operação do protocolo. Desta forma, nossa modelagem precisa ainda refletir de forma precisa as probabilidades de consulta em um cenário em que se atingiu um estado permanente para as estimativas encontradas. Assim sendo, nesta seção, iniciaremos com a obtenção das probabilidades p_j , d_j , e g_j . Por fim, partiremos para as probabilidades $P_{j,i}^{suc}$.

Seja $V_r \subseteq V$ o subconjunto dos nós cuja potência do sinal pode ser percebida em um nó r *significativamente*. Se $|V_r| = n_r$, então, existem exatamente 2^{n_r-1} combinações de potenciais nós transmissores ativos (interferentes) em V_r , excluindo-se o próprio transmissor i . No que se segue, façamos $\{c_{ik}^r\}_{k=1, \dots, 2^{n_r-1}}$ denotar o conjunto de tais combinações, e C_i^r denotar uma variável aleatória que indica a ocorrência de uma combinação específica c_{ik}^r de interferentes.

Dadas as considerações acima, a probabilidade q_i^r de que um quadro transmitido por i seja recebido em r com sucesso pode ser obtida considerando-se o conjunto $\{c_{ik}^r\}_{k=1, \dots, 2^{n_r-1}}$ de todas as possíveis combinações de nós ativos em V_r , do seguinte modo:

$$\begin{aligned} q_i^r &= P\{\text{Receber quadro com sucesso}\} = \sum_k P\{\text{Receber frame com sucesso}, C_i^r = c_{ik}^r\} \\ &= \sum_k P\{\text{Receber frame com sucesso} | C_i^r = c_{ik}^r\} P\{C_i^r = c_{ik}^r\} \\ &= \sum_k f(c_{ik}^r) P\{C_i^r = c_{ik}^r\} \end{aligned} \quad (2.14)$$

em que escrevemos $f(c_{ik}^r)$ de forma a enfatizar o fato de que $P\{\text{Receber quadro com sucesso} | C_i^r = c_{ik}^r\}$ é uma função de uma combinação específica c_{ik}^r de interferentes. A sua forma funcional dependerá da escolha específica do modelo de canal e de aspectos de camada física como esquemas de modulação e demodulação, codificação de canal, projeto do receptor, e etc.

O cálculo de p_j (uma transmissão bem sucedida de RTR) é uma aplicação direta da Equação (2.14), uma vez que ele se relaciona à transmissão de um único pacote. Desta forma, procederemos diretamente para o cálculo de d_j (negociação de DATA/ACK bem sucedida), aproveitando, assim para exemplificar o uso da Equação (2.14)

$$\begin{aligned}
d_j &= P\{\text{ACK bem sucedido, DATA bem sucedido}\} \\
&= \sum_k \sum_l P\{\text{DATA suc.}, C_i^r = c_{ik}^r, \text{ACK suc.}, C_r^i = c_{rl}^i\} \\
&= \sum_k \sum_l f(c_{ik}^r) f(c_{rl}^i) P\{C_i^r = c_{ik}^r | \text{DATA suc.}, C_r^i = c_{rl}^i\} P\{C_i^r = c_{ik}^r\}
\end{aligned} \tag{2.15}$$

Finalmente, para o cálculo de g_j , considere que P_{cs}^j seja a potência de sinal recebida pelo nó j quando o mesmo se encontra realizando varredura de portadora no canal, e seja γ o limiar de potência acima do qual o canal é considerado como estando “ocupado”. A potência de sinal percebida P_{cs}^j dependerá de quais nós $k \in V$ transmitem simultaneamente em um dado instante de tempo, e a sua respectiva contribuição na potência de sinal percebida P_{cs}^j . Consequentemente, nós precisamos saber quais são as combinações de nós ativos que conduzem a uma potência percebida de sinal superior ao limiar γ . Matematicamente, temos que

$$P\{\text{canal estar ocupado para o nó } j\} = P\{P_{cs}^j \geq \gamma\} = \sum_{c_j^r \in S_j^r} P\{C_j^r = c_j^r\}, \tag{2.16}$$

em que S_j^r denota o conjunto de todas as possíveis combinações de nós ativos de forma que $P_{cs}^j \geq \gamma$.

Para a modelagem analítica de $P_{j,i}^{(k)suc}$, deve ser enfatizado o fato do modelo analítico anteriormente descrito operar em regime permanente. Desta forma, no que se segue, nós assumimos que a média temporal da Equação (2.1) convirja para a própria probabilidade $P_{j,i}^{suc}$ de observarmos uma negociação bem sucedida entre dois nós. Essa probabilidade média temporal é apresentada abaixo com base em definições anteriores

$$P_{j,i}^{suc} = q_j^{rtr} q_j^{dat}, \quad \forall j \in V, \quad \forall i \in V^* \tag{2.17}$$

em que $q_j^{rtr} = 1 - p_j$, $q_j^{dat} = 1 - d_j$, e, para abreviar, o índice i foi suprimido. A Equação (2.17) representa a probabilidade de que uma negociação de pacotes tenha sido corretamente realizada na negociação de três vias (RTR-DATA-ACK).

Neste ponto, os conceitos apresentados anteriormente podem ser combinados de forma que uma definição formal do evento $E^{succ} = \{j \text{ realizar negociação bem sucedida com } i\}$ é obtida como se segue

$$\begin{aligned}
P\{E^{succ}\} &= P\{j \text{ realizar negociação bem sucedida com } i\} \\
&= P\{j \text{ realizar negociação bem sucedida com } i, j \text{ consultar nó } i\} \\
&= P\{j \text{ realizar negociação bem sucedida com } i \mid j \text{ consulta nó } i\} \\
&\quad \times P\{j \text{ consultar nó } i\}
\end{aligned} \tag{2.18}$$

em que

$$\begin{aligned}
P\{j \text{ consultar nó } i\} &= P\{j \text{ consultar nó } i, j \text{ realizar uma tentativa de consulta}\} \\
&= P\{j \text{ consultar nó } i \mid j \text{ realiza uma tentativa de consulta}\} \\
&\quad \times P\{j \text{ realizar uma tentativa de consulta}\}
\end{aligned} \tag{2.19}$$

o que resulta em

$$P\{E^{succ}\} = q_j^{rtr} q_j^{dat} P_{j,i}^{trans} \tau_j. \quad (2.20)$$

Esta última expressão nos permite considerar os efeitos da priorização sobre as tentativas de consulta. Além disso, ela também inclui os efeitos da camada física e a dinâmica por trás do protocolo MAC. Por fim, essa probabilidade é uma peça fundamental para o cálculo das vazões individuais dos nós da rede, através do uso dos desenvolvimentos analíticos apresentados na próxima seção.

2.3.4 Tornando o modelo tratável

A principal desvantagem desta técnica de modelagem, na ausência de algoritmos de linearização, está relacionada à sua complexidade. Inicialmente, a função que relaciona τ_j e os demais parâmetros (Equação (2.13)) é revelada uma função não linear. Além disso, o cálculo dos parâmetros p_j , d_j , and g_j leva em consideração todos os possíveis subconjuntos de interferentes ativos, ou seja, 2^{n_r-1} combinações que, por sua vez, encontram-se vinculadas à definição de τ_j . Finalmente, e para piorar as coisas, vale a pena reforçar que essa tentativa de modelagem deve ser realizada para *cada* nó presente na rede. Como resultado, somos deixados com um sistema de equações não lineares acopladas em que a complexidade aumenta exponencialmente em função do número de nós presente na rede, tornando esse cálculo proibitivo até mesmo para um pequeno número de nós presente na rede.

Para tornar o modelo tratável, Carvalho [38, 2] mostrou que a Equação (2.13) poderia ser linearizada com pouca perda de precisão. Em seguida, ele propôs aproximações lineares para o cálculo das probabilidades de realimentação p_j , d_j e g_j , as quais são baseadas na operação do protocolo MAC em análise. Como resultado, no pior caso, o sistema linear obtido pode ser calculado em $\Theta(n^3)$ operações (sendo n o número de nós presente na rede) [2]. Usando essas aproximações, a Equação (2.13) se torna [2]

$$\tau_j = \frac{2(1-W)}{(W+1)^2} + \frac{2W(1-p_j)}{(W+1)^2} + \frac{2W(1-d_j)}{(W+1)^2} - \frac{2(W-1)g_j}{(W+1)^2}, \quad (2.21)$$

Desta forma, o “novo” sistema de equações obtido por intermédio da Equação (2.21) quando aplicada a cada um dos nós da rede deve ser resolvido. Obtém-se, então, um sistema de equações acoplado na forma (em notação matricial):

$$\boldsymbol{\tau} = \boldsymbol{\pi} + \boldsymbol{\Phi}\boldsymbol{\tau}, \quad (2.22)$$

que pode ser resolvido na forma:

$$(\mathbb{I} - \boldsymbol{\Phi})\boldsymbol{\tau} = \boldsymbol{\pi}, \quad (2.23)$$

em que \mathbb{I} representa a matriz identidade $n \times n$, $\boldsymbol{\pi} = [\pi_1 \ \pi_2 \ \dots \ \pi_n]^T$, e $\boldsymbol{\Phi}$ é uma matriz que, em essência, transporta toda a informação sobre como cada nó da rede interfere na dinâmica dos outros nós baseando-se nos efeitos das camadas PHY e MAC. Por essa razão, a matriz $\boldsymbol{\Phi}$ é conhecida na literatura como **matriz de interferências** [2].

Uma vez que o vetor $\boldsymbol{\tau}$ tenha sido obtido, os vetores de probabilidade de estado do canal podem ser derivados [2]. Mais especificamente, considere os seguintes eventos mutuamente exclusivos: $E_j^{idle} =$

{canal ocupado}, $E_j^{suc} = \{\text{negociação bem sucedida}\}$, e $E_j^{uns} = \{\text{negociação mal sucedida}\}$. Torna-se possível, então, assinalar a esses eventos as seguintes probabilidades: $p_j^{idle} = P\{E_j^{idle}\}$, $p_j^{suc} = P\{E_j^{suc}\}$, e $p_j^{uns} = P\{E_j^{uns}\}$. Desta forma, estamos aptos a quantificar com que frequência um nó genérico j realizando recuo na rede, conforme retratado pela Figura 2.4, observará a ocorrência desses três eventos definidos. Em seguida, dadas as probabilidades de estado do canal, podemos encontrar o tempo médio de serviço experimentado por cada nó $j \in V$. Este tempo médio de serviço, denotado por \bar{T}_j^{serv} , será dado por

$$\bar{T}_j^{serv} = p_j^{drop} \bar{T}_{B_j} + (1 - p_j^{drop}) \bar{T}_j^{3-vias}, \quad \forall j \in V \quad (2.24)$$

em o termo p_j^{drop} denota a probabilidade de que um dado vizinho tenha sido consultado em sequência, e sem sucesso, pelo máximo número de tentativas definido no protocolo, isto é, M . Neste caso, ele deverá selecionar um novo vizinho em sua tabela de consultas e iniciar uma nova sequência de tentativas de consulta no estágio inicial $(0, 0)$ da cadeia de Markov. Essa probabilidade é dada por

$$p_j^{drop} = (1 - q_{rtr} q_{dat})^{M+1}, \quad \forall i \in V \quad (2.25)$$

em que $q_{rtr} = (1 - p_j)$, $q_{dat} = (1 - d_j)$, e a potência $M + 1$ representa a $M + 1$ -ésima tentativa de consulta do vizinho em consideração, ao término do M -ésimo estágio de recuo. Além disso, \bar{T}_j^{3-vias} representa o tempo médio despendido por um nó j em uma troca de dados de três vias (RTR-DADOS-ACK) bem sucedida, e é dado por

$$\bar{T}_j^{3-vias} = RTR + SIFS + \rho + H + E\{P\} + SIFS + \rho + ACK + DIFS + \rho \quad (2.26)$$

em que H e $E\{P\}$ são os tempos de transmissão do cabeçalho do quadro de dados e de um tamanho médio de carga útil, respectivamente. Além disso, ρ representa o atraso médio de propagação do canal de rádio. Em adição, \bar{T}_{B_j} denota o tempo médio gasto em recuo até o final do M -ésimo estágio de recuo por um nó j , que é dado por

$$\bar{T}_{B_j}(M) = \frac{\alpha}{2} \{W_{min} [2^m (M - m + 2) - 1] - M - 1\} + M t_j^{res}, \quad (2.27)$$

$$\alpha_j = \sigma p_j^{idle} + t_j^{uns} p_j^{uns} + t_j^{suc} p_j^{suc}, \quad \forall j \in V. \quad (2.28)$$

em que m é o “máximo estágio de recuo”, ou seja, o valor de tal modo que $W_{max} = 2^m W_{min}$; σ denota o tempo empregado quando o canal é percebido desocupado (isto é, um *slot* ou intervalo de recuo)³, e t_j^{res} é o tempo médio despendido por um nó j em resolução de colisões. O tempo t_j^{res} depende da ocorrência de uma falha de negociação dentro de um limite de tempo para recepção de um quadro de dados. Mais especificamente, no momento em que um nó identifica uma falha na recepção de um pacote de dados, ele já terá gasto um período de tempo equivalente a

$$t_{j|dat}^{res} = RTR + RTR_Timeout \quad (2.29)$$

em que $RTR_Timeout = SIFS + ACK + 2\rho$. A partir da Seção 2.3.3, temos que a probabilidade de ocorrência de uma falha de negociação de RTR ao término de um estágio de recuo é dada por p_j , $\forall j \in V$, enquanto

³O parâmetro σ é fixo e depende basicamente da escolha da camada física.

que a probabilidade de ocorrência de uma falha de negociação de Dados/ACK é dada por d_j , $\forall j \in V$. Assim, o tempo médio t_j^{res} que um nó $j \in V$ despende em resolução de colisões será dado por

$$t_j^{res} = p_j t_{j|dat}^{res} + (1 - p_j) d_j t_{j|dat}^{res}, \quad \forall j \in V \quad (2.30)$$

Para a determinação do tempo médio t_j^{uns} em que o canal é percebido ocupado devido a uma falha de negociação, nós devemos investigar mais a fundo as possíveis razões que poderiam conduzir a esta falha de negociação. Uma negociação falhará caso um dentre os três seguintes eventos ocorra:

- O quadro de RTR não é corretamente recebido pelo seu destinatário pretendido;
- O quadro de RTR é recebido com sucesso pelo seu destinatário pretendido, contudo nenhum quadro de dados retorna para o nó de consulta;
- Os quadros de RTR e dados são recebidos com sucesso pelo destinatário pretendido, contudo o respectivo quadro de confirmação de recebimento dos dados não é recebido com sucesso pelo nó consultado.

Cada um dos três eventos listados acima conduz a diferentes durações de intervalos de tempo em que o canal é percebido ocupado do ponto de vista de um nó em modo de varredura de portadora. Por exemplo, no primeiro caso, se um quadro de RTR transmitido não for corretamente recebido por seu destinatário pretendido, nenhum dos quadros subsequentes seguintes ao quadro de RTR será enviado pelo canal. Como consequência, o período de tempo em que o canal será percebido ocupado por outros nós será menor do que o período de tempo em que o canal é percebido ocupado quando, por exemplo, a falha de recebimento ocorre no quadro de dados. Em cada caso, essa duração de tempo dependerá de quais quadros foram transmitidos pelo canal, seus correspondentes atrasos de propagação, e os demais intervalos de tempo definidos pelo protocolo, como os intervalos de tempo SIFS, DIFS e EIFS definidos no padrão IEEE 802.11 [17] e empregados no protocolo proposto. Feitas essas observações, considere que t^{rtr} , t^{dat} , e t^{ack} denotem as durações de tempo correspondentes a cada um dos três eventos listados anteriormente, teremos então que

$$t^{rtr} = RTR + \rho + EIFS \quad (2.31)$$

$$t^{dat} = RTR + \rho + SIFS + DATA + \rho + EIFS \quad (2.32)$$

$$t^{ack} = RTR + \rho + SIFS + DATA + \rho + SIFS + BLOCK_ACK + \rho + EIFS. \quad (2.33)$$

Desta forma, o tempo médio t_j^{uns} em que o canal é percebido ocupado por um nó j devido a uma falha de negociação pelo canal é finalmente dado por

$$t_j^{uns} = t^{rtr} \tilde{q}_j^{rtr} + t^{dat} \tilde{q}_j^{dat} + t^{ack} \tilde{q}_j^{ack}. \quad (2.34)$$

em que \tilde{q}_j^{rtr} , \tilde{q}_j^{dat} , e \tilde{q}_j^{ack} representam, respectivamente, as probabilidades de falha na recepção de um quadro de RTR, dados ou ACK para seu destinatário pretendido. A determinação destas probabilidades é obtida de forma inteiramente análoga as probabilidades p_j e d_j que foram previamente determinadas neste capítulo.

Uma vez que o tempo médio de serviço é conhecido, nós podemos calcular a taxa média na qual dados úteis são servidos por um nó $j \in V$. Essa métrica de desempenho indica a quantidade de dados úteis é servida/processada por unidade de tempo em um nó específico na rede. Para o cálculo desta métrica de desempenho, devemos notar primeiro que estamos tratando com redes saturadas, isto é, redes em que todos os nós têm sempre quadros de dados prontos para transmissão no topo de suas filas de saída. Consequentemente, a taxa média de serviço de dados G_j será dada pela razão entre o tamanho médio útil do pacote de dados $\bar{P}_j = E\{P_j\}$ que o nó j recebe em relação ao tempo médio de serviço \bar{T}_j^{serv} por quadro de dados, dado pela Equação (2.24). Em outras palavras,

$$G_j = \frac{\bar{P}_j}{p_j^{drop} \bar{T}_{B_j} + (1 - p_j^{drop}) \bar{T}_j^{3-vias}}, \quad \forall j \in V \quad (2.35)$$

Na sequência, podemos calcular a vazão média de cada nó $j \in V$, que é simplesmente a fração da taxa média de serviço de dados G_j correspondente às transmissões de quadros de dados bem sucedidas. Assim, temos que

$$S_j = (1 - p_j^{drop}) G_j = \frac{\bar{P}_j}{\bar{T}_j^{3-vias} + \left(\frac{p_j^{drop}}{1 - p_j^{drop}} \right) \bar{T}_{B_j}}, \quad \forall j \in V \quad (2.36)$$

2.4 ANÁLISE DE DESEMPENHO

Nesta Seção, nós investigamos os ganhos de vazão do protocolo MAC por iniciativa do receptor proposto em relação a um protocolo MAC por iniciativa do transmissor. Considerando que nosso protocolo foi baseado no algoritmo de recuo binário do IEEE 802.11 DCF, selecionamos este próprio protocolo para estudo. Para modelagem analítica do IEEE 802.11, utilizamos o modelo proposto por Carvalho[2]. Devido a natureza estacionária de nossa modelagem analítica, é importante enfatizar que alguns aspectos de natureza essencialmente dinâmica não serão levados em consideração, dentre os quais, citam-se: o período gasto na descoberta de vizinhos a cada estágio de descobrimento/buscas destes, os períodos de convergência dos algoritmos propostos, etc.

Para levantamento dos resultados numéricos, empregou-se, em relação ao modelo de perda de propagação de caminho, o modelo de reflexão de dois raios [46]. Ademais, efeitos de sombreamento ou efeitos de pequena escala de desvanecimento por múltiplos caminhos não são considerados, e assumimos que erros nos *bits* de um quadro acontecem de forma independente, como é assumido em simuladores a eventos discretos como o NS-3 [47] e o qualnet [48]. Além disso, foi empregado o espalhamento espectral de sequência direta (DSSS) da camada física do IEEE 802.11, com uma taxa de *bit* de 1 *Mb/s* sobre modulação DBPSK. Também é assumido tráfego saturado em todos os nós da rede. Um resumo dos demais parâmetros utilizados para as camadas PHY e MAC segue apresentado na Tabela 2.2, em que pode ser verificada a decisão de manter valores compatíveis com o IEEE 802.11 sempre que possível.

Tabela 2.2: Parâmetros de Simulação: Camadas MAC e PHY.

MAC		PHY	
W_{min}	32	Temperatura (Kelvin)	290
W_{max}	1024	Fator de Ruído	10
MAC Header (bytes)	34	Potência de Transmissão (dBm)	10
ACK (bytes)	38	Sensibilidade do Receptor (dBm)	-91.0
CTS (bytes)	38	Limiar de Recepção (dBm)	-81.0
RTS (bytes)	44	Modelo de Recepção de Pacotes	BER
RTR (bytes)	44		
Payload (bytes)	1000		
Slot Time (μsec)	20		
SIFS (μsec)	10		
DIFS (μsec)	50		
EIFS (μsec)	364		

2.4.1 Comparação com um protocolo por iniciativa do transmissor

Inicialmente, nós desejamos comparar o desempenho do protocolo proposto com um iniciado no transmissor, nesse caso, o IEEE 802.11 no modo *ad hoc*. Neste cenário, nós utilizamos uma topologia contendo 10 nós escolhidos aleatoriamente em um terreno de 20×20 m. A escolha destas dimensões não se deu de forma aleatória, e visava obter uma rede totalmente conectada, de forma que comparações com trabalhos clássicos no campo dos protocolos MAC por iniciativa do receptor fossem possíveis. A topologia resultante segue ilustrada na Figura 2.5. Adicionalmente, no cenário em questão, todos os nós atuam como transmissores e receptores alternadamente. Por fim, a especificação detalhada de todos os nós transmissores e os seus respectivos pares receptores, para esta e todas as demais topologias avaliadas no presente trabalho, serão deixadas para os anexos do mesmo. Os resultados obtidos podem ser vistos na Figura 2.6, que apresenta a vazão média obtida por cada nó na topologia, segundo sua identificação (ID).

De acordo com nossos resultados, o ganho na vazão média da rede em relação ao IEEE 802.11 DCF é de aproximadamente 4%, em média. Apesar de ser um ganho modesto, é interessante observar que este ganho pode ser aumentado por intermédio de uma estratégia de consulta em *broadcast* ou em *dual-use* [39, 40]. Outro fator importante para ser mencionado é que o ganho obtido é *significativamente menor* do que aqueles reportados anteriormente [15, 37, 39, 40], os quais eram comumente maiores do que 30%. Todavia, esse resultado parece ser bastante razoável, uma vez que o maior ganho obtido através da utilização de protocolos por iniciativa do receptor, ou seja, o reduzido número de pacotes de controle — não há necessidade de CTS — corresponde a uma redução de apenas 3% do tempo total de uma transmissão bem sucedida. Além disso, os trabalhos passados com protocolos por iniciativa do receptor não consideraram o impacto da topologia e dos aspectos da camada física na avaliação de desempenho da rede, e suposições simplificadoras foram feitas com relação à estratégia de recuo para mantê-la consistente com suposições de Pession, dessa forma, conduzindo a resultados otimistas e distorcidos. Em contraste, nossos resultados apresentam uma representação mais fiel sobre o impacto da camada física sob a localização específica dos nós em um terreno e o uso de uma estratégia específica de retransmissão e consulta de nós.

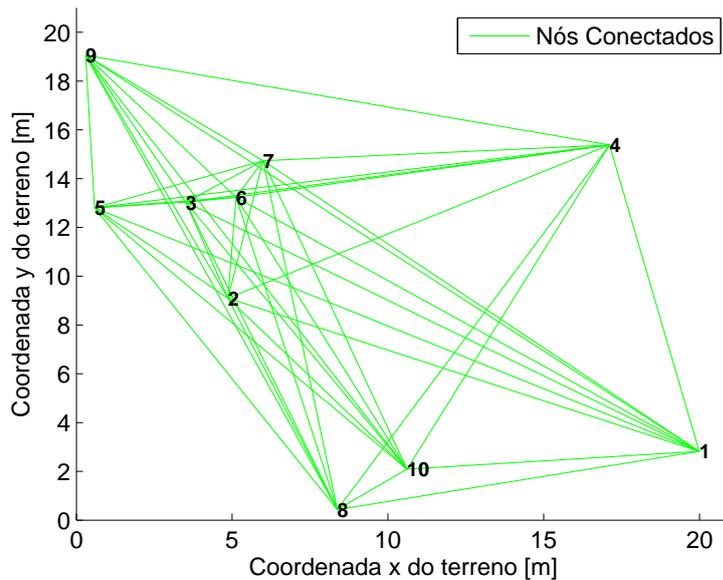


Figura 2.5: Posicionamento de nós no terreno para comparação de desempenho do IEEE 802.11 e do protocolo por iniciativa do receptor proposto em uma rede totalmente conectada.

2.4.2 Avaliação de desempenho da disciplina de consulta

Nesta seção, nós avaliamos o ganho em desempenho obtido com o uso da disciplina de consulta que estamos propondo frente ao caso de uma simples consulta circular da lista de nós na tabela (comumente conhecida como "round-robin"). Para tal, nós comparamos o desempenho da disciplina de consulta proposta com o caso round-robin quando temos topologias não totalmente conectadas, em que é permitido o reuso espacial com transmissões simultâneas suficientemente espaçadas de forma iniciada no receptor (veja Seção 2.2). Para esse propósito, os nós foram aleatoriamente colocados em uma área de 1500×1500 m, resultando em uma densidade espacial de nós de $4,44 \times 10^{-5} \frac{\text{nodos}}{\text{m}^2}$. A única imposição realizada no posicionamento dos nós é a de que cada nó tenha ao menos 3 vizinhos. Essa imposição é adicionada simplesmente para tornar possível para todos os nós consultar um subconjunto significativo de vizinhos distintos, e para garantir que os efeitos de terminal escondido e de contenção de canal estejam presentes nos cenários analisados. A Figura 2.7 ilustra uma topologia típica contendo o posicionamento descrito.

Nossos resultados numéricos indicam que o algoritmo de consulta proposto provê um ganho médio de vazão de 13,20% com relação à disciplina round-robin simples. A Figura 2.8 mostra a vazão média de cada nó na topologia da Figura 2.7 para ambos os mecanismos de consulta. De forma a entender melhor o impacto do mecanismo de consulta proposto na vazão de um determinado nó, nós focamos nossa análise em dois nós, como ilustrado na Tabela 2.3. Esses dois exemplos são ilustrativos, uma vez que o nó 67 apresenta um ganho modesto em termos de vazão (veja Figura 2.8) enquanto que o nó 88 apresenta um tremendo ganho em termos de vazão (veja Figura 2.8). Esses dois casos particulares são melhores explicados em seguida: primeiro, para o nó 67, uma conferida na Tabela 2.3 revela que esse nó sempre tenta realizar consultas com os nós 15, 30 e 83. Contudo, como pode ser observado na Figura 2.7, esses nós estão posicionados quase que à mesma distância do nó 67, com a mesma vizinhança e, dessa

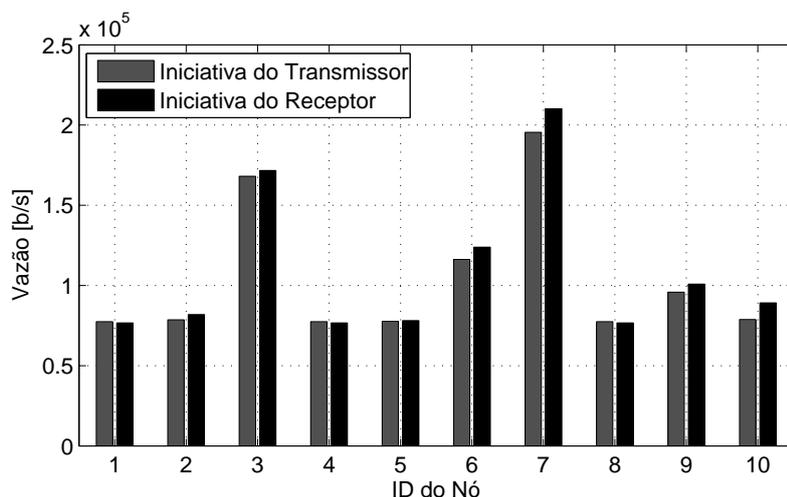


Figura 2.6: Comparação da vazão média obtida por cada nó na topologia segundo protocolo MAC proposto e o IEEE 802.11 DCF.

