



Universidade de Brasília

Instituto de Ciências Exatas
Departamento de Ciência da Computação

Uma Abordagem de Controle de Acesso ao Meio Para Redes de Acesso Dinâmico com Múltiplos Canais Ortogonais

Marcos Fagundes Caetano

Tese apresentada como requisito parcial para
conclusão do Doutorado em Informática

Orientador
Prof. Dr. Jacir Luiz Bordim

Brasília
2017

Ficha catalográfica elaborada automaticamente,
com os dados fornecidos pelo(a) autor(a)

FM321a Fagundes Caetano, Marcos
Uma Abordagem de Controle de Acesso ao Meio Para Redes
de Acesso Dinâmico com Múltiplos Canais Ortogonais / Marcos
Fagundes Caetano; orientador Jacir Luiz Bordim. -- Brasília,
2017.
129 p.

Tese (Doutorado - Doutorado em Informática) --
Universidade de Brasília, 2017.

1. IEEE 802.11. 2. Algoritmos de Contenção. 3. Protocolos
de Controle de Acesso. 4. Canal de Controle. 5. Protocolos
de Encontro (Rendezvous). I. Luiz Bordim, Jacir, orient. II.
Título.

Dedicatória

Dedico este trabalho à minha família, porto seguro nos momentos de dificuldade.

Agradecimentos

Primeiramente, gostaria de agradecer a Deus por mais esta etapa que se finaliza. Obrigado por colocar pessoas tão boas no meu caminho. A vida fica mais leve com elas. Agradeço à minha amada esposa Rosana. Seu coração manso, amor e compreensão me nutriram de bons sentimentos e ajudaram-me a sempre seguir em frente, até quando eu mesmo não acreditava ser possível. Agradeço aos meus pais, Ivani e Cláudio, pelos valores e os ensinamentos que trago comigo. Agradeço as minhas irmãs, Cláudia e Patrícia, pelas inúmeras conversas e as boas risadas compartilhadas.

Agradeço também ao meu orientador e amigo, Jacir Bordim. Obrigado pela sua orientação, por sua disponibilidade, conselhos e dedicação. Este trabalho não teria sido concluído sem sua ajuda. Já são 12 anos de convivência, muito obrigado.

Gostaria de agradecer aos amigos André Gobbi, Eduardo Alchieri, Eloíza Bordim, Guilherme Ramos, Marcelo Ladeira e Marcus Lamar, pela paciência em me ouvir e pelos conselhos sempre oportunos. Em particular, gostaria de agradecer à ajuda direta recebida neste trabalho dos amigos Bruno Lourenço, Daniel Saad, Felipe Modesto, Fernando Mendonça, Lucas Guimarães e Ulisses Afonseca.

Agradeço à Universidade de Brasília e a Fundação de Apoio à Pesquisa do Distrito Federal (FAPDF) pelos recursos disponibilizados para a participação em eventos científicos, os quais contribuíram com a melhoria deste trabalho. Agradeço à Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES), pela oportunidade de trabalho junto à Universidade de Bologna, Itália, por meio da concessão de uma bolsa de Doutorado Sanduíche, no âmbito do Programa Ciências Sem Fronteiras. Agradeço aos professores Luciano Bononi e Marco Di Felice pela orientação e apoio recebidos neste período. Também agradeço aos amigos Luca Bedogni e Angelo Trotta pela acolhida e o conhecimento compartilhado.

Agradeço também à comunidade de Software Livre. Este trabalho não teria sido possível sem o altruísmo de muitas pessoas anônimas que trabalham em prol do coletivo.

Por fim, gostaria de agradecer aos professores Prof. Renato Mariz de Moraes, Profa. Priscila Solis Mendez e Prof. Alex Roschildt Pinto por terem aceitado participar desta banca e contribuírem diretamente com este documento.

*“sossegue coração
ainda não é agora
a confusão prossegue
sonhos a fora*

*calma calma
logo mais a gente goza
perto do osso
a carne é mais gostosa”
(Paulo Leminski)*

Resumo

O aumento significativo na quantidade de dados transmitidos por via aérea cresceu à medida em que aumentou o número de dispositivos móveis com acesso à Internet. O aumento na demanda por comunicação sem fio levou à busca por soluções que permitam a acomodação, em uma mesma região geográfica, de uma quantidade maior de dispositivos que desejam comunicar. Mesmo sendo um recurso escasso, o espectro eletromagnético tem sido utilizado de forma a minimizar o nível de interferência e não maximizar seu uso. O padrão IEEE 802.11, largamente implementado atualmente, possui um conjunto de canais ortogonais para mitigar interferência. Contudo, o seu processo de alocação estático dos canais acarreta em desbalanceamento de uso dos recursos. Este trabalho apresenta um mecanismo de controle de acesso ao meio para redes de acesso dinâmico com múltiplos canais ortogonais. O objetivo desse mecanismo é melhorar o gerenciamento dos recursos disponíveis, de forma a maximizar a taxa de uso dos canais, acomodar uma quantidade maior de usuários e reduzir a quantidade de recursos utilizados. Para isso, inicialmente, é apresentado um estudo envolvendo o uso de canal dedicado no gerenciamento de múltiplos canais. Neste contexto, um protocolo de controle de acesso é proposto e um modelo analítico, baseado em teoria de filas, é apresentado. Resultados de simulação, corroborados pelo modelo analítico, descrevem o comportamento do protocolo e delimitam o ponto de saturação do canal de gerenciamento. No cenário de gerenciamento de múltiplos canais, a saturação do canal de controle tem um impacto direto na alocação dos recursos. Com objetivo de minimizar este problema, é proposto um mecanismo de resolução de colisão denominado CRP (do Inglês *collision resolution protocol*). O CRP reduz em tempo logarítmico o número de estações transmissoras, até que uma única estação tenha acesso exclusivo ao canal. O CRP trabalha em ambos cenários, estações com capacidade de detecção de colisão (CD) e estações sem a capacidade de detecção de colisão (NCD). Foi demonstrado que o problema de selecionar uma estação transmissora, a partir de um subconjunto de $n \geq 2$ estações em contenção, pode ser realizado em até $16n$ e até $48n$ fatias de tempo, para estações CD e NCD, respectivamente, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. Comparado ao mecanismo de contenção implementado pelo padrão IEEE 802.11, o CRP aumenta em até 246% o número de alocações bem sucedidas,

reduzindo o tempo gasto para alocação do canal em até 3250 vezes. O protocolo CRP foi comparado com outros protocolos de gerenciamento de múltiplos canais. Abordagens de gerenciamento de encontro simples e encontros paralelos foram utilizadas neste processo. Todos os protocolos utilizados na comparação foram implementados no simulador de eventos discretos OMNET++ v4.6, em conjunto com o *framework* MiXiM v2.3. Diferentemente de outros trabalhos, além da vazão total agregada, também é considerada na avaliação a taxa de ocupação dos recursos gerenciados. Resultados empíricos demonstram que o CRP otimiza a utilização de recursos, especialmente nos cenários em que os nós receptores são escolhidos de forma aleatória. Neste cenário, o protocolo de encontro paralelo apresenta uma redução de até 69% em sua vazão total agregada, refletindo em uma taxa de ocupação de apenas 17% dos canais. Por outro lado, estações executando o protocolo CRP, além de manter a vazão, são capazes de obter uma taxa de ocupação de $\approx 80\%$ dos canais de dados. Os problemas associados ao desencontro de estações transmissoras e receptoras, tais como: receptor ausente e descarte de quadro de dados, não foram verificados no protocolo CRP. Conforme esperado, o CRP não apresenta colisão de quadro de dados e a distribuição do acesso aos recursos, entre as estações executando o CRP, é feita de forma uniforme.

Palavras-chave: IEEE 802.11, Algoritmos de Contenção, Protocolos de Controle de Acesso, Canal de Controle e Protocolo de Encontro (*rendezvous*).

Abstract

In recent years, the amount of data transmitted over wireless technology has been increasing significantly with the large amount of mobile devices used to get Internet access. The additional demand for wireless communication has led to a search for solutions that allow the allocation of a larger number of communicating devices in the same geographic area. Even though it is a limited resource, the electromagnetic spectrum has been utilized in order to minimize the interference level, and not maximize its use. The IEEE 802.11 standard, which is extensively adopted, describes a set of orthogonal channels that are used to decrease interference. However, the process of static allocation of channels leads to an unbalanced resource utilization. This work presents a medium access control mechanism for dynamic access networks with multiple orthogonal channels. This mechanism's objective is to improve the management of available resources, in order to maximize the channels' utilization rate, accommodate a larger number of users and reduce the amount of resources utilized. To achieve that goal, a study is presented involving the utilization of a dedicated channel in the management of multiple channels. In this context, a new access control protocol is proposed and an analytic model based on queue theory is presented. Simulation results that are corroborated by the analytical model describe the behavior of the protocol and specify the saturation point of the control channel. In this scenario, the control channel saturation has a direct impact on the resource allocation performance. In order to minimize this problem a collision resolution mechanism is proposed. This mechanism reduces in logarithmic time the number of transmitting nodes, until only one node has exclusive access to the channel. The mechanism works in scenarios where the transmitting nodes are enhanced with collision detection capability and without collision detection capability. It has been demonstrated that the problem of selecting a transmitting node, starting with a subset of $n \geq 2$ contending nodes, can be achieved in up to $16n$ and $48n$ slot times, for nodes with and without collision detection capabilities, respectively, with probability of success equal or higher than $1 - 2^{-1,5n}$. When compared to the contention mechanism implemented by the IEEE 802.11 standard CRP increases in up to 246% the number of successful allocations, greatly reducing the time spent allocating the channel. The collision resolution protocol was compared to other protocols that manage

multiple channels. Approaches such as simple rendezvous and parallel rendezvous were utilized. All the protocol employed in the comparison were implemented in the discrete events simulator OMNET++ 4.6 combined with the MiXiM 2.3 framework. Empiric simulation results show that the proposed mechanism presented better resource utilization rates, specially on scenarios where receiving nodes are chosen in random fashion. In this scenario, the parallel meeting protocol reduces the total aggregated throughput in up to 69%, reflecting in a channel occupation rate of 17%. On the other hand, stations running the CRP protocol not only maintain throughput but are also capable of achieving a data channel occupation rate of approximately 80%. The problems associated with issues related to the transmitters and receptors, such as absent receptor and data frame discard were not detected when utilizing CRP protocol. As expected, CRP does not present data frame collision and resource access distribution between stations is done uniformly.

Keywords: IEEE 802.11, Contention Algorithm, Access Control Protocols, Control Channel and Rendezvous Protocol.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Motivação	3
1.2	Objetivos	3
1.3	Contribuições	4
1.4	Metodologia	6
1.5	Organização do Trabalho	6
2	Fundamentação Teórica e Estado da Arte	9
2.1	Teoria de Filas e Probabilidade	10
2.1.1	Notação <i>Kendall</i>	11
2.1.2	Taxas de Chegada e Serviço	12
2.1.3	Taxa de Ocupação	13
2.1.4	Medidas de Desempenho	14
2.1.5	Disciplina de Atendimento	14
2.1.6	Lei de <i>Little</i>	15
2.1.7	Variável Aleatória	15
2.1.8	Distribuição Binominal	15
2.1.9	Distribuição de <i>Poisson</i>	16
2.1.10	Limite de <i>Chernoff</i>	16
2.2	Padrão IEEE 802.11	16
2.3	Problemas Associados à Comunicação em Múltiplos Canais	18
2.3.1	Problema do Terminal Escondido	19
2.3.2	Problema do Receptor Ocupado	20
2.3.3	Problema do Receptor Ausente	21
2.3.4	Problema de Sincronismo	21
2.4	Classificação dos Protocolos	22
2.4.1	Quanto a Quantidade de Rádios	22
2.4.2	Quanto aos Pontos de Encontros (<i>Rendezvous</i>)	23
2.4.3	Quanto ao Uso do Canal de Controle	24

2.4.4	Quanto ao Sincronismo	25
2.5	Protocolos MAC Para Múltiplos Canais	26
2.6	Considerações Finais	33
3	Uso do Canal de Controle em Ambientes de Múltiplos Canais	38
3.1	Protocolo de Controle de Acesso ao Meio	39
3.2	Modelo Teórico	42
3.2.1	Definições Preliminares	42
3.2.2	Modelo de Fila	44
3.2.3	Cálculo da Taxa de Chegada λ	45
3.2.4	Taxa de Ocupação dos Canais de Dados	48
3.3	Ambiente de Simulação e Resultados	49
3.3.1	Vazão Total Agregada	50
3.3.2	Limite do canal de controle	51
3.3.3	Taxa de Ocupação	52
3.4	Considerações Finais	53
4	Mecanismo de Contenção Utilizando Sinais Pulso/<i>Tone</i>	55
4.1	Modelo de Comunicação	56
4.2	Protocolo de Resolução de Colisão (CRP)	58
4.2.1	Protocolo CRP Com Detecção de Colisão (CD)	58
4.2.2	Protocolo CRP Sem Detecção de Colisão (NCD)	62
4.2.3	IEEE 802.11 DCF e o Protocolo CRP	65
4.3	Avaliação de Desempenho	67
4.3.1	Ambiente de Simulação	67
4.3.2	Avaliação do Processo de Alocação	70
4.3.3	Avaliação do Processo de Comunicação	73
4.4	Considerações Finais	75
5	Avaliação de Desempenho de Protocolos MAC para Múltiplos Canais	76
5.1	Protocolos Selecionados	77
5.1.1	IEEE 802.11 DCF	77
5.1.2	Canal de Controle	78
5.1.3	<i>Rendezvous</i>	79
5.2	Modelo Teórico	83
5.2.1	Taxa Máxima de Transferência Agregada na Abordagem <i>Rendezvous</i>	83
5.3	Avaliação de Desempenho	85
5.3.1	Taxa de Transferência	87

5.3.2	Atraso Médio	89
5.3.3	Receptor Ausente e Pacotes Descartados	90
5.3.4	Colisão e Justiça	92
5.4	Considerações Finais	94
6	Conclusão e Trabalhos Futuros	96
6.1	Discussão Geral	96
6.2	Trabalhos Futuros	98
	Referências	99
	Anexo	106
I	Publicações	107

Lista de Figuras

2.1	Exemplo de um sistema de fila com apenas um servidor.	10
2.2	Funcionamento do padrão IEEE 802.11.	18
2.3	Exemplo do problema do terminal escondido em múltiplos canais apresentado em [12].	20
2.4	Exemplo de funcionamento do protocolo MMAC apresentado em [12].	27
2.5	Esquema do protocolo DPC apresentado em [14].	28
2.6	Esquema do protocolo MMAC-HR apresentado em [15].	29
3.1	Padrão IEEE 802.11 aplicado ao cenário de múltiplos canais (mc80211).	40
3.2	Modelagem do protocolo de controle de acesso ao meio em múltiplos canais como um sistema de filas.	44
3.3	Vazão total agregada quando a quantidade de estações transmissoras aumenta.	51
3.4	Máxima vazão total agregada por canal de dados.	52
3.5	Taxa de ocupação do canais de dados	53
4.1	Representação da árvore binária de execução do protocolo CRP (CD) para um grupo de 5 estações transmissoras.	60
4.2	Fase de notificação: após ser detectado somente um sinal <i>tone</i> simples, todas as estações R_x irão aguardar uma fatia de tempo e transmitir o sinal <i>tone</i> por uma fatia de tempo.	63
4.3	Fase de notificação: após ser detectado uma colisão gerada por sinais <i>tone</i> , todas as estações R_x transmitem um sinal <i>tone</i> por duas fatias de tempo consecutivas.	64
4.4	Fase de notificação: após não ser detectada transmissão alguma (estado nulo), todas as estações R_x aguardam por duas fatias de tempo consecutivas.	64
4.5	Ciclo de comunicação do padrão IEEE 802.11: BEB <i>versus</i> CRP.	65
4.6	Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do padrão IEEE 802.11, executado pelas estações que desejam acesso ao canal de comunicação.	68

4.7	Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do padrão IEEE 802.11, executado pelas estações ociosas que encontram-se no canal de comunicação.	69
4.8	Número médio de fatias de tempo por resolução de contenção.	71
4.9	Número total de alocações bem sucedidas por segundo.	71
4.10	Tempo médio de acesso ao canal quando o número médio de estações transmissoras aumenta.	72
4.11	Tempo médio de acesso ao canal por estação, quando $n = 256$.	72
4.12	Quantidade total de transmissões bem sucedidas por segundo quando a carga útil dos quadros de dados é de 1024 bytes.	73
4.13	Tempo médio de acesso ao canal quando a quantidade de estações transmissoras cresce e a carga útil dos quadros de dados é de 1024 bytes.	74
4.14	Quantidade total de colisões para BEB quando a quantidade de estações transmissoras aumenta.	74
5.1	Exemplo do ciclo de comunicação do Padrão IEEE 802.11.	77
5.2	Exemplo do funcionamento do protocolo mc80211 [16].	78
5.3	Exemplo do funcionamento do protocolo CHMA [28].	79
5.4	Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do protocolo mc80211, executado pelas estações que desejam acesso ao canal de controle.	80
5.5	Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do protocolo mc80211, executado pelas estações ociosas que encontram-se no canal de controle.	81
5.6	Exemplo do funcionamento do protocolo McMAC [25].	83
5.7	Taxa de transferência obtida com as estratégias CCD, RS e RP para o cenário PF.	86
5.8	Maior taxa de transferência agregada para o cenário PF.	88
5.9	Maior taxa de transferência agregada para o cenário PR.	88
5.10	Atraso médio obtido pelas estratégias CCD, RS e RP para o cenário PR.	90
5.11	Problema do receptor ausente para os protocolos baseados em <i>rendezvous</i> .	91
5.12	Percentual de pacotes descartados segundo variação na quantidade de canais.	91
5.13	Percentual de colisão dos quadros de controle quando $n = k$.	92
5.14	Índice de Justiça medido para as abordagens CCD, RS e RP quando $n = k$.	93

Lista de Tabelas

2.1 Tabela comparativa entre os protocolos de controle de acesso ao meio apresentados.	34
2.2 Tabela comparativa entre os protocolos de controle de acesso ao meio apresentados.	35
3.1 Parâmetros publicados em [4] e utilizados para a obtenção dos resultados numéricos e de simulação.	50
4.1 Parâmetro utilizados para obter os resultados de avaliação de desempenho. .	70
5.1 Parâmetros utilizados na avaliação de desempenho.	85

Lista de Abreviaturas e Siglas

Ack *Acknowledgement.*

AMCMAC *Asynchronous Multi-Channel MAC Protocol.*

AMCP *Asynchronous Multi-Channel Coordination Protocol.*

ATIM *Ad hoc Traffic Indication Messages.*

BEB *Binary Exponential Backoff Algorithm.*

CA *Collision Avoidance.*

CAM-MAC *Cooperative Asynchronous Multi-Channel MAC Protocol.*

CCD *Canal de Controle Dedicado.*

CD *Collision Detection.*

CFMC-MAC *Cooperative Fair Multi-Channel Medium Access Control Protocol.*

CRP *Collision Resolution Protocol.*

CSM *Channel Selection Message.*

CSMA/CA *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance.*

CSMA/CD *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection.*

CTS *Clear to Send.*

DCA *Dynamic Channel Assignment Protocol.*

DCF *Distributed Coordination Function.*

DIFS *DCF Inter Frame Space.*

DiSC *Distributed Semi-Synchronous Multi-Channel Coordination.*

DPC *Dynamic Private Channel.*

DSA *Dynamic Spectrum Access.*

FCFS *First-Come First-Served.*

FD-MMAC *Full Duplex Multi-Channel MAC.*

FIFO *First In, First Out.*

IBFD *In-Band Full-Duplex.*

iMAC *Improved IEEE 802.11 MAC Protocol.*

LACH *Load-Aware Channel Hopping MAC protocol.*

LCFS *Last Come, First Served.*

LIFO *Last In, First Out.*

MAC *Medium Access Control Protocol.*

MAC-SCC *MAC With Separate Control Channel.*

mc80211 *Multi-Channel 802.11.*

McMAC *Parallel Rendezvous Multi-Channel MAC Protocol.*

MMAC *Multi-Channel MAC Protocol.*

MMAC-HR *Multi-Channel MAC with Hoppgin Reservation.*

MX-MAC *Multi-Channel Based X-MAC Protocol.*

NAV *Network Allocation Vector.*

NCD *No Collision Detection.*

PCF *Point Coordiantion Function.*

PRI *Filas Prioritárias.*

PSM *Power Saving Mechanism.*

RCTS *Refuse CTS Frame.*

RES *Reservation Control Frame.*

RP *Rendezvous Paralelo.*

RR *Round-Robin.*

RS *Rendezvous Simples.*

RTS *Request to Send.*

SATSF *Self-Adjusting Timing Synchronization Function.*

SIFS *Short Inter Frame Space.*

SIRO *Service in Random Order.*

SNR *Signal Noise Radio.*

SSCH *Slotted Seeded Channel Hopping.*

TSF *Timing Synchronization Function.*

USRP *Universal Software Radio Peripheral.*

VCO *Voltage Controlled Oscillator.*

VoIP *Voice Over IP.*

Lista de Símbolos

$A(t)$	distribuição de probabilidade do tempo entre chegadas de consumidores.
$B(x)$	distribuição de probabilidade de uma demanda acomodada no sistema.
CW_{max}	Tamanho máximo da janela de contenção.
CW_{min}	Tamanho mínimo da janela de contenção.
$E(L)$	Quantidade de pares de estações no sistema em um determinado instante.
$E(S)$	Tempo médio de permanência das estações no sistema.
H_{L2}	Cabeçalho MAC.
H_{L3}	Cabeçalho de rede (IP).
k	Número de canais de dados.
l	Número de estações transmissoras no canal de controle em um dado momento.
m	Estágio máximo de recuo.
n	Número de estações transmissoras.
O	Taxa de ocupação dos canais de dados.
p	Probabilidade de colisão condicional.
P_s	Probabilidade de uma transmissão ser bem sucedida.
P_{sz}	Carga útil do pacote de dados.
P_{tr}	Probabilidade de pelo menos uma transmissão ocorrer.
T_{ACK}	Tempo de transmissão do quadro ACK.
T_{BO}	Tempo de recuo esperado.
T_{CTS}	Tempo de transmissão do quadro CTS.
T_c	Período de tempo relativo a colisão no canal de controle.
T_{DADO}	Tempo de transmissão de um quadro de dados.
T_{DIFS}	Tempo de DIFS (<i>DCF Interframe Space</i>).
T_o	Período de tempo que o canal de controle fica ocioso.
T_{RTS}	Tempo de transmissão do quadro RTS.
T_{SIFS}	Tempo de SIFS (<i>Short Interframe Space</i>).
T_s	Período de tempo relativo a alocação bem sucedida do canal de controle.
T_{tx}	Taxa de transmissão.
S	Tamanho médio de uma fatia de tempo no canal de controle.

V	Vazão agregada teórica.
W	Tamanho mínimo da janela de contenção.
τ	Probabilidade de uma estação querer transmitir em uma fatia de tempo.
λ	Taxa de chegada de usuário ao modelo de fila proposto.
δ	Atraso de propagação.
σ	Fatia de tempo.
μ	Taxa de serviço médio.
ρ	taxa de ocupação ou utilização do servidor.

Capítulo 1

Introdução

O crescente aumento na quantidade de dispositivos utilizados para acesso à Internet foi um dos principais fatores responsáveis pela aceleração do processo de convergência entre voz e dados ocorrido nos últimos anos. Como consequência, presenciou-se um aumento significativo na quantidade de dados transmitidos por via aérea. Em um estudo recente apresentado pela indústria [1], o tráfego de dados em 2016 foi superior a 1 *zettabyte* (ZB ou 1000 *exabytes*), com previsão de chegar ao valor de 2,3 ZB até 2020. Em 2020, estima-se que o tráfego gerado por *smartphones* ultrapassará o tráfego gerado por computadores e representará dois terços do tráfego global. De acordo com Fehske *et al.* [2], em 2020 a população de dispositivos móveis será de aproximadamente 100 bilhões, sendo que 90% do tráfego móvel sem fio será tráfego de vídeo. Em contrapartida, a Cisco [1] apresenta um valor bem mais contido, estimando que a população de dispositivos sem fio será de 26,3 bilhões de aparelhos, sendo o tráfego de vídeo responsável por 75% do montante total.

O aumento da população de dispositivos móveis leva à busca por soluções que permitam a acomodação, em uma mesma região geográfica, de uma quantidade maior de dispositivos que desejam comunicar. Uma alternativa explorada é o uso de canais ortogonais. Redes de telefonia celular são um exemplo de reuso do espectro em áreas geograficamente separadas [3]. Este tipo de configuração é possível, pois canais ortogonais permitem a comunicação em paralelo sem a geração de interferência mútua entre os canais. Desta forma, é possível a acomodação de uma quantidade maior de dispositivos transmissores e receptores em uma mesma área.

Atualmente, o padrão IEEE 802.11 [4] é largamente implementado pelos dispositivos sem fio. O padrão IEEE 802.11b, opera na faixa de frequência 2,4GHz e define 11 canais com espaçamento de 5MHz e largura de banda de 22MHz [4]. Para o IEEE 802.11b, tem-se 3 canais ortogonais (canais 1, 6 e 11), tendo em vista o espaçamento mínimo de frequência necessário de 30MHz. O padrão IEEE 802.11a provê 12 canais ortogonais, operando na faixa de frequência de 5GHz, sendo 8 canais na parte baixa da banda para

uso interior e 4 canais na parte superior da banda para uso exterior [5]. Mesmo sendo previsto o uso de canais ortogonais pelos padrões mencionados, o modo de acesso definido é o estático. Ou seja, uma vez definido o canal, toda a comunicação será efetuada nele, independente do seu estado ou nível de interferência. Este modo de operação acarreta, em determinados momentos, o desbalanceamento no uso dos recursos disponíveis, existindo canais ociosos enquanto que outros estão extremamente congestionados.

Com objetivo de contornar o problema de desbalanceamento no uso de canais ortogonais causado pela sua alocação estática, diversos trabalhos de acesso dinâmico foram propostos na literatura [6–11]. Em sua maioria, visam realizar o balanceamento do acesso, minimizar as interferências, acomodar uma quantidade maior de usuários e atingir melhores taxas de transmissão [12]. Neste sentido, a alocação dinâmica de canais ortogonais mostrou-se uma técnica eficiente quando comparada com o modelo tradicional de comunicação [6]. Todavia, mecanismos de controle de acesso dinâmico para múltiplos canais enfrentam problemas específicos deste tipo de cenário, tais como: problema do terminal ocupado, problema de terminal ausente e sincronismo. Estes problemas contribuem diretamente para a baixa vazão do sistema e o aumento no atraso médio e serão abordados em maiores detalhes no Capítulo 2. Por fim, o cenário de múltiplos canais exige protocolos de controle de acesso eficientes pois neste contexto o impacto negativo é gerado sobre um conjunto de recursos e não somente a um canal [13].

Com relação ao modelo dinâmico de gerenciamento de recursos, os trabalhos referenciados na Seção 2.5 podem ser divididos entre os que utilizam um canal exclusivo para gerenciamento [8, 12, 14–23] e os que utilizam pontos de encontro [24–28]. O modelo baseado no uso de um canal dedicado centraliza o gerenciamento e facilita o controle sobre os canais que estão sendo utilizados, bem como permite uma visão apurada do estado das estações da rede. O modelo baseado em encontros permite o gerenciamento dos recursos de forma descentralizada, promovendo o encontro entre as estações de forma dinâmica e não utilizando exclusivamente um único canal para a coordenação. O uso de um canal exclusivo para o gerenciamento, por exemplo, limita a quantidade de estações e recursos possíveis de serem gerenciados [16]. Já o atraso no modelo baseado em encontro aumenta a medida em que a quantidade de canais cresce [7]. O aumento no universo de busca faz com que o tempo gasto para a localização de estações aumente.

Neste trabalho, é apresentado um mecanismo de controle de acesso ao meio para redes de acesso dinâmico com múltiplos canais ortogonais. O objetivo deste mecanismo é buscar melhorar o processo de gerenciamento do uso dos recursos disponíveis, como forma de maximizar a taxa de uso dos canais e reduzir a quantidade de recursos utilizados. Para isso, uma das abordagens empregadas foi minimizar o tempo do processo de resolução de conflitos de acesso. Com a rápida resolução de conflitos é possível alocar de forma ágil os

canais ociosos e com isso, diminuir a taxa de ociosidade.

1.1 Motivação

O processo de gerenciamento dos recursos disponíveis de comunicação é o alicerce fundamental dos protocolos de controle de acesso ao meio. Conforme a quantidade de recursos disponíveis aumenta, o gerenciamento ineficiente de alguns protocolos torna-se evidente [16]. Diversos fatores podem contribuir para este problema. Os trabalhos referenciados neste documento utilizam o mecanismo de gerenciamento baseado no padrão IEEE 802.11 [4]. Este mecanismo apresenta um baixo desempenho a medida em que a quantidade de estações transmissoras aumenta [29]. A ineficiência deste mecanismo gera atrasos que comprometem a taxa de utilização dos canais. Outro ponto que limita a capacidade de gerenciamento é o uso, por parte de alguns trabalhos, de um canal dedicado para o gerenciamento de recursos e estações. O próprio canal apresenta limite associado à sua capacidade, fator que é ignorado pelos protocolos avaliados. Outros trabalhos buscam evitar as limitações impostas pelo uso de um canal dedicado para o gerenciamento de recursos e adotam uma abordagem descentralizada, em que as estações trocam sistematicamente de canais e eventualmente se encontram para comunicar. Esta abordagem consegue evitar o impacto do uso do canal dedicado, contudo introduz problemas como tempo necessário para duas estações se encontrarem, complexidade do mecanismo de localização de estações e atrasos gerados pela troca constante de canal. Por fim, a alocação de forma indiscriminada dos canais para a comunicação faz com que a taxa de uso efetiva dos canais seja baixa, o que acarreta desperdício de recursos.

Esses são alguns problemas que precisam ser investigados e analisados para a construção de um protocolo de controle de acesso ao meio mais eficiente. A capacidade do canal de gerenciamento, por exemplo, precisa ser considerada, de forma a ser possível identificar os cenários em que o seu uso torna-se um gargalo para o desempenho do sistema. A identificação dos pontos em que o mecanismo de contenção apresenta baixo desempenho permite a elaboração de soluções que podem ser aplicadas de forma adaptativa. Desta forma, acredita-se ser possível atingir uma melhora nos indicadores discutidos, tais como taxa de ocupação dos canais, vazão total agregada e número de usuários.

1.2 Objetivos

O principal objetivo deste trabalho é propor um mecanismo de controle de acesso ao meio para redes de acesso dinâmico com múltiplos canais ortogonais que permita maximizar o uso dos recursos existentes. Para isso, os seguintes objetivos específicos foram propostos:

- Propor um modelo analítico para a análise de desempenho do modelo de gerenciamento de múltiplos canais baseado no uso de canal de controle;
- Implementar e comparar, com o modelo proposto, protocolos de controle de acesso a múltiplos canais baseados no uso de canal de controle;
- Propor um mecanismo de contenção como forma de reduzir o tempo de resolução de colisão;
- Implementar e comparar protocolos de controle de acesso a múltiplos canais baseados em pontos de encontro;
- Comparar protocolos de controle de acesso a múltiplos canais baseados em pontos de encontro e canal de controle com o objetivo de subsidiar elementos para evolução do mecanismo de contenção proposto.

1.3 Contribuições

Ao longo do desenvolvimento deste trabalho, estão relacionadas, neste documento, as seguintes contribuições:

- Estudo do problema de acesso dinâmico a múltiplos canais ortogonais;
- Estudo dos principais protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais ortogonais;
- Estudo do problema associado ao uso de um canal de controle dedicado para o gerenciamento de estações e recursos;
- Proposta de um modelo analítico, baseado no uso de teoria de filas, para a avaliação de desempenho do modelo baseado no uso de canal de controle;
- Proposta de um mecanismo de controle de acesso a múltiplos canais baseado no uso de canal de controle;
- Estudo dos principais problemas associados ao uso do modelo de gerenciamento baseado em encontros;
- Proposta de melhorias relacionadas ao mecanismo de contenção e ao processo de resolução de colisão;
- Estudo comparativo entre as estratégias de gerenciamento de múltiplos canais baseadas em canal de controle e encontros;

- Proposta de melhorias relacionadas ao uso indiscriminado de canais no processo de alocação de comunicação.

O estudo envolvendo o uso de canal dedicado no gerenciamento de múltiplos canais, resultou na criação de um modelo analítico, baseado em teoria de filas, e na proposta de um novo protocolo de controle de acesso. Resultados de simulação, corroborados pelo modelo analítico, descrevem o comportamento do protocolo e delimitam o ponto de saturação do canal de gerenciamento. A partir deste ponto, o aumento na quantidade de recursos disponíveis para comunicação não tem impacto no aumento da vazão agregada do sistema. Outro resultado positivo para o estudo, foi a identificação do impacto gerado no desempenho do protocolo, no processo de alocação de canais, a medida em que o número de estações transmissoras aumenta. O estudo sugere uma melhora no processo de alocação do recurso com a substituição do mecanismo de contenção utilizado.

Como resultado importante deste trabalho, é proposto um mecanismo de resolução de colisão denominado CRP (do Inglês *collision resolution protocol*). O CRP reduz em tempo logarítmico o número de estações transmissoras, até que uma única estação tenha acesso exclusivo ao canal. O CRP trabalha em ambos cenários, estações com capacidade de detecção de colisão (CD) e estações sem a capacidade de detecção de colisão (NCD). Foi demonstrado que o problema de selecionar uma estação transmissora, a partir de um subconjunto de $n \geq 2$ estações em contenção, pode ser realizado em até $16n$ e até $48n$ fatias de tempo, para estações CD e NCD, respectivamente, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$.

Comparado ao mecanismo de contenção implementado pelo padrão IEEE 802.11, o CRP aumenta em até 246% o número de alocações bem sucedidas, reduzindo o tempo gasto para alocação do canal em até 3250 vezes. O protocolo CRP foi comparado com outros protocolos de gerenciamento de múltiplos canais. Abordagens de gerenciamento de encontro simples e encontros paralelos foram utilizadas neste processo. Diferentemente de outros trabalhos, além da vazão total agregada, também é considerada na avaliação a taxa de ocupação dos recursos gerenciados. Resultados empíricos demonstram que o CRP otimiza a utilização de recursos, especialmente nos cenários em que os nós receptores são escolhidos de forma aleatória. Neste cenário, o protocolo de encontro paralelo apresenta uma redução de até 69% em sua vazão total agregada, refletindo em uma taxa de ocupação de apenas 17% dos canais. Por outro lado, estações executando o protocolo CRP, além de manter a vazão, são capazes de obter uma taxa de ocupação de $\approx 80\%$ dos canais de dados. Os problemas associados ao desencontro de estações transmissoras e receptoras, tais como: receptor ausente e descarte de quadro de dados, não foram verificados no protocolo CRP. Conforme esperado, o CRP não apresenta colisão de quadro de dados e a

distribuição do acesso aos recursos, entre as estações executando o CRP, é feita de forma uniforme.

Por fim, os resultados obtidos ao longo deste trabalho encontram-se relacionados no Anexo I.

1.4 Metodologia

A metodologia aplicada neste trabalho será composta por uma revisão do estado da arte, pela elaboração de propostas para solucionar o problema escolhido, pela avaliação das soluções por meio de simulações e pela comparação dos resultados com propostas análogas ou relacionadas. Esta seção descreve cada uma das etapas da metodologia aplicada para permitir a replicação de resultados.

A revisão do estado da arte terá como base, a busca, seleção e leitura crítica de artigos publicados em conferências e jornais científicos indexados pelo *Institute of Electrical and Electronics Engineers* (IEEE)¹, pela *Association for Computing Machinery* (ACM)², pela *Elsevier Science Direct*³, pela Springer⁴ e por meio do *Google Scholar*⁵. A revisão bibliográfica consistirá em avaliar as premissas, os requisitos, as características e os resultados dos trabalhos relacionados aos seguintes temas: (i) definições e conceitos teóricos sobre protocolos de controle de acesso ao meio aplicados ao ambiente de múltiplos canais; (ii) modelos de gerenciamento de múltiplos canais; (iii) conceitos relacionados com o uso de sinais pulso/ tone;

As soluções serão avaliadas por meio de simulação utilizando o simulador de eventos discretos OMNET++ v4.6 [30], em conjunto com o *framework* MiXiM v2.3 [31]. Um conjunto de métricas e parâmetros serão definidos com base nos trabalhos relacionados no Capítulo 2, para permitir a comparação de resultados e validação das técnicas estudadas e dos mecanismos propostos.

