

**UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA
FACULDADE DE TECNOLOGIA
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA**

**OCA-MAC: PROTOCOLO DE CONTROLE DE ACESSO AO
MEIO COM AGREGAÇÃO OPORTUNISTA DE CANAL**

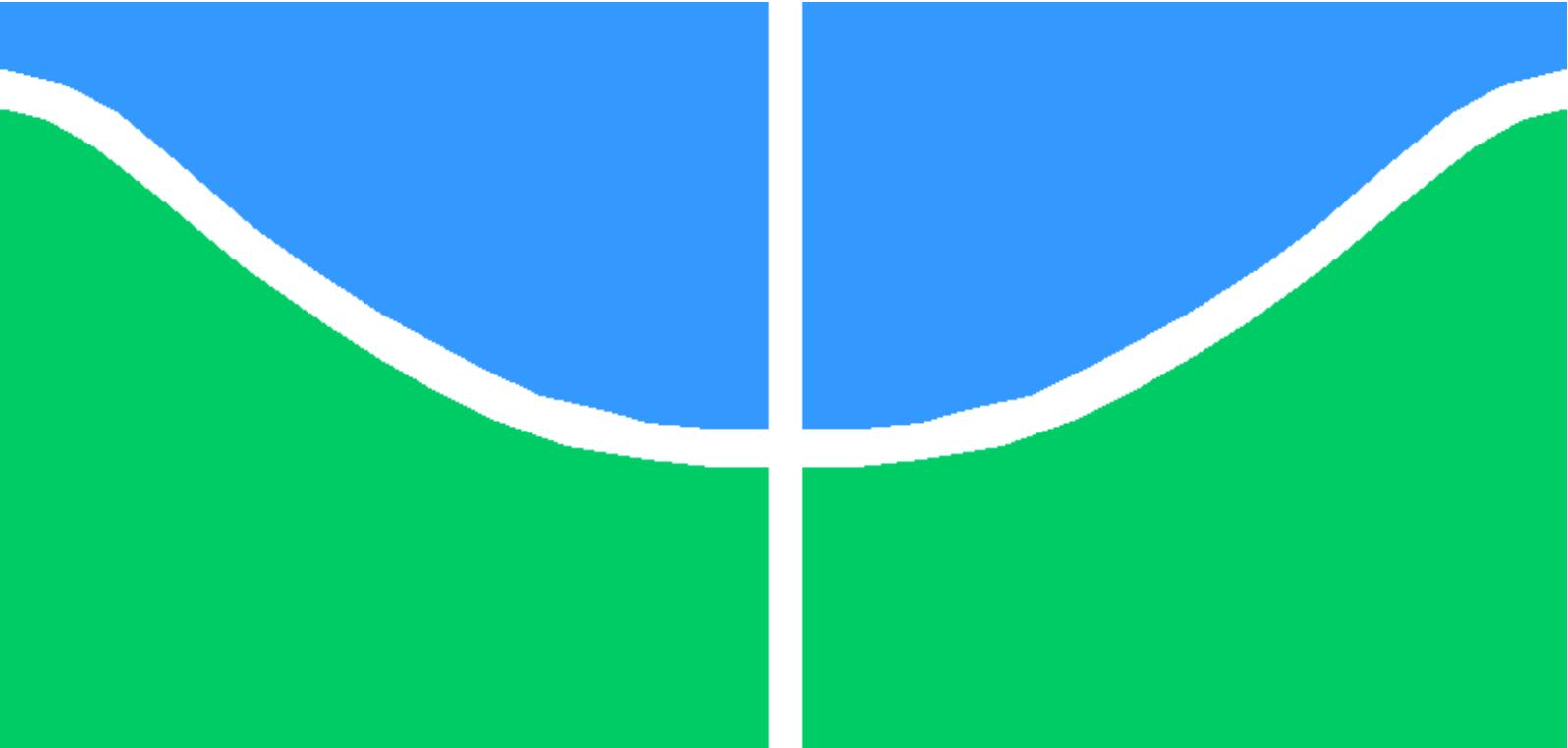
LARISSA MARINHO EGLEM DE OLIVEIRA

ORIENTADOR: MARCELO MENEZES DE CARVALHO

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

PUBLICAÇÃO: PPGEA.DM - 541/13

BRASÍLIA/DF: SETEMBRO – 2013



DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

**OCA-MAC : PROTOCOLO DE CONTROLE DE ACESSO AO MEIO
COM AGREGAÇÃO OPORTUNISTA DE CANAL**

Larissa Marinho Eglem de Oliveira

Brasília, agosto de 2013

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA

FACULDADE DE TECNOLOGIA

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA
Faculdade de Tecnologia

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

**OCA-MAC : PROTOCOLO DE CONTROLE DE ACESSO AO MEIO
COM AGREGAÇÃO OPORTUNISTA DE CANAL**

Larissa Marinho Eglem de Oliveira

Relatório submetido ao Departamento de Engenharia

Elétrica como requisito parcial para obtenção

do grau de Mestre em Engenharia de Redes de Comunicações

Banca Examinadora

Prof. Marcelo Menezes de Carvalho, ENE/UnB _____
Orientador

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

Prof. Luiz A. DaSilva, Virginia Tech _____
Examinador externo

Dedicatória

À minha família: meus pais, meus avós, meus irmãos e meus tios. Obrigada por me apoiarem em mais essa jornada.

Larissa Marinho Eglem de Oliveira

Agradecimentos

Quero agradecer primeiro a Deus, sem ele não teria conseguido chegar aonde cheguei. Aos meus colegas do GPDS, pelo companheirismo e pela ajuda prestada durante esses últimos anos, especialmente ao Fadhil pelas nossas conversas sobre o ns-3. À minha querida amiga Priscilla, por sempre ter me apoiado e me dado forças, principalmente nos momentos mais difíceis (FIGHTING!). Ao meu orientador, Marcelo Menezes de Carvalho, por mais uma vez ter acreditado e depositado sua confiança em mim, e pela sua paciência e motivação durante esses anos.