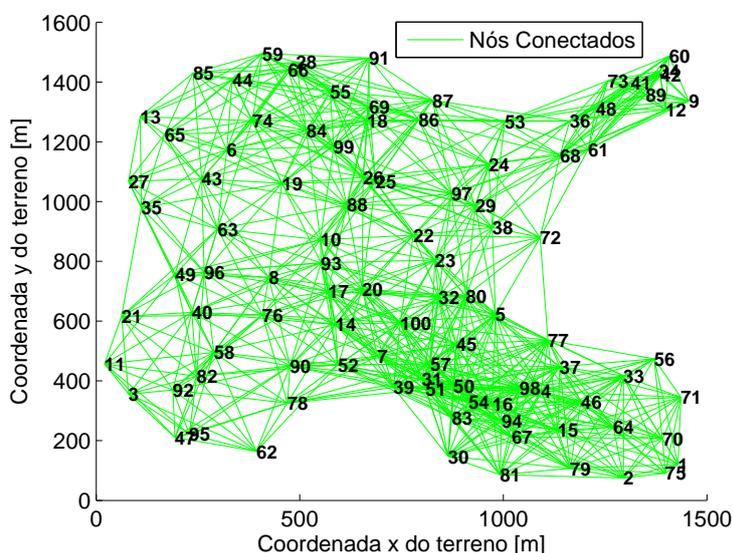


Figura 2.7: Exemplo de posicionamento de nós no terreno para estudo de topologias com múltiplas transmissões simultâneas (reuso espacial).

forma, o uso de pesos para definir as probabilidades de transmissão para esses três nós tem consequências muito similares àquelas do caso uniforme, isto é, incorre em probabilidades de consulta iguais a 37, 93%, 37, 27%, e 24, 81% (vide Tabela 2.3); como foi mencionado anteriormente, para o nó 88, uma verificação na Tabela 2.3 revela que esse nó sempre tenta realizar consultas com os nós 10, 22 e 99, mas, como pode ser visto na Figura 2.7, o nó 10 se encontra mais próximo do nó 88 do que os outros. Dessa forma, esperamos que a utilização de pesos para definir as probabilidades de transmissão para esse caso particular incorra em um aumento na frequência de consulta ao nó 10. De fato, como pode ser verificado na Tabela 2.3, o nó 10 é consultado cerca de 99, 31% das vezes em que uma consulta aconteceria. Procedendo-se desta forma para todos os nós na rede, nós estaremos, de fato, melhorando o desempenho da rede, pelo menos em termos de vazão.

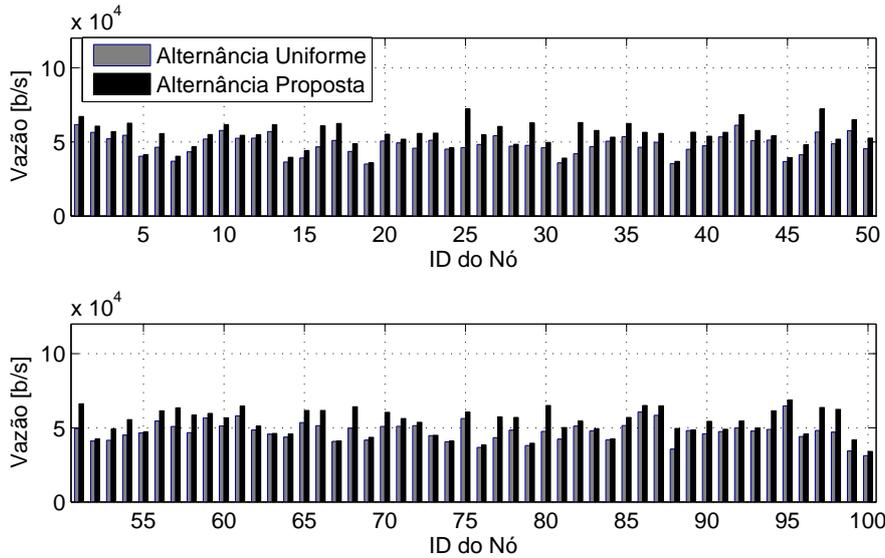


Figura 2.8: Comparação da vazão média individual (em nível de enlace) para os nós da Figura 2.7 quando utilizando a disciplina de consulta proposta e a disciplina de alternância simples circular ("round robin").

Tabela 2.3: Exemplo de tabela de consulta para dois nós da topologia da Figura 2.7.

Nó de consulta	Nó consultado 1		Nó consultado 2		Nó consultado 3	
ID	ID	Prob. de Consulta	ID	Prob. de Consulta	ID	Prob. de Consulta
67	15	37,93%	30	37,27%	83	24,81%
88	10	99,31%	22	0,59%	99	0,099%

Neste ponto, um resultado estatisticamente mais significativo é obtido se nós calcularmos o desempenho da rede sobre um número maior de topologias. Com este propósito, nós consideramos 25 topologias de rede com 100 nós cada uma, todas geradas aleatoriamente como antes (ou seja, com cada nó vizinho de pelo menos 3 nós para os quais ele realiza consultas). As topologias utilizadas para o cálculo dos histogramas são todas similares àquela ilustrada na Figura 2.7. O ganho médio em relação à disciplina de consulta com alternância simples circular geral de vazão média, em nível MAC, sobre todos os nós das redes é de 14,34%. Esse resultado é apresentado na Figura 2.9, onde a consistência dos resultados pode ser verificada.

Em contraste com o cenário apresentado na Figura 2.7, neste momento, nós investigamos como a disciplina de consulta proposta se comporta em uma topologia de rede mais densa. A motivação para procedermos desta forma é a possibilidade de comparar nossos resultados com aqueles obtidos em trabalhos clássicos [15, 40], segundo os quais o desempenho dos protocolos por iniciativa do receptor é ainda maior sob condições de tráfego de rede intensas. Para este propósito, a mesma quantidade de nós é disposta aleatoriamente em uma área de 1000×1000 m, resultando, desta vez, em uma densidade espacial de nós de $1,00 \times 10^{-4} \frac{\text{nódes}}{\text{m}^2}$ (2,25 vezes mais densa do que a rede analisada no caso esparsa). Além disso, a mesma imposição empregada anteriormente é utilizada aqui. O posicionamento dos nós no terreno segue ilustrado na Figura 2.10.

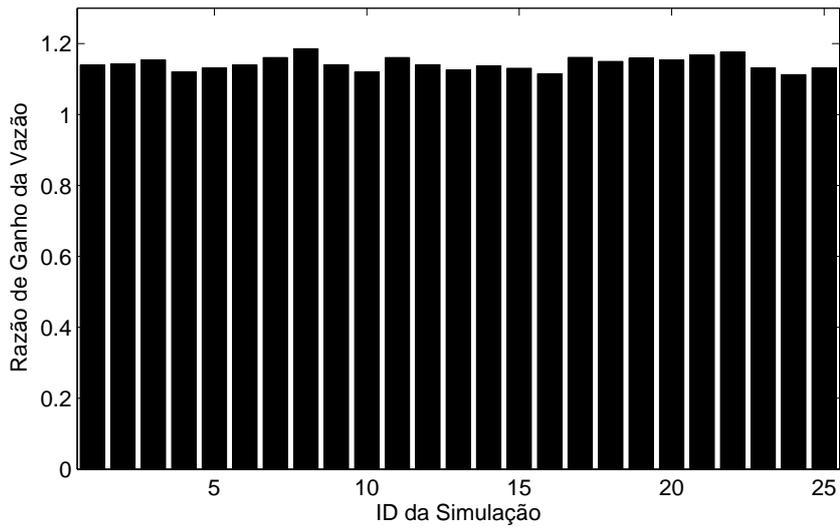


Figura 2.9: Ganhos de vazão médio (em nível de enlace) para a disciplina de consulta proposta em relação à disciplina de consulta com alternância simples e circular sobre 25 topologias distintas.

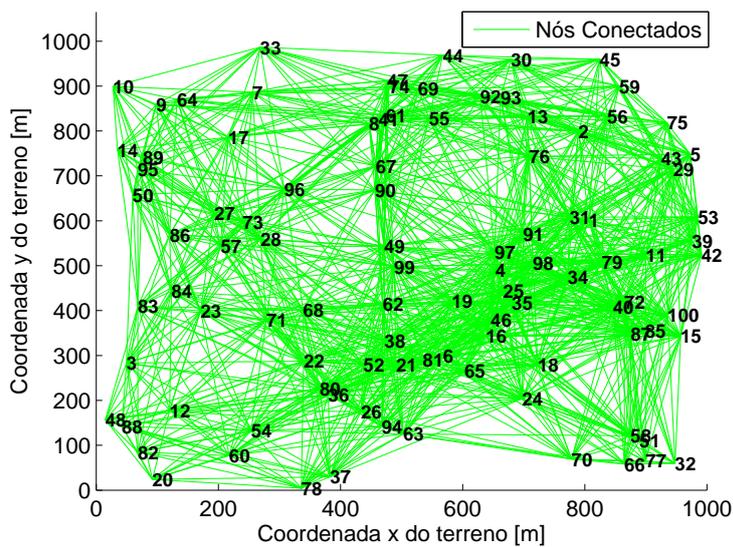


Figura 2.10: Exemplo de posicionamento de nós no terreno para uma topologia com maior densidade.

A Figura 2.11 mostra a vazão média de cada nó na topologia da Figura 2.10 para ambos os mecanismos de consulta. Nossos resultados numéricos indicam que o algoritmo de consulta proposto provê um ganho médio de vazão de 29, 70% com relação à disciplina round-robin simples. Como pode ser percebido, esse resultado é superior aquele obtido no caso da rede esparsa reportado anteriormente. A explicação para esse fato reside na formulação da Equação (2.4): quanto maior a contenção presente na rede, pior será o seu desempenho se as consultas aos vizinhos forem feitas com probabilidades iguais (alternância simples e circular), uma vez que alguns desses vizinhos poderão apresentar probabilidades de sucesso de comunicação/negociação muito inferior a outros. Por outro lado, por intermédio da utilização da Equação (2.4) para determinar as probabilidades de consulta dos nós, nós podemos esperar que a ocorrência das tentativas

de consultas ocorrerão naquelas regiões cuja probabilidade de sucesso foi estimada como sendo superior através das tentativas de transmissão anteriores dos nós, justificando, assim, os resultados obtidos. Vale a pena reforçar que, no modelo analítico, a Equação (2.4) não é diretamente utilizada. Ao invés disso, temos que a modelagem analítica proposta incorporou o comportamento deste algoritmo de acordo com a formulação apresentada na Equação (2.17).

Finalmente, da mesma forma como foi realizado no caso anterior, nós realizamos uma análise estatística mais significativa, ou seja, nós avaliamos o desempenho de outras 25 diferentes topologias de rede. Os resultados obtidos podem ser vistos na Figura 2.12. O ganho médio global de vazão da rede é de 36,17%.

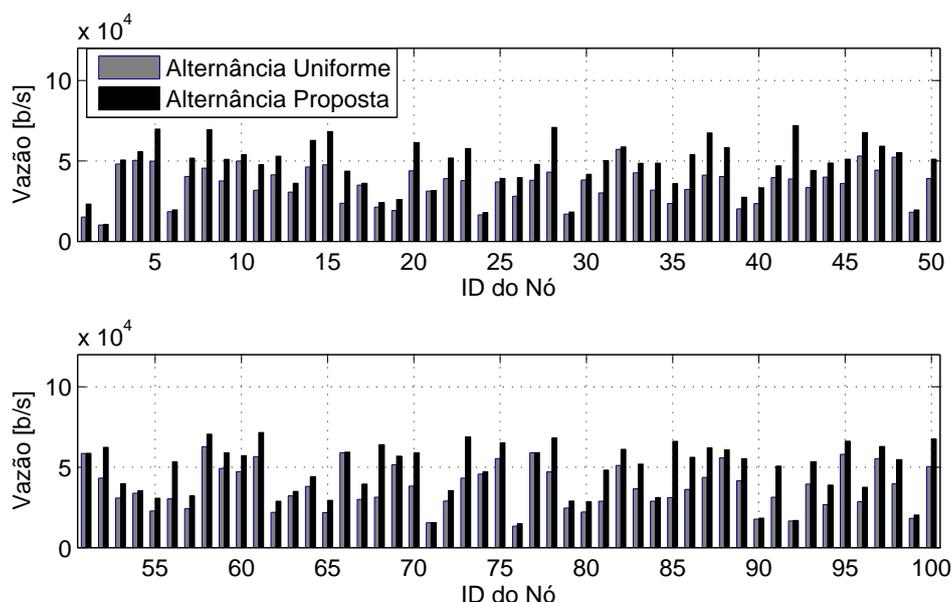


Figura 2.11: Vazão: alternância round-robin versus alternância proposta para a rede densa de 100 nós

2.5 CONCLUSÃO

Neste capítulo, nós propomos um algoritmo de controle da taxa de consultas e uma nova disciplina de consultas para serem empregados em protocolos MAC para redes *ad hoc* por iniciativa do receptor. O algoritmo de controle da taxa de consulta é baseado na reversão do algoritmo exponencial binário do IEEE 802.11 DCF, enquanto que a seleção dos nós de consulta leva em conta a estimação das probabilidades de sucesso de negociação/comunicação. Nós avaliamos o desempenho da nossa proposta com o uso de um modelo analítico que leva em conta a topologia da rede e os aspectos da camada física. Nossa análise numérica indicou que, considerando-se os aspectos da camada PHY e definindo-se um algoritmo específico para o controle da taxa de consultas, os ganhos de vazão são menores do que aqueles *otimisticamente* previstos por trabalhos passados que consideraram apenas condições de canal ideais, sem considerar topologias específicas de nós, mas suposições Poissonianas de distribuição de nós no terreno. Por outro lado, nós mostramos que a disciplina de consultas proposta pode aumentar a vazão, em nível MAC, da rede com

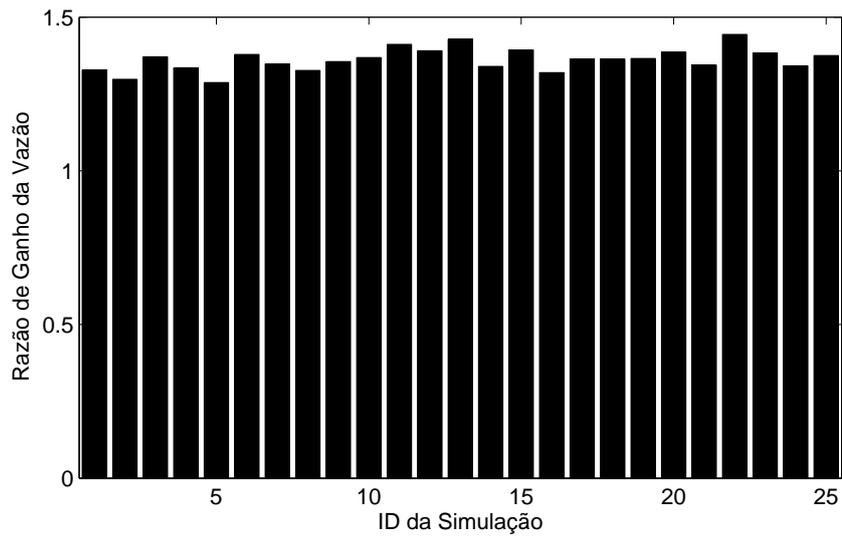


Figura 2.12: Ganhos de vazão relativos obtidos para 25 simulações em cenários não totalmente conectados densos.

relação a protocolos por iniciativa do receptor baseados em uma disciplina de agendamento com consulta baseada em alternância simples e circular da tabela de nós vizinhos, especialmente quando a rede apresenta altos níveis de contenção.

3 A ARQUITETURA V-BLAST

Neste capítulo, apresentar-se-á a arquitetura V-BLAST (do inglês, *Vertical-Bell Laboratories Layered Space-Time*), que consiste de uma arquitetura transceptora que possibilita a realização da multiplexagem espacial em sistemas de comunicação sem fio com múltiplas antenas (MIMO) [3, 49]. Além disso, será apresentada também a modelagem analítica desenvolvida por Loyka e Gagnon para representação do processo V-BLAST [50, 51, 52]. Esta última servirá de base, em capítulos posteriores, para a modelagem analítica da nossa proposta de protocolo MAC com múltipla recepção de pacotes. Por fim, de forma a verificar a acurácia da modelagem analítica proposta por Loyka e Gagnon, são realizadas simulações Monte Carlo do processo iterativo V-BLAST completo que, na sequência, serão comparadas com as curvas analíticas obtidas pela modelagem analítica que pretendemos empregar.

3.1 INTRODUÇÃO

Durante os últimos anos, nós temos presenciado um crescente interesse por tecnologias sem fio e suas aplicações em dispositivos móveis. Na medida em que o número de usuários e aplicações para essas tecnologias tem aumentado, a demanda por tráfego em tempo real e, como consequência, maiores taxas de transmissão se tornaram mais críticas. Junto com os esforços para satisfazer essas necessidades, foram propostos os sistemas MIMO (do inglês *multiple-input and multiple-output*) como forma de conferir aos sistemas de comunicação não apenas as taxas demandadas até então, como também maior confiabilidade. Como consequência, observa-se o surgimento de padrões para comunicações sem fio móveis que utilizam essa tecnologia, como, por exemplo, o IEEE 802.11n [17].

À luz destes fatos, este capítulo apresenta a descrição de uma técnica de transmissão conhecida como V-BLAST. Os sistemas de comunicação que fazem uso desta técnica possuem múltiplas antenas tanto nos transmissores quanto nos receptores, em um esforço para explorar os muitos caminhos diferentes entre os dois em ambientes sem fio altamente espalhados. Por alocação cuidadosa dos dados a serem transmitidos para as antenas de transmissão, múltiplos fluxos de dados podem ser transmitidos simultaneamente em uma única banda de frequência. Desta forma, aumenta-se a capacidade de transmissão de dados do sistema diretamente com o número de antenas empregado ¹. Assim, obtêm-se avanços significativos frente os atuais sistemas com uma única antena (SISO). Além da apresentação desta técnica, nós descrevemos uma modelagem analítica proposta por Loyka and Gagnon [50, 51, 52] que utilizamos como base para modelagem analítica de nosso protocolo de controle de acesso ao meio que permite a múltipla recepção de pacotes. Como a escolha do modelo matemático que representa a operação do V-BLAST é crítica para a modelagem deste protocolo, nós avaliamos a sua empregabilidade a partir da comparação dos resultados numéricos analíticos frente as simulações Monte Carlo do sistema V-BLAST para uma faixa significativa de valores de relação sinal-ruído. Como vamos apresentar, nossas simulações demonstram que pouca diferença estatística é obtida em relação a utilização da modelagem analítica proposta por Loyka e Gagnon

¹Sujeito a certas hipóteses [3, 49]

quando comparada com os resultados das simulações Monte Carlo.

O restante deste capítulo está organizado como se segue. A Seção 3.2 apresenta os fundamentos da arquitetura V-BLAST, incluindo os procedimentos relativos à transmissão e recepção, assim como a caracterização da relação sinal-ruído média resultante de sua decodificação iterativa. Na Seção 3.3 apresentamos o modelo analítico proposto por Loyka e Gagnon que servirá de base para nós. Na Seção 3.4 apresentamos os detalhes de nossa simulação Monte Carlo, assim como uma verificação da validade do modelo de Loyka e Gagnon para uso em nosso modelo analítico de operação do protocolo proposto. Por fim, na Seção 3.5, nossas conclusões são apresentadas.

3.2 PRINCÍPIOS DE OPERAÇÃO

O sistema V-BLAST foi proposto para atingir a alta eficiência espectral prometida pelo uso de múltiplas antenas [3, 49]. No sistema original V-BLAST [3], fluxos de dados paralelos são simultaneamente transmitidos através da utilização de múltiplas antenas na mesma banda de frequência, e decodificados no receptor com o algoritmo de cancelamento sucessivo de interferências *zero-forcing* (ZF-SIC) com uma complexidade de decodificação moderada. Mais especificamente, a proposta em apreço se baseia na quebra do fluxo de dados a ser transmitido, de forma independente, através de todas as antenas transmissoras disponíveis. E, logo em seguida, algoritmos específicos são realizados no receptor de forma que a recuperação de todos os fluxos transmitidos seja possível. A Figura 3.1 ilustra um sistema V-BLAST genérico com um canal contendo desvanecimento Rayleigh com M antenas transmissoras e N antenas receptoras. Nós assumimos que o canal apresenta desvanecimento não seletivo em frequência, sendo quase estático pela duração de um símbolo, variando apenas de um símbolo para o outro. O canal MIMO é representado por uma matriz $\mathbf{H}^{N \times M}$, a qual é assumida ser perfeitamente estimada no receptor de forma a possibilitar uma decodificação coerente. O coeficiente de desvanecimento h_{ij} é o ganho complexo de caminho da antena transmissora j à antena receptora i . Nós assumimos que $N \geq M$ de forma que a matriz de canal tenha posto completo (*full column rank*) com probabilidade um (para o caso Rayleigh). A potência total de transmissão P_t é assumida como sendo independentemente de M , e ela é igualmente dividida entre cada antena transmissora.



Figura 3.1: Arquitetura V-BLAST: diagrama de alto nível do sistema com M antenas transmissoras e N antenas receptoras [3].

O vetor \mathbf{r} , com dimensão $N \times 1$, de sinais à entrada das N antenas receptoras pode ser modelado de uma forma em banda base de tempo discreto. Mais especificamente, o seguinte modelo equivalente é utilizado:

$$\mathbf{r} = \sqrt{\frac{P_t}{M}} \mathbf{H} \cdot \mathbf{s} + \mathbf{n} \quad (3.1)$$

em que $\mathbf{s} = \{s_1, s_2, \dots, s_M\}^T$ é um vetor $M \times 1$ cuja j -ésima componente representa o sinal transmitido pela j -ésima antena transmissora, e \mathbf{n} é o vetor $N \times 1$ de ruído aditivo Gaussiano branco (AWGN) com média zero e variância σ_0^2 . Segundo a modelagem proposta na Equação 3.1, um dado símbolo s_j recebido não apresenta nenhum atraso em relação aos demais símbolos recebidos. Isto é, neste modelo, assume-se sincronização perfeita, em nível de símbolo, no lado do receptor. A detecção dos sinais no receptor emprega o conceito de *cancelamento linear combinatorial*: cada subfluxo a ser detectado é considerado como sendo o sinal desejado, enquanto que os subfluxos remanescentes são considerados como sendo “interferência”. O cancelamento é realizado pela ponderação linear dos sinais recebidos de forma a satisfazer algum critério de desempenho. Em concordância com a abordagem *zero-forcing*, o vetor de pesos $\mathbf{w}_i, i = 1, 2, \dots, M$, deve ser escolhido de forma que

$$\mathbf{w}_i^T (\mathbf{H})_j = \delta_{ij}, \quad (3.2)$$

em que $(\mathbf{H})_j$ representa a j -ésima coluna de \mathbf{H} , e δ_{ij} é a função delta de Kronecker. O vetor de pesos \mathbf{w}_i corresponde a i -ésima coluna da matriz pseudo-inversa de canal, denotada por \mathbf{H}^\dagger , de forma a satisfazer a Equação (3.2). Deste modo, a estatística de decisão para o i -ésimo subfluxo é dada por

$$\begin{aligned} y_i &= \mathbf{w}_i^T \mathbf{r}_i = \sqrt{\frac{P_t}{M}} \mathbf{w}_i^T \mathbf{H} \mathbf{s} + \mathbf{w}_i^T \mathbf{n} = \sqrt{\frac{P_t}{M}} \underbrace{\mathbf{w}_i^T (\mathbf{H})_i}_{1} s_i + \mathbf{w}_i^T \mathbf{n} \\ &= \sqrt{\frac{P_t}{M}} s_i + \mathbf{w}_i^T \mathbf{n}. \end{aligned} \quad (3.3)$$

em que a penúltima passagem da Equação (3.3) decorre da Equação (3.2). As estatísticas resultantes em (3.3) podem ser usadas para se obter uma estimativa \hat{s}_i para o símbolo transmitido s_i através de

$$\hat{s}_i = Q(y_i), \quad (3.4)$$

em que $Q(\cdot)$ denota a operação de quantização apropriada para a constelação em uso.

Antes de prosseguir com a detecção do $(i + 1)$ -ésimo símbolo, é importante observar que um desempenho superior pode ser obtido se técnicas não lineares forem empregadas conjuntamente com o algoritmo de *zero-forcing* [53]. Uma técnica não linear particularmente atrativa consiste em tirar proveito do sincronismo inerente à modelagem do sistema, e utilizar também o *cancelamento de símbolo*. Utilizando-se o cancelamento de símbolo, a interferência dos símbolos previamente detectados a partir de \mathbf{s} pode ser subtraída do vetor de sinais recebidos \mathbf{r} , resultando em um vetor recebido *modificado* no qual menos interferentes estão presentes. Além disso, quando o cancelamento de símbolos é empregado, a ordem na qual os componentes de \mathbf{s} são detectados se torna importante para o desempenho global do sistema. Assim, seja o conjunto ordenado $\mathbf{O} = \{k_1, k_2, \dots, k_M\}$ uma permutação dos inteiros $\{i : 1, 2, \dots, M\}$ que especifica a ordem em que os componentes do vetor transmitido \mathbf{s} são extraídos. Em particular, pode ser mostrado [3] que o desempenho ótimo é obtido se o k_{i+1} -ésimo subfluxo a ser detectado for selecionado de acordo com a expressão

$$k_{i+1} = \arg \min_{j \notin \{k_1, \dots, k_i\}} \|(\mathbf{H}_{k_i}^\dagger)_j\|^2 \quad (3.5)$$

em que $\mathbf{H}_{k_i}^\dagger$ é a pseudo-inversa da matriz de canal na i -ésima etapa do processo de detecção, e $(\mathbf{H}_{k_i}^\dagger)_j$ é a sua j -ésima linha correspondente. Agora, assumindo que $\hat{s}_i = s_i$, nós devemos cancelar o vetor recebido pós-processamento na i -ésima etapa da detecção, \mathbf{r}_i , do vetor original recebido fazendo

$$\mathbf{r}_{i+1} = \mathbf{r}_i - (\mathbf{H})_{k_i} \hat{s}_{k_i}, \quad (3.6)$$

em que $(\mathbf{H})_{k_i}$ denota a k_i -ésima coluna de \mathbf{H} . Após proceder com o cancelamento de símbolo, a coluna $(\mathbf{H})_{k_i}$ precisa ser zerada. Esse processo de anulação (ZF) e cancelamento sucessivo de interferência (SIC) deve ser realizado até que s tenha sido completamente detectado. A relação sinal ruído pós-detecção para a k_i -ésima componente detectada de s pode ser obtida, a partir da Equação (3.3), observando-se que sua respectiva estatística de decisão possui distribuição $N\left(\sqrt{\frac{P_t}{M}}|s_{k_i}|, \sigma_0^2 \|\mathbf{w}_{k_i}^T\|^2\right)$. Desta forma, esta relação sinal ruído pós-detecção será dada por

$$\gamma_{k_i} = \frac{\frac{P_t}{M}|s_{k_i}|^2}{\sigma_0^2 \|\mathbf{w}_{k_i}^T\|^2} \quad (3.7)$$

em que o termo $\frac{P_t}{M}|s_{k_i}|^2$ representa a potência do i -ésimo símbolo transmitido, enquanto que o termo $\sigma_0^2 \|\mathbf{w}_{k_i}^T\|^2$ representa a potência *modificada* do ruído devido ao processamento V-BLAST. Na próxima seção, serão obtidas aproximações analíticas fechadas para a taxa de erro de *bit* do sistema V-BLAST em função da sua relação sinal ruído.

3.3 MODELAGEM MATEMÁTICA DO V-BLAST

Para atingir os nossos objetivos primários de um protocolo MAC para múltipla recepção de pacotes baseado no V-BLAST, nós precisamos de uma abstração para a camada física da arquitetura V-BLAST. Mais especificamente, a relação exata entre a taxa de erro de *bit* (BER) e a relação sinal ruído média (SNR) do sistema deve ser conhecida. Infelizmente, o desempenho de erro de bit do V-BLAST tem sido estudado principalmente através de técnicas numéricas (Monte Carlo), uma vez que uma avaliação analítica exata do processo apresenta sérias complicações, especialmente quando não são utilizados limites ou aproximações. Desta forma, pode ser observado que a Equação (3.7) não é uma solução adequada para a implementação do V-BLAST em nossa modelagem analítica. O raciocínio para este fato reside na natureza iterativa do algoritmo envolvido em seu uso, o qual deve ser realizado para a detecção de cada subfluxo recebido. Claramente, uma alternativa é necessária.

Loyka e Gagnon [50, 51, 52] propuseram uma abordagem analítica geométrica para a análise de desempenho do algoritmo V-BLAST, que consiste essencialmente em obter resultados originais para os pesos do MRC (do inglês, *maximal ratio combining*) sem ordenação. Além disso, adicionalmente, expressões analíticas fechadas foram derivadas para a taxa de erro de *bit* média de um sistema BPSK com $M \times N$ antenas. A seguir, apresentamos os principais passos e resultados da modelagem proposta por Loyka e Gagnon. Por simplicidade, nós apresentamos o sistema $2 \times N$. A generalização deste resultado para o sistema $M \times N$ consiste de uma extrapolação lógica direta do que é apresentado [50, 51, 52]. Por conseguinte, para este último caso ($M \times N$), apenas as equações finais são fornecidas ao final para efeito de consulta e referência.

