



Universidade de Brasília

Instituto de Ciências Exatas
Departamento de Ciência da Computação

**E-CQM: Proposta de Evolução de Protocolo de
Controle de Acesso ao Meio para Redes Ad Hoc com
Múltiplos Canais Ortogonais**

Thiago Santaguida Magalhães de Souza

Monografia apresentada como requisito parcial
para conclusão do Bacharelado em Ciência da Computação

Orientador
Prof. Dr. Jacir Luiz Bordim

Brasília
2017



Universidade de Brasília

Instituto de Ciências Exatas
Departamento de Ciência da Computação

E-CQM: Proposta de Evolução de Protocolo de Controle de Acesso ao Meio para Redes Ad Hoc com Múltiplos Canais Ortogonais

Thiago Santaguida Magalhães de Souza

Monografia apresentada como requisito parcial
para conclusão do Bacharelado em Ciência da Computação

Prof. Dr. Jacir Luiz Bordim (Orientador)
CIC/UnB

Prof. Dr. Eduardo Adilio Pelinson Alchieri Prof. Ms. Marcos Fagundes Caetano
Universidade de Brasília Universidade de Brasília

Prof. Dr. Rodrigo Bonifácio de Almeida
Coordenador do Bacharelado em Ciência da Computação

Brasília, 21 de agosto de 2017

Agradecimentos

Agradeço aos meus pais, Anderson e Silvia, à minha irmã, Daniella, e a minha namorada, Fernanda, pelo amor, incentivo, preocupação e todo o apoio que foi-me dado. Essa minha conquista só foi possível com o suporte de vocês.

Agradeço aos professores Jacir Luiz Bordim e Marcos Fagundes Caetano, pela excelente orientação e suporte, sempre me apoiando e incentivando a prosseguir com este trabalho. A dedicação de vocês foi fundamental para a conclusão deste trabalho. Agradeço ao professor Nakano, por disponibilizar o acesso ao servidor no Japão, possibilitando executar as simulações deste trabalho de forma mais rápida e confiável. Agradeço ao professor Eduardo Adilio Pelinson Alchieri pela disponibilidade em participar da banca e pelos comentários que contribuíram para a melhora deste trabalho.

Por fim, agradeço a todos os meus amigos por sempre estarem ao meu lado. Com a amizade e apoio de vocês, foi possível aproveitar o máximo o tempo que passei na universidade, fazendo com que essa jornada fosse mais prazerosa e divertida. Em especial: Hyander, Artur, Rafael, Silas, PA, Matheusão, Caldas, Kure, Kuririn, HD, Heitor, Wallace e André.

Resumo

O crescimento da utilização de dispositivos móveis tem provocado um aumento significativo no volume de dados transmitidos pelo meio sem fio. Esse aumento tem incentivado a busca por soluções que possibilitem a comunicação, de forma eficiente, entre uma maior quantidade de dispositivos sem fio em uma mesma região geográfica. Uma abordagem que tem sido bastante estudada é a utilização de múltiplos canais ortogonais. O uso de canais ortogonais permite realizar comunicações em paralelo, sem que haja interferência entre as transmissões de cada canal. Estratégias como uso de canal de controle e sequências de saltos têm sido utilizadas como formas de gerenciar a alocação dos canais disponíveis em uma rede. Neste trabalho, ambas abordagens foram estudadas e analisadas, a fim de entender melhor seus problemas e limitações. Além disso, foram propostas duas alterações de um protocolo de múltiplos canais que faz uso da estratégia de sequência de saltos. Essas duas alterações foram propostas com o intuito de solucionar problemas específicos provenientes do mecanismo utilizado pelo protocolo para gerenciar a utilização dos canais. Foram apresentados resultados de simulações das duas alterações, mostrando o aumento da performance oferecido pelas alterações em comparação com o protocolo original.

Palavras-chave: MAC, redes sem fio, protocolos de controle de acesso ao meio, múltiplos canais, algoritmo de encontro

Abstract

The growth in the use of mobile devices has caused a significant increase in the volume of data transmitted by the wireless medium. This increase has encouraged the search for solutions that enable efficient communication between a greater number of wireless devices in the same geographic region. One approach that has been quite studied is the use of multiple orthogonal channels. The use of orthogonal channels allows for parallel communications without interference between the transmissions of each channel. Strategies such as control channel usage and hop sequences have been used as ways to manage the allocation of available channels in a network. In this work, both approaches were studied and analyzed in order to better understand their problems and limitations. In addition, two changes were proposed for a multichannel protocol that makes use of the sequence strategy of jumps. These two changes were proposed with the purpose of solving specific problems arising from the mechanism used by the protocol to manage the use of the channels. Results of simulations of the two alterations were presented, showing the increase of the performance offered by the alterations in comparison with the original protocol.

Keywords: MAC, wireless network, medium access control protocols, multichannel

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Objetivos	3
1.2	Método	3
1.3	Organização do documento	4
2	Revisão teórica da subcamada MAC	5
2.1	Definição e funções básicas	5
2.2	Modelo de comunicação de redes sem fio	7
2.3	Premissas	8
2.4	Protocolo intuitivo	9
2.5	Problemas associados à comunicação em redes sem fio	11
2.6	Classificação de protocolos MAC	14
2.7	IEEE 802.11	15
2.8	Discussão	23
3	Protocolos MAC para múltiplos canais ortogonais	24
3.1	Introdução a protocolos de múltiplos canais	24
3.2	802.11MC	26
3.2.1	Funcionamento	26
3.2.2	Análise	29
3.3	CAM-MAC	33
3.3.1	Funcionamento	34
3.3.2	Análise	37
3.4	CQM	40
3.4.1	Base teórica	41
3.4.2	Funcionamento	42
3.4.3	Análise	43
3.5	Discussão	45

4	Avaliação dos protocolos 802.11MC e CQM	47
4.1	Ambiente de simulação	47
4.2	Avaliação do 802.11MC	50
4.3	Avaliação do CQM	56
4.4	Discussão	62
5	Proposta do E-CQM	65
5.1	Considerações acerca do CQM	65
5.2	Funcionamento do E-CQM	67
5.2.1	E-CQM(1)	67
5.2.2	E-CQM(2)	68
5.3	Avaliação do E-CQM	70
5.3.1	Avaliação do E-CQM(1)	70
5.3.2	Avaliação do E-CQM(2)	72
5.4	Discussão	74
6	Conclusões e trabalhos futuros	76
	Referências	78

Lista de Figuras

1.1	Projeção do tráfego de dados móveis para os próximos anos [1].	1
2.1	Correlação entre as camadas dos modelos TCP/IP, OSI e IEEE 802.	6
2.2	Arquitetura de camadas das especificações IEEE 802 (adaptado de [2]). . .	7
2.3	Modulação AM e FM [3].	8
2.4	Representação dos problemas de terminal escondido e terminal exposto . .	12
2.5	Classificação de protocolos da subcamada MAC (adaptado de [4]).	14
2.6	Exemplo de uma rede <i>ad hoc</i> (adaptado de [5]).	17
2.7	Exemplo de uma rede infra-estruturada (adaptado de [5]).	18
2.8	Formato de um quadro do padrão IEEE 802.11 [5].	18
2.9	Arquitetura MAC (adaptado de [5]).	19
2.10	Transmissão de um pacote de dado sem RTS/CTS (adaptado de [5]). . . .	20
2.11	Transmissão de um pacote de dado com RTS/CTS (adaptado de [5]). . . .	21
2.12	Transmissão de um dado fragmentado (adaptado de [5]).	22
3.1	Exemplo de funcionamento do IEEE 802.11 DCF modificado para uso de múltiplos canais (adaptado de [6]).	28
3.2	Ilustração do problema do gargalo do canal de controle. No máximo M canais podem ser utilizados simultaneamente (adaptado de [7]).	30
3.3	Gráfico que mostra a quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente variando o tamanho do <i>payload</i> e a capacidade dos canais.	31
3.4	Diagramas com componentes de tempo presentes em uma transmissão de dado	32
3.5	Gráfico que mostra o resultado do TMT calculado para a versão de múltiplos canais do IEEE 802.11.	34
3.6	Fluxo dos quadros de controle do CAM-MAC (adaptado de [7]).	35
3.7	Formato dos quadros de controle do CAM-MAC (adaptado de [7]).	36
3.8	Componentes de tempo e quadros em uma transmissão completa do CAM-MAC.	37

3.9	Gráfico que mostra a quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente variando o tamanho do <i>payload</i> e a capacidade dos canais.	39
3.10	Gráfico com o resultado do TMT calculado para o CAM-MAC.	40
3.11	Exemplo de alocação de canais em uma rede de 2 canais e conjunto de diferenças $\{0, 1, 3\}$ sob Z_6 . O número em cada <i>slot</i> indica o canal selecionado pela estação naquele <i>slot</i> (adaptado de [8]).	44
4.1	Vazão do 802.11MC utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.	52
4.2	Vazão do 802.11MC utilizando tamanho de <i>payload</i> de 250B e capacidade de cada canal de 6Mbps.	53
4.3	Vazão do 802.11MC utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B e capacidade de cada canal de 54Mbps.	54
4.4	Taxa de colisões no 802.11MC utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.	54
4.5	Atraso médio do 802.11MC para realizar uma transmissão completa utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.	55
4.6	Índice de Jain do 802.11MC utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.	56
4.7	Vazão do CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 14.	57
4.8	Vazão do CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	58
4.9	Vazão do CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 250B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	59
4.10	Vazão do CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	59
4.11	Quantidade de colisões no CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	60
4.12	Atraso médio do CQM para realizar uma transmissão completa utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	61
4.13	Índice de Jain no CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	62

4.14	Vazão do 802.11MC e do CQM utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.	63
5.1	Ilustração de duas transmissões durante um mesmo <i>slot</i> no E-CQM(1). Uma estação A transmite um dado a uma estação B no canal 1, e em seguida troca para o canal 2 para transmitir um dado a uma estação C. . .	68
5.2	Ilustração de transmissões durante um mesmo <i>slot</i> no E-CQM(2). A estação A possui pacotes endereçados à estação B, a estação B possui pacotes endereçados à estação A, e a estação C possui pacotes endereçados à estação A. O <i>slot</i> atual é o <i>slot</i> 2. O canal <i>default</i> (<i>CD</i>) e o quórum (<i>DS</i>) de cada estação é determinado na figura.	69
5.3	Vazão do E-CQM(1) utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 14. . . .	71
5.4	Vazão do CQM e do E-CQM(1) utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e aplicação de pares dinâmicos. . . .	72
5.5	Vazão do E-CQM(2) utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000. . .	73
5.6	Vazão do E-CQM(2) utilizando tamanho de <i>payload</i> de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000. . .	73

Lista de Tabelas

3.1	Classificação de mecanismos MAC de múltiplos canais	25
3.2	Constantes e parâmetros dos padrões IEEE 802.11a e IEEE 802.11b [9] . . .	30
3.3	Componentes de tempo do CAM-MAC	38
3.4	Desempenho do CQM sob Z_6 e Z_8 (adaptado de [8])	45
4.1	Componentes de tempo do 802.11MC para o cenário com tamanho de <i>payload</i> de 1450 <i>bytes</i> e capacidade de canal de 6Mbps.	51

Lista de Abreviaturas e Siglas

ACK *Acknowledgment.*

AM *Amplitude Modulation.*

AP *Access Point.*

BGP *Border Gateway Protocol.*

BSA *Basic Service Area.*

BSS *Basic Service Set.*

CAM-MAC *Cooperative Asynchronous Multichannel Medium Access Control.*

CBR *Constant Bit Rate.*

CCA *Clear Channel Assessment.*

CCAP *Cooperative Collision Avoidance Period.*

CDMA *Code Division Multiple Access.*

CFP *Contention-Free Period.*

CP *Contention Period.*

CQM *Cyclic-Quorum-Based Multichannel.*

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

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

CTS *Clear To Send.*

DCF *Distributed Coordination Function.*

DIFS *DCF Interframe Space.*

DISH *Distributed Information Sharing.*

DS *Distribution System.*

DSSS *Direct Sequence Spread Spectrum.*

E-CQM *Enhanced Cyclic-Quorum-Based Multichannel.*

ESS *Extended Service Set.*

FDMA *Frequency Division Multiple Access.*

FHSS *Frequency-Hopping Spread Spectrum.*

FM *Frequency Modulation.*

GPS *Global Positioning System.*

IEEE *Institute of Electrical and Electronics Engineers.*

IFS *Interframe Space.*

IP *Internet Protocol.*

IPv4 *Internet Protocol version 4.*

IPv6 *Internet Protocol version 6.*

ISM *Industrial, Scientific and Medical.*

LLC *Logical Link Control.*

MAC *Medium Access Control.*

MCC *Multichannel Coordination.*

MRU *Most Recently Used.*

NAV *Network Allocation Vector.*

NED *Network Description.*

OFDM *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing.*

OMNeT++ *Objective Modular Network Testbed in C++.*

OSI *Open Systems Interconnection.*

OSPF *Open Shortest Path First.*

PCF *Point Coordination Function.*

PDU *Protocol Data Unit.*

RTS *Request To Send.*

SIFS *Short Interframe Space.*

TCP *Transmission Control Protocol.*

TDMA *Time Division Multiple Access.*

TMT *Theoretical Maximum Throughput.*

UDP *User Datagram Protocol.*

WLAN *Wireless Local Area Network.*

Capítulo 1

Introdução

Devido ao aumento da utilização de dispositivos móveis nos últimos anos, é possível perceber um aumento significativo no volume de dados transmitidos pelo meio sem fio. Em 2011, foi verificado que o volume de dados transmitidos apenas no meio sem fio foi de aproximadamente 400 *pentabytes* por mês, enquanto que o volume de dados transmitidos em 2015 foi de aproximadamente 4400 *pentabytes* por mês, 11 vezes o volume que foi estimado em 2011 [1]. A Figura 1.1 mostra a projeção do tráfego de dados móveis para os próximos anos. O tráfego estimado para 2021 representa 7 vezes o valor que foi verificado em 2016.

O aumento do tráfego de dados no meio sem fio tem incentivado a busca por soluções que possibilitem a comunicação, de forma eficiente, entre uma maior quantidade de dispositivos sem fio em uma mesma região geográfica. Uma abordagem que tem sido bastante estudada é a utilização de múltiplos canais ortogonais. O uso de canais ortogonais permite realizar comunicações em paralelo, sem que haja interferência entre as transmissões de cada canal.

O mecanismo de gerenciamento dos recursos disponíveis para comunicação é a principal

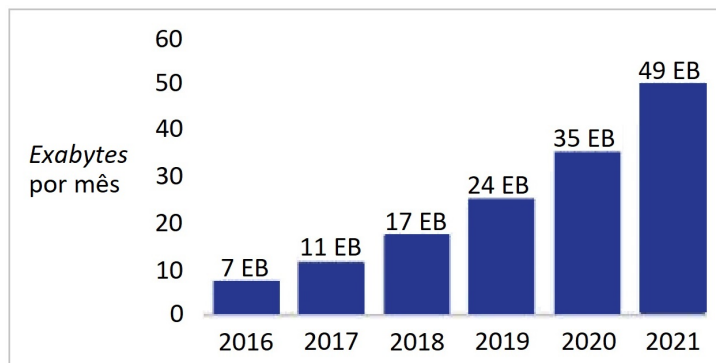


Figura 1.1: Projeção do tráfego de dados móveis para os próximos anos [1]).

responsabilidade dos protocolos de controle de acesso ao meio. Conforme a quantidade de recursos disponíveis aumenta, é possível que haja um desperdício dos mesmos devido a um mecanismo de gerenciamento ineficiente [6]. Ao projetar um protocolo que faz uso de múltiplos canais ortogonais, alguns fatores devem ser levadas em consideração para garantir boa performance e bom aproveitamento dos recursos disponíveis. Esses fatores são estudados neste trabalho, e variam de acordo com a estratégia utilizada para gerenciar a alocação dos canais disponíveis pelos dispositivos de uma rede.

Neste trabalho, é apresentado uma forma de categorização de protocolos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais. Dependendo da estratégia utilizada para o controle de acesso ao meio, o protocolo podem ser categorizados em *single-rendezvous* e *multi-rendezvous*. Duas principais estratégias tem sido utilizadas em vários estudos relativos a protocolos que utilizam múltiplos canais [8]. A primeira estratégia, categorizada como *single-rendezvous*, é a utilização de um canal dedicado para gerenciamento de recursos. Essa estratégia acaba sendo limitada pela própria capacidade do canal dedicado, isto é, o canal dedicado para gerenciamento limita a quantidade de canais que podem ser utilizados na rede. A segunda estratégia, categorizada como *multi-rendezvous*, adota uma abordagem descentralizada, fazendo com que os dispositivos da rede troquem de canais de forma sistemática, encontrando-se eventualmente para se comunicarem. Essa estratégia apresenta alguns problemas, como atraso proveniente do tempo necessário para dois dispositivos se encontrarem, e complexidade do mecanismo para garantir o encontro de todas as estações de forma determinística. A fim de encontrar uma solução para essas limitações, faz-se necessário um estudo para investigar e analisar essas estratégias adotadas pelos protocolos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais para comunicação.

Nesse sentido, este trabalho apresenta o resultado do estudo de protocolos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais ortogonais. Foram selecionados dois protocolos para serem avaliados: o 802.11MC [6] e o CQM [8]. O primeiro é um protocolo *single-rendezvous*, enquanto que o segundo é um protocolo *multi-rendezvous*. Esses dois protocolos foram selecionados com intuito de avaliar e comparar protocolos das duas categorias. A partir das avaliações realizadas, foi possível identificar as vantagens e problemas de cada abordagem. Analisando os problemas encontrados, foi proposto melhorias para solucionar alguns desses problemas. Dessa forma, o trabalho apresenta duas contribuições: a avaliação e comparação de dois protocolos (802.11MC [6] e CQM [8]) que utilizam as estratégias descritas no parágrafo anterior; e a proposta de melhorias para o protocolo CQM.

1.1 Objetivos

O objetivo deste trabalho é a proposição de melhorias para mecanismos de controle de acesso ao meio que fazem uso de múltiplos canais ortogonais, tornando mais eficiente a utilização de recursos e aumentando o desempenho da rede. Para isso, foram estabelecidos os seguintes objetivos específicos:

- Estudar protocolos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais ortogonais;
- Avaliar o desempenho dos protocolos estudados em relação à resolução dos problemas inerentes a uma rede *ad hoc* que utiliza múltiplos canais para comunicação;
- Propor melhorias para mecanismos de controle de acesso ao meio, de tal forma a minimizar a latência e maximizar o aproveitamento dos recursos existentes.

1.2 Método

O método de estudo adotado neste trabalho é definido pelas seguintes etapas:

1. **Revisão da literatura.** Esta atividade consiste em realizar um estudo prévio sobre mecanismo de controle de acesso ao meio, revisando conceitos básicos e fundamentos teóricos encontrados na literatura.
2. **Revisão do estado da arte.** Esta atividade consiste em realizar um levantamento do conteúdo que tem sido publicado na comunidade científica acerca do tema de controle de acesso ao meio com múltiplos canais, bem como estudar e analisar as ideias propostas.
3. **Avaliação de protocolos do estado da arte.** Esta atividade consiste em implementar alguns dos protocolos estudados na etapa anterior. A implementação é feita em um simulador de rede. Após a implementação e simulação dos protocolos, é realizada uma avaliação com base nos resultados obtidos.
4. **Proposição de melhorias.** Esta atividade consiste em propor melhorias para mecanismos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais, levando em consideração os problemas e limitações identificados a partir da avaliação dos resultados obtidos na etapa anterior.
5. **Avaliação das melhorias propostas.** Esta atividade consiste em implementar as melhorias propostas na etapa anterior. Após a implementação e simulação das melhorias, é realizada uma avaliação com base nos resultados obtidos.

1.3 Organização do documento

Este trabalho foi documentado e organizado em 6 capítulos, incluindo este. A seguir, são listados os próximos capítulos deste documento com um breve resumo.

- O Capítulo 2 apresenta uma revisão sobre os conceitos básico e fundamentos teóricos acerca de protocolos de controle de acesso ao meio, a fim de fornecer uma base para compreensão do trabalho realizado. O conteúdo consiste de uma visão geral da subcamada de controle de acesso ao meio, abordando funções básicas, exemplos de protocolos e problemas inerentes de redes sem fio.
- O Capítulo 3 uma síntese do conteúdo estudado na revisão do estado da arte. É realizada uma introdução sobre protocolos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais. Em seguida, são abordados alguns protocolos que foram estudados, explicando o funcionamento e realizando uma análise teórica de cada um deles.
- O Capítulo 4 corresponde a avaliação dos resultados obtidos com a simulação de dois protocolos estudados no Capítulo 3. Estes protocolos foram implementados em um simulador de rede.
- O Capítulo 5 apresenta as melhorias propostas para um dos protocolos estudados neste trabalho. As melhorias foram implementadas e simuladas. Os resultados obtidos com a implementação das melhorias foram avaliados e comparados com os resultados do protocolo original.
- O Capítulo 6 apresenta uma conclusão, fazendo um levantamento de considerações finais e destacando algumas contribuições deste projeto. Além disso, são apontados possíveis trabalhos futuros com intuito de continuar o estudo acerca do tema trabalhado e refinar os resultados obtidos.

Capítulo 2

Revisão teórica da subcamada MAC

Este capítulo apresenta uma visão geral da subcamada de controle acesso ao meio, conhecida como subcamada MAC (do Inglês, *Medium Access Control*), com um foco voltado para redes sem fio. Serão apresentados sua definição e suas funções básicas, bem como o modelo de comunicação adotado em redes sem fio e algumas premissas importantes que devem ser consideradas por protocolos que atuam nessa subcamada. Em seguida, será apresentado um protocolo básico e intuitivo para explicar o funcionamento de um controle de acesso ao meio, demonstrando os problemas inerentes de um ambiente de redes sem fio. Também será apresentado algumas formas de classificar protocolos que atuam na subcamada MAC, levando em consideração suas principais características e as premissas adotadas por cada um.

2.1 Definição e funções básicas

Em redes de canal de multiacesso (onde vários dispositivos utilizam o mesmo canal para transmissão), existe a necessidade de determinar quem irá usar o canal e por quanto tempo, visto que pode ocorrer disputas entre as estações da rede que possuem a intenção de transmitir no mesmo canal e no mesmo intervalo de tempo. Essa questão é tratada por vários protocolos que lidam com canais de multiacesso. Os protocolos que tem como função principal a determinação de quem será o próximo a transmitir em um canal pertencem ou atuam na subcamada MAC, e são chamados de protocolos de acesso múltiplo [10].

A subcamada MAC é a subcamada inferior da camada de enlace de dados pertencente ao modelo OSI [11]. O modelo OSI (do Inglês, *Open Systems Interconnection*) é um modelo teórico que padroniza e especifica sete camadas para implementação de um sistema de comunicação. Já o modelo da pilha TCP/IP [10] é um modelo menos complexo do que o modelo OSI. A pilha TCP/IP especifica quatro camadas e define conjuntos de protocolos para cada uma das camadas. A Figura 2.1 correlaciona as camadas da pilha TCP/IP, do

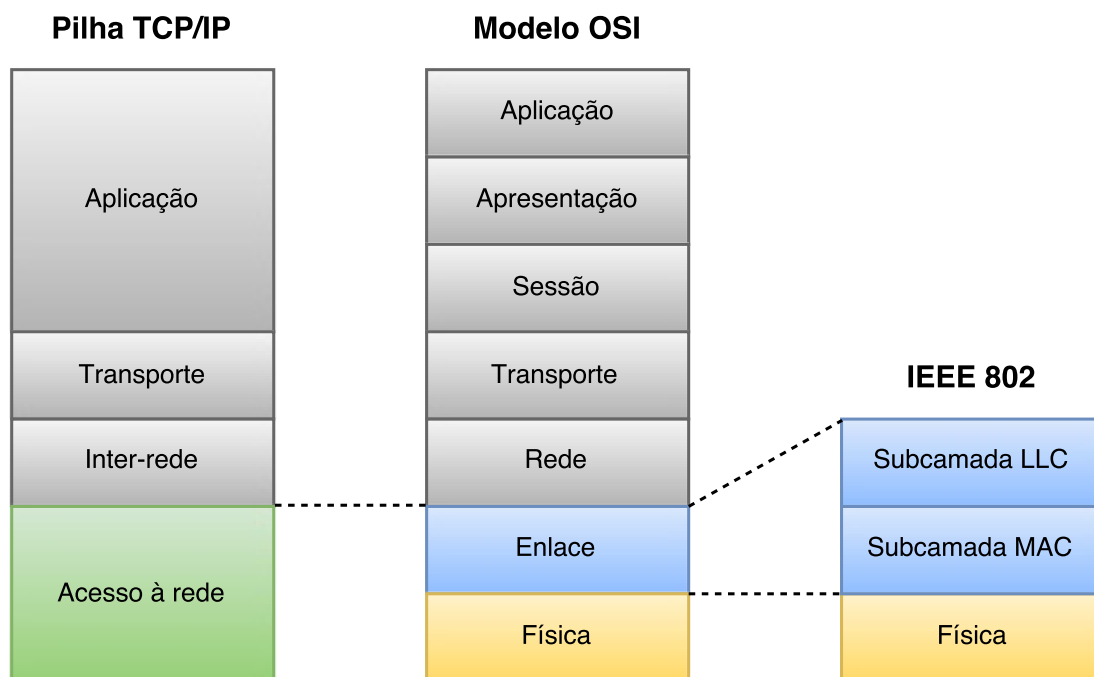


Figura 2.1: Correlação entre as camadas dos modelos TCP/IP, OSI e IEEE 802.

modelo OSI e da arquitetura IEEE 802 [12]. De acordo com o modelo de referência de redes de computadores IEEE 802 (família de padrões que especificam serviços e protocolos das camadas física e enlace de dados do modelo OSI), as principais funções que a subcamada MAC exerce são:

- Controle de acesso ao meio físico de transmissão;
- Reconhecimento e delimitação de quadros;
- Endereçamento das estações de destino;
- Encaminhamento das informações de endereçamento de estações de origem;
- Transferência de dados transparente de PDUs (do Inglês, *Protocol Data Unit*) da subcamada superior;
- Correção de erros provenientes da camada física, geralmente utilizando sequências de verificação de quadros.

Os padrões IEEE 802 focam em especificar serviços e protocolos das camadas MAC e física [12]. O padrão que especifica a subcamada superior à subcamada MAC, denominada LLC (do Inglês, *Logical Link Control*), é o IEEE 802.2 [13]. Este padrão define

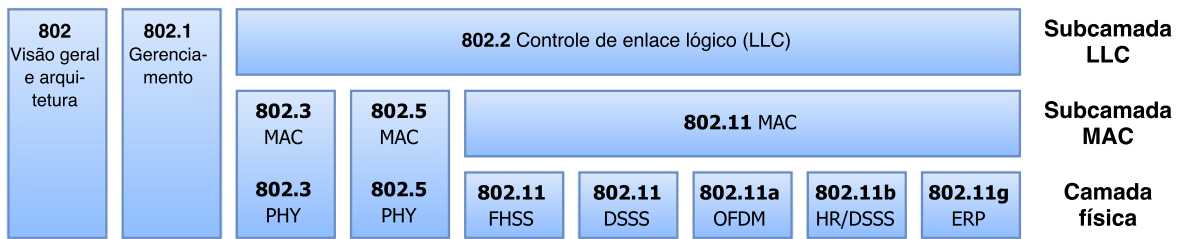


Figura 2.2: Arquitetura de camadas das especificações IEEE 802 (adaptado de [2]).

que sua implementação pode ser acoplada com outras implementações das especificações da subcamada MAC do IEEE 802. Dessa forma, é possível implementar a camada de enlace de dados utilizando o IEEE 802.2 em conjunto com outro padrão que especifica a subcamada MAC, como o *Ethernet* (IEEE 802.3) [14], o *Token Ring* (IEEE 802.5) [15] ou o *Wi-Fi* (IEEE 802.11) [16]. A Figura 2.2 mostra a organização em camadas de alguns padrões pertencentes ao IEEE 802.

2.2 Modelo de comunicação de redes sem fio

No cenário de uma rede sem fio, o mecanismo utilizado para que as estações dessa rede comuniquem entre si é baseado no sistema de comunicação de rádio. Cada estação possui dois componentes básicos: um transmissor e um receptor [17]. Tipicamente os dispositivos eletrônicos que utilizam o sistema de comunicação de rádio são equipados com um transceptor (elemento capaz de atuar como transmissor e receptor) e uma ou mais antenas.

O transmissor de rádio é composto basicamente por um gerador de oscilações e um modulador. O gerador de oscilações é responsável por converter a corrente elétrica em ondas eletromagnéticas que são propagadas pelo espaço a uma determinada frequência. O modulador gera variações correspondentes aos dados a serem transmitidos em um sinal analógico denominado “portadora”. Essas variações podem ser de frequência, amplitude ou fase da portadora. A Figura 2.3 ilustra como funciona o processo de modulação AM (do Inglês, *Amplitude Modulation*) e FM (do Inglês, *Frequency Modulation*). O sinal modulante (sinal que representa os dados a serem enviados) é moldado a uma portadora, gerando um sinal AM (se for utilizada modulação AM) ou um sinal FM (se for utilizado modulação FM).

O receptor de rádio utiliza uma antena para captar as ondas eletromagnéticas e convertê-las para impulsos elétricos. A antena também é utilizada pelo transmissor para

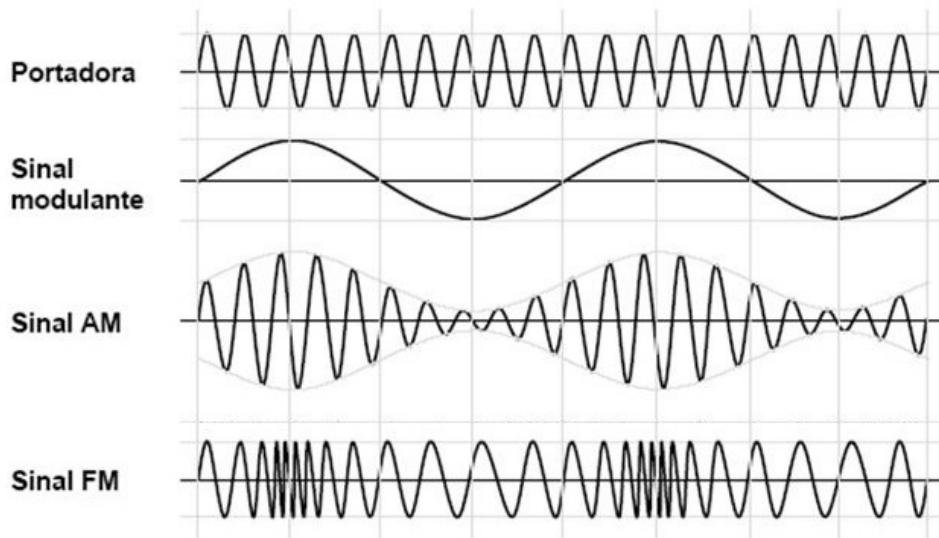


Figura 2.3: Modulação AM e FM [3].

difundir as ondas eletromagnéticas. O receptor também apresenta um demodulador, responsável por fazer o processo inverso ao modulador.