1.5 Organização do Trabalho

Os demais capítulos deste trabalho estão organizados da seguinte forma:

- Capítulo 2 – apresenta os conceitos básicos envolvendo a fundamentação teórica utilizada nos modelos analíticos propostos nos Capítulos 3 e 4. O capítulo apresenta

¹<http://ieeexplore.ieee.org>

²<http://dl.acm.org/>

³<http://www.sciencedirect.com/>

⁴<http://link.springer.com/>

⁵<http://scholar.google.com>

também a revisão do estado da arte acerca dos protocolos de controle de acesso a múltiplos canais. Os principais problemas relacionados são discutidos e contextualizados. Os protocolos são analisados, categorizados e comparados ao longo do capítulo. Os conceitos apresentados são utilizados ao longo do texto;

- Capítulo 3 – apresenta um estudo sobre o impacto do uso de canal dedicado para o gerenciamento de múltiplos canais. Para este estudo, é proposto o protocolo mc80211 (do Inglês *Multi-Channel 802.11*). O mc80211 é um protocolo de controle de acesso a múltiplos canais que estende o padrão IEEE 802.11 e é focado no gerenciamento dinâmico de recursos. Um modelo analítico baseado em teoria de filas também é apresentado. A partir do modelo analítico e de resultados empíricos de simulação, foram identificados os cenários em que ocorre a saturação do sistema e os problemas que comprometem diretamente o desempenho deste tipo de modelo de gerenciamento. Os resultados deste capítulo são utilizados no estudo comparativo entre modelos de gerenciamento apresentado no Capítulo 5;
- Capítulo 4 – apresenta a proposta de um novo protocolo de reserva de canal, denominado CRP (do Inglês *Collision Resolution Protocol*), que explora o uso de sinais pulso/*tone* para prover um mecanismo rápido de acesso ao canal e livre de colisões de dados. Os resultados do Capítulo 3 embasaram o desenvolvimento deste mecanismo, como forma de melhorar o processo de alocação de recurso. Neste capítulo, o CRP é avaliado em cenários de um canal como objetivo de mensurar sua capacidade máxima de alocação de recursos. Os resultados obtidos nesta avaliação são utilizados como base para a extensão do protocolo mc80211 e a aplicação destes conceitos no contexto de múltiplos canais, conforme estudo apresentado no Capítulo 5;
- Capítulo 5 – apresenta uma avaliação de protocolos de controle de acesso para múltiplos canais. A avaliação de desempenho teve como foco a identificação dos benefícios e limitações das estratégias baseadas no uso do canal de controle, *rendezvous* simples e *rendezvous* paralelo. Os resultados obtidos neste estudo fornecem elementos para a identificação dos cenários em que cada política de gerenciamento é indicada. Neste estudo, a versão estendida do protocolo mc80211, contendo o mecanismo CRP, também foi utilizada. Desta maneira, também foi possível verificar o desempenho do mecanismo CRP no processo de alocação e gerenciamento de recursos no contexto de múltiplos canais;
- Capítulo 6 – conclui este trabalho e apresenta uma discussão geral a respeito dos estudos abordados neste documento, bem como dos resultados obtidos neste trabalho. Também são abordadas considerações acerca de possíveis evoluções do trabalho proposto;

- Anexo I – relaciona a lista de publicações obtida ao longo do doutorado.

Capítulo 2

Fundamentação Teórica e Estado da Arte

Em redes sem fio, considera-se um canal de comunicação como sendo um meio compartilhado, isto é, quando duas ou mais estações transmitem neste canal, ocorre uma colisão [32]. Por este motivo, existe a necessidade de que o seu acesso seja feito de forma coordenada. Os protocolos que realizam a coordenação do acesso das estações ao meio compartilhado são denominados protocolos de controle de acesso ao meio, ou protocolos MAC (do Inglês *Medium Access Control Protocol*) [33]. Estes protocolos têm por objetivo tornar possível o compartilhamento eficiente e justo do meio [33, 34]. No contexto de redes sem fio, a eficiência de um protocolo MAC é caracterizada como sendo proporcional à quantidade de transmissões que ocorrem com sucesso entre estações em um dado intervalo de tempo [35]. O funcionamento das camadas de *enlace* e física dos dispositivos que utilizam rede sem fio é definido por padrões, tais como os da família IEEE 802.11 [4]. Estes padrões definem protocolos de controle de acesso ao meio, tais como o CSMA/CA (do Inglês *Carrier-Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) [4]. Na Seção 2.2, o padrão IEEE 802.11 será apresentado.

Neste capítulo serão apresentados os conceitos básicos envolvendo a fundamentação teórica utilizada nos modelos analíticos propostos nos capítulos subsequentes deste documento. Serão abordados os conceitos relacionados a teoria de filas, probabilidade e limite de *Chernoff* [36]. Também serão discutidos os principais conceitos relacionados ao acesso ao meio físico no cenário de comunicação envolvendo múltiplos canais ortogonais. Inicialmente, será apresentada uma discussão acerca das características, relacionadas ao mecanismo de controle de acesso ao meio, definidas no padrão IEEE 802.11. Apesar da sua aplicação no contexto de um único canal de comunicação, a análise do mecanismo de controle de acesso do padrão IEEE 802.11 faz-se necessária, uma vez que este é utilizado por diversos trabalhos a serem apresentados na Seção 2.5. Na Seção 2.3 serão discutidos

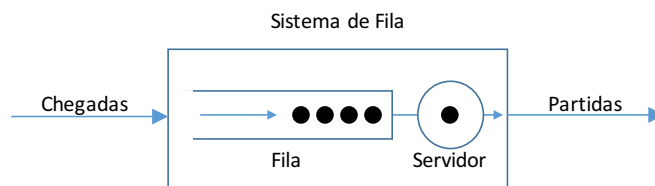


Figura 2.1: Exemplo de um sistema de fila com apenas um servidor.

os principais desafios relacionados ao paradigma de comunicação utilizando múltiplos canais. Em seguida, a Seção 2.4 propõe uma classificação para os protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais discutidos na Seção 2.5.

2.1 Teoria de Filas e Probabilidade

O conceito básico de filas é parte do nosso dia a dia. De forma geral, um sistema de fila é descrito por um processo de chegada de clientes a um local de atendimento, para utilizar um ou mais serviços providos por uma quantidade de servidores [37]. Neste sentido, a formação de filas ocorre quando a procura pelo serviço é maior do que a capacidade do sistema de fila em atender a esta demanda. Ou seja, filas são formadas toda vez em que há competição por recursos limitados.

A Figura 2.1 apresenta um sistema simples de fila representado por uma fila e um servidor. Nesta seção, o sistema de fila também poderá ser referido apenas por sistema. De acordo com a figura, o recurso e o distribuidor do recurso estão agrupados e representados pela figura do servidor. Entidades enfileiradas a espera de um serviço são denominadas consumidores. A medida em que os consumidores chegam ao sistema de fila e demandam por serviços, os recursos são disponibilizados, pelos servidores, de acordo com a sua capacidade de processamento. Normalmente, a modelagem de um sistema de filas implica na imprevisibilidade sobre o momento de chegada de consumidores no sistema, bem como o tamanho desta demanda [38]. O enfileiramento de consumidores está associado a quantidade de recursos limitados e a imprevisibilidade de chegada de novas demandas, o que implica em conflito no uso dos recursos disponibilizados.

A modelagem e a análise de filas têm como objetivo fornecer informações que subsidiem a minimização de pontos de retenção e a maximização do uso dos recursos existentes. Em um supermercado, por exemplo, a modelagem do seu funcionamento poderia fornecer informações ao gestor de como escalonar o número de funcionários trabalhando ao longo do dia. Neste contexto, é possível obter informações como a expectativa de tempo de uso de um caixa, a expectativa de tempo de espera na fila e a taxa de chegada dos clientes.

De acordo com [39], um sistema de fila pode ser caracterizado por:

- **Processo de chegada dos consumidores** – Geralmente, assume-se que o intervalo entre chegadas é independente e possui uma distribuição comum;
- **Comportamento dos consumidores** – Consumidores podem ser pacientes e aguardar na fila até serem atendidos, ou impacientes e deixarem-na depois de algum tempo. Por exemplo, em *call centers*, consumidores podem desligar após esperarem muito tempo para serem atendidos, retornando ou não a ligar depois de um tempo;
- **Tempos de serviço** – Usualmente, assume-se que os tempos de serviço são independentes e identicamente distribuídos. Também são independentes dos tempos de intervalos entre chegadas. Por exemplo, o tempo de serviço pode ser determinístico ou exponencialmente distribuído;
- **Disciplina de serviço** – Consumidores podem ser servidos de forma individual ou em lotes. A forma como os consumidores são selecionados na fila também pode variar. Dentre elas, é possível relacionar: o primeiro a chegar é o primeiro a ser servido; o último a chegar é o primeiro a ser servido; ordem aleatória; prioridades (menor tempo de processamento primeiro); dentre outros;
- **Capacidade de serviço** – Um servidor (Figura 2.1) ou um grupo de servidores;
- **Capacidade do sistema** – corresponde ao número máximo de consumidores que o sistema suporta, incluindo os que estão em espera e os que estão sendo atendidos. Esta capacidade pode ser finita ou infinita;
- **Sala de espera** – define a quantidade máxima de consumidores presentes no sistema. Esta característica está relacionada com as limitações físicas para representação do sistema que se deseja modelar.

Apresentada uma visão geral acerca de um sistema básico de filas, a próxima subseção aborda questões referentes a notação utilizada para representação dos modelos.

2.1.1 Notação *Kendall*

A notação *Kendall* é comumente utilizada para a caracterização de sistemas de filas [39]. Esta notação define as características básicas de um sistema que deseja-se modelar. Sendo representada de forma geral por seis atributos $A/B/C/X/Y/Z$, onde:

- A – especifica a distribuição de tempo entre chegadas;
- B – especifica a distribuição de tempo de serviço;
- C – define o número de servidores;

- X – indica a capacidade do sistema;
- Y – define o tamanho da população de consumidores;
- Z – é a disciplina de atendimento.

Normalmente, os três últimos símbolos são omitidos. Nestes casos, assume-se que o sistema de filas possui capacidade ilimitada, população infinita e disciplina de atendimento do tipo FCFS (do Inglês *First-Come First-Served*).

2.1.2 Taxas de Chegada e Serviço

Um dos pontos fundamentais em um sistema de filas é o cálculo da taxa de chegada dos consumidores no sistema e o tempo de serviço provido pelo sistema. A taxa de chegada dos consumidores pode sofrer flutuações estatísticas, o que pode influenciar o desempenho do sistema. Em um sistema com fila de tamanho limitado, se a taxa média da demanda por serviço que chega ao sistema é maior que a capacidade de serviço do sistema, o sistema irá ruir, uma vez que uma fila sem limite de tamanho pode ser formada. Por outro lado, se a taxa de chegada média é menor que a capacidade do sistema, então, durante flutuações estatísticas, filas ainda podem ser formadas. Mesmo quando a média de chegada e a taxa de serviço são constantes, o crescimento na variação das chegadas ou serviço aumentam o tamanho da fila. Além disso, quando a demanda média aproxima-se da capacidade de serviço do sistema, os efeitos causados pela flutuação estatística são ampliados. Essas flutuações são descritas em termos de distribuições de probabilidade. Com uso de probabilidade é possível prever o tempo médio de espera, o tamanho médio da fila, a distribuição do tamanho médio da fila, com base em:

- no padrão de chegada dos consumidores no sistema;
- no padrão de serviço;
- no algoritmo de escalonamento.

Em alguns cenários, o espaço definido para que os consumidores aguardem para serem atendidos por um servidor disponível é limitado. Sendo assim, quando a fila atinge a sua capacidade máxima, dizemos que a fila está cheia. Um consumidor que chega ao sistema quando a fila encontra-se cheia é descartado. Ou seja, é perdido.

Processo da Chegada

De acordo com Stewart [38], o processo de chegada de consumidor pode ser descrito de duas formas:

- pela caracterização do número de chegadas por unidade de tempo (taxa de chegada);
- pela caracterização do tempo entre chegadas bem sucedidas (tempo entre chegadas).

A taxa média de chegada é o número médio de clientes que procuram o serviço por unidade de tempo. Esta taxa geralmente é definida por λ e pode ou não ser independente do número de consumidores no sistema. O tempo médio entre chegadas pode ser definido por $1/\lambda$. A distribuição das chegadas pode ser constante quando existem intervalos de tempo fixos entre chegadas sucessivas ou aleatórias quando os intervalos de tempo entre chegadas sucessivas não podem ser previstos, usando-se neste caso distribuições de probabilidade.

Processo do Serviço

O padrão de serviço pode ser representado tanto pelo cálculo do número de consumidores servidos por unidade de tempo, quanto pelo tempo necessário para um consumidor ser servido pelo sistema. Neste caso, o parâmetro μ representa a taxa de serviço médio e $1/\mu$ o tempo de serviço médio.

O tempo de serviço não inclui o tempo de espera na fila, sendo seu cálculo condicionado ao fato do sistema não estar vazio. Ou seja, em um sistema vazio (sem consumidores), os servidores estão ociosos. O tempo de serviço corresponde ao momento em que um consumidor é retirado da fila e servido pelo servidor, até a finalização do trabalho e a remoção do consumidor do sistema. O tempo de serviço pode ser constante ou aleatório. Consumidores podem ser servidos em lotes ou de forma individual. Em um serviço em lotes, diversos consumidores são servidos simultaneamente.

2.1.3 Taxa de Ocupação

Em um sistema de apenas um servidor, com taxa de chegada λ e tempo de serviço médio $E(B)$, a quantidade de trabalho que chega ao sistema, por unidade de tempo, é definida por $\lambda E(B)$. O servidor possui capacidade de uma unidade de trabalho por uma unidade de tempo. Para evitar que a fila deste sistema eventualmente cresça de forma indefinida, a seguinte condição deve ser respeitada $\lambda E(B) < 1$. Em uma notação comumente utilizada, temos que

$$\rho = \lambda E(B). \quad (2.1)$$

Se $\rho < 1$, então ρ define a taxa de ocupação ou utilização do servidor, pois representa a fração de tempo que o servidor está trabalhando. Se $\rho \geq 1$, a condição de que a fila não cresça de forma indefinida não será respeitada. Em um sistema de múltiplos servidores,

a condição para o não crescimento indefinido da fila é definida por $\lambda E(B) < c$, em que c é a quantidade de servidores e a taxa de ocupação é definida por $\rho = \lambda E(B)/c$.

2.1.4 Medidas de Desempenho

A modelagem de problemas utilizando conceitos de teoria de filas permite, mediante análise, a obtenção de propriedades inerentes à este sistema. Dentre as medidas de desempenho possíveis na análise de um modelo fila, destacam-se:

- A distribuição do tempo de espera e do tempo de permanência (do Inglês *sojourn time*) de um consumidor. O tempo de permanência de um consumidor no sistema engloba o seu tempo de espera e o tempo de serviço;
- A distribuição do número de consumidores no sistema;
- A distribuição da quantidade de trabalho no sistema;
- A distribuição da ocupação dos servidores.

2.1.5 Disciplina de Atendimento

A disciplina de atendimento descreve a forma como os consumidores deixam a fila de espera para serem servidos. De acordo com Stewart [38], os seguintes comportamentos de escolha podem ser implementados na seleção de um consumidor que esteja em uma fila:

- FCFS (do Inglês *First Come, First Served*) ou FIFO (do Inglês *First In, First Out*) – o primeiro consumidor a chegar será o primeiro a ser atendido;
- LCFS (do Inglês *Last Come, First Served*) ou LIFO (do Inglês *Last In, First Out*) – o último consumidor a chegar será o primeiro a ser atendido;
- SIRO (do Inglês *Service in Random Order*) – o consumidor a ser atendido será escolhido de forma aleatória dentre os consumidores que encontram-se na fila;
- PRI (Filas Prioritárias) – consumidores passam a ter uma ordem de prioridade para o atendimento. O consumidor escolhido será o que tiver maior prioridade dentre os consumidores que encontram-se na fila;
- RR (do Inglês *Round-Robin*) – cada consumidor recebe uma fatia de tempo do tempo de serviço, que é utilizada para o seu atendimento. As fatias são distribuídas de forma uniforme entre os consumidores presentes na fila. Ao final de uma fatia de tempo, o consumidor que ainda necessite de atendimento é retirado do servidor e recolocado na fila.

2.1.6 Lei de *Little*

A lei de *Little* (do Inglês *Little's Law*) equaciona o número médio de consumidores no sistema $E(L)$ como sendo o produto da taxa média de chegada (λ) e o seu tempo médio de permanência no sistema ($E(S)$). Sendo definida pela Equação (2.2) e aplicada a um sistema estável. Isto é, para $\rho < 1$, conforme Equação (2.1).

$$E(L) = \lambda E(S). \quad (2.2)$$

Na Equação (2.2), assume-se que a capacidade do sistema é suficiente grande para comportar o número de consumidores. Se esta premissa não for respeitada, o número de consumidores poderia crescer indefinidamente.

2.1.7 Variável Aleatória

Variável aleatória pode ser definida como sendo uma variável cujo valor é um resultado numérico de um fenômeno aleatório [40]. Sendo assim, a distribuição de probabilidade de uma variável aleatória X nos diz quais valores que X pode assumir e como atribuir probabilidades a esses resultados. Usualmente, variáveis aleatórias são representadas por letras maiúsculas próximas ao fim do alfabeto, como X , Y , etc. O valor esperado ou a média de X é representado por $E(X)$ e sua variância é definida por $\sigma^2(X)$, onde $\sigma(X)$ é o desvio padrão de X . O coeficiente de variação de uma variável aleatória positiva X é definido por

$$c_x = \frac{\sigma(X)}{E(X)}. \quad (2.3)$$

O coeficiente de variação é uma medida da variabilidade de uma variável aleatória X .

2.1.8 Distribuição Binominal

Se X tem a distribuição binominal com n observações e probabilidade p de sucesso em cada observação, os valores possíveis de X são $0, 1, 2, \dots, n$. Se k é qualquer um desses valores, temos

$$P(X = k) = \binom{n}{k} p^k (1 - p)^{n-k}, \quad (2.4)$$

onde a média é dada por $\mu = np$ e o desvio padrão por $\sigma = \sqrt{np(1 - p)}$.

2.1.9 Distribuição de *Poisson*

Uma variável aleatória X segue a distribuição de *Poisson* com parâmetro μ , para $\mu > 0$, se

$$P(X = k) = \frac{\mu^k e^{-\mu}}{k!}, \text{ para } k = 0, 1, \dots, \quad (2.5)$$

onde X representa o número de eventos que ocorrem em um intervalo de tempo ou espaço, dada uma média μ de eventos esperados que ocorram. A probabilidade binomial $\binom{n}{k} p^k (1-p)^{n-k}$ tende para a distribuição *Poisson* $\mu^k e^{-\mu}/k!$, para qualquer $k \geq 0$, quando n tende ao infinito e p tende para zero, com $np = \mu$.

2.1.10 Limite de *Chernoff*

O limite de *Chernoff* é largamente aplicado em algoritmos probabilísticos. A partir da definição de premissas, o limite de *Chernoff* é utilizado para limitar a calda de uma distribuição de probabilidade pela soma de variáveis aleatórias independentes. Com relação ao limite de *Chernoff*, os resultados apresentados pelos Teorema 2.1 e Teorema 2.2 [36] serão utilizados no Capítulo 4.

Teorema 2.1. *Deixe Y_1, Y_2, \dots, Y_n serem tentativas independentes de Poisson, de tal forma que, para $1 \leq i \leq n$, $Pr[Y_i = 1] = p_i$, onde $0 < p_i < 1$. Então, para $Y = \sum_{i=1}^n Y_i$, $\mu = E[Y] = \sum_{i=1}^n p_i$, e qualquer $\epsilon > 0$,*

$$Pr[Y > (1 + \epsilon)\mu] < \left[\frac{e^\epsilon}{(1 + \epsilon)^{(1+\epsilon)}} \right]^\mu. \quad (2.6)$$

Teorema 2.2. *Deixe Y_1, Y_2, \dots, Y_n serem tentativas independentes de Poisson, de tal forma que, para $1 \leq i \leq n$, $Pr[Y_i = 1] = p_i$, onde $0 < p_i < 1$. Então, para $Y = \sum_{i=1}^n Y_i$, $\mu = E[Y] = \sum_{i=1}^n p_i$, e $0 < \epsilon \leq 1$,*

$$Pr[Y < (1 - \epsilon)\mu] < \exp(-\mu\epsilon^2/2). \quad (2.7)$$

2.2 Padrão IEEE 802.11

Sob o ponto de vista dos mecanismos de controle de acesso ao meio, o padrão IEEE 802.11 define dois modos de operação distintos: PCF (do Inglês *Point Coordiantion Function*) e DCF (do Inglês *Distributed Coordination Function*) [4]. O modo de operação PCF presume o uso de infra-estrutura para o estabelecimento de comunicação. Esta infra-estrutura é definida pela presença de um ponto de acesso, o qual realizará a coordenação

do processo de transmissão das estações. O modo de operação DCF caracteriza-se pela coordenação descentralizada, sem a presença de uma infra-estrutura prévia. Este é o modo de operação utilizado pelos protocolos apresentados neste capítulo e será o escopo nesta seção. Maiores informações podem ser obtidas em [4].

No modo de operação distribuído, toda estação que deseja transmitir dedica-se ao monitoramento do canal de comunicação para identificar o seu estado corrente. Neste modelo, o canal é dividido em fatias de tempo fixas [41]. Se o estado do canal for ocioso por um período de tempo igual a DIFS (do Inglês *Distributed Interframe Space*), a estação inicia o processo de transmissão. Se durante este período a estação verificar que o canal encontra-se ocupado, a abordagem adotada será aguardar por um intervalo pseudoaleatório de tempo antes de tentar novamente utilizar o canal. Desta forma, cada estação tenta minimizar a probabilidade de colisão. Este procedimento é conhecido como CA (do Inglês *Collision Avoidance*) e faz parte do mecanismo de acesso ao meio CSMA/CA (do Inglês *Carrier Sense Multiple Access*) implementado pelo IEEE 802.11 no modo de operação DCF.

O valor que representa o intervalo de tempo em que uma estação não tentará transmitir no canal é conhecido como valor de recuo, sendo calculado pela execução do mecanismo de contenção BEB (do Inglês *Binary Exponential Backoff Algorithm*). O valor de recuo é escolhido, de forma aleatória e uniforme, dentro do intervalo $[0, W - 1]$. Onde, W é definido como sendo o tamanho da janela de contenção. Seu valor está diretamente associado a quantidade de colisões sucessivas experienciada por uma estação transmissora. Este mecanismo comporta-se da seguinte forma: inicialmente, o valor de W é definido por CW_{min} . Onde, CW_{min} representa o tamanho inicial mínimo da janela de contenção. A medida em que colisões sucessivas acontecem, o valor de W é dobrado até um limite definido por CW_{max} . Sendo, $CW_{max} = 2^m * CW_{min}$ e m representa a quantidade de colisões sucessivas, para $m \leq 10$ [4]. O decremento do valor de recuo é iniciado toda vez que o canal ficar ocioso por DIFS e parado quando o canal ficar ocupado.

Com objetivo de realizar a alocação do espaço aéreo e diminuir a quantidade de colisões, o padrão IEEE 802.11 prevê o uso de quadros de controle conhecidos como RTS (do Inglês *Request to Send*) e CTS (do Inglês *Clear to Send*). A Figura 2.2 apresenta um exemplo de uso deste mecanismo. Após verificar que o canal ficou ocioso por DIFS, a estação transmissora, cujo valor de recuo for igual a zero, transmitirá o quadro RTS de forma a notificar a estação de destino que deseja estabelecer comunicação. Após o intervalo de tempo SIFS (do Inglês *Short Interframe Space*), a estação de destino irá responder com um quadro CTS. A partir deste momento, as demais estações que escutaram pelo menos um dos dois quadros, ficarão em silêncio durante todo o período em que a comunicação acontecer. Para isso, elas atualizam o valor do seu NAV (do Inglês *Network Allocation*

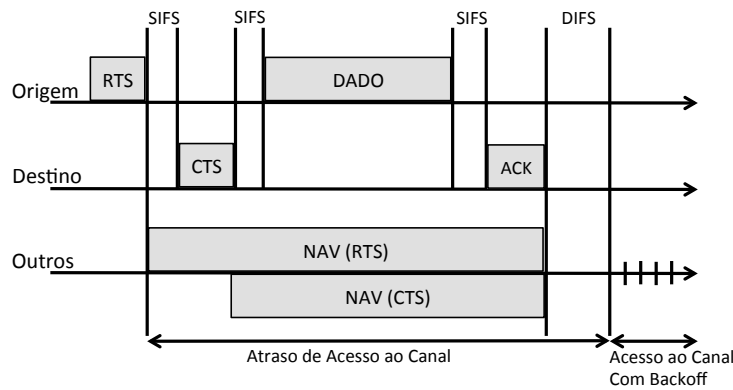


Figura 2.2: Funcionamento do padrão IEEE 802.11.

Vector). O NAV é constituído de um contador que indica por quanto tempo o meio ainda permanecerá ocupado. Após receber o quadro CTS, a estação de origem aguardará SIFS para iniciar a transmissão do quadro que contém os dados. Ao receber o quadro com os dados, a estação de destino irá aguardar SIFS para iniciar o envio do quadro Ack (do Inglês *Acknowledgment*), confirmando assim o recebimento correto do quadro de dados. Finalizando o protocolo, a estação transmissora sorteará um valor de recuo como forma de aumentar as chances de outra estação conseguir acessar o canal de comunicação. As estações que desejarem transmitir procederão conforme o mecanismo descrito acima. Por fim, colisões são detectadas quando ocorrer falha na sequência de eventos descrita. A estação que não recebe um CTS, por exemplo, após o envio de um RTS, assume que ocorreu uma colisão. Neste caso, todas as estações envolvidas executarão o algoritmo de recuo binário exponencial.

Apresentadas as características básicas do padrão IEEE 802.11, a próxima seção introduz os principais problemas associados à comunicação em múltiplos canais.

2.3 Problemas Associados à Comunicação em Múltiplos Canais

O uso de múltiplos canais ortogonais permite a comunicação de estações em paralelo sem interferência mútua. Também possibilita a acomodação de um maior número de estações em uma mesma área geográfica, quando comparado com o modelo de comunicação de um único canal [15].

Um dos grandes desafios neste cenário é a coordenação do uso dos recursos de comunicação disponíveis por parte das estações que desejam utilizá-los. Inerente às características deste tipo de ambiente, alguns problemas apresentam-se como desafios a serem transpos-

tos pela camada de acesso ao meio. Nesta seção serão discutidos os problemas comuns abordados pelos trabalhos relacionados neste documento.

2.3.1 Problema do Terminal Escondido

O problema conhecido como problema do terminal escondido em ambiente de múltiplos canais (do Inglês *hidden terminal problem in multi-channel environment*) está relacionado à perda do estado dos canais, por parte das estações [42]. Esta desinformação momentânea pode gerar colisões, a medida em que determinados canais podem ser acessados, de forma simultânea, por mais de uma estação transmissora. Este problema é gerado pela incapacidade do protocolo de acesso ao meio em obter, de forma atualizada, as informações de todos os canais utilizados [12].

A Figura 2.3 apresenta um exemplo da ocorrência deste problema. Sejam A, B, C e D estações que desejam comunicar utilizando cada uma um rádio *half-duplex*¹. De acordo com o exemplo, o canal 1 é reservado para a troca de quadros de controle e os canais 2 e 3 são utilizados para a transmissão de dados. Em determinado momento, as estações C e D encontravam-se no canal 3 comunicando. Durante este período, as estações A e B trocaram quadros de controle (RTS e CTS) no canal 1 e decidiram iniciar a comunicação no canal 2. Ao retornarem ao canal 1, ambas as estações C e D não têm informações sobre as estações A e B, bem como sobre o estado atual do canal 2. Por este motivo, caso as estações C e D decidam utilizar o canal 2 para comunicação, esta nova transmissão gerará colisão e tanto as estações A e B quanto as C e D não conseguirão receber corretamente os dados transmitidos.

Esta perda de informação do estado do canal é conhecida como problema do terminal escondido em ambiente de múltiplos canais e está associado às limitações físicas do rádio de comunicação utilizado. Este problema ocorre pois durante o período em que uma estação encontra-se transmitindo, ela não possui a capacidade de monitorar de forma simultânea o canal que está utilizando para transmitir. Esta é uma limitação do rádio *half-duplex* utilizado. Ou seja, a estação só consegue desempenhar uma atividade por vez: transmissão ou monitoramento do canal.

O problema do terminal escondido em múltiplos canais foi identificado por Tobagi *et al.* em [42] e contribuiu diretamente para a diminuição da vazão do sistema. A Seção 2.5 apresenta uma discussão mais detalhada sobre as soluções propostas na literatura para este problema.

¹Um rádio *half-duplex* não permite a estação transmitir e monitorar o canal ao mesmo tempo.

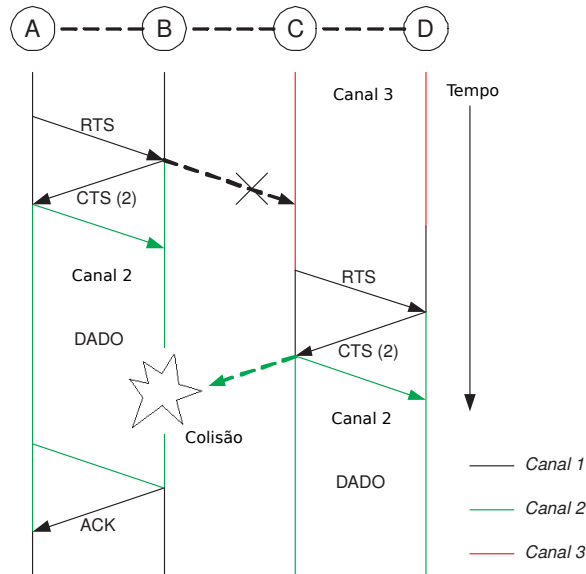


Figura 2.3: Exemplo do problema do terminal escondido em múltiplos canais apresentado em [12].

2.3.2 Problema do Receptor Ocupado

O problema do receptor ocupado está associado a desinformação das estações transmissoras com relação a disponibilidade de comunicação das demais estações na rede. Este problema gera desperdício de recursos, associado às tentativas frustradas de estabelecimento de comunicação (envio de quadros RTS) com estações que encontram-se ocupadas comunicando em outro canal. Almotairi *et al.* [15] apresentam uma discussão acerca do desperdício de recurso causado pelo problema do receptor ocupado. Este comportamento acarreta em dois problemas básicos:

- A cada tentativa em estabelecer comunicação, o canal utilizado para o envio de quadros de controle (canal 1) é ocupado de forma desnecessária, obrigando as demais estações a ficarem em silêncio. Todos os protocolos que serão discutidos na Seção 2.5 utilizam o mecanismo de contenção definido pelo padrão IEEE 802.11. Para estes protocolos, toda vez que o canal ficar ocupado, as estações que estiverem monitorando o canal deverão aguardar por DIFS antes de tentarem acessar novamente o canal ou continuar o processo de decremento do seus respectivos valores de recuo;
- As estações que estão no processo de estabelecimento de comunicação, com as estações ocupadas, irão sofrer um aumento exponencial de suas janelas de recuo, a cada tentativa consecutiva e sem sucesso de estabelecimento de comunicação. Este comportamento terá um impacto direto na vazão individual dessas estações [7], que passarão muito tempo decrementando os seus valores de recuo, mesmo quando as estações receptoras tornarem-se disponíveis.

Conforme discutido por Mo *et al.* [7], os problemas acima geram injustiça e têm um impacto negativo na taxa de utilização dos recursos do sistema. Este problema também é conhecido como problema de surdez [8].

2.3.3 Problema do Receptor Ausente

O problema do receptor ausente acontece quando determinada estação transmissora não consegue encontrar a estação receptora desejada, pois esta não se encontra no canal previamente combinado. Este desencontro faz com que a estação transmissora inicie um processo de busca pela estação receptora, utilizando como base as informações pré-acordadas. Este problema impacta no atraso médio em que um pacote é entregue ao seu destino, na taxa de utilização dos recursos do sistema e gera injustiça [17].

Este problema é discutido por Shi *et al.* em [17] e está associado a uma categoria de protocolos de controle de acesso ao meio que não utilizam um único canal comum para a troca de quadros de controle. Neste tipo de protocolo, as estações precisam pré-combinar os canais e os momentos em que as informações de controle serão trocadas, para o estabelecimento de comunicação. Este tipo de protocolo será discutido em maiores detalhes na Seção 2.4.2.

2.3.4 Problema de Sincronismo

Alguns protocolos de controle de acesso ao meio, tais como SSCH (do Inglês *Slotted Seeded Channel Hopping*) [24] e McMAC (do Inglês *Parallel Rendezvous Multi-Channel MAC Protocol*) [25], baseiam-se no sincronismo entre estações de forma a permitir o gerenciamento dos recursos disponíveis. Conforme discutido em [43], a implementação deste tipo de premissa, por si só, é um desafio a ser transposto, o qual não é considerado pelos trabalhos da área.

O sincronismo considerado está relacionado tanto com o acesso a um mesmo canal quanto a troca constante de canais para comunicação. O protocolo McMAC, por exemplo, assume que todas as estações conseguem sincronizar os seus respectivos relógios com os relógios dos seus vizinhos. Contudo, os autores não fornecem detalhes sobre como este sincronismo é possível. O protocolo SSCH propõe o uso do protocolo de sincronização apresentado em [44] para realizar o sincronismo global da rede. Entretanto, os autores não entram em maiores detalhes de como esse protocolo é efetivamente utilizado. Conforme analisado em [43], em um ambiente de múltiplos canais em que nem todas as estações encontram-se disponíveis, o uso de protocolos de sincronização tradicionais (baseados em difusão) podem não funcionar corretamente.

Além da complexidade associada a implementação dos protocolos que utilizam este mecanismo, algoritmos síncronos não conseguem alocar de maneira eficiente os recursos disponíveis quando a quantidade de estações no sistema é pequena. Conforme verificado por Mo *et al.* [7], para os cenários em que as estações transmissoras necessitam encaminhar quadros para diferentes destinos, o processo de descoberta e transmissão gera atrasos, o que tem um impacto negativo no desempenho do protocolo e, conseqüentemente, prejudica a vazão do sistema.

2.4 Classificação dos Protocolos

Atualmente, diversos trabalhos foram propostos com objetivo de disponibilizar protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais. Dentre eles, destacam-se os que propõem uma categorização dos trabalhos já publicados [6–11]. As seguintes características comuns podem ser identificadas nas categorias propostas:

- Quantidade de rádios: único ou múltiplos;
- Quantidade de pontos de encontros (*Rendezvous*): único ou paralelo;
- Uso do canal de controle;
- Sincronismo: assíncrono ou síncrono;

A classificação acima será melhor discutida nas próximas subseções. As categorias propostas serão utilizadas como base para a classificação dos protocolos de controle de acesso ao meio a serem apresentados neste capítulo.

2.4.1 Quanto a Quantidade de Rádios

Com relação a quantidade de rádios utilizados, os protocolos podem utilizar um [8, 12, 16–21, 24–28], dois [15, 22] ou múltiplos [14, 23] rádios para a comunicação.

Os protocolos relacionados acima que utilizam dois ou mais rádios para comunicação conseguem resolver o problema do terminal escondido em ambiente de múltiplos canais por realizarem monitoramento constante do canal reservado para a troca de quadros de controle. Desta forma, durante os períodos de comunicação, as estações se mantêm atualizadas com relação aos recursos alocados. O monitoramento constante é possível através da alocação exclusiva de um rádio para esta finalidade. É importante destacar que o aumento na quantidade de rádios para a comunicação diminui a autonomia dos dispositivos.

Trabalhos que utilizam somente um rádio para comunicação necessitam do desenvolvimento de técnicas que não permitam o acesso aos recursos por estações que não tenham conhecimento atualizado dos seus respectivos estados. Kim *et al.* [8] obrigam todas as estações a retornarem ao canal de gerenciamento ao final de um período de comunicação. Para as estações, só é permitida a saída do canal de gerenciamento uma única vez por período de comunicação. Desta forma, todas as estações começam um novo período de comunicação com todos os canais disponíveis. Caetano *et al.* [16] definem um tempo mínimo de permanência no canal de gerenciamento, antes que uma estação transmissora tente realizar a alocação de recurso. Desta forma, somente as estações transmissoras com um mínimo de conhecimento, sobre os recursos disponíveis, possuem autorização para tentar comunicar. Ambas abordagens resolvem o problema do terminal escondido em ambiente de múltiplos canais.

2.4.2 Quanto aos Pontos de Encontros (*Rendezvous*)

Nesta categoria, a estratégia dos protocolos de controle de acesso é permitir que as estações, de forma sistemática, mudem de um canal para outro seguindo determinado padrão. Desta forma, deseja-se que, eventualmente, duas estações possam se encontrar em um mesmo canal e assim estabelecer comunicação. Com relação aos pontos de encontro, eles podem ser únicos [8, 12, 16–21, 24, 28] ou paralelos [25–27].

No ponto de encontro único, todas as estações ociosas encontram-se no mesmo canal em que os quadros de controle são transmitidos. Em [28], todas as estações mudam de canal seguindo uma mesma sequência pré-definida. A transmissão de dados ocorre quando duas estações trocam, com sucesso, quadros de controle em determinado canal. Desta forma, as duas estações permanecerão no canal corrente para a comunicação, enquanto que as demais estações continuarão no processo de troca de canais. Ao final da comunicação, ambas estações sintonizarão os seus rádios para o canal corrente, calculado com base na sequência conhecida, no tempo de sintonização do rádio e no tempo gasto durante o período de comunicação. A partir deste ponto, as estações prosseguem no processo de troca de canal.

Os protocolos que utilizam pontos de encontro em paralelo permitem a troca de quadros de controle em canais diferentes, de forma paralela e independente. Em [27], Baldo *et al.* apresentam um protocolo síncrono que utiliza apenas um rádio. Nesta abordagem, as estações trocam de canal seguindo uma função pseudo-aleatória. A cada canal visitado, as estações enviam e recebem quadros de controle, com o objetivo de aprenderem sobre qual semente cada estação está utilizando em sua função pseudo-aleatória. Desta forma, uma estação transmissora pode adotar o padrão de saltos de determinada estação com o objetivo de tentar estabelecer comunicação. Contudo, os autores não apresentam

nenhuma garantia de que os nós irão eventualmente se encontrar ou uma avaliação do tempo total gasto para que este encontro aconteça.

A operação de troca de canais possui um atraso associado. De acordo com Mo *et al.* [7], uma implementação integrada do circuito de rádio *trimode* IEEE802.11a/b/g requer aproximadamente $30 \mu s$ para o seu VCO (do Inglês *Voltage Controlled Oscillator*) ajustar-se a frequência definida [45], contudo um rádio comercial 802.11b requer entre 150 a $200 \mu s$ para realizar a mesma operação. Considerando que um quadro RTS, no padrão IEEE 802.11b, gasta entre 200 e $300 \mu s$ para ser transmitido e recebido, o tempo gasto em cada troca de canal não deve ser negligenciado. Quanto maior for a taxa de troca de canais necessária para duas estações se encontrarem, maior será o atraso médio associado a esta operação. O tempo necessário para duas estações se encontrarem é definido como tempo de encontro [46].