De acordo com a notação utilizada na última seção, o sinal resultante após a primeira iteração e remoção do primeiro símbolo estimado do sistema V-BLAST $2 \times N$ pode ser escrito como

$$r_2 = \mathbf{w}_2 \mathbf{h}_2 s_2 + \mathbf{w}_2 \mathbf{h}_1 \Delta s_1 + \mathbf{w}_2 \mathbf{n} \quad (3.8)$$

em que o termo $\Delta s_1 = s_1 - \hat{s}_1$ representa a possibilidade de ter ocorrido um erro na estimativa do símbolo s_1 . Condiicionado a \mathbf{h}_2 e Δs_1 , a interferência inter-simbólica (ISI) $z_{21} = \mathbf{w}_2 \mathbf{h}_1 \Delta s_1$ é Gaussiana

$$z_{21} | \mathbf{h}_2, \Delta s_1 \sim CN(0, |\Delta s_1|^2). \quad (3.9)$$

A fim de constatar esta última afirmação, deve-se primeiramente notar que para dados \mathbf{h}_2 e Δs_1 , z_{21} é uma soma de variáveis aleatórias Gaussianas e, como consequência, é Gaussiana. De uma forma análoga, pode ser observado que o termo de ruído na Equação (3.8) também é Gaussiano

$$\mathbf{w}_2 \mathbf{n} \sim CN(0, \sigma_0^2) \quad (3.10)$$

e também é independente dos outros termos. Os dois últimos termos podem ser somados para se obter o termo de “ruído total”, o qual inclui ISI e ruídos térmicos e de fundo. Condiicionado à Δs_1 , a sua distribuição é dada por

$$\mathbf{w}_2 \mathbf{h}_1 \Delta s_1 + \mathbf{w}_2 \mathbf{n} \sim CN(0, \sigma_0^2 + |\Delta s_1|^2). \quad (3.11)$$

Uma vez que $|\Delta s_1| = 0$ (não há erro na primeira iteração) com probabilidade $1 - Q(\sqrt{2\gamma_1})$ e $|\Delta s_1| = 2$ (há erro na primeira iteração) com probabilidade $Q(\sqrt{2\gamma_1})$, para dado \mathbf{h}_2 , a taxa de erro de símbolos na segunda iteração pode ser imediatamente encontrada a partir da Equação (3.8) como

$$P_{u2}(\mathbf{h}_2) = Q(\sqrt{2\gamma_2})(1 - \overline{P}_{e1}) + Q\left(\sqrt{\frac{2\mathbf{h}_2^+ \mathbf{h}_2}{\sigma_0^2 + 4}}\right) \overline{P}_{e1} \quad (3.12)$$

em que “+” representa o Hermetiano conjugado e $\overline{P}_{e1} = (Q\sqrt{2\gamma_1})_{\gamma_1}$ é a taxa de erro de símbolos média da primeira iteração, a qual é a mesma que a taxa de erro de símbolos média do MRC de ordem $(n - 1)$ que é dada por [54]

$$\overline{P}_{e1} = \overline{P}_{n-1}^{MRC}(\gamma_0) = \left[\frac{1 - \mu}{2}\right]^{n-1} \sum_{k=0}^{n-2} C_{n-2+k}^k \left[\frac{1 + \mu}{2}\right]^k \quad (3.13)$$

$$\mu = \sqrt{\frac{\gamma_0}{1 + \gamma_0}} \quad (3.14)$$

em que $C_n^k = n!/(n - k)!$ são os coeficientes binomiais e, com a normalização adotada, $\gamma_0 = 1/\sigma_0^2$ é a relação sinal ruído média. $P_{u2}(\mathbf{h}_2)$ é a taxa de erro de símbolos não condicionada na segunda iteração sobre \mathbf{h}_1 mas não sobre \mathbf{h}_2 . Finalmente, a taxa de erro de símbolos não condicional na segunda iteração é

$$\overline{P}_{u2} = (P_{u2}(\mathbf{h}_2))_{\mathbf{h}_2} = \overline{P}_{e2}(1 - \overline{P}_{e1}) + \overline{P}_{21}\overline{P}_{e1} \quad (3.15)$$

em que $\overline{P}_{e2} = (Q(\sqrt{2\gamma_2}))_{\gamma_2}$ é a taxa de erro de símbolo média não condicional (quando, na primeira iteração, não há erro) na segunda iteração, a qual é a mesma taxa de erro de símbolos média do MRC de ordem N , $\overline{P}_{e2} = \overline{P}_{(n)}^{MRC}$, e

$$\overline{P}_{21} = \left[Q\left(\sqrt{\frac{2\mathbf{h}_2^+ \mathbf{h}_2}{\sigma_0^2 + 4}}\right)\right]_{\mathbf{h}_2} = \overline{P}_{(n)}^{MRC}\left(\frac{1}{\sigma_0^2 + 4}\right) \quad (3.16)$$

é a probabilidade média de propagação de erro. A taxa de erro de símbolos total média é encontrada utilizando

$$\overline{P_{et}} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m \overline{P_{ui}} = \frac{1}{2}(\overline{P_{e1}} + \overline{P_{u2}}). \quad (3.17)$$

No caso de um sistema de 2x2, as expressões tornam-se especialmente simples

$$\overline{P_{e1}} = \frac{1}{2} \left(1 - \sqrt{\frac{\gamma_0}{1 + \gamma_0}} \right), \quad (3.18)$$

$$\overline{P_{u2}} = \frac{1}{4} \left(1 - \sqrt{\frac{\gamma_0}{1 + \gamma_0}} \right)^2 \left(2 + \sqrt{\frac{\gamma_0}{1 + \gamma_0}} \right). \quad (3.19)$$

Como foi colocado anteriormente, as derivações para o caso genérico $M \times N$ serão omitidas. Contudo, as expressões finais resultantes são dadas por

$$\overline{P_{et}} = a_t \overline{P_{e1}}, \quad (3.20)$$

$$a_t = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m a_i. \quad (3.21)$$

O leitor é referido para as referências apropriadas [52] para a definição formal dos termos a_i . Vale a pena observar que $\overline{P_{et}}$ é uma média com respeito à ordem de detecção também.

3.4 SIMULAÇÕES MONTE CARLO

Na Seção 3.2, foram obtidos resultados analíticos precisos para o cálculo da relação sinal ruído pós-deteção de um símbolo transmitido segundo a arquitetura V-BLAST. Este resultado, entretanto, não é apropriado para nosso propósito de modelagem analítica em decorrência da natureza iterativa envolvida em sua utilização. Além disso, esta seção não tratou de obter uma fórmula para o cálculo da taxa de erro de símbolos do V-BLAST em função desta relação sinal ruído pós-deteção. Em contraste, esses dois assuntos foram abordados na Seção 3.3 por intermédio de aproximações probabilísticas. Uma vez que esses resultados serão críticos na correta modelagem do protocolo de controle de acesso ao meio com múltipla recepção de pacotes que pretendemos utilizar, resta-nos, ainda, a tarefa de validar as aproximações obtidas na Seção 3.3 antes que possamos prosseguir. Nesta seção, realizar-se-á uma série de simulações Monte Carlo de forma que possamos confrontar os resultados analíticos provenientes das aproximações de Loyka e Gagnon com resultados de simulação precisos.

Embora existam muitas variações da técnica de Monte Carlo, ela basicamente envolve a simulação de um experimento aleatório usando meios artificiais, isto é, sem que haja a completa repetição física do experimento em análise. No contexto de, por exemplo, estimar a taxa de erro de símbolo de um sistema de comunicação, deveremos proceder com a geração de valores amostrados de todos os processos de entrada, deixando os modelos de blocos funcionais do sistema de comunicação operar sobre eles, e observando as formas de onda de saída. A precisão das estimativas obtidas através de simulações Monte Carlo dependerá do procedimento de estimativa utilizado, do tamanho das amostras N , da capacidade de reproduzir os valores amostrados nos processos de entrada com precisão, e de premissas de modelagem e aproximações.

Em geral, a precisão obtida será proporcional a $\frac{1}{\sqrt{N}}$ [55], o que significa que um número bastante grande de amostras deverão ser simuladas a fim de se obter uma estimativa precisa por meio de simulações de MC. Nas simulações MC que se seguem, é adotada a regra de que N deverá ser sempre, pelo menos, igual a $\frac{10}{p}$, em que p representa a probabilidade esperada de ocorrência do evento que se pretende estimar. Além disso, como um critério de parada adicional para um dado ponto que se deseja estimar, assumiremos convergência em probabilidade sempre que o evento pretendido já tiver ocorrido 1000 vezes, independente do número de iterações que tenham sido realizadas. Por fim, com o objetivo de facilitar a execução das simulações, estaremos interessados apenas no limite inferior de taxa de erro de símbolos de 10^{-4} , de forma que $N = 10^5$. Os resultados da simulação MC obtidos podem ser vistos na Figura 3.2.

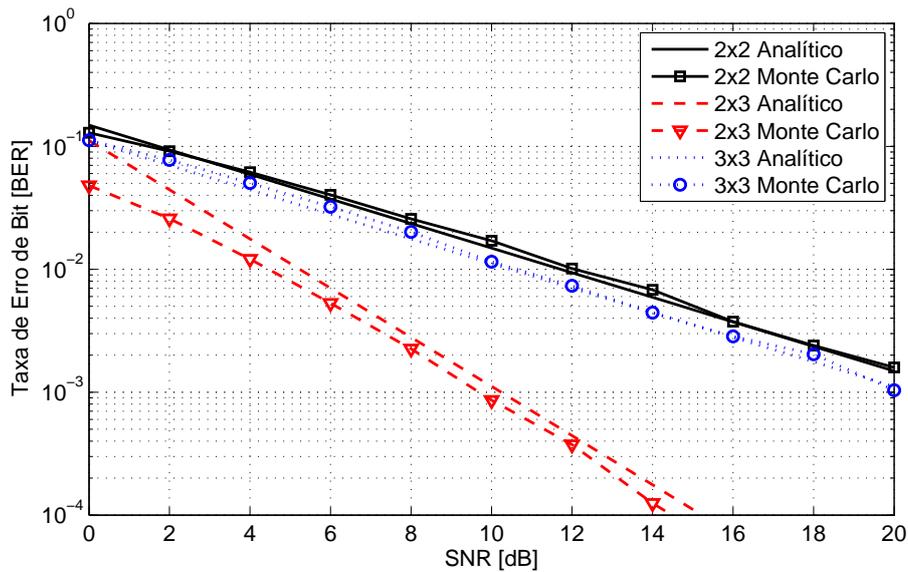


Figura 3.2: Curvas da taxa de erro de *bit* do V-BLAST: simulações Monte Carlo (MC) e expressões analíticas derivadas por Loyka e Gagnon (Analítico).

O tempo de simulação necessário foi de aproximadamente 36 minutos em um computador que continha um processador Intel[®] Core[™] i5 e 6 GB de memória RAM. Em seguida, um resultado estatisticamente mais significativo é obtido se considerarmos o erro percentual entre cada ponto obtido através da simulação MC e o respectivo ponto obtido através das aproximações de Loyka e Gagnon. Este resultado segue apresentado na Figura 3.3. Como pode ser observado, o erro de predição percentual entre os dois métodos de modelagem é inferior a 20% em 81,9% de todos os pontos estimados, revelando o quão próximo é o modelo analítico de Loyka e Gagnon na previsão dos resultados obtidos via Monte Carlo.

3.5 CONCLUSÕES

Neste capítulo, foi apresentado o esquema de modulação/codificação que será empregado na camada física do protocolo proposto. A modelagem analítica exata que descreve sua operação foi apresentada, assim como aproximações analíticas para o cálculo da taxa de erro de símbolos média do sistema.

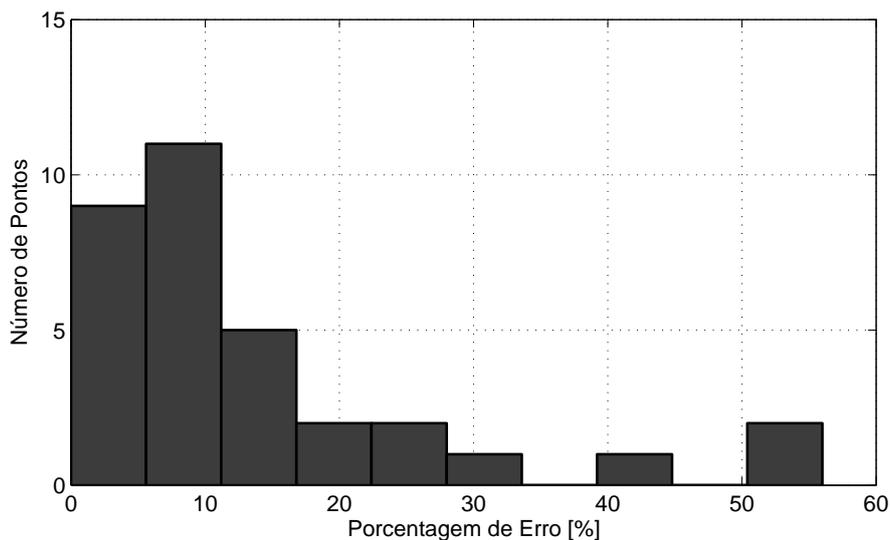


Figura 3.3: Histograma de erros percentuais obtidos quando comparadas as simulações MC com os resultados da modelagem analítica de Loyka e Gagnon.

De forma a verificar a validade das equações que pretendemos empregar, simulações Monte Carlo foram realizadas a partir da modelagem analítica iterativa exata do sistema. Em seguida, essas simulações foram confrontadas com as curvas obtidas por intermédio das aproximações apresentadas para o modelo. Desta forma, pôde-se verificar que a utilização dessas aproximações incorreria em um erro estatisticamente pouco significativo. Feitas essas considerações, no próximo capítulo, serão abordados os aspectos da camada MAC do protocolo proposto.

4 DESCRIÇÃO DO PROTOCOLO MAC PARA MÚLTIPLA RECEPÇÃO DE PACOTES

No Capítulo 3, o arcabouço necessário, do ponto de vista de camada física de rede, para que seja possível realizar a detecção de múltiplos pacotes por cada um dos nós de uma rede foi fornecido. Embora esse modelo de camada física seja importante, ele não consiste de um protocolo, mas apenas de uma ferramenta. Neste capítulo, é apresentado um protocolo MAC por iniciativa do receptor para redes *ad hoc* que faz uso desta ferramenta previamente apresentada. O objetivo central deste protocolo é permitir e incentivar, de forma eficiente, a múltipla recepção de pacotes de dados por parte de *todos* os nós da rede de forma simultânea. Neste contexto, temos que o ferramental apresentado no Capítulo 3 deverá ser aliado ao paradigma de iniciativa do receptor para efeito de consulta aos nós que possuem dados para transmissão e para obtenção do sincronismo, em nível de quadro e símbolo, de nós vizinhos. É importante reforçar que o protocolo MAC proposto poderia empregar outros modelos de camada física também, desde que esses modelos permitissem a múltipla recepção de pacotes. Alguém poderia questionar, por exemplo, o porquê de não empregar técnicas CDMA de forma a diferenciar e extrair todos os símbolos contidos em um feixe de dados recebido em um dado receptor. Neste cenário, entretanto, uma série de outras dificuldades surgiriam como, por exemplo: a geração e a distribuição de sequências mutuamente ortogonais para *todos* os nós presentes em uma rede sem que a mesma tenha algum tipo de controle centralizado. Desta forma, devemos reforçar que a aplicação da arquitetura V-BLAST, operando meramente como uma “ferramenta”, no protocolo MAC proposto não é obrigatória; contudo, se adequou significativamente bem as especificações demandadas pelo protocolo que neste capítulo é apresentado. Além disso, neste momento, são realizadas também as mudanças necessárias na modelagem analítica utilizada no Capítulo 2 para que os efeitos da múltipla recepção de pacotes sejam capturados pela modelagem, embora com algumas restrições de cenários de uso. Por fim, por consistir de uma tarefa laboriosa, será deixada para o Capítulo 5 a validação da extensão da modelagem analítica que aqui é desenvolvida.

4.1 INTRODUÇÃO

Em tempos passados, o projeto de protocolos MAC era usualmente realizado de forma que apenas um único nó estivesse transmitindo no canal em um dado momento e em uma determinada frequência. Procedia-se desta forma devido às limitações tecnológicas presentes naquele instante, segundo as quais caso diversas transmissões estivessem ocorrendo no canal simultaneamente, era esperado que nenhum dado fosse, de fato, transmitido com sucesso. Em contraste, segundo essa lógica, caso um único nó estivesse transmitindo no canal, era esperado que seus pacotes fossem recebidos com sucesso no receptor. Essa abordagem é conhecida na literatura técnica como modelo de “colisão” ou “sucesso”, e é referida como *collision avoidance* ou prevenção de colisão.

Contudo, quando adicionados aspectos relativos à camada física da rede a esta modelagem, observa-

se que, em primeiro lugar, garantir que um único nó esteja transmitindo no canal em um dado instante de tempo não é garantia de sucesso na transmissão. Depois, observa-se também que mesmo no caso do canal estar sendo acessado por vários nós simultaneamente, essa não é uma garantia de insucesso na transmissão. De fato, existem chances consideráveis de que um pacote de dados possa ser corretamente decodificado nessas circunstâncias devido ao fenômeno de captura [56]. Adicionalmente, caso o esquema de decodificação empregado preveja ainda uma etapa de tratamento de interferências, torna-se possível que *todos* os pacotes de dados transmitidos simultaneamente no canal possam ser recebidos e decodificados com sucesso no receptor. Curiosamente, os avanços supracitados no campo da camada física não foram acompanhados por avanços correspondentes no campo do projeto de protocolos MAC, que, não raramente, ainda empregam mecanismos de prevenção de colisões. Dentre os objetivos primários deste trabalho, encontra-se a tarefa de “substituir” os antigos modelos de prevenção de colisões por modelos de *tolerância a interferências*, os quais nós acreditamos que são mais apropriados para o presente cenário que as redes *ad hoc* experimentam. Claramente, a adequação destes novos modelos aos cenários atuais de redes *ad hoc* dependerá não apenas das possíveis limitações de *hardware* que se possam encontrar, mas também dos objetivos de QoS que se pretendam atingir por estas redes.

No Capítulo 2, um protocolo MAC por iniciativa do receptor foi proposto e o seu desempenho foi avaliado. Naquele instante, todas as consultas (pacotes de RTR) eram realizadas segundo uma abordagem *unicast*. O que pode não ter sido percebido, naquele instante, é que caso as consultas sejam realizadas segundo uma abordagem *multicast* ou *broadcast* seria obtido um sincronismo, em nível de quadros, entre o nó de consultas e os nós consultados. Esse sincronismo é obtido com poucos pacotes de controle e cabeçalhos adicionais, e pode ser empregado conjuntamente com o modelo da camada física apresentado no Capítulo 3 para que o objetivo da múltipla recepção de pacotes possa ser atingido em *todos* os nós da rede sem que suposições irrealistas sejam feitas. Seguindo-se esta linha de raciocínio, após a realização de uma consulta pelo nó de consultas, espera-se que aqueles nós consultados com sucesso enviem pacotes de dados, empregando-se um número fixo de antenas transmissoras, para o nó de consultas, que deve receber os pacotes de dados com todas as suas antenas receptoras simultaneamente e decodificar, com sucesso, tantos pacotes quanto seja possível. Como foi explicado no Capítulo 3, o número máximo de pacotes que podem ser decodificados com sucesso, segundo as limitações impostas pelo V-BLAST, iguala-se, nesta situação, ao número de antenas receptoras presentes no nó de consultas. Por fim, vale a pena estressar que o sistema V-BLAST foi originalmente pensado para a transmissão de múltiplos feixes de dados a partir das antenas de um único nó. Assim, estamos propondo uma extensão deste problema, em que cada nó da rede representa uma antena do sistema MIMO, e transmite um único feixe. Para que a visão da arquitetura de múltiplos feixes possa se consolidar, é necessário observar toda uma vizinhança transmitindo feixes de dados de forma descentralizada para um único vizinho.

Um protocolo MAC que faça uso de técnicas de múltipla recepção de pacotes pode potencialmente aumentar bastante a capacidade do canal que é considerado, devido ao múltiplo acesso simultâneo ao mesmo. Além disso, como decorrência deste múltiplo acesso simultâneo, evita-se que os recursos de canal disponíveis sejam dominados por um determinado grupo de nós, melhorando-se, assim, a justiça obtida na rede. Desta forma, obtém-se um novo horizonte de possibilidades em termos de qualidade de serviço (QoS) para as redes *ad hoc* do futuro. Feitas estas considerações, na sequência, dar-se-á início a especificação do protocolo MAC com recursos de múltipla recepção de pacotes que é proposto. Deste ponto em diante, este

protocolo será referido como RIMP (do inglês, *Receiver-Initiated Multi-Packet MAC protocol*).

O restante deste capítulo é organizado como se segue. Na Seção 4.2, o RIMP é detalhado. Na Seção 4.3 apresentamos a modelagem analítica do protocolo RIMP para efeito de avaliação de desempenho. Em particular, nas Seções 4.3.1 e 4.3.2, é realizada uma análise matemática dos elementos que devem ser alterados na modelagem analítica empregada no Capítulo 2, de forma que os efeitos da múltipla recepção de pacotes sejam incorporados pelo modelo. Por fim, na Seção 4.3.3, uma expressão analítica para a vazão individual dos nós da rede é obtida em função dos parâmetros previamente derivados.

4.2 PROTOCOLO MAC POR INICIATIVA DO RECEPTOR PARA MÚLTIPLA RECEPÇÃO DE PACOTES (RIMP - MAC)

O protocolo RIMP emprega em sua estrutura básica uma arquitetura MAC por iniciativa do receptor. Desta forma, é apresentado a seguir um breve sumário das características essenciais de funcionamento do protocolo. Uma vez que maiores detalhes sobre o funcionamento de um protocolo bastante similar foram providos no Capítulo 2, limita-se esta apresentação aos aspectos distintos de seu funcionamento em relação ao anterior ou essenciais à compreensão do leitor.

- É empregado um único contador de recuo de tempo discreto em cada um dos nós da rede. Este contador é decrementado apenas quando o meio é percebido ocioso e congelado quando o meio for percebido ocupado. Após um período ocupado, o decremento do contador de recuo é retomado apenas após o meio ter sido percebido livre por um intervalo de tempo superior a um período DIFS. Para um determinado nó, uma transmissão ocorre quando o contador atinge o valor zero;
- A cada transmissão de pacote, um tempo de recuo é uniformemente escolhido no intervalo $(0, W-1)$. O valor W é conhecido como janela de contenção e depende do número de tentativas de transmissão mal sucedidas para um dado pacote, ou seja, a janela de contenção W assume um valor inicial W_{min} que é dobrado após cada transmissão de pacote mal sucedida, até um limite máximo de W_{max} . A janela de contenção permanece em W_{max} até que o limite de tentativas de transmissão M seja atingido;
- Após a recepção de um quadro de dados incorretamente, o nó de consultas deve aguardar um período de tempo EIFS, do inglês *extended interframe space*, antes de retomar o mecanismo de recuo aleatório. Esse intervalo de tempo é superior ao tempo de um DIFS e pressupõe que ocorreu uma colisão com um pacote de dados que estava sendo transmitido por algum outro nó da rede. Em consequência, deve-se aguardar um período de tempo suficiente para que, caso essa suposição se verifique, haja tempo hábil para a transmissão e recepção do respectivo ACK para aquele pacote de dados. Procedendo-se desta forma, é conferida prioridade às transmissões que já estão ocorrendo no canal em detrimento de novas transmissões;
- Além do mecanismo de detecção de portadora descrito anteriormente, também exerce influência no tempo de recuo dos nós um segundo mecanismo conhecido como vetor de alocação dinâmica de rede ou NAV, do inglês *network allocation vector*. Este vetor deve ser atualizado por um nó da rede após a

recepção correta de um pacote que não seja destinado para ele; mas que, contudo, possua um campo de duração de transmissão em seu cabeçalho. Desta forma, os nós podem antecipar o tempo em que o canal se encontrará indisponível para novas transmissões e apenas congelar seus contadores de recuo ao invés de ficar constantemente realizando varreduras no canal até que o mesmo esteja livre para novas transmissões. Isto é, a detecção de portadora é física e virtual. Procedendo-se desta forma, reduzimos a probabilidade de ocorrência de colisões no canal, assim como possibilitamos uma redução no gasto energético dos dispositivos presentes na rede;

- O mecanismo de recuo exponencial binário descrito anteriormente se aplica à transmissão de um pacote de controle denominado RTR. Esse pacote é enviado no canal via *multicast* para um determinado grupo de interesse que é vizinho do nó de consulta. Além de informar a esse conjunto de nós a disponibilidade em receber dados, o RTR também almeja reservar o canal, por intermédio do NAV, junto a todos os nós que receberam com sucesso o pacote de RTR pela duração de tempo necessária para que ocorra de forma bem sucedida a troca de dados entre os nós envolvidos em sua transmissão/recepção. O número limite de nós que poderá ser consultado via *multicast* a cada RTR deverá ser, no máximo, igual ao número de antenas presentes no nó de consultas;
- Após a correta recepção de um pacote RTR destinado para ele, o nó destinatário poderá responder à consulta com um quadro de dados (se tiver) após um intervalo de tempo SIFS (do inglês, *short interframe space*). É este tempo de SIFS que vai “obrigar” todos os nós consultados a transmitir em paralelo, sincronizados, para o nó consultor. Além disso, esse pacote de dados também deverá conter um campo informando o intervalo de tempo necessário para a sua recepção, de forma que os nós na vizinhança do nó consultado também possam atualizar sua NAV. Procedendo-se desta forma, tenta-se mitigar a interferência de ambas vizinhanças (de ambos: nó de consulta e nó consultado) durante a troca de pacotes entre as partes envolvidas. Este efeito de dupla reserva de canal por intermédio do NAV pode ser visualizado na Figura 4.1.
- Uma vez que *algum* dado tenha sido recebido com sucesso pelo nó de consulta, este deverá enviar um ACK para confirmar o seu recebimento, após um período SIFS de tempo, a cada um dos nós que tenha enviado um pacote de dados com sucesso para ele. Como há possibilidade da múltipla recepção de dados, uma estratégia de múltiplas confirmações é empregada: o *block ack* ou BL_ACK. Em essência, o *block ack* é um quadro de confirmação de dados enviado via *multicast* para um determinado conjunto de nós de forma a confirmar o recebimento de múltiplos pacotes. Caso um nó consultado não tenha pacotes endereçados para o nó de consultas e, como consequência, não retorne nenhum pacote de dados, este nó não deverá receber uma confirmação por intermédio do *block ack*. De forma análoga, caso o pacote de dados transmitido por um nó consultado não seja recebido com sucesso no nó de consultas devido a algum fator relacionado à camada física, este nó também não deverá receber uma confirmação. Em outros protocolos, como o IEEE 802.11n, o *block ack* é empregado de forma a confirmar vários pacotes de dados originários de um único nó transmissor, objetivando-se, desta forma, aumentar a vazão da rede por intermédio da redução do número de pacotes de controle necessários para a operação do protocolo. Em oposição, no RIMP, a transmissão do *block ack* pode acontecer para diversos destinatários ainda com o objetivo de confirmar a recepção de múltiplos pacotes.

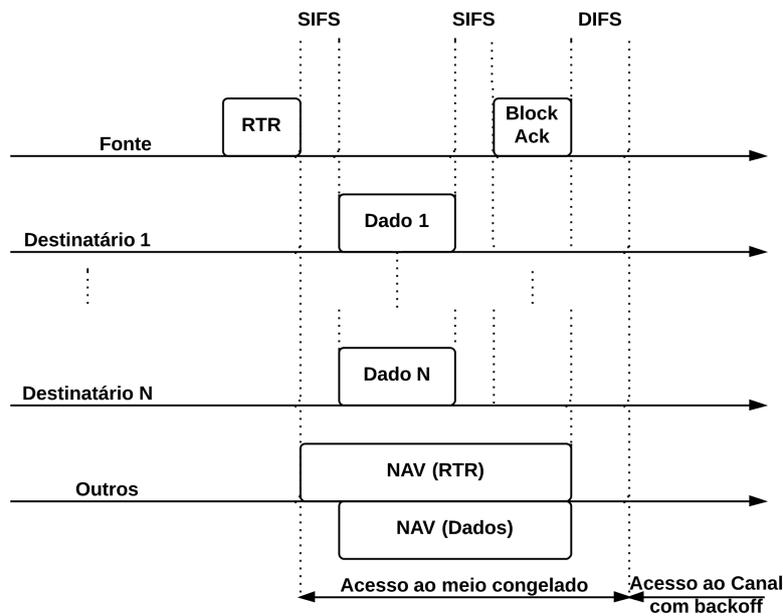


Figura 4.1: Diagrama de acesso/reserva de canal para o RIMP: mecanismo de detecção de portadora, operação do NAV e efeito de sincronização entre os nós são enfatizados.

- Os pacotes de RTR devem ainda conter o número de sequência do último pacote de dados recebido corretamente pelo nó de consulta para cada um dos nós incluídos no *multicast*. Esse procedimento é necessário para o caso em que ocorra uma falha no recebimento do *block ack* por algum dos nós para o qual ele estivesse destinado. Neste cenário, quando este nó fosse consultado novamente, teríamos a retransmissão de um pacote já recebido corretamente, desperdiçando-se, assim, o uso do canal. Em contraste, caso os pacotes de RTR sejam numerados conforme o recebimento dos pacotes de dados, obteríamos uma transmissão sequencial correta de dados mesmo quando da falha do pacote de *block ack* para algum dos possíveis destinatários, uma vez que eles teriam uma segunda fonte de informação para se guiar.