2.3 Premissas

Ao elaborar um mecanismo que define como é feito o controle de acesso do canal entre os usuários, faz-se necessário levar em consideração algumas premissas fundamentais. Antes de começar a estudar o funcionamento desses mecanismos, é importante entender as premissas que regem o cenário da rede que deve realizar o controle de acesso ao meio [10]. Portanto, esta seção descreve as cinco premissas a seguir.

Modelo da estação

O modelo assume a existência de N estações ou terminais independentes. Cada uma gera quadros para transmissão, podendo ser um computador, telefone ou qualquer tipo de comunicador pessoal. Uma estação, ao transmitir um quadro, pode permanecer bloqueada e nada faz até que o quadro seja transmitido, ou então escuta o canal enquanto transmite o quadro. Existem outras possibilidades, como por exemplo a estação possuir vários rádios, permitindo-a transmitir quadros e escutar o canal simultaneamente.

Quantidade de canais

As estações podem se comunicar utilizando N canais. Existem algumas possibilida-

des no que tange a quantos canais e como são utilizados para comunicação entre as estações, como por exemplo:

- Apenas um canal é utilizado por todas as estações para transmissão de dados;
- Vários canais são utilizados pelas estações para transmissão de dados;
- São utilizados vários canais para transmissão de dados e um canal para controle de acesso;
- São utilizados vários canais para transmissão de dados e vários canais para controle de acesso.

Colisão

Quando dois quadros são transmitidos em um mesmo intervalo de tempo, o sinal resultante é adulterado. Tal evento é definido como “colisão”. Em uma rede cabeada, uma estação pode detectar colisões de quadros durante a transmissão. Já em uma rede sem fio, a estação pode detectar colisões após a transmissão, usando um mecanismo de confirmação, como o envio de um quadro ACK. É possível que haja erro de transmissão que não seja proveniente de colisão, devido a outros fatores do meio, como por exemplo o desvanecimento do sinal.

Tempo

As transmissões de quadros podem ocorrer de forma contínua ou segmentada no tempo. No tempo contínuo, a transmissão de um quadro pode ocorrer a qualquer instante. No tempo segmentado, o tempo é dividido em intervalos discretos (*slots*), de tal forma que as transmissões sempre ocorrem no início de um *slot*. Cada *slot* pode conter 0, 1 ou mais quadros, significando um *slot* ocioso, uma transmissão com sucesso ou uma colisão, respectivamente.

Detecção de portadora

Quando uma estação tem interesse em transmitir em determinado instante, ela pode ou não detectar se o canal está sendo utilizado naquele momento. Caso haja presença de portadora no canal, este está ocupado, e portanto a estação decide esperar para transmitir até que o canal esteja livre.

2.4 Protocolo intuitivo

Esta seção apresenta um protocolo simples para exemplificar o funcionamento de um protocolo típico da subcamada MAC. Primeiramente é definido o cenário em que a rede se encontra, levando em consideração algumas premissas, e em seguida é explicado o funcionamento do protocolo

O cenário a ser considerado consiste em uma rede sem fio representada por um grafo $G(V, E)$, onde $N = |V|$ é a quantidade de estações e $L = |E|$ é a quantidade de enlaces. O grafo G é um grafo completo, ou seja, G representa uma rede de único salto (*single-hop*), pois todas as estações podem comunicar diretamente entre si. Cada estação pertencente a essa rede possui um rádio transceptor. Dessa forma, cada estação tem a capacidade de transmitir e escutar um canal, mas não é capaz de realizar as duas ações simultaneamente. O rádio no modo transmissor será utilizado para enviar dados, e no modo receptor poderá ser utilizado tanto para receber dados quanto detecção de canal ocupado.

Para simplificar, será considerado a utilização de apenas um canal de transmissão de dados compartilhado por todas as estações. Este canal é definido por uma faixa de espectro específica. Além disso, o tempo de transmissão será segmentado em *slots*. Cada *slot* representa um pequeno intervalo de tempo. Um quadro a ser transmitido ocupa um valor inteiro positivo de *slots*.

Admite-se ainda no cenário a possibilidade de existir estações que não fazem parte da rede (que utilizam outros protocolos da camada de enlace de dados) e que utilizam o mesmo canal para comunicação, podendo fazer uso da mesma faixa de espectro de forma parcial ou total.

A ideia básica do protocolo é permitir que uma estação transmita quando tiver quadros para serem enviados, apenas se detectar que o canal não está ocupado. Quando a estação tem interesse em transmitir, ela escuta o canal e verifica se este está ocupado. Se estiver livre, começa a transmitir seus quadros. Caso contrário, a estação fica sensoriando o canal até detectar que este esteja livre para transmitir.

Quando a estação tem interesse em enviar quadros consecutivamente, a cada quadro transmitido a estação sensoria o canal novamente. Se estiver ocupado, a estação aguarda até o canal ficar livre para transmitir o próximo quadro. Caso contrário, continua a transmitir o próximo quadro. Se a estação não tiver interesse em transmitir, ela fica apenas escutando o canal, atuando como receptor.

Como cada estação possui apenas um rádio transceptor, não é possível detectar uma colisão durante a transmissão do quadro. Para simplificar, o protocolo não trata a ocorrência de colisões. Se houve perda de quadros, seja por colisão ou qualquer outro erro proveniente do meio ou do *hardware*, a correção fica como responsabilidade das camadas superiores.

2.5 Problemas associados à comunicação em redes sem fio

Diferentemente de ambientes cabeados, as redes sem fio tendem a apresentar mais problemas relacionados com a frequência de colisões e com a vazão efetiva. Isso ocorre devido a diversos fatores, como por exemplo:

- O múltiplo acesso;
- A diminuição da potência do sinal conforme o aumento da distância entre transmissor e receptor;
- A possibilidade de mobilidade das estações da rede;
- A presença de ruídos e interferências ao sinal que carrega dados;
- A frequente utilização pelas redes sem fio da banda ISM (do Inglês, *Industrial, Scientific and Medical*), faixa de espectro que não necessita de licença para utilizá-la.

A presença desses fatores fazem com que, de forma geral, a frequência de erros de transmissão de dados aumente e a vazão efetiva da rede diminua [4]. É responsabilidade dos mecanismos utilizados na camada MAC solucionar ou evitar os problemas gerados pelos fatores apresentados acima. A seguir estão descritos alguns dos principais problemas que surgem quando se trata de controle de acesso de redes sem fio. Os dois primeiros problemas ocorrem no protocolo intuitivo. Os dois últimos problemas são denominados “problemas de coordenação de múltiplos canais”, ocorrendo em comunicações que utilizam mais de um canal para transmitir dados [7].

Problema do terminal escondido

Considere o ambiente mostrado na Figura 2.4(a), em que o nó A está transmitindo para B. O nó C também deseja transmitir para B. De acordo com o protocolo intuitivo apresentado, o nó C deve escutar o canal para verificar se este está ocupado. Como A está transmitindo para B, o canal encontra-se ocupado, logo C deve aguardar até que A termine sua transmissão para começar a transmitir. Entretanto, considerando que C está fora de alcance de A, C ao escutar o canal irá considerar que este está desocupado e iniciará a transmissão para B. Com A e C transmitindo ao mesmo tempo, ocorrerá colisão.

Este problema de um nó não ser capaz de identificar que o canal está ocupado devido a este estar fora de alcance de outros nós que estão transmitindo é denominado

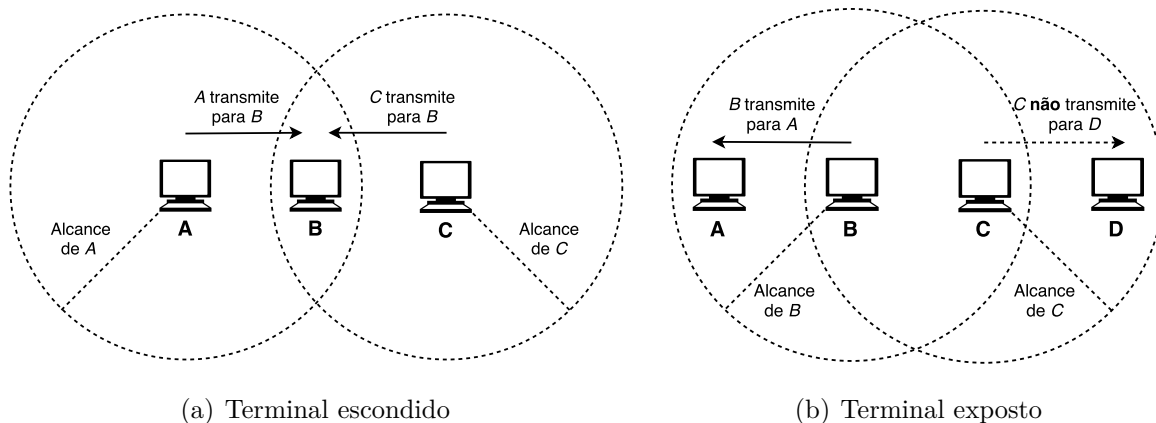


Figura 2.4: Representação dos problemas de terminal escondido e terminal exposto

“problema do terminal escondido”. Para solucionar ou amenizar esse problema, faz-se necessário adotar algum outro mecanismo de controle de acesso, por exemplo a utilização de pacotes de controle, como o uso de RTS/CTS explicado mais adiante. Isso também vale para o problema do terminal exposto.

Problema do terminal exposto

Considere o ambiente mostrado na Figura 2.4(b), em que o nó B está transmitindo para o nó A. O nó C deseja transmitir para D. De acordo com o protocolo intuitivo apresentado, o nó C deve escutar o canal para verificar se este está ocupado. Como B está transmitindo para A, o canal encontra-se ocupado, logo C deveria aguardar até que A terminasse sua transmissão para começar a transmitir. Porém, na ótica de D, o canal não se encontra ocupado (D está fora de alcance de B), fazendo com que este possa receber transmissão. Seguindo o comportamento do protocolo intuitivo, o nó C decide não transmitir por conta da ocupação do canal por seu vizinho B, desperdiçando a oportunidade de iniciar a transmissão para D.

A situação descrita acima é denominada “problema do terminal exposto”. O problema no protocolo intuitivo é que a detecção da ocupação do canal ocorre no próprio terminal que deseja transmitir, e não no receptor. No caso de redes sem fio, várias transmissões podem ocorrer simultaneamente no mesmo canal, desde que cada uma tenha um destino diferente e este esteja fora de alcance dos demais.

Problema do terminal surdo

Considere que um terminal A deseja iniciar uma comunicação com um terminal B, utilizando um canal X para a transmissão. Entretanto, o terminal B está com seu rádio sintonizado em outro canal Y. Logo, o terminal A não terá sucesso na tentativa

de comunicar-se com B pelo canal X, já que o terminal B está “surdo” para o canal X.

É necessário a utilização de um mecanismo de controle para possibilitar o acordo entre os terminais A e B em relação ao canal que será utilizado para a transmissão dos dados.

Problema do conflito de canal

Considere que um terminal A deseja iniciar uma comunicação com um terminal B. Considere ainda que, antes de iniciar a comunicação, o terminal A estabelece um acordo com B de utilizar um canal X para iniciar a transmissão dos dados. Supondo que exista outro par de terminais C e D (dentro do alcance de transmissão dos terminais A e B) que estão utilizando o canal X, ocorrerá colisão a partir do momento em que A iniciar a comunicação com B. Logo, o canal X encontra-se em conflito.

Da mesma forma que o problema anterior, faz-se necessário utilizar um mecanismo de controle para que o par de terminais que irão iniciar uma comunicação saibam quais canais encontram-se ocupados dentro do alcance de transmissão destes, de forma que seja possível escolher um canal desocupado e evitar problemas de conflitos de canais.

Além dos exemplos listados anteriormente, existem outros problemas que ocorrem na utilização do protocolo intuitivo, como a inanição e o retardo da detecção de colisão.

A inanição (ou *starvation*, em Inglês) ocorre quando um par de terminais mantém posse do canal por um grande intervalo de tempo, fazendo com os demais terminais fiquem por um período indefinido de tempo esperando o canal desocupar para iniciarem a transmissão. Quanto mais terminais utilizarem o canal, maior será a necessidade de adotar um mecanismo que controle o acesso de cada terminal ao canal de forma justa.

O retardo da detecção de colisão está relacionado ao fato do terminal possuir apenas um rádio tranceptor. Se um terminal A inicia uma transmissão e logo depois um terminal B também começa a transmitir antes da transmissão de A ser concluída, ocorrerá colisão. Como A durante a transmissão não consegue escutar o canal, não conseguirá detectar colisão. Mesmo que o terminal A utilizasse dois rádios (um para transmitir e outro para escutar o canal), ainda não seria possível garantir a detecção correta de colisão devido aos problemas do terminal escondido e terminal exposto.

2.6 Classificação de protocolos MAC

Existem várias formas de agrupar e classificar os protocolos da camada MAC. Kumar *et al.* [4] mostra uma forma de classificação de protocolos MAC para redes sem fio *ad hoc* conforme mostrado na Figura 2.5. Protocolos livres de contenção, como o TDMA, o FDMA e o CDMA, são caracterizados por evitar a ocorrência de disputas [18]. Protocolos baseados em contenção, por outro lado, levam em consideração a possibilidade de colisões dos dados transmitidos. Os protocolos livres de contenção são mais aplicáveis ao contexto de redes estáticas com controle centralizado, devido a menor tendência de mudanças e maior controle da rede. Já os protocolos baseados em contenção são mais aplicáveis ao contexto de redes dinâmicas e controle descentralizado.

Os protocolos baseados em contenção podem ser divididos em duas categorias: protocolos de acesso aleatório e protocolos de resolução de colisão. Protocolos de acesso aleatório, por sua vez, podem ser subdivididos em protocolos sem sensoramento de portadora e com sensoramento de portadora. Em protocolos de acesso aleatório sem sensoramento de portadora, como o ALOHA [19], um terminal usa o canal assim que tiver dados a serem transmitidos. Evidentemente, se outro terminal transmitir ao mesmo tempo, ocorrerá colisão. Já os protocolos com sensoramento de portadora, como o CSMA/CD [10], verificam se o canal está ocupado antes de iniciar a transmissão, reduzindo a probabilidade de ocorrência de colisões. No CSMA/CD, uma estação é capaz de detectar uma colisão

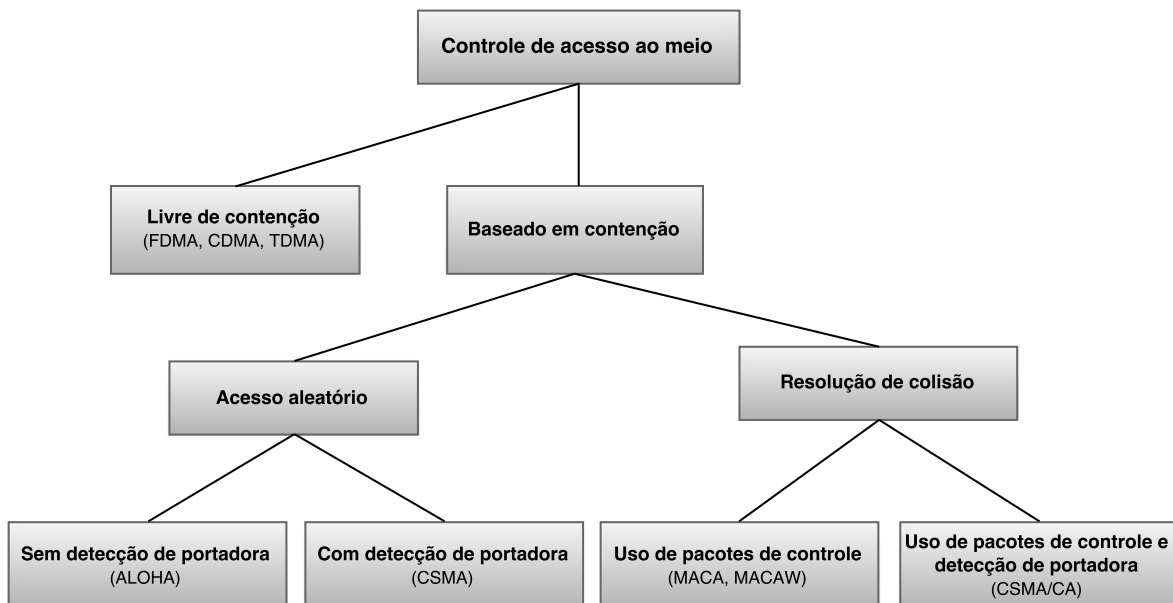


Figura 2.5: Classificação de protocolos da subcamada MAC (adaptado de [4]).

durante uma transmissão. Caso seja detectado colisão, a estação aborta a transmissão. Por conta disso, o CSMA/CD não é aplicável para rede sem fio, visto que esta possui recursos limitados e uma estação não é capaz de detectar facilmente uma colisão enquanto transmite. Uma alternativa é o CSMA/CA [10], que utiliza um quadro de confirmação ACK para verificar se a transmissão foi bem sucedida.

Com o intuito de resolver os problemas do terminal escondido e terminal exposto, pesquisadores propuseram alguns protocolos que são baseados em contenção e que adotam formas de resolução de colisão. Alguns protocolos fazem uso de RTS/CTS (do Inglês, *Request To Send/Clear To Send*), que são pacotes de controle utilizados para tentar evitar a ocorrência de colisões, como é o caso do MACA [20] e MACAW [21]. Outros protocolos utilizam tanto pacotes de controle quanto sensoriamento de portadora, como é o caso do CSMA/CA.

Ainda é possível classificar os protocolos utilizando outras perspectivas, como protocolos de único canal, protocolos de múltiplos canais, protocolos de transmissão iniciada pelo receptor, protocolos conscientes do consumo de energia e protocolos baseados em antenas direcionais [4].

2.7 IEEE 802.11

O IEEE 802.11 [5] é um padrão internacional voltado para WLAN (do Inglês, *Wireless Local Area Network*). O padrão começou a ser desenvolvido em 1990 e é mantido pelo IEEE (do Inglês, *Institute of Electrical and Electronics Engineers*). Ele especifica tanto a camada física quanto a subcamada de controle de acesso ao meio (MAC) do modelo de referência OSI.

De forma resumida, a proposta do IEEE 802.11 é desenvolver a especificação do controle de acesso ao meio e da camada física para estações dentro de uma área local, sejam elas fixas, portáteis e/ou móveis. Esta seção tem um foco voltado para o entendimento da subcamada MAC do IEEE 802.11. Portanto, não será abordado o funcionamento da camada física.

O padrão tem como propósito os seguintes itens:

- Fornecer conectividade sem fio para equipamentos e estações de rede (fixos ou móveis) que necessitam que a inicialização destes na rede possa ser realizada de forma rápida.
- Oferecer uma padronização para órgãos reguladores de organizar o acesso a uma ou mais bandas de frequência para comunicação sem fio em uma área local.

No que tange à subcamada MAC, a especificação do IEEE 802.11 apresenta dois diferentes esquemas. O primeiro esquema é o DCF (do Inglês, *Distributed Coordination Function*). Ele é designado para o transporte assíncrono de dados, em que todos os usuários com dados para transmitir possuem uma chance similar de garantir o acesso na rede. Já o segundo esquema, denominado PCF (do Inglês, *Point Coordination Function*), é designado para transmissão de tráfego sensível a atraso. O PCF é baseado no sistema de *polling* (técnica de checagem contínua do estado de dispositivos externos), o qual é controlado por um ponto de acesso, denominado AP (do Inglês, *Access Point*). Esta seção detalha apenas o funcionamento do DCF, não detalhando o funcionamento do PCF, já que os protocolos do próximo capítulo que são baseados no IEEE 802.11 operam com o DCF.

O conceito de BSS (do Inglês, *Basic Service Set*) representa uma base para a arquitetura do IEEE 802.11. Um BSS é definido como um conjunto de estações que estão sob o controle de uma única função de coordenação (seja DCF ou PCF). O BSA (do Inglês, *Basic Service Area*) define uma área geográfica coberta por um BSS. Idealmente, todas as estações que fazem parte de um BSS podem comunicar-se diretamente com todas as outras estações dentro do mesmo BSS. Porém, ainda é possível que as estações sofram o problema do terminal escondido. Isso pode ocorrer devido à atenuação da transmissão no meio por conta da interferência de BSSs próximos com características de camada física semelhantes.

Um grupo de estações de um único BSS é uma rede *ad hoc* se esta provê comunicação entre as estações sem o apoio de uma rede infra-estruturada. Isso significa que qualquer estação pode estabelecer uma sessão de comunicação direta com qualquer outra estação do mesmo BSS, sem a necessidade do uso de um AP para encaminhar o tráfego. A Figura 2.6 mostra um exemplo de um BSS independente.

Diferentemente de redes *ad hoc*, uma rede infra-estruturada é concebida para prover alcance estendido e serviços específicos aos usuários. No contexto do IEEE 802.11, uma rede infra-estruturada é estabelecida com o uso de APs. Isso permite a extensão da rede, visto que os APs podem ser integrados para fornecer conectividade entre múltiplos BSSs, formando então um ESS (do Inglês, *Extended Service Set*). Do ponto de vista da subcamada LLC de cada estação, o ESS tem o aspecto de um único grande BSS. Os BSSs que compõem um ESS são integrados por meio de um sistema de distribuição comum, denominado DS (do Inglês, *Distribution System*). O IEEE 802.11 estabelece que a implementação do DS é independente. Logo, o DS poderia ser implementado, por exemplo, como o IEEE 802.3 *Ethernet* [14] ou IEEE 802.5 *Token Ring* [15]. A Figura 2.7 ilustra um exemplo de um ESS composto por dois BSSs.

A subcamada MAC no IEEE 802.11 é responsável por procedimentos de alocação do

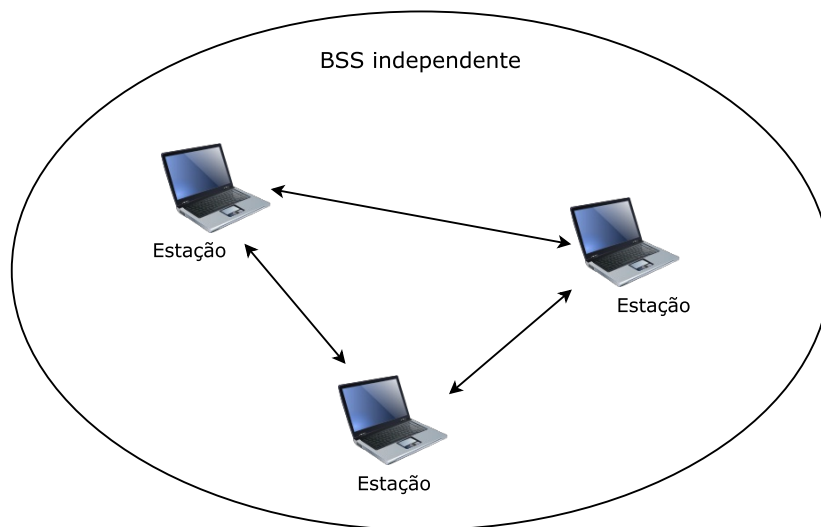


Figura 2.6: Exemplo de uma rede *ad hoc* (adaptado de [5]).

canal, formatação de quadros (pacotes da camada de enlace), endereçamento dos quadros e checagem de erros provenientes da camada física. Existem dois modos de operação das estações referentes a forma de contenção do meio para transmissão. Uma estação pode alternar entre os modos de contenção, criando então o período de contenção CP (do Inglês, *Contention Period*) e o período livre de contenção CFP (do Inglês, *Contention-Free Period*). Durante o CFP, a alocação do canal é controlada pelo AP. Dessa forma, as estações não necessitam de contenção para obter acesso ao canal. As estações também podem operar exclusivamente no modo de contenção (não havendo CFP). Neste caso, as estações sempre devem disputar pelo acesso ao canal para transmitir cada pacote.

Existem três diferentes tipos de quadros na especificação do IEEE 802.11: gerenciamento, controle e dado. Os pacotes de gerenciamento são utilizados para associação/desassociação de uma estação com um AP, manutenção do tempo e sincronização, e autenticação/desautenticação. Os pacotes de controle são utilizados para *handshaking* (estabelecimento de uma comunicação) durante o CP, confirmações de transmissões bem-sucedidas e marcações de término do CFP. Os pacotes de dado são utilizados para transmissão de dados provenientes da camada superior. O formato do quadro IEEE 802.11 é mostrado na Figura 2.8. A finalidade de cada campo do quadro é explicado em [5].

O modo de operação DCF é um mecanismo fundamental de acesso ao meio para transmissão assíncrona de dados e é baseado em *best effort*. Este modo deve ser suportado por todas as estações com IEEE 802.11. Em uma rede *ad hoc*, somente o DCF é utilizado. Já em uma rede infra-estruturada, o DCF pode ser utilizado em conjunto com o PCF. A Figura 2.9 ilustra de forma simples a arquitetura MAC. O DCF está diretamente acima

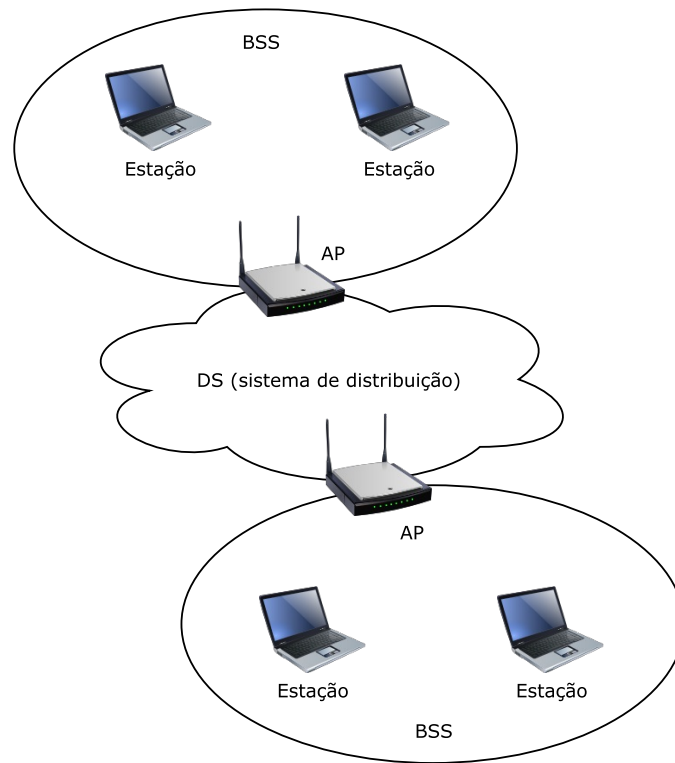


Figura 2.7: Exemplo de uma rede infra-estruturada (adaptado de [5]).

da camada física e provê serviços de contenção.

Referente a serviços de contenção, cada estação que possui um pacote na fila para transmissão deve disputar pelo acesso ao canal. Uma vez que o acesso foi garantido e o pacote foi transmitido, a estação deve repetir o processo de contenção para todos os pacotes da fila. Pode-se afirmar que serviços de contenção promovem justiça entre as estações no quesito de acesso ao canal. O procedimento de contenção utiliza um algoritmo de recuo *backoff*, o qual é abordado mais adiante nesta seção.

Octets:										
	2	2	6	6	6	2	6	0-2312	4	
	Frame control	Duration conn. ID	Address	Address	Address	Sequence control	Address	Frame body	CRC	
Bits:										
	2	2	4	1	1	1	1	1	1	1
	Protocol version	Type	Subtype	To DS	From DS	Last fragment	Retry	Power mgt	More data	EP

Figura 2.8: Formato de um quadro do padrão IEEE 802.11 [5].

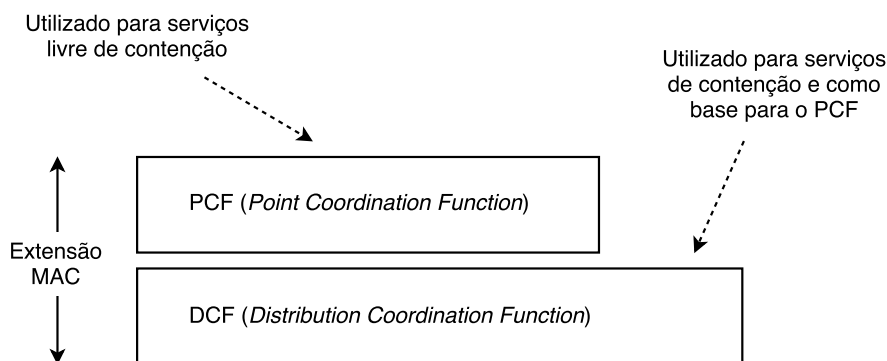


Figura 2.9: Arquitetura MAC (adaptado de [5]).

O CSMA/CA [10] é utilizado como base para o DCF. O sensoriamento do canal é realizado de duas formas no IEEE 802.11: sensoriamento físico e sensoriamento virtual. O sensoriamento físico ocorre na camada física. Ele identifica a presença de outros usuários da WLAN analisando todos os pacotes detectados, além de verificar a situação do canal através da potência de sinal de outras fontes. O sensoriamento virtual é feito na subcamada MAC. Ele ocorre quando uma estação envia informação de duração de transmissão no cabeçalho de quadros de dados e de controle. Essa duração indica o tempo entre o fim da transmissão do pacote em questão e o fim da transmissão completa de um quadro de gerenciamento ou de dado. Essa informação é utilizada por cada estação para atualizar seu NAV (do Inglês, *Network Allocation Vector*). O NAV representa o tempo que deve ser aguardado pela estação para que a atual transmissão seja finalizada e então o canal seja liberado para novas transmissões. Para uma estação considerar que o canal está livre, ambos os mecanismos de sensoriamento físico e virtual devem indicar que o canal não está ocupado.