De acordo com [7], protocolos baseados em encontros paralelos conseguem eliminar o problema de terminal escondido em ambiente de múltiplos canais, pois a cada troca de canal, enviam quadros de controle conforme definido pelo padrão IEEE 802.11. Esses protocolos também não sofrem com as limitações associadas ao uso de um único canal para o gerenciamento dos recursos. Contudo, estão suscetíveis aos atrasos gerados pelo tempo de encontro entre estações e o processo de aprendizado da sequência de troca de canais que cada estação utiliza [11].

2.4.3 Quanto ao Uso do Canal de Controle

Alguns protocolos de controle de acesso ao meio definem o uso de um canal comum para a troca de quadros de controle [8, 12, 14–23]. Este canal é conhecido como canal de controle e destina-se ao gerenciamento das estações e dos recursos de rede disponíveis. Esta abordagem centralizada de gerenciamento facilita o controle sobre os canais que estão sendo utilizados, bem como permite uma visão apurada das estações que encontram-se ociosas.

A ideia básica consiste na troca de quadros de controle que permita, as demais estações, identificar as estações que irão transmitir e o canal que será utilizado para a comunicação. Desta forma, cada estação presente no canal de controle pode acompanhar a evolução do processo de alocação de recursos.

Conforme discutido na Seção 2.4.1, protocolos que utilizam um, dois ou mais rádios conseguem resolver o problema do terminal escondido em ambiente de múltiplos canais utilizando estratégias diferentes. Em [22], o monitoramento do canal de controle é feito com o uso de um rádio extra dedicado. Conforme discutido, o monitoramento constante dos quadros transmitidos no canal de controle consegue resolver o problema do terminal

escondido. No caso desse protocolo, o problema é resolvido ao custo do uso de mais um rádio de comunicação.

O protocolo proposto em [17], utiliza somente um rádio de comunicação. Após a troca dos quadros de controle, as estações transmissora e receptora sintonizarão seus rádios no canal escolhido e realizarão a transmissão/recepção dos dados. Efetuada a transmissão, ambas estações retornarão ao canal de controle, liberando assim o canal de dados ocupado. No cenário apresentado, o desafio para resolver o problema do terminal escondido é maior, tendo em vista que durante os períodos de transmissão/recepção de dados, as estações envolvidas perdem a capacidade de monitoramento do canal de controle. Para resolver este problema, algumas abordagens foram propostas. Em [19], as estações escolhem os canais para comunicação baseando-se no conhecimento prévio adquirido, mesmo que este esteja desatualizado. A falta de informação, por parte das estações transmissoras, pode levar a escolha de um canal ocupado ou gerar quadros de controle desnecessários, de acordo com os problemas apresentados na Seção 2.3. O problema do terminal escondido é minimizado com o monitoramento do canal alocado antes do seu uso. Contudo, colisões ainda podem acontecer. Esta é uma solução baseada em tentativa e erro, tendo como referência um conhecimento prévio desatualizado, o que gera desperdício de recursos.

2.4.4 Quanto ao Sincronismo

Com relação ao sincronismo, os protocolos de controle de acesso ao meio podem ser síncronos [12, 24, 25, 27, 28] ou assíncronos [8, 14–23, 26]. Protocolos síncronos facilitam a troca de informações entre os nós comunicantes, uma vez que não há desencontro entre as estações. Esta característica simplifica o mecanismo de gerenciamento, uma vez que os estados dos canais e estações são rapidamente disseminados na rede. Contudo, a restrição de sincronização entre estações aumenta a sua complexidade, o que resulta na degradação do uso dos canais [8]. Conforme a discussão apresentada em [43], os protocolos síncronos de controle de acesso a múltiplos canais assumem que já existe o sincronismo prévio entre as estações, ou que este já é um problema resolvido. Na prática, esta restrição dificulta a implementação e utilização desses protocolos.

Protocolos assíncronos permitem o uso flexível dos recursos disponíveis [11]. Diferentemente dos protocolos síncronos, que forçam o encontro entre estações em períodos fixos de tempo, os protocolos assíncronos permitem a independência de escolha do momento de encontro e do recurso a ser utilizado para a comunicação [26]. Todavia, esta flexibilização no cenário de múltiplos canais torna recorrentes os problemas destacados na Seção 2.3, sendo eles: terminal escondido, receptor ocupado e receptor ausente, exigindo assim, a implementação de mecanismos de controle mais eficientes. Na prática, verifica-se a presença maior de protocolos assíncronos, conforme será discutido na Seção 2.6.

2.5 Protocolos MAC Para Múltiplos Canais

Na seção anterior foi apresentada a categorização dos protocolos de controle de acesso [6–11]. O foco deste trabalho está relacionado ao modelo de gerenciamento de recursos e estações. Neste cenário, destacam-se os modelos baseados em encontros (*rendezvous*) e os que utilizam um canal exclusivo de controle. Esta seção apresenta a revisão do estado da arte referente aos protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais. Uma breve descrição dos protocolos será apresentada e, ao final deste capítulo, uma discussão será apresentada acerca dos problemas identificados e as possíveis contribuições a serem propostas nesta área.

O protocolo assíncrono DSA (do Inglês *Dynamic Spectrum Access*) [26] utiliza apenas um rádio para comunicação e utiliza o modelo de gerenciamento baseado em encontros paralelos. Neste trabalho, os autores propõem a alteração no mecanismo de recuo implementado pelas estações. Após a ocorrência de colisão, as estações envolvidas selecionam de forma aleatória um outro canal de comunicação e sintonizam o seu rádio para este canal. A ideia é que cada estação mantenha uma lista dos canais de sua preferência, os quais serão escolhidos a medida em que a estação se envolva em colisão. Os autores não abordam como as demais estações da rede sabem qual o canal escolhido pelas estações envolvidas em colisão. Este é um problema fundamental, pois tem um impacto direto no tempo de encontro, conforme discutido na Seção 2.4.2.

O protocolo síncrono McMAC (do Inglês *Parallel Rendezvous Multi-Channel MAC Protocol*) é proposto por So *et al.* em [25]. Este protocolo utiliza apenas um rádio para comunicação e seu modelo de gerenciamento é descentralizado e baseado em encontros paralelos. Como premissas básicas, os autores definem que cada estação seleciona os canais de acordo com uma sequência previamente definida e conhecida por todas as estações da rede. Cada estação utiliza a sua sequência pré-definida de canais, como sendo a ordem de canais a serem visitados. Quando determinada estação tiver dados para transmitir, ela passará a utilizar a sequência de canais utilizada pela estação receptora. Desta forma, a estação transmissora busca encontrar a estação receptora de forma a estabelecer comunicação. A cada mudança de canal, a estação transmissora tenta o estabelecimento de comunicação seguindo o padrão IEEE 802.11. Neste tipo de protocolo, desencontros podem acontecer. No pior caso, se um laço de dependência for criado, as estações podem sofrer de *starvation* [17] caso nenhuma medida seja tomada. Este problema ocorre, por exemplo, quando uma determinada estação A busca por um outra estação B e esta encontra-se a procura da estação A. Como ambas estações utilizam sequências diferentes de busca, elas não irão se encontrar. O problema de *starvation* tem um impacto direto na vazão da rede conforme identificado por [17], sendo este problema não abordado pelos autores.

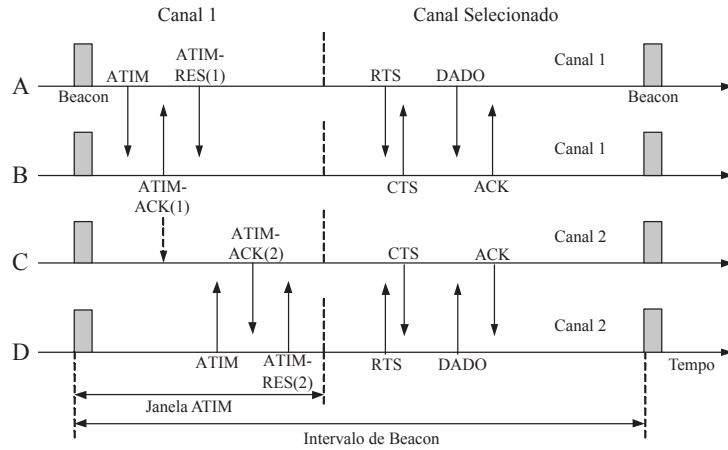


Figura 2.4: Exemplo de funcionamento do protocolo MMAC apresentado em [12].

O protocolo MMAC (do Inglês *Multi-channel MAC Protocol*) [12] é um dos primeiros trabalhos a resolver o problema do terminal escondido em ambiente de múltiplos canais (Seção 2.3.1) utilizando somente um rádio para comunicação. Protocolo síncrono, baseia-se no modo de operação PSM (do Inglês *Power Saving Mechanism*) proposto no padrão IEEE 802.11 [4].

A Figura 2.4 apresenta um exemplo do funcionamento do protocolo MMAC. O protocolo divide os canais em ciclos denominados *beacon intervals*. Para isso, assume o sincronismo entre todas as estações. Cada intervalo é subdividido em duas fases: a primeira é a fase de gerenciamento, denominada janela ATIM (do Inglês *Ad hoc Traffic Indication Messages*), e a segunda é a fase de transmissão. A fase de gerenciamento, obrigatoriamente, ocorre em um canal de uso comum, definido no exemplo pelo canal 1. Sendo assim, durante este período, todas as estações deverão estar sintonizadas neste canal. Utilizando quadros de controle (ATIM, ATIM-ACK, ATIM-RES) uma estação transmissora consegue notificar as demais estações sobre qual canal e estação receptora são requisitados para a próxima fase. Ao final da fase de gerenciamento, as estações irão sintonizar os seus rádios de acordo com os canais selecionados. As estações que não foram selecionadas na fase de gerenciamento desligarão os seus rádios durante a fase de transmissão, só voltando a ativá-los no próximo ciclo. Como é permitido pelo protocolo que mais de um par de estações selecione um mesmo canal, durante a fase de transmissão, as estações transmissoras irão executar o mecanismo de acesso ao meio tradicional definido pelo padrão IEEE 802.11 (RTS/CTS/DATA/Ack).

A condição definida pelo protocolo de que todas as estações necessitam estar no canal comum, durante o período da janela ATIM, garante que todas as estações terão uma visão comum dos recursos que serão alocados durante o período de transmissão. Esta restrição resolve o problema de terminal escondido, contudo impõe limitações ao modelo.

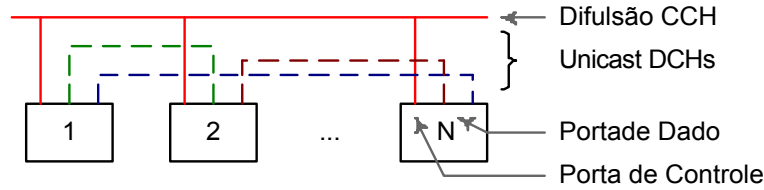


Figura 2.5: Esquema do protocolo DPC apresentado em [14].

Com o aumento na quantidade de estações, determinados canais podem tornar-se subutilizados. O aumento na quantidade de colisões obriga as estações a permanecerem em silêncio decrementando seus valores de recuo, o que pode acarretar no não uso do canal selecionado durante o período fixo definido para a fase de transmissão. A proporção de tempo distribuído entre a fase de gerenciamento e a fase de transmissão é um parâmetro sensível ao contexto [7].

Hung *et al.* [14] propuseram o protocolo assíncrono DPC (do Inglês *Dynamic Private Channel*). Neste protocolo, cada estação é equipada com múltiplos rádios, os quais são sintonizados em canais ortogonais. O trabalho assume que a quantidade de rádios de cada estação é igual a quantidade de canais a serem utilizados. O protocolo utiliza o conceito de gerenciamento baseado no uso de canal de controle e cada estação mantém um rádio dedicado a esta finalidade. A Figura 2.5 apresenta o esquema do protocolo DPC. O esquema apresentado é formado por N estações. Cada estação reserva um rádio para a transmissão de quadros de controle no canal de controle (CCH) e os demais rádios são utilizados para a transmissão, de forma independente, dos dados nos canais de dados (DCH). Todas as estações da rede monitoram de forma constante o canal de controle. Diferentemente do padrão IEEE 802.11, os canais são alocados por um período variável de tempo, o que permite a estação transmissora enviar um conjunto de quadro de dados. Durante este período, o canal alocado estará bloqueado para as demais estações da rede. Quando uma estação deseja transmitir, ela realiza a alocação do espaço aéreo com quadros RTS/CTS. Esses quadros são transmitidos no canal de controle, tendo sido modificados para incluir a informação do canal a ser alocado.

O protocolo assíncrono DCA (do Inglês *Dynamic Channel Assignment Protocol*) [22] é um dos mais referenciados pelos trabalhos apresentados nesta seção. Apresenta o mesmo comportamento do protocolo DPC [14], diferenciando-se pelo fato de utilizar dois rádios. No protocolo DCA, um rádio fica fixo no canal de controle enquanto que o outro é sintonizado a medida em que os canais são selecionados para a transmissão de dados. O processo de alocação de um canal de dados é feito pela troca de quadros RTS, CTS e RES (do Inglês *reservation*) no canal de controle. Além dos campos definidos pelo padrão IEEE 802.11, os quadros de controle incluem a informação de qual canal será utilizado para a comunicação. Após reservar e sintonizar um canal para a transmissão, a estação trans-

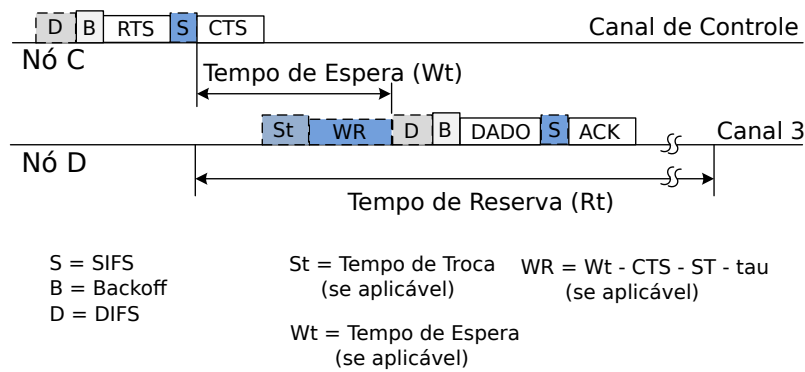


Figura 2.6: Esquema do protocolo MMAC-HR apresentado em [15].

missora envia somente um quadro de dados e, ao receber a confirmação de recebimento (Ack), o canal é liberado. A escolha do canal a ser utilizado para comunicação é feita pela estação receptora. Desta forma, ao receber o quadro CTS, a estação transmissora enviará um quadro chamado RES, antes de sintonizar o seu rádio para o canal escolhido. Desta forma, as estações que não receberam o quadro CTS tomarão conhecimento do canal a ser utilizado na comunicação.

O protocolo MMAC-HR (do Inglês *Multi-Channel MAC with Hopping Reservation*) [15], apresenta o comportamento similar ao protocolo DCA. É um protocolo assíncrono, utiliza dois rádios, sendo um fixo no monitoramento do canal de controle e o outro utilizado para a transmissão e o recebimento de dados nos canais disponíveis. A Figura 2.6 apresenta o esquema geral de funcionamento do protocolo MMAC-HR. Diferentemente do protocolo DCA, o protocolo MMAC-HR utiliza somente quadros de controle RTS e CTS. Por este motivo, no contexto de múltiplos saltos, estações que não receberem o quadro CTS não saberão em que canal a comunicação alocada será realizada. Por este motivo, os autores propõem o uso do mecanismo CSMA/CA nos canais utilizados para transmissão de dados. Toda a estação transmissora que conseguir alocar um determinado canal, obrigatoriamente, irá realizar o teste de portadora no canal de dados antes de utilizá-lo, pois este pode estar sendo utilizado. Na Figura 2.6, após o envio do quadro RTS pela estação C, começa a contar um tempo de espera definido como Wt . Este tempo engloba todas as operações envolvidas até o momento que ambas estações (transmissora e receptora) estejam prontas no canal selecionado. Neste momento, é realizada a verificação de portadora e caso o canal esteja ocupado, ambas estações irão executar o algoritmo de recuo binário exponencial. A ideia básica é também tentar acomodar no canal selecionado as estações que não tomaram conhecimento da sua alocação prévia, por não terem recebido o quadro de controle CTS.

O Protocolo assíncrono iMAC (do Inglês *Improved IEEE 802.11 MAC Protocol*) [20], utiliza apenas um rádio e o seu gerenciamento é baseado no uso do canal de controle.

Assim como o DCA, o protocolo iMAC também utiliza um quadro de controle de confirmação, enviado pela estação transmissora, chamado de CSM (do Inglês *Channel Selection Message*), o qual confirma o canal selecionado pela estação receptora. Conforme discutido na Seção 2.3, o uso de apenas um rádio impossibilita o monitoramento acurado do canal de controle durante os períodos de transmissão e recepção de dados. Por este motivo, o protocolo iMac tenta resolver o problema do terminal escondido obrigando as estações transmissoras e receptoras a também executarem o mecanismo de contenção, definido pelo IEEE 802.11, no canal selecionado para a transmissão de dados. Ou seja, após a alocação de um canal de dados realizada no canal de controle, a estação transmissora deverá realizar a troca de quadros RTS/CTS, com a estação receptora, no canal de dados selecionado. Esta abordagem aumenta o custo de uso deste protocolo, por desperdiçar recursos de rede com a transmissão de mais quadros de gerenciamento, só que agora nos canais de dados.

Li *et al.* [18] propõem o protocolo assíncrono MAC-SCC (do Inglês *MAC With Separate Control Channel*). O objetivo do protocolo é aumentar o percentual de uso do canal utilizado para a transmissão de dados. Para isso, o protocolo MAC-SCC tenta realizar agendamentos futuros de uso do canal de dados, de tal forma que as transmissões ocorram sem intervalos. No cenário proposto, o protocolo utiliza um canal de controle e apenas um canal para transmissão de dados. Os agendamentos futuros acontecem no canal de controle, pelas estações ociosas e em paralelo a comunicação corrente do canal de dados. Os autores não abordam o problema do terminal escondido.

O protocolo assíncrono AMCP (do Inglês *Asynchronous Multi-channel Coordination Protocol*) foi proposto por Shi *et al.* em [17]. Utiliza apenas um rádio e seu gerenciamento é baseado no uso do canal de controle. Este protocolo possui características muito parecidas com o protocolo DCA. Contudo, não utiliza o quadro de confirmação do canal escolhido (RES), enviado pela estação transmissora. No protocolo AMCP, os quadros de controle RTS e CTS são trocados no canal de controle e os quadros de dados e de Confirmação (Ack) são enviados no canal escolhido. A estação transmissora sugere o uso de determinado canal e a estação receptora pode tanto confirmar o canal enviando um quadro CTS quanto rejeitar enviando um quadro RCTS (do Inglês *Refuse Clear To Send Frame*). O problema do terminal escondido é resolvido obrigando as estações que retornaram ao canal de controle, permanecerem nele até que ocorra a liberação de pelo menos um canal cuja alocação tenha ocorrido após o seu retorno.

O protocolo assíncrono CAM-MAC (do Inglês *Cooperative Asynchronous Multi-Channel MAC Protocol*) [21], utiliza apenas um rádio e seu gerenciamento é baseado no uso de canal de controle. Apresenta funcionamento similar ao protocolo AMCP. Neste protocolo, a escolha do canal a ser utilizado é feita pela estação transmissora. Entretanto, a diferença

básica entre os dois protocolos, consiste na maneira como o protocolo CAM-MAC tenta resolver o problema do terminal escondido. Quando uma estação transmissora envia um quadro RTS, todas as estações irão verificar no quadro qual canal foi escolhido para a transmissão. Caso alguma estação, que já esteja mais tempo no canal de controle, tenha conhecimento de que o canal escolhido encontra-se ocupado, ela irá transmitir junto com a estação receptora. A transmissão em conjunto tem como objetivo gerar colisão no recebimento do quadro CTS. Desta forma, a estação transmissora será obrigada a executar o algoritmo de recuo binário exponencial e não será capaz de interferir na comunicação em andamento, no canal selecionado. Essa abordagem eleva ainda mais o número de colisões no canal de controle, o que gera ociosidade nos demais canais. Por fim, este protocolo sofre com o problema do terminal ocupado (Seção 2.3.2).

O protocolo DiSC (do Inglês *Distributed Semi-Synchronous Multi-Channel Coordination*) [8] reúne características de protocolos síncronos e assíncronos. Utiliza apenas um rádio e seu gerenciamento é baseado no uso de canal de controle. Resolve o problema do terminal escondido, dividindo a comunicação em ciclos de tamanho fixos e periódicos. Ao final de cada ciclo, todas as estações, obrigatoriamente, precisam retornar ao canal de controle. Uma vez que um par de estações ganha acesso a um canal, elas irão utilizar este canal até o final do ciclo. Desta forma, o protocolo garante que no início de cada ciclo todas as estações terão a mesma visão dos canais de dados. O protocolo também propõe uma modificação no cálculo do algoritmo de recuo binário exponencial. Desta maneira, também é levado em consideração a quantidade de quadro de dados que uma estação tem para um mesmo destino. A ideia é dar preferência de acesso ao canal de controle às estações transmissoras com uma quantidade maior de quadros de dados para um mesmo destino. Assim, o protocolo busca garantir que uma vez alocado, o canal será utilizado até o final do seu ciclo. Ao permitir a uma estação o acesso ao canal de dados para a transmissão de quadros de dados consecutivos, os autores buscam diminuir o custo associado ao processo de alocação do canal. Ou seja, uma vez alocado, o canal é utilizado ininterruptamente até o final do ciclo corrente. Para o cenário em que as estações transmissoras não possuem quadros consecutivos para um mesmo destino, após uma transmissão, as estações irão permanecer no canal de controle aguardando o término do ciclo corrente. Este comportamento pode acarretar em desperdício de recursos, conforme discutido por [7].

O protocolo assíncrono AMCMAC (do Inglês *Asynchronous MultiChannel MAC Protocol*) [19], utiliza apenas um rádio e seu gerenciamento é baseado no uso de canal de controle. Diferencia-se em alguns pontos dos protocolos apresentados até o momento. O quadro de controle RTS inclui a lista de todos os canais disponíveis segundo o ponto de vista da estação transmissora. Desta forma, a estação receptora possui opções de escolha,

o que diminui a necessidade de múltiplas transmissões de quadros RTS. Além da disponibilidade, cada estação receptora leva em consideração em sua decisão, a frequência com que os canais estão sendo alocados. Desta maneira, as estações receptoras buscam realizar um balanceamento no uso dos recursos da rede. Por fim, o protocolo resolve o problema do terminal escondido, obrigando as estações a realizarem sensoriamento do canal alocado antes do seu uso. Caso o canal esteja ocupado, as estações retornam ao canal de controle para tentar alocar um outro canal. Esta é a mesma estratégia utilizada pelo protocolo iMAC para a resolução do problema do terminal escondido, e como ele, sofre dos mesmos problemas discutidos.

Em um trabalho recente, o protocolo síncrono de encontro paralelo LACH (do Inglês *Load-Aware Channel Hopping MAC protocol*) [47] foca na resolução dos problemas do terminal escondido para múltiplos canais e do receptor ausente, no contexto de redes com flutuação de carga de dados ao longo do tempo. Para isso, utiliza um transceptor e implementa o algoritmo de quórum proposto em [48], onde o mapeamento de encontro entre as estações é calculado de forma antecipada, o que permite a garantia de que desencontros não irão acontecer. O protocolo LACH prioriza encontros entre determinadas estações, a medida em que o fluxo de pacotes entre elas cresce. Por fim, os autores validam o protocolo em um simulador próprio, utilizando um número reduzido de canais e estações, o que dificulta a replicação dos resultados apresentados.

O protocolo síncrono FD-MMAC (do Inglês, *Full Duplex Multi-Channel MAC*) [49], utiliza um rádio *full-duplex* para transmissão e o monitoramento do canal de comunicação. Este uso permite resolver o problema do terminal escondido em múltiplos canais. O FD-MMAC é um protocolo de encontro paralelo, cuja distribuição de nós ociosos, ao longo dos canais de dados, ocorre de forma fixa. Esta restrição facilita a implementação da política de encontro entre as estações, contudo torna desbalanceado o acesso aos canais. A validação e avaliação do protocolo FD-MMAC ocorreu em um ambiente real de *testbed*.

O protocolo assíncrono MX-MAC (do Inglês *Multi-Channel Based X-MAC Protocol*) [50], utiliza um transceptor, resolve o problema do terminal escondido e foca na redução do atraso médio de entrega dos pacotes de dados. Aplicado ao contexto de redes de sensores sem fio, considera em sua implementação o consumo médio de energia das estações. Visando a redução de consumo energético, as estações habilitam em turnos o rádio de comunicação, deixando-o desabilitado no restante do tempo. O MX-MAC é um protocolo que utiliza um canal de controle e apenas um canal de comunicação. Sua implementação foi realizada em um simulador próprio, não tendo sido comparado com outros protocolos.

Por fim, o protocolo CFMC-MAC (do Inglês *Cooperative Fair Multi-Channel Medium Access Control Protocol*) [51] é aplicado no contexto de múltiplos canais, no cenário em

que nem sempre os canais de dados encontram-se disponíveis. Ou seja, existe a presença de um outro tipo de usuário (usuário primário), o qual detêm a prioridade de acesso ao recurso. Neste contexto, além da gestão dos recursos, faz-se necessária a identificação prévia dos momentos em que esses recursos estarão liberados, pelo usuário primário, de forma a permitir a sua alocação. Esta característica adiciona complexidade aos problemas abordados neste documento e encontra-se fora do escopo deste trabalho. Com relação aos mecanismos de controle, o CFMC-MAC é um protocolo síncrono baseado no uso de canal de controle, que utiliza dois rádios *half-duplex* para comunicação. O CFMC-MAC resolve o problema de perda do estado do canal, fixando um dos rádios no monitoramento constante do canal de controle. Informações sobre o uso dos demais canais também são trocadas no canal dedicado.

2.6 Considerações Finais

Neste capítulo, inicialmente, foram apresentados os conceitos básicos envolvendo teoria de filas, probabilidade e limite de *Chernoff* [36]. Estes conceitos foram utilizados pelos modelos analíticos propostos nos Capítulos 3 e 4. No Capítulo 3, os conceitos de teoria de filas foram utilizados no modelo analítico proposto e utilizado na análise do protocolo para múltiplos canais também proposto por este trabalho. No Capítulo 4, os conceitos relacionados a probabilidade e limite de *Chernoff* foram utilizados no cálculo dos custos relacionados ao mecanismo probabilístico de controle de acesso proposto. Este capítulo também discutiu os principais problemas relacionados aos mecanismos de controle de acesso ao meio para ambiente de múltiplos canais. Dentre os problemas discutidos na Seção 2.3, destaca-se o problema do terminal escondido para múltiplos canais, apresentado inicialmente por Tobagi *et al.* [42] e abordado pela maioria dos trabalhos apresentados.

As Tabelas 2.1 e 2.2 resumem e comparam os protocolos apresentados neste capítulo de acordo com as categorias definidas na Seção 2.4. Como pode ser observado, a maioria dos trabalhos avaliados optam por soluções que utilizem somente um rádio de comunicação. Esta escolha está relacionada com o custo de energia associado ao uso de um ou mais rádios adicionais. Outra característica presente em todos os protocolos avaliados, é o uso do mecanismo de contenção definido pelo padrão IEEE 802.11. Além do uso dos quadros de controle para alocação do espaço aéreo, destaca-se a verificação de portadora (CSMA/CA) e o uso do algoritmo de recuo binário exponencial, como forma de resolver eventuais colisões.

Tabela 2.1: Tabela comparativa entre os protocolos de controle de acesso ao meio apresentados.

Protocolo	Qt. Rádios	Pontos de Encontro	Canal de Controle	Sincronismo	(P)rós/(C)ontras
MMAC [12]	Um	Único	Sim	Síncrono	(P): resolve problema do terminal escondido. (C): degradação de desempenho em ambientes saturados.
DPC [14]	Múltiplos	–	Sim	Assíncrono	(P): monitoramento constante dos canais. (C): custo energético alto.
MMAC-HR [15]	Dois	–	Sim	Assíncrono	(P): monitoramento constante do canal de controle. (C): custo energético.
mc80211 [16]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): resolve problema do terminal escondido, receptor ocupado e ausente. (C): saturação do canal de controle.
AMCP [17]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): resolve problema do terminal escondido. (C): bloqueio de canais pela assimetria de alocação.
DiSC [8]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): transmissões sucessivas. (C): desperdício de recursos em cenários não saturados.
SSCH [24]	Um	Único	Não	Síncrono	(P): alocações em paralelo. (C): desperdício de recursos e problema de <i>starvation</i> [17].
McMAC [25]	Um	Paralelo	Não	Síncrono	(P): bom desempenho em ambientes saturados. (C): não há garantia de encontro (problema de <i>starvation</i>).
Baldo [27]	Um	Paralelo	Não	Síncrono	(P): simples e descentralizado. (C): não há garantia de encontro (problema de <i>starvation</i>).
MAC-SCC [18]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): agendamentos futuros. (C): cenários simples e pouco representativo.
AMCMAC [19]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): resolve problema do terminal escondido. (C): desperdício de recursos.
Tzamaloukas [28]	Um	Único	Não	Síncrono	(P): simples e descentralizado. (C): saturação no processo de alocação.
iMAC [20]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): resolve problema do terminal escondido. (C): desperdício de recursos.
CAM-MAC [21]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): resolve problema do terminal escondido. (C): aumento de colisões no canal de controle.
DCA [22]	Dois	–	Sim	Assíncrono	(P): monitoramento constante do canal de controle. (C): custo energético alto.
FCR-MAC [23]	Múltiplos	–	Não	Assíncrono	(P): resolve problema do terminal escondido. (C): custo energético alto.

Tabela 2.2: Tabela comparativa entre os protocolos de controle de acesso ao meio apresentados.

Protocolo	Qt. Rádios	Pontos de Encontro	Canal de Controle	Sincronismo	(P)rós/(C)ontras
LACH [47]	Um	Paralelo	Não	Síncrono	(P): resolve os problemas do terminal escondido e do receptor ausente. (C): cálculo antecipado dos quóruns e conhecimento prévio das estações.
FD-MMAC [49]	Um	Paralelo	Não	Síncrono	(P): resolve os problemas do terminal escondido. (C): distribuição fixa das estações ao longo dos canais de comunicação.
MX-MAC [50]	Um	Único	Sim	Assíncrono	(P): resolve os problemas do terminal escondido. (C): implementado em simulador próprio e não é comparado com outros protocolos.
CFMC-MAC [51]	Dois	Único	Sim	Síncrono	(P): resolve os problemas do terminal escondido e da perda do estado do canal de controle. (C): utiliza dois rádios e é voltado para escopo diferente deste trabalho (rádios cognitivos).

Com relação a forma de gerenciamento dos recursos e das estações, destacam-se dois modelos distintos: os trabalhos baseados na troca constante de canais e os trabalhos baseados no uso do canal de controle. O modelo baseado em troca constante de canais necessita de alguma forma de sincronismo, o que dificulta a sua implementação [43]. Os protocolos que utilizam o canal de controle, representam a maioria dos trabalhos discutidos na Seção 2.5. De acordo com Lee *et al.* [11], esta escolha está relacionada com a simplicidade de implementação e gerenciamento.

Os protocolos de controle de acesso apresentados neste capítulo, apresentam como objetivo a alocação dinâmica dos canais ortogonais, como forma de suprir a demanda por comunicação e conectar um maior número de estações em uma mesma área geográfica. Como métrica de avaliação do desempenho dos protocolos, na sua maioria, os autores utilizam: taxa de utilização dos canais, máxima vazão agregada, atraso médio e taxa média na troca de canais. Todavia, sendo o espectro eletromagnético um recurso finito e escasso [13], é importante que os protocolos de controle de acesso ao meio também considerem a quantidade de canais efetivamente utilizados.

Os protocolos avaliados não consideram a quantidade de canais utilizados como fator relevante a ser considerado no processo de alocação de recursos. Este comportamento acarreta na utilização, em muitos casos, de muito mais recursos do que o necessário. Ambos os modelos de gerenciamento discutidos apresentam cenários em que os recursos são desperdiçados. Nos protocolos síncronos, com um ou vários pontos de encontro, quando a quantidade de estações é pequena, o tempo de encontro (tempo de *rendezvous*) e o atraso associado às trocas constantes de canais são fatores que contribuem para a baixa utilização dos canais, conforme verificado em [8]. Este problema é agravado com o aumento da quantidade de canais. No protocolo SSCH [24], por exemplo, para o cenário de 13 canais ortogonais, com largura de banda de 5GHz e 100 estações equipadas com rádios que implementam o padrão IEEE 802.11a [5] operando a 54 Mbps, a vazão total do sistema foi de no máximo de 120 Mbps, bem abaixo do valor teórico máximo de 702 Mbps.

O problema de desperdício de recursos também está presente nos protocolos assíncronos que utilizam o canal de controle para o gerenciamento de recursos. Esta classe de protocolos apresenta baixa taxa de uso de recursos com o aumento na quantidade de estações e de canais, conforme observado por Caetano *et al.* [16]. Para o cenário de 16 estações transmissoras e 16 canais, menos de 45% dos recursos (canais) são efetivamente utilizados. Para estes protocolos, a capacidade do canal de controle, bem como a ineficiência do algoritmo de recuo binário exponencial, contribuem para a baixa utilização dos recursos disponíveis. Protocolos cujo gerenciamento é definido em fases específicas e cíclicas tendem a manter ociosos seus recursos durante estes períodos. O protocolo

MMAC [12] é um exemplo deste comportamento. A cada fase de gerenciamento, definida pela Janela ATIM, obrigatoriamente, os canais não são utilizados, uma vez que durante este período todo o gerenciamento é realizado somente no canal de controle. Conforme verificado por [7], a definição do tamanho do ciclo, a quantidade de estações e o número de canais são variáveis cujos valores definidos influenciam no desempenho do protocolo e na taxa de ocupação dos canais de comunicação.

A alocação dinâmica de canais ortogonais como forma de diminuir a interferência e acomodar um número maior de estações, mostrou-se uma técnica eficiente quando comparada com o modelo tradicional de comunicação [6]. Todavia, a quantidade de canais utilizados deve ser um fator considerado pelos protocolos de controle de acesso ao meio, uma vez que este é um recurso limitado [13]. Como pode ser observado na Tabela 2.1, os protocolos assíncronos, que utilizam apenas um rádio e implementam o modelo de gerenciamento baseado no uso do canal de controle, correspondem à maioria dos protocolos avaliados. Reunindo estas características, o próximo capítulo apresenta um estudo do mecanismo de gerenciamento baseado no uso de um canal de controle, para a identificação das condições em que há saturação do sistema, de forma a ser possível verificar os fatores inerentes ao atual modelo de gerenciamento que possam contribuir para a má gestão dos recursos. Este estudo irá fornecer subsídios para a proposta de um novo protocolo de controle de acesso ao meio para múltiplos canais, o qual será apresentado no Capítulo 4.

Capítulo 3

Uso do Canal de Controle em Ambientes de Múltiplos Canais

Conforme discutido no Capítulo 2, o mecanismo de gerenciamento baseado no uso do canal de controle é uma abordagem que facilita a gerência dos recursos e de estações da rede. Contudo, esta abordagem de gerenciamento, além de ser um ponto único de falha, pode acabar se tornando um ponto de retenção durante o processo de gerenciamento dos recursos. Este problema torna-se visível à medida em que a quantidade de recursos disponíveis aumenta. Apesar de Felice *et al.* [23] mencionarem este problema, efetivamente, pouco tem sido feito para realizar uma avaliação deste mecanismo, com o objetivo de elencar os cenários em que este comportamento acontece. Tão pouco se tem verificado o levantamento dos impactos gerados pelas limitações físicas e lógicas do canal de controle sobre a taxa de utilização dos recursos de rede.

Para o protocolo CAM-MAC, discutido na Seção 2.5, Luo *et al.* [21] apresentam uma tentativa de cálculo do limite superior referente a quantidade de canais de dados possíveis de serem gerenciados a partir do uso de um canal de controle. O cálculo apresentado não é representativo, pois desconsidera a quantidade de estações e a existência de colisões. Uma vez que o mecanismo de contenção utilizado é o definido pelo padrão IEEE 802.11, as restrições impostas tornam o cálculo impreciso e de aplicação limitada. Velempini *et al.* [52] apresentam uma avaliação, baseada exclusivamente em simulação, de um protocolo com características similares ao protocolo AMCP [17]. Contudo, o trabalho não consegue apresentar respostas a questões simples, tais como: quantidade máxima de canais de dados, quantidade máxima de estações, ponto de saturação do sistema, dentre outros.

A capacidade de gerenciamento dos recursos disponíveis em uma rede está relacionada com o protocolo de controle de acesso ao meio utilizado. Como resultado de pesquisa, este capítulo apresenta um estudo do impacto no uso do canal de controle no processo de alocação de múltiplos canais ortogonais. Para a realização deste estudo, as características

comuns dos protocolos apresentados na Seção 2.5 foram reunidas e utilizadas como base na proposta do protocolo mc80211 (do Inglês *Multi-Channel 802.11*) [16]. O mc80211 é um protocolo de controle de acesso à múltiplos canais, proposto neste trabalho, que será melhor discutido na Seção 3.1. Seu comportamento geral serviu de base na elaboração do modelo analítico proposto na Seção 3.2. Os resultados de simulação reunidos na Seção 3.3 mostraram-se alinhados com o modelo analítico proposto, sendo utilizados como base de comparação nos capítulos subsequentes. Nesta seção, questões como vazão total agregada, limite do canal de controle e taxa de ocupação serão melhor discutidas. Por fim, a Seção 3.4 apresenta uma discussão geral sobre os pontos percorridos neste capítulo.

Resultados preliminares do protocolo mc80211 demonstram que o canal de controle atinge o seu limite de saturação a partir do gerenciamento de 12 canais de dados. Este resultado é obtido no cenário de um único salto e utilizando os valores definidos pela Tabela 3.1. Ou seja, a partir deste ponto, o aumento na quantidade de recursos disponibilizados não reflete no aumento da máxima vazão total agregada do sistema. Outro resultado importante refere-se a taxa de ocupação dos canais de dados. Diferentemente de outros trabalhos que focam somente na máxima vazão agregada obtida, este também discute a importância em se considerar a taxa de desperdícios dos canais gerenciados, como forma de otimização no uso dos recursos disponíveis. Estes valores tornam-se ainda mais evidentes em cenários em que há saturação do canal de controle, conforme será abordado na Seção 3.3.3.