4.2.1 Especificação do Formato dos *frames*

Na seção passada, as diretrizes que coordenam a operação do RIMP foram apresentadas. No entanto, diversos detalhes sobre a operação do protocolo ainda permanecem vagos ou não especificados. Nesta seção, será apresentada a estrutura, em nível de *bytes*, de todos os quadros necessários à operação do RIMP, tal como se especificou na Seção 4.2. As especificações a seguir têm como base muitos dos campos utilizados pelo IEEE 802.11. Além disso, introduzimos campos adicionais para funcionamento apropriado do protocolo RIMP.

O quadro de RTR consiste de 78 *bytes*, e segue ilustrado na Figura 4.2. Como pode ser observado, o primeiro campo, constituído por 2 *bytes*, deste quadro é denominado “controle de quadro”. Devido aos inúmeros detalhes existentes neste campo, o mesmo segue detalhado na Figura 4.3.

O campo de versão do protocolo possui 2 *bits* de comprimento e é invariante em tamanho e posicio-

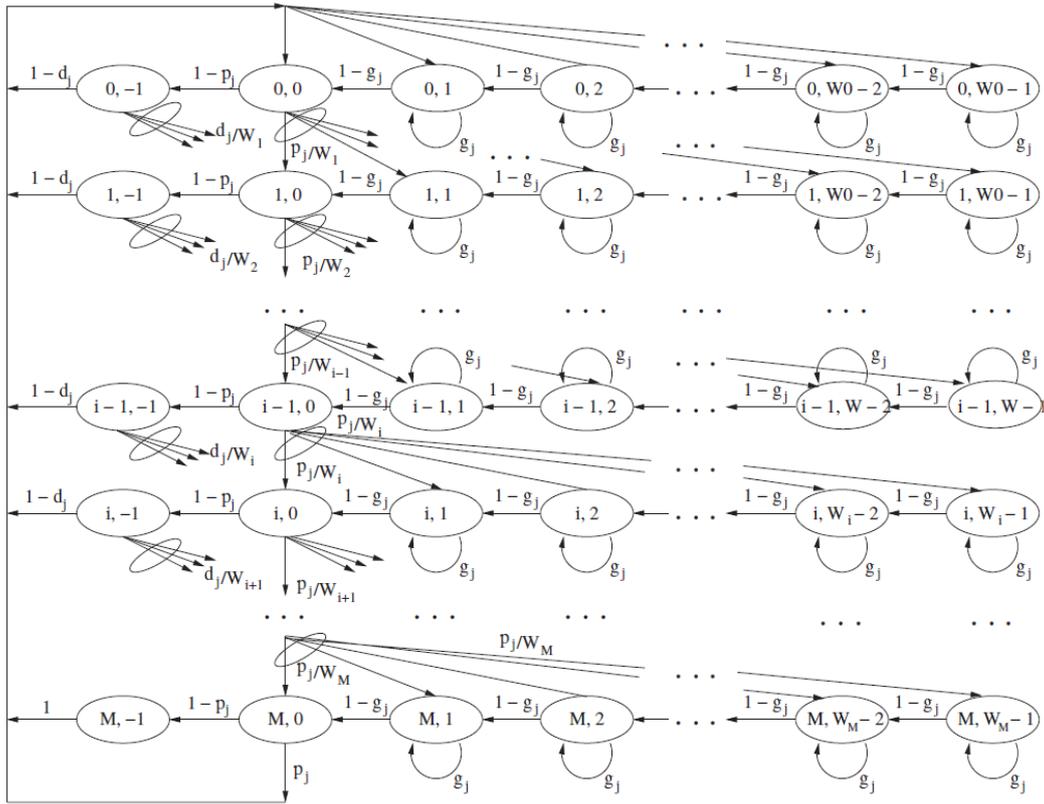


Figura 4.7: Modelo de Markov para o algoritmo de recuo exponencial binário reverso. Retirado de [2].

seleção de um vizinho diferente para a nova rodada de consultas que se seguiria. Em oposição, embora tenha sido especificado na definição do RIMP que após M falhas consecutivas de consulta o nó de consultas deveria reinicializar seu algoritmo de recuo, vamos fazer com que a janela de contenção permaneça em W_{max} até que *peelo menos* um pacote de dados seja recebido com sucesso pelo nó de consulta, ou seja, vamos fazer com que M possa tender ao infinito. Procedemos assim de forma a simplificar a modelagem analítica do RIMP que será posteriormente realizada. Vale a pena observar que esse cenário descrito se relaciona à ocorrência de três eventos: ao correto recebimento do pacote de RTR por algum dos destinatários, na garantia de que *algum* dos nós que tenha recebido o RTR corretamente possua algum pacote de dados para o nó de consulta; e no correto recebimento, por parte do nó de consulta, do pacote de dados que seria enviado após os dois eventos anteriores. Matematicamente, essa alteração das características do RIMP garante que *todo* retorno ao estado $(0, 0)$ da cadeia de Markov por parte de um nó j está condicionado ao correto recebimento de *peelo menos* um pacote de dados. Por outro lado, operacionalmente, essa decisão de projeto implica em um protocolo menos “agressivo” com relação a sua taxa de consultas, uma vez que podemos esperar um maior gasto de tempo na realização de recuo por parte dos nós que têm obtido um maior número de falhas sucessivas na recepção de dados de seus vizinhos.

Na próxima seção, a obtenção das probabilidades provenientes dos eventos representados na cadeia de Markov da Figura 4.7 é iniciada. Em um primeiro momento, modelam-se as probabilidades p_j , visto que esta etapa é imprescindível para a obtenção das probabilidades d_j .

4.3.1 Análise matemática das probabilidades: parte I

Considere o seguinte evento: o envio de um pacote de RTR por parte de um nó arbitrário j via *multicast* para um determinado conjunto de seus vizinhos. Supondo que existam exatamente n nós endereçados neste *multicast*, obtemos um total de 2^n possíveis resultados de sucesso ou falha para a recepção deste pacote por parte dos n destinatários selecionados. Logo, podemos observar que o número desses eventos cresce exponencialmente na medida em que o número de nós consultados da rede aumenta. Além disso, tem-se que cada um dos eventos singulares sucesso ou falha na recepção de um pacote por parte de um único vizinho deve levar em conta toda a dinâmica da rede e, como consequência, a atividade de todos os demais nós, mesmo daqueles que não sejam vizinhos diretos (*a um salto*) do nó em questão. À luz destes fatos, vemos que realizar uma modelagem genérica destes eventos em função do número de nós presente na rede e dos parâmetros das camadas PHY/MAC é uma tarefa extremamente complicada senão impossível. Desta forma, no presente trabalho, apenas o caso em que lidamos com a múltipla transmissão/recepção de pacotes para dois vizinhos é abordado.

Apesar desta limitação de modelagem parecer, à primeira vista, severa, devemos ter em mente que o número de antenas presente no nó receptor deverá ser sempre, no mínimo, igual ao número de nós para os quais o pacote de RTR esteja endereçado. Esta é uma limitação fundamental decorrente do protocolo de camada física empregado, vide Capítulo 3, e implica que, na prática, o pacote de RTR estaria endereçado para um número finito e reduzido de nós de qualquer forma. A última inferência realizada se encontra embasada em uma série de fatores que limitam o número máximo de antenas passíveis de serem embarcadas nos dispositivos móveis sem fio que esperamos encontrar no mundo real, dentre as quais citam-se: o tamanho reduzido dos dispositivos, limitações de energia e potência, a capacidade de processamento reduzida que poderia tornar inviável a execução dos algoritmos de anulação e de cancelamento sucessivo de interferência previstos pela camada física em tempo real e assim por diante.

Em consonância, para o caso em que o pacote de RTR transmitido pelo nó de consulta se encontra endereçado para apenas dois vizinhos (no máximo), temos a seguinte árvore de possibilidades, que se encontra ilustrada na Figura 4.8, para os resultados possíveis de se obter. Nesta figura, os índices k e l foram empregados para designar os vizinhos para os quais o pacote de RTR estaria endereçado.

A primeira região delimitada da Figura 4.8 se relaciona às possíveis combinações de resultados para a recepção do pacote de RTR pelos nós k e l . Na sequência, a segunda região delimitada da figura representa os casos em que, após a correta recepção do pacote de RTR por *pelo menos* um dos nós consultados, há sucesso na transmissão de um pacote de dados como retorno para j . Inicialmente, vamos concentrar nossos esforços na primeira região delimitada de forma a obter uma expressão analítica para p_j .

Uma vez que os nós k e l tenham recebido o pacote de consulta (RTR), podemos inferir que o processo de decodificação de cada um desses nós será independente do resultado da decodificação do nó remanescente. Portanto, podemos expressar a probabilidade p_j como sendo

$$\begin{aligned} p_j &= P\{\text{falha na recepção do RTR por } k \text{ e } l\} \\ &= (1 - q_j^k)(1 - q_j^l) = 1 - q_j^l - q_j^k + q_j^k q_j^l \end{aligned} \quad (4.1)$$

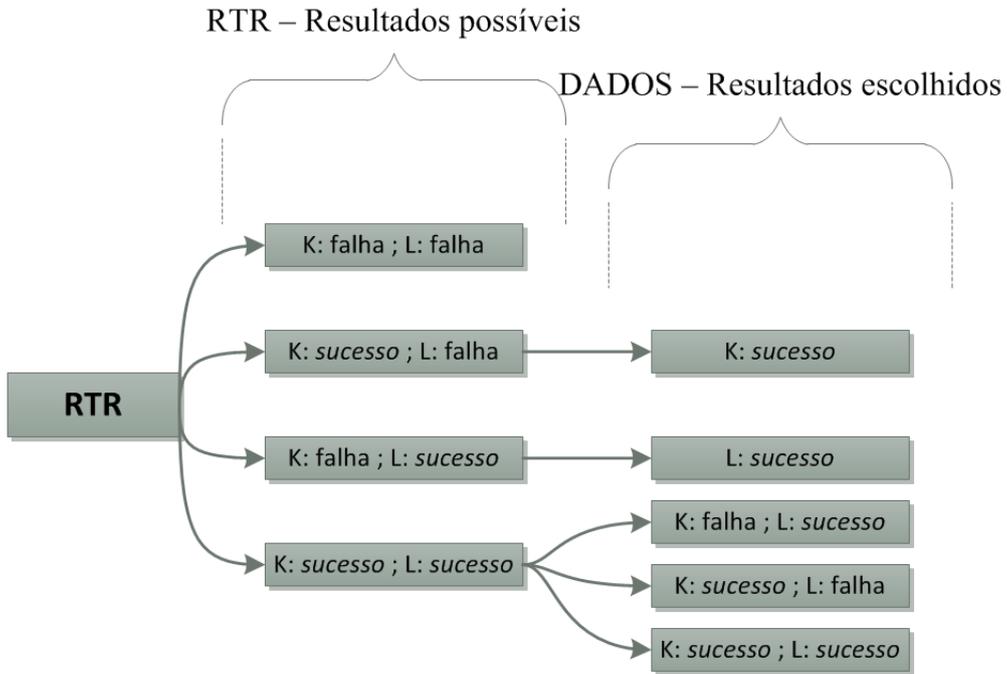


Figura 4.8: Primeira delimitação: possíveis resultados após a transmissão de um RTR para dois vizinhos; segunda delimitação: resultados escolhidos do retorno de dados após a correta recepção do RTR por algum vizinho.

sendo que:

$$q_j^k = P\{\text{Sucesso na transmissão de um pacote do nó } j \text{ para o nó } k\} = \sum_m f(c_{jm}^k) P\{C_j^k = c_{jm}^k\}$$

em que seja V o conjunto contendo todos os n nós pertencentes à rede, existirão, então, exatamente 2^{n-2} combinações de nós transmissores ativos (interferentes) em V , excluindo-se os próprios: transmissor j e receptor k . Logo, temos que $\{c_j^k\}_{m=1, \dots, 2^{n-2}}$ denota o conjunto de tais combinações, e C_j^k denota uma variável aleatória que indica a ocorrência de uma combinação específica c_{jm}^k de interferentes. Além disso, a função $f(c_{jm}^k)$ denota a probabilidade de k receber um determinado quadro com sucesso de j quando condicionado ao nível de MAI (do inglês, *Multiple Access Interference*) imposto pela ocorrência de c_{jm}^k . Em seguida, apresentaremos uma aproximação para que o número dessas combinações de nós interferentes possa ser reduzido. Essa aproximação consiste essencialmente de um processo de linearização [2] que seleciona apenas as combinações de interferentes nas quais ou um único nó transmite simultaneamente com j , ou o caso em que apenas j transmite. Mais especificamente, temos que:

$$\begin{aligned} \sum_m f(c_{jm}^k) P\{C_j^k = c_{jm}^k\} &\approx f(c_{j0}^k) P\{\text{Nenhum nó transmite simultaneamente}\} \\ &+ \sum_{m \in V} f(c_{jm}^k) P\{\text{Apenas o nó } m \text{ transmite simultaneamente}\} = f(c_{j0}^k) \left(1 - \sum_{m \in V} \tau_m\right) \\ &+ \sum_{m \in V} f(c_{jm}^k) \tau_m = f(c_{j0}^k) - \sum_{m \in V} [f(c_{j0}^k) - f(c_{jm}^k)] \tau_m = f(c_{j0}^k) - \sum_{m \in V} \pi_{jm}^k \tau_m. \end{aligned} \quad (4.2)$$

Realizando a substituição da Equação 4.2 no último termo da Equação 4.1, temos que :

$$\begin{aligned}
q_j^k q_j^l &\approx \left[f(c_{j0}^k) - \sum_{m \in V} \pi_{jm}^k \tau_m \right] \left[f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \pi_{jm}^l \tau_m \right] \\
&= f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - f(c_{j0}^k) \sum_{m \in V} \pi_{jm}^l \tau_m - f(c_{j0}^l) \sum_{m \in V} \pi_{jm}^k \tau_m + \sum_{m \in V} \pi_{jm}^k \tau_m \sum_{m \in V} \pi_{jm}^l \tau_m \\
&= f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k]
\end{aligned} \tag{4.3}$$

em que o termo

$$\sum_{m \in V} \pi_{jm}^k \tau_m \sum_{m \in V} \pi_{jm}^l \tau_m \rightarrow 0. \tag{4.4}$$

A Equação (4.4) é uma aproximação, e consiste na observação de que quando a contenção entre os nós da rede é elevada, tem-se que a probabilidade τ_m de que o nó m tente transmitir um quadro, a qualquer instante de tempo, deverá ser arbitrariamente pequena. Desta forma, é natural esperar que os produtos cruzados $\tau_m \times \tau_n \rightarrow 0$. Sobre essa aproximação, duas observações podem ser feitas: de forma a concordar com a aproximação realizada, observamos que os termos π_{jm}^k e π_{jm}^l estão limitados ao intervalo fechado $[0, 1]$, de forma a não prejudicar a convergência do termo $\tau_m \times \tau_n$ ¹; em oposição, temos que o número de termos descartados por intermédio desta aproximação cresce com o quadrado do número de nós presentes na rede, de forma que a partir de um determinado número Φ de nós na rede, podemos observar uma degradação dos resultados obtidos por intermédio desta aproximação. Sobre esta possibilidade de degradação dos resultados obtidos, estudos computacionais mais aprofundados serão realizados em seções futuras. Além disso, na derivação da Equação (4.3) foi realizada também uma simplificação com relação aos índices dos somatórios. A seguir, essa simplificação é apresentada, e os cenários em que a sua utilização é justificada são melhor explorados.

Em princípio, e esse fato se torna mais nítido a partir da Equação (4.2), a função dos somatórios que envolvem o termo τ_m é a de considerar todas as possíveis fontes de interferência em uma transmissão que sejam provenientes da transmissão de um único nó, denotado por m . De fato, esse somatório ponderará o peso que a interferência proveniente de um nó m teria na probabilidade de sucesso de transmissão de dois nós, caso m esteja transmitindo concorrentemente com a dupla de nós no canal. Desta forma, os dois somatórios que foram considerados como sendo indexados de forma idêntica na Equação 4.3 poderiam, de fato, não ser. Esse problema poderia ser traduzido da seguinte forma: os subconjuntos de nós que podem potencialmente interferir em uma transmissão de dois outros nós da rede são sempre os mesmos para quaisquer pares de nós transmissor/receptor? Para responder a esta pergunta, considere que um nó j realize a transmissão de um RTR via *multicast* endereçado para os nós k e l . No momento da transmissão do RTR, é de se esperar que todos os nós da rede possam interferir nesta transmissão, exceto por aqueles cujo mecanismo de detecção de portadora tenha obrigado a realizar recuo, i.e., os vizinhos do nó j . Neste conjunto, se inserem os nós k e l ², de forma que os somatórios serão, de fato, indexados de forma idêntica dentro deste contexto específico.

¹A aproximação apresentada na Equação (4.4) não seria possível se π_{jm}^k ou π_{jm}^l pudessem assumir valores arbitrariamente grandes.

²Essa afirmação pode não ser verdadeira em um cenário genérico no qual efeitos de mobilidade sejam considerados.

Neste momento, podemos finalmente obter uma expressão analítica para p_j com o auxílio das Equações (4.1), (4.2), e (4.3). Esta expressão será dada por:

$$\begin{aligned}
p_j &= 1 - f(c_{j0}^l) + \sum_{m \in V} \pi_{jm}^l \tau_m - f(c_{j0}^k) \\
&+ \sum_{m \in V} \pi_{jm}^k \tau_m + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] \\
&= 1 - f(c_{j0}^k) - f(c_{j0}^l) + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) + \sum_{m \in V} \tau_m [\pi_{jm}^l (1 - f(c_{j0}^k)) + \pi_{jm}^k (1 - f(c_{j0}^l))]. \quad (4.5)
\end{aligned}$$

Tomando agora o evento complementar de p_j , i.e., a probabilidade de sucesso na recepção do RTR por *pelo menos* um dos nós consultados, temos que:

$$\begin{aligned}
q_j^{RTR} &= 1 - p_j \\
&= f(c_{j0}^k) + f(c_{j0}^l) - f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m [\pi_{jm}^l (1 - f(c_{j0}^k)) + \pi_{jm}^k (1 - f(c_{j0}^l))]. \quad (4.6)
\end{aligned}$$

Embora já tenhamos obtido uma expressão para p_j , devemos obter uma expressão para cada uma das três combinações remanescentes de {sucesso}/{falha} presentes na primeira região delimitada da Figura 4.8 para as possibilidades de recepção de um RTR. Passado este ponto, teremos as ferramentas necessárias para iniciar a derivação da probabilidade d_j . Deve-se salientar que as mesmas aproximações realizadas na obtenção da Equação 4.6 serão agora empregadas na aquisição das combinações remanescentes.

Para a derivação da segunda linha de saída do RTR na Figura 4.8, temos que:

$$\begin{aligned}
&P\{\text{Sucesso na recepção do RTR por } k, \text{ Falha na recepção do RTR por } j\} = q_j^k (1 - q_j^l) \\
&= q_j^k - q_j^k q_j^l \approx f(c_{j0}^k) - \sum_{m \in V} \tau_m \pi_{jm}^k + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) + \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] \\
&= f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] + \sum_{m \in V} \tau_m \{f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + \pi_{jm}^k [f(c_{j0}^l) - 1]\}. \quad (4.7)
\end{aligned}$$

De forma análoga, para a derivação da terceira linha de saída do RTR na Figura (4.8), temos que:

$$\begin{aligned}
&P\{\text{Falha na recepção do RTR por } k, \text{ Sucesso na recepção do RTR por } j\} = q_j^l (1 - q_j^k) \\
&= q_j^l - q_j^l q_j^k \approx f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) f(c_{j0}^k) + \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k + f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l] \\
&= f(c_{j0}^l) [1 - f(c_{j0}^k)] + \sum_{m \in V} \tau_m \{f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k + \pi_{jm}^l [f(c_{j0}^k) - 1]\}. \quad (4.8)
\end{aligned}$$

Finalmente, para a derivação da quarta linha de saída do RTR na Figura 4.8, temos que:

$$\begin{aligned}
&P\{\text{Sucesso na recepção do RTR por } k, \text{ Sucesso na recepção do RTR por } j\} = q_j^k q_j^l \\
&\approx f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] \quad (4.9)
\end{aligned}$$

em que este último resultado já havia sido derivado na Equação (4.3).

4.3.2 Análise matemática das probabilidades: parte II

Neste ponto, já possuímos as ferramentas necessárias para a derivação das probabilidades que se relacionam à correta recepção de dados após a realização de uma consulta (RTR). Desta forma, o nosso objetivo nesta seção será obter uma expressão analítica para o cálculo de d_j ou, mais especificamente, de seu evento complementar $1 - d_j$. Em que $d_j = \{\text{nenhum pacote de dados é recebido corretamente pelo nó de consulta } j \text{ após o envio de um RTR}\}$.

O processo de modelagem estocástica que se iniciou ao apresentarmos a Figura 4.7 tinha como foco representar da maneira mais realista possível a dinâmica de recuo de um nó genérico j da rede. Nesse contexto, o evento correspondente à probabilidade d_j deverá se relacionar apenas à correta recepção de um pacote de dados por parte do nó de consulta, enquanto que a correta recepção do *block ack* não poderá ser incorporada na probabilidade d_j explicitamente. A motivação para procedermos desta forma é o fato de o nó de consulta não possuir nenhuma informação acerca do {sucesso}/{falha} do pacote de confirmação em bloco. Mais especificamente, o resultado na recepção do pacote de confirmação em bloco não é capaz de influenciar o contador de recuo do nó de consulta j , influenciando apenas a dinâmica dos nós consultados, os quais não estão sendo diretamente modelados por intermédio da Figura 4.7.

Seja o evento relacionado à probabilidade d_j : *nenhum* pacote de dados é recebido corretamente pelo nó de consulta j após o envio de um RTR que, por sua vez, foi recebido com sucesso por *pelo menos* um dos nós consultados. Temos que a obtenção de seu evento complementar $1 - d_j$ é mais simples. Desta forma, a análise que se seguirá irá tomar como referência $1 - d_j$. Em adição, temos que os eventos relacionados à correta recepção de dados por parte do nó de consulta estão condicionados aos eventos ocorridos na etapa anterior do *handshake*, isto é, ao resultado da recepção do pacote de RTR por parte dos nós consultados. Deste modo, podemos invocar o teorema da probabilidade total como forma de auxiliar a obtenção da probabilidade $1 - d_j$, que será dada por:

$$\begin{aligned}
 1 - d_j &= \{\text{Sucesso na recepção de algum dado}\} \\
 &= \sum_i P\{\text{Sucesso na recepção de algum dado, } i\text{-ésimo resultado de handshake RTR}\} \\
 &= \sum_i P\{\text{Sucesso na recepção de algum dado} \mid i\text{-ésimo resultado de handshake RTR}\} \\
 &\quad \times P\{i\text{-ésimo resultado de handshake RTR}\}. \quad (4.10)
 \end{aligned}$$

Ou seja, a probabilidade $1 - d_j$ do evento de que o nó de consulta recebe algum pacote de dados corretamente após o envio correto de um RTR para (pelo menos) um dos nós consultados é calculada a partir da partição deste evento em cada uma das possíveis ocorrências de recebimento correto do RTR que conduzem à correta recepção de *algum* pacote de dados pelo nó j . Os eventos sobre os quais a partição foi construída são representados na Equação (4.10) pelo índice $i \in [1, 5]$. Além disso, esses eventos se encontram ilustrados na segunda área delimitada da Figura 4.8. Em seguida, as probabilidades referentes

a cada um dos eventos pertencentes à partição construída serão calculadas.

$$\begin{aligned}
P_I &= P\{j \text{ receber um pacote de dados com sucesso de } k \mid \text{RTR foi recebido com sucesso apenas por } k\} \\
&\times P\{\text{RTR ser recebido com sucesso apenas por } k\} = q_j^{kDAT} q_j^k (1 - q_j^l) \\
&\approx \left\{ \pi_j^k - \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^k \right\} \left\{ f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] + \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + \pi_{jm}^k (f(c_{j0}^l) - 1)] \right\} \\
&= f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] \pi_j^k - f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^k \\
&+ \pi_j^k \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + \pi_{jm}^k (f(c_{j0}^l) - 1)] \\
&= f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] \pi_j^k \\
&- \sum_{m \in V} \left\{ f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] c_{jm}^k + \pi_j^k [-f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + \pi_{jm}^k [1 - f(c_{j0}^l)]] \right\} \tau_m
\end{aligned} \tag{4.11}$$

em que

$$\begin{aligned}
q_j^{kDAT} &= \pi_j^k - \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^k, \\
\pi_j^k &= f(c_{j0}^k), \quad c_{jm}^k = f(c_{j0}^k) - f(c_{jm}^k).
\end{aligned} \tag{4.12}$$

Na Equação (4.12), é empregada uma notação diferente para os termos da probabilidade q_j^{kDAT} . Nós procedemos desta forma a fim de evitar confusões com o cálculo dos termos de q_j^k , uma vez que o tamanho dos pacotes envolvidos no cálculo das funções $f(c_{j0}^k)$ são diferentes. De forma análoga ao obtido na Equação (4.12), temos que:

$$\begin{aligned}
P_{II} &= P\{j \text{ receber um pacote de dados com sucesso de } l \mid \text{RTR foi recebido com sucesso apenas por } l\} \\
&\times P\{\text{RTR ser recebido com sucesso apenas por } l\} = q_j^{lDAT} q_j^l (1 - q_j^k) \\
&\approx f(c_{j0}^l) [1 - f(c_{j0}^k)] \pi_j^l \\
&- \sum_{m \in V} \left\{ f(c_{j0}^l) [1 - f(c_{j0}^k)] c_{jm}^l + \pi_j^l [\pi_{jm}^l [1 - f(c_{j0}^k)] - f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] \right\} \tau_m,
\end{aligned} \tag{4.13}$$

$$\begin{aligned}
P_{III} &= P\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso} \mid \text{RTR foi recebido com sucesso por } k \text{ e } l\} \\
&\times P\{\text{RTR foi recebido com sucesso por } k \text{ e } l\} = q_j^{kDAT} q_j^{lDAT} q_j^l q_j^k \\
&\approx \left\{ f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] \right\} \left\{ \pi_j^k \pi_j^l - \sum_{m \in V} \tau_m [\pi_j^k c_{jm}^l + \pi_j^l c_{jm}^k] \right\} \\
&= f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^k \pi_j^l - f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \sum_{m \in V} \tau_m [\pi_j^k c_{jm}^l + \pi_j^l c_{jm}^k] \\
&- \pi_j^k \pi_j^l \sum_{m \in V} \tau_m [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k],
\end{aligned} \tag{4.14}$$

$$\begin{aligned}
P_{IV} &= P\{j \text{ receber um pacote de dados de } k \text{ com sucesso} \mid \text{RTR foi recebido com sucesso por } k \text{ e } l\} \\
&\times P\{\text{RTR foi recebido com sucesso por } k \text{ e } l\} = q_j^{kDAT}(1 - q_j^{lDAT})q_j^k q_j^l \\
&\approx \left\{ \left[\pi_j^k - \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^k \right] \left[1 - \pi_j^l + \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^l \right] \right\} \\
&\times \left\{ f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m \left[f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k \right] \right\} \\
&= \left\{ \pi_j^k - \pi_j^k \pi_j^l + \pi_j^k \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^l - \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^k + \pi_j^l \sum_{m \in V} \tau_m c_{jm}^k \right\} \\
&\times \left\{ f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m \left[f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k \right] \right\} \\
&= \{ \pi_j^k [1 - \pi_j^l] - \sum_{m \in V} \tau_m [c_{jm}^k (1 - \pi_j^l) - \pi_j^k c_{jm}^l] \} \\
&\times \left\{ f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) - \sum_{m \in V} \tau_m \left[f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k \right] \right\} \\
&= f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^k [1 - \pi_j^l] - \pi_j^k [1 - \pi_j^l] \sum_{m \in V} \tau_m \left[f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k \right] \\
&- f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \sum_{m \in V} \tau_m [c_{jm}^k (1 - \pi_j^l) - \pi_j^k c_{jm}^l]. \tag{4.15}
\end{aligned}$$

De forma análoga ao caso anterior, temos que

$$\begin{aligned}
P_V &= P\{j \text{ receber um pacote de dados de } l \text{ com sucesso} \mid \text{RTR foi recebido com sucesso por } k \text{ e } l\} = \\
&\times P\{\text{RTR foi recebido com sucesso por } k \text{ e } l\} = q_j^{kDAT}(1 - q_j^{lDAT})q_j^k q_j^l \\
&\approx f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^l [1 - \pi_j^k] - \pi_j^l [1 - \pi_j^k] \sum_{m \in V} \tau_m \left[f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k \right] \\
&- f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \sum_{m \in V} \tau_m [c_{jm}^l (1 - \pi_j^k) - \pi_j^l c_{jm}^k] \tag{4.16}
\end{aligned}$$

Em concordância, podemos somar as Equações (4.11), (4.13), (4.14), (4.15), e (4.16) e obter uma expressão para $1 - d_j$. Devido à complexidade de fatoraçaõ envolvida no processo de obtençaõ do termo desejado, e com o objetivo de facilitar a visualizaçaõ dos termos envolvidos no processo, a fatoraçaõ serã dividida em duas: uma para os termos que nãõ dependem de τ ; e uma segunda, para os termos que sãõ funçaõ de τ . Com relaçaõ aos termos que nãõ sãõ funçaõ de τ , o somatõrio resulta em:

$$\begin{aligned}
P_I + P_{II} + P_{III} + P_{IV} + P_V &= f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] \pi_j^k + f(c_{j0}^l) [1 - f(c_{j0}^k)] \pi_j^l + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^k \pi_j^l + \\
&f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^k [1 - \pi_j^l] + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^l [1 - \pi_j^k] = f(c_{j0}^k) \pi_j^k + f(c_{j0}^l) \pi_j^l - f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^k \pi_j^l \tag{4.17}
\end{aligned}$$

Por outro lado, para o termo dependente de τ , temos que

$$\begin{aligned}
& P_I + P_{II} + P_{III} + P_{IV} + P_V(\tau) \\
= & - \sum_{m \in V} \tau_m \{ f(c_{j0}^k) [1 - f(c_{j0}^l)] c_{jm}^k + \pi_j^k [\pi_{jm}^k (1 - f(c_{j0}^l)) - \pi_{jm}^l f(c_{j0}^k)] + f(c_{j0}^l) [1 - f(c_{j0}^k)] c_{jm}^l \\
& + \pi_j^l [\pi_{jm}^l (1 - f(c_{j0}^k)) - f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) [\pi_j^k c_{jm}^l + \pi_j^l c_{jm}^k] + \pi_j^k \pi_j^l [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] \\
& + \pi_j^k [1 - \pi_j^l] [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) [c_{jm}^k (1 - \pi_j^l) - \pi_j^k c_{jm}^l] \\
& + \pi_j^l [1 - \pi_j^k] [f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k] + f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) [c_{jm}^l (1 - \pi_j^k) - \pi_j^l c_{jm}^k] \} \\
= & f(c_{j0}^k) c_{jm}^k + \pi_{jm}^k \pi_j^k - \pi_j^k \pi_{jm}^l f(c_{j0}^k) + f(c_{j0}^l) c_{jm}^l + \pi_j^l \pi_{jm}^l - \pi_j^l \pi_{jm}^k f(c_{j0}^l) + \pi_j^k f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l \\
& - \pi_j^k \pi_j^l f(c_{j0}^k) \pi_{jm}^l + \pi_j^l \pi_{jm}^k f(c_{j0}^l) - \pi_j^l \pi_j^k f(c_{j0}^l) \pi_{jm}^k - f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) c_{jm}^l \pi_j^k - f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^l c_{jm}^k \\
= & - \sum_{m \in V} \tau_m \{ f(c_{j0}^k) c_{jm}^k [1 - \pi_j^l f(c_{j0}^l)] + f(c_{j0}^l) c_{jm}^l [1 - \pi_j^k f(c_{j0}^k)] \\
& + \pi_j^k \pi_{jm}^k [1 - \pi_j^l f(c_{j0}^l)] + \pi_j^l \pi_{jm}^l [1 - \pi_j^k f(c_{j0}^k)] \}. \tag{4.18}
\end{aligned}$$

Finalmente, pode-se agora somar as Equações (4.17) e (4.18) e obter

$$\begin{aligned}
1 - d_j = & P\{\text{Sucesso na recepção de algum dado}\} = f(c_{j0}^k) \pi_j^k + f(c_{j0}^l) \pi_j^l - f(c_{j0}^k) f(c_{j0}^l) \pi_j^k \pi_j^l \\
- \sum_{m \in V} & \tau_m \{ [f(c_{j0}^k) c_{jm}^k + \pi_j^k \pi_{jm}^k] [1 - \pi_j^l f(c_{j0}^l)] + [f(c_{j0}^l) c_{jm}^l + \pi_j^l \pi_{jm}^l] [1 - \pi_j^k f(c_{j0}^k)] \} = q_j^{DAT} \tag{4.19}
\end{aligned}$$

a qual reflete a probabilidade de sucesso na recepção de algum pacote de dados pelo nó de consulta após o envio de um RTR, e leva em consideração os efeitos da interferência agregada na recepção dos mesmos.