Larissa Marinho Eglem de Oliveira

*Choose to look up
when life presses you down.*

*Choose to smile
when life frowns at you*

*Choose VICTORY
over defeat.*

RESUMO

Nessa dissertação, apresentamos o protocolo de controle de acesso ao meio com agregação oportunista de canal (OCA-MAC) para redes ad hoc sem fio. OCA-MAC permite a agregação oportunista de canal em nível de enlace (MAC) por quadro de dados transmitidos. O OCA-MAC é baseado no padrão IEEE 802.11 DCF e necessita de uma interface de rádio secundária para acesso oportunista em um canal alternativo. O OCA-MAC evita o uso de um canal extra de controle para coordenação entre as estações da rede (ou para troca de quadros de controle no canal secundário), ao utilizar a simples ideia de que quem adquirir o direito de acesso ao canal primário também ganha o direito imediato (e implícito) de transmitir um quadro de dados no canal secundário (se disponível nos dois lados do enlace quando da aquisição do canal). Portanto, toda informação de controle necessária para realizar a agregação distribuída de canais é realizada no canal principal, permitindo que o(s) canal(is) secundário(s) sejam utilizados somente para transmissão de quadros de dados. O desempenho do OCA-MAC é avaliado em relação ao padrão IEEE 802.11 DCF MAC por meio de simulações computacionais a eventos discretos com topologias não totalmente conectadas sob tráfego saturado. Os cenários investigados mostram que o espaçamento geográfico e o reuso espacial não levam necessariamente a uma melhora no desempenho das redes IEEE 802.11, e portanto, a agregação oportunista de canais prova-se ser uma forte aliada na melhora da vazão agregada da rede, na sua justiça e no seu atraso ponto-a-ponto.