3.1 Protocolo de Controle de Acesso ao Meio

Conforme discutido previamente, para a avaliação do impacto gerado pelo uso do canal de controle no processo de gerenciamento de recursos, faz-se necessário a definição das características comuns as quais um protocolo de controle de acesso ao meio deva incorporar. Neste contexto, as seguintes características comuns foram identificadas com base nos protocolos apresentados na Seção 2.5:

- **Quantidade de rádio:** uso de somente um rádio para a comunicação;
- **Pontos de encontros:** ponto de encontro único. Apesar do uso de canal de controle, este tipo de protocolo pode ser classificado como sendo de ponto de encontro único. Em ambos os casos, todos os nós encontram-se sempre em um mesmo canal para a troca dos quadros de controle;
- **Canal de controle:** uso de um canal exclusivo para o gerenciamento dos recursos e das estações da rede. Este canal é conhecido como Canal de Controle (CC). Os de-

mais canais são conhecidos como Canais de Dados (CD). As seguintes características estão relacionadas com o uso deste canal:

- transmissão dos quadros de controle (RTS/CTS) feitas exclusivamente no CC;
 - modificação dos quadros de controle para a inclusão do canal de dados a ser utilizado;
 - perda do estado dos demais canais de dados durante os períodos de comunicação. Características associada ao uso de um único rádio *half-duplex*;
 - transmissão do quadro de dados e o de confirmação (Ack) nos canais de dados.
- **Sincronismo:** protocolo assíncrono;
 - **Mecanismo de Contenção:** é baseado no padrão IEEE 802.11. Realiza teste de portadora (CSMA/CA), utiliza quadros de controle para alocação do espaço aéreo (RTS/CTS) e implementa o algoritmo de recuo binário exponencial, BEB [4] – para a resolução de colisões. Por fim, define um tempo mínimo de permanência no canal de controle, como forma de identificar canais de dados ociosos para uso. Este mecanismo será detalhado à frente no texto.

As características descritas estão reunidas no protocolo mc80211. A Figura 3.1 apresenta um exemplo de funcionamento deste protocolo. Por padrão, todas as estações encontram-se sempre no canal de controle, ausentando-se somente durante os períodos de transmissão dos dados. Os quadros RTS e CTS foram modificados para incluírem a informação do canal de dados escolhido pela estação transmissora. Desta forma, as demais estações tomam conhecimento do estado dos canais de dados a medida em que quadros RTS e CTS são transmitidos no canal de controle. Somente as estações que conhecem um ou mais canais de dados ociosos é que podem tentar o estabelecimento de comunicação.

Diferentemente do mecanismo de acesso ao meio definido pelo padrão IEEE 802.11 [4], o processo de alocação do espaço aéreo define em qual canal de dados as informações

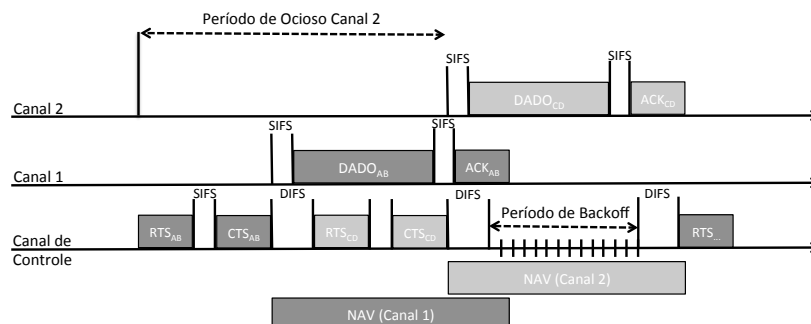


Figura 3.1: Padrão IEEE 802.11 aplicado ao cenário de múltiplos canais (mc80211).

serão transmitidas. No exemplo apresentado pela Figura 3.1, a estação A define e informa a estação B que a transmissão será realizada no canal de dados 1. Neste momento, as demais estações atualizarão os seus respectivos NAVs para que este canal não seja utilizado durante o período da transmissão anunciada. Todavia, como existe a disponibilidade de um segundo canal de dados, as estações C e D solicitarão o seu uso. É importante ressaltar que durante o processo de alocação do canal de dados 2, as estações A e B não tomaram conhecimento deste processo, pois ambas encontravam-se comunicando no canal de dados 1. Sendo assim, quando uma estação retorna ao canal de controle, o único canal que ela pode considerar livre é aquele que acabou de liberar. O mesmo raciocínio pode ser aplicado para a inferência de quais estações encontram-se disponíveis no canal de controle ao final de um ciclo de comunicação em um canal de dados. Ou seja, ao retornar ao canal de controle, somente será possível inferir a disponibilidade no que tange o canal recém liberado e a estação utilizada nesta comunicação. Caso não seja possível alocar este canal para comunicar com esta estação receptora, a estação transmissora deverá permanecer no canal de controle por um tempo mínimo e suficientemente grande, de forma a tomar conhecimento de outros canais e estações livres. Este período compreende ao tempo necessário para a transmissão do maior quadro de dados definido pelo padrão e sua posterior confirmação. A visualização do funcionamento deste mecanismo é bem intuitiva. Durante o período de permanência, todos os canais alocados em um momento anterior serão liberados até o final do período. Os canais alocados durante o período serão percebidos, pelas estações em espera, através dos quadros de controle (RTS/CTS). Sendo assim, ao final de um período obrigatório de permanência no canal de controle, os canais que não foram alocados podem ser inferidos como ociosos. Na Seção 3.2.1, este período de tempo é definido por T_{DADO} . Neste trabalho, esta abordagem é definida como sendo o ‘método de controle de acesso com inferência’.

No protocolo mc80211, o comportamento conservador descrito resolve o problema de perda do estado dos canais de dados, uma vez que a estação é forçada a aguardar um tempo mínimo no canal de controle antes de prosseguir na execução do protocolo. Quando uma estação retorna ao canal de controle, passados T_{DADO} tempo, os canais que não foram alocados via quadros RTS/CTS, pelas demais estações, podem ser considerados ociosos e devem ser disputados pela estação. Este raciocínio também é válido para a inferência de quais estações encontram-se no canal de controle. As estações que encontram-se no canal de controle estão aptas ao estabelecimento de comunicação. Estações ociosas podem iniciar este processo a qualquer momento e estações em contenção podem responder a solicitações de alocação, durante os seus períodos de decremento do contador de recuo. De acordo com o padrão IEEE 802.11 [4], as estações em contenção monitoram o canal e decrementam o seu contador de recuo a medida em que o canal encontra-se ocioso.

Durante este período, uma estação em contenção está apta a responder ao estabelecimento de comunicação. Ou seja, uma estação em contenção poderá enviar um quadro CTS em resposta a um quadro RTS recebido. Sendo assim, uma estação utilizando o método de controle de acesso com inferência poderá iniciar o processo de comunicação com uma estação que julgar presente no canal de controle. Por fim, o método com inferência, no contexto de gerenciamento com canal de controle, consegue resolver tanto o problema do receptor ocupado quanto o problema do receptor ausente, problemas estes descritos e analisados na Seção 2.3.

3.2 Modelo Teórico

Nesta seção será discutido o modelo analítico para o protocolo de controle de acesso ao meio apresentado. O modelo será representado utilizando conceitos de teoria de filas [39]. Mais especificamente, o teorema definido por *Little* em [53], será utilizado para modelar a quantidade de transmissões no sistema. Os conceitos básicos sobre o teorema de *Little* são abordados na Seção 2.1.6.

3.2.1 Definições Preliminares

Neste trabalho consideramos uma rede não infraestruturada de um salto, composta por n estações transmissoras, que se comunicam por meio de um conjunto de k canais de dados, com taxa de transmissão definida por T_{tx} . As estações se comunicam diretamente, isto é, a rede é modelada como um grafo completo. Em um dado momento, o número de estações transmissoras presentes no canal de controle é representado por l , onde $l = n - k + 1$, $n \geq k$ e $n \geq l$. O canal de controle é dividido em fatias de tempo, representadas por σ . Para se conseguir atingir o ponto de saturação da rede, assume-se que cada estação transmissora sempre tem informação para transmitir. Ou seja, imediatamente após a transmissão de um quadro de dados, a estação já possui um pacote disponível em sua pilha IP para ser encaminhado.

Observando os possíveis eventos presentes do canal de controle, de acordo com o protocolo descrito na Seção 3.1, os seguintes estados são observados:

- *Canal ocioso* (T_o) – quando todas as estações ficam em silêncio durante o período de tempo observado;
- *Transmissão bem sucedida* (T_s) – quando somente uma estação transmite por vez e a informação é recebida corretamente. É definido como transmissão bem sucedida no canal de controle a sequência de eventos e transmissões, feitas pelas estações

transmissora e receptora, com objetivo de realizar a alocação de um canal de dados disponível. A sequência de eventos é descrita na Seção 3.1;

- *Transmissão com colisão* (T_c) – quando duas ou mais estações transmitem simultaneamente, fazendo com que a informação não seja recebida de forma correta. No canal de controle, os quadros colidem de forma constante e independente com probabilidade p . Conforme será apresentado adiante no texto, p é definido como sendo a probabilidade de colisão condicional e está associado a percepção da estação transmissora com relação a ocorrência ou não de uma colisão [54].

Os estados T_s e T_c estão associados a uma sequência de eventos, os quais possuem um período de tempo médio necessário para a sua execução. Tendo como base o mecanismo de contenção definido pelo protocolo IEEE 802.11 [4] e a definição do protocolo apresentada, os estados definidos são representados pelas Equações (3.1), (3.2) e (3.3).

$$T_o = \sigma \mu s. \quad (3.1)$$

$$T_s = (T_{DIFS} + T_{RTS} + T_{SIFS} + T_{CTS} + (2 \times \delta)) \mu s. \quad (3.2)$$

$$T_c = (T_{DIFS} + T_{RTS} + \delta) \mu s. \quad (3.3)$$

Onde, T_{DIFS} é o tempo de *DIFS*, T_{RTS} é o tempo de transmissão de um quadro RTS, T_{SIFS} é o tempo de *SIFS*, T_{CTS} é o tempo de transmissão de um quadro CTS e δ é o atraso de propagação no canal. Os valores das constantes utilizadas nesta seção encontram-se definidos na Tabela 3.1. Em se tratando de uma rede de um salto, não há ocorrências de colisão de quadros CTS, conforme definido na Equação (3.3). De acordo com o protocolo de controle de acesso definido, após a troca bem sucedida dos quadros de controle (T_s), a estação transmissora e receptora irão comunicar no canal de dados escolhido. A sequência de eventos necessária para a transmissão correta, no canal de dados, é definida pela Equação (3.4).

$$T_{DADO} = (T_{SIFS} + \frac{P_{sz} + H_{L2} + H_{L3}}{T_{tx}} + T_{SIFS} + T_{ACK} + (2 \times \delta)) \mu s. \quad (3.4)$$

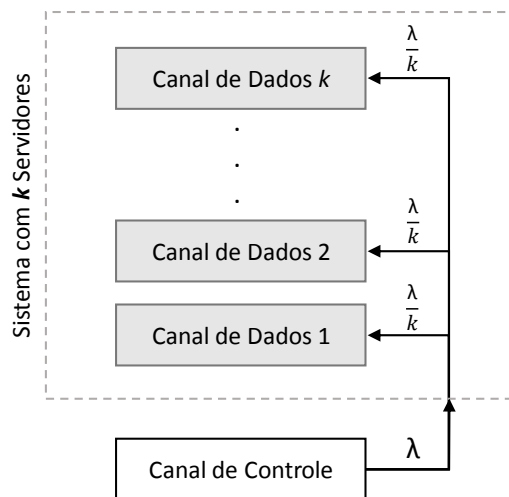
Onde, T_{DADO} é o tempo de transmissão de um quadro de dados, P_{sz} a carga útil do pacotes de dados, H_{L2} o tamanho do cabeçalho MAC, H_{L3} o tamanho do cabeçalho IP, T_{tx} a taxa de transmissão utilizada e T_{ACK} o tempo de transmissão do quadro ACK.

Finalizada as definições preliminares a serem utilizadas no modelo analítico, a próxima seção apresenta o sistema de fila utilizado neste trabalho. No Capítulo 2 os conceitos fundamentais envolvendo teoria de filas são abordados.

3.2.2 Modelo de Fila

O problema do controle de acesso a múltiplos canais pode ser modelado como sendo um problema de enfileiramento [39]. A Figura 3.2 apresenta a representação deste sistema. O sistema é formado por k servidores, sendo cada servidor representado por um canal de dados. O valor de λ representa a taxa em que um par de estações (transmissora e receptora) chega ao sistema. Esta taxa é limitada pela capacidade do canal de controle e do mecanismo de contenção em conseguir eleger um par de estações para comunicar. Como todos os canais de dados possuem a mesma taxa de transmissão, não há diferença do tempo de serviço fornecido por cada servidor. Por fim, o termo ‘chegar ao sistema’ significa, para a estação transmissora e receptora, após alocar com sucesso um canal de dados, fazer o *switch* em seus rádios para o canal de dados escolhido e realizar a comunicação.

Uma característica do protocolo de controle de acesso, definido na Seção 3.1, é o fato das estações ficarem em silêncio, no canal de controle, caso não haja nenhum canal de dados disponível. No sistema modelado não há a existência de fila (Figura 3.2). Uma vez liberado o recurso, o protocolo de controle de acesso definirá um par de estações que será imediatamente servido pelo sistema. Este comportamento descrito gera impacto direto no valor de λ , uma vez que a taxa de chegada incorpora os períodos de tempo em que nenhum par de estações chega ao sistema por falta de servidor disponível. Por este motivo, a modelagem realizada considera que quando um par de estações chega ao sistema, sempre haverá um servidor (canal de dados) disponível para atendê-lo, caso a



- λ é a taxa de chegada no sistema com k servidores.

Figura 3.2: Modelagem do protocolo de controle de acesso ao meio em múltiplos canais como um sistema de filas.

condição $n \geq k$ seja respeitada.

O modelo de fila que representa este sistema, segundo a notação *Kendall* [39], é o $G/C/k$. A distribuição do tempo de chegadas é do tipo genérica (G), o seu cálculo será apresentado à frente no texto. A distribuição do tempo de serviço é constante (C) e a quantidade de servidores é definida por k . O cálculo da taxa de uso do sistema é obtido pelo uso do teorema conhecido como lei de *Little* (do Inglês *Little's Law*) [53]. Sua definição é apresentada na Seção 2.1.6, pela Equação (2.2). Aplicando a Equação (2.2) ao modelo proposto, $E(L)$ representa a quantidade de pares de estações (transmissoras e receptoras) que encontra-se no sistema em um determinado instante. Em nosso contexto, 'estar no sistema' significa: um par de estações, em um canal de dados comunicando. Segundo o modelo proposto (Figura 3.2), as estações que encontram-se no canal de controle, não estão no sistema. O mc80211 permite o acesso individualizado aos canais de dados, pelos pares de estações que desejam comunicar. Sendo assim, não há colisão de quadro de dados. Desta forma, em um dado momento, calcular a quantidade de pares de nó comunicando, traduz-se em calcular a quantidade de canais de dados ocupados. O valor de λ representa a taxa de chegada no sistema e seu cálculo será discutido na Seção 3.2.3. Por fim, o valor de $E(S)$ representa o tempo médio em que os pares de estações permanecem no sistema. Este valor está associado com o tempo médio gasto para liberar um canal de dados, após um transmissão representada por T_{DADO} .

Após introduzida a modelagem do problema de controle de acesso a múltiplos canais como um problema de enfileiramento, a próxima seção apresenta o cálculo da taxa de chegada no sistema para o mecanismo de controle de acesso definido pelo IEEE 802.11.

3.2.3 Cálculo da Taxa de Chegada λ

Na Seção 2.2 foi apresentado as características e os mecanismos básicos definidos pelo padrão IEEE 802.11. Conforme discutido na seção anterior, o mecanismo de contenção utilizado corresponde à taxa em que um par de estações (transmissora e receptora) é definido para realizar a alocação de um canal de dados. Este valor está associado a taxa λ de chegada no sistema.

O cálculo de λ , utilizado neste modelo, baseia-se no trabalho apresentado por Bianchi¹ em [54]. Em seu trabalho, Bianchi define as probabilidades relacionadas à uma transmissão bem sucedida (Equações (3.7) e (3.8)) a partir do cálculo do comportamento do algoritmo de recuo binário exponencial. Este comportamento é representado por τ , que corresponde a probabilidade de uma estação transmitir em uma dada fatia de tempo. Seja W o tamanho mínimo e CW_{max} o tamanho máximo da janela de contenção. Onde,

¹Um refinamento do modelo de Bianchi é apresentado por Tinnirello *et al.* [55].

$W = CW_{min}$, $CW_{max} = 2^m \times W$ e m é o estágio máximo de recuo. De acordo [54], o valor de τ pode ser obtido pela Equação (3.5).

$$\tau = \frac{2(1 - 2p)}{(1 - 2p)(W + 1) + pW(1 - (2p)^m)}. \quad (3.5)$$

Seguindo a mesma premissa definida em [54], para cada tentativa de transmissão e independentemente da quantidade de retransmissões sofrida, cada quadro colite com probabilidade constante e independente p . Conforme demonstrado em [54], essa premissa torna-se mais precisa a medida em que os valores de W e l ficam maiores. Neste contexto, p é definido como sendo a probabilidade de colisão condicional. Ou seja, p é a probabilidade de uma colisão ser detectada por uma estação ao transmitir um quadro no canal. O valor de p é obtido por intermédio da Equação (3.6).

$$p = 1 - (1 - \tau)^{l-1}. \quad (3.6)$$

A probabilidade de pelo menos uma transmissão ocorrer, em um dado momento, é definida pela Equação (3.7).

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^l. \quad (3.7)$$

A Equação (3.8) apresenta a probabilidade de uma transmissão ser bem sucedida, calculada como sendo a probabilidade de exatamente uma estação transmitir no canal e condicionada ao fato de pelo menos uma estação transmitir.

$$P_s = \frac{l\tau(1 - \tau)^{l-1}}{P_{tr}}. \quad (3.8)$$

Sendo o objetivo do estudo, verificar o ponto de estresse do sistema, é necessário fazer uma análise com intuito de fornecer elementos que ajudem o cálculo do valor de λ . Para isso e como forma de simplificar a análise, considera-se os seguintes cenários:

- **Estado 1:** Todos os k canais de dados estão ocupados;
- **Estado 2:** Existe exatamente um canal de dados ocioso e $l = n - k + 1$ estações no canal de controle disputando o seu acesso.

Como $T_{DADO} > T_s$, durante o período de transmissão em um canal de dados, o canal de controle é utilizado para a alocação dos canais de dados disponíveis. Em condições adequadas, o sistema alcançará o **Estado 1** em um determinado momento. Quando todos os k canais de dados estiverem ocupados, o canal de controle ficará ocioso. Em média, um canal de dados será liberado a cada $\frac{T_{DADO}}{k} \mu s$. Após a liberação de um canal de dados, o sistema alcança o **Estado 2**. Neste ponto, se o canal de dados for negociado em um

espaço de tempo menor que $\frac{T_{DADO}}{k} \mu s$, o sistema atingirá novamente o **Estado 1**. Caso esta condição não for respeitada, um segundo canal de dados será liberado e mais um par de estações chegará ao canal de controle. A restrição $n \geq k$ e $n \geq l$, faz com que sempre exista no canal de controle pelo menos um par de estações pronto para disputar a alocação do canal de dados disponível. No cenário em que o tempo de negociação de um canal de dados (T_{BO}) é $T_{BO} \leq \frac{T_{DADO}}{k} \mu s$, a liberação de um segundo canal de dados ocorrerá com uma probabilidade muito baixa. Sendo assim, para a simplificação do modelo, assume-se que esta condição é sempre respeitada. Onde, T_{BO} é definido pela Equação (3.10) e será apresentado a frente no texto. Neste contexto, existe um canal de dados ocioso, $n - k + 1$ estações disponíveis e, em um dado momento, um dos três eventos que seguem podem ocorrer no canal de controle:

- **Evento 1:** Nenhuma estação deseja transmitir. Este estado pode acontecer quando todas as estações encontram-se decrementando os seus contadores de recuo. A probabilidade deste evento ocorrer é representada por $(1 - P_{tr})$;
- **Evento 2:** Um canal de dados é alocado com sucesso. Conforme a premissa definida, um canal de dados será liberado em um tempo inferior ou igual a $\frac{T_{DADO}}{k}$. Neste caso, o tempo compreendido entre a negociação do canal de dados e outra estação chegar ao canal de controle não será maior que $\max(\frac{T_{DADO}}{k}, T_s)$. A probabilidade deste evento ocorrer é representada $P_{tr}P_s$;
- **Evento 3:** Duas ou mais estações desejam transmitir. Neste caso, haverá colisão. A probabilidade deste evento ocorrer é representada pela probabilidade de ocorrer uma transmissão e ela não ser bem sucedida, $P_{tr}(1 - P_s)$. Conforme discutido na Seção 3.2.3, p é a probabilidade de uma colisão ser detectada por uma estação ao transmitir um quadro no canal. No Evento 3, estamos interessados em calcular a probabilidade de ocorrer uma colisão e não a percepção da estação transmissora. Para este cálculo, leva-se em consideração a probabilidade de pelo menos uma estação transmitir (P_{tr}) e esta transmissão não ser bem sucedida $(1 - P_s)$.

De acordo com a análise apresentada, o **Evento 2** representa a situação em que um par de nós deixa o canal de controle, após a correta alocação de um canal de dados. Desta forma, a taxa com que um par de estações chega a um canal de dados pode ser definida pela Equação (3.9).

$$\lambda = P_{tr}P_s. \quad (3.9)$$

Onde, a unidade de medida de λ é fatias de tempo e $\lambda < 1$ é a restrição necessária para se ter um sistema estável, conforme discutido na Seção 2.1.6. Por fim, o tempo

de ociosidade do canal de controle, gasto com o decremento do mecanismo de recuo (Seção 3.2.4), durante o processo de negociação de um canal de dados é computado pela Equação (3.10).

$$T_{BO} = \sigma(1 - P_{tr}). \quad (3.10)$$

Onde, σ corresponde ao tempo de uma fatia de tempo (do Inglês *time slot*) e $1 - P_{tr}$ é a probabilidade de nenhuma estação querer acessar o canal de controle. Após definida a taxa λ de chegada no sistema, será apresentado na próxima seção o cálculo da taxa de ocupação dos canais de dados.

3.2.4 Taxa de Ocupação dos Canais de Dados

Para calcular a taxa de ocupação dos canais de dados, faz-se necessário o cálculo do tempo médio de permanência no sistema, pelas estações que encontram-se comunicando. Para facilitar os cálculos, a ocorrência dos eventos elencados na análise anterior serão considerados no cálculo da taxa de ocupação dos canais de dados. Sendo assim, a Equação (3.11) calcula o tamanho médio de uma dada fatia de tempo no canal de controle.

$$S = \sigma(1 - P_{tr}) + P_{tr}P_s \max\left(\frac{T_{DADO}}{k}, T_s\right) + P_{tr}(1 - P_s)T_c. \quad (3.11)$$

O termo $\sigma(1 - P_{tr})$ da Equação (3.11) representa o tempo médio em que o canal de controle esteve no estado canal ocioso (T_o). Ou seja, uma fatia de tempo σ associada a probabilidade de nenhuma transmissão ocorrer é uma dada fatia de tempo. O segundo termo $P_{tr}P_s \max\left(\frac{T_{DADO}}{k}, T_s\right)$ da Equação (3.11), representa o tempo médio em que o canal de controle esteve no estado transmissão bem sucedida (T_s). Este estado é definido pela probabilidade de pelo menos uma transmissão ocorrer (P_{tr}) e dela ser bem sucedida (P_s), em uma dada fatia de tempo. Esta probabilidade está associada com o evento de maior tempo: a) o período de alocação bem sucedida de um canal de dados (T_s); ou b) o intervalo de tempo para a liberação de um canal de dados, $\frac{T_{DADO}}{k}$. O último termo $P_{tr}(1 - P_s)T_c$ da Equação (3.11), representa o tempo médio em que o canal de controle esteve no estado transmissão com colisão (T_c). Este estado é definido pela probabilidade de pelo menos uma transmissão ocorrer (P_{tr}) e dela não ser bem sucedida ($1 - P_s$). Por fim, caso o intervalo $\frac{T_{DADO}}{k}$ seja maior que o tempo gasto no estado T_s , esta diferença, de acordo com a modelagem do algoritmo de recuo binário exponencial proposto por Bianchi, deverá ser computado no estado T_s . Por este motivo, o valor multiplicado pela probabilidade $P_{tr}P_s$ é $\max\left(\frac{T_{DADO}}{k}, T_s\right)$.

A partir do tamanho médio S de uma dada fatia de tempo no canal de controle, é possível calcular o tempo de serviço do sistema como sendo: $\frac{T_{DADO}}{kS}$. Ou seja, a cada

$\frac{T_{DADO}}{kS}$ fatias de tempo médio, um quadro de dados é transmitido, um canal de dados é liberado e um par de estações retorna ao canal de controle. A taxa de ocupação dos canais de dados pode ser calculada pela uso da Equação (3.12).

$$O = \lambda \times \frac{T_{DADO}}{kS}. \quad (3.12)$$

A taxa de ocupação do sistema permitirá o cálculo da taxa de ocupação dos canais dados, dado um conjunto k de canais e um conjunto n de estações transmissoras. Por fim, o cálculo da taxa de ocupação serve de base para o cálculo da vazão agregada teórica V , que é definida pela Equação (3.13).

$$V = \lambda \times \frac{T_{DADO}}{S}. \quad (3.13)$$

As Equações (3.12) e (3.13) serão utilizadas nas próximas seções para a validação dos resultados de simulação obtidos.

3.3 Ambiente de Simulação e Resultados

Nesta seção iremos apresentar os resultados do modelo analítico discutido na Seção 3.2, bem como questões relacionadas ao comportamento do método de acesso a múltiplos canais proposto na Seção 3.1. Por fim, discutiremos os resultados obtidos com o simulador implementado.

Com objetivo de realizar uma avaliação aprofundada do mecanismo de controle de acesso proposto, sua implementação foi feita no simulador de eventos discretos OMNET++ v4.6 [30], em conjunto com o *framework* MiXiM v2.3 [31]. O MiXiM é conhecido como um *framework* de simulação criado para modelar redes móveis sem fio (rede de sensores sem fio, redes de área corporal, redes *ad hoc*, redes veiculares, dentre outras). Ele oferece um modelo detalhado de propagação de onda, estimação de interferência, consumo de energia e protocolos de controle de acesso ao meio.

Os parâmetros de simulação utilizados encontram-se publicados na Tabela 3.1. O número de estações transmissoras foram variadas de tal forma que n assumiu os seguintes valores 1, 2, 4, 8, 12, 16, 32, 64, 128 e 256. É importante ressaltar que por motivos de simplificação, cada estação transmissora possui a sua estação receptora correspondente a qual não faz parte do conjunto de estações transmissoras. No Capítulo 5, um estudo comparativo aprofundado é apresentado o qual realiza simulações variando os pares transmissor/receptor. A quantidade de canais de dados foi variada de tal forma que k assumiu os seguintes valores 1, 2, 4, 8, 12, 13, 16, 32 e 64. Cada valor obtido é o resultado de uma

Tabela 3.1: Parâmetros publicados em [4] e utilizados para a obtenção dos resultados numéricos e de simulação.

Descrição	Valor
Carga útil do pacote de dados P_{sz}	8192 bits
Cabeçalho MAC (H_{L2})	272 bits
Cabeçalho Rede (IP) (H_{L3})	32 bits
Cabeçalho PHY	128 bits
Atraso de propagação (δ)	1 μs
Fatia de tempo (σ)	50 μs
Taxa de Transmissão (T_{tx})	1 Mbps
T_{DIFS}	50 μs
T_{SIFS}	30 μs
T_{RTS}	352 μs
T_{CTS}, T_{ACK}	304 μs
Tamanho da janela W	16
Estágio máximo do recuo m	6

média de 10 simulações, cujo intervalo de confiança é de 95% com uma variação média de menos de 2%.

3.3.1 Vazão Total Agregada

A Figura 3.3 apresenta a vazão total agregada dos canais de dados a medida em que o número de estações transmissoras da rede aumenta. É possível verificar que os resultados de simulação obtidos apresentam comportamento compatível com o modelo analítico proposto (Equação (3.13)). Para o cálculo teórico, conforme discutido na Seção 3.2, estamos considerando o cenário em que existe $n - k + 1$ estações transmissoras no canal de controle, sendo $n \geq k$. Caso contrário, não seria possível obter a vazão máxima do sistema. Conforme pode ser observado pela figura, a medida em que a quantidade de estações transmissoras aumenta, a vazão total agregada tende a crescer até um limite de saturação do sistema. Este comportamento é observado para toda quantidade de canais dados. A vazão máxima do sistema é obtida para o cenário de 16 canais, onde o limite de saturação é 9,68 Mbps, obtidos com 16 estações transmissoras. A partir deste ponto, o aumento da quantidade de recursos (canais de dados) implica na estagnação da vazão e sua posterior retração com o aumento na quantidade de estações.

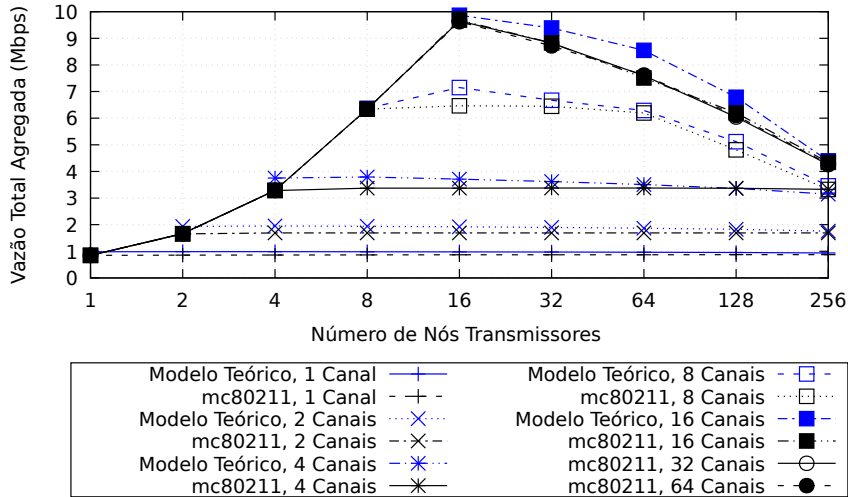


Figura 3.3: Vazão total agregada quando a quantidade de estações transmissoras aumenta.

O comportamento descrito está relacionado com a capacidade do canal de controle em eleger um par de estações transmissoras. Ou seja, uma vez que este limite é atingido, não é possível a alocação dos canais de dados a uma taxa superior a alcançada, gerando assim, desperdício de recursos. Este limite será discutido na próxima Seção.

3.3.2 Limite do canal de controle

Conforme discutido na Seção 3.1, o canal de controle é utilizado no processo de alocação dos canais de dados. Neste contexto, a medida em que a quantidade de canais de dados disponíveis aumenta, cresce a demanda pelo uso do canal de controle, no cenário em que $n \geq k$. Dos protocolos baseados no uso de canal de controle apresentados no Capítulo 2, nenhum considera as limitações físicas e as de acesso lógico envolvendo a utilização do canal de controle no processo de gerenciamento dos canais de dados. Todos assumem a utilização deste tipo de abordagem sem se preocuparem com o impacto gerado na vazão total do sistema, no atraso médio, na quantidade de colisões e no desperdício de recursos [16].

A Equação (3.14) define a quantidade k de canais de dados gerenciáveis, sem gerar desperdícios, a partir do uso de um canal de controle e considerando as características do protocolo mc80211 proposto.

$$k \leq \frac{T_{DADO}}{T_{BO} + T_s}. \quad (3.14)$$

Onde, k é um valor médio e sua escolha deve considerar o cálculo de arredondamento da divisão $T_{DADO}/(T_{BO} + T_s)$.

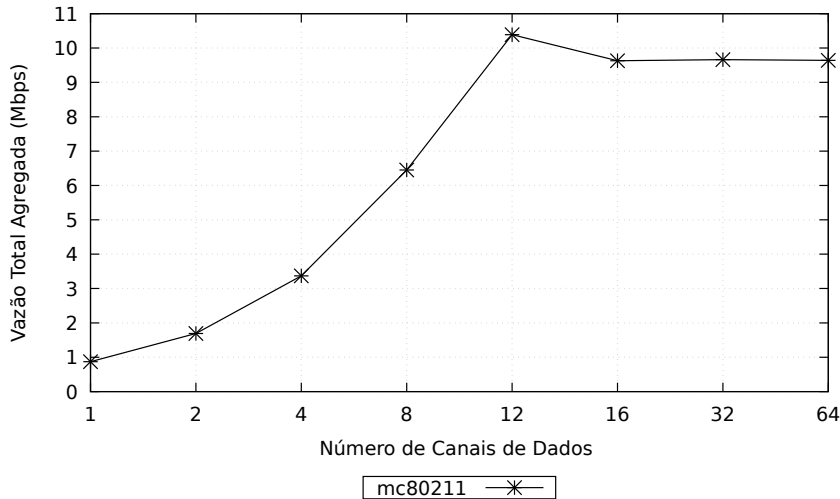


Figura 3.4: Máxima vazão total agregada por canal de dados.

Aplicando os valores apresentados na Tabela 3.1, na Equação (3.14), a Equação (3.15) é calculada.

$$k \leq \frac{(30 + 8496 + 30 + 304)}{(T_{BO} + 50 + 352 + 30 + 304)}. \quad (3.15)$$

Variando o valor de T_{BO} , segundo os valores definidos para n , encontramos que o valor de k é 12, obtido para 256 estações transmissoras, onde $k \leq 11,96$. Ou seja, a partir de $k > 12$, há saturação no uso do canal de controle. A saturação tem impacto direto na capacidade de gerenciamento dos canais de dados excedentes, acarretando em ociosidade e desperdício. Este comportamento pode ser observado com base nos valores apresentados na Figura 3.4. A Figura mostra os valores de vazão agregada quando a quantidade de canais de dados aumenta. Ao longo do gráfico, a quantidade de estações transmissoras varia de acordo com a quantidade de canais gerenciados, respeitando a restrição $n \geq k$. Diversos cenários de simulação foram executados, n assumindo os valores 1, 2, 4, 8, 12, 16, 32, 64, 128 e 256. Para cada ponto no gráfico, escolheu-se a quantidade de estações que obteve a maior vazão. É possível identificar que para $k > 12$, há uma ligeira queda e posterior estagnação na vazão agregada. Este comportamento está associado a saturação do canal de controle ($k > 12$) e ao aumento na quantidade de estações transmissoras.

3.3.3 Taxa de Ocupação

Os trabalhos referenciados no Capítulo 2, em particular os baseados no uso do canal de controle, utilizam como métrica base de comparação a vazão total agregada. Contudo, tratando-se de protocolos de múltiplos canais, tão importante quanto a vazão máxima

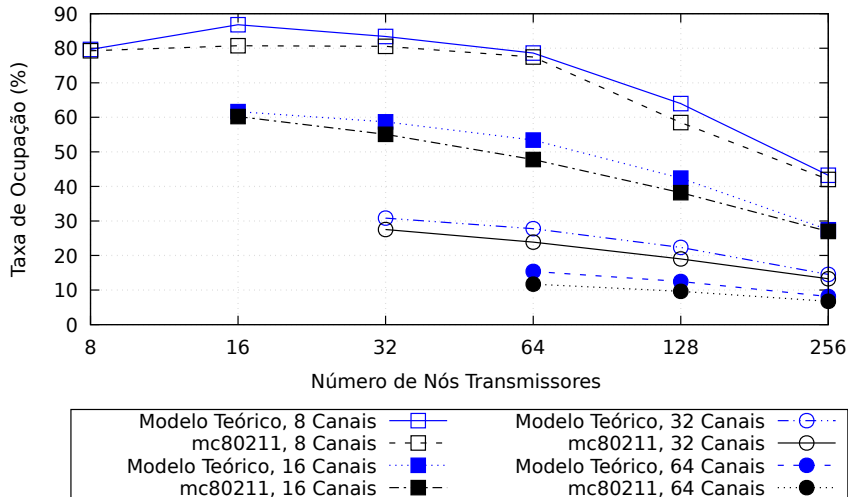


Figura 3.5: Taxa de ocupação do canais de dados

obtida pelo protocolo, é a taxa de utilização dos recursos disponibilizados às estações que desejam comunicar.

A Figura 3.5 apresenta a taxa de ocupação dos canais de dados quando há variação na quantidade de estações transmissoras. É possível identificar que a medida em que a quantidade de canais de dados aumenta, diminui a taxa de ocupação desses recursos. Ou seja, a saturação observada no canal de controle acarreta na incapacidade de gerenciamento dos recursos excedentes disponíveis, quando estes são superiores a sua capacidade de gerenciamento de 12 canais, conforme visto na seção anterior. Contudo, para 8 canais de dados, a melhor taxa de ocupação obtida é de 80,72% para 16 estações transmissoras. Com 12 canais, esta taxa sobe para 82%, ou seja, 10,39 Mbps. Comparando esses resultados com a vazão total agregada apresentada na Figura 3.3, é possível identificar que apesar das menores taxas obtidas para 1, 2 e 4 canais de dados (0,87 Mbps, 1,69 Mbps e 3,37 Mbps, respectivamente), suas Taxas de Ocupação apresentam melhor desempenho, sendo 87% para 1 canal de dados e $\approx 85\%$ para 2 e 4 canais de dados.