Ao observarmos a Figura 4.7, fica nítido que ainda necessitamos de uma expressão analítica para o cálculo de g_j , ou seja, ainda é necessário determinar a probabilidade com a qual o canal é percebido ocupado por um nó arbitrário j . Uma versão não linearizada desta equação foi obtida no Capítulo 2 e será, por comodidade, rerepresentada a seguir

$$P\{\text{Canal estar ocupado para o nó } j\} = P\{P_{cs}^j \geq \gamma\} \approx \sum_{k \in S_j^r} \tau_k \tag{4.20}$$

em que P_{cs}^j representa a potência agregada de sinal capturada pela(s) antena(s) do nó j , γ é o limiar de potência de sinal a partir do qual o canal é considerado como estando “ocupado”, e S_j^r denota os possíveis subconjuntos constituídos por um *único* nó ativo de forma que $P_{cs}^j \geq \gamma$. Por fim, a última passagem realizada na obtenção da Equação 4.20 apresenta essa equação em sua forma linearizada. Como esse processo de linearização não consiste na contribuição deste trabalho, ao leitor são apenas indicadas as referências em que esse processo pode ser encontrado [2].

4.3.3 Solução da cadeia de Markov e Medidas de desempenho

Como apresentado anteriormente no Capítulo 2, a solução da cadeia de Markov da Figura 4.7 é dada por

$$\tau_j = \frac{2(1 - g_j)(1 - a_j^{M+1})(1 - 2a_j)}{(1 - a_j^{M+1})(1 - 2a_j)(1 - 2g_j) + \kappa W}, \quad (4.21)$$

em que $a_j = p_j + d_j(1 - p_j)$, e $\kappa = (1 - a_j)[1 - (2a_j)^{M+1}]$ se $m = M$, e $\kappa = 1 - a_j\{1 + (2a_j)^m[1 + a_j^{M-m}(1 - 2a_j)]\}$ se $m < M$.

Este resultado, entretanto, havia sido empregado no Capítulo 2 para o caso em que M era finito. Essa limitação imposta ao valor de M tornava possível que os nós retornassem ao estado (0,0) da cadeia de Markov em situações nas quais apenas sucessivas falhas tivessem sido observadas na troca de dados entre os nós da rede. No caso de protocolos por iniciativa do transmissor, essa abordagem é consistente, uma vez que, de forma geral, pacotes são descartados da fila de transmissão após um determinado número de falhas sucessivas de envio. Além disso, até mesmo alguns protocolos por iniciativa do receptor [13] podem empregar esse mecanismo de reinicialização com o propósito de, por exemplo, priorizar consultas para aqueles nós cuja probabilidade de sucesso em uma consulta seja superior e “cancelar” as tentativas de consultas àqueles nós cuja probabilidade de sucesso se revelou insatisfatória. Todavia, esse mecanismo de reinicialização “forçada” da cadeia de consultas foi descartado da descrição do RIMP de forma a simplificar sua análise matemática. Assim, neste último, as consultas deverão se repetir a um determinado grupo via *multicast* até que, *pelo menos*, um pacote de dados seja recebido com sucesso pelo nó de consulta. Mais especificamente, assumimos aqui que $M \rightarrow \infty$.

Como pode ser verificado, a Equação (4.21), da forma como está apresentada, constitui-se de uma equação não linear. Este fato, quando somado à necessidade desta equação ter que ser aplicada a cada nó j pertencente à rede, torna-se limitante, pois, procedendo-se desta forma, seria obtido um sistema acoplado de equações não lineares cuja existência de solução não é uma garantia. De forma a contornar esta dificuldade, Carvalho [2] propôs uma versão linearizada para a Equação (4.21). Esta nova versão segue apresentada abaixo.

$$\tau_j = \frac{2(1 - W)}{(W + 1)^2} + \frac{2W(1 - p_j)}{(W + 1)^2} + \frac{2W(1 - d_j)}{(W + 1)^2} - \frac{2(W - 1)g_j}{(W + 1)^2}. \quad (4.22)$$

Desta forma, ao empregar a Equação (4.22), obtemos como resultado um sistema acoplado de equações lineares, cuja solução é mais simples de se obter. Mais especificamente, o “novo” sistema de equações obtido por intermédio da Equação (4.22) quando aplicada a cada um dos nós da rede deve ser resolvido. Esse sistema é função dos parâmetros p_j , d_j e g_j , que foram derivados nas Equações (4.6), (4.19) e (4.20). Esses parâmetros, por sua vez, são função do **vetor** de taxas de consultas τ . Obtém-se, então, um sistema de equações acoplado na forma (em notação matricial):

$$\tau = \pi + \Phi\tau, \quad (4.23)$$

que pode ser resolvido na forma:

$$(\mathbb{I} - \Phi)\tau = \pi, \quad (4.24)$$

em que \mathbb{I} representa a matriz identidade $n \times n$, $\pi = [\pi_1 \ \pi_2 \ \dots \ \pi_n]^T$, e Φ é uma matriz que, em essência, transporta toda a informação sobre como cada nó da rede interfere na dinâmica dos outros nós baseando-se nos efeitos das camadas PHY e MAC. Por essa razão, a matriz Φ é conhecida na literatura como **matriz de interferências** [2].

Quanto à solução do sistema representado pela Equação (4.24), não é sempre que o mesmo apresenta uma solução analítica fechada para qualquer conjunto de parâmetros genéricos que se possa impor ao sistema. De fato, essa questão é tratada a fundo em [2], trabalho em que se chega ao conjunto de condições *suficientes* para que o sistema em apreço tenha uma solução. Embora essa investigação não seja o objeto do nosso estudo, vale salientar que esse conjunto de condições necessárias para que o sistema tenha uma solução pode ser utilizado como uma ferramenta valiosa no projeto do protocolo MAC, uma vez que o seu uso revelou, por exemplo, aumentar a justiça de rede [2].

Uma vez que o vetor τ tenha sido obtido, os vetores de probabilidade de estado do canal podem ser derivados [2]. Mais especificamente, considere os seguintes eventos mutuamente exclusivos: $E_j^{idle} = \{\text{canal ocupado}\}$, $E_j^{suc} = \{\text{negociação bem sucedida}\}$, e $E_j^{uns} = \{\text{negociação mal sucedida}\}$. Torna-se possível, então, assinalar a esses eventos as seguintes probabilidades: $p_j^{idle} = P\{E_j^{idle}\}$, $p_j^{suc} = P\{E_j^{suc}\}$, e $p_j^{uns} = P\{E_j^{uns}\}$. Desta forma, estamos aptos a quantificar com que frequência um nó genérico j realizando recuo na rede, conforme retratado pela Figura 4.7, observará a ocorrência desses três eventos definidos. Em seguida, dadas as probabilidades de estado do canal, podemos encontrar o tempo médio de serviço experimentado por cada nó $j \in V$. Este tempo médio de serviço, denotado por \bar{T}_j^{serv} , será dado por

$$\bar{T}_j^{serv} = \bar{T}_{B_j} + \bar{T}_j^{3-vias}, \quad \forall j \in V \quad (4.25)$$

em que \bar{T}_j^{3-vias} representa o tempo médio despendido por um nó j em uma troca de dados de três vias (RTR-DADOS-ACK) bem sucedida, e é dado por

$$\bar{T}_j^{3-vias} = RTR + SIFS + \rho + H + E\{P\} + SIFS + \rho + ACK + DIFS + \rho \quad (4.26)$$

em que H e $E\{P\}$ são os tempos de transmissão do cabeçalho do quadro de dados e de um tamanho médio de carga útil, respectivamente. Além disso, ρ representa o atraso médio de propagação do canal de rádio. Em adição, \bar{T}_{B_j} denota o tempo médio gasto em recuo até o final do M -ésimo estágio de recuo por um nó j , que é dado por

$$\bar{T}_{B_j}(M) = \frac{\alpha}{2} \{W_{min}[2^m(M - m + 2) - 1] - M - 1\} + Mt_j^{res}, \quad (4.27)$$

$$\alpha_j = \sigma p_j^{idle} + t_j^{uns} p_j^{uns} + t_j^{suc} p_j^{suc}, \quad \forall j \in V. \quad (4.28)$$

em que m é o “máximo estágio de recuo”, ou seja, o valor de tal modo que $W_{max} = 2^m W_{min}$; σ denota o tempo empregado quando o canal é percebido desocupado (isto é, um *slot* ou intervalo de recuo)³, e t_j^{res} é o tempo médio dependido por um nó j em resolução de colisões. O tempo t_j^{res} depende da ocorrência de uma falha de negociação dentro de um limite de tempo para recepção de um quadro de dados. Mais especificamente, no momento em que um nó identifica uma falha na recepção de um pacote de dados, ele já terá gastado um período de tempo equivalente a

$$t_{j|dat}^{res} = RTR + RTR_Timeout \quad (4.29)$$

em que $RTR_Timeout = SIFS + ACK + 2\rho$.

A partir da Seção 4.3.1, temos que a probabilidade de ocorrência de uma falha de negociação de RTR com todos os vizinhos do nó de consulta ao término de um estágio de recuo é dada por p_j , $\forall j \in$

³O parâmetro σ é fixo e depende basicamente da escolha da camada física.

V , enquanto que, a partir da Seção 4.3.2, a probabilidade de ocorrência de uma falha de negociação de Dados/ACK com todos os vizinhos do nó de consulta é dada por d_j , $\forall j \in V$. Assim, o tempo médio t_j^{res} que um nó $j \in V$ depende em resolução de colisões será dado por

$$t_j^{res} = p_j t_{j|dat}^{res} + (1 - p_j) d_j t_{j|dat}^{res}, \quad \forall j \in V \quad (4.30)$$

Para a determinação do tempo médio t_j^{uns} em que o canal é percebido ocupado devido a uma falha de negociação, nós devemos investigar mais a fundo as possíveis razões que poderiam conduzir a esta falha de negociação. Uma negociação falhará caso um dentre os três seguintes eventos ocorra:

- O quadro de RTR não é corretamente recebido por *nenhum* dos destinatários pretendidos;
- O quadro de RTR é recebido com sucesso por algum dos destinatários pretendidos, contudo nenhum quadro de dados retorna para o nó de consulta;
- Os quadros de RTR e dados são recebidos com sucesso por, *pelo menos*, um dos destinatários pretendidos, contudo os respectivos quadros de confirmação de recebimento dos dados não são recebidos com sucesso pelos nós consultados.

Cada um dos três eventos listados acima conduz a diferentes durações de intervalos de tempo em que o canal é percebido ocupado do ponto de vista de um nó em modo de varredura de portadora. Por exemplo, no primeiro caso, se um quadro de RTR transmitido não for corretamente recebido por *nenhum* dos destinatários pretendidos, nenhum dos quadros subsequentes seguintes ao quadro de RTR será enviado pelo canal. Como consequência, o período de tempo em que o canal será percebido ocupado por outros nós será menor do que o período de tempo em que o canal é percebido ocupado quando, por exemplo, a falha de recebimento ocorre no quadro de dados. Em cada caso, essa duração de tempo dependerá de quais quadros foram transmitidos pelo canal, seus correspondentes atrasos de propagação, e os demais intervalos de tempo definidos pelo protocolo, como os intervalos de tempo SIFS, DIFS e EIFS definidos no padrão IEEE 802.11 [17] e empregados no RIMP. Feitas essas considerações, considere que t^{rtr} , t^{dat} , e t^{ack} denotem as durações de tempo correspondentes a cada um dos três eventos listados anteriormente, teremos então que

$$t^{rtr} = RTR + \rho + EIFS \quad (4.31)$$

$$t^{dat} = RTR + \rho + SIFS + DATA + \rho + EIFS \quad (4.32)$$

$$t^{ack} = RTR + \rho + SIFS + DATA + \rho + SIFS + BLOCK_ACK + \rho + EIFS. \quad (4.33)$$

Desta forma, o tempo médio t_j^{uns} em que o canal é percebido ocupado por um nó j devido a uma falha de negociação pelo canal é finalmente dado por

$$t_j^{uns} = t^{rtr} \tilde{q}_j^{rtr} + t^{dat} \tilde{q}_j^{dat} + t^{ack} \tilde{q}_j^{ack}. \quad (4.34)$$

em que \tilde{q}_j^{rtr} , \tilde{q}_j^{dat} , e \tilde{q}_j^{ack} representam, respectivamente, as probabilidades de falha na recepção de um quadro de RTR, dados ou ACK para todos os seus destinatários pretendidos. A determinação destas probabilidades é obtida de por intermédio da Equação (4.2) e sua forma será inteiramente análoga as probabilidades p_j e d_j que foram previamente determinadas neste capítulo.

Além da probabilidade de sucesso na recepção de *algum* dado pelo nó j , dada por $(1 - d_j)$, é igualmente importante conhecer a probabilidade com a qual o nó j recebe exatamente dois pacotes de dados entre duas visitas consecutivas ao estado $(0,0)$ da cadeia de Markov. Essa probabilidade representa o evento no qual ocorre a múltipla recepção de pacotes por parte do nó j . Como duas visitas consecutivas ao estado $(0,0)$ da cadeia de Markov invariavelmente significam que *algum* pacote de dados foi recebido com sucesso por j , temos que a probabilidade dada pela Equação (4.14) não é o bastante para que esse evento seja corretamente modelado, dado que a mesma não está condicionada ao fato de algum pacote de dados já ter sido recebido com sucesso. Desta forma, denotaremos esta probabilidade por P_{MRP} , e a mesma será traduzida da seguinte forma: j recebe dois pacotes de dados dado que ele recebeu *algum* pacote de dados com sucesso. Esse condicionamento se encontra vinculado à alteração realizada na própria definição do protocolo (com o objetivo de simplificar as análises matemáticas), que especifica: a janela de contenção permanece em W_{max} até que *pelo menos* um pacote de dados seja recebido com sucesso pelo nó de consulta. Podemos, então, expressar a probabilidade de ocorrência desse evento por

$$\begin{aligned}
P_{MRP} &= P\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso} \mid j \text{ recebe algum pacote de dados com sucesso}\} \\
&= \frac{P\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso}, j \text{ recebe algum pacote de dados com sucesso}\}}{P\{j \text{ receber algum pacote de dados com sucesso}\}} \\
&= \frac{P\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso}\}}{P\{j \text{ receber algum pacote de dados com sucesso}\}}.
\end{aligned} \tag{4.35}$$

em que a última passagem decorre do fato de $\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso}\} \subset \{j \text{ recebe algum pacote de dados com sucesso}\}$. Além disso, a expressão obtida se encontra definida por intermédio das Equações (4.14) e (4.19). Na sequência, podemos calcular a vazão média de cada nó $j \in V$, que é simplesmente a quantidade média de dados úteis que o nó j recebe com sucesso por unidade de tempo. Como mencionado anteriormente, devemos notar que estamos tratando unicamente com redes saturadas. Portanto, a vazão média S_j de cada nó $j \in V$ será dada pela razão entre o tamanho médio útil do pacote de dados \bar{P}_j que j recebe, pelo tempo médio necessário para que j tenha esses dados servidos \bar{T}_j^{serv} . Consequentemente,

$$S_j = \frac{\bar{P}_j}{\bar{T}_{B_j}} \tag{4.36}$$

em que \bar{T}_{B_j} representa o tempo médio de serviço do nó j , e \bar{P}_j simboliza o tamanho médio do pacote que é recebido pelo nó j a cada duas visitas consecutivas ao estado $(0,0)$ da cadeia de Markov ou, de forma equivalente, a cada tempo de serviço. Para o cálculo de \bar{P}_j , vamos considerar que o tamanho médio dos pacotes de dados definidos pelo protocolo seja \bar{P} . Desta forma, teremos que

$$\begin{aligned}
\bar{P}_j &= 2\bar{P} \times P\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso}\} \\
&+ \bar{P} \times P\{j \text{ receber um único pacote de dados com sucesso}\}
\end{aligned} \tag{4.37}$$

em que

$$\begin{aligned}
P\{j \text{ receber um único pacote de dados com sucesso}\} &= P_I + P_{II} + P_{IV} + P_V \\
&= P\{j \text{ receber algum pacote de dados com sucesso}\} \\
&- P\{j \text{ receber dois pacotes de dados com sucesso}\}
\end{aligned} \tag{4.38}$$

4.4 CONCLUSÕES

Neste capítulo, nós detalhamos o protocolo MAC proposto no presente trabalho, denominado RIMP. Em essência, o RIMP é um protocolo por iniciativa do receptor que emprega em sua camada física um esquema de codificação/decodificação conhecido por V-BLAST. No que diz respeito a sua camada MAC, o RIMP apresenta as seguintes características: sincronismo, em nível de quadros, entre nós vizinhos; a possibilidade da múltipla recepção de pacotes de dados por todos os nós da rede; e o controle da taxa de consultas desencadeadas pelos nós de consulta, que segue como uma consequência da utilização da cadeia de recuo exponencial binária DCF IEEE 802.11 quando revertida e aplicada a um protocolo por iniciativa do receptor.

Após a definição das regras do protocolo propriamente ditas, e a definição de todos os quadros envolvidos em sua operação, o RIMP foi modelado empregando-se o modelo analítico apresentado no Capítulo 2. Este modelo se concentra nas interações entre a camada MAC e quaisquer outras camadas que com ela troque informações (direta ou indiretamente), e no impacto que cada nó possui na dinâmica de cada outro nó da rede – tudo convenientemente transportado através da utilização de matrizes de interferência.

Por fim, por se tratar de um tópico extenso, a validação da modelagem analítica utilizada neste capítulo, assim como do próprio RIMP será adiada para o próximo capítulo.

5 RESULTADOS DE SIMULAÇÕES

5.1 INTRODUÇÃO

Após considerar a descrição das técnicas de modulação/codificação utilizadas na camada física do protocolo proposto, realizada no Capítulo 3, e a descrição do algoritmo de recuo aleatório envolvido na operação da camada de acesso ao meio, realizada no Capítulo 4, serão apresentados, neste capítulo, os resultados de simulação para o desempenho do RIMP.

Inicialmente, serão apresentados os cenários de simulação para a validação das alterações realizadas na modelagem analítica introduzida em [2], de forma que os efeitos de múltipla recepção de pacotes fossem capturados pelo modelo. Em seguida, serão mostrados resultados de simulação para topologias de redes mais realistas com o objetivo de comparar o desempenho do RIMP com o IEEE 802.11b. Enquanto que as simulações anteriores abordaram questões relativas apenas à vazão da rede, a conclusão deste capítulo dar-se-á com simulações relativas à justiça da rede.

5.2 VALIDAÇÃO DA MODELAGEM PROPOSTA

A modelagem analítica empregada em nossa análise de desempenho de rede foi inicialmente introduzida em [38, 44, 2]. Neste primeiro momento, pôde-se verificar a precisão do modelo analítico proposto, que era capaz de determinar, com erros relativos muitas vezes inferiores a 10% quando comparado com simuladores a eventos discretos, a vazão individual dos nós de uma rede *ad hoc* com tráfego saturado. Desta forma, uma maneira de procedermos à validação da modelagem analítica para o RIMP seria admitir a validade do modelo analítico desenvolvido previamente [38, 44, 2] e, com base na validade comprovada anteriormente, partir diretamente para avaliação do protocolo MAC-MPR sob diferentes topologias e condições de canal. Em contraste, uma abordagem alternativa de se proceder seria a realização de simulações em cenários de rede realistas; contudo, essas simulações deveriam estar acompanhadas de resultados provenientes de alguma outra fonte confiável ¹. Em concordância com essa segunda abordagem, poderíamos realizar algumas simulações de rede em nível de camada de enlace de dados (ou MAC e PHY) com o auxílio de um simulador a eventos discretos e, em um segundo momento, comparar os resultados obtidos com aqueles fornecidos pelo modelo analítico “adaptado” para a múltipla recepção de pacotes. Embora essa segunda abordagem pareça interessante, o processo de implementação em um simulador a eventos discretos de um protocolo de rede, como o que é proposto neste trabalho, é, por si só, um trabalho longo, de forma que essa abordagem deverá ser, infelizmente, descartada neste momento. Finalmente, uma terceira abordagem para se proceder na validação das alterações realizadas na modelagem analítica seria realizar testes em cenários simples o bastante para que inferências possam ser realizadas com o mero conhecimento da topologia da rede e dos parâmetros empregados nas camadas PHY e MAC da mesma. Apesar dessa abordagem não ser tão precisa quanto à comparação dos resultados obtidos com os de um simulador

¹Fontes confiáveis para realizar simulações poderiam incluir: NS-3 [47], OPNET [57] e etc.

acreditado pela comunidade científica, é possível que ela forneça perspectivas qualitativas valiosas sobre a corretude do modelo com um esforço de implementação reduzido. Desta forma, na sequência, dar-se-á início ao terceiro procedimento de validação levantado.

No contexto da modelagem do protocolo MAC para múltipla recepção de pacotes que foi desenvolvido nos capítulos anteriores, isto é, para o caso de no máximo dois vizinhos consultados, o cenário mais simples que se pode imaginar é aquele em que a rede é constituída apenas por três nós. Nesse cenário, cada nó realiza consultas para seus dois vizinhos em busca de pacotes endereçados para ele sempre que o protocolo permitir. Essa configuração de rede segue ilustrada na Figura 5.1. Como pode ser observado, o posicionamento dos nós no terreno é realizado de maneira que eles estejam a uma distância máxima de $20\sqrt{2} m$ entre si. Essa escolha não foi arbitrária, e tem o propósito de garantir um enlace de boa qualidade entre todos os nós para que, nesse primeiro momento, os efeitos da camada física possam ser minimizados dada a proximidade dos nós.

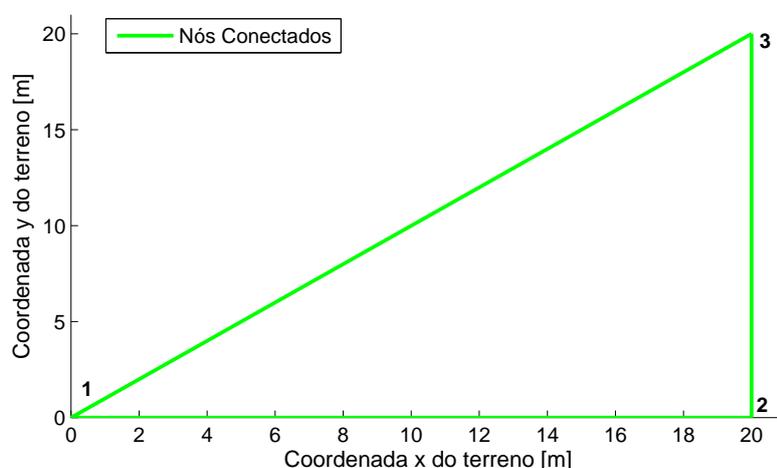


Figura 5.1: Topologia para a rede de 3 nós empregada na validação da modelagem analítica. Cenário primeiro: caso totalmente conectado.

Para levantamento dos resultados numéricos, empregou-se, em relação ao modelo de perda de propagação de caminho, o modelo de reflexão de dois raios [46]. Efeitos de sombreamento ou efeitos de pequena escala de desvanecimento por múltiplos caminhos são considerados na modelagem por intermédio de uma distribuição Rayleigh. Assumimos que erros nos *bits* de um quadro acontecem de forma independente, como é assumido em simuladores a eventos discretos como o NS-3 [47] e o Qualnet [48]. Além disso, foi empregado o espalhamento espectral de sequência direta (DSSS), com uma taxa de *bit* de 1 Mb/s por antena transmissora. Os nós consultados transmitem com uma antena cada para os nós de consulta, os quais empregam todas as suas antenas disponíveis para a recepção/decodificação dos pacotes transmitidos. Também é assumido tráfego saturado em todos os nós da rede. Um resumo dos demais parâmetros utilizados para as camadas PHY e MAC neste e nos próximos cenários desta seção pode ser verificado na Tabela 5.1.

Os resultados relativos à vazão individual dos nós posicionados no terreno da Figura 5.1 podem ser observados na Figura 5.2. Dentre as observações qualitativas cabíveis, pode-se observar que o nó 2 da rede apresenta uma vazão ligeiramente superior à vazão dos nós restantes, aproximadamente 7% superior, que se deve ao fato dele ser o único nó distando apenas 20 m dos demais nós da rede. Além disso,

Tabela 5.1: Parâmetros de Simulação: camadas MAC e PHY.

MAC		PHY	
W_{min}	32	Temperatura (Kelvin)	290
W_{max}	1024	Fator de Ruído	10
MAC Header (bytes)	34	Potência de transmissão (dBm)	7
BLOCK ACK (bytes)	78	Sensibilidade do Receptor (dBm)	-91.0
CTS (bytes)	38	Limiar de Recepção (dBm)	-81.0
RTR (bytes)	78	Número de Antenas Transmissoras	2
Payload (bytes)	1000	Número de Antenas Receptoras	3
Slot Time (μsec)	20		
SIFS (μsec)	10		
DIFS (μsec)	50		
EIFS (μsec)	364		

devido às dimensões reduzidas do terreno empregado, não deveríamos observar efeitos de reuso espacial presentes na rede, isto é, a rede obtida é, em essência, totalmente conectada. Desta forma, caso a vazão agregada da rede supere a taxa de transmissão dos nós presentes na mesma, podemos atribuir esse fato aos efeitos da múltipla recepção de pacotes. Com efeito, a taxa de transmissão (em b/s) das interfaces dos nós é de 1 Mb/s; mas, a vazão agregada obtida para este cenário foi de 1.78 Mb/s, de forma que podemos concluir, ao menos neste primeiro momento, que os efeitos de múltipla recepção de pacotes estão sendo, de fato, incorporados pelo modelo analítico. Essa última dedução decorre das políticas empregadas no protocolo MAC proposto, apresentado no Capítulo 4, segundo as quais o mecanismo de detecção de portadora implicaria no compartilhamento do canal entre os nós. Desta forma, assumindo um cenário de rede em que os nós transmitem a 1 Mb/s, e considerando que os mesmos estão em proximidade um do outro, não havendo múltipla recepção de pacotes, teríamos apenas uma vazão agregada de, no máximo, 1 Mb/s em razão deste compartilhamento do meio de transmissão.