São utilizados espaços inter-quadros como forma de controle do acesso priorizado ao canal. Esses espaços inter-quadros são chamados de IFS (do Inglês, *Interframe Space*). O IFS é um intervalo de tempo ocioso obrigatório no canal. No que tange à utilização do DCF, existem dois tipos de IFS especificados no padrão IEEE 802.11: SIFS e DIFS (existem outros, mas serão abordados apenas estes para explicar o funcionamento do DCF). O SIFS (do Inglês, *Short Interframe Space*) tem o menor intervalo de tempo entre os IFSs. Uma estação que precisa esperar um SIFS tem prioridade de acesso ao canal maior do que uma estação que deve esperar um DIFS. Ou seja, o SIFS é o IFS com maior prioridade de acesso ao canal. Quando uma estação verifica que o canal está disponível e precisa transmitir um pacote, esta deve esperar um DIFS. Ao término deste, se o canal

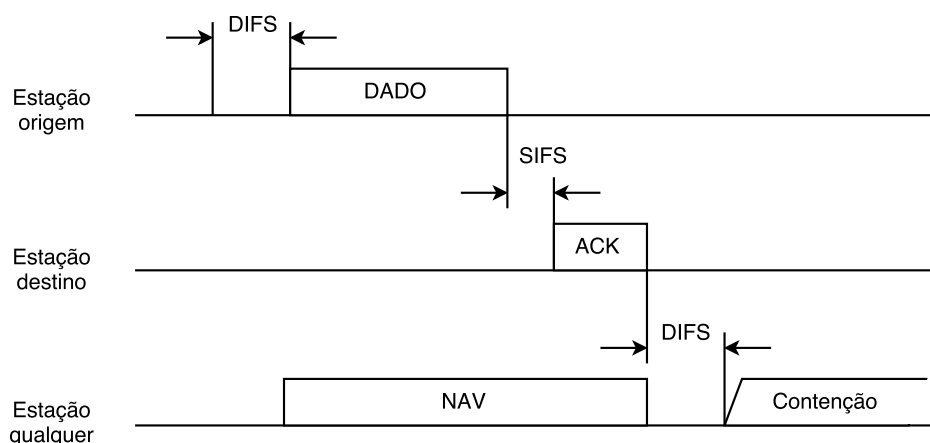


Figura 2.10: Transmissão de um pacote de dado sem RTS/CTS (adaptado de [5]).

continuar disponível, a estação inicia o processo de contenção. Uma vez que ganhou o acesso do canal, o pacote é transmitido. Quando a estação destino recebe corretamente o pacote, esta espera um SIFS para então enviar um quadro de confirmação de recebimento (ACK) para a estação origem. Este cenário pode ser visualizado na Figura 2.10. Como dito no parágrafo anterior, o quadro possui a informação de duração para a completude de uma transmissão bem-sucedida. Ao receberem o quadro de dado, todas as estações atualizam seu NAV de acordo com essa informação de duração, a qual inclui o tempo de SIFS e o tempo do ACK.

Ao transmitir um pacote, como a estação não consegue escutar sua própria transmissão durante a mesma, ela continua transmitindo mesmo que ocorra uma colisão. Isso pode ocasionar em significativo desperdício da banda do canal se o tamanho do pacote for consideravelmente grande. Esta situação pode ser evitada com a adesão dos pacotes de controle RTS/CTS. Considere que uma estação origem possua um pacote na fila de transmissão. Após essa estação esperar um tempo de DIFS e ganhar o acesso ao canal por meio do processo de contenção, esta transmite um RTS para a estação destino do pacote na fila. Ao receberem o RTS, todas as estações no mesmo BSS atualizam seu NAV de acordo com a informação de duração presente no RTS. A estação destino, ao receber o RTS, espera um tempo de SIFS e transmite um CTS para a estação origem. Ao receberem o CTS, todas as estações no mesmo BSS atualizam seu NAV de acordo com a informação de duração presente no CTS. Depois de receber o CTS, a estação origem aguarda um tempo de SIFS e transmite o pacote da fila. Ao receberem o quadro de dado, todas as estações no mesmo BSS atualizam seu NAV de acordo com a informação de duração presente no quadro. Recebendo o quadro corretamente, a estação destino espera

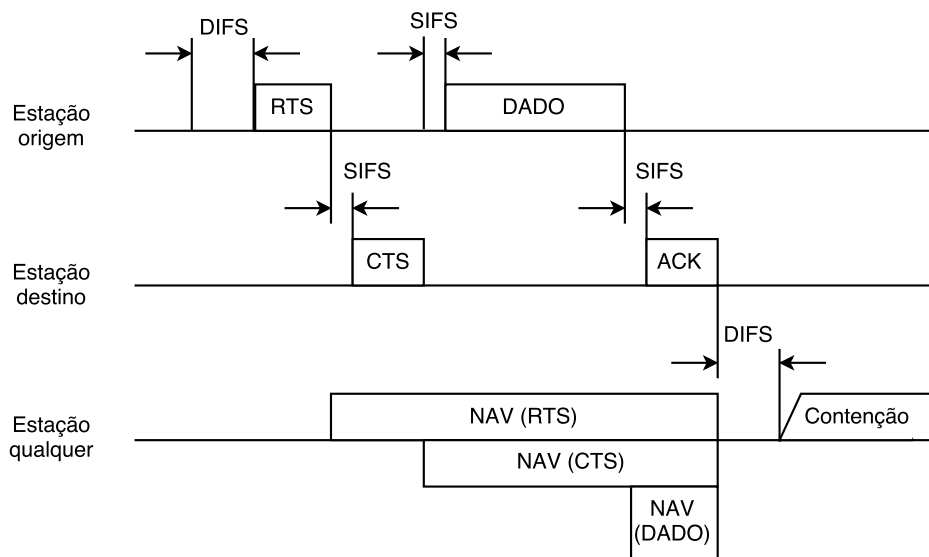


Figura 2.11: Transmissão de um pacote de dado com RTS/CTS (adaptado de [5]).

um tempo de SIFS e transmite um ACK à estação origem. Este cenário é ilustrado na Figura 2.11. Note que o uso do RTS/CTS ajuda a diminuir a frequência de colisões e a combater o problema do terminal escondido. Porém, adiciona um atraso na transmissão de um pacote de dado por conta dos pacotes de controle. Esse atraso pode ser significativo em redes com baixa carga de tráfego.

Para aumentar a confiabilidade de transmissão, pode ser necessário o uso de fragmentação do pacote da camada superior (subcamada LLC), caso o tamanho dele seja grande. O IEEE 802.11 define um parâmetro de limiar de fragmentação, cujo valor é configurável. Se o pacote da camada superior tem tamanho superior a este limiar, ocorre a fragmentação do mesmo, gerando então vários fragmentos com tamanho igual ao valor do limiar (com exceção do último, tendo tamanho variável igual ou menor ao limiar). Todos os fragmentos são transmitidos sequencialmente. Ou seja, a estação que está transmitindo não libera o canal após a transmissão de um fragmento. Para cada fragmento transmitido com sucesso, a estação destino retorna um ACK. A estação origem, para manter a posse do canal após a transmissão de um fragmento, espera um SIFS ao invés de um DIFS após o recebimento do ACK. O canal é liberado somente quando todos os fragmentos forem transmitidos corretamente ou a estação origem não recebe um ACK de algum dos fragmentos. Neste último caso, a estação desiste da transmissão dos fragmentos restantes e retorna para a contenção do canal. Depois de reconquistar o acesso ao canal, a estação começa a transmissão a partir do fragmento que não havia recebido o ACK. A atualização do NAV pelas estações adjacentes no mesmo BSS ocorre com o uso da informação de

duração em cada fragmento e ACK. Se for utilizado RTS/CTS em conjunto com fragmentação, apenas o primeiro fragmento é transmitido com o uso dos pacotes de controle. A Figura 2.12 ilustra um cenário em que ocorre a fragmentação.

No padrão IEEE 802.11, o tempo é dividido em períodos denominados *slot-time* (fatia de tempo). O *slot-time* é um período de tempo pequeno, sendo usado para definir os intervalos de IFS e determinar o tempo de espera com o algoritmo de recuo binário exponencial. O valor do *slot-time* varia de acordo com a implementação da camada física. O tempo de recuo é um múltiplo do *slot-time*, e é calculado como $b = s \times x$, onde b é o tempo de recuo, s é o *slot-time*, x é uma variável aleatória uniforme no intervalo $[0, y]$ e y é um inteiro qualquer (os valores mínimo e máximo de y também são definidos de acordo com a implementação da camada física). Ao iniciar o processo de contenção logo após o canal ficar disponível por um período de tempo DIFS, a estação calcula o tempo de recuo com o menor y e começa a decrementar o relógio de recuo, até que este chegue a zero ou o canal fique novamente ocupado. Se o relógio chegar a zero, a estação inicia sua transmissão. Se o canal ficar ocupado antes de chegar a zero, o relógio é pausado até que o canal fique desocupado novamente. Para cada vez que ocorre uma tentativa de retransmissão devido a colisão durante uma transmissão da estação, o valor de y é dobrado.

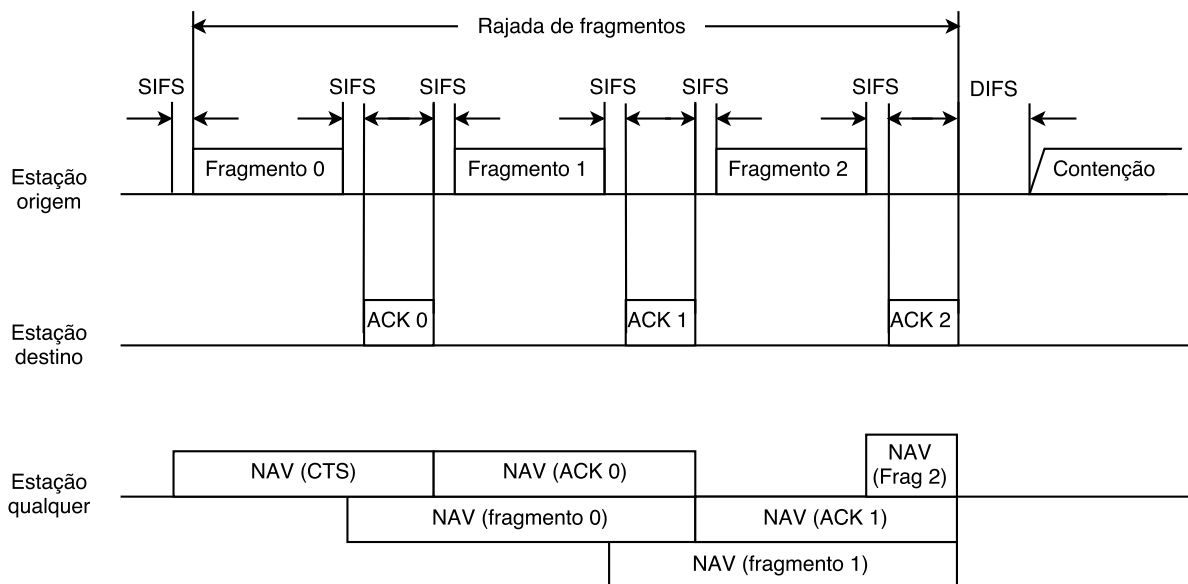


Figura 2.12: Transmissão de um dado fragmentado (adaptado de [5]).

2.8 Discussão

Neste capítulo, foi apresentado uma visão geral da subcamada MAC, focando em redes sem fio. Foram apresentados sua definição e suas funções básicas, bem como o modelo de comunicação adotado em redes sem fio e algumas premissas importantes que devem ser consideradas por protocolos que atuam nessa subcamada. Além disso, foram abordados alguns problemas que podem surgir em um ambiente de redes sem fio. Também foi apresentado algumas formas de classificar protocolos que atuam na subcamada MAC. E por fim, foi apresentado o padrão IEEE 802.11, um exemplo de protocolo para redes sem fio que atua na subcamada MAC.

Foi considerado o uso de apenas um canal para explicar os mecanismos de controle de acesso ao meio. Porém, é possível projetar um mecanismo de controle de acesso ao meio que permite que dispositivos de uma rede utilizem vários canais para comunicação. No próximo capítulo, é apresentado um estudo de protocolos MAC que utilizam múltiplos canais ortogonais para estabelecer comunicações.

Capítulo 3

Protocolos MAC para múltiplos canais ortogonais

O Capítulo 2 apresentou uma revisão teórica da subcamada MAC, abordando o funcionamento de protocolos de controle de acesso ao meio com foco para redes sem fio. De forma geral, a abordagem utilizada para explicar os mecanismos de controle de acesso considerou o uso de apenas um canal para comunicação. Neste capítulo, é apresentado um estudo de protocolos MAC que utilizam múltiplos canais ortogonais para comunicação.

Primeiramente, é realizada uma introdução a protocolos que utilizam múltiplos canais, destacando os principais obstáculos que surgem ao projetar um protocolo de múltiplos canais. Também são apresentados alguns exemplos de protocolos de múltiplos canais e uma forma de classificá-los.

Em seguida, são apresentados, de forma mais aprofundada, três protocolos que utilizam diferentes abordagens para realizar o controle de acesso ao meio com múltiplos canais. Os protocolos estudados foram: 802.11MC [6], CAM-MAC [7] e CQM [8]. Para cada um, foi explicado seu funcionamento e realizado uma análise teórica.

3.1 Introdução a protocolos de múltiplos canais

Atualmente o padrão IEEE 802.11 [16] é amplamente utilizado como o mecanismo de controle de acesso ao meio em redes móveis *ad hoc*. Como visto na Seção 2.7, o padrão define o DCF como mecanismo básico para prover controle de acesso ao canal, fazendo uso da sequência RTS-CTS-DADO-ACK para transmitir um pacote de dados. Vale lembrar que essa técnica resolve o problema do terminal escondido. Porém, uma rede com grande volume de tráfego pode sofrer com uma grande quantidade de colisões resultando em uma menor vazão, considerando a utilização de apenas um canal. Este problema pode ser amenizado com a adesão de múltiplos canais. A utilização de múltiplos canais pode

promover a distribuição de carga do tráfego entre os canais. Além disso, o reuso do espectro de frequência é favorecido, aumentando então a vazão agregada da rede.

O padrão IEEE 802.11a tem suporte a 13 canais ortogonais, enquanto os padrões IEEE 802.11b, IEEE 802.11g e IEEE 802.11n têm suporte a 3 canais ortogonais. Com isso, é viável e interessante a ideia de projetar um protocolo MAC de múltiplos canais baseado no IEEE 802.11.

Existem vários obstáculos que devem ser considerados ao projetar um protocolo MAC que faz uso de múltiplos canais. Um dos principais problemas a ser levado em consideração é qual canal e como este deve ser selecionado para realizar uma transmissão de dado. Os mecanismos propostos para solucionar este problema podem ser classificados de acordo com os dois fatores a seguir [8]:

- Único transceptor / múltiplos transceptores: Diz respeito a um dispositivo possuir um ou mais transceptores.
- Único *rendezvous* / múltiplos *rendezvous*: Diz respeito à possibilidade de vários pares de estações realizarem transmissões simultaneamente ou não.

A Tabela 3.1 mostra algumas soluções categorizadas de acordo com a forma de classificação acima. Existem propostas de protocolos, como [28, 22, 23, 29, 30, 31, 24, 25, 26, 27], que fazem uso de dois ou mais transceptores para gerenciar a alocação dos canais. Alguns desses protocolos [22, 23, 24, 25, 26, 27] utilizam um dos transceptores para ficar escutando um único canal de controle, o qual é dedicado apenas para negociar a utilização dos demais canais. Uma vez que um canal foi selecionado na negociação, um outro transceptor troca para este canal para dar início à transmissão de dados. Estes protocolos são categorizados como soluções de múltiplos transceptores e único *rendezvous*. Um problema que surge com essa abordagem é o gargalo proveniente do transceptor de controle. Para evitar esse problema do uso de um canal de controle, alguns protocolos [29, 30, 31] alocam um canal fixo para cada estação, e cada uma das estações fixam um dos seus transceptores no seu canal para receberem transmissões, enquanto os demais transceptores podem ser utilizados para transmitir dados para outras estações. Outra abordagem proposta em [28] é utilizar apenas dois transceptores, ambos utilizando sequência de saltos de canais. Um é utilizado para transmitir dados, enquanto o outro é usado para receber transmissões de dados. Essas soluções são categorizadas como múltiplos transceptores e múltiplos

Tabela 3.1: Classificação de mecanismos MAC de múltiplos canais

	Único <i>rendezvous</i>	Múltiplos <i>rendezvous</i>
Múltiplos transceptores	[22, 23, 24, 25, 26, 27]	[28, 29, 30, 31]
Único transceptor	[7, 32, 33, 34, 35, 36, 37]	[38, 39, 40]

rendezvous, visto que é possível ocorrer *handshakings* de diferentes transmissões simultaneamente. No entanto, um problema evidente da utilização de múltiplos transceptores é o aumento do custo do *hardware*, bem como o consumo de energia.

No intuito de resolver o problema do custo de *hardware*, foram propostas soluções [38, 32, 33, 7, 34, 35, 39, 36, 40, 37] que utilizam apenas um transceptor para gerenciamento da alocação de canais e transmissão de dados. Alguns [7, 34, 35, 37] fazem uso do canal de controle dedicado apenas para troca de mensagens de controle. Essa abordagem, como dito anteriormente, apresenta o problema do gargalo do canal de controle. Outras propostas [32, 33, 36] utilizam um período de controle em comum. Porém, esta abordagem também sofre o mesmo problema do uso de canal de controle dedicado. Ambas abordagens são categorizadas como soluções de único *rendezvous*, visto que não é possível alcançar *handshakings* simultâneos. Uma forma de evitar o problema dessas abordagens é o conceito de sequência de saltos de canais. Cada estação tem sua sequência de saltos, e uma estação somente pode comunicar-se com outra quando ambas saltam para o mesmo canal ao mesmo tempo. Tal conceito é utilizado em [38, 39, 40]. Estes são protocolos categorizados como soluções de múltiplos *rendezvous*. Embora resolva o problema do gargalo proveniente do canal/período de controle evitando o uso do mesmo, essa categoria de protocolo pode acabar gerando um problema de encontro do receptor, *i.e.*, uma estação pode não saber quando será possível se comunicar com uma outra.

3.2 802.11MC

Na Seção 2.7 foi apresentado o protocolo IEEE 802.11, onde foi abordado o funcionamento do modo de operação DCF. Nesta seção será apresentado um mecanismo para controle de acesso ao meio de múltiplos canais baseado no IEEE 802.11 DCF, proposto em [6]. Neste trabalho, tal protocolo é referenciado como 802.11MC. Primeiramente, será apresentado o funcionamento básico do protocolo, indicando as alterações necessárias no IEEE 802.11 DCF para lidar com múltiplos canais. Em seguida, será apresentado uma análise do protocolo no que tange a saturação e vazão teórica máxima.

3.2.1 Funcionamento

Como visto na Seção 3.1, uma das soluções frequentemente propostas como mecanismo MAC de múltiplos canais é a utilização de um canal de controle dedicado. Este canal de controle é utilizado para gerenciar as seleções de canais de dados que serão escolhidos para realizar as transmissões de dados. O protocolo em questão também adota esta ideia. A seguir estão algumas características básicas do protocolo proposto:

- Utilização de um único transceptor;
- Utilização de canais de dados para realizar as transmissões de dados;
- Utilização de um canal de controle dedicado para a coordenação das estações e dos recursos (canais) da rede;
- Utilização dos quadros de controle RTS/CTS para coordenação das estações da rede e alocação dos canais de dados;
- Modificação dos quadros RTS/CTS para incluir a informação do canal selecionado para realizar a transmissão do dado;
- Encaminhamento das informações de endereçamento de estações de origem;
- Transferência de dados transparente de PDUs (do Inglês, *Protocol Data Unit*) da subcamada superior;
- Correção de erros provenientes da camada física, geralmente utilizando sequências de verificação de quadros.

Por padrão, todas as estações permanecem no canal de controle, saindo deste para um canal de dados apenas por um período de transmissão de dado. Os quadros RTS/CTS contêm a informação de qual canal foi escolhido pelo transmissor para transmitir o dado. Dessa forma, todas as demais estações que estiverem no canal de controle e ouvirem o RTS ou CTS ficarão cientes de que tal canal de dados estará ocupado por determinado período de tempo. Apenas as estações que estão cientes do estado dos canais de dados podem tentar iniciar uma comunicação. Ou seja, se uma estação, ao terminar uma transmissão em um canal de dado e retornar ao canal de controle, quiser iniciar uma nova transmissão, ela deverá esperar um certo tempo para adquirir informação sobre o estado dos canais de dados ouvindo quadros RTS/CTS.

A Figura 3.1 ilustra um exemplo do funcionamento do protocolo. Neste exemplo, uma estação A deseja transmitir pacotes à estação B e uma estação C deseja transmitir pacotes à estação D. A estação A, ao iniciar a comunicação com a estação B, envia um quadro RTS contendo a informação de que o canal escolhido para transmitir o quadro de dado é o canal 1. A estação B, ao receber o RTS e sabendo que o canal 1 está disponível para transmissão, envia um CTS à estação A confirmando a escolha do canal 1 para transmissão. As estações C e D, ao ouvirem os quadros RTS e/ou CTS trocados entre A e B, atualizam seu valor do NAV. Note que, como estamos lidando com múltiplos canais, as estações mantêm vários valores de NAV, um para cada canal de dado. Dessa forma, as estações C e D ficam cientes de que não podem transmitir dado no canal 1 até o final da transmissão de dado entre A e B. Uma vez que a troca de RTS/CTS foi bem sucedida, a

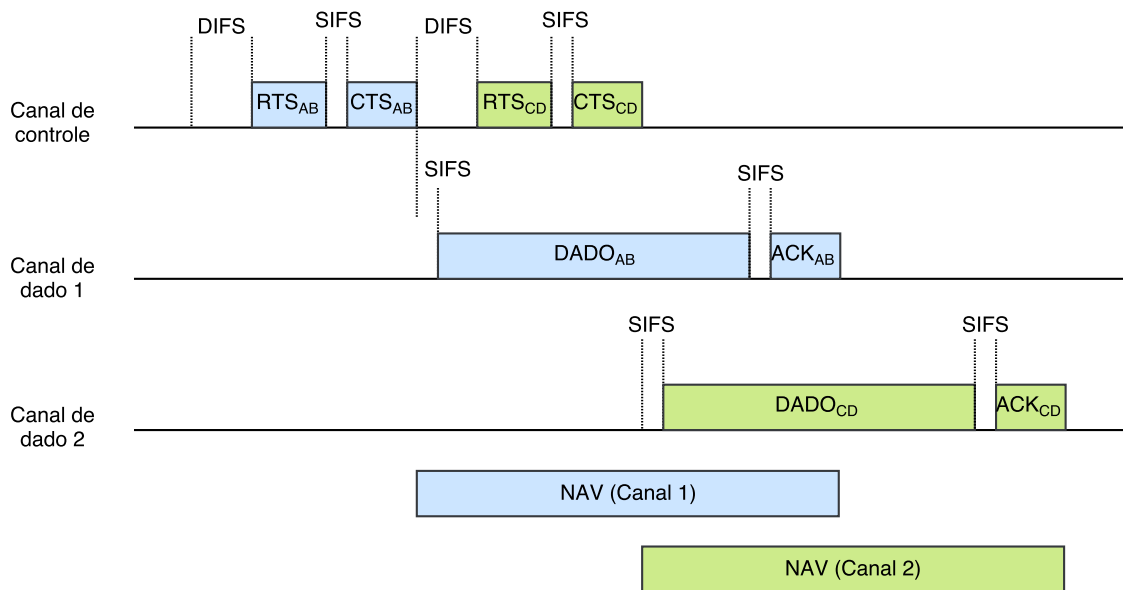


Figura 3.1: Exemplo de funcionamento do IEEE 802.11 DCF modificado para uso de múltiplos canais (adaptado de [6]).

estação A começa a transmitir o pacote de dado à estação B no canal 1. Enquanto isso, as estações C e D trocam RTS/CTS no canal de controle. Sabendo que o canal 1 está indisponível, a estação C seleciona o canal 2 para transmitir o dado. Terminando a troca de RTS/CTS, a estação C começa a transmitir o pacote de dado para D no canal 2.

Ao receber o pacote de dado da estação A, a estação B envia um ACK à estação A ainda no canal 1 e depois retorna ao canal de controle. A estação A, recebendo o ACK, também retorna ao canal de controle. Neste momento, tanto A quanto B não sabem que o canal 2 foi selecionado para transmissão enquanto A transmitia o pacote de dado à B. Na verdade, ambos não sabem o estado de disponibilidade de todos os canais de dados (com exceção do canal 1) por conta do período de ausência no canal de controle. Dito isso, quando as estações retornam ao canal de controle, o único canal de dados que elas podem considerar disponível é aquele em que elas estavam antes de retornar do canal de controle. Se uma estação qualquer, logo após A e B terem retornado do canal de controle, selecionar o canal 1 para transmitir dado, a estação A será obrigada a permanecer no canal de controle até que esta adquira informação a respeito dos canais de dados que estão disponíveis. O tempo de espera para obter tal informação é o tempo máximo para realizar uma transmissão completa (do RTS até o ACK).

3.2.2 Análise

Embora seja uma solução simples, a abordagem da utilização de um canal de controle para gerenciar a alocação de canais pode trazer consigo um problema: Se existirem muitas estações na rede, este único canal de controle pode ficar congestionado, tornando-se assim um gargalo para a performance da rede. Uma forma de analisar essa questão é abordada em [7]. A seguir, é feita uma análise sobre a utilização do canal de controle do 802.11MC proposto nesta seção.

Um processo de comunicação completo e bem sucedido é composto por um tempo de acesso ao canal de controle (*backoff*), um *handshake* no canal de controle (representado por RTS/CTS) e um *handshake* no canal de dados (representado por DADO/ACK). A seguinte notação é utilizada:

- T_c : Duração de um *handshake* bem sucedido no canal de controle;
- T_d : Duração de um *handshake* bem sucedido no canal de dados;
- T_b : Duração média do tempo de recuo (*backoff*);
- T_s : Duração do atraso para o transceptor trocar de canal.

Considere uma rede *single-hop* (de único salto), *i.e.*, todas as estações estão no alcance de transmissão umas com as outras. Seja M uma métrica definida para representar o número máximo de canais de dados que podem ser utilizados para transmissões simultâneas. Tal métrica depende dos tempos definidos na notação acima, como mostrado mais adiante. Seja m a quantidade de canais de dados disponibilizados para a rede. Se $m \geq M$, a partir do momento que a quantidade de tráfego na rede torna-se suficiente para causar o problema do gargalo do canal de controle, M canais de dados estarão sendo utilizados simultaneamente para transmissão. A Figura 3.2 demonstra essa situação. Não mais que M canais de dados poderão ser usados simultaneamente, pois no tempo t , instante em que o canal $M + 1$ começa a ser utilizado, pelo menos um canal de dados fica disponível. Ou seja, $m - M$ canais estarão sendo desperdiçados na rede.

Considerando que T_d é limitado por M sucessivos *handshakes* no canal de controle, e que cada um desses *handshakes* dura (em média) $T_b + T_c$, M pode ser obtido pela equação:

$$M = \left\lceil \frac{T_d}{T_b + T_c} \right\rceil \quad (3.1)$$

O tempo T_s não é considerado no cálculo de M , visto que um canal de dados está livre durante esse período de tempo, podendo ser utilizado por outras estações para transmissão.

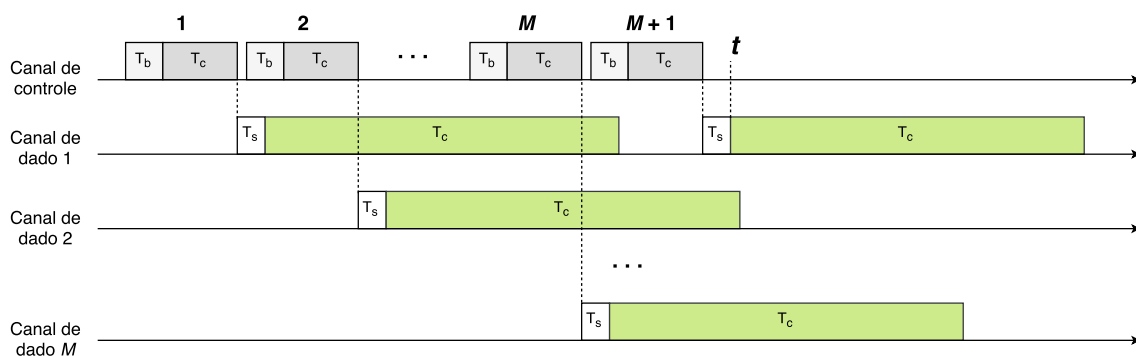


Figura 3.2: Ilustração do problema do gargalo do canal de controle. No máximo M canais podem ser utilizados simultaneamente (adaptado de [7]).