ABSTRACT

In this dissertation, we present the Opportunistic Channel Aggregation MAC protocol (OCA-MAC) for wireless ad hoc networks. OCA-MAC allows opportunistic MAC-level channel aggregation per frame transmission. To accomplish that, OCA-MAC is built on top of the IEEE 802.11 DCF MAC and requires a secondary radio interface for opportunistic access over alternative channels. OCA-MAC avoids the use of an extra control channel for coordination among nodes (or control frame exchanges over the secondary channel) by using the simple idea that whoever acquires the floor over the primary channel also gains immediate (and implicit) right to transmit a frame over the secondary channel (if available at both sides of the link at the time of floor acquisition). Thus, all necessary control information for distributed channel aggregation is carried out over the primary channel, allowing the use of the secondary channel(s) for DATA frame transmissions only. The performance of OCA-MAC is evaluated against the IEEE 802.11 DCF MAC through discrete-event simulations with topologies not fully connected under saturated traffic. The investigated scenarios show that, geographical sparsity and spatial reuse do not necessarily lead to performance improvements of IEEE 802.11 networks, and thus, opportunistic channel aggregation proves to be a strong ally to boost aggregate throughput, overall fairness and end-to-end delay.

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	1
1.1	CONTEXTUALIZAÇÃO E DEFINIÇÃO DO PROBLEMA	1
1.2	OBJETIVOS	2
1.3	CONTRIBUIÇÕES DO TRABALHO	3
1.4	ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO	5
2	REVISÃO BIBLIOGRÁFICA	6
2.1	INTRODUÇÃO	6
2.2	TRABALHOS RELACIONADOS	6
3	FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA	10
3.1	INTRODUÇÃO	10
3.2	REDES AD HOC	10
3.3	ACESSO DINÂMICO AO ESPECTRO	14
3.4	A NORMA IEEE 802.11	16
3.4.1	A FUNÇÃO DE COORDENAÇÃO DISTRIBUÍDA DO IEEE 802.11	17
3.4.2	CAMADA FÍSICA	20
3.5	MODELOS DE PROPAGAÇÃO E DESVANESCIMENTO	20
3.5.1	MODELOS DE PERDA DE CAMINHO	21
3.5.2	MODELOS DE DESVANESCIMENTO DE PEQUENA ESCALA	23
3.6	O SIMULADOR NS-3	25
4	OCA-MAC: AGREGAÇÃO OPORTUNISTA DE CANAL	30
4.1	INTRODUÇÃO	30
4.2	DESCRIÇÃO DO PROTOCOLO	31
4.3	IMPLEMENTAÇÃO NO SIMULADOR A EVENTOS DISCRETOS NS-3	40
4.3.1	O MÓDULO DE ENVIO	40
4.3.2	NEGOCIAÇÃO DO CANAL, SENSORIAMENTO E ENVIO DE DADOS	42
4.3.3	RECEBIMENTO DO QUADRO DE DADOS E ENVIO DE QUADROS DE CONFIRMAÇÃO	47
5	ANÁLISE DE DESEMPENHO	58
5.1	INTRODUÇÃO	58
5.2	CENÁRIOS DE SIMULAÇÃO	59
5.2.1	LIMIAR PARA DETECÇÃO DE PORTADORA	60

5.2.2	INDICADOR DE JUSTIÇA DE JAIN	62
5.2.3	INTERVALOS DE CONFIANÇA	63
5.3	CENÁRIO 1: OCA-MAC COM 1 CANAL OPORTUNISTA E DESVANECIMENTO EM LARGA-ESCALA	64
5.4	CENÁRIO 2: OCA-MAC COM 2 CANAIS OPORTUNISTAS E DESVANECIMENTO EM LARGA-ESCALA	69
5.5	CENÁRIOS SOB DESVANESCIMENTO EM PEQUENA ESCALA	74
5.5.1	CENÁRIO 3: DESVANECIMENTO EM PEQUENA ESCALA COM 1 CANAL OPOR- TUNISTA	74
5.5.2	CENÁRIO 4: DESVANECIMENTO EM PEQUENA ESCALA COM 2 CANAIS OPOR- TUNISTAS	94
6	CONCLUSÕES E TRABALHO FUTURO	118
	ANEXOS	124
I	TABELA T-STUDENT	125