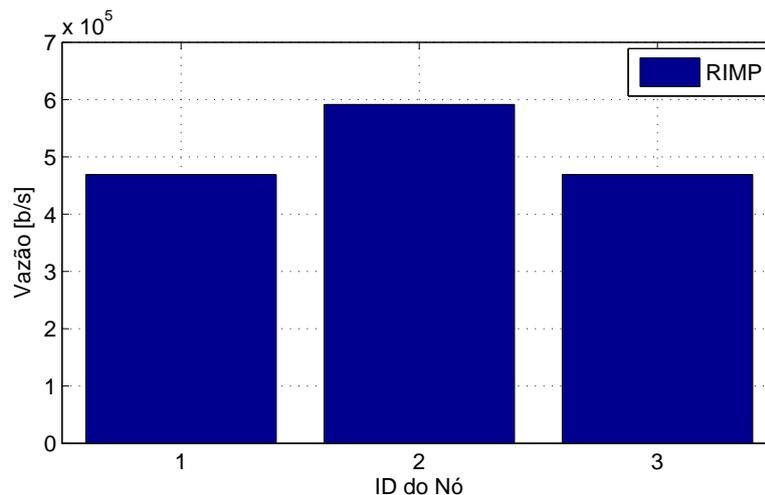


Figura 5.2: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.1 mediante a utilização do RIMP.

Na sequência, vamos considerar a topologia de rede apresentada na Figura 5.3. Nesse cenário, a única alteração realizada foi a do afastamento do nó 1 da rede dos demais nós nela presentes. Mais especificamente, o novo conjunto de coordenadas do nó 1 (80,0) posiciona-o a 60 m do nó 2, e a $20\sqrt{10}$ m do nó 3. Os resultados obtidos para a vazão individual dos nós da rede podem ser visualizados na Figura 5.4.

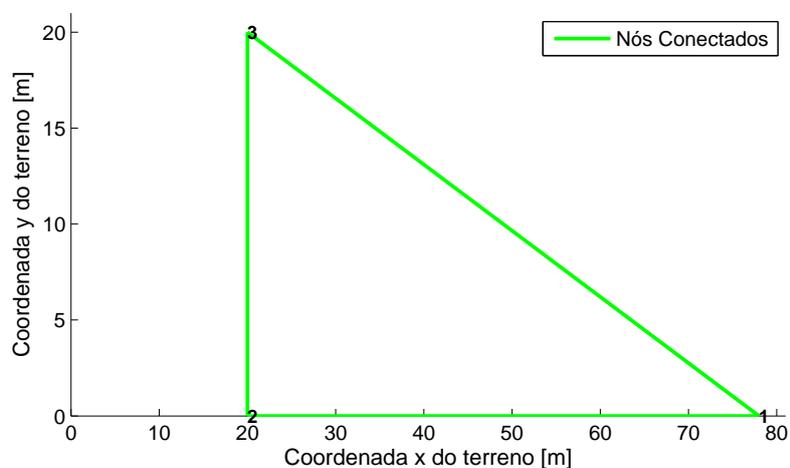


Figura 5.3: Topologia para a rede de 3 nós empregada na validação da modelagem analítica. Cenário segundo: nó de ID 1 é afastado dos nós 2 e 3.

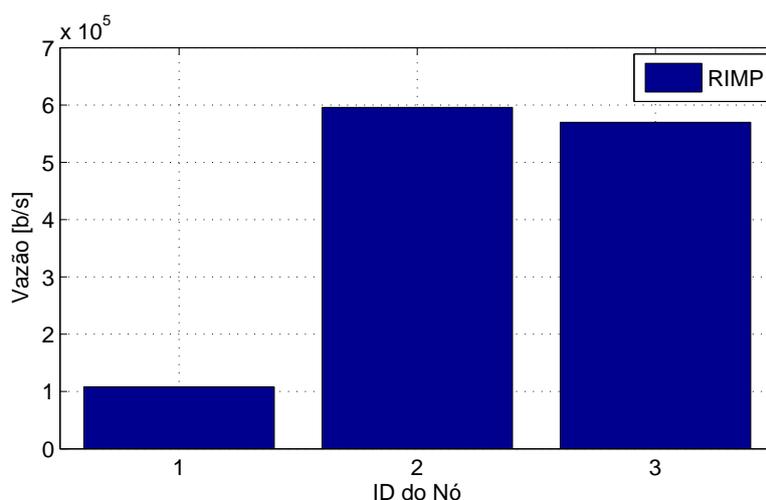


Figura 5.4: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.3 mediante a utilizando do RIMP.

Inicialmente, podemos observar que a vazão do nó 1 foi significativamente deteriorada, levando-nos a acreditar que os efeitos de camada física começam a se tornar evidentes. Mais do que isso, podemos observar que a separação empregada entre os nós começa a prejudicar o enlace de rede entre o nó 1 e os demais, impactando negativamente na vazão dos mesmos. Uma análise semelhante pode ser empregada para determinar um conjunto de posições entre os nós que proporcione um desempenho aceitável para uma determinada aplicação com um esforço computacional relativamente pequeno. Essa característica torna a modelagem analítica utilizada uma ferramenta de projeto valiosa. Finalmente, como a soma das vazões individuais dos nós 2 e 3 ainda é superior à taxa de transmissão de *bit* empregada no sistema, somos

conduzidos à conclusão de que ainda ocorre a múltipla recepção de pacotes na rede, contudo com uma frequência menor. Podemos chegar à mesma conclusão ao observar o seu evento simétrico, isto é, o fato de o nó 1 apresentar vazão não nula indica claramente que ele ainda pode participar de um envio conjunto de dados após o recebimento de um pacote de RTR por parte dos nós 2 ou 3.

Para finalizar esta etapa inicial de confirmação da validade da modelagem analítica desenvolvida, devemos considerar a topologia de rede retratada na Figura 5.5. Nesse cenário, o nó 1 é posicionado no terreno de forma que ele perca totalmente a conectividade com os demais nós da rede. Desta forma, deveríamos observar como resultado uma rede totalmente conectada, de tráfego saturado, e constituída por dois nós transmitindo um para o outro segundo um protocolo por iniciativa do receptor e sem que ocorra a múltipla recepção de pacotes. As vazões individuais obtidas para os nós ilustrados na Figura 5.5 podem ser observadas na Figura 5.6. Nesta última figura, podemos observar que o nó 1, de fato, não apresenta nenhuma vazão, conforme era previsto. Além disso, observamos finalmente um cenário em que a vazão agregada da rede seja de 0.84 Mb/s, i.e., inferior à taxa de transmissão de *bit* empregada na camada física dos nós, que era de 1 Mb/s. Esse último resultado é, inclusive, coerente com aqueles obtidos em trabalhos passados [21, 22] que concordam com uma eficiência de canal da ordem de 80% para protocolos iniciados no receptor em condições similares de operação.

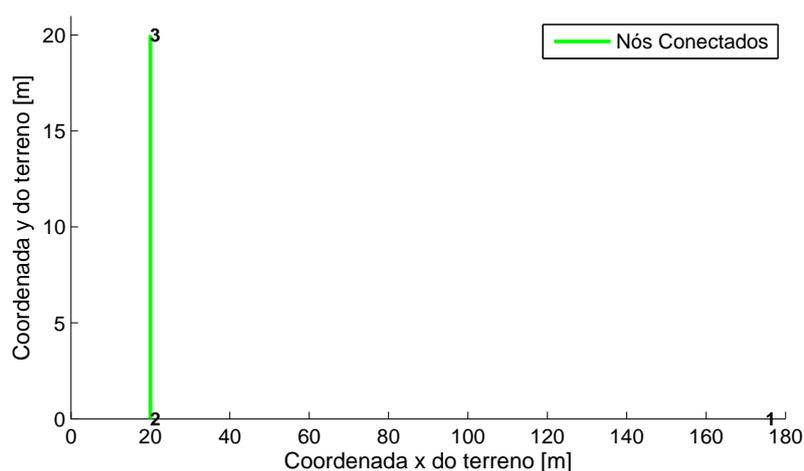


Figura 5.5: Topologia para a rede de 3 nós empregada na validação da modelagem analítica. Cenário terceiro: nó de ID 1 é “desconectado” dos nós 2 e 3.

5.3 DESEMPENHO DO PROTOCOLO PROPOSTO EM REDES REALISTAS

Os resultados obtidos na Seção 5.2 estão de acordo com o que está previsto pela teoria. No entanto, as topologias analisadas até então (neste capítulo) contêm apenas 3 nós. Esse último fato é extremamente importante, uma vez que no Capítulo 4, uma série de simplificações foram feitas de forma que os efeitos da múltipla recepção de pacotes pudessem ser incorporados na modelagem analítica em apreço. Dentre essas simplificações, produtos cruzados de termos considerados “pequenos” foram desprezados. Todavia, foi comentado que esses termos desprezados crescem em função do número de nós presente na rede. Desta

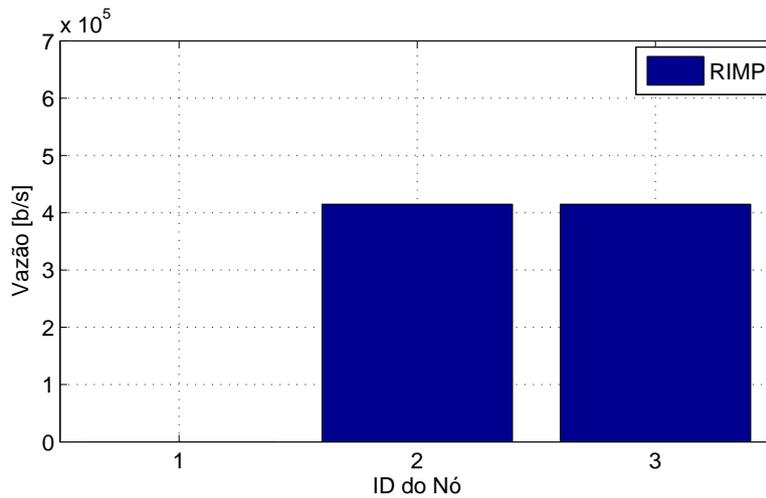


Figura 5.6: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.5 mediante a utilização do RIMP.

forma, é de se esperar que exista um número de nós a partir do qual a modelagem analítica comece a gerar resultados enganosos. Infelizmente, a determinação desse número de nós não é uma tarefa trivial, uma vez que ele dependerá da topologia de rede escolhida e, como consequência, das interações existentes entre *todos* os nós da rede. Como uma medida de segurança, foram realizadas diversas simulações nas quais a consistência dos resultados obtidos estava em análise. Feito esse estudo, chegou-se à conclusão de que resultados válidos eram *sempre* obtidos para redes com menos do que 50 nós. Contudo, acima desse número de nós, e a depender da topologia de rede escolhida, resultados erráticos eram passíveis de se obter. Desta forma, ao longo deste capítulo, o número de nós escolhido para cada topologia será sempre inferior a 50.

A primeira topologia a ser analisada consiste de um terreno com dimensões $250 \times 250 \text{ m}$ no qual 25 nós são aleatoriamente distribuídos, resultando em uma densidade espacial de nós de $4 \times 10^{-4} \frac{\text{nós}}{\text{m}^2}$. Para viabilizar a múltipla recepção de pacotes e para garantir que exista considerável contenção entre os nós presentes na rede, foi feita a imposição de que *todo* nó possuísse, pelo menos, três vizinhos. Além disso, esses vizinhos estão dispostos a uma distância máxima de 55 m entre si. O objetivo de controlarmos essa distância máxima entre os nós é uma tentativa de garantir certo nível de conectividade entre eles, e verificar o efeito que essa distância exerce no desempenho global da rede. Além disso, cada pacote de RTR enviado é destinado a um conjunto de dois nós, os quais devem responder com uma única antena cada. O nó receptor, por sua vez, possui três antenas de forma a viabilizar não apenas a correta recepção e decodificação dos pacotes de dados recebidos, mas com o objetivo adicional de inserir um grau de diversidade espacial no processo de decodificação [14], conferindo, assim, maior robustez ao sistema. A topologia resultante pode ser visualizada na Figura 5.7.

Em relação ao modelo de perda de propagação de caminho, empregou-se o modelo de reflexão de dois raios [46] para levantamento dos resultados numéricos. Efeitos de somreamento ou efeitos de pequena escala de desvanecimento por múltiplos caminhos são considerados na modelagem do IEEE 802.11b por intermédio de uma distribuição Rician com K igual a unidade ². Assumimos que erros nos *bits* de um

²Este valor é imposto para conferir ao canal uma qualidade similar àquela empregada pelo V-BLAST ($K = 0$) no RIMP.

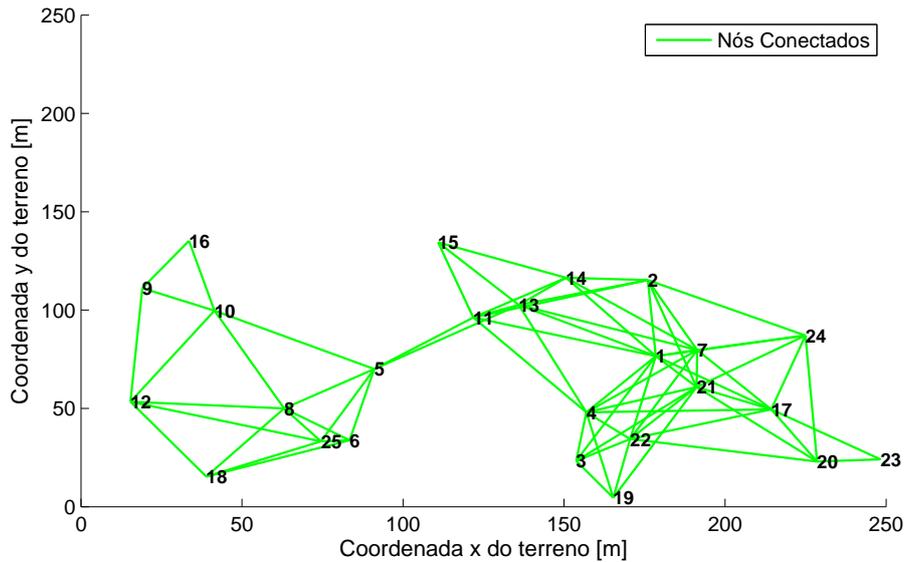


Figura 5.7: Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: 250×250 m.

quadro acontecem de forma independente, como é assumido em simuladores a eventos discretos como o ns-3 [47] e o qualnet [48]. Além disso, foi empregado o espalhamento espectral de sequência direta (DSSS) da camada física do IEEE 802.11b, com uma taxa de *bit* de 1 Mb/s sobre modulação DBPSK. Também é assumido tráfego saturado em todos os nós da rede. Um resumo dos demais parâmetros utilizados para as camadas PHY e MAC neste e nos próximos cenários pode ser conferido na Tabela 5.2.

Tabela 5.2: Parâmetros de Simulação: camadas MAC e PHY.

MAC		PHY	
W_{min}	32	Temperatura (Kelvin)	290
W_{max}	1024	Fator de Ruído	10
MAC Header (bytes)	34	Potência de transmissão (dBm)	7
ACK (bytes)	38	Sensibilidade do Receptor (dBm)	-91.0
CTS (bytes)	38	Limiar de Recepção (dBm)	-81.0
RTS (bytes)	44	Modelo de Recepção de Pacotes	BER
RTR (bytes)	44	Fator Rician (K)	1
Payload (bytes)	1000		
Slot Time (μ sec)	20		
SIFS (μ sec)	10		
DIFS (μ sec)	50		
EIFS (μ sec)	364		

As vazões individuais para cada nó obtidas para a topologia ilustrada na Figura 5.7 podem ser vistas na Figura 5.8. Nesse último gráfico, as vazões obtidas para esta topologia por intermédio do RIMP, são dispostas lado a lado com as vazões obtidas para a mesma topologia quando o protocolo em consideração é

o IEEE 802.11b. Em ambos os protocolos avaliados, os pares de nós transmissores/receptores são idênticos. Contudo, é evidente que duas diferenças fundamentais entre esses pares estão presentes, são elas: a inversão dos papéis de transmissor/receptor a depender do protocolo em análise; e o fato do protocolo proposto realizar as consultas de forma simultânea a todos os seus vizinhos, enquanto que os nós do IEEE 802.11 devem escolher apenas um único vizinho para transmitir a cada nova rodada de tentativas.

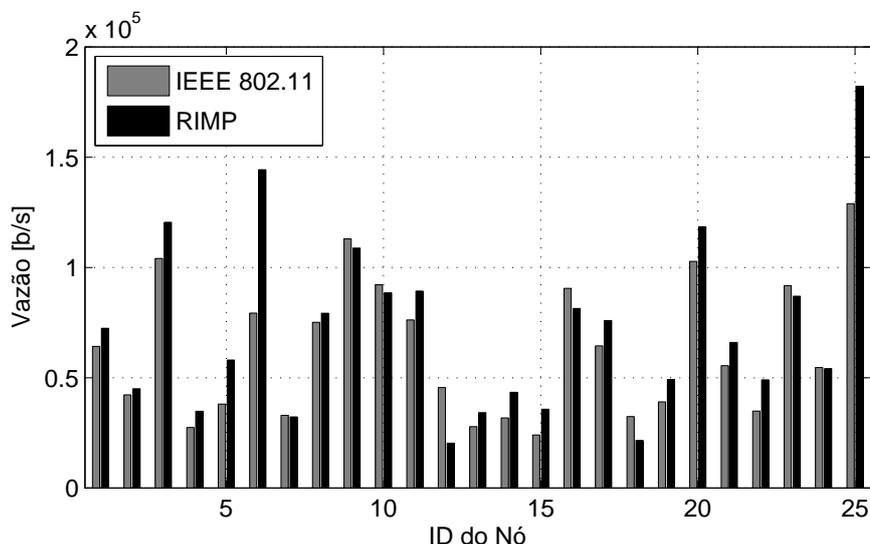


Figura 5.8: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.7 mediante a utilização do RIMP.

De acordo com os resultados fornecidos pela Figura 5.8, o RIMP apresentou uma vazão, em média, 14,86% superior àquela apresentada pelo IEEE 802.11b. Em uma primeira análise, podemos concluir que o ganho de vazão obtido pela adição da múltipla recepção de pacotes é pequeno; contudo, somos levados a acreditar que o responsável pelo diminuto desempenho obtido é, na verdade, resultado da baixa qualidade da maioria dos enlaces entre os nós dada a distância média entre eles e o desvanecimento relativamente forte, de forma que a múltipla recepção de pacotes não ocorre com uma frequência maior. Essa conclusão é resultado da observação dos valores de probabilidade para a ocorrência da múltipla recepção de pacotes, como definidos pela Equação (4.14), que são obtidos por intermédio do modelo analítico para ambos: o cenário atual e os cenários descritos na Seção 5.2. Mais especificamente, os valores obtidos para as probabilidades de múltipla recepção de pacotes na Seção 5.2 são, em média, muito superiores aos valores obtidos neste ponto para a topologia de rede ilustrada na Figura 5.7. Além disso, considerando-se que parte significativa das topologias de rede analisadas na Seção 5.2 são totalmente conectadas, acreditamos que fatores referentes à camada física possam explicar essa disparidade de valores. Em seguida, a validade desta hipótese é testada ao estudarmos uma segunda topologia de rede.

A Figura 5.9 retrata uma topologia de rede contendo 25 nós dispostos aleatoriamente em um terreno de $100 \times 100 \text{ m}$, resultando em uma densidade espacial de nós de $2.5 \times 10^{-4} \frac{\text{nós}}{\text{m}^2}$. O mesmo conjunto de imposições realizadas anteriormente no que diz respeito à vizinhança dos nós é feito nesse momento, exceto, pela distância máxima permitida entre os nós da rede, que nesse momento é de 40 m . Essa diferença pode parecer “pequena” percentualmente; contudo, desta vez, é obtido um ganho de vazão médio de 51,04% para o RIMP, em relação ao desempenho obtido pelo IEEE 802.11b (Esta afirmação pode ser verificação

na Figura 5.10).

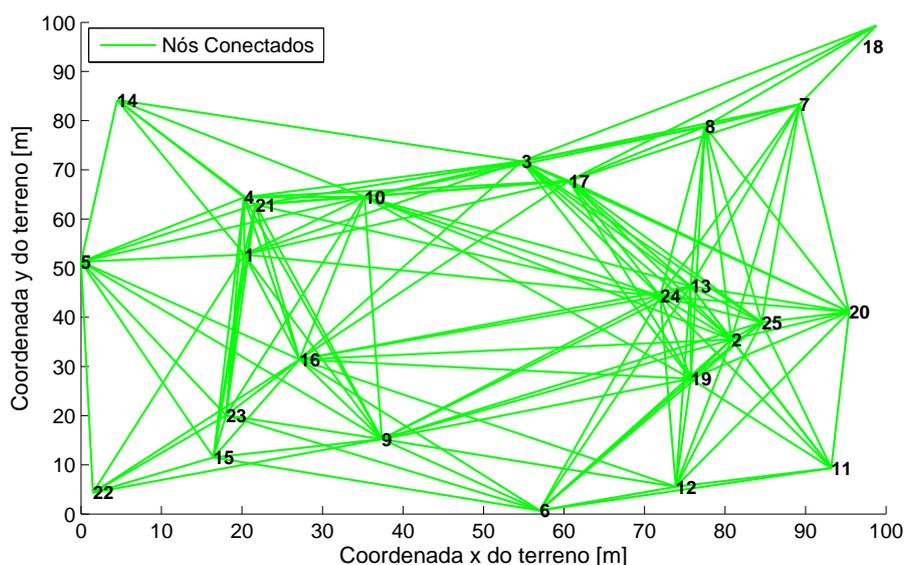


Figura 5.9: Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: 100×100 m.

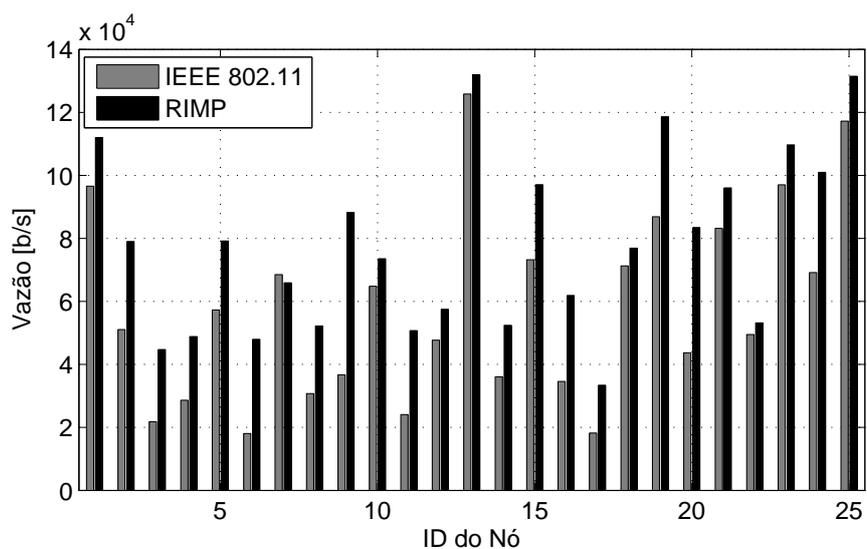


Figura 5.10: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.9 mediante a utilizando do RIMP.

Esse resultado confirma a nossa hipótese anterior de que a qualidade do enlace obtido no cenário passado não era adequada aos requerimentos de utilização do V-BLAST, que são notadamente superiores aos do IEEE 802.11. Mais especificamente, tem-se que os requerimentos de utilização do V-BLAST são maiores, principalmente para regiões de baixa relação sinal ruído, do que aqueles demandados por um protocolo SISO que empregue, por exemplo, um esquema DBPSK. Em contraste, é de se esperar que exista um valor de proximidade máxima entre os nós a partir do qual o ganho médio de vazão da múltipla recepção de pacotes comece a diminuir. Essa última afirmação é um resultado esperado das interações

existentes entre a qualidade do enlace obtido na rede (PHY) e o nível de contenção existente entre os nós (MAC), pois, enquanto que o primeiro tende a se estabilizar na medida em que a rede tende a tornar-se totalmente conectada, o segundo tende a aumentar até que a rede atinja este estado de conectividade. Segundo essa última configuração totalmente conectada, temos pouca influência da camada física devido à grande proximidade entre os nós. Porém, obtemos um grande nível de contenção na rede pelo fato de não haver mais reuso espacial (transmissões simultâneas) na mesma. Em seguida, duas novas topologias de rede serão consideradas para que possamos verificar a validade dessas inferências.

A Figura 5.11 ilustra uma topologia de rede em que 25 nós são dispostos aleatoriamente em um terreno de dimensões $50 \times 50 \text{ m}$. Isto é, obtém-se uma densidade espacial de nós de $1 \times 10^{-2} \frac{\text{nós}}{\text{m}^2}$. A máxima distância permitida entre conjuntos de nós vizinhos na rede é de 35 m . A partir da Figura 5.12, pode-se concluir que o ganho médio de vazão obtido para o protocolo proposto é de 68, 39% em relação ao desempenho obtido pela utilização do IEEE 802.11. Isto é, o ganho de vazão médio obtido para essa topologia de rede específica ainda continua crescendo. De acordo com as hipóteses levantadas anteriormente, conclui-se, então, que a rede em estudo ainda é não totalmente conectada, de forma que ainda é possível elevar os níveis de contenção observados na mesma. Para tal, um último cenário de rede é considerado a seguir.

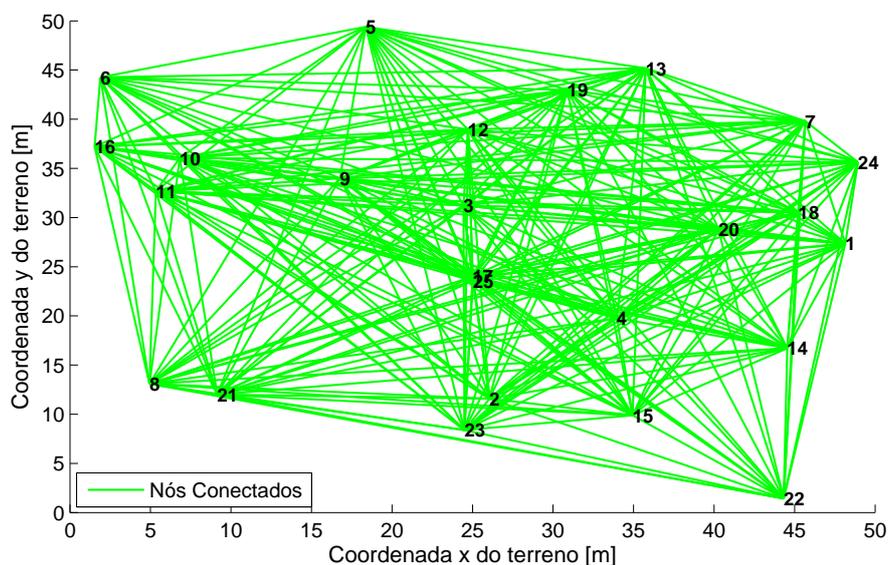


Figura 5.11: Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: $50 \times 50 \text{ m}$.

A Figura 5.13 ilustra uma topologia de rede em que 25 nós são dispostos aleatoriamente em um terreno de dimensões $20 \times 20 \text{ m}$, resultando em uma densidade espacial de nós de $62.5 \times 10^{-3} \frac{\text{nós}}{\text{m}^2}$. A máxima distância permitida entre conjuntos de nós vizinhos na rede é de 28 m . A Figura 5.14 retrata as vazões individuais obtidas para cada nó que é ilustrado na Figura 5.13 quando da utilização do protocolo proposto assim como quando da utilização do IEEE 802.11.