Tabela 3.2: Constantes e parâmetros dos padrões IEEE 802.11a e IEEE 802.11b [9]

Método	Componentes de atrasos (μs)						
	T_{DIFS}	T_{SIFS}	T_{BO}	T_{RTS}	T_{CTS}	T_{ACK}	T_{DADO} (payload em bytes)
FHSS-1	128	28×3	375	288	240	240	$128 + 33/32 \times 8 \times (34 + \text{payload})/1$
FHSS-2	128	28×3	375	288	240	240	$128 + 33/32 \times 8 \times (34 + \text{payload})/2$
DSSS-1	50	10×3	310	352	304	304	$192 + 8 \times (34 + \text{payload})/1$
DSSS-2	50	10×3	310	352	304	304	$192 + 8 \times (34 + \text{payload})/2$
HR-5.5	50	10×3	310	352	304	304	$192 + 8 \times (34 + \text{payload})/5.5$
HR-11	50	10×3	310	352	304	304	$192 + 8 \times (34 + \text{payload})/11$
OFDM-6	34	9×3	67.5	52	44	44	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \text{payload})) / 24 \rceil$
OFDM-12	34	9×3	67.5	36	32	32	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \text{payload})) / 38 \rceil$
OFDM-24	34	9×3	67.5	28	28	28	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \text{payload})) / 96 \rceil$
OFDM-54	34	9×3	67.5	24	24	24	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \text{payload})) / 216 \rceil$

Os valores de T_d , T_c e T_b dependem de uma série de fatores provenientes da implementação das camadas física e de enlace, como a técnica de espalhamento espectral, a taxa básica de envio dos canais e o mecanismo MAC em questão [41]. A Tabela 3.2 mostra um resumo dos valores de constantes e parâmetros dos padrões IEEE 802.11a e IEEE 802.11b [9] para o modo de operação DCF, com o uso de RTS/CTS. Aplicando os parâmetros da tabela na Equação 3.1, temos que:

$$M = \left\lceil \frac{T_{DADO} + T_{SIFS} + T_{ACK}}{T_{DIFS} + T_{BO} + T_{RTS} + T_{SIFS} + T_{CTS}} \right\rceil \quad (3.2)$$

A Figura 3.3 mostra o resultado da aplicação da equação (desconsiderando o arredondamento da divisão) para a utilização do OFDM nas taxas de 6 Mbps, 12 Mbps, 24 Mbps e 54 Mbps, variando o tamanho do *payload* (carga útil) de 256 até 2048 *bytes*. Pode-se

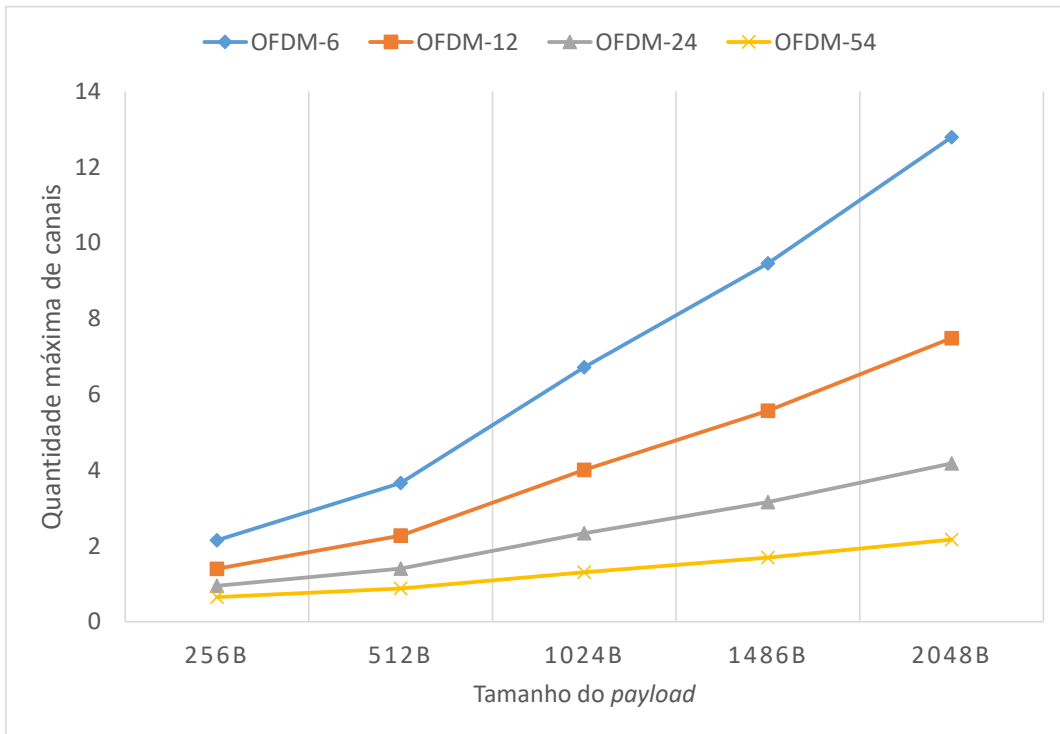


Figura 3.3: Gráfico que mostra a quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente variando o tamanho do *payload* e a capacidade dos canais.

perceber que, ao utilizar canais com taxas mais elevadas, a quantidade máxima de canais que podem ser usados simultaneamente tende a cair. Isso ocorre porque o tempo necessário para realizar um *handshake* no canal de dado se aproxima do tempo necessário para realizar um *handshake* no canal de controle. Ou seja, pode ficar inviável utilizar o protocolo proposto nesta seção para elevadas taxas de transmissão. Por outro lado, quando o tamanho do *payload* é aumentado, percebe-se que a quantidade máxima de canais também aumenta.

Os estudos realizados em [9] e [41] explicam como calcular a vazão máxima teórica, definida como TMT (do Inglês, *Theoretical Maximum Throughput*), para os padrões IEEE 802.11a, IEEE 802.11b e IEEE 802.11g. Como o protocolo que está sendo proposto baseia-se no padrão IEEE 802.11, e tal padrão cobre a camada física e subcamada MAC correspondentes ao modelo OSI [10], estamos interessados em analisar o TMT proveniente da camada MAC. Em [9] é estabelecido que o TMT do IEEE 802.11 pode ser definido como a quantidade máxima de pacotes provenientes da camada superior que podem ser transmitidos em uma unidade de tempo. Logo:

$$TMT = \frac{S_p}{D_p}, \quad (3.3)$$

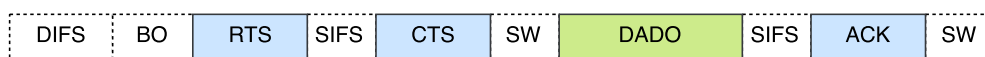
onde S_p é o tamanho do *payload* e D_p é o tempo necessário para transmitir o *payload*. Vale ressaltar que o TMT definido acima representa a vazão para cada estação da rede. Estamos interessados e analisar o TMT agregado da rede (o somatório da vazão de todas as estações). Para calcular o TMT agregado, basta multiplicar o resultado da equação acima pela quantidade de estações transmissoras. O TMT pode ser definido de acordo com a equação acima somente se as seguintes premissas forem consideradas:

- Não há perda de quadros devido a colisões;
- A taxa de erro de *bits* é zero;
- Não há perda de quadros devido a *buffer overflow* nas estações receptoras;
- A fila das estações transmissoras sempre possui pacotes para enviar;
- Não é utilizada a fragmentação da subcamada MAC;
- Não são utilizados quadros de gerenciamento (como *beacon* e quadros de associação);
- A quantidade de pares de estações com intenção de transmitir pacotes uma a outra é maior ou igual à M .

Todas as premissas são apresentadas em [9], com exceção da última que foi adicionada devido a utilização de múltiplos canais. A Figura 3.4(a) ilustra uma diagramação com todos os componentes de tempo presentes em um *handshake* para enviar um pacote de dado usando o IEEE 802.11 DCF. Já a Figura 3.4(b) mostra a diagramação alterada para o uso da versão de múltiplos canais. A principal diferença é a inclusão do tempo que o transceptor leva para trocar do canal de controle para o canal de dado e vice-versa (T_{SW}). Seguindo a diagramação apresentada, o valor de D_p (para a versão original com único canal), tempo necessário para transmitir um *payload* de tamanho S_p , pode ser calculado como:



(a) IEEE 802.11 DCF (original)



(b) 802.11MC

Figura 3.4: Diagramas com componentes de tempo presentes em uma transmissão de dado

$$D_p = T_{DIFS} + T_{BO} + T_{RTS} + T_{SIFS} + T_{CTS} + T_{SIFS} + T_{DADO} + T_{SIFS} + T_{ACK} \quad (3.4)$$

Já para o caso de múltiplos canais, uma vez que a rede esteja estabilizada (o limite de utilização simultânea de canais tenha sido alcançado), um *payload* de tamanho S_p é transmitido a cada *handshake* no canal de controle. Portanto, o valor de D_p , para o 802.11MC, pode ser calculado como:

$$D_p = T_{DIFS} + T_{BO} + T_{RTS} + T_{SIFS} + T_{CTS} \quad (3.5)$$

A Figura 3.5 mostra um gráfico apresentando o resultado do TMT calculado para 802.11MC, usando as taxas de 6Mbps, 12Mbps, 24Mbps e 54Mbps, e variando o tamanho do *payload* de 256 até 2048 *bytes*. O cálculo foi realizado com base no valores da Tabela 3.2 para o OFDM e nas Equações 3.3 e 3.5. Nota-se que não há um aumento significativo da vazão conforme a capacidade de canal é aumentada. Isso ocorre por conta da limitação do canal de controle. Quanto maior a capacidade do canal, menor é a quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente para transmitir dados, e portanto menor é a vazão obtida. Também é possível perceber que quanto maior é o tamanho do *payload*, maior é a vazão obtida.

3.3 CAM-MAC

Em vários protocolos MAC de redes descentralizadas, pares formados por um transmissor e um receptor fazem decisões individuais. Isso ocorre no protocolo proposto na Seção 3.2. Isso pode levar a um uso ineficiente dos recursos de rede (canais) devido à insuficiência de informações sobre o ambiente de comunicação. Nesta seção, será apresentado o protocolo CAM-MAC proposto em [7].

O CAM-MAC introduz o conceito de DISH (do Inglês, *Distributed Information Sharing*), uma abordagem para projetar um protocolo de rede sem fio. Esta abordagem consiste nas estações poderem compartilhar informações de controle entre si, de tal forma que cada uma delas possam tomar decisões mais bem informadas sobre transmissões. Com isso, em uma rede de múltiplos canais, a aplicação do DISH permite que estações notifiquem pares de transmissor/receptor sobre a ocorrência de conflitos de escolhas de canais para transmissão (por exemplo, dois pares de estações escolherem o mesmo canal para transmissão) e desencontros de estações. Essas notificações podem prevenir a ocorrência de colisões e retransmissões. Adiante, será explicado o funcionamento básico do CAM-MAC. Em seguida, será feita uma análise do mesmo.

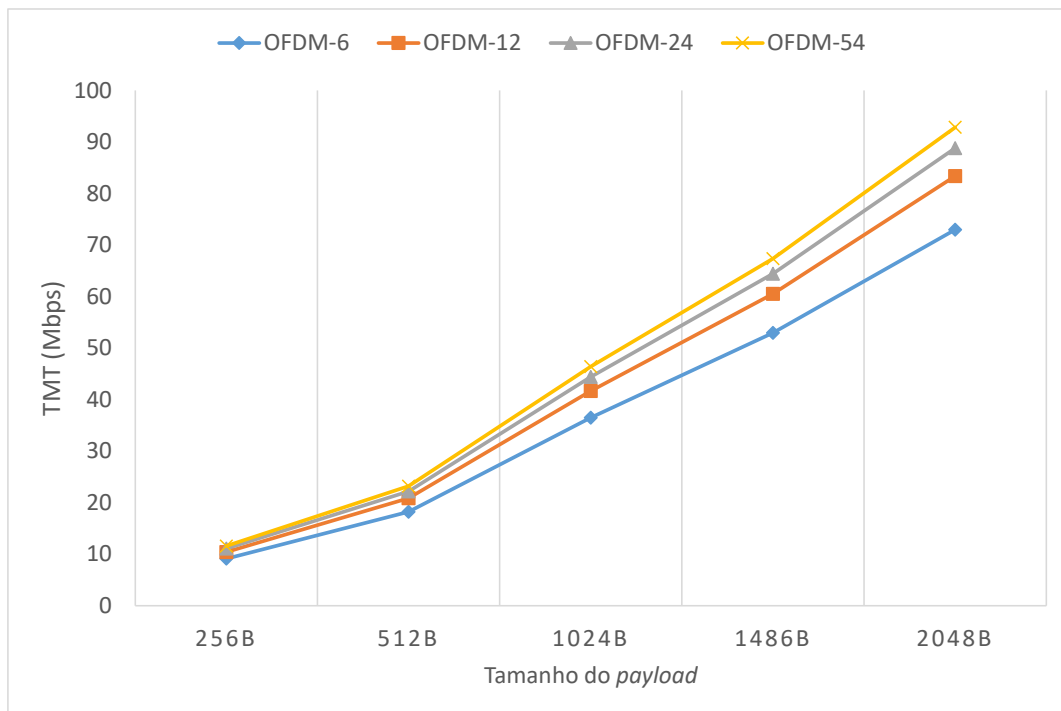


Figura 3.5: Gráfico que mostra o resultado do TMT calculado para a versão de múltiplos canais do IEEE 802.11.

3.3.1 Funcionamento

Cada estação possui um único transceptor, podendo transmitir ou receber uma transmissão em um canal de cada vez. O CAM-MAC também utiliza a abordagem de canal de controle para gerenciar a alocação de canais para transmissões de dados. Um canal é designado como canal de controle e os demais são os canais de dados. O protocolo usa a definição de problema MCC (do Inglês, *Multichannel Coordination*). Um problema MCC tem duas variantes. A primeira é o problema de conflito de canais, que ocorre quando uma estação seleciona um canal para transmitir um dado que já está sendo utilizado por outra estação. O segundo é o problema do terminal surdo, que ocorre quando uma estação tenta estabelecer uma comunicação com outra estação, sendo que elas estão em canais diferentes.

Um transmissor e um receptor realizam um *handshake* no canal de controle. Em seguida, o transceptor altera para o canal de dados determinado no *handshake* anterior para realizar o *handshake* da transmissão do dado a ser enviado (DADO/ACK). Uma vez finalizado o *handshake* no canal de dado, ambas estações retornam ao canal de controle. Um *handshake* bem sucedido no canal de controle é definido pela troca dos quadros de controle PRA/PRB/CFA/CFB. Antes de dar início ao *handshake* no canal de controle, a

estação espera um tempo do CCA (do Inglês, *Clear Channel Assessment*), que corresponde ao tempo de DIFS e *backoff* do IEEE 802.11. Considere que uma estação A deseja enviar um dado à estação B. A estação A transmite um PRA à estação B, e esta ao receber o PRA retorna um PRB. Essa parte é similar à reserva de canal por meio de RTS/CTS do IEEE 802.11. Tanto o PRA quanto o PRB contêm a informação de qual canal de dado foi selecionado para realizar a transmissão do dado. As demais estações da rede, ao receberem um PRA e/ou um PRB das estações A e B, verificam se tal comunicação gera algum problema MCC (do Inglês, *Multichannel Coordination*). Se um problema MCC foi identificado, a estação que o identificou envia um quadro INV para invalidar o *handshake* entre A e B. Também existe a possibilidade da própria estação B enviar um INV após receber um PRA, quando percebe a geração de um problema MCC. Se nenhum INV foi enviado e a troca de PRA/PRB ocorreu, a estação A envia um CFA à estação B para confirmar a validade do PRA para todas as estações adjacentes à estação A. Recebendo o CFA, a estação B envia um CFB à estação A, confirmando o recebimento do CFA e a validade do PRB para todas as estações adjacentes à estação B. Isso indica o fim do *handshake* bem sucedido, e então as estações A e B mudam do canal de controle para o canal de dado selecionado na troca de PRA/PRB. Caso a estação A não tenha recebido o CFB, ela envia um NCF para invalidar o PRA e CFA para as estações adjacentes. Se não foi possível realizar o *handshake* no canal de controle, a estação A retorna ao processo de CCA para tentar transmitir o dado novamente. Este processo de troca de quadros de controle é ilustrado na Figura 3.6. Já a Figura 3.7 mostra o formato dos quadros utilizados no CAM-MAC, mostrando as informações que cada quadro de controle possui.

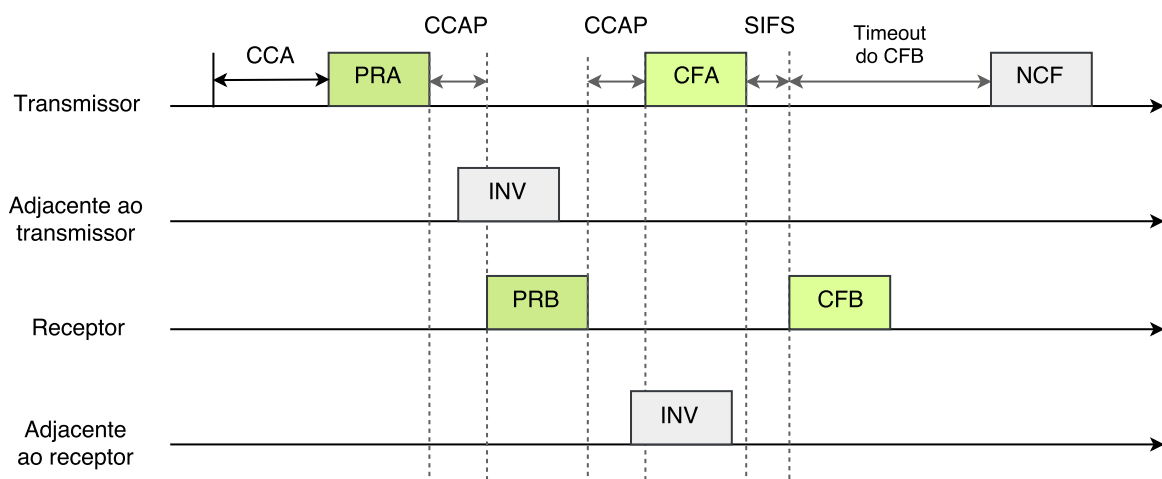


Figura 3.6: Fluxo dos quadros de controle do CAM-MAC (adaptado de [7]).

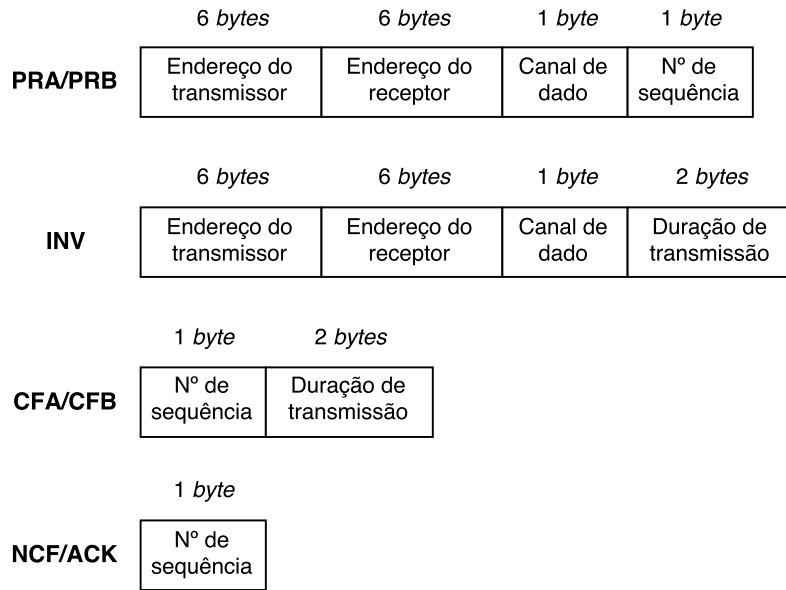


Figura 3.7: Formato dos quadros de controle do CAM-MAC (adaptado de [7]).

Existe um intervalo de tempo entre PRA/PRB e PRB/CFA, denominado CCAP (do Inglês, *Cooperative Collision Avoidance Period*). É neste intervalo de tempo que o quadro INV pode ser enviado para invalidar um *handshake* no canal de controle. Se, após o envio de um PRA ou PRB, várias estações identificaram um problema MCC, cada uma delas agenda um envio de INV em um instante de tempo aleatório dentro do CCAP. Quando a estação que agendou mais cedo o INV começa a enviá-lo, as demais estações que haviam agendado o envio do INV cancelam o agendamento. Portanto, o CCAP é utilizado para prevenir colisões de INV's.

O protocolo não adota uma estratégia específica para a seleção de canal para transmissões. A abordagem mais trivial é a utilização de seleção aleatória de canal, onde cada estação escolhe aleatoriamente um canal do conjunto de canais que estão disponíveis (sob a perspectiva da estação). Outra opção é adotar a estratégia de seleção MRU (do Inglês, *Most Recently Used*), em que cada estação sempre escolhe o último canal de dado que foi usado por ela, a menos que este canal esteja indisponível. Caso esteja indisponível, pode utilizar a seleção aleatória.

Cada estação possui uma tabela com informações de uso dos canais de dados. Cada registro da tabela contém informações sobre o canal de dado, o tempo em que este deixará de estar ocupado, a estação transmissora e a estação receptora que estão fazendo uso do canal. Sempre que uma estação escuta um PRA e/ou PRB, ela atualiza a tabela de acordo com as informações presentes no quadro de controle. Essa abordagem é similar ao uso do

3.3.2 Análise

Da mesma forma que o 802.11MC apresentado na Seção 3.2, o CAM-MAC faz uso de um canal de controle. Portanto, é possível que sofra com o problema do gargalo. Como foi apresentado na Subseção 3.2.2, o limite de canais de dados que podem ser utilizados simultaneamente, com o uso de um único canal de controle, pode ser calculado com a Equação 3.1. O limite de canais é representado por M , T_d é o tempo para realizar um *handshake* no canal de dados, T_b é o tempo médio que uma estação leva para obter acesso ao canal de controle, e T_c é o tempo para realizar um *handshake* no canal de controle. A Figura 3.8 ilustra uma diagramação com a sequência de tempos e quadros para realizar o envio de um *payload* no CAM-MAC, mostrando a relação com os tempos T_b , T_c e T_d .

Substituindo as variáveis da Equação 3.1 pelos componentes de tempo da Figura 3.8, obtemos a equação:

$$M = \left\lceil \frac{T_{DADO} + T_{SIFS} + T_{ACK}}{T_{CCA} + T_{PRA} + T_{CCAP} + T_{PRB} + T_{CCAP} + T_{CFA} + T_{SIFS} + T_{CFB}} \right\rceil \quad (3.6)$$

Considerando a utilização do IEEE 802.11a, o tempo necessário para transmitir um quadro de controle pode ser calculado de acordo com a equação a seguir [9], onde S_{CF} é o tamanho do quadro de controle em *bytes*, e o valor de N_{DBPS} é 24, 48, 96 e 216 para OFDM-6, OFDM-12, OFDM-24 e OFDM-54, respectivamente.

$$T_{CF} = 20 + 4 \times \left\lceil \frac{16 + 6 + 8 \times S_{CF}}{N_{DBPS}} \right\rceil \quad (3.7)$$

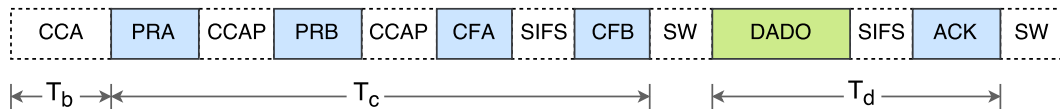


Figura 3.8: Componentes de tempo e quadros em uma transmissão completa do CAM-MAC.

Tabela 3.3: Componentes de tempo do CAM-MAC

Método	Componentes de atrasos (μs)					
	T_{CCA}	T_{SIFS}	T_{PRA}	T_{CFA}	T_{ACK}	T_{DADO} (<i>payload</i> em bytes)
OFDM-6	101.5	27	44	28	28	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \textit{payload})) / 24 \rceil$
OFDM-12	101.5	27	32	24	24	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \textit{payload})) / 38 \rceil$
OFDM-24	101.5	27	28	24	24	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \textit{payload})) / 96 \rceil$
OFDM-54	101.5	27	24	24	24	$20 + 4 \times \lceil (16 + 6 + 8 \times (34 + \textit{payload})) / 216 \rceil$

Aplicando o padrão IEEE 802.11a como camada física no CAM-MAC, utilizando a equação anterior e as informações da Figura 3.7 sobre o tamanho dos quadros de controle, obtemos a Tabela 3.3 com os valores dos componentes de tempo presentes em uma transmissão completa do protocolo. Vale ressaltar que $T_{PRA} = T_{PRB}$ e $T_{CFA} = T_{CFB}$.

A Figura 3.9 mostra um gráfico do limite de canais de dados que podem ser utilizados simultaneamente no CAM-MAC, variando a capacidade dos canais e o tamanho do *payload*. Os valores do gráfico foram obtidos aplicando a Equação 3.6. Foi considerado que $T_{CCAP} = 35\mu s$, mesmo valor utilizado em [7]. É possível perceber que o CAM-MAC também sofre com o problema do gargalo quando são utilizadas taxas de transmissão elevadas e/ou tamanhos de *payload* pequenos.

Em [7] é afirmado que o CAM-MAC não sofre realisticamente o problema do gargalo. A análise teórica feita em [7] não leva em consideração o *overhead* proveniente da camada física que impacta significativamente no tempo de *handshake* no canal de controle, como visto em [9] e [41]. Na análise empírica realizada em [7], foram feitas simulações com o CAM-MAC em que a capacidade de cada canal foi definida como 1Mbps e os tamanhos de *payload* superior à 2000 bytes. O limite de quantidade de canais de dados obtido foi aproximadamente 13. Caso fosse utilizado uma taxa maior (por exemplo, superior à 12Mbps) e valores menores para o tamanho do *payload*, seria possível perceber um decaimento significativo no limite obtido.

Como já foi visto, o TMT de um protocolo que faz uso de um único canal para gerenciar a alocação dos demais canais de dados pode ser calculado com a Equação 3.3 (considerando o cenário ideal apresentado com as premissas descritas na Subseção 3.2.2). Vale lembrar que os valores na equação S_p e D_p correspondem ao tamanho de um *payload* e o tempo necessário para completar uma transmissão. Para uma rede saturada, a cada momento em que um *handshake* no canal de controle é finalizado, uma transmissão de dado é finalizada. Portanto, o valor de D_p equivale ao tempo de um *handshake* no canal de controle. Fazendo uso dos componentes ilustrados na Figura 3.8, o valor de D_p pode

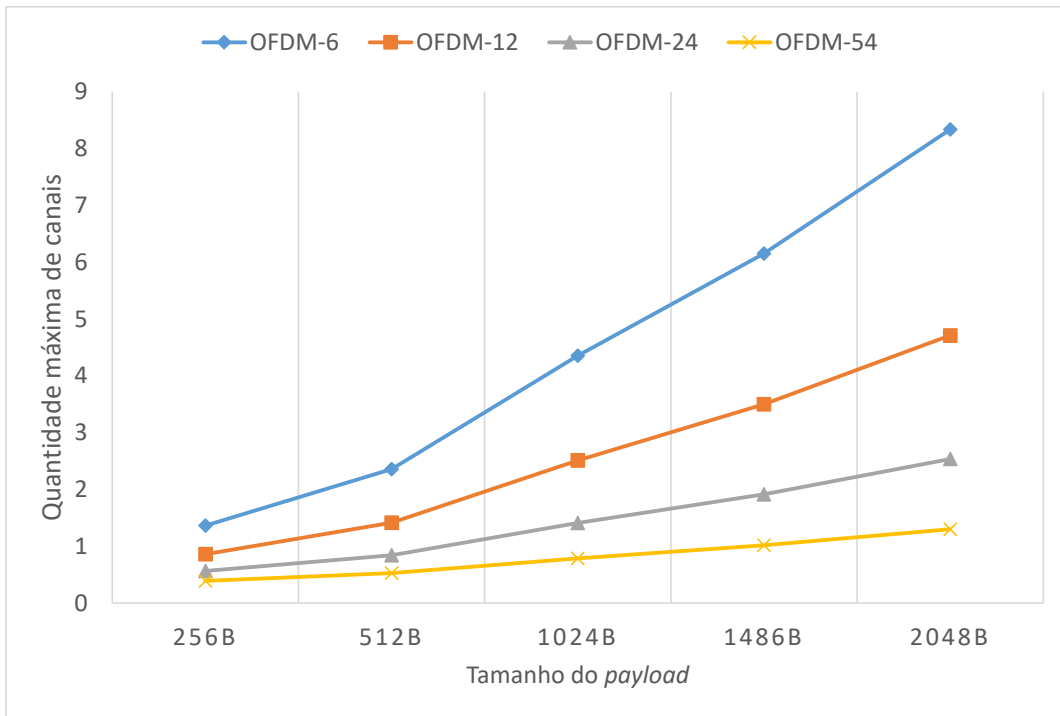


Figura 3.9: Gráfico que mostra a quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente variando o tamanho do *payload* e a capacidade dos canais.

ser definido como:

$$D_p = T_{CCA} + T_{PRA} + T_{CCAP} + T_{PRB} + T_{CCAP} + T_{CFA} + T_{SIFS} + T_{CFB} \quad (3.8)$$

Aplicando o valor de D_p da Equação 3.8 na Equação 3.3, é possível calcular o TMT do CAM-MAC. A Figura 3.10 mostra um gráfico apresentando o resultado do TMT do CAM-MAC, usando as taxas de 6 Mbps, 12 Mbps, 24 Mbps e 54 Mbps, e variando o tamanho do *payload* de 256 até 2048 *bytes*. O cálculo foi realizado com base no valores da Tabela 3.3. Nota-se que não há um aumento significativo da vazão conforme a capacidade de canal é aumentada. Isso ocorre por conta da limitação do canal de controle. Quanto maior a capacidade do canal, menor é a quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente para transmitir dados, e portanto menor é a vazão obtida. Também é possível perceber que quanto maior é o tamanho do *payload*, maior é a vazão obtida.

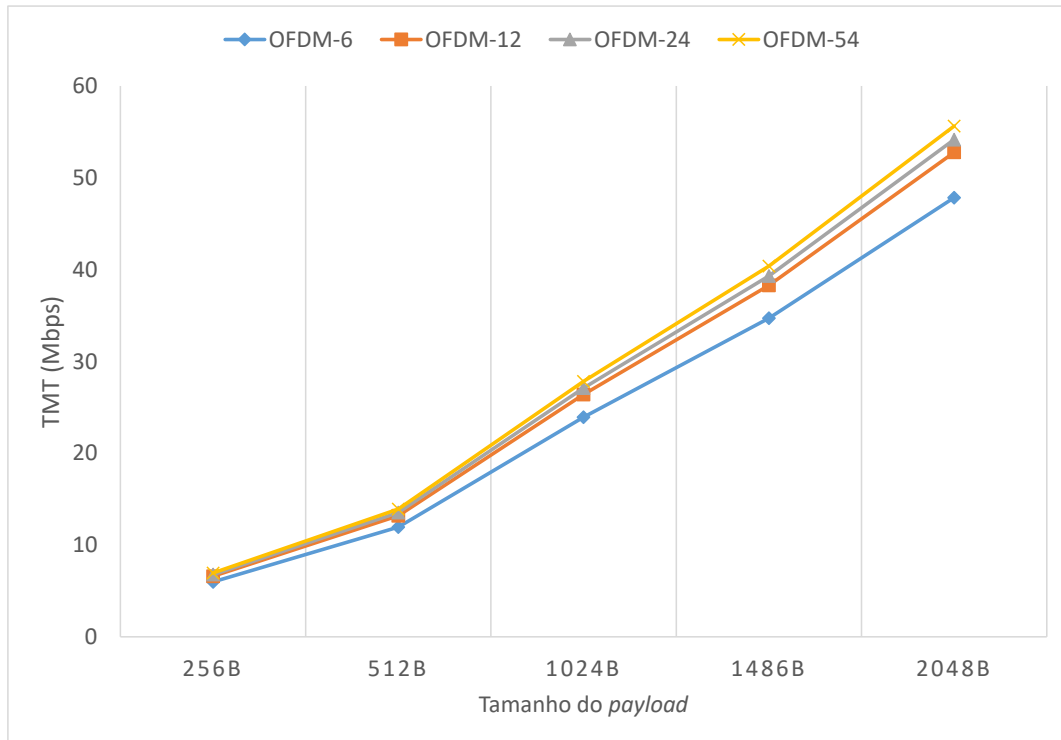


Figura 3.10: Gráfico com o resultado do TMT calculado para o CAM-MAC.