LISTA DE FIGURAS

3.1	Exemplo de duas redes ad hoc, uma formada por diversos dispositivos sem fio populares, tais como tablets e smartphones, e outra para aplicações militares.	11
3.2	Demonstração do problema do terminal escondido.....	12
3.3	Protocolo MACA e sua solução proposta para resolução do problema do terminal escondido.....	13
3.4	Demonstração do problema do terminal exposto.	14
3.5	Demonstração do problema do terminal exposto em protocolos com troca de quadros RTS/CTS.	14
3.6	Exemplo de uma rede ad hoc (BSS independente) e de uma rede estruturada.	17
3.7	Exemplo do método de acesso ao meio básico do padrão IEEE 802.11 DCF.....	19
3.8	Método de acesso do IEEE 802.11 – RTS/CTS.....	19
3.9	Exemplo de Modelo Propagação de Dois Raios	22
3.10	Organização do código-fonte do NS-3	25
3.11	Representação em alto-nível de um nó	26
3.12	Caminho percorrido por um pacote na camada de rede do NS-3.....	27
3.13	Diagrama da camada de enlace do NS-3.....	29
4.1	Canais disponíveis para transmissão de acordo com a norma IEEE 802.11b e seus respectivos intervalos de segurança para transmissões sem interferência co-canal.....	32
4.2	Inserção do Módulo de Envio na pilha de protocolos de um nó. O módulo de envio é responsável pelo encaminhamento dos pacotes advindos da camada de rede para a interface apropriada.	34
4.3	Representação do módulo de envio, sua fila de pacotes e a distribuição dos mesmos pelas interfaces principal e oportunista.	34
4.4	Diagrama de um quadro RTS, incluindo o campo RAC adicionado pelo protocolo OCA-MAC e seu tamanho em bytes.....	35
4.5	Diagrama de um quadro CTS, incluindo o campo CAC adicionado pelo protocolo OCA-MAC e seu tamanho em bytes.....	36
4.6	Transmissão com sucesso nos canais padrão, <i>ISM</i> , e oportunista, <i>cog</i>	37
4.7	Falha no envio de dados pelo canal secundário no <i>RXcog</i>	38
4.8	Falha no envio de dados pelo canal primário. Como os dados não são recebidos pelo destinatário, o memo não envia o quadro de confirmação <i>ACK</i> , levando ao transmissor, após um tempo de expiração pré-determinado, reiniciar a requisição de quatro vias do 802.11 DCF	39