Como pode ser observado, o ganho médio de vazão obtido para o protocolo proposto é de 67, 29%, que é inferior ao ganho médio de vazão obtido no cenário anterior. Novamente, a explicação para este fato reside no aumento dos níveis de contenção obtidos na rede, que não se deve apenas ao aumento na

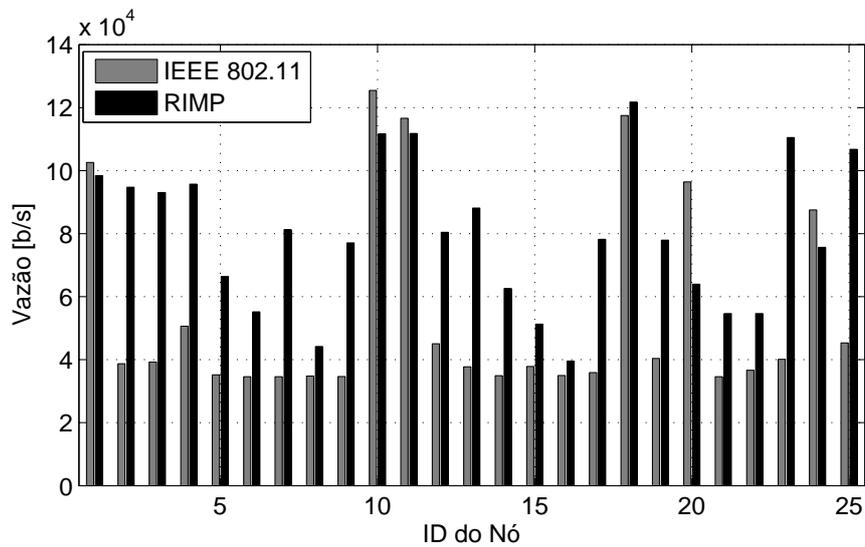


Figura 5.12: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.11 mediante a utilizando do RIMP.

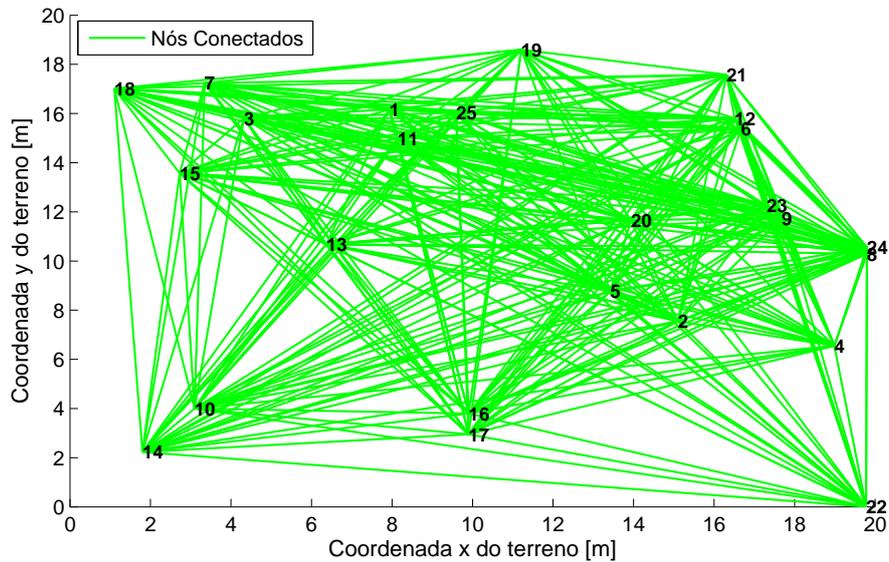


Figura 5.13: Topologia para a rede de 25 nós empregada na validação da modelagem analítica em redes realistas. Dimensões do terreno: 20×20 m.

proximidade entre os nós, mas também é atribuído ao acréscimo de agressividade que é incorporado à rede pela utilização de mecanismos de múltipla recepção de pacotes. Mais especificamente, a possibilidade de que vários nós acessem o canal simultaneamente para responder a uma consulta (RTR) aumenta a possibilidade de observarmos colisões na mesma, justificando-se, assim, os resultados observados.

Por fim, um resultado estatisticamente mais significativo é obtido se nós avaliarmos o desempenho do RIMP em um número maior de diferentes topologias de rede. Com este propósito, são consideradas 30 topologias de rede com 35 nós cada, todas geradas, tal como antes, aleatoriamente — porém com restrições mínimas quanto ao número de vizinhos de cada nó da rede. As topologias utilizadas no cálculo

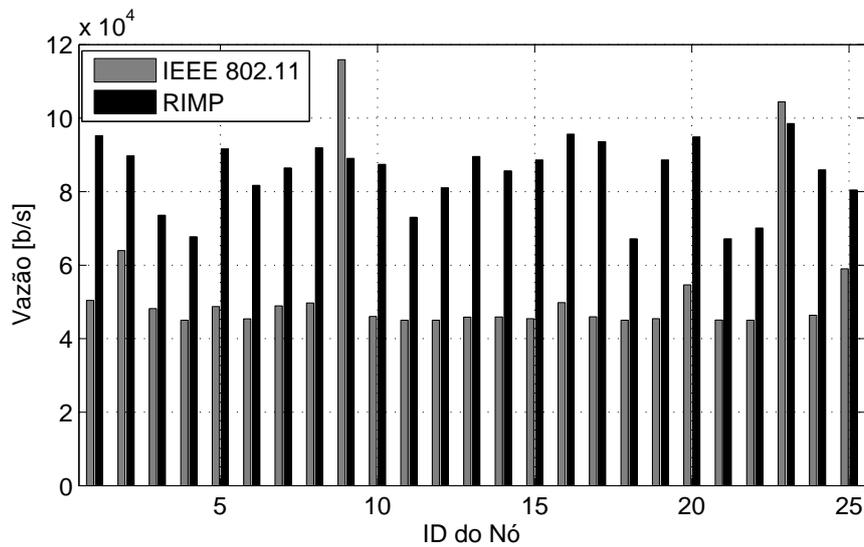


Figura 5.14: Vazões médias individuais (em nível de enlace) para os nós da Figura 5.13 mediante a utilização do RIMP.

dos histogramas são similares àquelas ilustradas na Figura 5.9. O ganho geral médio em vazão obtido é de 56,88% para o protocolo proposto em relação ao IEEE 802.11b. Esse resultado é apresentado na Figura 5.15, em que a consistência dos resultados obtidos pode ser verificada.

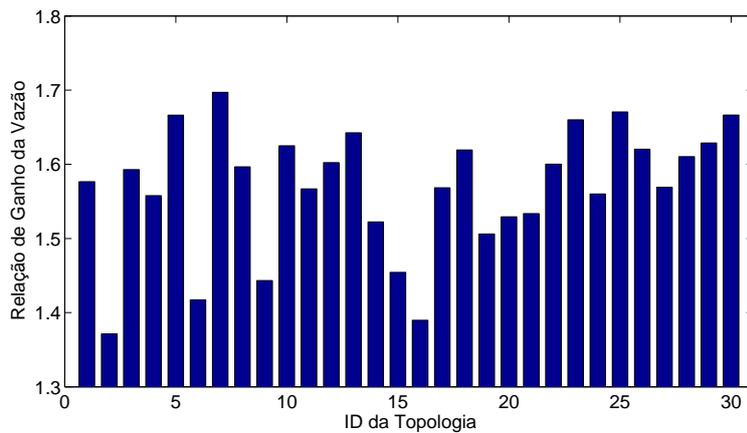


Figura 5.15: Análise de vazão: RIMP \times IEEE 802.11b quando consideradas 30 topologias de rede com 35 nós cada. Valor médio dos ganhos obtidos = 56,88%.

5.4 ANÁLISE DA JUSTIÇA DE REDE

A função de coordenação distribuída do IEEE 802.11, (DCF, do inglês *distributed coordination function*), em particular, é bem conhecida por apresentar problemas sérios de justiça [58] na operação rede. De fato, sabe-se que ela tende a beneficiar os nós que adquiriram o canal pela última vez em relação às novas tentativas de acesso em um dado instante de tempo. Isso acontece porque os nós que foram bem sucedidos

em transmitir seus quadros devem reduzir o tamanho de suas janelas de contenção, enquanto que o contrário acontece para aqueles nós que não foram bem sucedidos ao tentar acessar o canal. Como resultado, um comportamento tendencioso para aqueles nós com um tamanho menor de janela de contenção começa a ocorrer: eles possuirão chances maiores de encontrar o canal livre do que aqueles nós que estão realizando recuo sob grandes tamanhos de janela de contenção. Desta forma, um comportamento mais agressivo é observado nos nós que possuem um tamanho menor de janela de contenção, os quais podem obter maiores valores de vazão e, assim, provocar a inanição dos nós competidores.

Infelizmente, o protocolo que é apresentado neste trabalho para a múltipla recepção de pacotes emprega a DCF do IEEE 802.11 como núcleo de seu algoritmo de controle da taxa de consultas. Assim, espera-se que esse protocolo “herde” essa característica de injustiça com relação ao acesso ao canal. Entretanto, o próprio mecanismo de múltipla recepção de pacotes deveria contribuir na redução da intensidade desse aspecto indesejado, pois devido à possibilidade de recepção de múltiplos pacotes de vizinhos diversos, nós podemos esperar uma redução na probabilidade de falha na recepção/decodificação de *qualquer* pacote por um nó arbitrário. Mais especificamente, como há possibilidade real de se receber vários pacotes de dados simultaneamente, reduz-se a possibilidade de que uma consulta seja realizada sem que nenhum pacote de dados retorne para o nó de consulta com sucesso, reduzindo-se, assim, o tamanho da janela de contenção para todos os acessos feitos no canal. Como consequência, espera-se que, em média, os nós comecem a realizar recuo sob menores tamanhos de janela de contenção, melhorando-se, assim, a justiça no acesso ao canal.

De forma a verificar as inferências anteriores, foram calculadas a justiça de 600 topologias de rede aleatórias para dois protocolos: O IEEE 802.11 e a sua versão com a cadeia de recuo revertida quando adicionada da múltipla recepção de pacotes (RIMP). As avaliações foram realizadas variando-se unicamente a máxima distância permitida entre os nós da rede (uma média de 30 topologias de rede para cada ponto). Essa distância foi escolhida como parâmetro independente em nossa análise, pois ela controla não apenas a qualidade do enlace obtido entre os nós, como também o nível de reuso espacial dentro da rede. Em conformidade, espera-se que tão pior quanto seja o nível de enlace obtido entre os nós da rede, maior seja a probabilidade de falha na recepção de um (ou vários) pacotes de dados, aumentando-se, desta forma, o tamanho da janela de contenção de alguns nós e resultando novamente no problema de justiça que decorre deste fato. Para calcular o nível de justiça da rede, nós utilizamos o *índice de justiça de Jain* [59], que é definido como

$$\text{Índice de Justiça} = \frac{1}{n} \frac{(\sum_{i=1}^n S_i)^2}{\sum_{i=1}^n S_i^2}, \quad (5.1)$$

em que S_j é a vazão de cada nó da rede, enquanto que n é o número de nós contidos na mesma. Com relação ao índice de justiça, quanto maior for o seu valor, mais justa será a rede. A Figura 5.16 retrata os índices de justiça obtidos.

Como pode ser observado, o RIMP apresenta, em média, índices de justiça de rede *sempre* superiores àqueles fornecidos pelo IEEE 802.11b, de forma que nossas conjecturas anteriores, ao menos no que diz respeito aos cenários estudados, são procedentes. Além disso, podemos observar que existe um intervalo de distâncias máximas entre os nós da rede no qual o RIMP apresenta um desempenho muito superior ao IEEE 802.11b. Este intervalo corresponde aos valores compreendidos entre $[20, 50]$ m e poderia ser empregado, por exemplo, no projeto de redes de sensores sem fio com o objetivo de garantir que *todos*

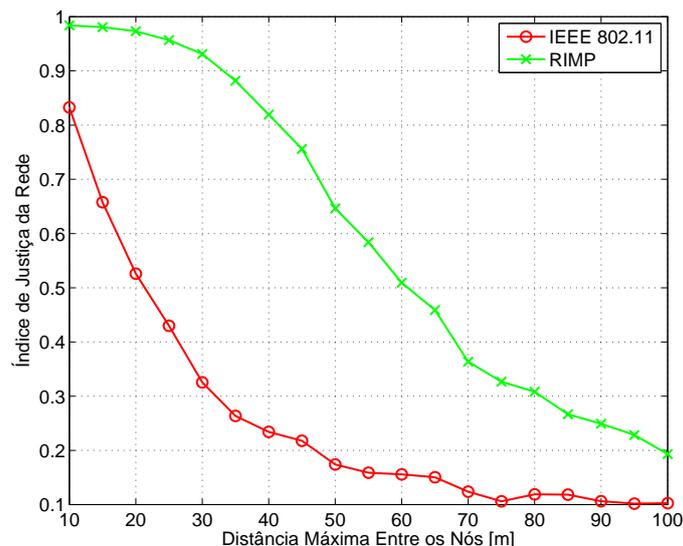


Figura 5.16: Justiça de Acesso ao Canal: comparação entre o RIMP e o IEEE 802.11b para 600 topologias de rede distintas quando variada a qualidade do enlace de rede obtido (máxima distância entre os nós da rede).

os nós possam acessar o canal de forma justa. Por fim, vale destacar que os resultados apresentados na Figura 5.16 são dependentes dos parâmetros empregados na camada física dos protocolos. Desta forma, poderíamos questionar a influência, por exemplo, do fator Rician (K) que foi assumido unitário ao longo de todas as simulações para o IEEE 802.11b. Este estudo, entretanto, será postergado para trabalhos futuros.

5.5 COMPARAÇÃO ENTRE PROTOCOLOS

No Capítulo 2, o desempenho de três protocolos MAC foi avaliado com auxílio da modelagem analítica introduzida em [2], são eles: o IEEE 802.11b; um protocolo por iniciativa do receptor que faz uso do algoritmo de recuo exponencial binário DCF do IEEE 802.11, referido no presente trabalho por RIBB-RR; e, por último, uma variação do RIBB, referida como RIBB proposto ou RIBB-P, em que as consultas desencadeadas pelos nós de consulta ocorrem seguindo-se uma disciplina de priorização de vizinhos, de forma que as consultas aconteçam, com uma maior frequência, com aqueles vizinhos cuja probabilidade de sucesso na troca de pacotes seja estimada como sendo superior pelo protocolo. Adicionalmente, no Capítulo 4, o protocolo MAC núcleo do presente trabalho, referido como RIMP, foi especificado. Todavia, optou-se por adiar a avaliação de desempenho do RIMP até o presente capítulo, com a argumentação de que esta tarefa seria complexa o suficiente para ser tratada à parte.

Todas essas avaliações de desempenho, entretanto, foram realizadas isoladamente, de forma que as comparações entre protocolos sempre ocorriam aos pares, sendo que um dos protocolos normalmente escolhidos era o IEEE 802.11b, o qual foi tomado como referência de desempenho. Embora esta abordagem de avaliação seja consistente com os cenários de validação empregados no passado, precisamos torná-la mais

abrangente. Para tal, nesta seção, realizaremos uma avaliação de desempenho conjunta entre os protocolos: IEEE 802.11b, RIBB-RR, RIBB-P, IEEE 802.11b quando operando com múltiplas antenas, seguindo-se o esquema de codificação/decodificação V-BLAST, em nível de enlace de rede, e o RIMP. Essa avaliação de desempenho se concentrará, em um primeiro momento, na vazão obtida por estes protocolos e, em seguida, na justiça de rede resultante de suas respectivas utilizações.

5.5.1 Cenários utilizados para comparação

5.5.1.1 Modelo do Canal de Rádio

Para fins de validação dos protocolos MAC em apreço, é considerado, inicialmente, um modelo de canal de rádio com efeitos de propagação em grande escala apenas. O modelo de propagação de perda de caminho escolhido é o modelo de reflexão no solo de dois raios [60]. Posteriormente, efeitos de pequena escala são igualmente considerados. Mais especificamente, o modelo Rayleigh de desvanecimento por múltiplos percursos é utilizado.

5.5.1.2 Parâmetros de Análise

Em relação à camada física do IEEE 802.11, é empregado um esquema de espalhamento espectral de sequência direta com uma taxa bruta de bit de 1 Mb/s e modulação DBPSK. Todos os nós têm a mesma potência de transmissão e, para o dado modelo de propagação de perda de caminho empregado, nós selecionamos os limiares de recepção e de varredura de portadora de forma que o alcance dos rádios seja de 200 *m* e o alcance da varredura de portadora seja de 400 *m*, não considerados os efeitos de desvanecimento. A Tabela 5.3 sintetiza o restante dos parâmetros utilizados para as camadas PHY e MAC para o IEEE 802.11 e os demais protocolos.

5.5.1.3 Configuração dos Cenários

Realizam-se 25 simulações, todas em topologias diferentes, para cada protocolo em análise. Em decorrência da configuração dos parâmetros de operação, 25 nós são posicionados aleatoriamente em uma área de 150 × 150 *m*, um cenário grande o bastante para resultar em uma rede não totalmente conectada se considerados efeitos de desvanecimento. A única restrição realizada no posicionamento dos nós no terreno é que cada um possua, pelo menos, três vizinhos a menos de 30 *m* de distância. Essa restrição é adicionada simplesmente para nos certificarmos que todos os nós possuam vizinhos a quem consultar, e que efeitos de contenção de canal estejam seguramente presentes na rede. Nas simulações, cada nó transmite/recebe de um vizinho que esteja presente em sua tabela de repasse. Por fim, todos os nós da rede apresentam tráfego saturado.

Tabela 5.3: Parâmetros de Simulação: camadas MAC e PHY.

IEEE 802.11b SISO			
MAC		PHY	
W_{min}	32	Temperatura (Kelvin)	290
W_{max}	1024	Fator de Ruído	10
MAC Header (bytes)	34	Potência de transmissão (dBm)	10
ACK (bytes)	38	Sensibilidade do Receptor (dBm)	-91.0
CTS (bytes)	38	Limiar de Recepção (dBm)	-81.0
RTS (bytes)	44	Modelo de Recepção de Pacotes	BER
RTR (bytes)	44		
Payload (bytes)	1000		
Slot Time (μ sec)	20		
SIFS (μ sec)	10		
DIFS (μ sec)	50		
EIFS (μ sec)	364		

RIBB-RR			
MAC		PHY	
RTR (bytes)	44		

RIBB-P			
MAC		PHY	
RTR (bytes)	44		

IEEE 802.11 MIMO			
MAC		PHY	
		Número de Antenas Transmissoras	2
		Número de Antenas Receptoras	3
		Potência de Transmissão por Antena (dBm)	7
		Fator Rician (K)	0

RIMP			
MAC		PHY	
RTR (bytes)	78	Número de Antenas Transmissoras	2
ACK (bytes)	78	Número de Antenas Receptoras	3
		Potência de Transmissão por Antena (dBm)	7
		Fator Rician (K)	0

5.5.2 Análise de vazão sem efeitos de desvanecimento

Nesta seção, serão comparadas as vazões dos protocolos citados anteriormente quando, sempre que possível, efeitos de desvanecimento por múltiplos percursos forem desconsiderados. Mais especificamente, esses efeitos são desconsiderados em nossas análises para os protocolos: IEEE 802.11b; RIBB-RR (RIBB-

MAC com alternância round-robin); e RIBB-P (RIBB-MAC com a disciplina de alternância proposta). No que diz respeito ao RIMP e ao IEEE 802.11 quando equipado com múltiplas antenas (IEEE 802.11 MIMO), temos que um requisito fundamental para a devida operação do V-BLAST é que o ambiente sem fio apresente um rico espalhamento Rayleigh. Desta forma, efeitos de desvanecimento *sempre* serão considerados para estes dois protocolos caso a modelagem analítica obtida no Capítulo 3 seja empregada para modelar a operação do V-BLAST. Estas comparações em ambientes essencialmente distintos são realizadas com o objetivo de consolidar os resultados obtidos em capítulos anteriores, os quais desconsideraram efeitos de desvanecimento por múltiplos percursos de suas análises. A Figura 5.17 mostra os resultados analíticos obtidos para a vazão dos protocolos em apreço. No gráfico, o eixo x contém uma barra para cada protocolo avaliado, e o eixo y apresenta as vazões médias de rede obtidas quando normalizadas com relação à vazão do IEEE 802.11b.

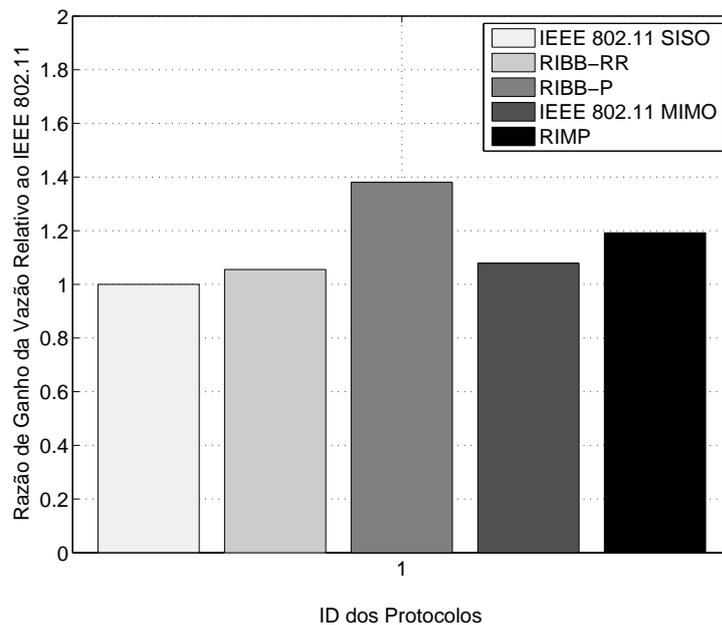


Figura 5.17: Comparação entre as médias das vazões obtidas por intermédio de 5 protocolos MAC listados na ausência de efeitos de desvanecimento para os protocolos: IEEE 802.11 SISO; RIMA; e RIMA-P. Média de um total de 25 topologias de rede contendo 25 nós cada para cada protocolo.

A partir da Figura 5.17, temos que o RIBB-RR apresentou uma vazão 5,55% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Este resultado não é novo, e concorda com os 4% encontrados no Capítulo 2 quando uma única topologia de rede, contendo 10 nós, havia sido empregada nesta comparação. Em seguida, o RIBB-P apresentou uma vazão 38,04% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Novamente, este resultado não é novo, e também concorda com os 36,17% encontrados no Capítulo 2 quando foram realizadas simulações para 25 topologias de rede contendo 100 nós cada. O IEEE 802.11 quando equipado com múltiplas antenas em nível de enlace de rede (MIMO), por sua vez, apresentou uma vazão 7,88% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Este resultado é novo; contudo, é *significativamente* abaixo do esperado teórico [14], pois, uma vez que estamos utilizando diversas antenas para transmitir fluxos de dados segundo um esquema de multiplexagem espacial, poderíamos esperar por maiores vazões. Acreditamos, entretanto, que este resultado se deve a diferença entre os cenários considerados, uma vez que apenas o

IEEE 802.11 MIMO leva em consideração efeitos de desvanecimento por múltiplos percursos. Por fim, o RIMP apresentou uma vazão 19,24% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11. Novamente, este resultado “concorda” com os 14,86% obtidos na Seção 5.3, ainda que os cenários considerados sejam ligeiramente distintos.

Os resultados analíticos obtidos nesta seção estão de acordo com aqueles derivados ao longo dos capítulos anteriores. Contudo, deve-se enfatizar a grande diferença existente entre a modelagem do canal sem fio para os diversos protocolos considerados. Mais especificamente, referimo-nos à incorporação dos efeitos de desvanecimento *apenas* na modelagem do RIMP e do IEEE 802.11 MIMO. Esta diferença poderia nos conduzir a resultados enganosos, uma vez que o ideal seria comparar *todos* os protocolos em consideração em condições similares de operação. Desta forma, na próxima seção, realizar-se-ão avaliações de desempenho para todos estes protocolos quando incorporados efeitos de desvanecimento em todas as modelagens.

5.5.3 Análise de vazão com efeitos de desvanecimento

Nesta seção, serão comparadas as vazões dos protocolos citados anteriormente quando os efeitos de desvanecimento por múltiplos percursos forem considerados em *todos* os protocolos avaliados. A Figura 5.18 mostra os resultados analíticos obtidos para a vazão dos protocolos em apreço. Assim como realizado na Seção 5.5.2, no gráfico, o eixo *x* contém uma barra para cada protocolo avaliado, e o eixo *y* apresenta uma média das vazões médias de rede obtidas quando normalizadas com relação à vazão do IEEE 802.11b.

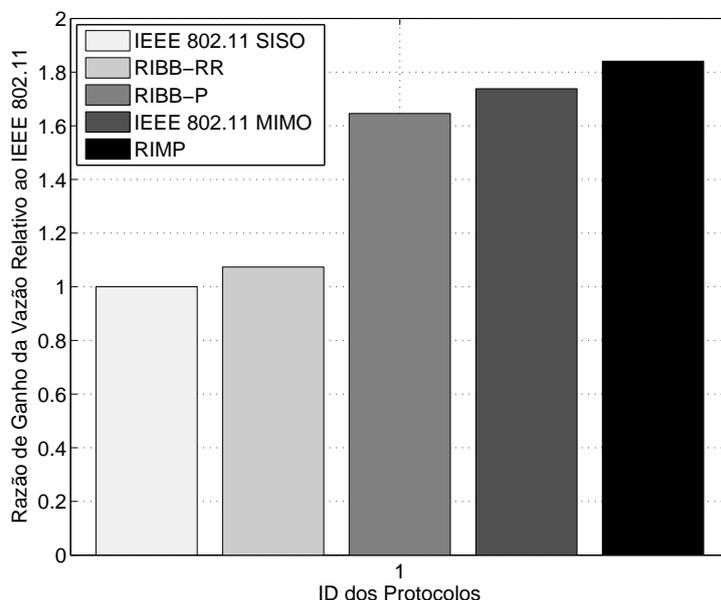


Figura 5.18: Comparação entre as médias das vazões obtidas por intermédio de 5 protocolos MAC listados na presença de efeitos de desvanecimento para todos protocolos considerados. Média de um total de 25 topologias de rede contendo 25 nós cada para cada protocolo.

Conforme segue reportado na Figura 5.18, ocorre uma mudança de ordenação entre os protocolos avaliados quando a medida de desempenho considerada consiste apenas na vazão quando comparado com os resultados obtidos na Seção 5.5.2. Neste momento, o RIBB-RR apresentou uma vazão 7,38% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Este resultado é ligeiramente superior aquele obtido para o caso em que não havia desvanecimento. Em seguida, o RIBB-P apresentou uma vazão 64,60% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Embora possa parecer surpreendente, este resultado concorda com a teoria exposta no Capítulo 2, segundo a qual o mecanismo de priorização de consultas empregado tende a gerar melhores resultados sob piores condições de canal. Contudo, o preço pago por este melhor desempenho relativo em termos de vazão se encontra na justiça obtida pela rede, que tende a ser proporcionalmente deteriorada, uma vez que alguns vizinhos passaram a ser consultados com frequências menores caso a qualidade do enlace de rede seja piorada. O IEEE 802.11 MIMO, por sua vez, apresentou uma vazão 73,78% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Assim como no caso do RIBB-P, este resultado é expressivo em termos de vazão; todavia, ele se refletirá em uma correspondente diminuição no índice de justiça da rede. A explicação para esta afirmação reside na herança das características do IEEE 802.11b, uma vez que a única alteração realizada em relação a este foi a adição de múltiplas antenas em nível de enlace de rede, que alterou fundamentalmente as probabilidades de sucesso na negociação de quadros ($f(c_{j0}^k)$), tornando-as mais rígidas em relação à qualidade do enlace de rede. Por fim, o RIMP apresentou uma vazão 84,05% superior àquela obtida pelo IEEE 802.11b. Este resultado é ainda maior do que os 68,39% obtidos na Seção 5.3 para um cenário de rede distinto! De fato, idealmente, nós podemos esperar que o RIMP seja capaz de prover vazões até 100% superiores àquelas obtidas pelo IEEE 802.11b, caso este em que toda troca de pacotes ocorreria segundo o mecanismo de múltipla recepção.

5.5.4 Análise da justiça de rede

Na seção 5.5.3, muito foi discutido sobre o impacto ocasionado pela adição do desvanecimento no índice de justiça de rede obtido pelos protocolos avaliados. Entretanto, naquele momento, embora o embasamento teórico para justificar tais afirmações estivesse consolidado, não havia resultados analíticos correspondentes para concordar com nossas conjecturas. Desta forma, nesta seção, os protocolos avaliados anteriormente serão analisados quanto ao índice de justiça de rede resultante de suas respectivas utilizações. Para tal, considere a Figura 5.19, que contém os resultados analíticos obtidos para o índice de justiça de rede dos protocolos em estudo. Assim como realizado na Seção 5.5.2, no gráfico, o eixo x contém uma barra para cada protocolo avaliado, e o eixo y apresenta uma média dos índices de justiça de rede obtidos pelo emprego de tais protocolos.