3.4 Considerações Finais

Neste capítulo foi apresentada uma avaliação do uso do canal de controle em ambiente de múltiplos canais. Utilizou-se como base para este trabalho o mecanismo de acesso ao meio definido pelo padrão IEEE 802.11 [4]. Para o estudo apresentado neste capítulo, características comuns foram reunidas a partir dos protocolos apresentados na Seção 2.5, o quais utilizam o mecanismo de gerenciamento baseado no uso do canal de controle. Estas características principais foram reunidas no protocolo proposto mc80211. Para análise do protocolo, um modelo baseado em teoria de filas foi apresentado. A taxa λ

de chegada no sistema foi calculada segundo a modelagem do algoritmo de recuo binário exponencial apresentado em [54]. Tanto o protocolo mc80211, quanto o modelo analítico serão utilizados como base de comparação nos capítulos posteriores desta tese. Um maior aprofundamento na análise foi obtido com a implementação do protocolo mc80211 no simulador OMNeT++ [30] em conjunto com a biblioteca MiXiM [31].

Com relação a análise da capacidade do canal de controle, um modelo analítico foi apresentado. Resultados preliminares demonstram, para os cenários avaliados e com os parâmetros utilizados, que o canal de controle atinge o seu limite de saturação a partir do uso de 12 canais de dados. Ou seja, a partir deste ponto, o aumento na quantidade de recursos disponibilizados não aumenta a máxima vazão total agregada do sistema. Outro ponto importante observado refere-se a taxa de ocupação dos recursos disponibilizados ao protocolo. Muitos trabalhos focam somente na Máxima vazão total agregada alcançada pelo protocolo em determinado cenário. Contudo, verificou-se uma alta taxa de desperdício de recursos, principalmente quando a quantidade de recursos não respeita o limite de canais de dados gerenciáveis definidos pela Equação (3.14). Resultados sugerem que uma política de alocação de recursos que respeite a capacidade máxima do canal de controle possa gerar menos desperdícios de recursos.

No próximo capítulo será apresentado um novo mecanismo de contenção. Este mecanismo tem como objetivo melhorar a taxa de acesso aos recursos disponíveis nos cenários identificados em que há um aumento na quantidade de estações e canais de dados. Desta forma, espera-se melhorar a gerência dos recursos e, conseqüentemente, melhorar a taxa de ocupação dos canais de dados.

Capítulo 4

Mecanismo de Contenção Utilizando Sinais Pulso/*Tone*

Conforme discutido no Capítulo 3, o mecanismo de contenção implementado pelo padrão IEEE 802.11 apresenta baixo desempenho nos cenários com grande número de estações transmissoras [54]. Este comportamento acarreta no aumento do número de colisões e uma conseqüente redução na taxa de utilização do canal de comunicação. Este impacto é ainda maior no cenário de múltiplos canais, onde a maior quantidade recursos disponíveis requer um mecanismo ainda mais eficiente no controle de acesso.

Com objetivo de minimizar este problema, neste capítulo é apresentado um novo protocolo distribuído de contenção, chamado CRP (do Inglês *Collision Resolution Protocol*). Este mecanismo é avaliado no contexto de um único canal, sendo sua avaliação em ambiente de múltiplos canais abordada no Capítulo 5. O CRP utiliza estratégia de particionamento de conjuntos [56], a qual permite a transmissão, livre de colisão, de quadros de dados. A partir de um conjunto $n \geq 2$ de estações, na média, o CRP seleciona uma estação transmissora em um tempo logarítmico. Apesar do CRP compartilhar características de algoritmos baseados em árvore (do Inglês *tree-based algorithms*), ele não exige conhecimento prévio da quantidade de nós transmissores. Duas versões do CRP são apresentadas: (i) com detecção de colisão (do Inglês *Collision Detection* – CD); (ii) sem detecção de colisão (do Inglês *No Collision Detection* – NCD) [56]. Conforme será discutido em maiores detalhes na Seção 4.1, estações executando o CRP (CD) conseguem determinar o estado resultante do canal de comunicação ao final de uma fatia de tempo. Em particular, conseguem determinar se ao final de sua transmissão corrente uma colisão foi ou não gerada. Por fim, será demonstrado que dado $n \geq 2$ estações executando CRP (CD), o protocolo CRP consegue efetivamente selecionar um nó transmissor em até $16n$ fatias de tempo e com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. Para a mesma probabilidade, o CRP (NCD) realiza esta seleção em até $48n$ fatias de tempo.

O modelo de comunicação a ser utilizado neste capítulo é apresentado na Seção 4.1. O protocolo CRP é introduzido na Seção 4.2, com destaque para versão CD discutida na Seção 4.2.1 e a versão NCD na Seção 4.2.2. A Seção 4.3 apresenta a avaliação de desempenho do protocolo proposto, baseado nos resultados de simulação obtidos. Por fim, a Seção 4.4 apresenta uma discussão final sobre os pontos abordados neste capítulo.

4.1 Modelo de Comunicação

Neste trabalho consideramos uma rede não infraestruturada de um salto, composta por n estações transmissoras, que se comunicam por meio de um conjunto de k canais de dados. As estações se comunicam diretamente, isto é, a rede é modelada como um grafo completo. Assume-se que cada nó é equipado com um rádio transceptor compatível com padrão IEEE 802.11 [4]. Este transceptor pode estar configurado em modo de recebimento R_x ou transmissão T_x . Da mesma forma que em [57–59], este trabalho assume que as estações são capazes de enviar e receber quadros de dados e controle, bem como, sinais pulso/*tone*. Por fim, assume-se que as estações são sempre capazes de identificar quando nenhuma, uma, duas ou mais estações transmitem no canal. Quer seja a transmissão de quadros de dados e de controle ou a transmissão de sinais pulso/*tone*.

Sinais pulso/*tone* são utilizados para informar as estações vizinhas sobre uma condição particular da rede, quando a identidade da estação origem não é relevante [57, 59]. Eles podem ser diferenciados variando-se características de onda, tais como: fase, frequência e amplitude [60]. Diferentemente dos quadros de dados ou controle, sinais pulso/*tone* não transportam qualquer informação codificada [61]. Sendo assim, este tipo de sinalização pode ser transmitida e recebida em uma fração do tempo necessária para a transmissão de um quadro de controle ou dados. De acordo com Tobagi *et al.* [62], sinais pulso/*tone* podem ser corretamente detectados caso sejam transmitidos pelo período mínimo de $5\mu\text{s}$. Neste trabalho, assume-se que o tamanho de uma transmissão e recepção de um sinal tipo pulso/*tone* é longo suficiente para ser completado exatamente em uma fatia de tempo. Todavia, ao contrário de sinais pulso/*tone*, a transmissão correta de quadros de dados e de controle pode demandar várias fatias de tempo.

Com relação ao canal de comunicação, é utilizada a premissa comumente aceita de que o canal está dividido em fatias de tempo de tamanho fixo [63]. Mais especificamente, as estações conseguem manter um certo grau de sincronismo, suficiente para a correta execução do protocolo de controle de acesso ao meio, conforme premissa definida em [64–68]. A sincronização entre estações pode ser obtida através da execução do mecanismo SATSF (do Inglês *Self-Adjusting Timing Synchronization Function*) [68]. O SATFS é compatível com padrão IEEE 802.11 TSF (do Inglês *Timing Synchronization Function*) [5] e pode

ser utilizado em conjunto com o protocolo CRP. Todavia, o sincronismo entre estações está fora do escopo deste trabalho. Muitos trabalhos tem abordado esta questão [69], e seus resultados podem ser incorporados ao protocolo CRP sem o prejuízo da proposta apresentada.

Os possíveis estados assumidos pelo canal de comunicação são modelados conforme descritos a seguir. Em qualquer momento, um transceptor de um nó v_i , ($1 \leq i \leq n$), pode estar em um dos seguintes estados: (i) ocioso; (ii) transmitindo; ou (iii) recebendo. Quando duas ou mais estações transmitem de forma simultânea em um canal, as estações receptoras falham ao tentar decodificar o sinal recebido [56]. Ou seja, assume-se que uma colisão ocorreu. Ao final de uma fatia de tempo, o estado resultante do canal, identificado por um transceptor, é:

- **Nulo**: nenhuma estação transmitiu no canal na fatia de tempo corrente;
- **Simples**: exatamente uma estação transmitiu no canal na fatia de tempo corrente;
- **Colisão**: duas ou mais estações transmitiram no canal na fatia de tempo corrente.

Nós equipados com transceptor capaz de realizar detecção de colisão (CD) conseguem obter o estado resultante do canal, ao final da fatia de tempo corrente [70]. Isto é, um nó v_i executando o protocolo CRP (CD), ($1 \leq i \leq n$), consegue determinar, ao final de sua transmissão, se o estado do canal é nulo, simples ou colisão. Todavia, dispositivos sem fio são normalmente construídos com antenas *half-duplex*. Como resultado, após sua transmissão, esses dispositivos não são capazes de determinar o estado resultante do canal. De fato, um nó transmissor sem a capacidade CD (ou seja, NCD) não é capaz de identificar se ao final de sua transmissão, o estado resultante do canal é nulo, simples ou colisão.

Um dos grandes desafios para a efetiva utilização de rádios *full-duplex* em comunicação sem fio é o problema de auto-interferência gerado durante a transmissão de um sinal [71]. Neste contexto, a potência do sinal recebido é ordens de magnitude menor do que a potência do sinal transmitido, percebido pelo mesmo rádio e de forma simultânea, o que inviabiliza a sua correta decodificação [70]. Uma solução para este problema é o uso de técnicas para o cancelamento de sinal, o que não é uma tarefa trivial. De acordo com [72], o uso de técnicas que combinam cancelamento digital e analógico de sinal permitem o cancelamento de sinais entre 70 dB e 110 dB de auto-interferência. Isso permite, durante os períodos de transmissão, o recebimento de sinal com SNR (do Inglês *Signal Noise Ratio*) suficientemente alto para sua correta decodificação. Conforme relacionado por Kim *et al.* [73], alguns trabalhos em IBFD (do Inglês *In-Band Full-Duplex*) foram propostos utilizando as plataformas WARP (do Inglês *Wireless Open-Access Research*

Platform), USRP (do Inglês *Universal Software Radio Peripheral*) e *hardware* dedicado, com objetivo de testar a viabilidade de comunicação *full-duplex* em dispositivos portáteis como *laptops*. De acordo com [73], o uso desta tecnologia é viável em cenários específicos. Segata *et al.* [70] propuseram um mecanismo de detecção de colisão aplicado ao padrão IEEE 802.11. A ideia básica é realizar a detecção de transmissão concorrente, a fim de permitir a interrupção prematura do envio de quadro atual, similar ao protocolo CSMA/CD (do Inglês *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*) implementado no padrão Ethernet. A partir da extensão do trabalho de Segata [70], é possível que estações utilizando o mecanismo de detecção de colisão proposto estejam aptas a executar o protocolo CRP (CD).

Finalizada a definição do modelo de comunicação utilizado neste trabalho, na próxima seção, duas versões do protocolo CRP serão apresentadas, com (CD) e sem (NCD) detecção de colisão.

4.2 Protocolo de Resolução de Colisão (CRP)

Esta seção apresenta o protocolo CRP. Conforme mencionado, o CRP é um protocolo de resolução de colisão que utiliza sinais *tone* para prover acesso livre de colisão durante os períodos de transmissão de quadro de dados. O CRP implementa um esquema rápido e efetivo de seleção de estações transmissoras. Para o cenário em que as estações estão equipadas com capacidade de detecção de colisão (CD), será demonstrado que o CRP consegue selecionar uma estação, entre $n \geq 2$ estações transmissoras, em até $16n$ fatias de tempo, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. No cenário NCD, ou seja, as estações não são capazes de detectar colisões durante os seus períodos de transmissão, para a mesma probabilidade, será demonstrado que o CRP (NCD) é capaz de selecionar uma estação transmissora em até $48n$ fatias de tempo, entre um conjunto de $n \geq 2$ estações.

4.2.1 Protocolo CRP Com Detecção de Colisão (CD)

Conforme mencionado na Seção 4.1, sempre que a transmissão de duas ou mais estações se sobrepõem, os quadros transmitidos não podem ser corretamente decodificados. Neste sentido, o objetivo do protocolo CRP é promover o acesso ordeiro e individual ao canal, evitando assim, colisões de quadro de dados. A rotina `DividindoGrupo-CD` apresenta em detalhes como esta coordenação de acesso ao canal é feita por estações que executam o protocolo CRP (CD).

Inicialmente, todas as estações transmissoras encontram-se agrupadas em um mesmo conjunto S . Como resultado da execução do algoritmo `DividindoGrupo-CD`, dois sub-

conjuntos não vazios S_1 e S_2 são gerados. O subconjunto S_2 é submetido ao algoritmo `DividindoGrupo-CD`, sendo dividido em dois subconjuntos, não vazios, S_2 e S_3 . A mesma operação de particionamento é então aplicada ao subconjunto S_3 . Generalizando, um subconjunto S_i é particionado em dois subconjuntos não vazios S_i e S_{i+1} . Este processo se repete até que um subconjunto unitário, $S_l = v_l$, seja encontrado. Onde, a estação v_l é declarada vencedora do período de resolução de colisão corrente. Ao tomarem conhecimento de que uma estação vencedora foi selecionada, as estações remanescentes deixam a fase de contenção do protocolo. Desta forma, as estações remanescentes passam a evitar o acesso ao canal até que a estação s_l finalize o seu ciclo de comunicação. A Rotina 1 apresenta os detalhes do algoritmo `DividindoGrupo-CD`.

É possível verificar que a rotina `DividindoGrupo-CD` particiona um conjunto de entrada S_i em dois subconjuntos, não vazios, S_i and S_{i+1} . A partir do estado resultante do canal de comunicação, armazenado em *Estado(cara)* e *Estado(coroa)*, cada estação sabe identificar se $|S_i| = 1$ ou $|S_i| \geq 2$. Da mesma forma, é possível determinar se $|S_{i+1}| = 1$ ou $|S_{i+1}| \geq 2$. Em outras palavras, obter esta informação corresponde a determinar se o estado resultante do canal é nulo, simples ou colisão. Para estações com capacidade de detecção de colisão (CD) habilitada, esta é uma tarefa possível, conforme discutido na Seção 4.1.

A Figura 4.1 apresenta um exemplo de funcionamento do protocolo CRP (CD). A Figura 4.1(a) mostra o processo de particionamento do conjunto inicial S , conforme definido pela Rotina 1. A Figura 4.1(b) mostra o mapeamento entre o processo de divisão dos subconjuntos e o estado do canal durante a execução do protocolo CRP (CD). No início da execução do protocolo, todas as estações em S estão ativas. Sempre que uma estação vencedora é identificada, todas as demais estações deixam a fase atual de contenção. De acordo com o exemplo, o conjunto inicial S é formado por 5 estações transmissoras, são elas: v_1, v_2, v_3, v_4 e v_5 . Na primeira iteração, Figura 4.1(a), as estações executam a Rotina 1 e são divididas em dois subconjuntos: $S_i = \{v_1, v_3, v_5\}$ (cara) e $S_{i+1} = \{v_2, v_4\}$ (coroa). Do ponto de vista do canal (Figura 4.1(b)), o estado final da primeira e da segunda fatia

Rotina 1 `DividindoGrupo-CD`

- 1: **do**
 - 2: cada nó em S_i lança uma moeda justa;
 - 3: todos os nós que tiraram ‘cara’ transmitem um *tone* no canal;
 - 4: Seja *Estado(cara)* o estado resultante do canal;
 - 5: todos os nós que tiraram ‘coroa’ transmitem um *tone* no canal;
 - 6: Seja *Estado(coroa)* o estado resultante do canal;
 - 7: **while** (*Estado(cara)* == NULL **or** *Estado(coroa)* == NULL);
 - 8: $S_i \leftarrow$ todos os nós que tiraram ‘cara’;
 - 9: $S_{i+1} \leftarrow$ todos os nós que tiraram ‘coroa’;
-

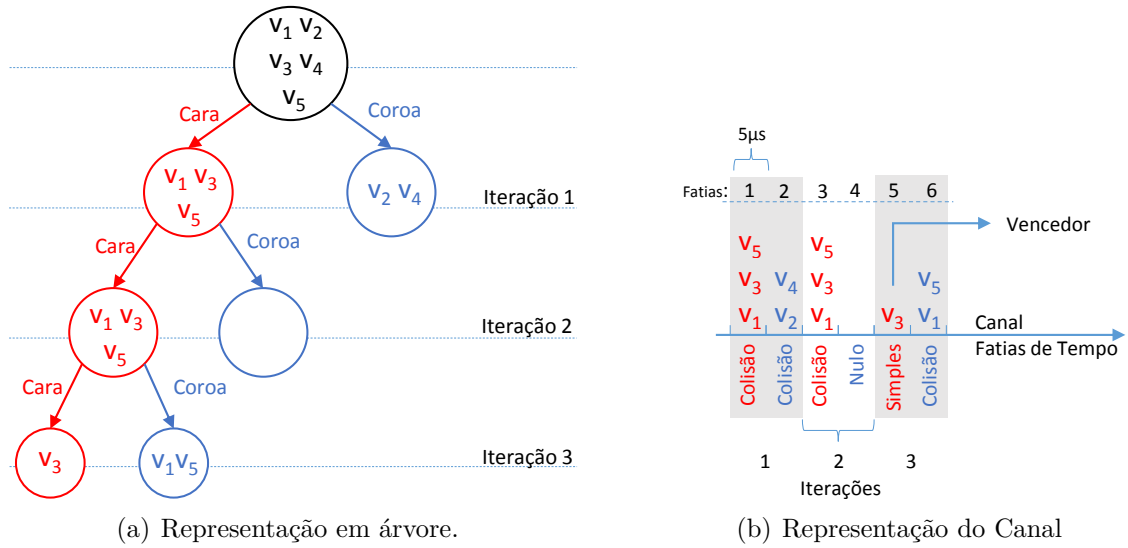


Figura 4.1: Representação da árvore binária de execução do protocolo CRP (CD) para um grupo de 5 estações transmissoras.

Rotina 2 Collision Resolution Protocol (CRP)

- 1: todos os nós definem $i \leftarrow 1$;
 - 2: **while** $i \geq 1$ **do**
 - 3: **if** $|S_i| == 1$ **then**
 - 4: o único nó em S_i é declarado vencedor;
 - 5: $i = 0$;
 - 6: **else**
 - 7: executam DividindoGrupo-CD para particionar S_i ;
 - 8: todos os nós ativos definem $i \leftarrow i + 1$;
 - 9: **end if**
 - 10: **end while**
-

é colisão. Na segunda iteração, o subconjunto S_i é subdividido de uma forma desbalanceada. Ou seja, $S_{i+1} = \{v_1, v_3, v_5\}$ e $S_{i+2} = \emptyset$. Este desbalanceamento retorna verdadeiro na avaliação da condição: $Estado(coroa) == \text{NULL}$ (Rotina 1, linha 7), forçando uma nova subdivisão do conjunto S_i . A terceira iteração divide o subconjunto S_i em dois subconjuntos não vazios $S_{i+1} = \{v_3\}$ (cara) e $S_{i+2} = \{v_1, v_5\}$ (coroa). Como $|S_{i+1}| = 1$, a estação v_3 declara-se vencedora do período de contenção atual. A partir deste ponto, todas as estações aguardam em silêncio o processo de alocação do canal, que é iniciado pela estação vencedora. Este processo será discutido em detalhes na Seção 4.2.3. Por fim, é importante destacar que a verificação $|S_i| == 1$ (Rotina 2, linha 3) restringe a parada do algoritmo CRP ao caso em que o grupo de estações que escolheram cara (Rotina 1, linha 8) for unitário.

A parada do protocolo CRP pode ser verificada, conforme sua descrição que será apresentada a seguir. Maiores detalhes sobre o protocolo são apresentados na Rotina 2.

De acordo com a rotina, observe que a tarefa para verificar se $|\mathcal{S}_i| = 1$ não necessita de nenhuma transmissão. Esta informação pode ser determinada através do estado do canal obtido na execução do algoritmo `DividindoGrupo-CD`. Consequentemente, nenhuma transmissão é necessária, exceto as definidas no algoritmo `DividindoGrupo-CD`. Conforme demonstrado, o algoritmo `DividindoGrupo-CD` garante a divisão do conjunto S_i em dois subconjuntos não vazios. Sendo assim, é factível assumir que, para o conjunto inicial $S \geq 2$, eventualmente, a condição $|\mathcal{S}_i| = 1$ será satisfeita e o algoritmo CRP terminará, tendo como resultado uma estação declarada vencedora do período de contenção corrente.

O próximo passo será a avaliação da quantidade de fatias de tempo envolvidas na execução do algoritmo `DividindoGrupo-CD`. Suponha que m estações ($2 \leq m \leq n$), contidas no conjunto S_i , serão divididas em dois subconjuntos não vazios (S_{i+1} e S_{i+2}), através da execução do algoritmo `DividindoGrupo-CD`. Uma iteração da estrutura de repetição **doWhile** (`DividindoGrupo-CD`, linhas 2-6) é dita como bem sucedida, se ela consegue particionar o conjunto de entrada S_i em dois subconjuntos não vazios. Seja X uma variável aleatória representando o número de estações que escolheram cara, ao lançar a moeda. Como $m \geq 2$, a probabilidade de uma iteração bem sucedida pode ser calculada por:

$$\Pr[1 \leq X \leq m - 1] = 1 - \Pr[X = 0] - \Pr[X = m], \quad (4.1)$$

$$= 1 - 2 \Pr[X = 0] = 1 - \frac{1}{2^{m-1}} \geq \frac{1}{2}. \quad (4.2)$$

Conforme mencionado, uma iteração bem sucedida produz dois subconjuntos não vazios (Rotina 1). Neste caso, o protocolo CRP (Rotina 2) requer, no pior caso, $\log_2(n)$ iterações bem sucedidas para que uma estação seja declarada vencedora. O próximo passo, será avaliar o número de fatias de tempo que são suficientes para garantir, com alta probabilidade, a existência de $\log_2(n)$ iterações bem sucedidas no algoritmo `DividindoGrupo-CD`.

Seja Y uma variável aleatória que represente o número de sucessos em $8n$ tentativas de Bernoulli [74], com parâmetro de $p = \frac{1}{2}$. Seja $E[Y]$ a representação do valor esperado de Y . Tem-se que o valor $E[Y]$ é dado por $E[Y] = 8np = 4n$. Para analisar a calda da Distribuição Binomial, o estimador conhecido por Limite de *Chernoff* [36] pode ser utilizado conforme apresentado pela Equação (2.7). Substituindo os valores na equação, tem-se:

$$\begin{aligned} \Pr[Y < \log_2(n)] &< \Pr[Y \leq (1 - \frac{3}{4})E[Y]] = \Pr[Y \leq n] \\ &\leq e^{-\frac{9}{32}E[Y]} = e^{-\frac{9}{8}n} < 2^{-1,5n}. \end{aligned}$$

Desta forma, fica demonstrado que com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$, entre as primeiras $8n$ iterações da estrutura de repetição **doWhile** deve existir

pelo menos $\log_2(n)$ iterações bem sucedidas. Como em cada iteração do laço **do-While** gasta duas fatias de tempo, o protocolo CRP terminará em até $8n \times 2 = 16n$ fatias de tempo, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. A discussão apresentada, pode ser resumida conforme o Lema 4.1.

Lema 4.1. *O protocolo CRP pode selecionar uma única estação transmissora entre n CD-estações em contenção, em uma rede ad hoc de único salto, em até $16n$ fatias de tempo com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$.*

O lema apresentado fecha a seção de análise para o protocolo CRP executado por estações com capacidade de detecção de colisão. O próximo passo será apresentar as modificações necessárias no protocolo para que este possa ser executado por estações sem esta capacidade. A próxima seção discute melhor as questões envolvidas.

4.2.2 Protocolo CRP Sem Detecção de Colisão (NCD)

Nesta seção, o protocolo CRP é modificado para tratar os cenários em que o recurso de detecção de colisão não está disponível para as estações. Recordando a Seção 4.1, estações NCD não são capazes de identificar o estado final do canal após sua transmissão. Ou seja, após a transmissão de um quadro de dados ou controle, uma estação transmissora NCD não consegue diferenciar se o estado resultante do canal é nulo, simples ou colisão.

Com objetivo de superar este problema, a rotina `DividindoGrupo-CD` foi modificada para permitir que estações NCD obtenham o estado resultante do canal após uma transmissão. Os detalhes da versão NCD do algoritmo `DividindoGrupo-CD` encontra-se definido na Rotina 3, chamada de `DividindoGrupo-NCD`. De acordo com a rotina, o laço de repetição **doWhile** (`DividindoGrupo-NCD`, linhas 2-10) pode ser visualizado como

Rotina 3 `DividindoGrupo-NCD`

```

1: do
2:   cada nó em  $S_i$  lança uma moeda justa;
3:    $H_i \leftarrow$  todos os nós que tiraram ‘cara’;
4:    $T_i \leftarrow$  todos os nós que tiraram ‘coroa’;
5:   todos os nós em  $H_i$  transmitem um tone no canal;
6:   todos os nós em  $T_i$  gravam o estado do canal em  $Estado(cara)$ ;
7:   todos os nós em  $T_i$  executam  $BroadcastEstadoDoCanal(Estado(cara))$ ;
8:   todos os nós em  $T_i$  transmitem um tone no canal;
9:   todos os nós em  $H_i$  gravam o estado do canal em  $Estado(coroa)$ ;
10:  todos os nós em  $H_i$  executam  $BroadcastEstadoDoCanal(Estado(coroa))$ ;
11: while ( $Estado(cara) == \text{NULL}$  or  $Estado(coroa) == \text{NULL}$ )
12:  $S_i \leftarrow H_i$ ;
13:  $S_{i+1} \leftarrow T_i$ ;

```

Rotina 4 BroadcastEstadoDoCanal(Status(HT))

- 1: todas as estações verificam o conteúdo de $Estado(HT)$ da seguinte forma:
 - 2: **if** ($Estado(HT) == \text{'nulo'}$) **then**
 - 3: Todas as estações ficam em silêncio por duas fatias de tempo;
 - 4: **else if** ($Estado(HT) == \text{'simples'}$) **then**
 - 5: Todas as estações ficam em silêncio por uma fatia de tempo e transmitem um *tone* por uma fatia de tempo;
 - 6: **else if** ($Estado(HT) == \text{'colisão'}$) **then**
 - 7: Todas as estações transmitem um *tone* por duas fatias de tempo;
 - 8: **end if**
-

tendo duas fases distintas: fase de transmissão e fase de notificação. Na fase de transmissão, cada iteração da Rotina 3 divide as estações em dois subconjuntos não vazios H_i e T_i . As estações do subconjunto H_i transmitem um pulso no canal (linha 5) enquanto as estações do subconjunto T_i monitoram e gravam o seu estado resultante em um registrador local ($Estado(cara)$, linha 6). Em seguida, o grupo de monitoramento (T_i) notifica o grupo de transmissão (H_i) sobre o estado do canal resultante observado ($BroadcastEstadoDoCanal(Estado(cara))$, linha 7). Em seguida, as estações do subconjunto T_i transmitem um pulso no canal (linha 8), enquanto as estações do subconjunto H_i monitoram e gravam o seu estado resultante em um registrador local ($Estado(cara)$, linha 9). No próximo passo, o grupo de monitoramento (H_i) notifica o grupo de transmissão (T_i) sobre o estado do canal observado ($BroadcastEstadoDoCanal(Estado(coroa))$, linha 10). Com isso, o ciclo de transmissão e notificação é concluído para uma iteração do laço de repetição **doWhile** (linhas 2-10).

Na fase de notificação, o desafio maior é informar, de forma bem sucedida, as estações transmissoras, sobre o estado resultante do canal observado. Conforme discutido na Seção 4.1, sinais *tone* não carregam qualquer informação codificada. Neste cenário, a codificação dos estados possíveis observados (nulo, simples e colisão) é feita variando-se o tempo de transmissão do sinal *tone*. Claramente, os três estados possíveis podem ser codificados utilizando duas fatias de tempo de $5\mu s$ cada. A Rotina 4 apresenta os detalhes deste

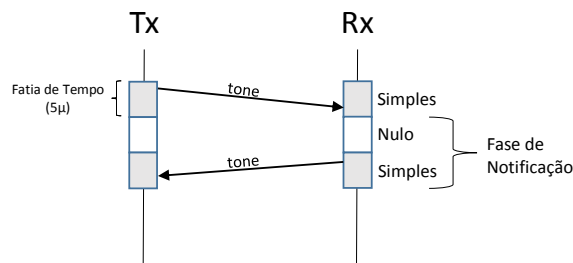


Figura 4.2: Fase de notificação: após ser detectado somente um sinal *tone* simples, todas as estações R_x irão aguardar uma fatia de tempo e transmitir o sinal *tone* por uma fatia de tempo.

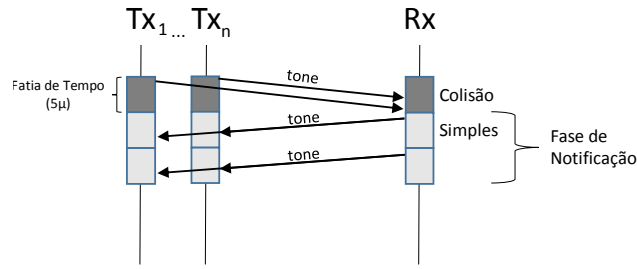


Figura 4.3: Fase de notificação: após ser detectado uma colisão gerada por sinais *tone*, todas as estações R_x transmitem um sinal *tone* por duas fatias de tempo consecutivas.

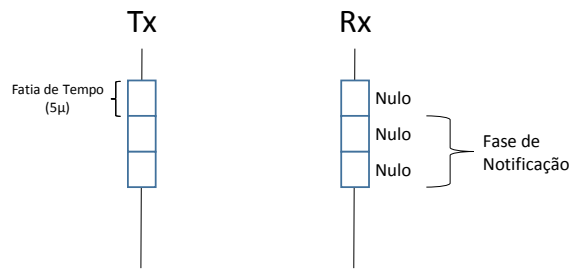


Figura 4.4: Fase de notificação: após não ser detectada transmissão alguma (estado nulo), todas as estações R_x aguardam por duas fatias de tempo consecutivas.

esquema de codificação. Quando é observado o estado resultante simples, o processo de notificação é representado pela Figura 4.2. Isto é, durante a fase de transmissão, foi detectado somente um único sinal *tone* transmitido. Neste caso, as estações aguardam uma fatia de tempo em silêncio e transmitem um sinal *tone* na segunda fatia. No caso de uma colisão detectada, as estações transmitem um sinal *tone* por duas fatias de tempo consecutivas, conforme representado pela Figura 4.3. Por fim, caso não seja detectada nenhuma transmissão no canal (estado nulo), as estações permanecem em silêncio por duas fatias de tempo consecutivas (Figura 4.4). Com isso, o esquema apresentado permite as estações pertencentes ao grupo transmissor saberem o estado resultante do canal logo após a sua transmissão. Claramente, a Rotina 3 pode ser executada por estações sem a capacidade de detecção de colisão (NCD).

A partir da discussão apresentada, observa-se que com o uso do mecanismo proposto, ambos os conjuntos de estações (cara e coroa) são capazes de identificar e atestar o estado resultante do canal após uma transmissão. Ou seja, a rotina `DividindoGrupo-NCD` é capaz de particionar um conjunto de entrada S_i em dois subconjuntos não vazios S_i e S_{i+1} . Igualmente, a partir do estado resultante do canal $Estado(cara|coroa)$, cada estação sabe se $|S_i| = 1$ ou $|S_i| \geq 2$. Da mesma forma, é possível determinar se $|S_{i+1}| = 1$ ou $|S_{i+1}| \geq 2$. Sendo assim, a próxima tarefa será avaliar o número de fatias de tempo que o protocolo CRP (NCD) leva para terminar. Note que, em linhas gerais, o protocolo CRP (Rotina 2) não foi modificado e não requer qualquer transmissão, mantendo assim o seu

comportamento geral já analisado. Ou seja, durante a execução da abordagem NCD o protocolo CRP irá executar a rotina `DividindoGrupo-NCD`.

Cada iteração do laço de repetição `doWhile` (`DividindoGrupo-NCD`, linhas 2-10) gasta duas fatias de tempo para completar a fase de transmissão e quatro fatias de tempo para completar a fase de notificação. Assim, cada iteração do laço de repetição `doWhile` gasta, no total, seis fatias de tempo. Utilizando o mesmo raciocínio da seção anterior e em virtude do Lema 4.1, o protocolo CRP, para o cenário NCD, termina em até $8n \times 6 = 48n$ fatias de tempo, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. Assim, tem-se o Lema 4.2.

Lema 4.2. *O protocolo CRP pode selecionar uma única estação transmissora entre n NCD-estações em contenção, em uma rede ad hoc de único salto, em até $48n$ fatias de tempo, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$.*

Assumindo-se que um sinal *tone* pode ser confinado em uma fatia de tempo de tamanho $5\mu s$, cada iteração da rotina `DividindoGrupo-NCD` pode ser completada em $30\mu s$. Onde deste total, $10\mu s$ são utilizados na fase de transmissão e $20\mu s$ na fase de notificação. Na próxima seção, será apresentado como o padrão IEEE 802.11 pode tirar proveito do protocolo CRP em substituição ao BEB, mecanismo atualmente utilizado [4].

4.2.3 IEEE 802.11 DCF e o Protocolo CRP

Esta seção apresenta uma breve revisão do padrão IEEE 802.11 operando no modo DCF (do Inglês *Distributed Coordination Function*) [4]. É importante destacar que o funcionamento do padrão IEEE 802.11 foi discutido em maiores detalhes na Seção 2.2. Contudo, nesta seção será apresentado como o modo de operação DCF pode ser modificado para operar em conjunto com protocolo CRP.

O padrão IEEE 802.11 utiliza a estratégica conhecida como escutar antes de falar. Nesta estratégia, as estações que desejam comunicar precisam primeiro verificar o estado do canal antes de transmitir. Caso o canal esteja ocioso por DIFS (do Inglês *Distributed Inter-Frame Space*) unidades de tempo, as estações em contenção passam a decrementar seus respectivos contadores de recuo a cada fatia de tempo ociosa. Quando o contador de

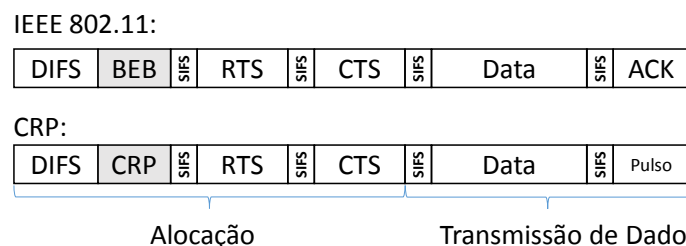


Figura 4.5: Ciclo de comunicação do padrão IEEE 802.11: BEB *versus* CRP.

recuo chega a zero, a estação transmite o seu quadro no canal. Colisões podem ocorrer quando duas ou mais estações transmitem ao mesmo momento. Para reduzir a chance de colisão, o mecanismo de contenção BEB é empregado. Ao ser identificada uma colisão, os nós envolvidos sortearão um novo valor de recuo. A faixa de valores possíveis, utilizada no sorteio, é definida pela janela de recuo. A janela de recuo aumenta de tamanho a medida em que colisões consecutivas são detectadas, diminuindo assim, a probabilidade dos nós envolvidos na colisão sortearem o mesmo valor de recuo [4].

A Figura 4.5 apresenta um ciclo bem sucedido de comunicação do protocolo IEEE 802.11, utilizando tanto o mecanismo BEB quando o protocolo CRP. Um ciclo bem sucedido de comunicação compreende a troca de quadros de controle, quadro de dado e espaçamento entre quadros (SIFS). Este ciclo pode ser dividido em duas fases distintas: (i) fase de contenção; e (ii) fase de transmissão de dados. A fase de contenção, onde os quadros de controle são considerados, envolve o tempo necessário para completar a seguinte sequência: DIFS + BEB + SIFS + RTS + SIFS + CTS. A fase de transmissão envolve: SIFS + DATA + SIFS + Ack. Enquanto algumas partes do ciclo acima são fixas (DIFS e SIFS), outras dependem de fatores tais como: taxa de transmissão, número de nós em contenção, dentre outros. Em particular, destaca-se o tempo de contenção gasto pelo mecanismo BEB, que pode ser influenciado pelo número de colisões e o número de nós transmissores em contenção.

Conforme pode ser observado pela Figura 4.5, o protocolo CRP pode substituir o mecanismo BEB sem a necessidade de modificações no ciclo de comunicação do padrão IEEE 802.11 DCF. Nós executando o CRP são capazes de transmitir sinais pulso/*tone* na mesma frequência que o IEEE 802.11, tornando-o compatível com o padrão. Considerando a transferência de dados, nós executando o protocolo CRP utilizam a sequência Dado-pulso ao invés de Dado-Ack. O motivo para esta modificação é a diferença de tempo gasto para a transmissão de um sinal pulso e um quadro de controle Ack. A transmissão de um sinal pulso chega a ser ≈ 50 vezes mais rápida do que a de um quadro Ack.

Para o melhor entendimento do funcionamento do protocolo CRP, o seu fluxograma de execução é apresentado pelas Figuras 4.6 e 4.7. De acordo com o modelo de representação proposto, todas as estações que desejam o acesso ao canal de comunicação executam o conjunto de instruções definidos na Figura 4.6. Por outro lado, as estações ociosas executam as instruções definidas na Figura 4.7. De acordo com a Figura 4.6, após DIFS unidades de tempo em que o canal encontra-se ocioso, a Rotina 2 será executada. Conforme discutido na Seção 4.2.1, o resultado da execução da Rotina 2 é a definição de uma estação vencedora. Após a sua escolha, a estação vencedora iniciará o processo de alocação do canal, executando assim o fluxo de instruções destacado pela área denominada “Estação Transmissora” (Figura 4.6). Se a estação receptora escolhida fizer parte do con-

junto inicial de estações que desejam o acesso ao canal, esta estação receptora executará o fluxo de instruções destacado pela área denominada “Estação Receptora” (Figura 4.6). Caso contrário, a estação receptora escolhida é uma estação ociosa e sendo assim, executará o fluxo de instruções definido pela Figura 4.7. A execução de ambos fluxogramas permite a execução do protocolo de controle de acesso proposto. Na próxima subseção, será apresentada, em ambiente de simulação, a avaliação de desempenho do CRP.