3.4 CQM

O protocolo CQM (do Inglês, *Cyclic-Quorum-Based Multichannel*) proposto em [8] e apresentado nesta seção é um protocolo MAC que adota o uso de sequência de saltos entre canais. Essas sequências de saltos podem ser escolhidas por cada estação de forma independente, *i.e.*, não é necessário trocar informações sobre a seleção de uma sequência por um canal de controle dedicado ou por um período de controle comum. Isso faz com que o CQM possa ser categorizado como um protocolo de múltiplos *rendezvous*.

O CQM utiliza o mesmo mecanismo do IEEE 802.11 DCF para transmitir os quadros de dados. Portanto, estações de uma rede que utiliza o CQM podem coexistir com estações de uma rede que utiliza o padrão IEEE 802.11.

O conceito de sistema de quórum cíclico [42] é utilizado como base no CQM para realizar as alocações dos canais. Este conceito de quórum permite solucionar o problema do encontro de estações, que surge comumente em protocolos que adotam a estratégia de sequência de saltos.

Nesta seção, será apresentado uma base teórica abordando o conceito que envolve a definição de sistema de quórum cíclico. A seguir, será explicado o funcionamento do CQM bem como uma análise teórica do mesmo.

3.4.1 Base teórica

As definições e teoremas acerca de sistemas de quórum são abordadas em [42]. A seguir, são apresentadas as definições e teoremas necessários para o entendimento do conceito de sistema de quórum cíclico e sua aplicação no mecanismo do CQM.

Definição 1: Dado um conjunto universo $U = \{0, 1, \dots, n-1\}$, um sistema de quórum Q sob U é definido como uma coleção de subconjuntos não-vazios de U (cada subconjunto é um quórum), e possui a propriedade de intersecção, *i.e.*,

$$\forall G, H \in Q : G \cap H \neq \emptyset.$$

Por exemplo, o conjunto $Q = \{\{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}\}$ é um sistema de quórum sob o conjunto universo $U = \{0, 1, 2, 3\}$.

Definição 2: Dado um inteiro $i \geq 0$ e um quórum H pertencente a um sistema de quórum Q sob $U = \{0, 1, \dots, n-1\}$, é definido que

$$\text{rotate}(H, i) = \{j + i \pmod n \mid j \in H\}.$$

Definição 3: Um sistema de quórum Q sob $U = \{0, 1, \dots, n-1\}$ possui a propriedade de fechamento de rotação se

$$\forall G, H \in Q, i \in \{0, \dots, n-1\} : G \cap \text{rotate}(H, i) \neq \emptyset.$$

Por exemplo, o sistema de quórum $Q = \{\{0, 1, 2\}, \{0, 1, 3\}, \{1, 2, 3\}\}$ sob $U = \{0, 1, 2, 3\}$ possui a propriedade de fechamento de rotação. Já o sistema de quórum $R = \{\{0, 1\}, \{0, 2\}, \{0, 3\}, \{1, 2, 3\}\}$ sob U não possui a propriedade de fechamento de rotação, pois $\{0, 1\} \cap \text{rotate}(\{0, 3\}, 3) = \emptyset$.

Um sistema de quórum cíclico é gerado a partir de um conjunto de diferenças. As definições de conjunto de diferenças e de sistema de quórum cíclico são apresentadas a seguir.

Definição 4: Um subconjunto $D = \{d_1, \dots, d_k\}$ de Z_n é definido como conjunto de diferenças sob Z_n se para todo $e \neq 0 \pmod n$ existir pelo menos dois elementos diferentes d_i e $d_j \in D$ tal que $d_i - d_j = e \pmod n$.

Definição 5: Dado qualquer conjunto de diferenças $D = \{d_1, \dots, d_k\}$ sob Z_n , o sistema de quórum cíclico definido por D é $Q = \{G_0, \dots, G_{n-1}\}$, onde $G_i = \{d_1 + i, \dots, d_k + i\} \pmod n$, $i = 0, \dots, n-1$.

Por exemplo, $D = \{0, 1, 3\}$ é um conjunto de diferenças sob Z_6 . O conjunto $Q = \{G_0, G_1, \dots, G_5\}$ é um sistema de quórum cíclico sob Z_6 , onde $G_0 = D$, $G_1 = \{1, 2, 4\}$,

$G_2 = \{2, 3, 5\}$, $G_3 = \{3, 4, 0\}$, $G_4 = \{4, 5, 1\}$, e $G_5 = \{5, 0, 2\}$. Logo, G_i é um quórum cíclico, onde $i = 0, \dots, 5$.

Teorema 1: Um sistema de quórum cíclico possui a propriedade de fechamento de rotação. A prova deste teorema é apresentada em [8].

Definição 6: Para um dado conjunto de diferenças $D = \{d_1, \dots, d_k\}$ sob Z_n , o conjunto complementar de D , \overline{D} , é definido como $Z_n - D$. Ou seja, $\overline{D} = \{b_1, \dots, b_m\}$, onde $k+m = n$, para $i = 1, \dots, k$, $j = 1, \dots, m$, $d_i \neq b_j$.

Por exemplo, $D = \{0, 1, 3\}$ é um conjunto de diferenças sob Z_6 com conjunto complementar $\overline{D} = \{2, 4, 5\}$.

Teorema 2: Dado um sistema de quórum cíclico $Q = \{G_0, \dots, G_{n-1}\}$ sob Z_n , para $i, j = 0, \dots, n-1$, então $G_i \cap \overline{G_j} \neq \emptyset$ se e somente se $G_i \neq G_j$. A prova deste teorema é apresentada em [8].

3.4.2 Funcionamento

A seguir, são destacadas algumas premissas consideradas pelo protocolo CQM:

- São disponibilizados na rede m canais ortogonais, cada um com mesma banda;
- Cada estação possui um único transceptor que pode mudar para qualquer canal dinamicamente;
- Cada estação conhece o identificador (ID) de todas as estações vizinhas;
- Todas as estações possuem sincronismo de tempo. A sincronização do relógio pode ser obtida fazendo uso de dispositivos GPS ou por métodos como [43] e [44].

Uma transmissão de dados pode ocorrer somente quando transmissor e receptor estão no mesmo canal. Quando ambos encontram-se no mesmo canal, o *handshake* RTS-CTS-DADO-ACK definido no padrão IEEE 802.11 DCF é utilizado para transmitir o dado. A atuação do CQM ocorre na alocação de canal por um período de tempo para cada estação da rede. O tempo é dividido em ciclos, onde cada ciclo é subdividido em n slots, numerados de 0 até $n-1$. O valor de n é definido a partir do conjunto que deriva o conjunto de diferenças adotado pela rede. Por exemplo, se a rede utiliza um conjunto de diferenças sob Z_6 , então $n = 6$. O tamanho de um slot deve ser suficientemente grande para que possa ser transmitido um quadro de dado usando o *handshake* do DCF.

Em cada ciclo, os slots são divididos em *default slots* e *switching slots*. Quando uma estação está em um *default slot*, ela fica no seu canal *default* para receber requisições de transmissão. O canal *default* de cada estação é selecionado com base no seu ID. Quando uma estação está em um *switching slot*, ela muda para o canal *default* da estação com a qual ela deseja comunicar-se.

Para solucionar o problema do encontro entre transmissor e receptor, é preciso garantir um encontro de um *switching slot* do transmissor com um *default slot* do receptor. Para garantir esse encontro, é utilizado um quórum cíclico G_i sob Z_n para definir os *default slots* de uma estação. Para cada estação $i \in V$, onde V é o conjunto de estações na rede e ID_i é o ID da estação i , o canal *default* CD_i e o conjunto de *default slots* DS_i de i são definidos a seguir:

$$CD_i = ID_i \pmod{m} \quad (3.9)$$

$$DS_i = G_j, j = ID_i \pmod{n}, \forall i \in V \quad (3.10)$$

O Teorema 2 apresenta a garantia de encontro de um *switching slot* do transmissor com um *default slot* do receptor, para quaisquer estações com quóruns diferentes. Se o transmissor e o receptor possuem o mesmo quórum e canais *default* diferentes, não é possível estabelecer uma comunicação entre os dois de forma direta. Considerando que os ID's das estações são distribuídos uniformemente, a probabilidade de duas estações não poderem comunicar-se diretamente é calculada como $(m - 1)/mn$. Uma solução para este caso é o roteamento. Uma rota de múltiplos saltos pode ser utilizada para repassar o tráfego entre duas estações que estão diretamente incomunicáveis por terem o mesmo quórum cíclico. Caso haja algum impedimento para estabelecer pelo menos uma rota entre as duas estações, é possível que uma das estações mude temporariamente seu quórum para transmitir os dados pendentes.

A Figura 3.11 mostra um exemplo de como funciona a alocação dos canais. A rede opera com 2 canais disponíveis e com quórum cíclico $G_0 = \{0, 1, 3\}$ sob Z_6 . As estações A e B possuem ID's 0 e 1, respectivamente. De acordo com a Equação 3.9, os canais *default* de A e B são 0 e 1, respectivamente. De acordo com a Equação 3.10, o conjunto de *default slots* de A é $\{0, 1, 3\}$, e o conjunto de *default slots* de B é $\{1, 2, 4\}$. As estações A e B estão no mesmo alcance de transmissão e ambas possuem pacotes para enviarem uma a outra. Na figura, o número dentro de cada *slot* indica o canal selecionado pela estação naquele *slot*. A estação A pode transmitir pacotes de dados à estação B nos *slots* 2 e 4. Já a estação B pode transmitir pacotes de dados à estação A nos *slots* 0 e 3.

3.4.3 Análise

O mecanismo de alocação de canal por um período de tempo (*slot*) proposto pelo CQM permite que múltiplos *handshakes* sejam feitos simultaneamente, o que não é possível em protocolos que fazem uso de canal de controle dedicado para realizar os *handshakes*. Além desta vantagem, também é possível distribuir a carga de tráfego adequadamente entre

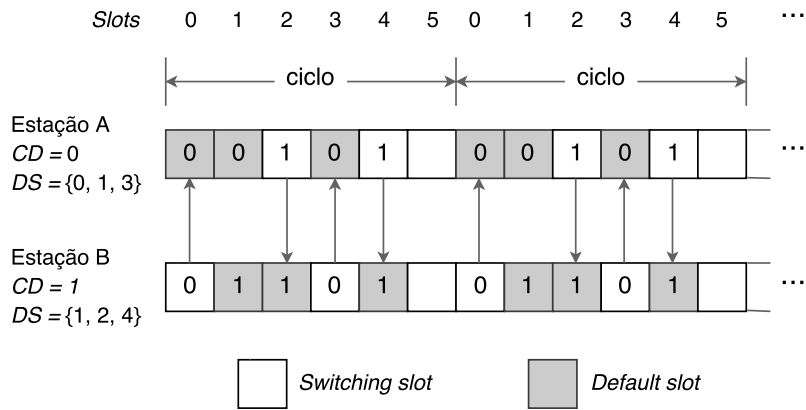


Figura 3.11: Exemplo de alocação de canais em uma rede de 2 canais e conjunto de diferenças $\{0, 1, 3\}$ sob Z_6 . O número em cada *slot* indica o canal selecionado pela estação naquele *slot* (adaptado de [8]).

os canais disponíveis. Se os ID's das estações são distribuídos aleatoriamente, os canais *default* das estações também serão distribuídos aleatoriamente, fazendo com que o tráfego seja igualmente distribuído entre os canais da rede. Outro benefício é a facilidade de uma estação obter a sequência de saltos de canais (quórum) de qualquer estação vizinha. Não há perda de performance da rede para trocar essa informação, visto que ela pode ser obtida apenas sabendo o ID da estação.

Quando se trata de protocolos de múltiplos *rendezvous* que adotam sequência de saltos entre canais, geralmente é feita uma análise com base no dois critérios a seguir [8]:

- A taxa de encontros entre transmissor e receptor em um ciclo (pareamentos entre *switching slot* e *default slot*), definida como M_s ;
- A quantidade de *slots* que uma estação transmissora deve esperar para encontrar seu receptor, definida como W_s .

Para simplificar a análise do CQM com os dois critérios definidos acima, será considerando um cenário com apenas duas estações A e B, onde ambas possuem pacotes para transmitir uma a outra.

Utilizando o exemplo da Figura 3.11, os *switching slots* da estação A e os *default slots* da estação B são pareados nos *slots* 2 e 4, enquanto que os *switching slots* da estação B e os *default slots* da estação A são pareados nos *slots* 0 e 3. Portanto, a taxa de encontros é $M_s = (2 + 2)/6 = 0.667$. A estação A pode transmitir pacotes à estação B nos *slots* 2 e 4. Isso significa que, se o pacote chega ao início da fila de pacotes a serem transmitidos no *slot* 2 ou 4, ele pode ser transmitido imediatamente. Se o pacote chega ao início da

fila no *slot* 0, 1, 3 ou 5, é necessário esperar por 2, 1, 1 ou 3 *slots*, respectivamente. Logo, a expectativa da quantidade de *slots* de espera é $W_s = (2 + 1 + 0 + 1 + 0 + 3)/6 = 1.167$.

A Tabela 3.4 os valores de M_s e W_s para uma rede com CQM operando sob Z_6 e Z_8 . Foram adotados sistemas de quórum cíclico de $G_0 = \{0, 1, 3\}$ sob Z_6 e $G_0 = \{0, 1, 2, 4\}$ sob Z_8 . Foram contabilizados os *slots* de encontro (pareamentos de *switching slot* com *default slot*) e a quantidade necessária de *slots* de espera para uma estação de quórum G_0 transmitindo pacotes às estações com os demais quórums. Os valores obtidos de M_s foram 0.6 e 0.57 para Z_6 e Z_8 , respectivamente. Os valores obtidos de W_s foram 1.25 e 1.89 para Z_6 e Z_8 , respectivamente. Dessa forma, é possível dizer que uma rede que utiliza o CQM operando sob Z_6 apresenta melhor performance do que uma rede operando sob Z_8 .

Tabela 3.4: Desempenho do CQM sob Z_6 e Z_8 (adaptado de [8])

Combinações de quórum	Z_6		Z_8	
	<i>Slots</i> de encontro	<i>Slots</i> de espera	<i>Slots</i> de encontro	<i>Slots</i> de espera
$G_0 + G_1$	4	7	4	16
$G_0 + G_2$	4	6	4	13
$G_0 + G_3$	2	15	6	8
$G_0 + G_4$	4	10	4	21
$G_0 + G_5$	4	6	6	15
$G_0 + G_6$			4	21
$G_0 + G_7$			4	12
Resultados	$M_s = 0.6$	$W_s = 1.25$	$M_s = 0.57$	$W_s = 1.89$

3.5 Discussão

Este capítulo apresentou um estudo de protocolos MAC que utilizam múltiplos canais ortogonais para comunicação. Foram abordados alguns obstáculos que surgem ao projetar um protocolo de múltiplos canais. Também foram apresentados alguns exemplos de protocolos de múltiplos canais e uma forma de classificá-los. Os protocolos estudados foram: 802.11MC [6], CAM-MAC [7] e CQM [8]. Para cada um, foi explicado seu funcionamento e realizado uma análise teórica.

O próximo capítulo faz uma análise empírica dos protocolos 802.11MC [6] e CQM [8]. Os protocolos são implementados em um simulador, avaliando e comparando o desempenho deles para cenários diferenciados.

Capítulo 4

Avaliação dos protocolos 802.11MC e CQM

No Capítulo 3, foram abordados três protocolos MAC que fazem uso de múltiplos canais. Para cada protocolo, foi explicado seu funcionamento e realizada uma análise teórica do mesmo. Neste capítulo, será apresentada a análise empírica de dois dos protocolos abordados. Essa análise é feita com um simulador de redes de computadores. Implementando o protocolo no simulador, é possível validar e avaliar seu comportamento para diversos cenários.

Os protocolos selecionados neste capítulo para serem avaliados foram o 802.11MC [6] e o CQM [8]. O primeiro representa um protocolo de único *rendezvous* que adota a estratégia do uso de um canal de controle dedicado. Já o segundo representa um protocolo de múltiplos *rendezvous* que adota a estratégia do uso de sequências de saltos entre canais.

Inicialmente, será apresentada uma contextualização do ambiente de simulação, realizando uma breve descrição das tecnologias utilizadas para implementar e simular os protocolos. Serão descritos os parâmetros dos cenários simulados, bem como os critérios e as métricas adotados para a avaliação dos protocolos. Por fim, serão mostrados os resultados obtidos com as simulações dos dois protocolos implementados.

4.1 Ambiente de simulação

Os protocolos foram implementados em um simulador chamado OMNeT++ [45]. O OMNeT++ (do Inglês, *Objective Modular Network Testbed in C++*) é um simulador de eventos discretos baseado em componentes que utiliza a linguagem de programação C++. É utilizado principalmente para construir simuladores de redes, permitindo a implementação de redes cabeadas e sem fio. Para prover funcionalidades específicas, como redes *ad*

hoc, redes de sensores e protocolos de Internet, são utilizados *frameworks* desenvolvidos como projetos independentes para o OMNeT++.

O OMNeT++ provê uma arquitetura de componentes para modelos, onde cada componente é implementado em C++. Os componentes podem ser acoplados para formarem componentes maiores e modelos. O acoplamento entre componentes é realizado fazendo uso de uma linguagem de alto nível chamada NED (do Inglês, *Network Description*).

Embora não seja um simulador de rede, o OMNeT++ tem ganhado popularidade como uma plataforma de simulação de redes na comunidade científica, estabelecendo uma grande comunidade de usuários. Comumente é utilizado com um *framework* de modelo, como por exemplo o INET [46].

Além do simulador OMNeT++, foi utilizado o INET para implementar os protocolos desta seção. O INET [46] é uma biblioteca de código aberto para o ambiente de simulação do OMNeT++. É considerado o *framework* de modelo de protocolos padrão do OMNeT++. Ele provê implementações de vários protocolos de redes de comunicação, como por exemplo protocolos da pilha de Internet TCP/IP (TCP, UDP, IPv4, IPv6, OSPF, BGP, etc.) e protocolos das camadas de enlace e física (Ethernet, IEEE 802.11, etc.). Aproveitando-se da infraestrutura provida pelo OMNeT++, o INET oferece serviços de parametrização de execução das simulações e permite que métricas sobre as simulações possam ser coletadas e armazenadas para posterior avaliação.

No INET, os componentes comunicam-se por envio de mensagens. Agentes e protocolos de rede são representados por componentes, onde estes podem ser acoplados para formarem elementos de rede, como estações, roteadores, comutadores, entre outros. É possível implementar novos componentes para utilizar com os componentes existentes, assim como também é possível alterar facilmente os componentes existentes.

Como dito anteriormente, o INET implementa vários protocolos de rede. Um deles é o IEEE 802.11. Tanto o 802.11MC quanto o CQM são baseados no IEEE 802.11 DCF. Por conta disso, foram utilizados e alterados componentes do INET que compõem a implementação do padrão IEEE 802.11 para implementar os protocolos desta seção. De forma mais específica, foi utilizado o IEEE 802.11g com OFDM, variando taxas de transmissão de 6 Mbps até 54 Mbps.

Cada estação da rede é representada por um componente *ad hoc host*, que implementa vários protocolos da pilha TCP/IP. Os componentes (protocolos) básicos utilizados nas camadas de transporte e inter-rede da pilha TCP/IP foram mantidos sem alteração, sendo eles o UDP e o IP, respectivamente. Já as camadas de aplicação e de acesso à rede sofreram alterações. Dois protocolos de camada de aplicação foram implementados utilizando componentes simples fornecidos pelo INET como base. Esses protocolos são utilizados em simulações de cenários diferenciados e serão explicados mais adiante. A camada de

acesso à rede implementa o padrão IEEE 802.11 e é representada por componentes que implementam a camada física, a subcamada LLC e a subcamada MAC correspondentes ao modelo OSI. A subcamada LLC foi mantida inalterada. Já a subcamada MAC foi alterada significativamente para implementar o funcionamento do 802.11MC e do CQM. A camada física sofreu uma alteração simples para aumentar o número de canais disponíveis e aumentar o espaçamento espectral da banda de cada canal, de tal forma que todos os canais sejam ortogonais.

Todas as simulações foram feitas com uma rede de área $170 \times 170\text{m}$, e as estações foram distribuídas aleatoriamente. A potência do rádio de cada estação e o modelo de propagação foi ajustado de forma a criar uma rede *single-hop*, *i.e.*, todas as estações estão no alcance de transmissão uma das outras. Uma estação pode comunicar-se diretamente (em um único salto) com qualquer outra estação da rede. Para simplificar a implementação e avaliação dos protocolos, foi utilizado roteamento estático. Dessa forma, ao iniciar a simulação, cada estação já conhece todas as estações da rede (seus endereços MAC). O tempo necessário para o transceptor realizar a troca de canal foi desconsiderado, pois a implementação da camada física fornecida pelo INET não tem implementado este comportamento. Também foi considerado um ambiente sem obstáculos, como barreiras físicas e ruídos que poderiam causar colisões.

Foram selecionados alguns parâmetros de simulação para formar os cenários a serem avaliados. Cada conjunto de valores dos parâmetros define um cenário. O tempo de simulação foi de 10 segundos para todos os cenários. Os parâmetros adotados foram a quantidade de canais disponíveis na rede, a quantidade de estações, a capacidade de transmissão de cada canal, o tamanho do *payload* da subcamada MAC e o tipo de aplicação. Este último refere-se ao protocolo adotado na camada de aplicação de cada estação.

Foram implementados dois comportamentos na aplicação: pares fixos e pares dinâmicos. Em ambas aplicações, as estações da rede são numeradas de 0 até $k - 1$, onde k é a quantidade de estações na rede. Na aplicação de pares fixos, as estações são divididas em estações transmissoras e receptoras, onde as estações de número par são transmissoras e as estações de número ímpar são receptoras. Uma estação de número par i sempre gera pacotes para a estação de número $i + 1$. Na aplicação de pares dinâmicos, todas as estações geram pacotes para as demais estações da rede. A estação destino de cada pacote gerado é definida aleatoriamente. As duas aplicações são CBR (do Inglês, *Constant Bit Rate*), *i.e.*, os pacotes são gerados a uma taxa constante. Nas simulações, os pacotes foram gerados a cada 0.3ms, uma taxa suficiente para garantir que a fila de pacotes a serem enviados por cada estação nunca fique vazia. Em caso da fila alcançar seu limite, os pacotes gerados são descartados.

Para avaliar o comportamento dos protocolos, foram selecionadas algumas métricas

para serem coletadas a cada cenário simulado. Para cada cenário foram feitas 10 iterações de simulações, e a métrica resultante é dada como a média dos 10 valores obtidos em cada iteração. As métricas coletadas foram: vazão, colisões, atraso e índice *Jain*.

- **Vazão:** Refere-se a vazão agregada da rede, calculada como a quantidade de *bits* dos *payloads* de transmissões bem sucedidas dividida pelo tempo de simulação.
- **Colisões:** Refere-se a taxa de colisões obtida na simulação. Essa taxa é a razão da quantidade de colisões pela quantidade de tentativas de transmissão. Uma colisão de controle ocorre quando acontece uma falha na troca de RTS/CTS. Uma colisão de dado ocorre quando a troca de RTS/CTS foi bem sucedida, mas acontece uma falha na transmissão do dado.
- **Atraso:** Refere-se a média do intervalo de tempo entre o início de contenção para enviar um pacote de dado até o recebimento do ACK referente ao dado. O atraso considerado é referente à camada MAC, ou seja, não foi considerado o atraso da camada de aplicação (fim-a-fim).
- **Índice de Jain** [47]: É uma métrica utilizada para medir a justiça de alocações de recursos em um sistema distribuído, como por exemplo uma rede de computadores. Neste caso, é medido o grau de justiça no que tange a vazão individual das estações. O índice de *Jain* é calculado com a Equação 4.1, onde n é a quantidade de estações transmissoras e x_i é a vazão da estação i . A medida resultante varia de $\frac{1}{n}$ (pior cenário) até 1 (melhor cenário). O melhor cenário ocorre quando todas as estações têm a mesma vazão.

$$J = (x_1, x_2, \dots, x_n) = \frac{\left(\sum_{i=1}^n x_i\right)^2}{n \cdot \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (4.1)$$

4.2 Avaliação do 802.11MC

Foram variados as quantidades de canais e estações na rede em todos os gráficos que demonstram os resultados das simulações do 802.11MC. A quantidade de canais mostrada representa a quantidade de canais de dados apenas. Ainda foi utilizado um canal a mais como canal de controle.

No 802.11MC, quando as estações finalizam sua transmissão e retornam ao canal de controle, ambas não possuem informação sobre a situação atual das alocações dos canais

Tabela 4.1: Componentes de tempo do 802.11MC para o cenário com tamanho de *payload* de 1450 *bytes* e capacidade de canal de 6Mbps.

Componente de tempo	Tempo (μs)
T_{DIFS}	50
T_{SIFS}	10
T_{BO}	67.5
T_{RTS}	58
T_{CTS}	50
T_{ACK}	50
T_{DADO}	1966

da rede e do estado das estações, devido ao tempo que passaram ausente do canal de controle. Para começar uma nova transmissão, as estações devem esperar um tempo no canal de controle para adquirir informação sobre a utilização dos canais e das estações disponíveis para iniciar uma comunicação. O tempo de espera utilizado na implementação do 802.11MC foi o tempo necessário para realizar uma transmissão completa.

Vazão

Primeiramente, foi verificada a vazão agregada da rede obtida no 802.11MC. A Figura 4.1 mostra a vazão obtida utilizando tamanho de *payload* de 1450 *bytes* e capacidade de cada canal de 6Mbps. A Figura 4.1(a) mostra a vazão para aplicação de pares fixos e a Figura 4.1(b) mostra a vazão para aplicação de pares dinâmicos. Em ambos os casos, nota-se que há um aumento da vazão conforme mais canais são disponibilizados. Porém, existe um limite na quantidade de canais que podem ser utilizados, como foi visto na Seção 3.2.2. É possível perceber que existe variação da vazão de 8 canais para 16 canais, mas não há variação significativa de 16 canais para 32 canais. Isso significa que o limite de quantidade de canais que podem ser utilizados simultaneamente encontra-se entre 8 à 16 canais. A Tabela 4.1 mostra os valores dos componentes de tempo na simulação deste cenário com tamanho de *payload* de 1450 *bytes* e capacidade de canal de 6Mbps. Aplicando os valores da Tabela 4.1 na Equação 3.2 e realizando os devidos cálculos, fica determinado que o limite é de 10 canais, mostrando que os resultados estão de acordo com a análise teórica.

A vazão agregada da rede fica limitada pela quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente. Portanto, a vazão máxima obtida no cenário da Figura 4.1 pode ser vista pelas linhas correspondentes à 16 e 32 canais. Considerando

uma rede saturada, a vazão obtida é aproximadamente 59Mbps para o cenário com aplicação de pares fixos, e aproximadamente 44Mbps para o cenário com aplicação de pares dinâmicos. Aplicando os valores da Tabela 4.1 nas Equações 3.3 e 3.5 neste cenário, é possível comparar o TMT com a vazão máxima obtida nas simulações. Substituindo os valores nas equações, o TMT obtido para este cenário foi de 63Mbps. Portanto, a vazão obtida utilizando a aplicação de pares fixos foi de aproximadamente 94% do TMT, enquanto que a vazão para a aplicação de pares dinâmicos foi de aproximadamente 70% do TMT.

A vazão obtida na Figura 4.1(b), cenário de aplicação de pares dinâmicos, foi significativamente menor do que na Figura 4.1(a), cenário de aplicação de pares fixos. No cenário de pares dinâmicos, as estações que finalizam uma transmissão e voltam para o canal de controle devem esperar um tempo para antes de iniciar outra transmissão, para que possam adquirir informação sobre as alocações de canais e das estações que estão ocupadas. No cenário de pares fixos, o tempo de espera depois de voltar para o canal de controle não se faz necessário, pois a estação transmissora sabe que sua estação destino está disponível, bem como o canal que foi utilizado na última transmissão.

Além das variações de quantidade de estações e canais da rede, também foram realizadas simulações variando o tamanho do *payload* e a capacidade de transmissão de cada canal da rede, a fim de avaliar o impacto destes parâmetros. A Figura 4.2 mostra a vazão obtida para um cenário em que o tamanho de *payload* utilizado foi de 250 *bytes*. Em comparação com o cenário de 1450 *bytes* de tamanho de *payload* da Figura 4.1, é possível verificar que a vazão cai consideravelmente com a diminuição do tamanho do *payload*. Além disso, a vazão mantém-se no mesmo nível a partir de 4 canais, não apresentando

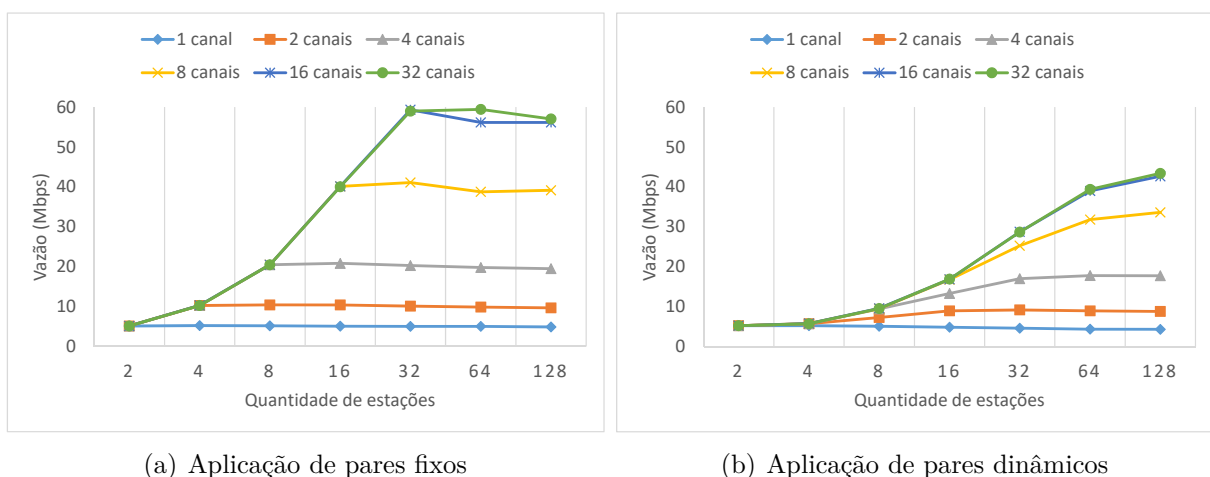


Figura 4.1: Vazão do 802.11MC utilizando tamanho de *payload* de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.