Como pode ser observado neste gráfico, as inferências realizadas na Seção 5.5.3 relativas aos índices de justiça de rede obtidos pelo emprego dos protocolos em estudo são procedentes. De fato, alguns pontos merecem ser destacados: em primeiro lugar, observa-se que o RIBB-RR é ligeiramente mais justo do que o IEEE 802.11b; em seguida, temos que, de fato, o mecanismo de priorização de consultas empregado no RIBB-P o torna menos justo do que o RIBB-RR convencional; adicionalmente, temos que o IEEE 802.11 MIMO é realmente menos justo do que sua versão SISO, devido à combinação do mecanismo de recuo exponencial binário DCF quando aliada às novas configurações/requerimentos da camada física empregada (V-BLAST); por fim, observa-se que o índice de justiça de rede obtido pelo RIMP é o maior dentre *todos*

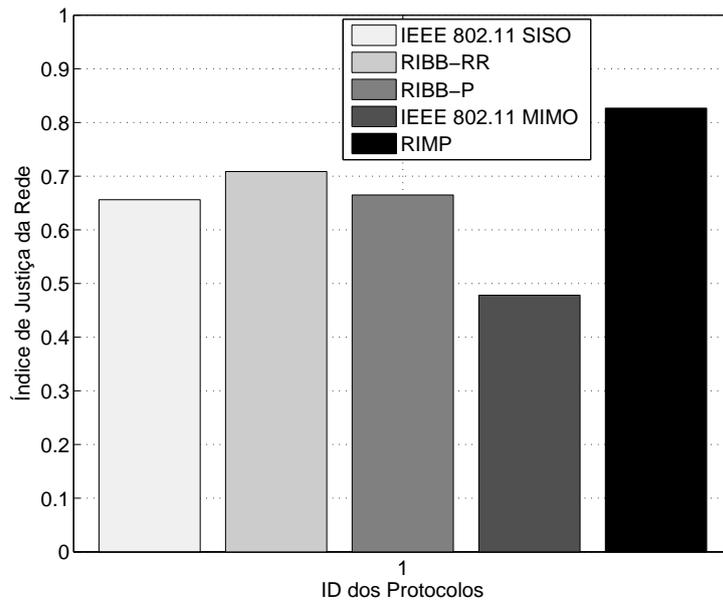


Figura 5.19: Comparação entre os índices de justiça obtidos por intermédio de 5 protocolos MAC listados na presença de efeitos de desvanecimento para todos protocolos considerados. Média de um total de 25 topologias de rede contendo 25 nós cada para cada protocolo.

os protocolos em análise, certamente devido às múltiplas consultas realizadas por cada nó de consulta simultaneamente.

5.6 CONCLUSÕES

Neste capítulo, o desempenho do RIMP, que foi apresentado nos Capítulos 3 e 4, foi avaliado por meio do modelo analítico empregado no Capítulo 2 quando acrescido das mudanças necessárias. Para isto, foram consideradas como figuras de mérito tanto as vazões obtidas por diversas topologias de redes quanto os índices de justiça das mesmas.

Os resultados analíticos obtidos pelo RIMP foram comparados com aqueles fornecidos pelos seguintes protocolos MAC: IEEE 802.11b, RIBB-RR, RIBB-P, e o IEEE 802.11 MIMO. Em que este último consistia unicamente da adição de múltiplas antenas ao IEEE 802.11b em nível de enlace de rede, de forma que mecanismos de multiplexagem espacial (V-BLAST) fossem possíveis de se empregar.

Nossos resultados revelaram que, na presença de desvanecimento Rayleigh, o RIMP apresenta um desempenho em termos de vazão superior à todos os demais protocolos considerados, mesmo que sutil em alguns casos. Por outro lado, no que diz respeito ao índice de justiça da rede, o RIMP continua tendo o melhor desempenho dentre todos os protocolos analisados, enquanto que outros protocolos antes expressivos em termos de vazão apresentaram, neste ponto, desempenhos inferiores.

6 CONCLUSÕES

Este trabalho apresentou a proposta de um protocolo de controle de acesso ao meio para redes *ad hoc*. O principal diferencial desse protocolo é o sincronismo, em nível de quadros, obtido ao redor dos nós de consultas da rede. Desta forma, foi possível incorporar, realisticamente, um mecanismo de múltipla recepção de pacotes ao protocolo. Para tal, um conjunto de esquemas de modulação/codificação de quadros que emprega técnicas MIMO, conhecido como V-BLAST, foi utilizado em sua camada física.

O Capítulo 1 apresentou as motivações do trabalho. Em resumo, para que os sistemas MIMO multiusuário, em que a múltipla recepção de pacotes seja empregada, possam tirar proveito das vantagens oferecidas pela presença das múltiplas antenas, é necessária a suposição de sincronização entre os nós da rede. Entretanto, devido ao grau limitado de coordenação que é normalmente obtido em uma rede *ad hoc*, um nível satisfatório de sincronização entre os nós da rede pode ser uma tarefa difícil de atingir, tornando essas hipóteses poucos realistas. Desta forma, o desempenho dos sistemas que dependem dessa suposição pode ser seriamente deteriorado quando considerado um cenário real.

O Capítulo 2 apresentou resultados referentes à utilização de protocolos por iniciativa do receptor em nível rede. Esse estudo foi necessário porque o núcleo do protocolo proposto adiante empregava como base uma política de consultas por iniciativa do receptor. Além disso, havia uma “lacuna” dentre os trabalhos anteriores relacionados a esse tópico quanto a abrangência das análises realizadas. Mais especificamente, observou-se que as análises realizadas em trabalhos passados eram muito simplistas, fato que poderia ter facilmente conduzido a resultados enganosos. Em concordância, uma modelagem mais criteriosa de um protocolo por iniciativa do receptor que levasse em consideração os efeitos da camada física, assim como as interações existentes entre *todos* os nós da rede foi realizada. Por fim, sugeriu-se um mecanismo de priorização de consultas capaz de aumentar significativamente o desempenho de uma rede que fizesse uso do mesmo.

No Capítulo 3, a estrutura básica da camada física empregada no protocolo proposto foi apresentada. Inicialmente, resultados analíticos precisos da modelagem foram providos; contudo, esses resultados não eram “apropriados” para utilização em nossa modelagem analítica, uma vez que a mesma necessita de métricas médias para sua utilização, enquanto que os resultados analíticos apresentados nesse primeiro instante eram essencialmente iterativos. Desta forma, foram avaliados os trabalhos apresentados em [50, 51, 52] quanto a validade dos resultados derivados para o desempenho médio do V-BLAST. Ambos os resultados obtidos foram comparados quanto a sua proximidade, dado que a segunda classe de resultados obtidos consistia de aproximações, e, por fim, esses resultados foram considerados válidos para utilização.

O capítulo 4 apresentou o núcleo do protocolo RIMP-MAC. Além de explicações qualitativas relativas ao seu funcionamento, foi ainda apresentado o embasamento matemático que deveria ser incorporado à modelagem analítica utilizada em nossas análises de desempenho, para que a mesma incorporasse, em adição, a múltipla recepção de pacotes nos resultados obtidos.

No Capítulo 5, foram apresentados resultados de simulação de desempenho para o protocolo RIMP. Em um primeiro momento, topologias de rede bastante simples foram empregadas nas análises de desempenho,

objetivando-se, assim, validar todo o conjunto de aproximações realizadas no Capítulo 4 para que a múltipla recepção de pacotes estivesse presente na modelagem. Em seguida, uma série de simulações foi realizada em cenários de rede mais realistas com o objetivo de comparar o desempenho do protocolo RIMP ao do IEEE 802.11. Enquanto que as primeiras comparações realizadas se referiam essencialmente à vazão da rede, um segundo grupo de comparações foi realizado para que questões relativas à justiça da rede fossem igualmente consideradas.

O desempenho do protocolo proposto superou o desempenho do IEEE 802.11 com margens, por vezes, superiores à 50%. Contudo, deve-se ter em mente que apenas alguns cenários de rede possíveis foram analisados, de forma que esses resultados devem ser considerados como sendo preliminares. Em adição, observaram-se também melhorias significativas quanto à justiça obtida na rede. Desta forma, buscamos justificar os acréscimos de *hardware* necessários à operação do protocolo aqui proposto.

6.1 TRABALHOS FUTUROS

Diversos aspectos podem ser explorados e investigados na área de comunicações MIMO multiusuário que fazem uso da múltipla recepção de pacotes. Algumas sugestões para a extensão deste trabalho são:

- A implementação em um simulador a eventos discretos de rede, como o NS-3, do protocolo RIMP, de forma que os resultados obtidos no presente trabalho possam ser confrontados com aqueles fornecidos por um simulador de rede altamente difundido e acreditado pela comunidade científica;
- Considerar a influência de pequenas flutuações no sincronismo necessário à operação do protocolo aqui proposto. De fato, sabe-se que essas flutuações, quando pequenas, podem ser empregadas de forma benéfica ao desempenho global da rede [61];
- A incorporação, junto à modelagem analítica, de questões relativas à mobilidade da rede. Desta forma, uma análise mais realista poderia ser levantada e, em adição, seria possível verificar se as margens de ganho do protocolo RIMP se mantêm em relação ao desempenho do IEEE 802.11 também nestas condições. Em uma primeira análise, podemos imaginar que a adição de efeitos relativos à mobilidade em nosso modelo analítico se refletiriam apenas nas probabilidades de sucesso de troca de pacotes, devido às flutuações na relação sinal ruído que seriam observadas. Entretanto, a consideração de efeitos de mobilidade poderiam inserir efeitos transitórios complexos de serem capturados pelo modelo. Mais especificamente, tratamos aqui com a possibilidade de haver, inclusive, quebras nos enlaces da rede, de forma que os pares de nós transmissores/receptores tivessem que ser alterados durante a própria simulação. Como pode ser observado, esse é um problema bastante difícil de ser trabalhado de forma genérica. Em contraste, poderíamos considerar cenários de rede em que existam efeitos de mobilidade, contudo sem que haja quebra dos enlaces estabelecidos. Esse último cenário poderia ser o caso de uma rede com baixa mobilidade, e que estivesse sendo estudada em um curto intervalo de tempo. Novamente, até este último cenário se constitui de uma aproximação, uma vez que enlaces poderiam ser perdidos, mesmo nessa situação, entre aqueles nós que já estivessem na “fronteira” de perda de conectividade no início da simulação. De qualquer forma, por entendermos este como um problema importante, o mesmo deverá ser considerado em estudos futuros;

- A extensão da modelagem analítica utilizada para os casos em que a múltipla recepção de pacotes abranja um número de nós superior a dois. Neste caso, acreditamos que mudanças mais profundas na estrutura da modelagem analítica empregada devam ser realizadas, ao invés de simplesmente procedermos com a extensão do que foi feito neste trabalho para o caso em que esse número de nós é igual a dois. Esta última afirmação decorre das considerações simplificadoras que tivemos de fazer, e que, provavelmente, se tornaram mais sérias caso essa extensão fosse realizada sem maiores alterações em sua concepção original;
- Adicionar a possibilidade de o tráfego da rede ser não saturado. Acreditamos que essa mudança possa ser realizada de duas formas: uma primeira abordagem seria inserir implicitamente os efeitos de disponibilidade de pacotes de dados dos nós consultados diretamente nas probabilidades de sucesso de recepção de pacotes de dados, isto é, d_j ; por outro lado, a própria cadeia de Markov empregada para modelagem do algoritmo de recuo exponencial binário poderia ser alterada, de forma que um novo estágio fosse inserido após a “correta” recepção de um pacote de dados, em que este estágio atuaria como uma “função” indicadora acerca da disponibilidade de pacotes de dados nos nós consultados.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] PRASAD, R.; MUNOZ, L. *WLANs and WPANs towards 4G wireless*. [S.l.]: Artech House Publishers, 2003.
- [2] CARVALHO, M. M. *Analytical Modeling Of Medium Access Control Protocols In Wireless Networks*. Tese (Doutorado) — University of California Santa Cruz, 2006.
- [3] FOSCHINI, G. Layered space-time architecture for wireless communication in a fading environment when using multi-element antennas. *Bell labs technical journal*, Wiley Online Library, v. 1, n. 2, p. 41–59, 1996.
- [4] WEISER, M. The computer for the 21st century. *Scientific American*, New York, v. 265, n. 3, p. 94–104, 1991.
- [5] ITU-R, P. Vision, framework and overall objectives of the future development of IMT2000 and of systems beyond IMT2000. In: *Status: 7th meeting*. [S.l.: s.n.], 2002.
- [6] GESBERT, D.; SHAFI, M.; SHIU, D.; SMITH, P.; NAGUIB, A. From theory to practice: an overview of mimo space-time coded wireless systems. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on, IEEE*, v. 21, n. 3, p. 281–302, 2003.
- [7] MOORE, G. Cramming more components onto integrated circuits. *Proceedings of the IEEE*, [New York, NY]: Institute of Electrical and Electronics Engineers, [1963-, v. 86, n. 1, p. 82–85, 1998.
- [8] MOORE, G. Progress in digital integrated electronics. In: IEEE. *Electron Devices Meeting, 1975 International*. [S.l.], 1975. v. 21, p. 11–13.
- [9] PERKINS, C. *Ad hoc networking*. [S.l.]: Addison-Wesley Professional, 2008.
- [10] GOLDSMITH, A. *Wireless communications*. [S.l.]: Cambridge university press, 2005.
- [11] TSE, D.; VISWANATH, P. *Fundamentals of wireless communication*. [S.l.]: Cambridge university press, 2005.
- [12] BIGUESH, M.; GERSHMAN, A. Training-based mimo channel estimation: a study of estimator tradeoffs and optimal training signals. *Signal Processing, IEEE Transactions on, IEEE*, v. 54, n. 3, p. 884–893, 2006.
- [13] BONFIM, T. da S.; CARVALHO, M. Reversing the IEEE 802.11 backoff algorithm for receiver-initiated MAC protocols. In: IEEE. *Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC), 2012 8th International*. [S.l.], 2012. p. 269–274.
- [14] FIRYAGUNA, F.; CHRISTOFARO, A.; ANDRADE, E.; BONFIM, T.; CARVALHO, M. Throughput performance of V-BLAST-enabled wireless ad hoc networks. In: IEEE. *International Conference on Communications in China (ICCC)*. [S.l.], 2012.

- [15] TALUCCI, F.; GERLA, M.; FRATTA, L. MACA-BI (MACA by invitation)-a receiver oriented access protocol for wireless multihop networks. In: *Personal, The 8th IEEE International Symposium on Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. [S.l.: s.n.], 1997. v. 2, p. 435–439.
- [16] BHARGHAVAN, V.; DEMERS, A.; SHENKER, S.; ZHANG, L. Macaw: a media access protocol for wireless lan's. In: *ACM. ACM SIGCOMM Computer Communication Review*. [S.l.], 1994. v. 24, n. 4, p. 212–225.
- [17] IEEE 802.11. *IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. Nov 1997.
- [18] GARCÉS, R.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. Floor acquisition multiple access with collision resolution. In: *ACM. Proceedings of the 2nd annual international conference on Mobile computing and networking*. [S.l.], 1996. p. 187–197.
- [19] KLEINROCK, L.; TOBAGI, F. Packet switching in radio channels: Part I—carrier sense multiple-access modes and their throughput-delay characteristics. *Communications, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 23, n. 12, p. 1400–1416, 1975.
- [20] TALUCCI, F.; GERLA, M. MACA-BI (MACA by invitation). A wireless MAC protocol for high speed ad hoc networking. In: *IEEE. International Conference on Universal Personal Communications Record*. [S.l.], 1997. v. 2, p. 913–917.
- [21] GARCIA-LUNA-ACEVES, J.; TZAMALOUKAS, A. Receiver-initiated collision avoidance in wireless networks. *Wireless Networks*, Springer, v. 8, n. 2, p. 249–263, 2002.
- [22] MORAES, R. D.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. Receiver-initiated collision avoidance in multi-hop ad hoc networks. In: *Proc. Communications in Computing (CIC)*. [S.l.: s.n.], 2008. v. 4, p. 124–126.
- [23] WU, L.; VARSHNEY, P. Performance analysis of CSMA and BTMA protocols in multihop networks (I). Single channel case. *Information Sciences*, Elsevier, v. 120, n. 1, p. 159–177, 1999.
- [24] WANG, Y.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. Performance of collision avoidance protocols in single-channel ad hoc networks. In: *IEEE. Network Protocols, 2002. Proceedings. 10th IEEE International Conference on*. [S.l.], 2002. p. 68–77.
- [25] TAKATA, M.; BANDAI, M.; WATANABE, T. A receiver-initiated directional MAC protocol for handling deafness in ad hoc networks. In: *Communications, 2006. ICC'06. IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 9, p. 4089–4095.
- [26] CHOUDHURY, R.; YANG, X.; RAMANATHAN, R.; VAIDYA, N. Using directional antennas for medium access control in ad hoc networks. In: *ACM. Proceedings of the 8th annual international conference on Mobile computing and networking (MobiCom)*. [S.l.], 2002. p. 59–70.
- [27] SUN, Y.; GUREWITZ, O.; JOHNSON, D. RI-MAC: a receiver-initiated asynchronous duty cycle mac protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks. In: *ACM. Proceedings of the 6th ACM conference on Embedded network sensor systems*. [S.l.], 2008. p. 1–14.

- [28] YE, W.; HEIDEMANN, J.; ESTRIN, D. An energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In: IEEE. *INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*. [S.l.], 2002. v. 3, p. 1567–1576.
- [29] GHEZ, S.; VERDU, S.; SCHWARTZ, S. Stability properties of slotted aloha with multipacket reception capability. *Automatic Control, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 33, n. 7, p. 640–649, 1988.
- [30] MERGEN, G.; TONG, L. Receiver controlled medium access in multihop ad hoc networks with multipacket reception. In: IEEE. *Military Communications Conference, 2001. MILCOM 2001. Communications for Network-Centric Operations: Creating the Information Force*. [S.l.], 2001. v. 2, p. 1014–1018.
- [31] TONG, L.; ZHAO, Q.; MERGEN, G. Multipacket reception in random access wireless networks: From signal processing to optimal medium access control. *Communications Magazine, IEEE*, IEEE, v. 39, n. 11, p. 108–112, 2001.
- [32] CAPETANAKIS, J. Generalized TDMA: The multi-accessing tree protocol. *Communications, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 27, n. 10, p. 1476–1484, 1979.
- [33] GARCIA-LUNA-ACEVES, J.; SADJADPOUR, H.; WANG, Z. Challenges: towards truly scalable ad hoc networks. *Proc. of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, p. 9–14, 2007.
- [34] GUPTA, P.; KUMAR, P. The capacity of wireless networks. *Information Theory, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 46, n. 2, p. 388–404, 2000.
- [35] LAL, D.; TOSHNIWAL, R.; RADHAKRISHNAN, R.; AGRAWAL, D.; JR, J. C. A novel mac layer protocol for space division multiple access in wireless ad hoc networks. In: IEEE. *Computer Communications and Networks, 2002. Proceedings. Eleventh International Conference on*. [S.l.], 2002. p. 614–619.
- [36] ABRAMSON, N. The aloha system: another alternative for computer communications. In: ACM. *Proceedings of the November 17-19, 1970, fall joint computer conference*. [S.l.], 1970. p. 281–285.
- [37] WU, C.; LI, V. Receiver-initiated busy-tone multiple access in packet radio networks. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, ACM, v. 17, n. 5, p. 336–342, 1987.
- [38] CARVALHO, M. M.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. A scalable model for channel access protocols in multihop ad hoc networks. In: *Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking (MobiCom)*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 330–344.
- [39] TZAMALOUKAS, A.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. A receiver-initiated collision-avoidance protocol for multi-channel networks. In: *International Conference on Computer Communications (Infocom)*. [S.l.]: IEEE, 2001.
- [40] GARCIA-LUNA-ACEVES, J.; TZAMALOUKAS, A. Reversing the collision-avoidance handshake in wireless networks. In: ACM. *Proceedings of the 5th annual ACM international conference on Mobile computing and networking (MobiCom)*. [S.l.], 1999. p. 120–131.

- [41] JOHNSON, D. B.; MALTZ, D. A. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. *Mobile computing*, Springer, p. 153–181, 1996.
- [42] PERKINS, C. E.; ROYER, E. M.; DAS, S. Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing (Internet-Draft). *Mobile Ad-hoc Network (MANET) Working Group, IETF*, 1998.
- [43] WHITTLE, P. *Hypothesis testing in time series analysis*. [S.l.]: Almqvist & Wiksells boktr., 1951.
- [44] CARVALHO, M. M.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. Modeling wireless ad hoc networks with directional antennas. In: *International Conference on Computer Communications (Infocom)*. [S.l.: s.n.], 2006.
- [45] BIANCHI, G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, IEEE, v. 18, n. 3, p. 535–547, 2000.
- [46] RAPPAPORT, T. *Wireless communications: principles and practice*. [S.l.]: IEEE press, 1996.
- [47] MCCANNE, S.; FLOYD, S.; FALL, K.; VARADHAN, K. *Network simulator ns-3*. 1997.
- [48] TECHNOLOGIES, S. Qualnet simulator. *Software Package*, 2003.
- [49] WOLNIANSKY, P.; FOSCHINI, G.; GOLDEN, G.; VALENZUELA, R. V-blast: An architecture for realizing very high data rates over the rich-scattering wireless channel. In: *IEEE. Signals, Systems, and Electronics, 1998. ISSSE 98. 1998 URSI International Symposium on*. [S.l.], 1998. p. 295–300.
- [50] LOYKA, S.; GAGNON, F. Performance analysis of the V-BLAST algorithm: An analytical approach. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 3, n. 4, p. 1326–1337, 2004.
- [51] LOYKA, S.; GAGNON, F. Analytical BER analysis of the V-BLAST in a Rayleigh fading channel. In: *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2006)*. [S.l.: s.n.], 2006.
- [52] LOYKA, S.; GAGNON, F. V-BLAST without optimal ordering: analytical performance evaluation for Rayleigh fading channels. *Communications, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 54, n. 6, p. 1109–1120, 2006.
- [53] BÖHNKE, R.; KAMMEYER, K.-D. Sinr analysis for v-blast with ordered mmse-sic detection. In: *ACM. Proceedings of the 2006 international conference on Wireless communications and mobile computing (IWCMC)*. [S.l.], 2006. p. 623–628.
- [54] PROAKIS, J. *Digital communications. 1995*. [S.l.]: McGraw-Hill.
- [55] JERUCHIM, M. C.; BALABAN, P.; SHANMUGAN, K. S. *Simulation of communication systems: modeling, methodology and techniques*. [S.l.]: Springer, 2000.
- [56] LAU, C.; LEUNG, C. Capture models for mobile packet radio networks. *Communications, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 40, n. 5, p. 917–925, 1992.
- [57] DOCUMENTATION, O. Opnet technologies. *Inc. http://www.opnet.com*, 2003.

- [58] BENSAOU, B.; WANG, Y.; KO, C. Fair medium access in 802.11 based wireless ad-hoc networks. In: IEEE. *Mobile and Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*. [S.l.], 2000. p. 99–106.
- [59] JAIN, R. *The art of computer systems performance analysis*. [S.l.]: John Wiley & Sons New York, 1991.
- [60] STÜBER, G. *Principles of mobile communication*. [S.l.]: Springer, 2011.
- [61] JAGANNATHAN, S.; AGHAJAN, H.; GOLDSMITH, A. The effect of time synchronization errors on the performance of cooperative MISO systems. In: IEEE. *Global Telecommunications Conference Workshops (GlobeCom)*. [S.l.], 2004. p. 102–107.

I. TABELAS COM PARES DE NÓS TRANSMISSOR(ES)/RECEPTOR(ES)

Tabela I.1: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.5.

ID nó transmissor	ID do par receptor
1	8
2	9
3	7
4	5
5	10
6	2
7	6
8	4
9	3
10	1

Tabela I.2: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.7 — Parte I

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2	ID do par receptor 3
1	2	70	75
2	1	75	79
3	11	82	92
4	15	98	—
5	32	45	77
6	19	43	65
7	14	45	100
8	10	17	76
9	12	41	89
10	88	93	—
11	3	21	—
12	9	34	60
13	65	85	—
14	7	76	90
15	46	79	98
16	51	83	94
17	14	76	93
18	84	86	—
19	6	88	—
20	14	17	93
21	11	40	—
22	23	38	97
23	22	32	38
24	29	68	—
25	26	97	99
26	18	88	—
27	35	43	65
28	44	55	91
29	22	24	97
30	81	83	94
31	83	100	—
32	20	45	80
33	56	64	71
34	41	73	89
35	27	43	—
36	41	61	73
37	4	77	98
38	22	23	—
39	7	51	54
40	49	76	96

Tabela I.3: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.7 — Parte II

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2	ID do par receptor 3
41	9	73	89
42	34	48	—
43	6	27	65
44	28	59	66
45	31	50	100
46	4	15	98
47	3	92	95
48	12	36	41
49	40	96	—
50	31	57	98
51	31	45	54
52	39	78	—
53	24	36	87
54	51	57	83
55	28	69	84
56	33	71	—
57	31	51	83
58	40	82	90
59	66	85	—
60	34	41	73
61	48	68	—
62	78	95	—
63	43	49	96
64	2	15	70
65	6	13	43
66	44	55	59
67	15	30	83
68	24	36	61
69	84	91	99
70	1	2	64
71	33	56	70
72	29	38	—
73	12	36	89
74	66	84	—
75	2	70	—
76	14	40	90
77	5	37	98
78	52	62	90
79	15	64	81
80	23	32	45

Tabela I.4: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.7 — Parte III

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2	ID do par receptor 3
81	30	79	—
82	58	95	—
83	16	30	51
84	18	55	74
85	13	44	59
86	18	87	—
87	69	86	—
88	10	29	99
89	9	48	60
90	58	78	—
91	28	55	—
92	3	58	—
93	8	20	—
94	30	54	67
95	47	62	—
96	8	63	—
97	25	29	38
98	4	37	50
99	19	69	88
100	31	45	57

Tabela I.5: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.10 — Parte I

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2	ID do par receptor 3
1	29	40	76
2	1	31	—
3	12	48	88
4	25	46	98
5	43	53	—
6	24	35	63
7	17	33	64
8	41	47	92
9	7	14	17
10	9	14	89
11	31	72	79
12	20	54	82
13	56	59	69
14	10	17	89
15	42	87	100
16	35	97	—
17	64	89	96
18	16	40	46
19	49	65	91
20	12	54	82
21	22	36	62
22	38	68	71
23	3	57	83
24	16	58	81
25	19	34	91
26	21	65	81
27	50	84	86
28	73	84	96
29	1	2	11
30	13	69	92
31	76	91	98
32	58	66	77
33	7	64	—
34	72	98	100
35	16	65	81
36	22	54	71
37	54	78	80
38	22	52	65
39	1	29	40
40	34	35	42

Tabela I.6: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.10 — Parte II

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2	ID do par receptor 3
41	55	69	90
42	39	40	72
43	2	39	56
44	8	30	74
45	13	30	56
46	16	25	65
47	41	69	93
48	3	12	20
49	19	90	97
50	14	27	73
51	32	66	77
52	38	65	80
53	1	11	29
54	26	78	82
55	30	67	76
56	75	76	93
57	23	83	96
58	51	66	77
59	2	5	56
60	37	54	82
61	41	47	67
62	16	22	52
63	21	52	81
64	14	33	95
65	19	24	94
66	32	77	—
67	41	49	55
68	49	52	71
69	47	61	92
70	24	32	66
71	28	36	38
72	34	39	79
73	27	84	96
74	44	55	—
75	5	29	56
76	1	31	55
77	51	58	66
78	37	54	60
79	4	39	97
80	54	68	71

Tabela I.7: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 2.10 — Parte III

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2	ID do par receptor 3
81	18	52	62
82	20	20	54
83	23	57	86
84	3	71	—
85	15	18	79
86	23	27	83
87	11	40	72
88	12	20	82
89	27	50	86
90	55	61	96
91	35	79	98
92	2	76	—
93	30	61	69
94	6	36	38
95	10	14	50
96	27	57	90
97	4	25	91
98	4	11	34
99	4	25	38
100	15	39	85

Tabela I.8: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.7

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2
1	17	21
2	1	7
3	4	19
4	1	7
5	8	25
6	5	25
7	4	17
8	18	25
9	10	16
10	9	16
11	5	13
12	8	18
13	2	15
14	11	15
15	11	14
16	9	10
17	7	21
18	6	12
19	4	22
20	17	23
21	17	24
22	1	21
23	17	20
24	7	17
25	6	8

Tabela I.9: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.9

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2
1	5	21
2	12	20
3	1	8
4	3	14
5	4	21
6	9	11
7	3	8
8	13	18
9	6	16
10	16	21
11	20	25
12	6	9
13	24	25
14	1	4
15	16	22
16	5	15
17	2	7
18	7	8
19	2	24
20	19	24
21	1	14
22	9	23
23	15	22
24	20	25
25	2	13

Tabela I.10: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.11

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2
1	2	18
2	3	14
3	19	21
4	13	17
5	17	25
6	12	21
7	3	4
8	5	10
9	2	21
10	11	17
11	8	16
12	1	11
13	5	25
14	3	13
15	9	24
16	2	19
17	7	11
18	14	24
19	11	25
20	8	18
21	14	17
22	17	18
23	4	25
24	1	5
25	15	23

Tabela I.11: Tabela de Repasses para a Topologia da Figura 5.13

ID nó transmissor	ID do par receptor 1	ID do par receptor 2
1	6	13
2	15	23
3	19	22
4	7	15
5	3	17
6	16	17
7	19	23
8	20	25
9	15	24
10	1	15
11	4	22
12	13	22
13	6	14
14	1	16
15	10	16
16	2	13
17	4	5
18	4	6
19	2	5
20	8	16
21	14	18
22	13	14
23	4	12
24	13	22
25	7	22