4.9	O transmissor nega a transmissão no canal secundário proposto, pois pode, por exemplo, tê-lo detectado ocupado durante o seu sensoramento.	40
4.10	Diagrama de funcionamento do OCA-MAC	51
4.11	Posicionamento da pré-fila no NS-3. O módulo <code>DispatchModule</code> é responsável por encaminhar os quadros de dados à suas respectivas interfaces primária e secundárias.	52
4.12	Representação em alto nível de um nó em uma rede OCA-MAC no simulador a eventos discretos ns-3.	52
4.13	Processo de “carregamento” das camadas físicas ligadas à um determinado nó.	53
4.14	Sensoriamento de um dado canal por um nó em uma rede OCA-MAC.	53
4.15	Criação de um quadro RTS e atribuição de seu campo RAC. O quadro RTS é então enviado ao receptor pelo método <code>ForwardDown</code> da classe <code>MacLow</code>	54
4.16	Recepção de um quadro RTS pelo destinatário e a subsequente criação e envio do quadro de resposta CTS. De forma análoga ao quadro RTS, o quadro CTS é enviado ao transmissor pelo método <code>MacLow::ForwardDown</code> após o preenchimento dos campos de controle referentes ao canal oportunista (campos CAC e CMA).	54
4.17	Caminho percorrido pelos quadros de dados enviados pela interface primária e secundárias no simulador ns-3.	55
4.18	Caminho percorrido pelos quadros de dados enviados pela interface primária e secundárias ao serem recebidos pelo destinatário. Os quadros de dados são encaminhados para as camadas superiores até chegarem na camada de redes.	55
4.19	Recepção dos pacotes de dados pelo método <code>Ipv4L3Protocol::Receive</code> na camada de redes. Os pacotes recebidos por ambas interfaces passam por uma checagem em relação à sua ordem de chegada antes de serem encaminhados para a camada de aplicação. Pacotes recebidos fora de ordem são descartados.	56
4.20	Criação do quadro de confirmação ACK pelo receptor por meio do método <code>MacLow::SendAckAfterData</code> e preenchimento do campo OPACK. O quadro ACK é então encaminhado ao método <code>MacLow::ForwardDown</code> , que o encaminha para a camada física.	56
4.21	O não recebimento do quadro de confirmação ACK leva o transmissor a competir pelo meio de transmissão novamente, dando início ao processo de recuo binário exponencial. Quando o nó transmissor ganhar o direito de acesso ao meio, ele reenviará o último quadro de dados enviado pela interface principal e tentará o reenvio do quadro de dados anteriormente encaminhado para a interface secundária, também pelo canal oportunista.	57
4.22	Manutenção do ciclo de ACKs e encaminhamentos quando a fila do módulo de envio está vazia.	57
5.1	Exemplo de topologia de baixa contenção utilizada nas simulações computacionais. As linhas claras representam nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas escuras indicam pares transmissor/receptor e suas respectivas identificações.	60

5.2	Exemplo de topologia de média contenção utilizada nas simulações computacionais. As linhas claras representam nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas escuras indicam pares transmissor/receptor e suas respectivas identificações.	61
5.3	Exemplo de topologia de alta contenção utilizada nas simulações computacionais. As linhas mais suaves representam nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas mais escuras indicam pares transmissor/receptor e suas respectivas identificações.	61
5.4	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC para cada grupo de topologia. (a) Limiar CCA igual ao limiar de detecção de energia. (b) Limiar CCA menor que o limiar de detecção de energia.	66
5.5	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo OCA-MAC segundo o grau de contenção. (a) Limiar CCA igual ao limiar de detecção de energia. (b) Limiar CCA menor que o limiar de detecção de energia.	68
5.6	(a) Comparação entre as vazões média agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC dois canais oportunistas e para cada grupo de topologias. (b) Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo OCA-MAC para cada grupo de topologia, quando dois canais secundários estão disponíveis para busca e agregação oportunista.	71
5.7	Comparação entre os atrasos ponto-a-ponto do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunista e o padrão IEEE 802.11 DCF, para cada grupo de contenção.	73
5.8	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC sob o desvanescimento em pequena escala de Rice para topologias de <i>alta contenção</i> , variando o parâmetro K de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$	78
5.9	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Nakagami para o grupo de <i>alta contenção</i> , variando o parâmetro de Nakagami nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$	80
5.10	Vazão individual de cada nó sob o padrão IEEE 802.11 para uma topologia pertencente ao grupo de alta contenção quando seu canal de operação está sob desvanescimento Rayleigh ($K = 0$). (a) Nós 1 a 50. (b) Nós 51 a 100.	82
5.11	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Nakagami para topologias de <i>média contenção</i> , variando o parâmetro de Nakagami nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$	84
5.12	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de <i>média contenção</i> , variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$	87

5.13	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de <i>baixa-contenção</i> , variando o valor de K nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	90
5.14	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento Rice para o grupo de <i>baixa-contenção</i> , variando o valor de K nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	92
5.15	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de <i>alta contenção</i> com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	96
5.16	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de <i>alta contenção</i> com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	99
5.17	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de <i>média contenção</i> com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	101
5.18	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de <i>média contenção</i> com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	103
5.19	Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de <i>baixa-contenção</i> com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	106
5.20	Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de <i>baixa-contenção</i> com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	108
5.21	Comparação entre os atrasos ponto-a-ponto do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunista e o padrão IEEE 802.11, sob desvanescimento de Rice para topologias de <i>alta contenção</i> , variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário do OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	111
5.22	Comparação entre os atrasos fim-a-fim do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e o padrão IEEE 802.11, sob desvanescimento de Rice para topologias de <i>média contenção</i> , variando o valor de K nos canais principal e secundário, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.	114