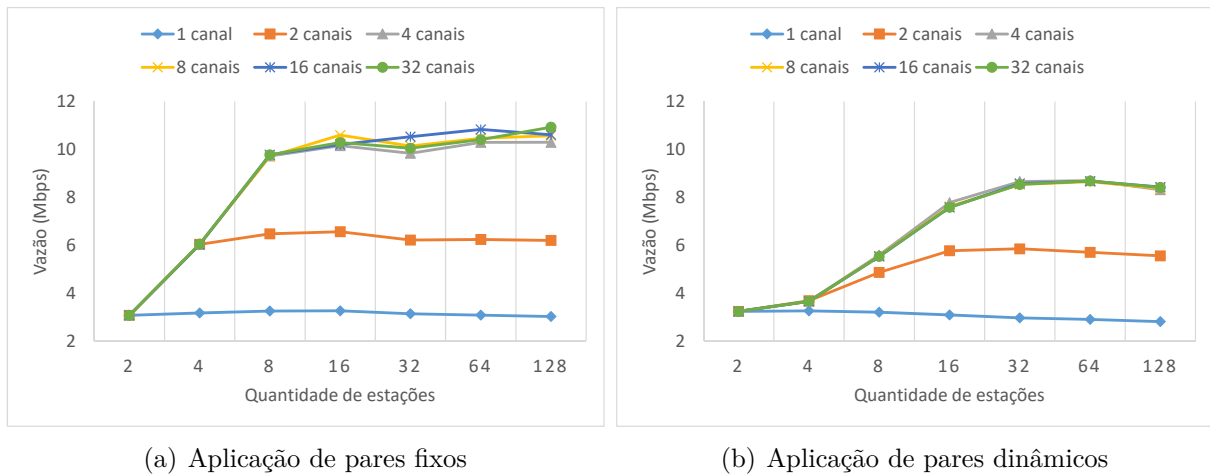


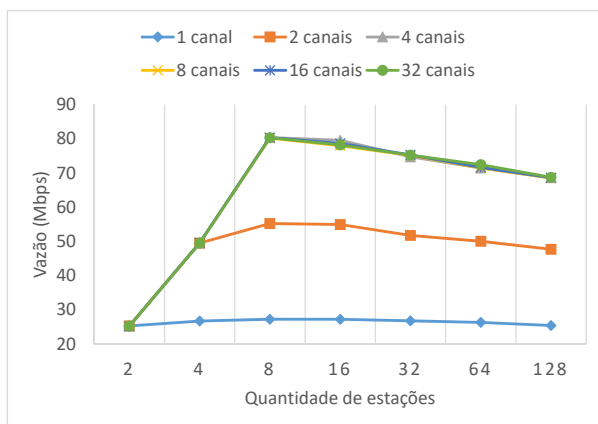
Figura 4.2: Vazão do 802.11MC utilizando tamanho de *payload* de 250B e capacidade de cada canal de 6Mbps.

um aumento com o acréscimo de canais na rede. Isso confirma a afirmação da análise teórica de que quanto maior o tamanho do *payload*, maior é o limite de canais que podem ser utilizados simultaneamente.

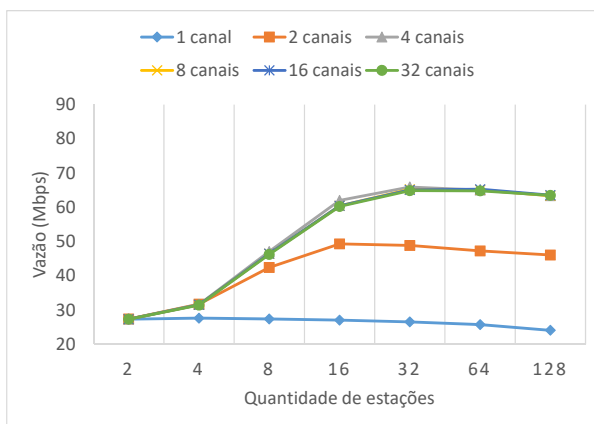
A Figura 4.3 mostra a vazão obtida para um cenário em que a capacidade de cada canal da rede utilizada foi de 54Mbps. Em comparação com o cenário de 6Mbps de capacidade de cada canal da Figura 4.1, é possível verificar um aumento na vazão conforme o aumento da capacidade de cada canal. Porém, este aumento da vazão é pouco significativo, considerando o tanto que a capacidade de cada canal foi aumentada. Enquanto que a capacidade dos canais aumentou em 9 vezes, a vazão aumentou aproximadamente em 1.33 vezes. Isso ocorre por conta da diminuição do limite de canais que podem ser utilizados simultaneamente. A vazão mantém-se no mesmo nível a partir de 4 canais, não apresentando um aumento com o acréscimo de canais na rede. Isso confirma a afirmação da análise teórica de que quanto maior a capacidade de canal, menor é o limite de canais que podem ser utilizados simultaneamente.

Colisões

A taxa de colisões é mostrada na Figura 4.4, em um cenário em que foi utilizado tamanho de *payload* de 1450 bytes e capacidade de cada canal de 6Mbps. Nota-se que a taxa de colisões para a aplicação de pares dinâmicos é maior do que a taxa de colisões para aplicação de pares fixos. Para 128 estações e 16 canais de dados disponíveis na rede, a taxa de colisões foi aproximadamente 45% no cenário de pares fixos, enquanto que no cenário de pares dinâmicos a taxa de colisões foi aproximadamente 63%. Isso acontece pelo fato de haver maior disputa pelo acesso aos canais por conta da maior quantidade de estações



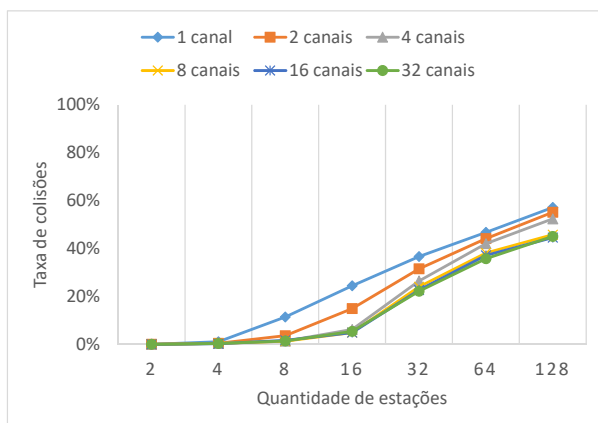
(a) Aplicação de pares fixos



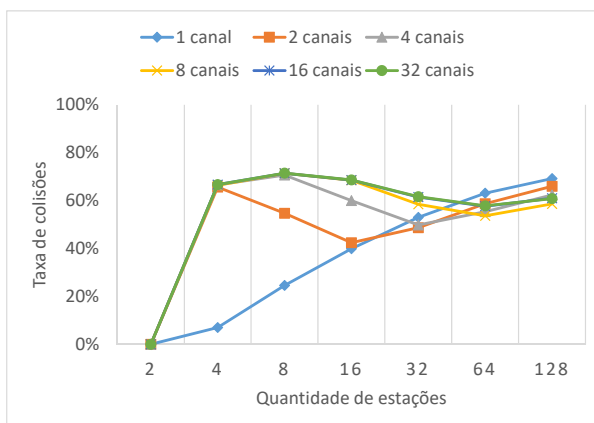
(b) Aplicação de pares dinâmicos

Figura 4.3: Vazão do 802.11MC utilizando tamanho de *payload* de 1450B e capacidade de cada canal de 54Mbps.

transmissoras. A quantidade de estações transmissoras no cenário de aplicação de pares dinâmicos é o dobro da quantidade de estações transmissoras no cenário de aplicação de pares fixos. Além disso, no cenário de pares dinâmicos também existem situações em que estações estarão indisponíveis para receber convites para iniciar uma comunicação, pois podem estar transmitindo ou recebendo dados. Esses dois fatores fazem com que ocorra um maior número de colisões, resultando em uma quantidade maior de retransmissões e diminuição da vazão agregada da rede.



(a) Aplicação de pares fixos



(b) Aplicação de pares dinâmicos

Figura 4.4: Taxa de colisões no 802.11MC utilizando tamanho de *payload* de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.

Atraso

O atraso médio para realizar uma transmissão com sucesso na aplicação de pares dinâmicos também foi maior do que na aplicação de pares fixos. O atraso médio é mostrado na Figura 4.5. Pode-se perceber que a quantidade de canais utilizados tem um grande impacto no atraso médio. Para 128 estações no cenário de pares dinâmicos, o atraso médio foi de aproximadamente 315ms com 1 canal de dado disponível na rede, enquanto que com 16 canais o atraso médio foi de aproximadamente 23ms. Quanto maior a quantidade de canais, menor é o atraso para completar uma transmissão.

Índice de Jain

Embora os resultados, no que tange a vazão, atraso médio e colisões, tenham sido menos favoráveis para a aplicação de pares dinâmicos, o resultado relativo ao grau de justiça de utilização de recursos pelas estações foi melhor para esta aplicação. Isso pode ser visto de acordo com o índice de Jain mostrado na Figura 4.6. No cenário de aplicação de pares fixos, o aumento da quantidade de estações representa um grande impacto na diminuição do índice de Jain. Para 128 estações e 16 canais de dados disponíveis na rede, o cenário de pares dinâmicos obteve um índice de Jain de aproximadamente 0.99, enquanto que no cenário de pares fixos o índice de Jain foi aproximadamente 0.66.

O tempo de espera aplicado quando uma estação retorna ao canal de controle após a finalização de uma transmissão faz com que a disputa pelo canal de controle seja melhor distribuída. Por isso o índice de Jain é consideravelmente maior no cenário de pares dinâmicos.

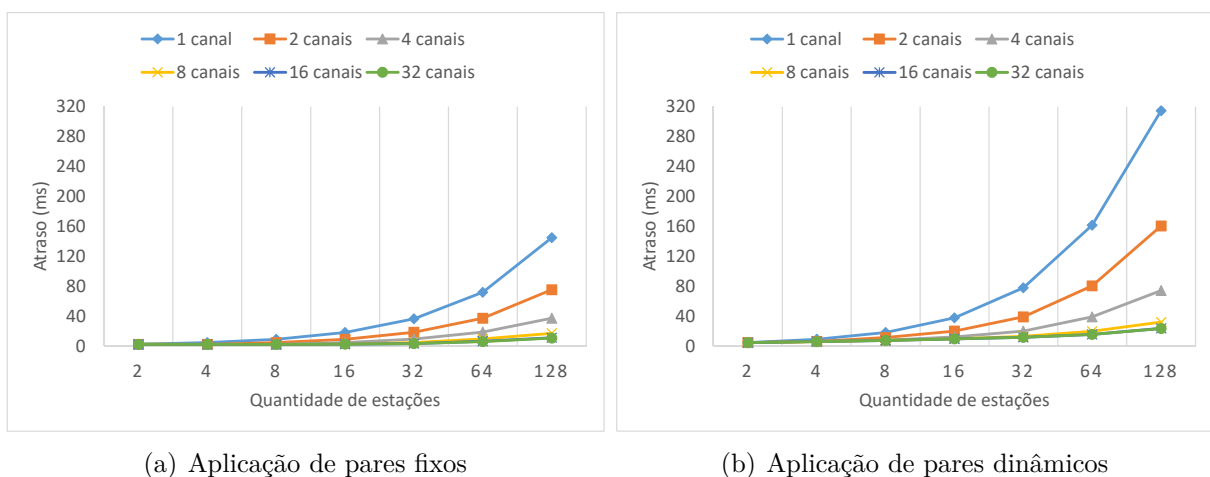


Figura 4.5: Atraso médio do 802.11MC para realizar uma transmissão completa utilizando tamanho de *payload* de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.

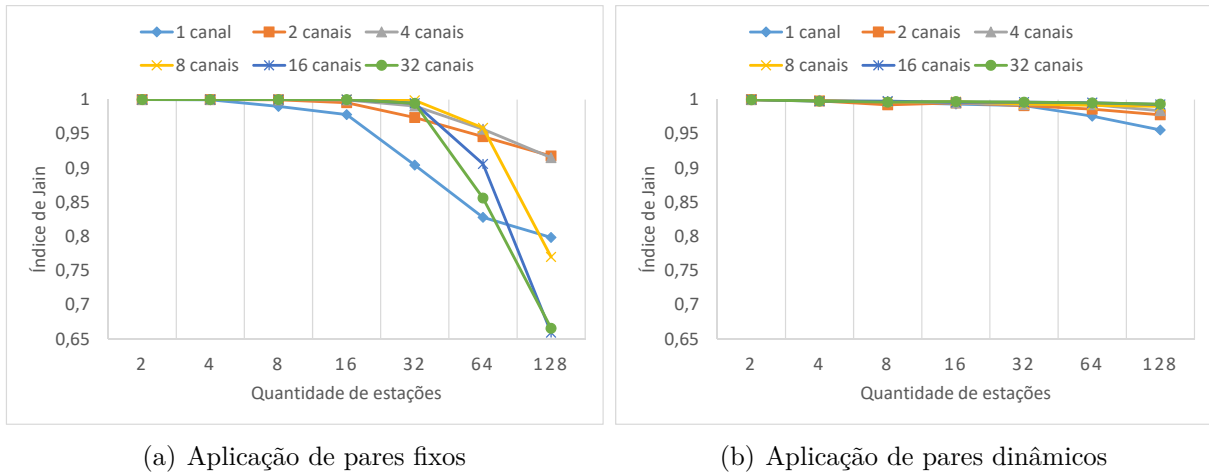


Figura 4.6: Índice de Jain do 802.11MC utilizando tamanho de *payload* de 1450B e capacidade de cada canal de 6Mbps.

4.3 Avaliação do CQM

Da mesma forma que foi feita a avaliação do 802.11MC, foram variados as quantidades de canais e estações na rede em todos os gráficos que demonstram os resultados das simulações do CQM. Além das especificações de implementação e configuração de parâmetros de simulação descritos na Seção 4.1, foram estabelecidos alguns parâmetros específicos para a rede simulada do CQM. Foi utilizado um conjunto de diferença $D = \{0, 1, 3\}$ sob Z_6 para definir o sistema de quórum cíclico aplicado na rede. Logo, um ciclo do CQM é formado por 6 *slots* de tempo. O tempo de cada *slot* foi definido como 10ms, mesmo valor utilizado nas simulações em [8]. Esse tempo é suficiente para realizar uma ou mais transmissões completas, considerando os valores utilizados de tamanho de *payload* e capacidade de canal.

O ID de cada estação, utilizado para selecionar o quórum e o canal *default* da mesma, é representado pelo seu endereço MAC. Os endereços MAC foram distribuídos uniformemente entre as estações, de forma a alcançar uma distribuição balanceada dos canais *default* e dos quórums na rede.

Para facilitar a avaliação, não foi considerado o caso de comunicação entre estações que selecionaram o mesmo quórum. As estações transmissoras nunca geram pacotes para estações de mesmo quórum.

Vazão

Primeiramente, foi verificada a vazão agregada da rede obtida no CQM. A Figura 4.7 mostra a vazão obtida utilizando tamanho de *payload* de 1450 *bytes* e capacidade de

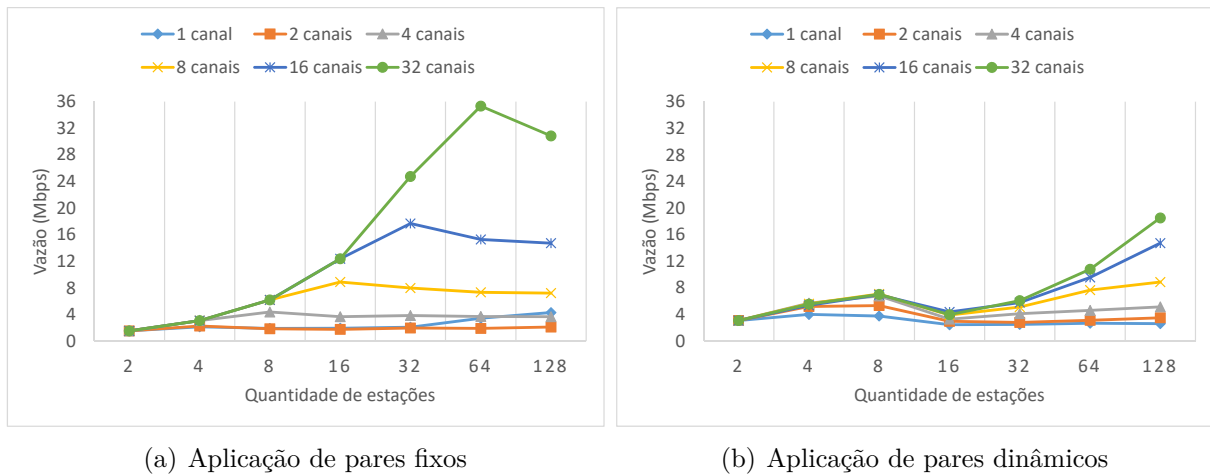


Figura 4.7: Vazão do CQM utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 14.

cada canal de 6Mbps. A Figura 4.7(a) mostra a vazão para aplicação de pares fixos e a Figura 4.7(b) mostra a vazão para aplicação de pares dinâmicos. Para aplicação de pares fixos, nota-se que há um aumento da vazão conforme mais canais são disponibilizados. O resultado obtido para aplicação de pares dinâmicos não foi de acordo com o esperado. A expectativa era que a vazão obtida para aplicação de pares dinâmicos fosse maior que para aplicação de pares fixos. Com estações gerando pacotes para várias outras estações, é possível otimizar o uso dos *slots*. Com estações gerando pacotes para um único destino, como a aplicação de pares fixos, muitos *slots* seriam desperdiçados, pois as estações transmissoras só poderiam transmitir nos *default slots* da única estação destino. A hipótese que foi levantada para explicar este comportamento foi o tamanho máximo da fila de pacotes a serem enviados. Neste cenário, foi utilizada um tamanho máximo de 14 pacotes na fila. Esse valor já estava como padrão na implementação do IEEE 802.11 no INET. Uma vez que uma estação transmissora seleciona um canal no início de seu *switching slot*, ela deve permanecer neste canal até o final do *slot*. Para maximizar a utilização do canal durante este *slot*, a fila da estação transmissora deve conter pacotes destinados a estações que estão disponíveis para receber dados no canal que foi selecionado. Quanto maior o tamanho da fila, maior será a probabilidade da estação transmissora sempre ter pacotes destinados a estações disponíveis no canal selecionado. Se o tamanho máximo da fila for menor que a quantidade de transmissões completas que podem ser realizadas em um *slot*, é bem provável que a estação transmissora fique ociosa durante o *slot* por não ter pacotes destinados a estações disponíveis no canal selecionado.

Para validar a hipótese levantada, foram realizadas simulações alterando o valor do tamanho máximo da fila de pacotes. A Figura 4.8 mostra a vazão obtida utilizando

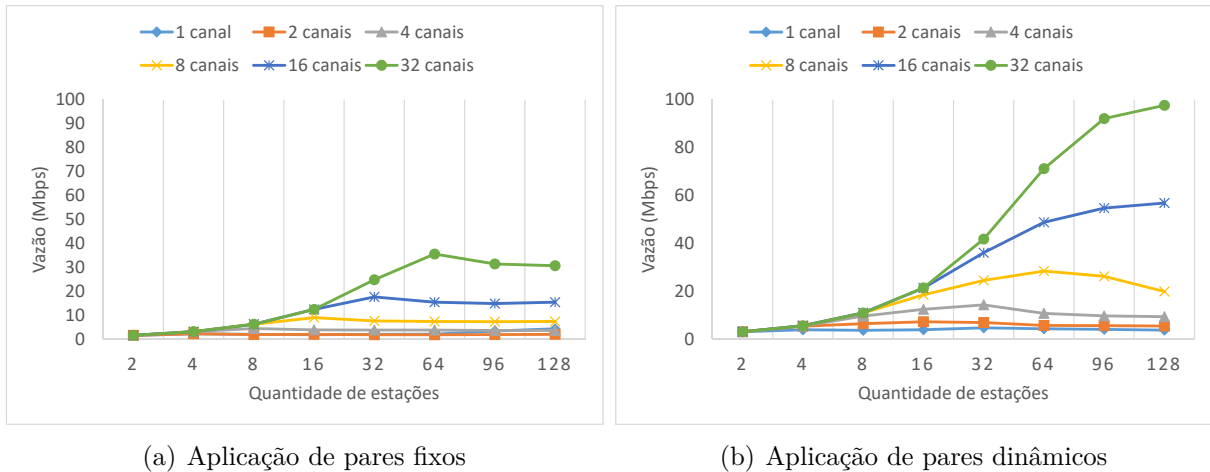


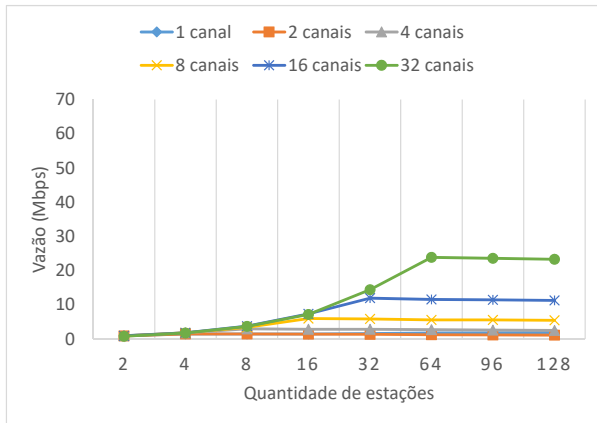
Figura 4.8: Vazão do CQM utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

tamanho de *payload* de 1450 bytes, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila com tamanho máximo de 2000. A vazão na Figura 4.8(b) aumentou bastante em comparação com o cenário da fila com tamanho máximo 14 da Figura 4.7(b). Já a vazão para aplicação de pares fixos na Figura 4.8(a) manteve-se similar à vazão na Figura 4.7(a). O resultado confirma a influência do tamanho máximo da fila de pacotes no desempenho do CQM para um cenário que utiliza a aplicação de pares dinâmicos.

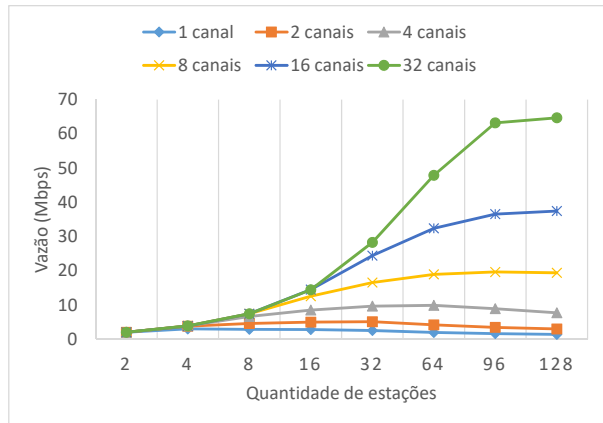
Nas simulações realizadas no trabalho que propôs o CQM [8], foi utilizada uma aplicação semelhante a aplicação de pares dinâmicos definida neste trabalho. Porém, eram gerados 500 pacotes de uma vez para uma estação. Essa quantidade é suficiente para suprir uma estação transmissora com pacotes destinados a estações disponíveis durante seu *switching slot*. Por isso não foi possível notar o impacto do limite da fila na performance do protocolo.

Os resultados obtidos neste trabalho foram compatíveis com os resultados obtidos em [8]. No entanto, este último foi avaliado em um cenário *multi-hop*, enquanto que neste trabalho foi considerado apenas cenários *single-hop*. Por conta disso, os resultados obtidos em [8] apresentaram maior vazão, dependendo do alcance de transmissão que foi estipulado em cada um dos cenários avaliados.

A Figura 4.9 mostra a vazão obtida para um cenário em que o tamanho de *payload* utilizado foi de 250 bytes. Em comparação com o cenário de 1450 bytes de tamanho de *payload* da Figura 4.8, é possível verificar que a vazão diminuiu com o decréscimo do tamanho do *payload*. Já a Figura 4.10 mostra a vazão obtida para um cenário em que a capacidade de cada canal da rede utilizada foi de 54Mbps. Em comparação com o cenário de 6Mbps de capacidade de cada canal da Figura 4.8, é possível verificar um aumento na

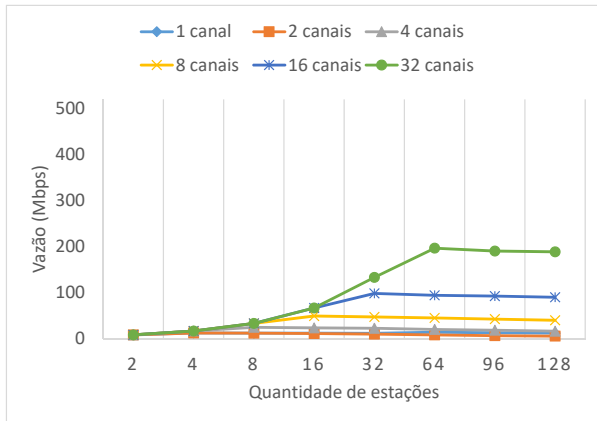


(a) Aplicação de pares fixos

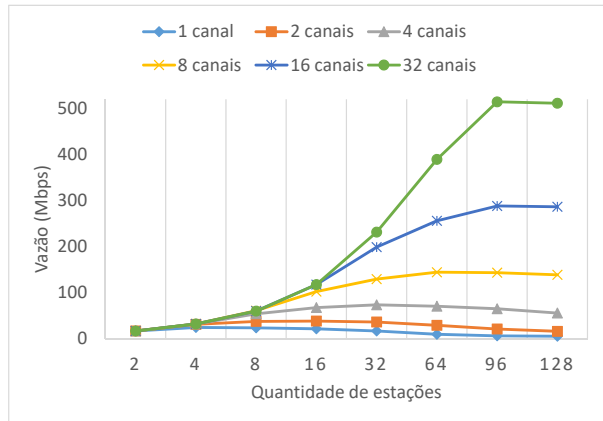


(b) Aplicação de pares dinâmicos

Figura 4.9: Vazão do CQM utilizando tamanho de *payload* de 250B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.



(a) Aplicação de pares fixos



(b) Aplicação de pares dinâmicos

Figura 4.10: Vazão do CQM utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

vazão conforme o aumento da capacidade de cada canal. Em todos os cenários, nota-se o aumento da vazão de acordo com o aumento da quantidade de canais, até o momento em que a quantidade de estações torna-se suficiente para causar a saturação na rede. A partir desse momento, é possível perceber uma leve queda na vazão.

Colisões

A taxa de colisões é mostrada na Figura 4.11, em um cenário em que foi utilizado tamanho de *payload* de 1450 bytes, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila com tamanho máximo de 2000 pacotes. Nota-se que a taxa de colisões para a aplicação de pares

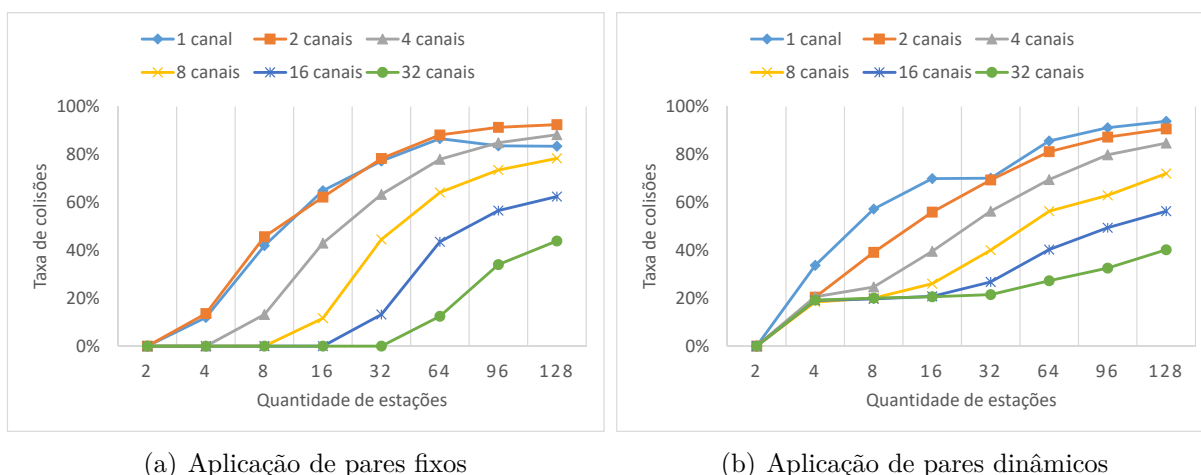


Figura 4.11: Quantidade de colisões no CQM utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

dinâmicos mostrada na Figura 4.11(b) é similar à taxa de colisões para aplicação de pares fixos mostrada na Figura 4.11(a). Para 128 estações e 16 canais de dados disponíveis na rede, a taxa de colisões foi aproximadamente 61% no cenário de pares fixos, enquanto que no cenário de pares dinâmicos a taxa de colisões foi aproximadamente 58%. Embora exista maior disputa no cenário de pares dinâmicos por conta da maior quantidade de estações transmissoras, existe também um aumento de oportunidades de transmissão por conta do maior aproveitamento dos *switching slots*. Isso faz com que haja um balanceamento entre a quantidade de pacotes transmitidos com sucesso e a quantidade de colisões, fazendo com que a taxa não sofra uma grande variação em relação à taxa obtida para o cenário de pares fixos.

Outro comportamento observado é que o aumento da quantidade de canais disponíveis na rede causa um grande impacto na taxa de colisões. Para 96 estações no cenário de pares dinâmicos, a taxa de colisões foi aproximadamente 90% com 1 canal de dados disponível na rede, enquanto que com 32 canais de dados a taxa de colisões foi aproximadamente 31%.

Atraso

O atraso médio para realizar uma transmissão com sucesso na aplicação de pares dinâmicos também foi maior do que na aplicação de pares fixos. Isso ocorre por conta da quantidade de estações transmissoras no cenário de aplicação de pares dinâmicos ser o dobro da quantidade de estações transmissoras no cenário de aplicação de pares fixos, aumentando a disputa pelo acesso ao canal e aumentando a quantidade de colisões.