4.3 Avaliação de Desempenho

Esta seção apresenta a avaliação de desempenho do protocolo proposto CRP. O CRP foi implementado no simulador OMNeT++ 4.6 [30] e comparado com algoritmo de recuo binário exponencial (BEB) [4]. A subseção 4.3.1 aborda os cenários de simulação utilizados na avaliação dos protocolos propostos. O objetivo da Subseção 4.3.2, conforme discutimos em [75], é apresentar e explorar cenários em que há saturação do mecanismo de alocação de canal, ou seja, dos protocolos CRP (CD) e (NCD). Cenários contendo limitações de recursos (canais de dados e nós) serão apresentados no Capítulo 5, onde os protocolos CRP são comparados com outros protocolos de controle de acesso a múltiplos canais apresentados na literatura.

4.3.1 Ambiente de Simulação

Com objetivo de realizar uma avaliação aprofundada do protocolo CRP, sua implementação foi feita no simulador de eventos discretos OMNET++ v4.6 [30], em conjunto com o *framework* MiXiM v2.3 [31]. O MiXiM é conhecido como um *framework* de simulação criado para modelar redes móveis sem fio (rede de sensores sem fio, redes de área corporal, redes *ad hoc*, redes veiculares, dentre outras). Ele oferece um modelo detalhado de propagação de onda, estimação de interferência, consumo de energia e protocolos de controle de acesso ao meio.

Os parâmetros de simulação utilizados encontram-se publicados na Tabela 4.1. O número de estações transmissoras foram variadas de tal forma que n assumiu os seguintes valores 8, 12, 16, 32, 64, 128 e 256. É importante ressaltar que por motivos de simplificação, cada estação transmissora possui a sua estação receptora correspondente a qual não faz parte do conjunto de estações transmissoras. Cada valor obtido é o resultado de uma média de 10 simulações, cujo intervalo de confiança é de 95% com uma variação média de menos de 2%.

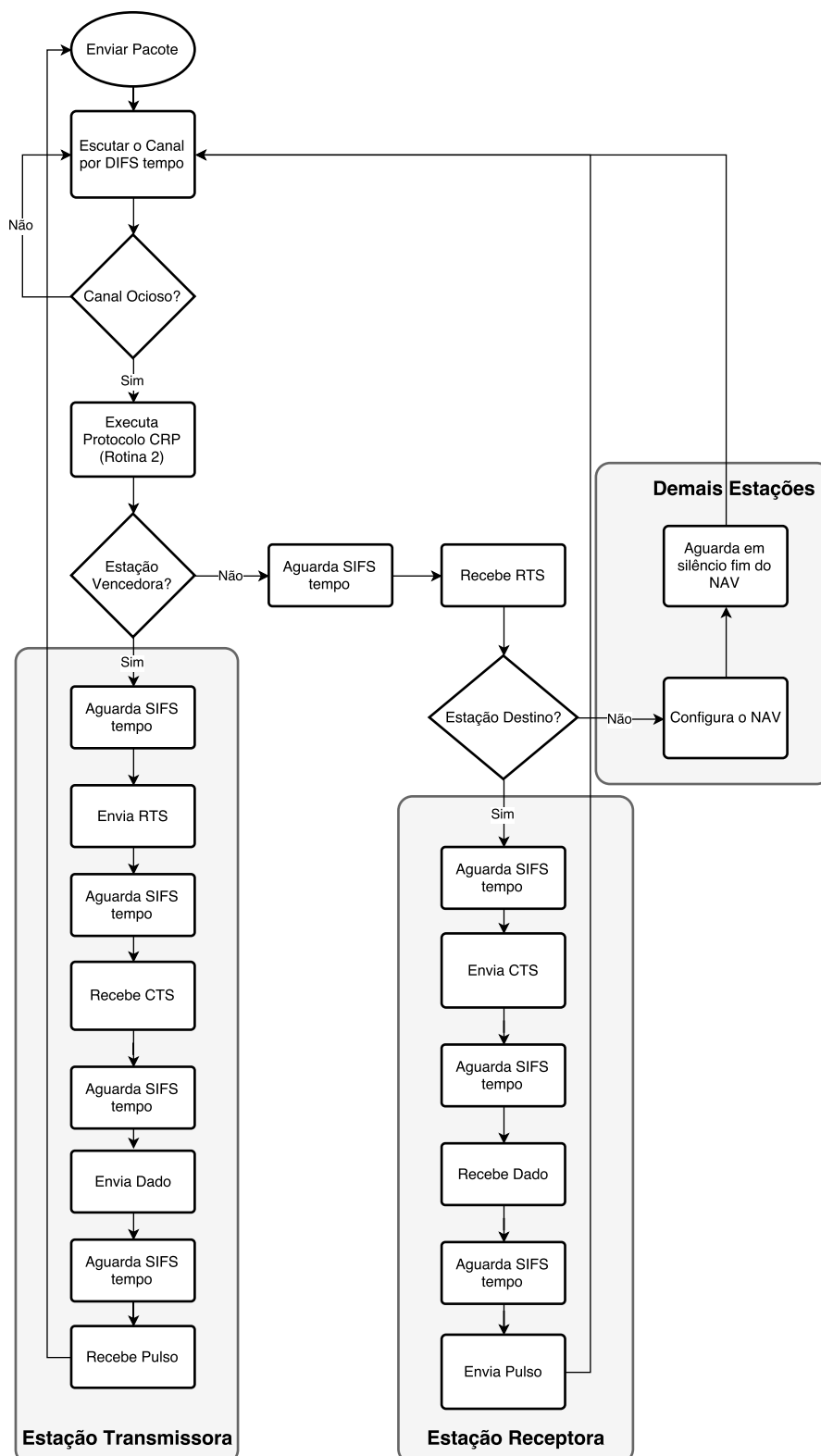


Figura 4.6: Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do padrão IEEE 802.11, executado pelas estações que desejam acesso ao canal de comunicação.

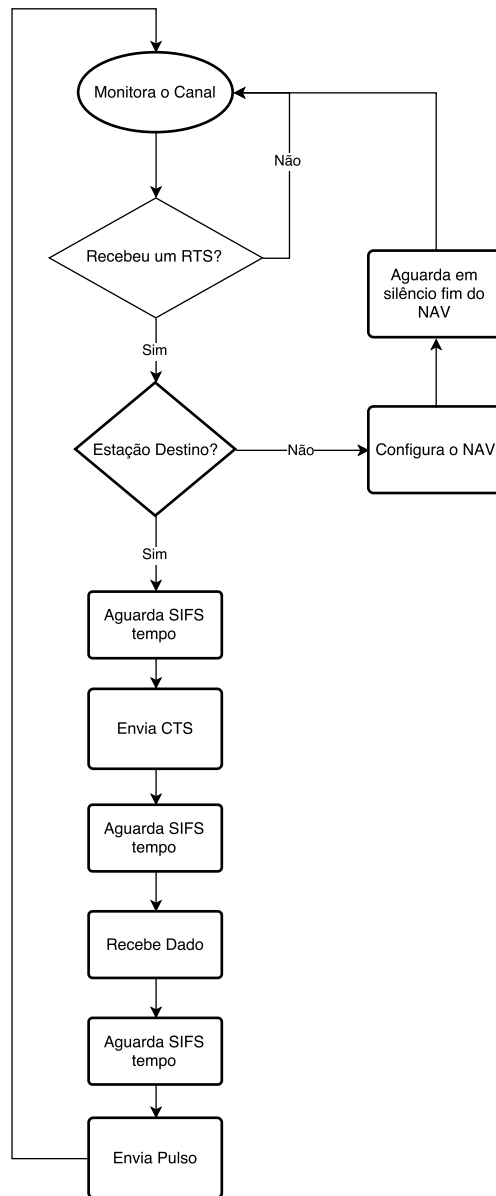


Figura 4.7: Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do padrão IEEE 802.11, executado pelas estações ociosas que encontram-se no canal de comunicação.

Tabela 4.1: Parâmetro utilizados para obter os resultados de avaliação de desempenho.

Descrição	Valor
Carga Útil do Pacote	8192 bits
Atraso de Propagação	1 μ s
Fatia de Tempo	50 μ s
Taxa de Transmissão (T_{tx})	2 Mbps
T_{DIFS}	50 μ s
T_{SIFS}	30 μ s
T_{RTS}	352 μ s
T_{CTS}, T_{ACK}	304 μ s
Tempo total de simulação	15s

4.3.2 Avaliação do Processo de Alocação

Esta seção avalia a quantidade de alocações de canal realizada pelo protocolo CRP tanto no cenário CD quanto NCD. O protocolo CRP trabalha reduzindo o número n de estações em contenção, até que uma única estação transmissora seja selecionada entre as demais. Sendo assim, o primeiro passo na avaliação do protocolo proposto é demonstrar o número médio de iterações necessárias para selecionar uma única estação transmissoras entre $n \geq 2$ estações em contenção. A Figura 4.8 apresenta o número médio de fatias de tempo gastas a medida em que a quantidade de estações transmissoras em contenção aumenta. A abcissa mostra o número de estações em contenção e a ordenada o número médio de fatias de tempo necessárias para o protocolo CRP selecionar uma única estação transmissora. Conforme mencionado na Seção 4.2, o CRP gasta pelo menos $\log_2(n)$ iterações para selecionar uma estação transmissora. Os resultados de simulação confirmam este comportamento, gastando em média, $\approx 2 \times \log_2(n)$ fatias de tempo para o CRP (CD) e $\approx 6 \times \log_2(n)$ para o CRP (NCD). Estes valores estão dentro do intervalo definido pelo Lema 4.1, que é de até $16n$ fatias de tempo para o CRP (CD) e até $48n$ fatias de tempo para o CRP (NCD), definido pelo Lema 4.2.

O próximo passo será a avaliação do número máximo efetivo de alocações de canal que podem ser feitas em um dado período de tempo. Para este cenário, assume-se que os quadros de Dado e Ack não gastam tempo algum para serem transferidos. Desta maneira, os nós estarão continuamente executando os mecanismos de contenção. Por outro lado, quadros RTS e CTS continuam a ser considerados, uma vez que eles informam as demais estações que uma comunicação irá acontecer. Esta configuração é similar ao caso em que um número infinito de canais de dados encontra-se disponível e o processo de resolução

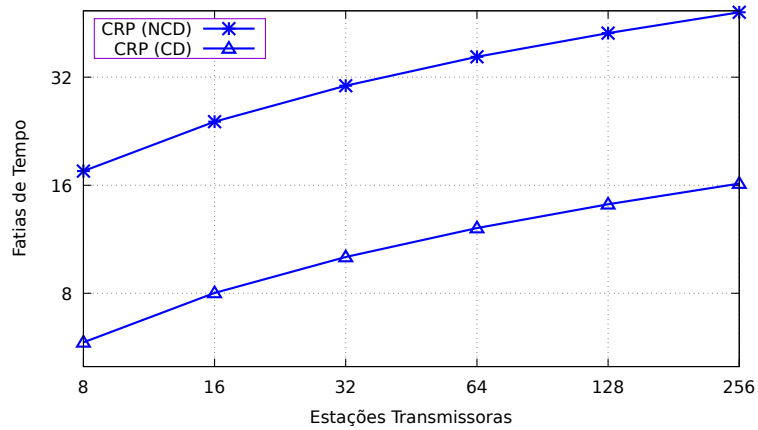


Figura 4.8: Número médio de fatias de tempo por resolução de contenção.

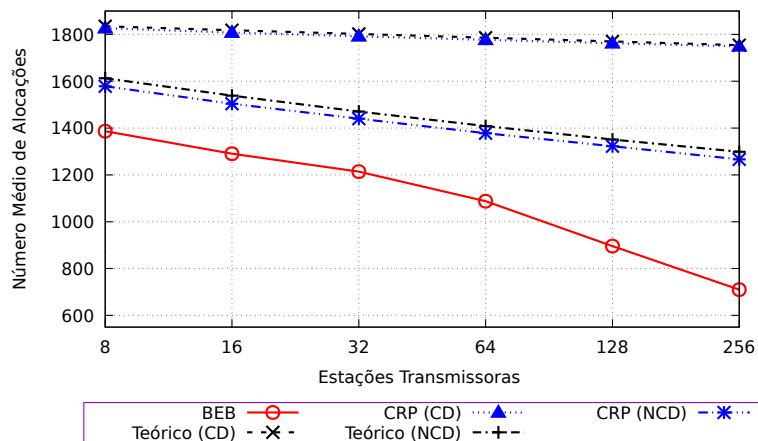


Figura 4.9: Número total de alocações bem sucedidas por segundo.

de contenção acontece no canal de controle. Isto é, sempre que uma estação transmissora é escolhida, há um canal de dados disponível para ser utilizado. Este comportamento é identificado em outros trabalhos, tais como [15, 76]. Sendo assim, o objetivo deste experimento é verificar a quantidade máxima de nós, por segundo, que consegue com sucesso alocar um canal.

A Figura 4.9 apresenta a quantidade média de alocações bem sucedidas, por segundo, quando a quantidade de estações transmissoras aumenta. Conforme esperado, a quantidade de alocações do mecanismo BEB decai rapidamente a medida em que o número de estações cresce. Por outro lado, o protocolo CRP alcança um número muito maior de alocações por segundo. Conforme mencionado na Seção 4.2.2, comparado com estações CD, uma estação NCD utiliza 4 fatias de tempo adicionais por iteração durante o processo de subdivisão. Conseqüentemente, estações CD obtêm um melhor desempenho comparadas com estação NCD. O número teórico máximo de alocações para o protocolo CRP foi

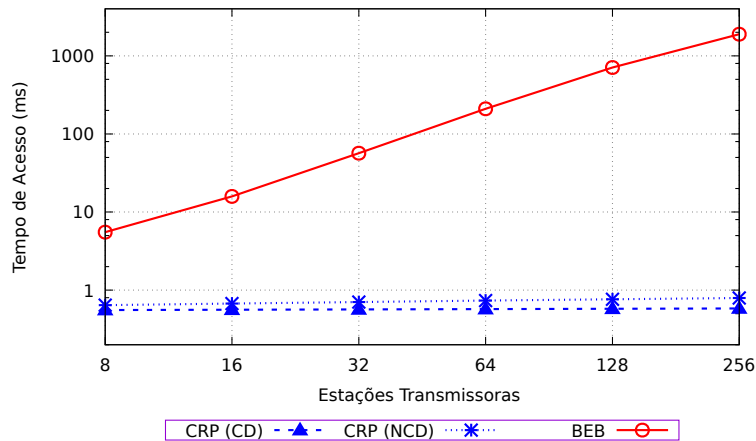


Figura 4.10: Tempo médio de acesso ao canal quando o número médio de estações transmissoras aumenta.

calculado utilizando a abordagem descrita em [77]. Conforme pode ser verificado, o CRP atinge o seu limite teórico. Comparado com BEB, com $n = 256$, o CRP (CD) e (NCD) são capazes de melhorar o número de alocações bem sucedidas em $\approx 246\%$ e $\approx 178\%$, respectivamente.

A Figura 4.10 apresenta a quantidade de tempo gasta, por cada protocolo, para conceder acesso ao canal de comunicação, a medida em que a quantidade de estações transmissoras aumenta. Conforme já discutido, a cada iteração do protocolo CRP, o número de estações transmissoras reduz pela metade. Este comportamento tem um impacto direto no tempo de alocação do canal. Na média, os nós executando o protocolo CRP obtêm acesso ao canal em uma fração do tempo gasto pelos nós executando o BEB. Para 8 estações transmissoras, o protocolo CRP consegue fornecer acesso ao canal em 0,556 ms. Este valor é quase 10 vezes menor que os 5,53 ms obtidos com o BEB. Esta diferença aumenta,

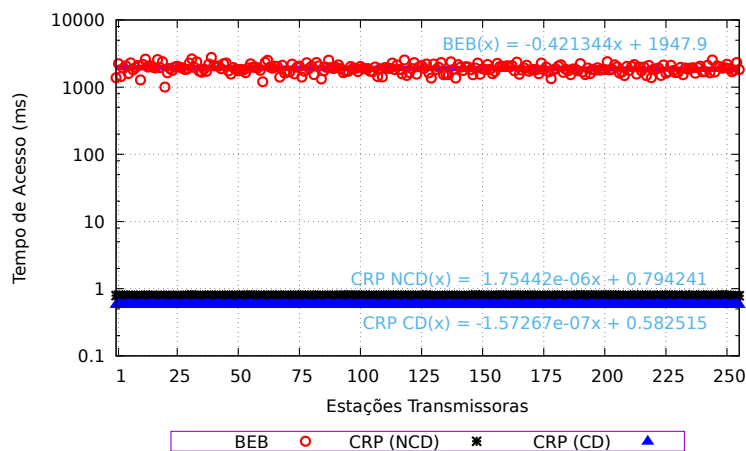


Figura 4.11: Tempo médio de acesso ao canal por estação, quando $n = 256$.

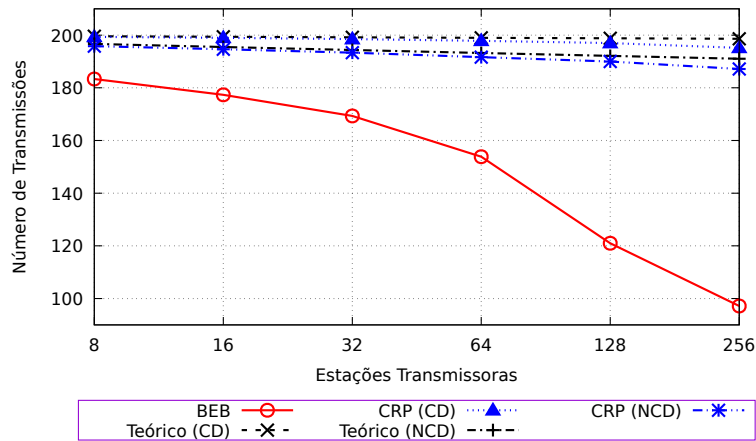


Figura 4.12: Quantidade total de transmissões bem sucedidas por segundo quando a carga útil dos quadros de dados é de 1024 bytes.

conforme a quantidade de estações transmissoras cresce. Para 256 estações transmissoras, o protocolo CRP consegue acesso ao canal em 0,582 ms. Por outro lado, o mecanismo BEB depende 1891,09 ms. Este valor chega a ser 3250 vezes mais lento que o tempo de acesso fornecido pelo protocolo CRP. De fato, o mecanismo BEB apresenta comportamento de crescimento exponencial. O CRP, por outro lado, apresenta uma tendência logarítmica de crescimento.

Por fim, a Figura 4.11 apresenta o tempo de acesso ao canal sob o ponto de vista individual de uma estação transmissora. Para $n = 256$ estações, a figura apresenta a linha de tendência calculada a partir da regressão linear, bem como, sua respectiva equação de regressão. Conforme pode ser observado, o CRP concede acesso ao canal em uma fração do tempo gasto pelo BEB. Outro ponto a ser destacado são os valores próximos obtidos por cada estação. Este comportamento destaca a justiça, de ambos os mecanismos, no acesso aos recursos.

Os resultados apresentados nesta seção demonstram que o mecanismo BEB não é adequado para aplicações de tempo real que possuem certas restrições de tempo [78]. De fato, aplicações tais como VoIP (do Inglês *Voice over IP*) precisam respeitar o limite de tempo de 300 ms [79] para serem funcionais, limite este que chega a ser 6 vezes menor que o tempo de acesso obtido com o mecanismo BEB, para $n = 256$. Por outro lado, o CRP é capaz de conceder acesso ao canal em menos de 1 ms, mesmo quando um grande número de estações transmissoras é considerado.

4.3.3 Avaliação do Processo de Comunicação

Nesta seção, o desempenho do protocolo CRP será avaliado para o cenário em que a carga útil dos quadros de dados não é desprezível. Lembrado que, após a troca bem sucedida

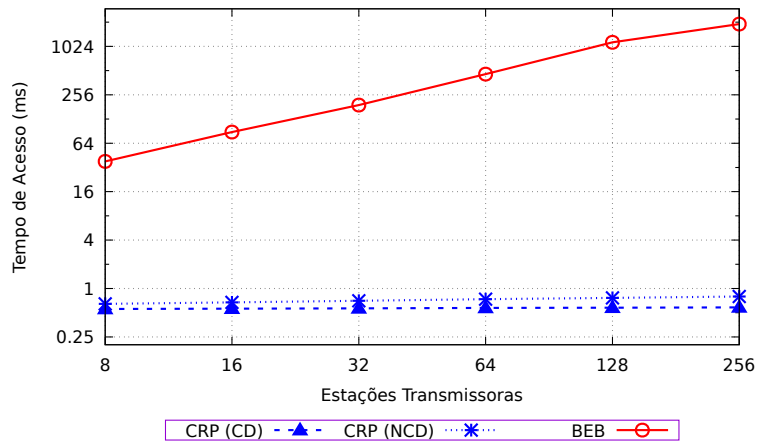


Figura 4.13: Tempo médio de acesso ao canal quando a quantidade de estações transmissoras cresce e a carga útil dos quadros de dados é de 1024 bytes.

de quadros RTS-CTS, o protocolo CRP utiliza a sequência Dado-tone, diferentemente do mecanismo BEB que utiliza a sequência Dado-Ack. Os resultados desta seção consideram quadro de dados com carga útil de 1024 bytes.

A Figura 4.12 apresenta a quantidade total de transmissão por segundo quando o número de estações transmissoras cresce. Comparado com o mecanismo BEB, para $n = 256$, o protocolo CRP (CD) consegue entregar quase duas vezes a quantidade de quadros. Já o CRP (NCD), sua taxa de entrega chega a $\approx 1,93$ vezes. O tempo médio de acesso ao canal, apresentado pela Figura 4.13, apresenta um comportamento similar ao observado na Figura 4.10. Entretanto, com carga útil de 1024 bytes, o desempenho obtido pelo BEB se deteriora rapidamente. Na média, cada estação transmissora aguarda pelo menos 1,9 segundos para obter acesso ao canal, quando a quantidade de estações é 256. Por

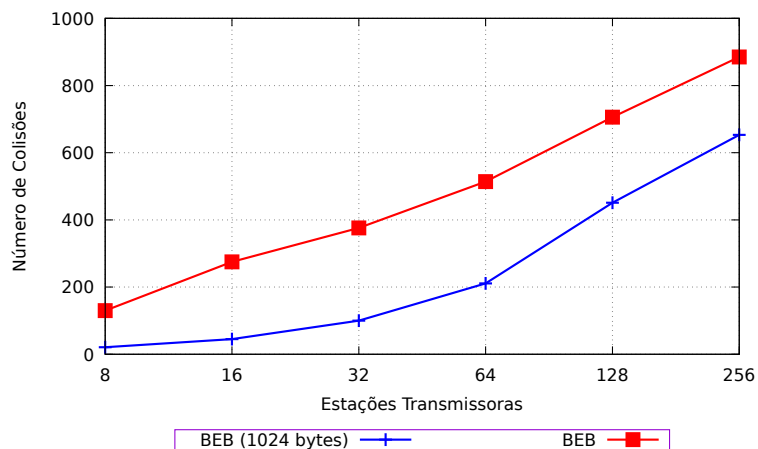


Figura 4.14: Quantidade total de colisões para BEB quando a quantidade de estações transmissoras aumenta.

outro lado, o protocolo CRP (CD) concede acesso ao canal em pelo menos 1 ms. Isto é, o CRP (CD) consegue conceder acesso em $\approx 0,03\%$ do tempo gasto pelo mecanismo BEB. Esta diferença de desempenho é causada pelas inúmeras colisões de quadros de controle, como pode ser observado pela Figura 4.14. A figura mostra a quantidade de colisões de quadros RTS observados em ambos cenários: mecanismo BEB com carga útil de 1024 bytes, definido como BEB (1024), e mecanismo sem a sequência Data-Ack, definido somente como BEB. Esta última configuração segue o mesmo modelo definido na Seção 4.3.2. Conforme pode ser verificado, quando o número de estações transmissoras é 256, a quantidade total de colisões por segundo é de ≈ 654 para BEB (1024 bytes). Ou seja, na média, ocorrem 2,55 colisões por estação transmissora.

4.4 Considerações Finais

Neste capítulo foi proposto um protocolo de reserva de canal que explora o uso de sinais pulso/*tone* para prover um mecanismo rápido de acesso ao canal e livre de colisões de dados. O protocolo proposto, denominado CRP, reduz em tempo logarítmico o número de estações transmissoras, até que uma única estação tenha acesso exclusivo ao canal. O CRP trabalha em ambos cenários, estações com capacidade de detecção de colisão (CD) e estações sem a capacidade de detecção de colisão (NCD).

Foi demonstrado que o problema de selecionar uma estação transmissora, a partir de um subconjunto de $n \geq 2$ estações em contenção, pode ser realizado em até $16n$ e até $48n$ fatias de tempo, para estações CD e NCD, respectivamente, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. A avaliação de desempenho do protocolo CRP foi realizada, comparando-o com o bem conhecido mecanismo de contenção BEB, que é utilizado pelo padrão IEEE 802.11.

Com objetivo de realizar uma avaliação aprofundada do protocolo CRP, sua implementação foi feita no simulador de eventos discretos OMNET++ v4.6 [30], em conjunto com o *framework* MiXiM v2.3 [31]. Os resultados de simulação obtidos demonstram que o CRP é capaz de conceder acesso ao canal em 0,03% o tempo necessário pelo mecanismo BEB enquanto é capaz de entregar duas vezes mais transmissões por segundo. Além disso, o CRP provê baixa latência de acesso ao canal e alocação justa de recursos, o que o torna adequado para aplicações com restrições rígidas de QoS.

Capítulo 5

Avaliação de Desempenho de Protocolos MAC para Múltiplos Canais

Conforme discutido no Capítulo 2, o gerenciamento dinâmico do controle de acesso a múltiplos canais pode ser categorizado em dois grupos: (i) Canal de Controle Dedicado (CCD) [8, 15, 16, 19–21, 23], ou (ii) Baseado em Encontros (*rendezvous*) [25–28], sendo este último podendo ser subdividido em *Rendezvous* Simples (RS) e *Rendezvous* Paralelo (RP). O modelo CCD utiliza um canal dedicado que centraliza o gerenciamento e facilita o controle dos canais que estão sendo utilizados, permitindo uma visão acurada do estado das estações. No modelo baseado em encontros, por outro lado, permite o gerenciamento dos recursos de uma forma descentralizada, promovendo o encontro entre as estações de forma dinâmica e sem a necessidade de uso de um canal exclusivo para a sua coordenação.

Na literatura, os modelos de gerenciamento baseados em encontros são apresentados como tendo desempenho superior quando comparados aos esquemas tradicionais de gerenciamento [25–28]. Todavia, estes protocolos são avaliados sob condições ideais [7], ou seja, em cenários em que a quantidade de canais e estações são reduzidas (3 canais), os pares de comunicação são fixos (transmissor e receptor), não há atraso durante o processo de troca de canais, dentre outros. Sendo assim, o objetivo deste capítulo é apresentar um estudo comparativo entre as principais formas de controle de gerenciamento dinâmico de canais (CCD, RS e RP) sob um cenário mais flexível de parâmetros, tais como: variação na quantidade de estações, variação na quantidade de canais, pares fixo e variáveis de comunicação e atraso causado pela troca de canais.

A avaliação de desempenho foca na identificação dos benefícios e limitações de uso de cada abordagem de gerenciamento mencionada (CCD, RS e RP). Para cada estratégia, foi escolhido um protocolo representante. Para abordagem CCD, o protocolo mc80211 [16] foi



Figura 5.1: Exemplo do ciclo de comunicação do Padrão IEEE 802.11.

escolhido. Com relação aos protocolos baseados em encontros, o protocolo McMAC [25] foi selecionado para encontros paralelos (RP) e o CHMA [28] para encontros simples (RS). Estes protocolos foram selecionados por serem conhecidos e utilizados na literatura como modelos de comparação, além de estarem diretamente alinhados com o escopo deste trabalho. Os protocolos mc80211, McMAC e CHMA utilizam o padrão IEEE 802.11 como mecanismo de controle de acesso ao canal selecionado, resolvendo assim possíveis colisões que possam ocorrer durante os períodos de comunicação. Para fins de comparação, o protocolo CRP [80], apresentado no Capítulo 4, foi utilizado em uma versão modificada do protocolo mc80211 (Capítulo 3), estando assim contido na abordagem CCD de gerenciamento. Maiores detalhes sobre esta integração serão apresentados na Seção 5.1.2. Todos os protocolos foram implementados no simulador OMNeT++ em conjunto com o *framework* MiXiM [30].

O restante deste capítulo está organizado da seguinte forma. Na Seção 5.1, os protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais serão apresentados com maior nível de detalhe. Um modelo teórico para avaliação será discutido da Seção 5.2. A Seção 5.3 apresenta o cenário de simulação utilizado na avaliação dos protocolos. Os resultados e a discussão acerca dos estudos realizados sobre a taxa de transferência, atraso médio, receptor ausente, pacotes descartados, colisão e justiça também são apresentados. Por fim, as considerações finais do capítulo são discutidas na Seção 5.4.

5.1 Protocolos Selecionados

Esta seção discorre sobre os protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais selecionados para o estudo comparativo proposto. Cada protocolo será apresentado e contextualizado dentro da sua categoria definida previamente (CCD, RS e RP).

5.1.1 IEEE 802.11 DCF

Conforme discutido na Seção 2.2, o padrão IEEE 802.11 é o padrão de acesso a redes local sem fio. Naquele momento, seu funcionamento foi apresentado em detalhes. Nesta seção, apenas considerações gerais serão pontuadas, uma vez que os protocolos avaliados utilizam o padrão para o controle de acesso do canal selecionado.

O padrão IEEE 802.11 utiliza a estratégia de escutar antes de falar (do Inglês *listen-before-talk*). Ou seja, um nó que deseja comunicar precisa primeiro verificar o estado do

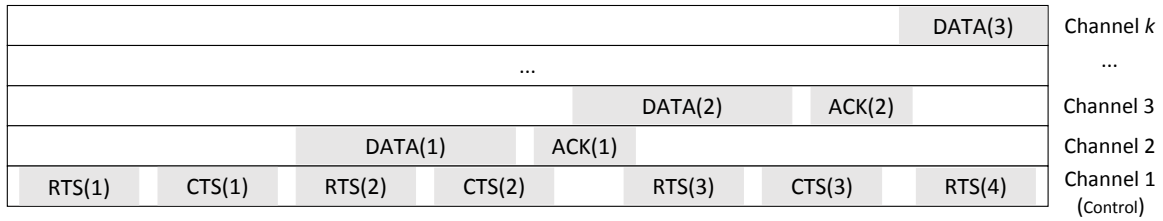


Figura 5.2: Exemplo do funcionamento do protocolo mc80211 [16].

canal corrente antes de tentar transmitir. O mecanismo de contenção implementado pelo padrão, denominado BEB, distribui o acesso ao canal ao longo do tempo, diminuindo assim a probabilidade de colisões. A Figura 5.1 apresenta um ciclo bem sucedido de comunicação, entre uma estação transmissora e uma receptora, utilizando o padrão IEEE 802.11. Todo o processo acontece em apenas um canal (Canal 1). Neste processo, a estação transmissora estará habilitada a transmitir seu quadro de dados (DATA) somente após a alocação bem sucedida do canal de comunicação (RTS/CTS). O ciclo é concluído mediante o recebimento, por parte da estação transmissora, do quadro de confirmação (ACK). Por fim, o uso dos quadros de controle (RTS/CTS) segundo padrão é opcional. Todavia, dado o tamanho da carga útil dos quadros de dados utilizados na simulação, será considerado a alocação do canal e conseqüente uso dos quadros de controle neste capítulo.

5.1.2 Canal de Controle

Conforme discutido em detalhes na Seção 2.4.3, muitos protocolos de controle de acesso a múltiplos canais definem o uso de um canal comum para a troca de quadros de controle entre as estações [8, 15, 16, 19–21, 23]. Este canal é conhecido como canal de controle. Este canal é utilizado para o gerenciamento das estações e dos recursos disponíveis. Esta abordagem centralizada facilita a obtenção de informação atualizada do estado atual dos canais de dados, bem como das estações.

A Figura 5.2 apresenta o comportamento do protocolo mc80211 [16]. Conforme discutido anteriormente, todas as estações permanecem no canal de controle (Canal 1) durante os seus períodos de ociosidade. As estações só deixam o canal durante os períodos de comunicação, logo após conseguirem alocar corretamente um canal de dados. A ideia básica do protocolo consiste na troca de quadros de controle, no canal comum, como forma de notificar as demais estações ociosas sobre: *a)* a identidade dos nós que irão comunicar; *b)* o canal de dados que será utilizado; *c)* o período de tempo em que o canal estará ocupado. Desta maneira, cada estação, presente no canal de controle, pode acompanhar a evolução do processo de alocação dos recursos. Após a alocação do canal (RTS-CTS), tanto a estação transmissora quanto a receptora deixam o canal de controle, retornando somente quando a comunicação for concluída.

Conforme mencionado na introdução deste capítulo, para fins de comparação, uma versão para múltiplos canais do protocolo mc80211, utilizando o mecanismo CRP, foi implementada. As Figuras 5.4 e 5.5 apresentam os fluxogramas que representam esta integração. Encontra-se destacado nas figuras, na cor cinza, as modificações feitas no protocolo para esta versão. Todas as estações que desejam o acesso ao canal de controle executam o conjunto de instruções definidos na Figura 5.4. Por outro lado, as estações ociosas executam as instruções definidas na Figura 5.5. Após o monitoramento do canal de controle, sendo este identificado como ocioso, as estações transmissoras executarão o algoritmo apresentado pela Rotina 2. O resultado da execução da Rotina 2 é a definição de uma estação vencedora. Após a sua escolha, a estação vencedora iniciará o processo de alocação do canal de controle, executando assim o fluxo de instruções destacado pela área denominada “Estação Transmissora” (Figura 5.4). Se a estação receptora escolhida fizer parte do conjunto inicial de estações que desejam o acesso ao canal, esta estação receptora executará o fluxo de instruções destacado pela área denominada “Estação Receptora” (Figura 5.4). Caso contrário, a estação receptora escolhida é uma estação ociosa e sendo assim, executará o fluxo de instruções definido pela Figura 5.5.

Por fim, todas as estações presentes no canal de controle tomam conhecimento sobre o uso dos canais de dados, bem como do estado das demais estações. Neste sentido, o problema do receptor ocupado pode ser evitado na abordagem CCD. Conforme apresentado em [16], ao ser definido um tempo mínimo de permanência no canal de controle, as estações que desejam comunicar coletam informações suficientes para saberem o estado dos canais de dados e das demais estações. Desta forma, uma estação só estará habilitada a alocar um canal caso saiba previamente o seu estado, bem como a disponibilidade da estação que deseja estabelecer comunicação.

5.1.3 Rendezvous

A estratégia dos protocolos de controle de acesso baseados em *rendezvous* é distribuir as estações ao longo dos canais disponíveis de acordo com um padrão pré-definido. Desta

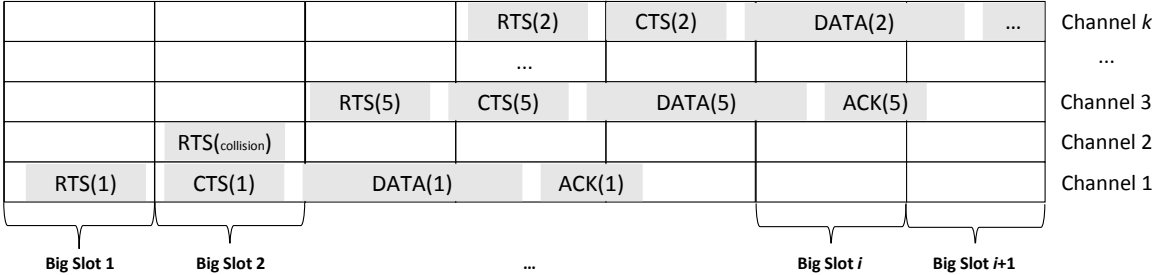


Figura 5.3: Exemplo do funcionamento do protocolo CHMA [28].

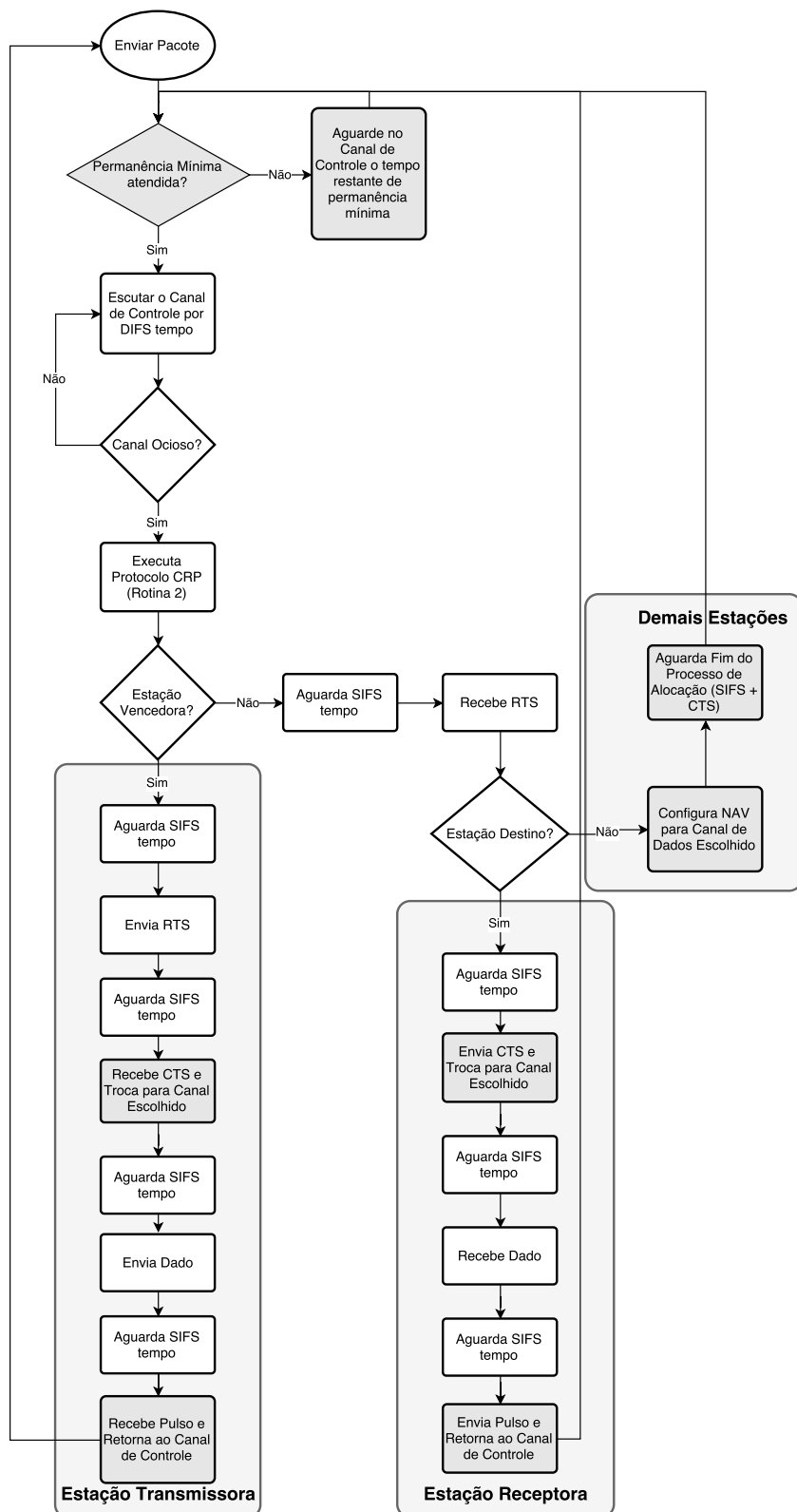


Figura 5.4: Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do protocolo mc80211, executado pelas estações que desejam acesso ao canal de controle.