5.23	Comparação entre os atrasos fim-a-fim do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e o padrão IEEE 802.11, sob desvanescimento de Rice para topologias de <i>baixa contenção</i> , variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$	117
I.1	Distribuição de probabilidade “t” de Student.....	125

LISTA DE TABELAS

4.1	Endereços de rede para as interfaces primária e secundária de um nó.	46
5.1	Parâmetros das camadas PHY e MAC utilizados nas simulações.	62

Capítulo 1

Introdução

1.1 Contextualização e Definição do Problema

A faixa de frequências reservada para uso Industrial, Científico e Médico (ISM) definida nas faixas 2,4 a 2,5 GHz, 5,15 a 5,35 GHz e 5,725 a 5,825 GHz foi criada com o objetivo de apoiar a comunicação de dados de baixa potência sem necessidade de licença governamental. Com a crescente demanda por serviços sem fio, a banda ISM está se tornando cada vez mais escassa. Aliada à escassez do espectro não licenciado e ao desenvolvimento de novos dispositivos projetados para funcionar nessa banda, a política de alocação fixa do espectro também contribui de forma significativa para o agravamento da situação. Pesquisas conduzidas pela FCC (Federal Communications Commission, EUA) [1], indicam que o espectro licenciado não é utilizado de forma eficiente, ou seja, as bandas licenciadas são sub-utilizadas. O problema não está então na falta de espectro disponível, mas sim na ineficiência do seu uso.

Nesse contexto, o advento de dispositivos sem fio com múltiplas interfaces e os atuais esforços empregados com o intuito de disponibilizar novas porções do espectro eletromagnético para acomodar o crescente aumento do consumo de dados móveis [2] iniciaram uma verdadeira revolução no planejamento das redes sem fio do futuro. Mais especificamente, o sucesso sem paralelo do padrão IEEE 802.11 vem desafiando os limites das faixas de frequência ISM, para que estas sejam capazes de absorver, de forma eficiente, uma multidão de redes sem fio locais (WLANS, do inglês, *Wireless Local Area Networks*) e outras tecnologias (e.g, ZigBee). Em particular, a especificação de múltiplos canais (sobrepostos ou não) tem inspirado o projeto de novos protocolos para a sub-camada de controle de acesso ao meio (do inglês, MAC) para compartilhamento e operação em múltiplos canais como uma forma de alcançar um maior desempenho em relação a taxa de transferência de dados a partir do alívio da contenção do canal e da diminuição da auto-interferência entre os nós que transmitem na mesma faixa de frequência.

Por outro lado, o projeto de protocolos MAC para compartilhamento e operação em múltiplos canais no domínio de redes *ad hoc*, nas quais os nós não possuem uma unidade centralizadora coordenadora e devem dessa forma competir por recursos e se organizarem entre si [3], tem seguido recentemente o caminho de protocolos cognitivos [4], em que a rede *ad hoc* é tipicamente considerada como uma rede “secundária” que busca transmitir (de forma oportunista) em canais ociosos