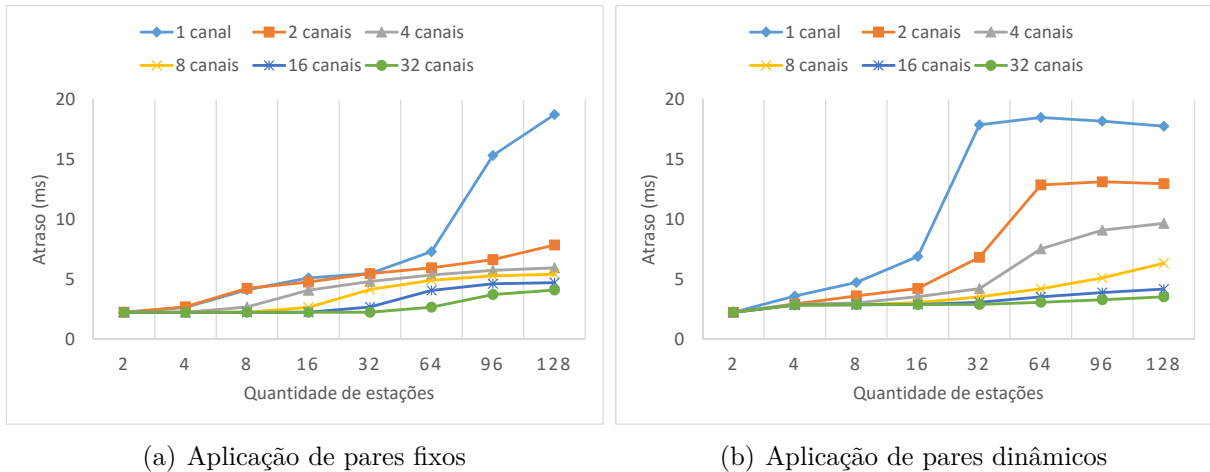


Figura 4.12: Atraso médio do CQM para realizar uma transmissão completa utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

O atraso médio é mostrado na Figura 4.12. A Figura 4.12(a) mostra o atraso médio para aplicação de pares fixos, e a Figura 4.12(b) mostra o atraso médio para aplicação de pares dinâmicos. Pode-se perceber que a quantidade de canais utilizados tem um impacto no atraso médio. Quanto menor for a quantidade de canais disponibilizados na rede, maior será o atraso para realizar uma transmissão. Para 128 estações no cenário de pares dinâmicos, o atraso médio foi de aproximadamente 18ms com 1 canal de dado disponível na rede, enquanto que com 16 canais o atraso médio foi de aproximadamente 4ms.

Índice de Jain

Embora os resultados, no que tange a vazão, atraso médio e colisões, tenham sido menos favoráveis para a aplicação de pares dinâmicos, o resultado relativo ao grau de justiça de utilização de recursos pelas estações foi melhor para esta aplicação. Isso pode ser visto de acordo com o índice de Jain mostrado na Figura 4.13. No cenário de aplicação de pares fixos mostrado na Figura 4.13(a), pode-se perceber uma grande variação do índice de Jain conforme a alteração das quantidades de estações e canais na rede. Já no cenário de aplicação de pares dinâmicos mostrado na Figura 4.13(b), o índice de Jain manteve-se quase imutável, com valor variando de 1 a 0.96. Para 128 estações e 32 canais de dados disponíveis na rede, o cenário de pares fixos obteve um índice de Jain de aproximadamente 0.84. Para 1 canal, o índice de Jain foi aproximadamente 0.65.

A grande variação do índice de Jain no cenário de pares fixos pode ser justificada pela distribuição dos quóruns e dos canais *default* entre as estações. Um par de estações transmissor/receptor pode ter ficado com apenas um encontro de *switching slot/default*

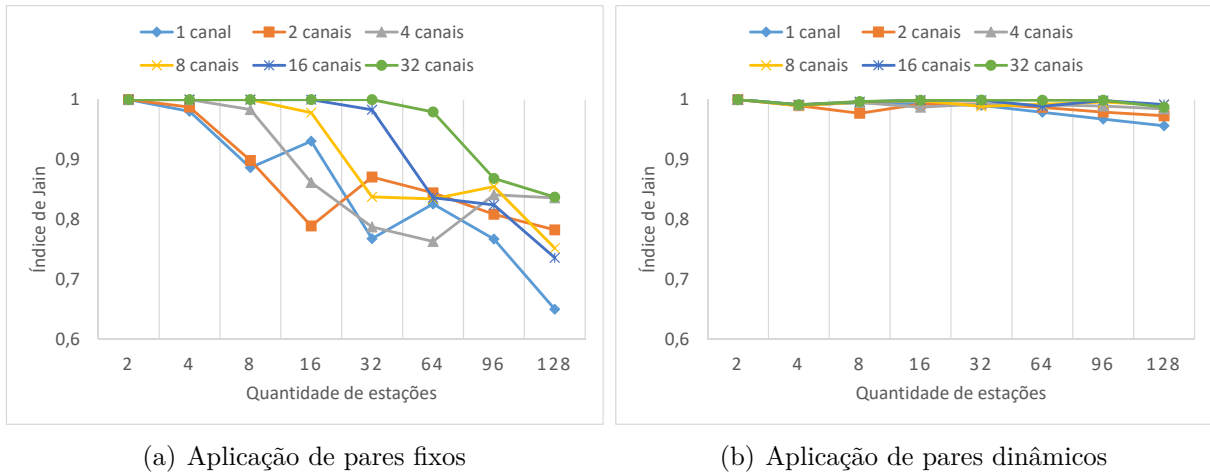


Figura 4.13: Índice de Jain no CQM utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

slot em um ciclo, enquanto que outro par de estações transmissor/receptor pode ter ficado com três encontros de *switching slot/default slot* em um ciclo. Isso prejudica a justiça na rede, pois algumas estações transmissoras ficam com mais *switching slots* ociosos do que outras estações. Isso não representa um problema para o cenário de pares dinâmicos, visto que todos os *switching slots* dos transmissores são utilizados.

4.4 Discussão

Neste capítulo, foi apresentado a avaliação dos resultados das simulações dos protocolos 802.11MC e do CQM. Avaliando os resultados obtidos, foi possível que, no geral, o CQM tem uma performance melhor do que o 802.11MC.

No trabalho em que o CQM foi proposto [8], o protocolo foi avaliado em um simulador implementado pelos autores que o propuseram. Já neste trabalho, foi possível implementar e avaliar o CQM em um simulador bem conhecido na comunidade científica: o OMNeT++ [45].

A Figura 4.14 mostra a vazão obtida para o 802.11MC e o CQM utilizando 8 e 32 canais, em um cenário de tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000. O 802.11MC obteve melhor performance com a aplicação de pares fixos do que com a aplicação de pares dinâmicos. Como já foi dito, isso ocorre por causa da necessidade do tempo de espera no canal de controle após realizar uma transmissão e da maior disputa pelo canal de controle nos cenários com aplicação de pares dinâmicos. Já o CQM obteve melhor performance com a aplicação de pares dinâmicos do que com a aplicação de pares fixos. Isso ocorre por causa

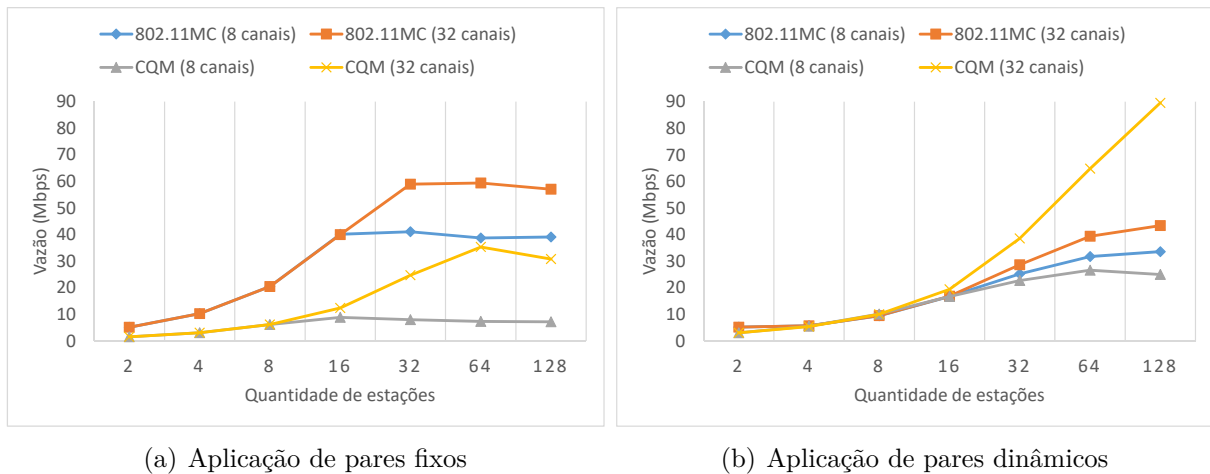


Figura 4.14: Vazão do 802.11MC e do CQM utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

do melhor aproveitamento dos *switching slots* das estações transmissoras nos cenários de pares dinâmicos.

Foi visto que o 802.11MC sofre com o problema do gargalo do canal de controle. Isso significa que existe um limite da quantidade de canais que podem ser utilizados simultaneamente. O aumento da quantidade de canais além do limite não proporciona um aumento da vazão da rede. Foi verificado que esse limite depende do tamanho do *payload* e da capacidade dos canais da rede. Já o CQM não apresenta este problema. Não há um limite na quantidade de canais que podem ser utilizados simultaneamente na rede que opera com o CQM. Isso faz com que o CQM possa alcançar uma vazão bem maior do que o 802.11MC. Nota-se que, na Figura 4.14(b), o 802.11MC obteve maior vazão do que o CQM para 8 canais. Isso foi possível pelo fato da quantidade máxima de canais que podem ser utilizados simultaneamente no 802.11MC ser maior que 8 (a quantidade máxima de canais é 12 para 1450B de tamanho de *payload* e 6Mbps de capacidade de canal). Já para 32 canais, a vazão obtida pelo CQM foi maior do que o 802.11MC.

Outra limitação verificada no 802.11MC é a capacidade de canal adotada para transmissão. Quanto maior a capacidade dos canais, menor é o limite da quantidade de canais. Ou seja, o 802.11MC torna-se inviável para cenários com alta capacidade de canais. O CQM não possui essa limitação. A capacidade de canais adotada em uma rede que opera com o CQM não causa impacto na quantidade de canais utilizados. Isso também permite que o CQM atinja uma vazão bem maior que o 802.11MC.

Em relação ao índice de Jain obtido com as simulações, o resultado foi mais favorável para o 802.11MC do que para o CQM, principalmente nos cenários de aplicação de pares fixos. Como já foi explicado, o baixo índice de Jain no cenário de aplicação de pares fixos

para o CQM ocorre devido à distribuição dos quóruns e dos canais *default* entre as estações, fazendo com que estações transmissoras tenham mais oportunidades de transmitir do que outras. Para aplicação de pares dinâmicos, o índice de Jain obtido foi semelhante entre o 802.11MC e o CQM, sendo que o primeiro teve um resultado ligeiramente maior do que o último.

Um problema encontrado no CQM foi o impacto do tamanho da fila de pacotes. Em cenários que utilizam a aplicação de pares dinâmicos, o tamanho da fila tem um impacto na performance do protocolo. Se o tamanho da fila for pequeno, isso pode causar uma diminuição significativa da performance da rede. Este problema não foi abordado em [8], pois não foi avaliado uma aplicação similar à aplicação de pares dinâmicos.

Outro problema presente no CQM é a existência de estações adjacentes com mesmo quórum. Nesta situação, essas estações ficam incomunicáveis entre si. Em [8], é proposta a ideia de solucionar este problema com roteamento, fazendo com que uma estação atue como *relay* entre as duas estações de mesmo quórum. Outra questão que pode ser considerada no CQM é a utilização de uma aplicação em que estações possuem uma carga de tráfego desigual, ou seja, uma estação tem muito mais pacotes para transmitir do que outra estação. Esses dois casos não foram avaliados neste trabalho, nem no trabalho em [8].

Capítulo 5

Proposta do E-CQM

No Capítulo 3, foi apresentado uma análise teórica do CQM. No Capítulo 4, foi apresentada uma análise empírica do CQM, coletando e avaliando resultados de simulações do protocolo. Foi possível analisar o comportamento do CQM e identificar alguns problemas. Neste capítulo, será apresentado o E-CQM (do Inglês, *Enhanced Cyclic-Quorum-Based Multichannel*), que consiste em uma proposta de melhoria para o CQM. O E-CQM propõe duas versões modificadas da implementação do CQM: o E-CQM(1) e o E-CQM(2).

Primeiramente, serão abordados alguns problemas e considerações acerca do funcionamento do CQM. Em seguida, será explicado a proposta do E-CQM, detalhando o funcionamento das duas modificações que ele propõe. E por fim, serão apresentados os resultados e avaliações das simulações realizadas com dois protocolos que implementam as modificações definidas pelo E-CQM.

5.1 Considerações acerca do CQM

Na implementação do CQM que foi realizada em [8], foram utilizadas várias filas de pacotes para cada estação. Cada fila correspondia a uma estação adjacente, ou seja, os pacotes de uma fila eram endereçados à mesma estação. Nas simulações realizadas em [8], a camada de aplicação de cada estação gera um fluxo constante de pacotes, com uma taxa suficiente para garantir que a estação sempre possua pacotes para transmitir. São geradas rajadas de 500 pacotes. Os pacotes de uma rajada são endereçados à mesma estação. A cada rajada é selecionada outra estação adjacente para gerar pacotes endereçadas a ela. Uma estação A, ao iniciar um *switching slot*, escolhe uma fila não-vazia correspondente à uma estação B que está em *default slot*. A estação A altera o transceptor para o canal *default* da estação B. Durante este *slot*, a estação A transmite os pacotes endereçados a B. Em um *slot*, a quantidade máxima de transmissões possíveis é muito inferior a 500. Portanto, a estação A fica transmitindo pacotes somente à estação B durante este *slot*.

Porém, não foi descrito em [8] o que ocorre caso a estação A não possua mais pacotes endereçados à estação B antes do *slot* acabar. Uma possível alternativa seria aproveitar o tempo restante do *slot* para enviar pacotes de uma fila correspondente a outra estação C que está em *default slot* e que tenha mesmo canal *default* que a estação B. No entanto, caso não haja fila correspondente a uma estação disponível para receber transmissões no momento, o restante do *slot* acaba sendo desperdiçado para a estação A.

Neste trabalho, o CQM foi implementado de tal forma que cada estação possui apenas uma fila de pacotes. Ao iniciar um *switching slot*, uma estação A faz um percorrimto na fila e seleciona o primeiro pacote endereçado a uma estação B que se encontra em um *default slot*. A estação A altera o transceptor para o canal *default* da estação B e transmite o pacote que foi selecionado da fila. A partir de então, até o final do *slot*, a estação faz o percorrimto na fila, transmitindo o primeiro pacote que encontrar endereçado a uma estação que esteja em *default slot* e que tenha mesmo canal *default* que a estação B.

A vantagem da implementação de fila única é que os pacotes endereçados a estações disponíveis no dado *slot* são enviados respeitando a ordem de chegada na fila. Na implementação de várias filas isso não ocorre. No entanto, ambas implementações ainda apresentam o mesmo problema de desperdício do tempo restante do *slot* para situações em que não há mais pacotes endereçados a estações disponíveis para receber no canal. Esse problema foi verificado no Capítulo 4 com as simulações de cenários de aplicação de pares dinâmicos e de fila com tamanho máximo pequeno. Foi visto que quanto menor o tamanho da fila, maior é a chance de ocorrer este problema. O E-CQM(1) definido neste capítulo foi proposto para resolver este problema.

Outra questão a ser considerada com o CQM é a possibilidade de comunicação bidirecional entre duas estações em um mesmo *slot*, *i.e.*, uma estação A poder enviar dados à uma estação B e a estação B poder enviar dados à estação A durante um mesmo *slot*. Considere que duas estações A e B utilizam uma aplicação que opera sobre TCP para comunicarem-se. As transmissões TCP fazem uso de ACK para confirmar o envio dos dados. Considere ainda que as estações A e B estão em uma rede que opera com CQM. A estação A deseja enviar um dado à estação B. No início de um *slot*, a estação A encontra-se em *switching slot* e a estação B encontra-se em *default slot*. Dessa forma, ambas estações encontram-se no canal *default* da estação B, e então a estação A transmite o dado à estação B. Ao receber o dado na camada de transporte, a estação B deveria enviar um ACK à estação A. O pacote de ACK que vem da camada de transporte é um dado (*payload*) para a camada do CQM. Como a estação B encontra-se em *default slot*, ela não pode enviar dados, apenas receber. Logo, a estação B teria que esperar por um próximo *slot* em que a estação A esteja em *default slot* e a estação B esteja em *switching slot*, para que possa transmitir o ACK da camada de transporte. O E-CQM(2) definido neste capítulo

apresenta uma forma melhor para lidar com aplicações de fluxos bidirecionais.

Outro problema citado em [8] é a situação em que uma estação tem mesmo quórum que outra estação adjacente. Neste caso, ambas estações ficam incomunicáveis, pois não possuem interseção de *default slots* e *switching slots*. Uma das soluções propostas é aplicar roteamento, fazendo com que uma terceira estação com quórum diferente atue como *relay* entre as duas estações de mesmo quórum. O E-CQM(2), embora não solucione completamente, ajuda a amenizar este problema.

5.2 Funcionamento do E-CQM

Nessa seção é apresentado o E-CQM, uma proposta de melhorias para o protocolo CQM. O E-CQM tem duas variações, em que cada uma delas corresponde a uma implementação individual. Ou seja, uma independe da outra. As duas variações são denominadas E-CQM(1) e E-CQM(2). A seguir, são apresentadas as modificações que cada uma delas propõe.

5.2.1 E-CQM(1)

A alteração no CQM que o E-CQM(1) propõe permite que uma estação mude de canal durante um *slot*, não precisando esperar o fim do mesmo.

No início de um *slot*, se a estação estiver em um *default slot*, ela seleciona seu canal *default*. Se a estação estiver em um *switching slot*, ela seleciona o primeiro pacote da fila endereçado a uma estação que esteja em seu *default slot*, alterando o transceptor para o canal *default* dessa estação. Se a fila estiver vazia ou não possuir pacotes endereçados a estações que estejam em *default slot*, a estação seleciona seu próprio canal *default*.

Durante um *slot*, a estação que se encontra em *default slot* permanece no seu canal *default* até o final do *slot*, assim como no CQM original. Já a estação que encontra-se em *switching slot* faz o percorrimento da fila para realizar transmissões durante o *slot*. Se o pacote da fila está endereçado a uma estação que se encontra em *switching slot*, a estação passa para o próximo pacote da fila. Se o pacote da fila está endereçado a uma estação que se encontra em *default slot*, a estação retira o pacote da fila para transmití-lo. Antes de transmitir o pacote, a estação verifica se está no mesmo canal que a estação destino. Se a estação está no canal *default* da estação destino, ela inicia a transmissão. Caso contrário, a estação altera seu transceptor para o canal *default* da estação destino, e em seguida inicia a transmissão.

A Figura 5.1 ilustra um exemplo de funcionamento do E-CQM(1). Uma estação A está em *switching slot* e tem pacotes endereçados às estações B e C, sendo que ambas estão em *default slot*. A estação A transmite um dado à estação B no canal 1 (canal *default* da

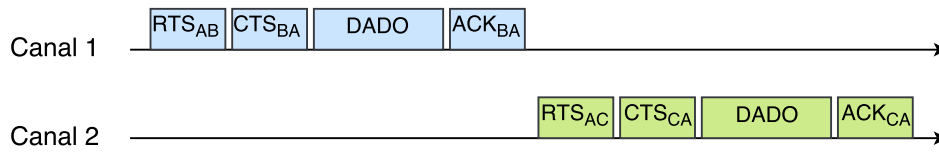


Figura 5.1: Ilustração de duas transmissões durante um mesmo *slot* no E-CQM(1). Uma estação A transmite um dado a uma estação B no canal 1, e em seguida troca para o canal 2 para transmitir um dado a uma estação C.

estação B). Ao término da transmissão, durante o mesmo *slot*, a estação A troca para o canal 2 (canal *default* da estação C) e transmite um dado à estação C. Se fosse utilizado o CQM original, após a transmissão do dado à estação B, a estação A teria que esperar por um próximo *slot* para poder realizar uma transmissão à estação C.

Esse comportamento que permite a troca de canal durante um *switching slot* pode ser utilizado para solucionar o problema da fila pequena, visto na avaliação do CQM na Seção 4.3. De fato, a alteração proposta pelo E-CQM(1) resolve este problema, como pode ser visto com os resultados apresentados na Subseção 5.3.1.

5.2.2 E-CQM(2)

A alteração no CQM que o E-CQM(2) propõe permite que estações que estão no mesmo canal durante um *slot* iniciem uma transmissão com qualquer outra estação do mesmo canal, independente se as estações estão em *default slot* ou *switching slot*.

No início de um *slot*, se a estação estiver em um *default slot*, ela seleciona seu canal *default*. Se a estação estiver em um *switching slot*, ela seleciona o primeiro pacote da fila endereçado a uma estação que esteja em seu *default slot*, alterando o transceptor para o canal *default* dessa estação. Se a fila estiver vazia ou não possuir pacotes endereçados a estações que estejam em *default slot*, a estação seleciona aleatoriamente um canal dentre os canais disponíveis da rede.

Independente de estar em *default slot* ou *switching slot*, ao iniciar um *slot*, a estação faz um mapeamento de todas as estações que estão em *default slot* e que tem canal *default* igual ao canal em que a estação selecionou. As estações mapeadas são adicionadas a uma lista de estações. Essa lista indica as estações que estão no mesmo canal durante um *slot*. Ao final de cada *slot*, essa lista é resetada.

Durante um *slot*, as estações estão aptas a iniciar uma transmissão e a receber um convite de início de transmissão, independente de estar em *default slot* ou *switching slot*. Enquanto a fila não estiver vazia, a estação faz o percorrimento da fila para transmitir

seus pacotes. Se o pacote estiver endereçado a uma estação que não está na lista de estações do mesmo canal, a estação passa para o próximo pacote da fila. Caso contrário, a estação inicia a transmissão do pacote.

Quando uma estação recebe um quadro de controle ou de dado, independente de ser destinado a ela ou a outra estação, os endereços que constam no pacote (endereço de origem e destino) são adicionados a lista de estações disponíveis no mesmo canal durante o *slot* atual. A medida que o tempo do *slot* passa e ocorrem transmissões, as estações conseguem identificar as outras estações que estão em *switching slot* e estão no mesmo canal.

A Figura 5.2 ilustra um exemplo de funcionamento do E-CQM(2). Neste exemplo, são consideradas transmissões entre 3 estações (A, B e C) durante um *slot* de número 2. O canal *default* (*CD*) da estação A é o canal 0 e seu quórum (*DS*) é {0, 1, 3}. O canal *default* da estação B é o canal 1 e seu quórum é {1, 2, 4}. O canal *default* da estação C é o canal 1 e seu quórum é {2, 3, 5}. Como o *slot* atual é o 2, a estação A está em *switching slot* e as estações B e C estão em *default slot*. A estação A possui pacotes endereçados à estação B, a estação B possui pacotes endereçados à estação A, e a estação C possui pacotes endereçados à estação A. Dessa forma, a estação A seleciona o canal 1 (canal *default* da estação B) e transmite um dado à estação B. Ao receber o dado da estação A, a estação B fica ciente de que a estação A encontra-se no mesmo canal. Dessa forma, a estação B transmite um dado à estação A. A estação C, escutando as transmissões entre as estações A e B, também fica ciente de que a estação A encontra-se no mesmo canal. Logo, a estação C também transmite um dado à estação A.

Esse comportamento do E-CQM(2) permite que estações enviem pacotes de dados uma

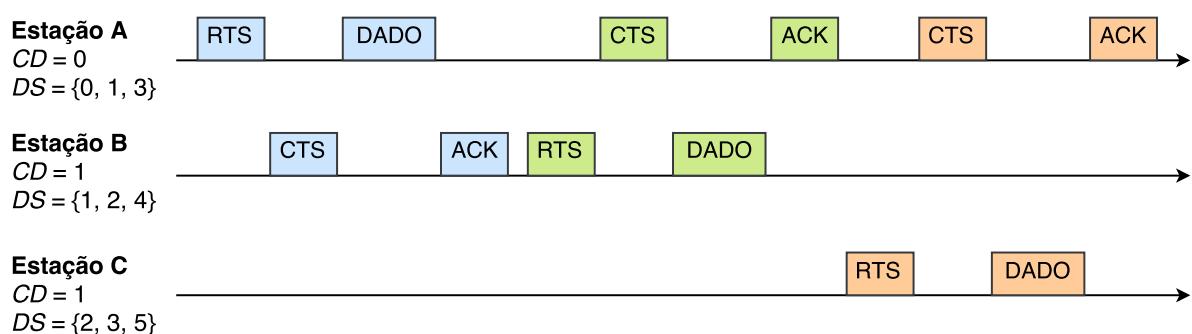


Figura 5.2: Ilustração de transmissões durante um mesmo *slot* no E-CQM(2). A estação A possui pacotes endereçados à estação B, a estação B possui pacotes endereçados à estação A, e a estação C possui pacotes endereçados à estação A. O *slot* atual é o *slot* 2. O canal *default* (*CD*) e o quórum (*DS*) de cada estação é determinado na figura.

a outra no mesmo *slot*, independente de estarem em *default slot* ou *switching slot*. Basta estarem no mesmo canal. Com isso, é possível estabelecer uma comunicação bidirecional, sem a necessidade de esperar por um próximo *slot*. Além disso, mais oportunidades de transmissão são criadas, visto que a quantidade de estações destinos disponíveis no momento aumenta.

O E-CQM(2) também ajuda a amenizar o problema de estações estarem incomunicáveis por possuir mesmo quórum. Se as duas estações de mesmo quórum encontram-se no mesmo canal, é possível que elas estabeleçam uma comunicação, mesmo ambas estando em *default slot* ou *switching slot*.

5.3 Avaliação do E-CQM

Da mesma forma que foi feita a avaliação do CQM, foram variados as quantidades de canais e estações na rede em todos os gráficos que demonstram os resultados das simulações do E-CQM(1) e do E-CQM(2). Além das especificações de implementação e configuração de parâmetros de simulação descritos na Seção 4.1, também foram utilizados os mesmos parâmetros específicos das simulações realizadas para avaliação do CQM na Seção 4.3. Foi utilizado um conjunto de diferença $D = \{0, 1, 3\}$ sob Z_6 para definir o sistema de quórum cíclico aplicado na rede. Logo, um ciclo no E-CQM(1) e E-CQM(2) é formado por 6 *slots* de tempo. O tempo de cada *slot* foi definido como 10ms. Esse tempo é suficiente para realizar uma ou mais transmissões completas, considerando os valores utilizados de tamanho de *payload* e capacidade de canal.

O ID de cada estação, utilizado para selecionar o quórum e o canal *default* da mesma, é representado pelo seu endereço MAC. Os endereços MAC foram distribuídos uniformemente entre as estações, de forma a alcançar uma distribuição balanceada dos canais *default* e dos quórums na rede.

Nesta seção, são apresentados apenas os resultado de vazão agregada da rede. Não foram apresentados gráficos de colisões, atrasos e índice de Jain, visto que os resultados obtidos para essas métricas foram similares aos resultados obtidos com a avaliação do CQM. Os resultados obtidos no E-CQM(1) e no E-CQM(2) foram comparados com os resultados do CQM original. Porém, os resultados do E-CQM(1) e do E-CQM(2) não foram comparados entre si, visto que cada um deles foi proposto para solucionar problemas diferentes.

5.3.1 Avaliação do E-CQM(1)

Foi verificada a vazão agregada da rede obtida no E-CQM(1). A Figura 5.3 mostra a vazão obtida utilizando tamanho de *payload* de 1450 *bytes* e capacidade de cada canal de

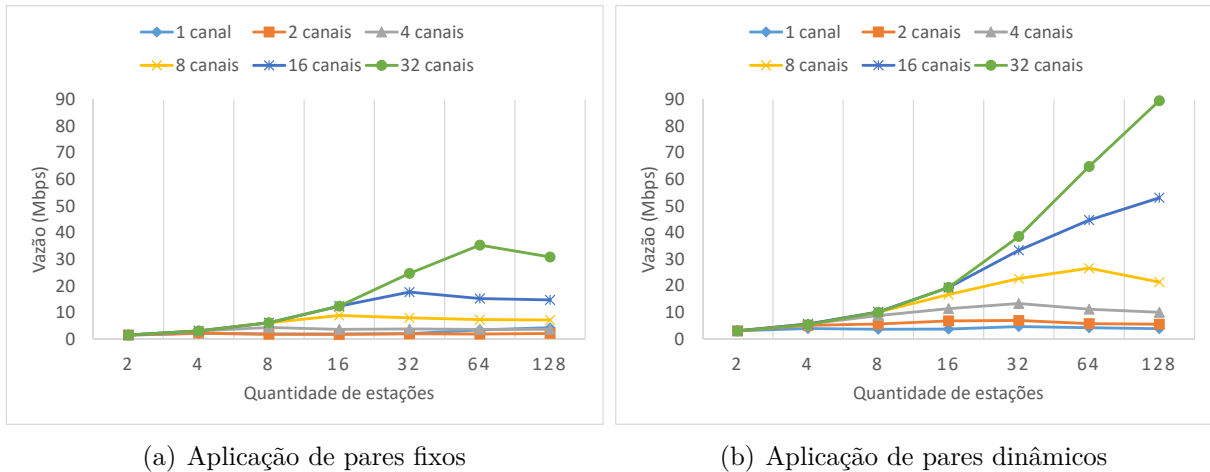
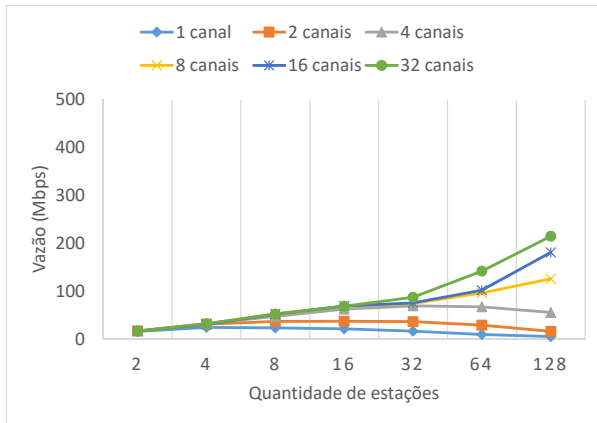


Figura 5.3: Vazão do E-CQM(1) utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 14.