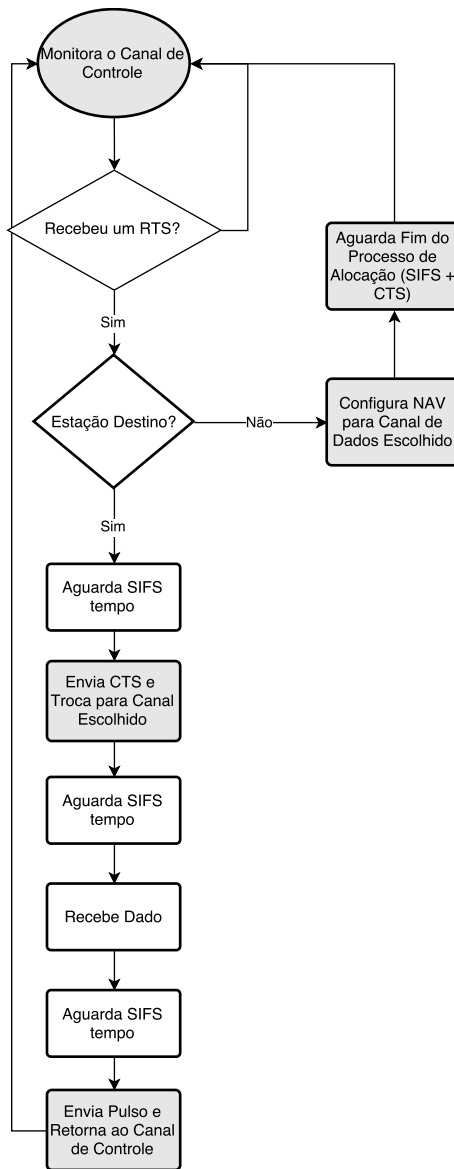


Figura 5.5: Fluxograma de execução do protocolo CRP, no contexto do protocolo mc80211, executado pelas estações ociosas que encontram-se no canal de controle.

maneira, duas ou mais estações podem se encontrar, em um determinado momento, caso saibam o padrão de distribuição utilizado.

Conforme discutido no início do capítulo, os protocolos baseados em *rendezvous* podem ser divididos em *Rendezvous* Simples (RS) e *Rendezvous* Paralelos (RP). A Figura 5.3 apresenta um exemplo do funcionamento do protocolo baseado em RS denominado CHMA. De acordo com o protocolo, todas as estações mudam de canal seguindo a mesma sequência pré-definida. O tempo é dividido em grandes fatias de tempo (do Inglês *big slots time*), as quais servem para balizar o momento em que a troca de canal precisa acontecer. Sendo a sequência de canais previamente conhecida por todas as estações, a grande fatia de tempo corrente define o canal de dados em que todas as estações ociosas devem estar. A transmissão de dados acontece quando um par de estações consegue alocar com sucesso o canal de dados corrente. A alocação do canal é feita utilizando o padrão IEEE 802.11. Desta forma, enquanto o transmissor e o receptor permanecem comunicando no canal alocado, as demais estações continuam o processo de troca de canal. Ao final da comunicação, ambas estações (transmissora e receptora) configurarão os seus rádios para o canal definido pela grande fatia de tempo corrente, utilizando para isso a sequência de troca de canais conhecida. Uma vez que as estações estiverem no canal corrente, elas estarão habilitadas a participarem do processo de contenção para a alocação do canal.

Protocolos baseados em RS também sofrem do problema de saturação de canal quando o número de nós transmissores aumenta. Para minimizar este problema, protocolos baseados em encontros paralelos foram propostos. A abordagem RP permite que os canais de dados possam ser alocados em paralelo e de forma independente. Havendo encontros entre estações transmissoras e receptoras, a alocação desses recursos podem ocorrer sem que haja interferência mútua, uma vez que os canais de dados utilizados são ortogonais. Nesta abordagem, nós trocam de canal seguindo uma política pré-estabelecida. Em [25], os autores propuseram o protocolo McMAC no qual todas as estações compartilham uma mesma função geradora. Esta função é utilizada para se descobrir o canal atual de uma determinada estação. Utilizando o ID da estação que se deseja alcançar e com base na grande fatia de tempo corrente, a estação transmissora é capaz de saber o canal que a estação receptora deveria estar, caso esta esteja ociosa. Isso é possível pois toda estação ociosa segue sua própria sequência de canais.

Assim como no protocolo CHMA, as estações executando o McMAC (Figura 5.6) mudam de canal ao final de uma grande fatia de tempo. Se a estação não possui quadro de dados para transmitir, ela seguirá sua própria sequência de canais, a qual pode ser derivada a partir do seu ID. Contudo, estações transmissoras irão seguir estações alvo, utilizando para isso seus respectivos IDs. É importante destacar que os autores não abordaram o problema do transmissor ausente. Ou seja, caso uma estação transmissora

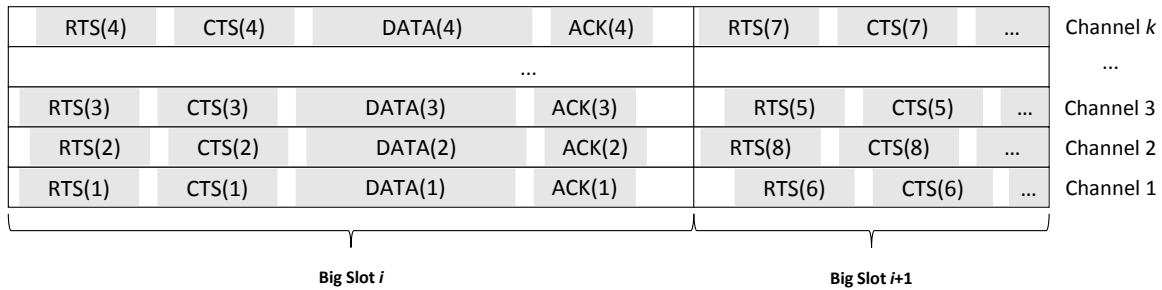


Figura 5.6: Exemplo do funcionamento do protocolo McMAC [25].

deseje comunicar com uma outra estação transmissora, haverá um desencontro o que terá um impacto direto na vazão do sistema. A Figura 5.6 apresenta um exemplo de funcionamento do protocolo McMAC. De acordo com o exemplo, na grande fatia de tempo i , as estações, executando o protocolo McMAC, são capazes de executar múltiplas comunicações em paralelo, uma em cada canal distinto.

5.2 Modelo Teórico

O modelo teórico utilizado neste capítulo para análise da abordagem CCD foi apresentado no Capítulo 3. Em [54], Bianchi¹ apresenta o modelo de análise para avaliação do padrão IEEE 802.11 aplicado a um canal de comunicação. Esta seção estende este modelo para ser aplicado ao modelo baseado em *rendezvous*.

5.2.1 Taxa Máxima de Transferência Agregada na Abordagem *Rendezvous*

Conforme discutido anteriormente, uma vez que um canal é selecionado, as estações executando os protocolos CHMA e McMAC utilizam o padrão IEEE 802.11 para gerenciar o seu controle de acesso. Contudo, uma das diferenças entre o protocolo CHMA e o protocolo McMAC está na forma como a distribuição dos recursos é feita entre as estações. Utilizando a abordagem de *rendezvous* paralelo, no protocolo McMAC, as estações são homogeneamente distribuídas entre os canais disponíveis [25]. Por outro lado, na abordagem *rendezvous* simples do protocolo CHMA, basicamente, as estações ociosas encontram-se todas reunidas no canal definido pela grande fatia de tempo corrente. Este canal passa a ter o comportamento do canal de controle, tornando-se local de encontro das estações para alocação do recurso disponível. Desta forma, para o protocolo CHMA, é razoável a aplicação do modelo analítico, baseado no uso de canal de controle, proposto no Capítulo

¹Um refinamento do modelo de Bianchi é apresentado por Timirello *et al.* [55].

3. Esta hipótese é corroborada pelos resultados de simulação apresentados na Seção 5.3.1. Todavia, no protocolo McMAC, a cada nova grande fatia de tempo, todas as estações são redistribuídas de forma homogênea ao longo dos canais de dados. Esta característica dar-se-á pela função geradora implementada pelo protocolo e discutida em [81]. Desta forma, o cálculo da máxima taxa de transferência pode ser obtido aplicando-se o modelo de Bianchi a um canal de dados e replicando este resultado para os demais canais, conforme será apresentado pela Equação (5.2).

Segundo Bianchi, a máxima taxa de transferência obtida, por estações utilizando padrão IEEE 802.11, em um canal de comunicação, pode ser calculada com a Equação (5.1).

$$T = \frac{P_{tr}P_sP_{sz}}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}(1 - P_s)T_c}. \quad (5.1)$$

A Equação (5.1) representa a razão entre o tamanho médio dos dados de usuário transmitidos pela fatia de tempo média que representa o uso do canal. O tamanho médio dos dados de usuário é obtido multiplicando-se o tamanho da carga útil de um quadro de dados (P_{sz}) pela probabilidade de uma transmissão acontecer (P_{tr}) e de ser bem sucedida (P_s). Conforme definido no Capítulo 3, o valor de P_{tr} é definido pela Equação (3.7) e P_s pela Equação (3.8). Com relação ao uso do canal, o cálculo da fatia de tempo média considera os três eventos possíveis: (i) ociosidade; (ii) transmissão bem sucedida; e (iii) transmissão com colisão. A fatia de tempo média que representa a ociosidade do canal é representada pela probabilidade de nenhuma transmissão ocorrer no canal ($1 - P_{tr}$) multiplicada pelo tamanho de uma fatia de tempo σ . A fatia de tempo referente a uma transmissão bem sucedida é dada pela probabilidade de uma transmissão acontecer (P_{tr}) e de ser bem sucedida (P_s) multiplicada pelo tempo de uma transmissão bem sucedida (T_s). O valor de T_s é representado pela Equação (3.2). Por fim, o terceiro evento, transmissão com colisão, sua fatia de tempo média é calculada a partir da probabilidade de uma transmissão ocorrer (P_{tr}) e de não ser bem sucedida ($1 - P_s$) multiplicada pelo tempo médio de uma colisão (T_c). O valor de T_c é definido pela Equação (3.3).

Com base no comportamento do protocolo McMAC, o cálculo da máxima taxa de transferência T_r , para o protocolo McMAC, pode ser obtido com a Equação (5.2).

$$T_r = T \times k. \quad (5.2)$$

Onde T é a máxima taxa de transferência obtida com a Equação (5.1) e k é o número de canais. Na próxima seção será apresentada a avaliação de desempenho para as estratégias RP, RS e CCD. Inicialmente, será discutido o ambiente de simulação utilizado, seguido pela apresentação dos resultados. Os modelos analíticos discutidos também serão

Tabela 5.1: Parâmetros utilizados na avaliação de desempenho.

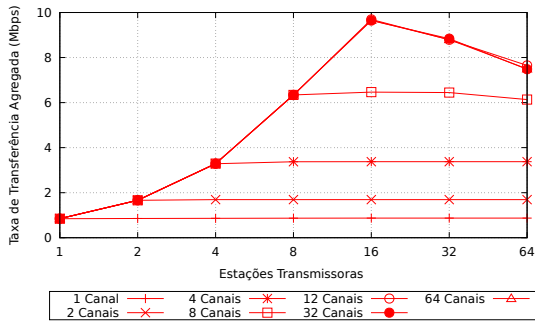
Descrição	Valores
T_B (CHMA)	1.976 <i>ms</i>
T_B (McMAC)	13.5 <i>ms</i>
T_{CTS}, T_{ACK}	304 μs
T_{CC}	200 μs
Taxa de Transmissão (T_{tx})	1 Mbps
T_{DF}	50 μs
P_{sz}	1024 bytes
MAC_HEADER	272 bits
Atraso de Propagação	1 μs
PHY_HEADER	128 bits
T_{RTS}	352 μs
T_{SF}	10 μs
Fatia de Tempo	20 μs
W	16
m	6
Trafego gerado por estação	1 Mbps
Tempo total de simulação	15 s

utilizados pelo gráficos a serem apresentados.

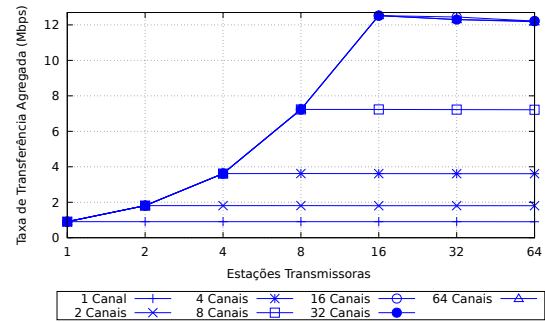
5.3 Avaliação de Desempenho

Esta seção analisa o desempenho das estratégias CCD, RS e RP. Inicialmente, serão apresentados o ambiente de simulação e os parâmetros considerados. Em seguida, os resultados de simulação serão apresentados e discutidos.

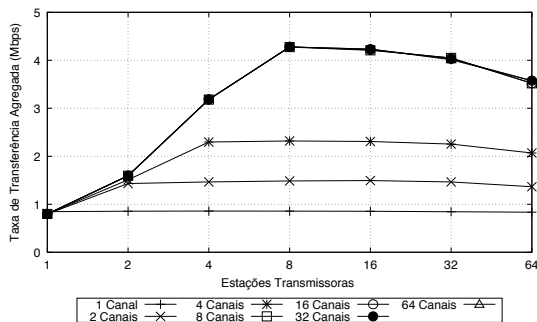
Os parâmetros de simulação utilizados encontram-se definidos pela Tabela 5.1, os quais estão de acordo com os parâmetros definidos pelo padrão IEEE 802.11 [4]. Um dos parâmetros de simulação variados foi a quantidade n de estações transmissoras, a qual assumiu os seguintes valores 1, 2, 4, 8, 16, 32 e 64 estações. Note que cada estação transmissora possui seu próprio par de destino, a qual não faz parte do conjunto n de estações transmissoras definido. O número k de canais também foi variado. Ele assumiu os seguintes valores 1, 2, 4, 8, 16, 32 e 64 canais. Cada valor obtido é o resultado de uma média de 15 simulações, cujo intervalo de confiança é de 95% com uma variação média de menos de 2%.



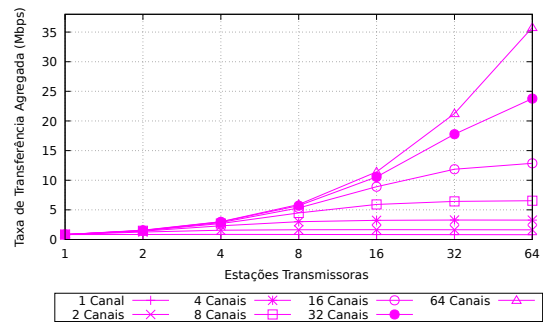
(a) mc80211 (802.11 multi-canal executando BEB e sequência *Data-Ack*.)



(b) CRP (802.11 multi-canal executando CRP e sequência *Data-pulso*)



(c) CHMA



(d) McMAC

Figura 5.7: Taxa de transferência obtida com as estratégias CCD, RS e RP para o cenário PF.

Para a avaliação dos protocolos, foram definidos dois diferentes cenários. No primeiro, o objetivo é verificar a máxima taxa de transferência obtida pelas estações executando as estratégias CCD, RS e RP. Este cenário é chamado de par fixo (PF). Neste caso, uma estação transmissora possui uma estação receptora, fixa e exclusiva, durante todo o tempo de simulação. Desta maneira, deseja-se verificar o máximo desempenho atingido, retirando da equação o impacto gerado pelos problemas do terminal ausente e terminal ocupado, conforme discutido no Capítulo 2. O segundo cenário de simulação possui uma ideia oposta e é chamado de par randômico (PR). Neste cenário, uma estação transmissora muda de estação receptora toda vez que deseja comunicar. Ou seja, dentre o universo de estações receptoras, a estação transmissora irá escolher uma proveniente deste conjunto, usando para isso uma distribuição de probabilidade uniforme. Desta forma, nem sempre a estação receptora escolhida estará disponível. Neste cenário é possível verificar como as abordagens lidam com os problemas associados ao receptor e o seu respectivo impacto na máxima taxa de transferência agregada medida.

5.3.1 Taxa de Transferência

Esta seção inicia apresentando a taxa de transferência obtida, para as estratégias RP, RS e CCD, quando a quantidade de canais e estações transmissoras variam. A Figura 5.7 apresenta o cenário PF para os quatro protocolos selecionados para avaliação. Em todos os quatro gráficos, o eixo x apresenta a quantidade de estações transmissoras e o eixo y a taxa de transferência agregada medida em Mbps. É possível observar um comportamento comum a medida em que a quantidade de canais e nós aumentam. Verifica-se o aumento da taxa de transferência até um determinado nível, seguido da sua estagnação e, em alguns casos, sua retração é observada. O protocolo mc802.11, Figura 5.7(a), mostra um crescimento na taxa de transferência agregada até 16 estações transmissoras e 12 canais, onde obtêm o valor máximo de 9,69 Mbps. Após este ponto, o aumento na quantidade de canais (32 e 64) não reflete no aumento em sua taxa de transferência. Ou seja, para este cenário, um canal de controle consegue gerenciar no máximo 12 canais de dados. Outro ponto a ser destacado é o comportamento de retração na taxa de transferência para 32 e 64 estações, quando $k \geq 12$. O aumento na quantidade de estações presentes no canal de controle tem um impacto direto no número de colisões e conseqüente diminuição da taxa de transferência agregada. Este comportamento não é observado para uma quantidade menor de canais, uma vez que uma estação transmissora só inicia o processo de alocação caso identifique a disponibilidade de um canal de dados. A Figura 5.7(b) apresenta a taxa de transferência agregada obtida com o protocolo CRP. O protocolo também atinge o ponto de saturação do canal de controle com 16 canais, contudo, a taxa de transferência agregada obtida é de 12,52 Mbps. Por outro lado, o protocolo CHMA, conforme Figura 5.7(c), atinge o seu limite com 8 canais de dados, obtendo uma taxa de transferência agregada de 4,27 Mbps. Do protocolos avaliados, o protocolo McMAC apresenta um comportamento diferente. Sua característica de alocação distribuída, permite o aumento da taxa de transferência agregada com 64 canais, obtendo o valor de 35,76 Mbps.

Após ser analisado o comportamento geral da taxa de transferência agregada para as estratégias CCD, RS e RP, será apresentada a comparação entre os maiores valores de desempenho obtidos para os protocolos selecionados. A Figura 5.8 reúne os maiores valores da taxa de transferência agregada para o cenário PF. É importante destacar que os valores contidos no eixo y encontra-se em base logarítmica. Para fins de comparação, a figura também mostra a taxa de transferência para o padrão IEEE 802.11 para um canal, bem como o valor teórico calculado utilizando a Equação (5.1). As Equações (5.2) e (3.13) foram utilizadas para calcular o valor teórico para os protocolos McMAC, CHMA e mc80211. Quando $n < k$, de acordo com o modelo apresentado, é impossível que a máxima taxa de transferência seja atingida com a quantidade de recursos disponíveis. Contudo, o valor teórico para esses cenários continua sendo apresentado. Como exemplo,

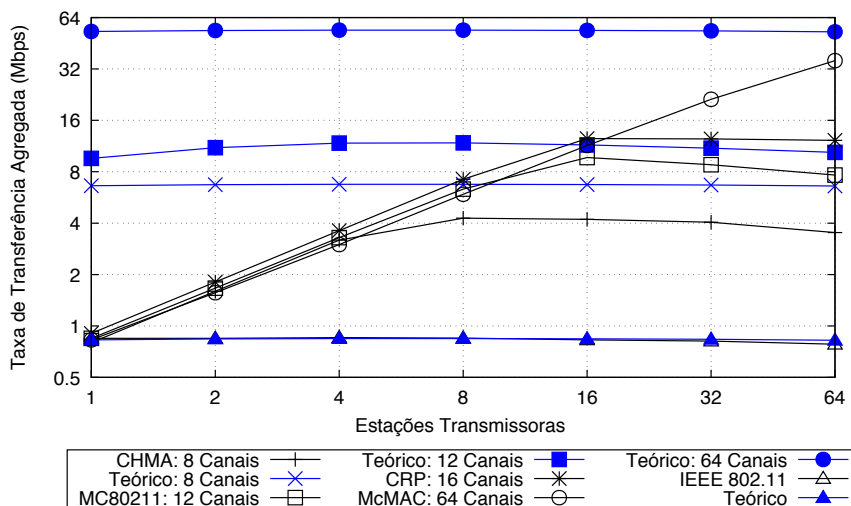


Figura 5.8: Maior taxa de transferência agregada para o cenário PF.

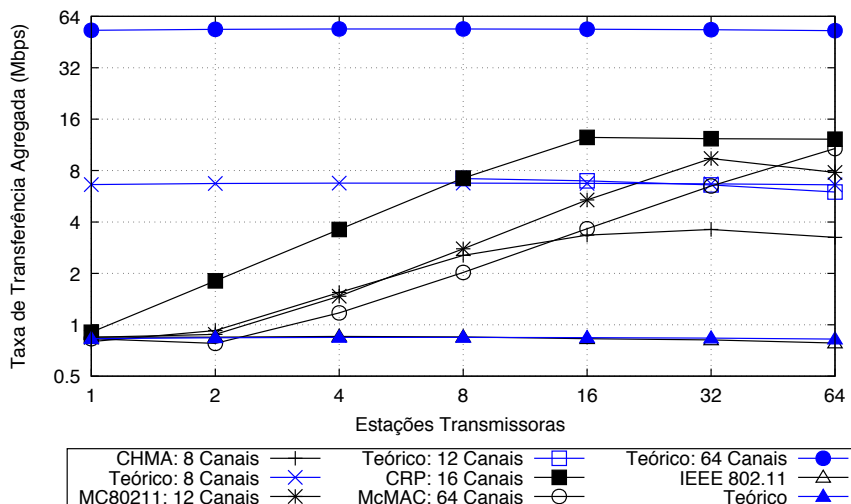


Figura 5.9: Maior taxa de transferência agregada para o cenário PR.

o protocolo McMAC obtém um valor próximo ao modelo teórico para 64 estações e 64 canais. Para uma quantidade menor de estações, o valor teórico apresentado não é possível de ser atingido.

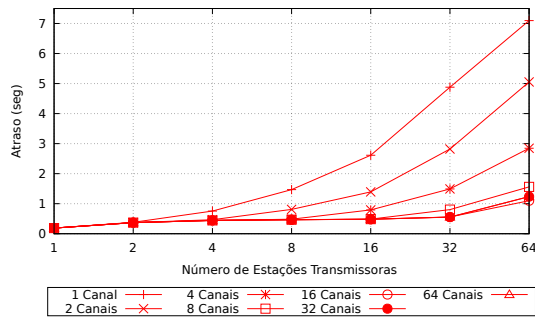
Analisando os resultados comparativos apresentados na Figura 5.8, verifica-se que o protocolo que obteve a maior taxa de transferência agregada é o McMAC com 35,76 Mbps, utilizando para isso 64 canais. Este valor é 8.3 vezes maior que o valor obtido pelo CHMA, 4,27 Mbps com 8 canais; 3.6 vezes maior que o mc80211, 9,69 Mbps utilizando 12 canais; e 2.8 vezes maior que o CRP, 12,52 Mbps utilizando 16 canais. Contudo, esta diferença diminui abruptamente no cenário com pares randômicos, em que a abordagem RP sofre do problema do terminal ausente para múltiplos canais. A Figura 5.9 apresenta os resultados para este cenário. Como pode ser observado, há uma retração na taxa de transferência

do protocolo McMAC a medida em que a quantidade de estações transmissoras aumenta. Comparando com a Figura 5.8, a maior retração se dá no cenário com 64 nós, onde o protocolo McMAC obtém o valor de 10,79 Mbps, o que equivale a uma redução de 69% do valor obtido no cenário de par fixo. Por outro lado, tanto o protocolo mc80211 quanto o CRP foram capazes de manter suas respectivas taxas de transferências, uma vez que o modelo CCD não sofre do problema do terminal ausente, conforme já discutido neste capítulo. De fato, o protocolo CRP apresentou a maior taxa de transferência agregada para todos valores do gráfico, mostrando-se assim como o protocolo mais robusto para o cenário em que a escolha da estação receptora não é determinística. Por fim, o protocolo CHMA teve uma retração de 16% com relação a sua vazão original.

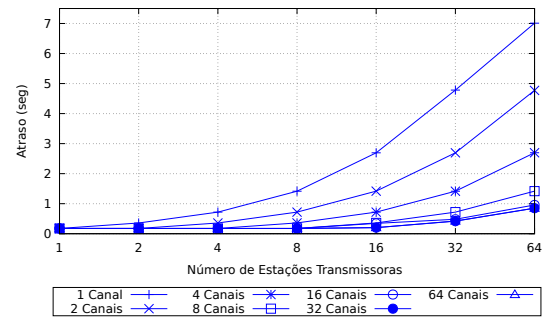
Nos resultados apresentados, o protocolo McMAC obteve a maior taxa de transferência no cenário de par fixo e o protocolo CRP no cenário de par randômico. Contudo, para os cenários de múltiplos canais, a taxa de transferência não deveria ser a única métrica a ser considerada. O desperdício de recursos, que é dado pela taxa com que os canais de dados são utilizados, também é uma importante métrica a ser considerada. Considerando o desperdício de recursos, o protocolo McMAC apresenta um desempenho ruim. No cenário em que nem sempre uma estação receptora pode estar disponível para comunicação, com 10,79 Mbps de taxa de transferência, o McMAC utiliza somente 17% dos 64 Mbps possíveis. Por outro lado, o CRP obtém 78,25% de uso de 16 canais, o mc80211 utiliza 80,75% de 12 canais e o protocolo CHMA utiliza 53,37%.

5.3.2 Atraso Médio

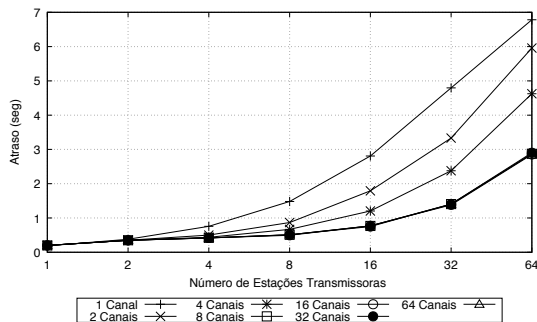
A Figura 5.10 apresenta o atraso médio por pacote por nó transmissor no cenário PR, para os protocolos CRP, mc80211, CHMA e McMAC. À medida em que a quantidade de nós transmissores aumenta, também aumenta o atraso médio. A figura também demonstra o impacto positivo gerado no atraso médio à medida em que a quantidade de canais aumenta. Com um maior número de recursos disponíveis, diminui-se o tempo médio de acesso ao canal. Como pode ser observado, o protocolo CRP é o protocolo que possui o menor atraso médio, quando $k \leq 16$ e $n < 64$. A partir deste ponto, a saturação observada no canal de controle gera um impacto direto no atraso médio, tornando o McMAC o protocolo com menor atraso. Com 64 estações transmissoras, o atraso médio do CHMA (Figura 5.10(c)) é 4,62s para 4 canais e 2,87s para 8 canais. Por outro lado, o mc80211 (Figura 5.10(a)) tem atraso médio de 5,41% e 41,11% menor que o CHMA, para o mesmo cenário. Com o protocolo CRP (Figura 5.10(b)), esta diferença na redução aumenta para 41,77% e 50,87%, respectivamente. O atraso médio do protocolo McMAC é apresentado pela Figura 5.10(d). O processo de troca de canais no cenário PR tem um impacto direto em seu atraso, mesmo com um número pequeno de canais disponíveis.



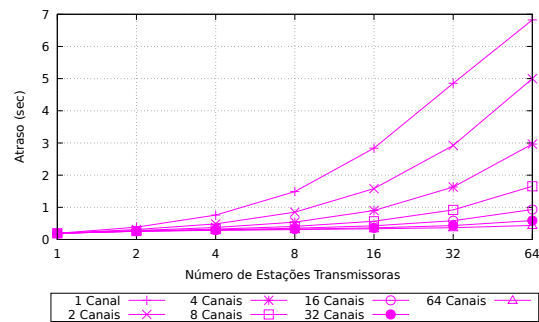
(a) mc80211 (802.11 multi-canal executando BEB e sequência *Data-Ack*.)



(b) CRP (802.11 multi-canal executando CRP e sequência *Data-pulso*)



(c) CHMA



(d) McMAC

Figura 5.10: Atraso médio obtido pelas estratégias CCD, RS e RP para o cenário PR.

Com 64 nós, os atrasos médios do protocolo McMAC são 4,99s, 2,97s e 1,65s para 2, 4 e 8 canais, respectivamente. Esses valores são 5%, 9,12% e 14,54% maiores que os valores de atraso médio medidos para o protocolo CRP neste cenário.

5.3.3 Receptor Ausente e Pacotes Descartados

Conforme discutido anteriormente, os protocolos para múltiplos canais baseados em *rendezvous* sofrem do problema do receptor ausente. A Figura 5.11 apresenta o problema do receptor ausente no cenário PR quando há uma estação transmissora por canal. Os protocolos mc80211 e CRP são do tipo CCD e suas respectivas implementações não sofrem deste problema [16]. No eixo y , o percentual é calculado com base na quantidade de vezes em que o receptor não foi encontrado, sobre a quantidade total de pacotes recebidos corretamente durante o período de simulação. O problema do receptor ausente é identificado toda vez que um quadro de controle RTS é enviado e o receptor encontra-se em um canal diferente do transmissor. Lembrando que no protocolo McMAC, a troca de canal acontece e, a de estação pode acontecer, ao final de toda grande fatia de tempo no cenário PR. No protocolo CHMA, para 64 canais, o percentual de vezes que não foi possível encontrar o receptor cresce de 94,31% (PF) para 131,86% (PR), enquanto o protocolo

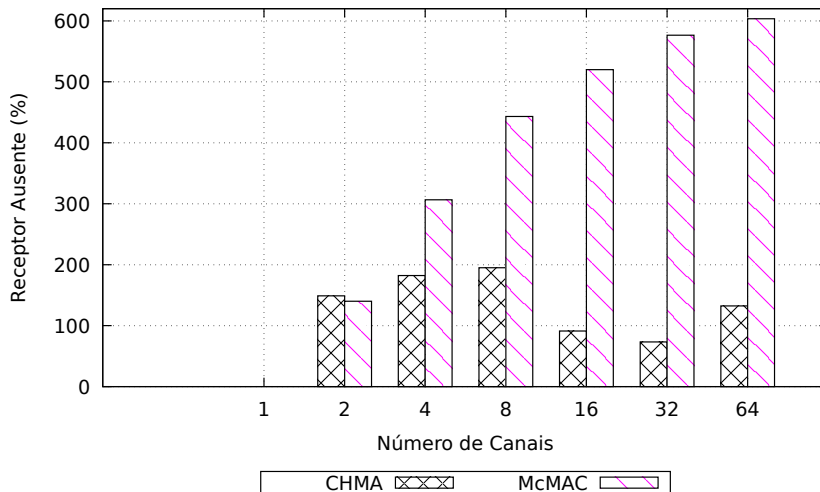


Figura 5.11: Problema do receptor ausente para os protocolos baseados em *rendezvous*.

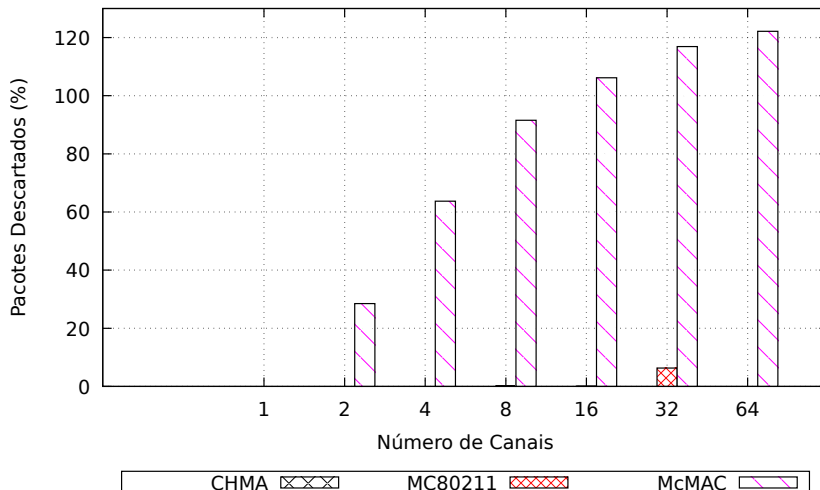


Figura 5.12: Percentual de pacotes descartados segundo variação na quantidade de canais.

McMAC alcança o valor de 603,74% no cenário RP. Este é um comportamento esperado para o protocolo McMAC, quando há muitos recursos e nós disponíveis. Neste contexto, havendo a possibilidade de troca de receptor, o universo de busca torna-se muito grande, tornando a probabilidade de encontro pequena.

O desempenho do protocolo McMAC tem um impacto direto em sua taxa de pacotes descartados, conforme apresentado pela Figura 5.12. Neste contexto, os pacotes estão sendo descartados toda vez que o limite de tentativas de retransmissão é atingido. Ou seja, as estações transmissoras e receptoras não estão conseguindo se encontrar ao longo da simulação, conforme análise apresentada da Figura 5.11. Esta explicação é corroborada pela baixa taxa de colisão observada nos canais, conforme será discutido adiante no texto na Seção 5.3.4. Para o protocolo McMac, o cálculo do percentual de pacotes descartados

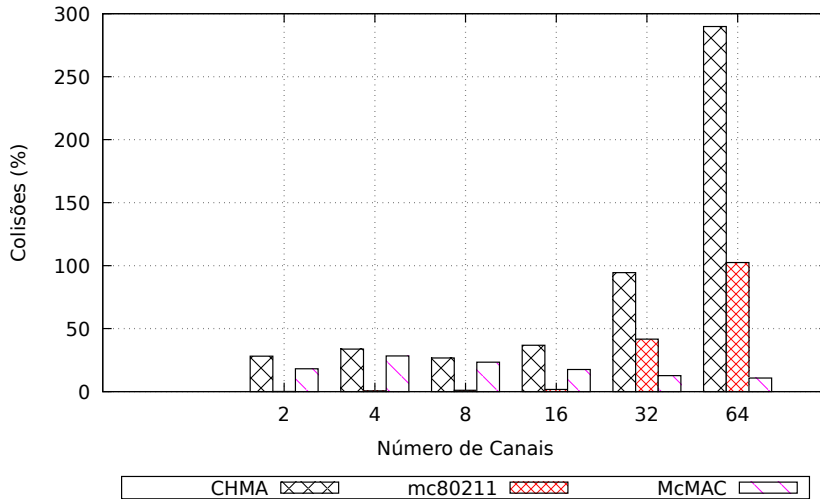


Figura 5.13: Percentual de colisão dos quadros de controle quando $n = k$.

também é computado sob a quantidade total de pacotes recebidos corretamente. Os resultados estão condizentes com o esperado. À medida em que a quantidade de recursos disponíveis aumenta, também aumenta o universo de busca e com isso, o percentual de vezes em que não foi possível encontrar o receptor desejado. O aumento no percentual do número de vezes em que um nó receptor não foi encontrado gera um impacto sobre a quantidade de pacotes descartados. Para 64 canais, McMAC descarta 122,34% dos pacotes recebidos corretamente, os quais geram 10,81 Mbps de taxa de transferência de acordo com a Figura 5.9. Ou seja, o número total de pacotes descartados é 1,22 vezes o número dos pacotes transmitidos corretamente. O protocolo mc80211 apresentou uma taxa de 6% de pacotes descartados para 32 canais. O protocolo CHMA não apresentou descarte de pacotes. Conforme definido pelos autores em [28], no CHMA, o tamanho de uma grande fatia de tempo é apenas suficiente para que seja possível realizar a alocação bem sucedida do canal. Ou seja, colisões não são resolvidas no canal, uma vez que ao final de uma grande fatia de tempo, somente as estações que tiveram sucesso na alocação possuem a permissão de permanecer no canal corrente. Este comportamento implica no reinício do contador de recuo a cada troca de canal, o que impacta na prática no não descarte de pacote [4]. Por fim, o protocolo CRP não contabiliza descarte de pacotes pela sua característica no processo de eleição dos pares de estações para comunicação, o qual não acarreta em colisão de quadros de controle (RTS/CTS) [75].