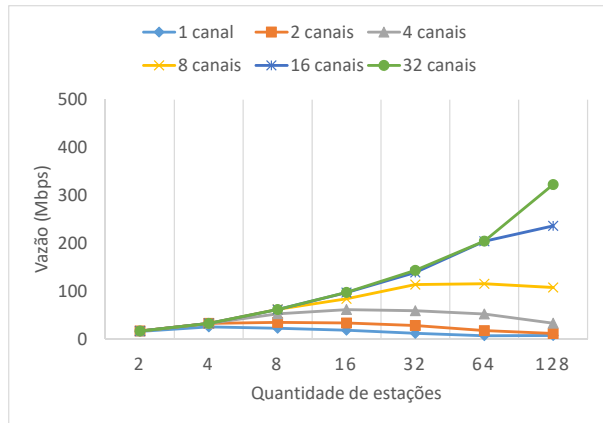
6Mbps. A Figura 5.3(a) mostra a vazão para aplicação de pares fixos e a Figura 5.3(b) mostra a vazão para aplicação de pares dinâmicos. Para aplicação de pares fixos, o resultado obtido foi equivalente a vazão do CQM para o mesmo cenário, mostrada na Figura 4.7(a). Já para a aplicação de pares dinâmicos, a vazão obtida no E-CQM(1) foi muito maior do que a vazão obtida no CQM para o mesmo cenário, mostrada na Figura 4.7(b). Ainda considerando aplicação de pares dinâmicos, foi possível perceber também que a vazão obtida para o cenário de fila de tamanho 14 no E-CQM(1) foi similar à vazão obtida para o cenário de fila de tamanho 2000 no CQM, mostrada na Figura 4.8(b).

Para entender melhor o impacto do tamanho máximo da fila na performance tanto do CQM quanto do E-CQM(1), foram realizadas simulações variando o tamanho das filas. A Figura 5.4 mostra a vazão obtida para o CQM e o E-CQM(1), utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e aplicação de pares dinâmicos. A Figura 5.4(a) mostra a vazão obtida para o CQM utilizando fila de tamanho 50. A Figura 5.4(b) mostra a vazão obtida para o CQM utilizando fila de tamanho 100. A Figura 5.4(c) mostra a vazão obtida para o CQM utilizando fila de tamanho 300. Conforme o tamanho da fila aumenta, a vazão obtida no CQM também aumenta. A Figura 5.4(d) mostra a vazão obtida para o E-CQM(1) utilizando fila de tamanho 50. Foram realizadas outras simulações com fila de tamanho 100 e 300 para o E-CQM(1), mas não houve alteração da vazão em relação ao resultado obtido para o cenário da fila de tamanho 50. O E-CQM(1) obteve maior vazão em comparação com o CQM para os cenários de fila de tamanho 50 e 100. Para o cenário de fila de tamanho 300, nota-se que a vazão obtida pelo CQM aproxima-se da vazão obtida pelo E-CQM(1).

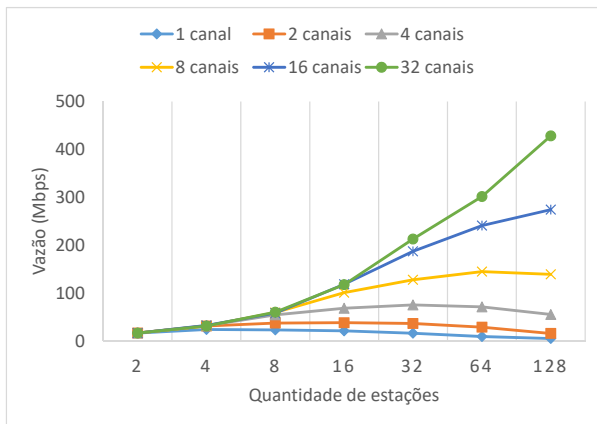
Com isso, fica evidente que, para aplicações de pares dinâmicos, o uso do E-CQM(1)



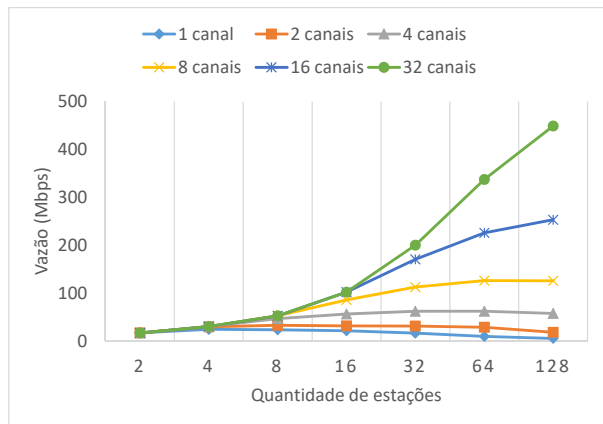
(a) CQM com fila de tamanho 50



(b) CQM com fila de tamanho 100



(c) CQM com fila de tamanho 300



(d) E-CQM(1) com fila de tamanho 50

Figura 5.4: Vazão do CQM e do E-CQM(1) utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e aplicação de pares dinâmicos.

apresenta performance muito maior para filas de tamanho máximo pequeno em comparação ao CQM. Para aplicação de pares fixos, a performance do E-CQM(1) e do CQM são similares, independente do tamanho máximo da fila.

5.3.2 Avaliação do E-CQM(2)

Foi verificada a vazão agregada da rede obtida no E-CQM(2). A Figura 5.5 mostra a vazão obtida utilizando tamanho de *payload* de 1450 bytes, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000. A Figura 5.5(a) mostra a vazão para aplicação de pares fixos e a Figura 5.5(b) mostra a vazão para aplicação de pares dinâmicos. Para aplicação de pares fixos, o resultado obtido no E-CQM(2) foi semelhante à vazão do CQM para o mesmo cenário, mostrada na Figura 4.8(a). Com 96 estações e 32 canais, o CQM obteve uma vazão de aproximadamente 31.3Mbps e o E-CQM(2) obteve

uma vazão de aproximadamente 31.2Mbps. Para a aplicação de pares dinâmicos, a vazão obtida no E-CQM(2) também foi similar à vazão obtida no CQM para o mesmo cenário, mostrada na Figura 4.8(b). Com 96 estações e 32 canais, o CQM obteve uma vazão de 92.1 e o E-CQM(2) obteve uma vazão de 95.2.

Também foi verificado a vazão agregada no E-CQM(2) para uma capacidade de canal maior. A Figura 5.6 mostra a vazão obtida utilizando tamanho de *payload* de 1450 bytes, capacidade de cada canal de 54Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000. A Figura 5.6(a) mostra a vazão para aplicação de pares fixos e a Figura 5.6(b) mostra a vazão para aplicação de pares dinâmicos. Para aplicação de pares fixos, o resultado obtido no E-CQM(2) foi similar à vazão do CQM para o mesmo cenário, mostrada na Figura 4.10(a).

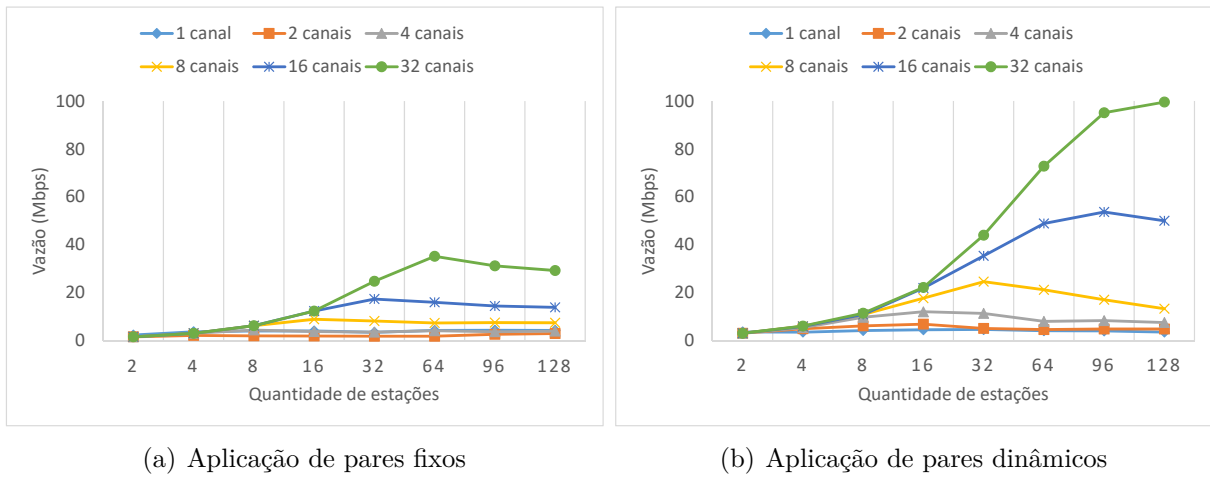


Figura 5.5: Vazão do E-CQM(2) utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 6Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

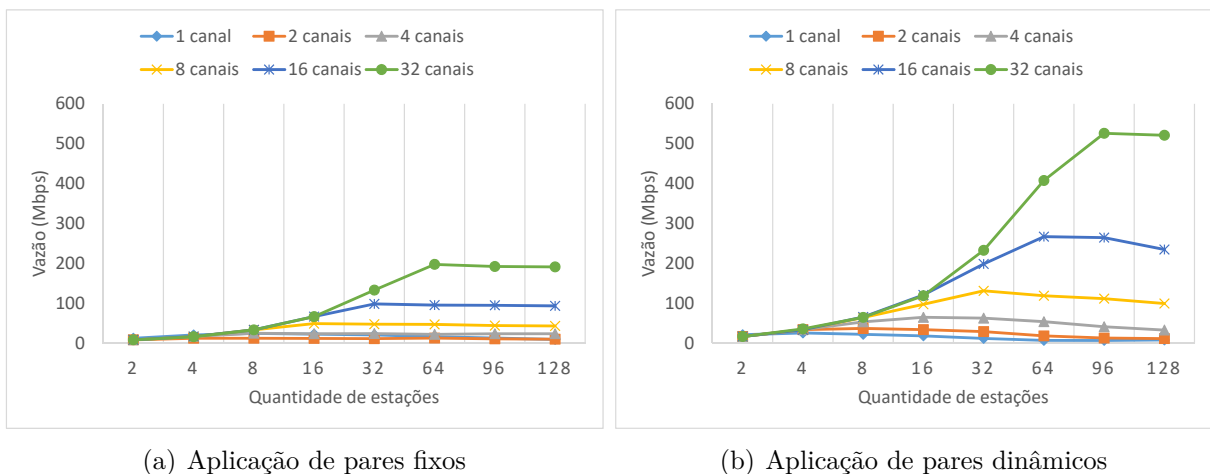


Figura 5.6: Vazão do E-CQM(2) utilizando tamanho de *payload* de 1450B, capacidade de cada canal de 54Mbps e fila de pacotes com tamanho máximo de 2000.

Com 96 estações e 32 canais, o CQM obteve uma vazão de aproximadamente 190.2Mbps e o E-CQM(2) obteve uma vazão de aproximadamente 191.9Mbps. Para a aplicação de pares dinâmicos, a vazão obtida no E-CQM(2) também foi semelhante à vazão obtida no CQM para o mesmo cenário, mostrada na Figura 4.10(b). Com 96 estações e 32 canais, o CQM obteve uma vazão de aproximadamente 514.6 e o E-CQM(2) obteve uma vazão de aproximadamente 526.1.

Para cenários que utilizam aplicação de pares fixos ou pares dinâmicos, embora a alteração proposta pelo E-CQM(2) tenha causado um leve aumento na vazão em comparação ao CQM, não foi capaz de gerar um ganho significativo para a performance da rede. Para verificar os benefícios propostos pelo E-CQM(2), seria necessário avaliar cenários que utilizam aplicações diferentes das aplicações de pares fixos e pares dinâmicos definidas neste trabalho. Na próxima seção, são sugeridos cenários com diferentes aplicações para avaliar o comportamento do E-CQM(2).

5.4 Discussão

Neste capítulo, foram apresentadas algumas considerações acerca do CQM, destacando alguns problemas e limitações presentes no mesmo. A partir destas considerações, foram propostas duas alterações na implementação do CQM a fim de resolver problemas específicos: o E-CQM(1) e o E-CQM(2). Dois protocolos foram implementados no simulador, cada um com uma das alterações propostas. E por fim, foram avaliados os resultados das simulações desses protocolos.

As alterações propostas pelo E-CQM(1) e pelo E-CQM(2) não foram implementadas em um mesmo protocolo, pois são incompatíveis. O E-CQM(1) permite que estações troquem de canal durante um *slot*, enquanto que o E-CQM(2) permite que cada estação faça um mapeamento das estações que estão no mesmo canal que ela durante um *slot*. Se o E-CQM(2) permitisse a troca de canal durante um *slot*, isso prejudicaria o mecanismo que identifica quais estações estão no mesmo canal, visto que as estações que estão em *switching slot* poderiam trocar de canal a qualquer momento. Portanto, o E-CQM(1) e o E-CQM(2) foram implementados e avaliados separadamente.

Os resultados obtidos com as simulações do E-CQM(1) mostraram um ganho em relação ao CQM para cenários que utilizam aplicação de pares dinâmicos. A alteração proposta pelo E-CQM(1) permite que o protocolo mantenha uma boa performance independente do tamanho máximo utilizado para a fila de pacotes, fato que não ocorre com o CQM.

Já a avaliação dos cenários simulados com o E-CQM(2) não demonstrou um ganho significativo de performance em relação ao CQM. Na verdade, o E-CQM(2) apresentou

um aumento de vazão muito baixo em comparação com a vazão obtida no CQM. Para as aplicações avaliadas neste trabalho (aplicações de pares fixos e pares dinâmicos), o E-CQM(2) não foi capaz de oferecer um ganho na performance da rede. Para verificar os benefícios propostos pelo E-CQM(2), seria necessário avaliar cenários que utilizam aplicações diferentes das aplicações de pares fixos e pares dinâmicos.

O mecanismo de mapeamento das estações em um canal proposto pelo E-CQM(2) aumenta o surgimento de oportunidades de transmissão, visto que ele consegue aumentar a quantidade de encontros entre estações. Quanto maior a quantidade de estações e menor a quantidade de canais, maior é a ocorrência de encontros. Seguindo esta lógica, o E-CQM(2) apresenta maior vantagem em cenários com mais estações e poucos canais. Porém, isso também faz com que a disputa em cada canal aumente, diminuindo a vazão agregada da rede. Para tirar proveito do aumento de oportunidades do E-CQM(2), poderia ser utilizado um mecanismo de priorização de tráfego. Dessa forma, o E-CQM(2) poderia ser utilizado para aplicações de tempo real.

Além de fazer uma avaliação em cenários de aplicações de tempo real, também seria interessante analisar o comportamento do E-CQM(2) com uma aplicação que utiliza confirmação de recebimento de dado, como o TCP, para verificar o ganho de performance proveniente do ajuste que o E-CQM(2) propõe.

Capítulo 6

Conclusões e trabalhos futuros

Este trabalho apresentou um estudo sobre protocolos de controle de acesso ao meio que utilizam múltiplos canais ortogonais para comunicação. Foram selecionados os protocolos 802.11MC [6], CAM-MAC [7] e CQM [8] para serem estudados e analisados. Dentre estes, foram escolhidos os protocolos 802.11MC e o CQM para realizar um estudo mais aprofundado, fazendo uma análise empírica dos mesmos. Para tanto, os protocolos foram implementados no simulador OMNeT++ [45], a fim de avaliar o comportamento e a performance de cada um deles.

Com este estudo, foi possível verificar que protocolos que baseiam-se na estratégia do uso de um canal de controle para gerenciar as alocações dos canais, como o 802.11MC, tem performance limitada. Isso ocorre devido à limitação da capacidade do canal de controle. Ou seja, existe um limite na quantidade de canais que podem ser utilizados simultaneamente para comunicação entre estações. Isso não ocorre em protocolos que utilizam a estratégia de sequência de saltos, como o CQM. Os resultados obtidos com as simulações comprovaram que o CQM apresenta performance melhor do que o 802.11MC. Porém, ainda foram encontrados problemas no mecanismo proposto pelo CQM. Com isso, foi possível cumprir os dois primeiros objetivos específicos elencados na Seção 1.1.

A partir da avaliação e dos problemas encontrados no CQM, foi apresentada uma proposta de melhorias para o CQM [8]. Essa proposta de melhoria, denominada E-CQM, apresenta duas alterações para resolver problemas específicos do CQM: o E-CQM(1) e o E-CQM(2). Essas duas alterações foram implementadas no simulador e avaliadas, comparando os resultados com o CQM. Com isso, foi possível cumprir o terceiro objetivo específico elencado na Seção 1.1.

Os resultados obtidos do E-CQM(1) mostraram que sua performance é bem superior à performance do CQM quando a fila de pacotes a serem enviados é pequena. A performance do E-CQM(1) não é afetada pelo tamanho máximo da fila, ao contrário do CQM.

Os resultados obtidos do E-CQM(2), embora não tenham sido significativos, mostraram um leve aumento da vazão em comparação com o CQM. As aplicações utilizadas nos cenários de simulação (aplicações de pares fixos e pares dinâmicos) não foram adequadas para validar a solução oferecida pelo E-CQM(2). Uma das sugestões de trabalhos futuros listadas a seguir consiste em realizar simulações do E-CQM(2) para aplicações diferenciadas, a fim de verificar os benefícios oferecidos por essa proposta.

O estudo que foi realizado abre espaço para realizar mais trabalhos de melhorias. Com o intuito de aprimorar o estudo dessa área, sugestões de trabalhos futuros foram elencados abaixo:

- Realizar simulações dos protocolos implementados com maior variação dos parâmetros, avaliando o comportamento de cada protocolo para maiores quantidades de estações, quantidades de canais e capacidades de canais.
- Realizar simulações com diferentes aplicações para validar a solução proposta pelo E-CQM(2), como aplicações de tempo real e aplicações que utilizam TCP.
- Implementar um protocolo híbrido, apresentando um mecanismo que utiliza ambas estratégias de canal de controle (como o 802.11MC) e sequência de saltos (como o CQM), com intuito de obter as vantagens oferecidas por ambas abordagens.

Referências

- [1] *Cisco Visual Networking Index: Global Mobile Data Traffic Forecast Update*. <https://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/mobile-white-paper-c11-520862.html>. Acessado em 16/08/2017. viii, 1
- [2] *IEEE 802 Network Technology Family Tree*. <http://sourcedaddy.com/networking/ieee-802-network-technology-family-tree.html>. Acessado em 04/11/2015. viii, 7
- [3] *Modulação e Demodulação Digital*. <http://telecomceep2013.blogspot.com.br/2013/03/aula5modulacao-e-demodulacao-digital.html>. Acessado em 04/11/2015. viii, 8
- [4] 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, 2006. viii, 11, 14, 15
- [5] Crow, B. P., I. Widjaja, J. G. Kim e P. T. Sakai: *IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks*. *IEEE Communications Magazine*, 35(9):116–126, Sept 1997, ISSN 0163-6804. viii, 15, 17, 18, 19, 20, 21, 22
- [6] Caetano, M. F., B. F. Lourenco e J. L. Bordim: *On the Performance of the IEEE 802.11 in a Multi-Channel Environment*. Em *22nd International Conference on Computer Communication and Networks (ICCCN), 2013*, páginas 1–7, July 2013. viii, 2, 24, 26, 28, 45, 46, 47, 76
- [7] Luo, Tie, M. Motani e V. Srinivasan: *Cooperative Asynchronous Multichannel MAC: Design, Analysis, and Implementation*. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 8(3):338–352, March 2009, ISSN 1536-1233. viii, 11, 24, 25, 26, 29, 30, 33, 35, 36, 38, 45, 76
- [8] Chao, C. M. e H. C. Tsai: *A Channel-Hopping Multichannel MAC Protocol for Mobile Ad Hoc Networks*. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 63(9):4464–4475, Nov 2014, ISSN 0018-9545. ix, xi, 2, 24, 25, 40, 42, 44, 45, 46, 47, 56, 58, 62, 64, 65, 66, 67, 76
- [9] Jun, Jangeun, P. Peddabachagari e M. Sichitiu: *Theoretical maximum throughput of IEEE 802.11 and its applications*. Em *Second IEEE International Symposium on Network Computing and Applications, 2003. NCA 2003.*, páginas 249–256, April 2003. xi, 30, 31, 32, 37, 38

- [10] Tanenbaum, Andrew: *Computer Networks*. Prentice Hall Professional Technical Reference, 4th edição, 2002, ISBN 0130661023. 5, 8, 14, 15, 19, 31
- [11] Zimmermann, H.: *OSI Reference Model - The ISO Model of Architecture for Open Systems Interconnection*. IEEE Transactions on Communications, 28(4):425–432, April 1980, ISSN 0090-6778. 5
- [12] *IEEE Draft Standard for Local and Metropolitan Area Networks: Overview and Architecture*. P802-REV/D1.6 (Revision of IEEE Std 802-2001, incorporating IEEE Std 802a-2003, and IEEE Std 802b-2004), páginas 1–68, Oct 2013. 6
- [13] *ISO/IEC Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Area Networks – Specific Requirements – Part 2: Logical Link Control (Incorporates IEEE Stds 802.2-1989, 802.2a-1993, 802.2b-1993, 802.2d-1993, 802.2e-1993, and 802.5p-1993)*. IEEE Std 8802-2-1994, páginas 1–174, 1994. 6
- [14] *IEEE Draft Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Area Networks – Specific Requirements Part 3: Carrier Sense Multiple Access With Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications (Revision of IEEE Std 802.3-2005 Including All Approved Amendments)*. IEEE Unapproved Draft Std P802.3/D2.3CMP, Jun 2008, 2008. 7, 16
- [15] *ISO/IEC 8802-5:1998, Information Technology – Telecommunications and information exchange between systems – Local and metropolitan area networks – Specific requirements – Part 5: Token ring access method and physical layer specifications*. IEEE Std 802.5, 1998 Edition (ISO/IEC 8802-5:1998), páginas 1–256, June 1998. 7, 16
- [16] *ISO/IEC Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Area Networks – Specific Requirements Part 11: Wireless LAN’s Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. ISO/IEC 8802-11 IEEE Std 802.11 Second edition 2005-08-01 ISO/IEC 8802 11:2005(E) IEEE Std 802.11i-2003 Edition, páginas 1–721, 2005. 7, 24
- [17] Puri, R.K. e V.K. Babbar: *Solid State Physics & Electronics*. S. Chand Limited, 2008, ISBN 9788121914758. 7
- [18] Toh, Chai K: *Ad hoc mobile wireless networks: protocols and systems*. Pearson Education, 2001. 14
- [19] Abramson, Norman: *THE ALOHA SYSTEM: another alternative for computer communications*. Em *Proceedings of the November 17-19, 1970, fall joint computer conference*, páginas 281–285. ACM, 1970. 14
- [20] Karn, Phil: *MACA – A new channel access method for packet radio*. Em *ARRL/CRRL Amateur radio 9th computer networking conference*, volume 140, páginas 134–140, 1990. 15

- [21] Bharghavan, Vaduvur, Alan Demers, Scott Shenker e Lixia Zhang: *MACAW: A media access protocol for wireless LAN's*. Em *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, volume 24, páginas 212–225. ACM, 1994. 15
- [22] Almotairi, Khaled H. e Xuemin (Sherman) Shen: *Multichannel medium access control for ad hoc wireless networks*. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 13(11):1047–1059, 2013, ISSN 1530-8677. 25
- [23] Lei, H., Z. Ren, C. Gao e Y. Guo: *A New Multi-channel MAC Protocol for 802.11-based Wireless Mesh Networks*. Em *International Conference on Computer Science and Electronics Engineering, 2012*, volume 1, páginas 27–31, March 2012. 25
- [24] Wang, J., Y. Fang e D. Wu: *A Power-Saving Multi-Radio Multi-Channel MAC Protocol for Wireless Local Area Networks*. Em *Proceedings IEEE INFOCOM 2006*, páginas 1–12, April 2006. 25
- [25] Wu, P. j. e C. n. Lee: *On-Demand Connection- Oriented Multi-Channel MAC Protocol for Ad-Hoc Network*. Em *3rd Annual IEEE Communications Society on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, 2006*, volume 2, páginas 621–625, Sept 2006. 25
- [26] Tseng, Yu Chee, Shih Lin Wu, Chih Yu Lin e Jang Ping Sheu: *A multi-channel MAC protocol with power control for multi-hop mobile ad hoc networks*. Em *Proceedings 21st International Conference on Distributed Computing Systems Workshops*, páginas 419–424, Apr 2001. 25
- [27] 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 *Proceedings International Symposium on Parallel Architectures, Algorithms and Networks. I-SPAN 2000*, páginas 232–237, 2000. 25
- [28] Almotairi, K. H. e X. Shen: *Fast and Slow Hopping MAC Protocol for Single-Hop Ad Hoc Wireless Networks*. Em *IEEE International Conference on Communications (ICC), 2011*, páginas 1–5, June 2011. 25
- [29] Kim, Jun Ho e Sang Jo Yoo: *TMCMP: TDMA based multi-channel MAC protocol for improving channel efficiency in wireless ad hoc networks*. Em *IEEE 9th Malaysia International Conference on Communications (MICC), 2009*, páginas 429–434, Dec 2009. 25
- [30] Kyasanur, Pradeep e Nitin H. Vaidya: *Routing and Link-layer Protocols for Multi-channel Multi-interface Ad Hoc Wireless Networks*. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, 10(1):31–43, janeiro 2006, ISSN 1559-1662. 25
- [31] Pathmasuntharam, J. S., A. Das e A. K. Gupta: *Primary channel assignment based MAC (PCAM) - a multi-channel MAC protocol for multi-hop wireless networks*. Em *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (IEEE Cat. No.04TH8733), 2004*, volume 2, páginas 1110–1115 Vol.2, March 2004. 25

- [32] Dang, D. N. M. e C. S. Hong: *H-MMAC: A hybrid multi-channel MAC protocol for wireless ad hoc networks*. Em *IEEE International Conference on Communications (ICC), 2012*, páginas 6489–6493, June 2012. 25, 26
- [33] Incel, Ozlem Durmaz, Lodewijk van Hoesel, Pierre Jansen e Paul Havinga: *MC-LMAC: A Multi-channel MAC Protocol for Wireless Sensor Networks*. *Ad Hoc Netw.*, 9(1):73–94, janeiro 2011, ISSN 1570-8705. <http://dx.doi.org/10.1016/j.adhoc.2010.05.003>. 25, 26
- [34] Maiya, M. e B. Hamdaoui: *An improved IEEE 802.11 MAC protocol for wireless ad-hoc networks with multi-channel access capabilities*. Em *International Conference on High Performance Computing Simulation, 2011*, páginas 162–168, July 2011. 25, 26
- [35] Shi, Jingpu, Theodoros Salonidis e Edward W. Knightly: *Starvation Mitigation Through Multi-channel Coordination in CSMA Multi-hop Wireless Networks*. Em *Proceedings of the 7th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, MobiHoc '06*, páginas 214–225, New York, NY, USA, 2006. ACM, ISBN 1-59593-368-9. 25, 26
- [36] So, Jungmin e Nitin H. Vaidya: *Multi-channel Mac for Ad Hoc Networks: Handling Multi-channel Hidden Terminals Using a Single Transceiver*. Em *Proceedings of the 5th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, MobiHoc '04*, páginas 222–233, New York, NY, USA, 2004. ACM, ISBN 1-58113-849-0. 25, 26
- [37] Zheng, X., L. Ge e W. Guo: *A Load-balanced MAC Protocol for Multi-channel Ad-hoc Networks*. Em *6th International Conference on ITS Telecommunications, 2006*, páginas 642–645, June 2006. 25, 26
- [38] Bahl, Paramvir, Ranveer Chandra e John Dunagan: *SSCH: Slotted Seeded Channel Hopping for Capacity Improvement in IEEE 802.11 Ad-hoc Wireless Networks*. Em *Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom '04*, páginas 216–230, New York, NY, USA, 2004. ACM, ISBN 1-58113-868-7. 25, 26
- [39] So, H. S. W., J. Walrand e J. Mo: *McMAC: A Parallel Rendezvous Multi-Channel MAC Protocol*. Em *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2007*, páginas 334–339, March 2007. 25, 26
- [40] Tang, Lei, Yanjun Sun, Omer Gurewitz e David B. Johnson: *EM-MAC: A Dynamic Multichannel Energy-efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks*. Em *Proceedings of the Twelfth ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, MobiHoc '11*, páginas 23:1–23:11, New York, NY, USA, 2011. ACM, ISBN 978-1-4503-0722-2. 25, 26
- [41] Barbosa, Alex V, Marcos F Caetano e J Bordim: *The Theoretical Maximum Throughput Calculation for the IEEE802. 11g Standard*. *International Journal of Computer Science and Network Security*, 11(4):136–143, 2011. 30, 31, 38

- [42] Jing, Jehn Ruey, Yu Chee Tseng, Chih Shun Hsu e Ten Hwang Lai: *Quorum-based asynchronous power-saving protocols for IEEE 802.11 ad hoc networks*. Em *Proceedings International Conference on Parallel Processing, 2003*, páginas 257–264, Oct 2003. 40, 41
- [43] Sheu, Jang Ping, Chih Min Chao e Ching Wen Sun: *A clock synchronization algorithm for multi-hop wireless ad hoc networks*. Em *Proceedings 24th International Conference on Distributed Computing Systems, 2004*, páginas 574–581, 2004. 42
- [44] So, Hoi Sheung Wilson, Giang Nguyen e Jean Walrand: *Practical Synchronization Techniques for Multi-channel MAC*. Em *Proceedings of the 12th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom '06*, páginas 134–145, New York, NY, USA, 2006. ACM, ISBN 1-59593-286-0. 42
- [45] *OMNeT++ Discrete Event Simulator - Introduction*. <https://omnetpp.org>. Acessado em 21/07/2017. 47, 62, 76
- [46] *INET Framework*. <https://inet.omnetpp.org/>. Acessado em 21/07/2017. 48
- [47] Jain, Raj, Dah Ming Chiu e William R Hawe: *A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer system*, volume 38. Eastern Research Laboratory, Digital Equipment Corporation Hudson, MA, 1984. 50