5.3.4 Colisão e Justiça

A Figura 5.13 apresenta a taxa de colisão no cenário PR, quando $n = k$. A taxa é calculada medindo-se a quantidade de pacotes descartados sobre a quantidade total de pacotes

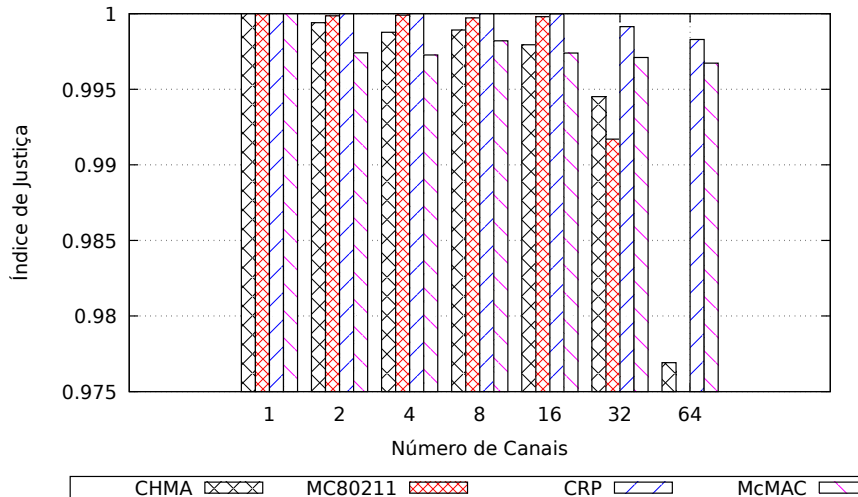


Figura 5.14: Índice de Justiça medido para as abordagens CCD, RS e RP quando $n = k$.

recebidos corretamente durante o tempo de simulação. Como os protocolos CHMA e mc80211 reúnem todas as estações em contenção no mesmo canal, a taxa de colisão cresce à medida em que a quantidade de estações transmissoras aumenta.

Para 64 canais, a colisão auferida no protocolo CHMA representa 289,83% do total de todos os pacotes corretamente recebidos. Este problema é atenuado pelo protocolo mc80211, o qual apresenta 102,42% dos corretamente enviados. Conforme abordado na Seção 3.1, na implementação do protocolo mc80211, as estações que acabaram de comunicar necessitam aguardar, no canal de controle, um período mínimo de tempo antes de serem permitidas a participarem novamente do processo de alocação de canais [16]. Este comportamento força as estações, executando o protocolo mc80211, a reunirem um mínimo de informações de controle e assim, evita o envio desnecessário de quadros RTS para estações que não estejam presentes no canal de controle. Esta abordagem resolve o problema do receptor ocupado para múltiplos canais (Seção 2.3.2). O protocolo CRP não apresenta colisão de quadros de controle, uma vez que a alocação do canal é feita após a eleição de uma estação transmissora, conforme discutido no Capítulo 4. Por fim, o protocolo McMAC, para o mesmo cenário, apresenta uma taxa de colisão inexpressiva, perto de 10%. Neste caso, a distribuição das estações ao longo dos canais é a responsável pela baixa taxa de colisão experimentada pelas estações executando o protocolo McMAC.

A última parte desta avaliação é apresentada pela Figura 5.14, que apresenta a avaliação dos protocolos do ponto de vista da justiça. Para esta métrica, será utilizado o índice de Jain, proposto em [82] e representado pela Equação (5.3). O índice de Jain provê valores dentro do intervalo $[0,1]$, uma vez que é um índice normalizado. Por tanto, o maior valor do índice de justiça significa uma alocação justa dos recursos de rede. Ou seja, as estações estão sendo capazes de alocar os canais disponíveis de forma justa. Seja,

th_i a taxa de transmissão da estação transmissora i . O índice de justiça pode ser definido pela Equação (5.3), cuja definição segue [82]:

$$\frac{(\sum_{i=1}^n th_i)^2}{n \times \sum_{i=1}^n th_i^2}. \quad (5.3)$$

O padrão IEEE 802.11 é conhecido por ser um mecanismo de controle de acesso justo. Com exceção do CRP, os demais protocolos avaliados utilizam o padrão como mecanismo de controle de acesso. Por este motivo, espera-se deles um comportamento similar. A Figura 5.14 demonstra que os protocolos avaliados apresentam um alto grau de justiça, sendo o CRP o protocolo com maior grau. Mesmo para o cenário PR, com 64 estações, todos os protocolos foram capazes de obter valores bem próximos de 1. A diferença para o prior caso (CHMA) e o melhor caso (CRP) foi de um pouco mais de 2%.

5.4 Considerações Finais

Neste capítulo foi apresentada uma avaliação de protocolos de controle de acesso para múltiplos canais. Até onde é de nosso conhecimento, este é o primeiro trabalho a apresentar uma avaliação de desempenho de forma detalhada das estratégias CCD, RS e RP [83]. A avaliação de desempenho teve como foco a identificação dos benefícios e limitações das estratégias CCD, RS e RP. Para a avaliação de cada estratégia, os protocolos mc80211, CRP, CHMA e McMAC foram implementados no simulador de eventos discretos OMNeT++ utilizando o *framework* MiXiM.

Os resultados de simulação demonstram que a estratégia PR obtêm a maior taxa de transferência quando os pares origem e destino estão confinados na mesma sequência de canais. Contudo, o problema do receptor ausente, que ocorre quando o transmissor não consegue encontrar o seu respectivo receptor, tem um impacto direto na taxa de transferência da estratégia PR. Neste cenário, foi observado uma redução de 70% na taxa de transferência do protocolo McMAC, quando simulado no cenário PR. Diferentemente dos trabalhos identificados na literatura, neste trabalho, também é proposto o uso da taxa de uso dos canais como forma de avaliar os protocolos de controle de acesso a múltiplos canais. Neste contexto, o protocolo McMAC também apresenta um desempenho ruim. Com uma taxa de transferência de 10,79 Mbps, no cenário PR, o protocolo McMAC utiliza somente 17% dos 64 canais disponíveis. Em contrapartida, o protocolo CRP é capaz de utilizar 78,25% dos 16 canais disponíveis, atingindo uma taxa de transferência de 12,52 Mbps. Ou seja, com o melhor gerenciamento de uma quantidade menor de recursos, o protocolo CRP é capaz de atingir um desempenho melhor.

Conforme mencionado, os resultados de simulação demonstram que o problema do receptor ausente tem um impacto direto no protocolo McMAC. No cenário PR, o aumento na quantidade de recursos e estações aumenta o universo de busca e impacta diretamente o atraso médio por pacote, na taxa de transferência e no percentual de pacotes descartados. Contudo, a característica descentralizada da estratégia RP permite uma baixa taxa de colisão de quadros de controle. Com um número limitado de canais, observou-se que o desempenho das estratégias RS e CCD apresentam desempenho similar a RP.

Por fim, os protocolos também foram avaliados sob o ponto de vista da justiça. Para isso, o índice de Jain [82] foi utilizado. Conforme esperado, os protocolos que utilizam o IEEE 802.11, para controle de acesso ao meio, apresentaram comportamento justo. Este mesmo comportamento foi observado no protocolo CRP. Apesar dos protocolos CHMA, McMAC e CRP distribuírem o acesso ao recurso de forma justa, o protocolo CRP conseguiu uma melhora de 2% sob o pior caso (CHMA).

Capítulo 6

Conclusão e Trabalhos Futuros

Este capítulo inicia apresentado uma discussão acerca dos trabalhos realizados ao longo do documento. Em seguinte, apresenta considerações sobre trabalhos futuros possíveis de serem continuados.

6.1 Discussão Geral

Neste documento, o Capítulo 2 apresentou os conceitos básicos envolvendo teoria de filas, probabilidade e limite de *Chernoff* [36]. Estes conceitos foram utilizados pelos modelos analíticos propostos nos Capítulos 3 e 4. No Capítulo 3, os conceitos de teoria de filas foram utilizados no modelo analítico utilizado para a análise de um protocolo para múltiplos canais também proposto por este trabalho. No Capítulo 4, os conceitos relacionados a probabilidade e limite de *Chernoff* foram utilizados no cálculo dos custos relacionados ao mecanismo probabilístico de controle de acesso proposto. O Capítulo 2 também apresentou uma revisão dos principais protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplos canais. Foram identificados dois modelos de gerenciamento: os baseados em pontos de encontro e os que utilizam um canal único de controle. Os trabalhos revisados foram classificados de acordo com o modelo de gerenciamento e verificou-se que a grande maioria dos trabalhos utilizam o modelo baseado no uso do canal de controle. Outro ponto importante a ser citado é o uso majoritário do padrão IEEE 802.11 no controle de acesso ao canal. Dos protocolos apresentados, há diferenças na maneira como os múltiplos canais são distribuídos entre as estações, contudo, após a distribuição o controle de acesso ao canal é feito utilizando o padrão.

No Capítulo 3, um estudo foi apresentando demonstrando os principais problemas associados com o uso do canal de controle. Dentre os problemas, verificou-se que o mecanismo de contenção definido pelo IEEE 802.11 apresentam um desempenho ruim com o aumento da quantidade de canais de dados e estações transmissoras. Para o estudo apre-

sentado, as características comuns foram reunidas a partir dos protocolos apresentados na Seção 2.5, o quais utilizam o mecanismo de gerenciamento baseado no uso do canal de controle. Estas características principais foram reunidas no protocolo proposto mc80211. Para análise do protocolo, um modelo baseado em teoria de filas foi apresentado. A taxa λ de chegada no sistema foi calculada segundo a modelagem do algoritmo de recuo binário exponencial apresentado em [54]. Tanto o protocolo mc80211, quanto o modelo analítico foram utilizados como base de comparação nos capítulos desta tese. Um maior aprofundamento na análise foi obtido com a implementação do protocolo mc80211 no simulador OMNeT++ [30] em conjunto com a biblioteca MiXiM [31].

Com relação a análise da capacidade do canal de controle, um modelo analítico foi apresentado. Resultados preliminares demonstram, para os cenários avaliados e com os parâmetros utilizados, que o canal de controle atinge o seu limite de saturação a partir do uso de 12 canais de dados. Ou seja, a partir deste ponto, o aumento na quantidade de recursos disponibilizados não aumenta a máxima vazão total agregada do sistema. Outro ponto importante observado refere-se a taxa de ocupação dos recursos disponibilizados ao protocolo. Muitos trabalhos focam somente na máxima vazão total agregada alcançada pelo protocolo em determinado cenário. Contudo, verificou-se uma alta taxa de desperdício de recursos, principalmente quando a quantidade de recursos não respeita o limite de canais de dados gerenciáveis definidos pela Equação (3.14).

No Capítulo 4 foi proposto um protocolo de reserva de canal que explora o uso de sinais pulso/*tone* para prover um mecanismo rápido de acesso ao canal e livre de colisões de dados. O protocolo proposto, denominado CRP (do Inglês *Collision Resolution Protocol*), reduz em tempo logarítmico o número de estações transmissoras, até que uma única estação tenha acesso exclusivo ao canal. O CRP trabalha em ambos cenários, estações com capacidade de detecção de colisão (CD) e estações sem a capacidade de detecção de colisão (NCD). Foi demonstrado que o problema de selecionar uma estação transmissora, a partir de um subconjunto de $n \geq 2$ estações em contenção, pode ser realizado em até $16n$ e até $48n$ fatias de tempo, para estações CD e NCD, respectivamente, com probabilidade de sucesso de pelo menos $1 - 2^{-1,5n}$. O protocolo CRP foi implementado no simulador de eventos discretos OMNET++ v4.6 [30], em conjunto com o *framework* MiXiM v2.3 [31]. Os resultados de simulação obtidos demonstram que o CRP é capaz de conceder acesso ao canal em 0,03% o tempo necessário pelo mecanismo BEB enquanto é capaz de entregar duas vezes mais transmissões por segundo. Além disso, o CRP provê baixa latência de acesso ao canal e alocação justa de recursos, o que o torna adequado para aplicações com restrições rígidas de QoS.

O Capítulo 5 apresentou uma avaliação de protocolos de controle de acesso para múltiplos canais. A avaliação de desempenho teve como foco a identificação dos benefícios e

limitações das estratégias CCD, RS e RP. Para a avaliação de cada estratégia, os protocolos mc80211, CRP, CHMA e McMAC foram implementados no simulador de eventos discretos OMNeT++ utilizando o *framework* MiXiM. Os resultados de simulação demonstram que a estratégia PR obtêm a maior taxa de transferência quando os pares origem e destino estão confinados na mesma sequência de canais. Contudo, o problema do receptor ausente, que ocorre quando o transmissor não consegue encontrar o seu respectivo receptor, tem um impacto direto na taxa de transferência da estratégia PR. Neste contexto, o protocolo CRP obteve um melhor desempenho comparados aos demais protocolos avaliados. Por fim, com um número limitado de canais, observou-se que o desempenho das estratégias RS e CCD apresentam desempenho similar a RP.

6.2 Trabalhos Futuros

Conforme resultados apresentados no Capítulo 4, a substituição do mecanismo de contenção contribui para uma melhor utilização dos recursos disponíveis. Contudo, por mais otimizado que o protocolo de controle de acesso possa tornar-se, o desempenho do gerenciamento baseado no uso do canal de controle chegará a um limite físico do próprio canal. Neste ponto, um dos possíveis caminhos a serem investigados é a incorporação de características presentes no modelo de gerenciamento baseado em pontos de encontro.

Conforme estudo apresentado no Capítulo 5, um dos problemas enfrentados por protocolos baseados em encontros paralelos é a dificuldade de encontro de uma determinada estação receptora em um cenário de par randômico. Este problema impacta diretamente na taxa de uso de recurso, bem como, na taxa de transferência obtida pelo protocolo. Uma abordagem a ser investigada será a criação de grupos de canais de dados. Cada grupo terá seu próprio canal de controle associado para o seu gerenciamento. A gerência dos canais de controle será feita através do mecanismo baseado em pontos de encontro. O uso de dois níveis de gerenciamento traz diversos problemas associados, contudo, espera-se ser possível manter o gerenciamento eficiente no nível de cada grupo de canais de dados e com isso, melhorar o impacto causado pelo problema do terminal ausente, pois o universo de procura utilizado pelo mecanismo baseado em ponto de encontro será menor, restrito aos canais de controle.

Referências

- [1] CISCO, Visual Networking Index: *Cisco Visual Networking Index: Global Mobile Data Traffic Forecast Update, 2016–2021 White Paper*. Relatório Técnico, CISCO, February 2016. 1
- [2] Fehske, Albrecht, Gerhard Fettweis, Jens Malmudin e Gergely Biczok: *The global footprint of mobile communications: The ecological and economic perspective*. IEEE Communications Magazine, 49(8):55–62, August 2011. 1
- [3] Katzela, Irene e Mahmoud Naghshineh: *Channel assignment schemes for cellular mobile telecommunication systems: a comprehensive survey*. IEEE Personal Communications, 3(3):10–31, June 1996. 1
- [4] Working Group, IEEE 802.11b: *Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. Relatório Técnico, IEEE 802.11 Working Group, 1997. xvi, 1, 3, 9, 16, 17, 27, 40, 41, 43, 50, 53, 56, 65, 66, 67, 85, 92
- [5] Working Group, IEEE 802.11a: *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications - Amendment 1: High-speed Physical Layer in the 5 GHz band*. Relatório Técnico, IEEE 802.11a Working Group, 1999. 2, 36, 56
- [6] Wang, Hui, Huaibei Zhou e Hang Qin: *Overview of Multi-Channel MAC Protocols in Wireless Networks*. Em *In Proceedings of the 4th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, páginas 1 – 5, October 2008. 2, 22, 26, 37
- [7] Mo, Jeonghoon, Hoi Sheung Wilson So e Jean Walrand: *Comparison of Multichannel MAC Protocols*. IEEE Transactions on Mobile Computing, 7(1):50–65, January 2008. 2, 20, 21, 22, 24, 26, 28, 31, 37, 76
- [8] Kim, Taewoon, Jaeseon Hwang e Hyuk Lim: *Distributed semi-synchronous channel coordination for multi-channel wireless networks*. Ad Hoc Networks, 11(1):368–382, January 2013, ISSN 1570-8705. 2, 21, 22, 23, 24, 25, 26, 31, 34, 36, 76, 78
- [9] Maheshwari, Ritesh, Himanshu Gupta e Samir R Das: *Multichannel MAC protocols for wireless networks*. Em *In Proceedings of the 3rd Annual IEEE Communications Society on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks*, volume 2, páginas 393–401. IEEE, May 2006. 2, 22, 26

- [10] Pawelczak, Przemyslaw, Sofie Pollin, Hoi Sheung Wilson So, Ali Motamedi, Ahmad Bahai, Venkatesha Prasad e Ramin Hekmat: *State of the Art in Opportunistic Spectrum Access Medium Access Control Design*. Em *In Proceedings of the 3rd International Conference on Cognitive Radio Oriented Wireless Networks and Communications*, páginas 1–6, May 2008. 2, 22, 26
- [11] Lee, Jiwoong, Jeonghoon Mo, Tran Minh Trung, Jean Walrand e H SW So: *Design and analysis of a cooperative multichannel MAC protocol for heterogeneous networks*. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 59(7):3536–3548, June 2010. 2, 22, 24, 25, 26, 36
- [12] So, Jungmin e Nitin Vaidya: *Multi-channel mac for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver*. Em *In Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, páginas 222–233, October 2004. xiv, 2, 19, 20, 22, 23, 24, 25, 27, 34, 37
- [13] Herter, Cristian: *The Electromagnetic Spectrum: A Critical Natural Resource*. Natural Resources Journal, 25(3):651–663, July 1985. 2, 36, 37
- [14] Hung, Wing Chung, Eddie Law e Leon-Garcia: *A Dynamic Multi-Channel MAC for Ad Hoc LAN*. Em *In Proceedings of the 21st Biennial Symposium on Communications*, páginas 31–35, June 2002. xiv, 2, 22, 24, 25, 28, 34
- [15] Almotairi, Khaled Hatem e Xuemin Shen: *MMAC-HR: Multi-Channel Medium Access Control with Hopping Reservation for Multi-Hop Wireless Networks*. Em *In Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, páginas 1–5, December 2010. xiv, 2, 18, 20, 22, 24, 25, 29, 34, 71, 76, 78
- [16] Caetano, Marcos Fagundes, Bruno Figueira Lourenco e Jacir Luiz Bordim: *On the Performance of the IEEE 802.11 in a Multi-Channel Environment*. Em *In Proceedings of the 22nd International Conference on Computer Communications and Networks - ICCCN*, páginas 1–7, August 2013. xv, 2, 3, 22, 23, 24, 25, 34, 36, 39, 51, 76, 78, 79, 90, 93
- [17] Shi, Jingpu, Theodoros Salonidis e Edward Knightly: *Starvation mitigation through multi-channel coordination in CSMA multi-hop wireless networks*. Em *In Proceedings of the 7th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, páginas 214–225, New York, NY, USA, May 2006. ACM. 2, 21, 22, 23, 24, 25, 26, 30, 34, 38
- [18] Li, Yijun, Hongyi Wu, Nian Feng Tzeng, Dmitri Perkins e Magdy Bayoumi: *MAC-SCC: a medium access control protocol with separate control channel for reconfigurable multi-hop wireless networks*. IEEE TRANSACTIONS ON WIRELESS COMMUNICATIONS, 5(7):7, July 2006. 2, 22, 23, 24, 25, 30, 34
- [19] Han, Chong, Mehrdad Dianati, Rahim Tafazolli e Ralf Kernchen: *Asynchronous Multi-Channel MAC for Vehicular Ad Hoc Networks*. Em *In Proceedings of the IEEE Vehicular Networking Conference (VNC)*, páginas 109–115. IEEE, November 2011. 2, 22, 23, 24, 25, 31, 34, 76, 78

- [20] Maiya, Megha e Bechir Hamdaoui: *An Improved IEEE 802.11 MAC Protocol for Wireless Ad-Hoc Networks with Multi-Channel Access Capabilities*. Em *In Proceedings of the International Conference on High Performance Computing and Simulation (HPCS)*, páginas 162–168, July 2011. 2, 22, 23, 24, 25, 29, 34, 76, 78
- [21] Luo, Tie, Mehul Motani e Vikram Srinivasan: *CAM-MAC: A Cooperative Asynchronous Multi-Channel MAC Protocol for Ad Hoc Networks*. Em *In Proceedings of the 3rd International Conference on Broadband Communications, Networks and Systems*, páginas 1–10, October 2006. 2, 22, 23, 24, 25, 30, 34, 38, 76, 78
- [22] Wu, Shih Lin, Chih Yu Lin, Yu Chee Tseng e Jang Laing Sheu: *A New Multi-Channel MAC Protocol with On-Demand Channel Assignment for Multi-Hop Mobile Ad Hoc Networks*. Em *In Proceedings of the International Symposium on Parallel Architectures, Algorithms and Networks*, páginas 232–237, Washington, DC, USA, December 2000. IEEE Computer Society. 2, 22, 24, 25, 28, 34
- [23] Felice, Marco Di, Guomei Zhu e Luciano Bononi: *Future channel reservation medium access control (FCR-MAC) protocol for multi-radio multi-channel wireless mesh networks*. Em *In Proceedings of the 5th ACM symposium on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor, and ubiquitous networks, PE-WASUN '08*, páginas 71–79, New York, NY, USA, October 2008. ACM. 2, 22, 24, 25, 34, 38, 76, 78
- [24] Bahl, Paramvir, Ranveer Chandra e John Dunagan: *SSCH: slotted seeded channel hopping for capacity improvement in IEEE 802.11 ad-hoc wireless networks*. Em *In Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking*, páginas 216–230, New York, NY, USA, October 2004. ACM. 2, 21, 22, 23, 25, 34, 36
- [25] So, Hoi Sheung Wilson, Jean Walrand e Jeonghoon Mo: *McMAC: A Parallel Rendezvous Multi-Channel MAC Protocol*. Em *In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, páginas 334 – 339, March 2007. xv, 2, 21, 22, 23, 25, 26, 34, 76, 77, 82, 83
- [26] Hsu, Alex Chia Chun, David Wei e Jay Kuo: *Dynamic spectrum access MAC for multi-channel ad-hoc networks*. Em *In Proceedings of the Wireless Days*, páginas 1–6, October 2011. 2, 22, 23, 25, 26, 76
- [27] Baldo, Nicola, Alfred Asterjadhi e Michele Zorzi: *Multi-channel medium access using a virtual network coded control channel*. Em *In Proceedings of the International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing: Connecting the World Wirelessly*, páginas 1000–1005. ACM, June 2009. 2, 22, 23, 25, 34, 76
- [28] Tzamaloukas, Asimakis e Garcia Luna Aceves: *Channel-hopping multiple access*. Em *In Proceedings of the IEEE International Conference on Communications*, volume 1, páginas 415–419, June 2000. xv, 2, 22, 23, 25, 34, 76, 77, 79, 92
- [29] Janssen, Augustus e Marc de Jong: *Analysis of Contention Tree Algorithms*. IEEE Transactions on Information Theory, 46(6):2163–2172, September 2000. 3

- [30] team, MiXiM: *MiXiM Project*. <http://mixim.sourceforge.net>, agosto 2016. 6, 49, 54, 67, 75, 77, 97
- [31] Community, Omnet: *OMNet Simulator*. <http://www.omnetpp.org>, agosto 2016. 6, 49, 54, 67, 75, 97
- [32] Kurose, Jim e Keith Ross: *Computer Networking: A Top-Down Approach*. Pearson Addison Wesley, 6th edição, 2012. 9
- [33] Kumar, Sunil, Vineet S. Raghavan e Jing Deng: *Medium Access Control Protocols for Ad Hoc Wireless Networks: A Survey*. *Ad Hoc Networks*, 4(3):326–358, May 2006. 9
- [34] Gummalla, Ajay Chandra e John Limb: *Wireless Medium Access Control Protocols*. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 3(2):2–15, November 2000. 9
- [35] Ramanathan, Ram, Stefano Basagni, Marco Conti, Silvia Giordano e Ivan Stojmenovic: *Antenna Beamforming and Power Control for Ad Hoc Networks*, volume 1. Wiley-IEEE Press, 2004. Chapter 5. 9
- [36] Motwani, Rajeev e Prabhakar Raghavan: *Randomized Algorithms*. Cambridge University Press, New York, NY, USA, 1995. 9, 16, 33, 61, 96
- [37] Moreira, Daniel Augusto: *Pesquisa Operacional - Curso Introdutório*. CENGAGE Learning, 2ª edição, 2011. 10
- [38] Stewart, William J.: *Probability, Markov Chains, Queues, and Simulation: The Mathematical Basis of Performance Modeling*. Princeton University Press, 2009. 10, 12, 14
- [39] Kleinrock, Leonard: *Queueing Systems. Volume 1: Theory*, volume 1. Wiley-Interscience, 1975. 10, 11, 42, 44, 45
- [40] Moore, David: *A Estatística Básica e Sua Prática*, volume 1. LTC, 3ª edição, 2005. 15
- [41] Arnbak, Jens e Wim Van Blitterswijk: *Capacity of Slotted ALOHA in Rayleigh-Fading Channels*. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 5(2):261–269, February 1987. 17
- [42] Tobagi, Fouad e Leonard Kleinrock: *Packet Switching in Radio Channels: Part II—The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution*. *IEEE Transactions on Communications*, 23(12):1417–1433, December 1975. 19, 33
- [43] So, Hoi Sheung Wilson, Giang Nguyen e Jean Walrand: *Practical synchronization techniques for multi-channel MAC*. Em *In Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '06, páginas 134–145, New York, NY, USA, June 2006. ACM. 21, 25, 36
- [44] Elson, Jeremy, Lewis Girod e Deborah Estrin: *Fine-grained network time synchronization using reference broadcasts*. In *Proceedings of the 5th symposium on Operating systems design and implementation*, 36(SI):147–163, December 2002. 21

- [45] Zannoth, Markus, Thomas Ruhlicke e Bernd Ulrich Klepser: *A highly integrated dual-band multimode wireless LAN transceiver*. IEEE Journal of Solid-State Circuits, 39(7):1191 – 1195, June 2004. 24
- [46] Theis, Nick, Ryan Thomas e Luiz DaSilva: *Rendezvous for Cognitive Radios*. IEEE Transactions on Mobile Computing, 10(2):216–227, February 2011. 24
- [47] Chao, Chih Min, Hsien Chen Tsai e Chao Ying Huang: *Load-aware channel hopping protocol design for mobile ad hoc networks*. Wireless Networks, 23(1):89–101, January 2017. 32, 35
- [48] Chao, Chih Min e Hsien Chen Tsai: *A Channel-Hopping Multichannel MAC Protocol for Mobile Ad Hoc Networks*. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 63(9):4464–4475, November 2014. 32
- [49] Zhang, Yan, Loukas Lazos, Kai Chen, Bocan Hu e Swetha Shivaramaiah: *Multi-Channel Medium Access without Control Channels: A Full Duplex MAC Design*. IEEE Transactions on Mobile Computing, 16(4):1032–1046, April 2017. 32, 35
- [50] Kamal, Md Mustafa, Shafika Showkat Moni e Mohammad Shah Alam: *MX-MAC: A Multichannel based low latency asynchronous MAC protocol for Wireless Sensor Networks*. Em *2016 9th International Conference on Electrical and Computer Engineering (ICECE)*, páginas 439–442, December 2016. 32, 35
- [51] Sofwan, Aghus e salman AlQahtani: *Cooperative fair multichannel MAC protocol for cognitive radio ad hoc network*. Em *International Conference on Information Technology, Computer, and Electrical Engineering (ICITACEE)*, páginas 407–412, October 2015. 32, 35
- [52] Velepini, Mthulisi e Mqhele Dlodlo: *The saturation of the control channel in multi channel wireless access networks*. Em *In Proceedings of the 3rd IEEE International Conference on Adaptive Science and Technology*, páginas 144–148, 2011. 38
- [53] Little, John Dutton Conant: *A Proof for the Queuing Formula: $L = \lambda W$* . Operations Research, 9(3):383–387, June 1961. 42, 45
- [54] Bianchi, Giuseppe: *Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 18(3):535–547, March 2000. 43, 45, 46, 54, 55, 83, 97
- [55] Tinnirello, I., G. Bianchi e Y. Xiao: *Refinements on IEEE 802.11 Distributed Coordination Function Modeling Approaches*. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 59(3):1055–1067, March 2010, ISSN 0018-9545. 45, 83
- [56] Tseng, Yu Chee, Sze Yao NiYuh Shyan Chen e Jang Ping Sheu: *The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network*. Wireless Networks, 8(2):153–167, March 2002. 55, 57
- [57] Haas, Zygmunt e Jing Deng: *Dual busy tone multiple access (DBTMA)-a multiple access control scheme for ad hoc networks*. IEEE Transactions on Communications, 50(6):975 –985, June 2002. 56

- [58] MA, Jing, Hiroo SEKIYA, Atsushi NAGASAKI, Nobuyoshi KOMURO e Shiro SAKATA: *MAC Protocol for Ad Hoc Networks Using Smart Antennas for Mitigating Hidden and Deafness Problems*. IEICE Transactions on Communications, E95.B(11):3545–3555, November 2012. 56
- [59] Shih, Kuei Ping, Wen Hwa Liao, Hung Chang Chen e Chien Min Chou: *On avoiding RTS collisions for IEEE 802.11-based wireless ad hoc networks*. Computer Communications, 32(1):69–77, January 2009. 56
- [60] Libertiand, Joseph e Theodore Rappaport: *Smart antennas for wireless communications*. Prentice Hall PTR, 1999. 56
- [61] Deng, Jing e Zygmunt Haas: *Dual busy tone multiple access (DBTMA): a new medium access control for packet radio networks*. Em *In Proceedings of the IEEE International Conference on Universal Personal Communications*, volume 2, páginas 973–977, October 1998. 56
- [62] Kleinrock, Leonard e Fouad Tobagi: *Packet Switching in Radio Channels: Part I - Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics*. IEEE Transactions on Communications, 23(12):1400–1416, December 1975. 56
- [63] Hong-jiang, LEI, Gao Chao, Guo Yong-cai e Zhang Zhi-Zhong: *Survey of multi-channel MAC protocols for IEEE 802.11-based wireless Mesh networks*. The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications, 18(2):33–44, April 2011. 56
- [64] Felice, Marco Di, Luca Bedogni e Luciano Bononi: *Group communication on highways: An evaluation study of geocast protocols and applications*. Ad Hoc Networks, 11(3):818–832, May 2013. 56
- [65] Mathys, Peter e Philippe Flajolet: *Q-ary collision resolution algorithms in random-access systems with free or blocked channel access*. IEEE Transactions on Information Theory, 31(2):217–243, March 1985. 56
- [66] Nakano, Koji e Stephan Olariu: *A survey on leader election protocols for radio networks*. Em *In Proceedings of the International Symposium on Parallel Architectures, Algorithms and Networks*, páginas 63–68, August 2002. 56
- [67] Wattanamongkhol, Norrarat: *Performance comparison of collision resolution algorithms with amount of feedback information*. Em *In Proceedings of the International Symposium on Wireless and Pervasive Computing (ISWPC)*, páginas 1–4, November 2013. 56
- [68] Zhou, Dong e Ten Hwang Lai: *A Compatible and Scalable Clock Synchronization Protocol in IEEE 802.11 Ad Hoc Networks*. Em *In Proceedings of the International Conference on Parallel Processing*, páginas 1–8, June 2005. 56
- [69] Sivrikaya, Fikret e Bulent Yener: *Time synchronization in sensor networks: a survey*. IEEE Network, 18(4):45–50, July 2004. 57

- [70] Segata, Michele e Renato Lo Cigno: *On the feasibility of collision detection in full-duplex 802.11 radio*. Em *In Proceedings of the 13th Annual Conference on Wireless On-demand Network Systems and Services (WONS)*, páginas 9–16, Feb 2017. 57, 58
- [71] Jain, Mayank, Jung Il Choi, Taemin Kim, Dinesh Bharadia, Siddharth Seth, Kannan Srinivasan, Philip Levis, Sachin Katti e Prasun Sinha: *Practical, Real-time, Full Duplex Wireless*. Em *In Proceedings of the 17th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom '11*, páginas 301–312, New York, NY, USA, September 2011. ACM. 57
- [72] Chen, Tingjun, Jin Zhou, Nicole Grimwood, Rel Fogel, Jelena Marasevic, Harish Krishnaswamy e Gil Zussman: *Full-duplex Wireless Based on a Small-form-factor Analog Self-interference Canceller: Demo*. Em *In Proceedings of the 17th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, MobiHoc '16*, páginas 357–358, New York, NY, USA, 2016. ACM, ISBN 978-1-4503-4184-4. 57
- [73] Kim, Dongkyu, Haesoon Lee e Daesik Hong: *A Survey of In-Band Full-Duplex Transmission: From the Perspective of PHY and MAC Layers*. IEEE Communications Surveys Tutorials, 17(4):2017–2046, February 2015. 57, 58
- [74] Lehman, Eric, Tom Leighton e Albert R Meyer: *Mathematics for computer science*. Relatório Técnico, Lecture notes Technical report, 2006., June 2010. 61
- [75] Caetano, Marcos Fagundes e Jacir Luiz Bordim: *A Fair Randomized Contention Resolution Protocol for Wireless Nodes without Collision Detection Capabilities*. Em *In Proceedings of the IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium Workshop (IPDPSW)*, páginas 525–533, May 2015. 67, 92
- [76] Li, Jiandong, Zygmunt Haas, Min Sheng e Yanhui Chen: *Performance evaluation of modified IEEE 802.11 MAC for multi-channel multi-hop ad hoc network*. Em *In Proceedings of the 17th International Conference on Advanced Information Networking and Applications*, páginas 312–317, March 2003. 71
- [77] Jun, Jangeun, Pushkin Peddabachagari e Mihail Sichitiu: *Theoretical maximum throughput of IEEE 802.11 and its applications*. Em *In Proceedings of the Second IEEE International Symposium on Network Computing and Applications*, páginas 249–256, April 2003. 72
- [78] Filho, Paulo Henrique, Marcos Fagundes Caetano e Jacir Luiz Bordim: *A Packet Aggregation Mechanism For Real Time Applications Over Wireless Networks*. International Journal of Networking and Computing, 2(1):18–40, January 2012, ISSN 2185-2847. 73
- [79] Zhai, Hongqiang, Jianfeng Wang e Yuguang Fang: *Providing Statistical QoS Guarantee for Voice Over IP in The IEEE 802.11 Wireless LANs*. IEEE Wireless Communications, 13(1):36–43, February 2006. 73
- [80] Caetano, Marcos Fagundes, Lucas Magalhães Guimaraes e Jacir Luiz Bordim: *A Fast-and-Fair Collision Resolution Protocol Tailored for Ad Hoc Wireless Networks*. Journal of Computer Sciences, 12(8):412–423, November 2016. 77

- [81] Park, Stephen e Keith Miller: *Random Number Generators: Good Ones Are Hard to Find*. Communication of the ACM, 31(10):1192–1201, October 1988. 84
- [82] Jain, Raj, Dah Ming Chiu e Willian Hawe: *A Quantitative Measure Of Fairness And Discrimination For Resource Allocation In Shared Computer Systems*. DEC Research Report TR-301, Eastern Research Lab, 1984. 93, 94, 95
- [83] Caetano, Marcos Fagundes e Jacir Luiz Bordim: *On The Performance Evaluation of Multi-Channel MAC Protocols*. Em *In Proceedings of the Fourth International Symposium on Computing and Networking (CANDAR)*, páginas 671–675, 2016. 94

Anexo I

Publicações

Os resultados obtidos ao longo do desenvolvimento deste trabalho são relacionados abaixo.

Artigos em Revista:

- Marcos F. Caetano, Lucas M. Guimarães, Jacir L. Bordim. *A Fast-and-Fair Collision Resolution Protocol Tailored for Ad Hoc Wireless Networks*. Journal of Computer Sciences (ISSN 1549-3636), v. 12, p. 412-423, 2016. **Qualis B1**.
- Marcos F. Caetano, Felipe M. Modesto, Jacir L. Bordim. *A Contention Mechanism Based on Pulse/Tone Signal For a Multi-Channel Environment*. IEEE Latin America Transactions (ISSN 1548-0992), v. 12, p. 634-642, 2014. **Qualis B4**.

Artigos em Conferência:

- Marcos F. Caetano, Jacir L. Bordim. *On The Performance Evaluation of Multi-Channel MAC Protocols*. *Fourth International Symposium on Computing and Networking*, 2016, Hiroshima, p. 671–675. **Qualis B2**.
- Marcos F. Caetano; Jacir L. Bordim. *A Fair Randomized Contention Resolution Protocol for Wireless Nodes Without Collision Detection Capabilities*. IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium Workshops, Hyderabad, 2015. p. 525-533. **Qualis B4**.
- Marcos F. Caetano, Jacir L. Bordim, Luca Bedogni, Luciano Bononi. *A Collision-Free Contention Protocol Based on Pulse/Tone Signals*. In: *Second International Symposium on Computing and Networking (CANDAR)*, 2014, Shizuoka. p. 304-309. **Qualis B2**.

- Marcos F. Caetano, Bruno F. Lourenço, Jacir L. Bordim. *Uma Avaliação do Uso do Canal de Controle Pelo IEEE 802.11 Em Ambientes de Múltiplos Canais*. In: 31 Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC), 2013, Brasília. p. 223-236. **Qualis B2**.
- Marcos F. Caetano, Bruno F. Lourenço, Jacir L. Bordim. *On the Performance of the IEEE 802.11 in a Multi-Channel Environment*. In: 22nd International Conference on Computer Communication and Networks (ICCCN), Nassau, 2013, p. 1-7. **Qualis A2**.

Doutorado Sanduíche:

- Visita técnica realizada à Universidade de Bologna, Itália, sob a supervisão do prof. Luciano Bononi, na área de pesquisa de protocolos de controle de acesso a meio para múltiplos canais, em 2014, pelo período de 3 meses.

Prêmio:

- Prêmio de melhor artigo no 6th International Workshop on Parallel and Distributed Algorithms and Applications (PDAA), CANDAR-2014.