que tenham sido originalmente alocados para outras redes ditas “primárias”. Nesses cenários, o maior problema está em desenvolver soluções inteligentes para busca e descoberta de canais, de forma a possibilitar a negociação com o receptor pretendido. Dessa forma, o conhecimento do padrão de ocupação do canal feita pelo usuário primário é uma informação extremamente importante que geralmente necessita ser levada em consideração quando são desenvolvidos protocolos de controle de acesso ao meio para redes cognitivas. No entanto, enquanto esses cenários originalmente projetados para que as redes *ad hoc* funcionem como “usuários secundários” não se tornaram realidade ainda (ou ainda não está suficientemente claro se tais redes serão permitidas em futuras políticas de regulações do espectro de frequência). Uma característica mais urgente, e talvez, mais desejada, no cenário atual em que o espectro ISM está em falta, seria aproveitar a disponibilidade de múltiplos canais, sobrepostos ou não, na faixa de frequência ISM, de forma que os dispositivos possam impulsionar seu desempenho em relação à vazão ao realizar a agregação de canais de forma oportunista. Curiosamente, a maior parte dos trabalhos anteriores na área de protocolos de controle de acesso ao meio com múltiplos canais para redes *ad hoc* sem fios, têm focado somente no problema da atribuição distribuída de canais não sobrepostos, como meio de promover a transmissão concorrente de dados e de aliviar a auto-interferência entre os nós, isto é, poucas tentativas foram realizadas com o intuito de expandir a vazão de um nó por meio da *agregação de canais*. Deve-se entender a expressão: “agregação de canais oportunistas em nível de enlace”, como o uso de um canal secundário para transmissão de quadros de dados simultaneamente às transmissões de dados em um canal dito primário (ou principal).

O conceito de agregação de canais não é novo e vem sendo utilizado recentemente em padrões de redes sem fio, como por exemplo o LTE [5]. Várias técnicas foram criadas na camada física (PHY) para tornar possível a implementação da agregação de canais, especialmente por meio do uso da modulação OFDM. No entanto, são necessárias técnicas de monitoramento e agregação de canais avançadas para atingir a granularidade requerida pela técnica OFDM. Nos cenários atuais, em que múltiplos canais ISM estão disponíveis para uso imediato, torna-se interessante a realização da agregação de canais em *nível de enlace* (MAC), como uma forma de promover o desempenho em vazão, sem a necessidade de utilizar técnicas complexas na camada física (PHY). Ainda, a agregação em nível de enlace oferece uma maior liberdade no projeto de protocolos de controle de acesso ao meio com múltiplos canais para redes *ad hoc*, pois pode ser aplicada independentemente da modulação desejada na camada física, garantindo uma maior adaptação a esses protocolos, o que é de extrema importância no contexto de acesso dinâmico ao espectro.

1.2 Objetivos

Tendo em vista o exposto na seção anterior, e de forma a lidar com os problemas de escassez causados pela intensa utilização da banda ISM e a crescente demanda por serviços de dados gerados pelos novos dispositivos sem fio com múltiplas interfaces, propõe-se nesta dissertação um protocolo de controle de acesso ao meio para redes *ad hoc* sem fio que realiza a agregação de canais em *nível de enlace* de forma oportunista a cada transmissão de um quadro de dados. Portanto, o protocolo proposto tem como finalidade possibilitar o acesso às faixas de frequência ISM de forma mais eficiente e oportunista, aproveitando as faixas do espectro livre (e sub-utilizado), aumentando dessa

forma o desempenho individual e coletivo das redes *ad hoc*. Dentre as principais características do protocolo, destacam-se:

- Protocolo simples que expande tecnologia já existente, portanto sua implementação é viável;
- Não utiliza canais extras para troca de informações de controle (*single channel*);
- Não depende exclusivamente da disponibilidade de espectro livre em outras bandas para seu funcionamento;
- Não necessita de técnicas complexas para realizar a agregação de canais;
- Realiza a busca de canais para acesso oportunista;
- Pode ser utilizado como alternativa para uso dinâmico dos canais extras definidos pelo padrão IEEE 802.11 DCF;
- Protocolo se aplica a redes descentralizadas e de múltiplos enlaces;
- Implementado em cenários com e sem desvanescimento;
- Melhora da justiça da rede, quando comparado ao padrão IEEE 802.11 DCF;
- Atraso ponto-a-ponto da rede inferior ao observado pelo IEEE 802.11 DCF;
- Ganhos de vazão de até 70% superiores ao padrão IEEE 802.11 DCF.

Por fim, optou-se pela agregação de canais em nível de enlace porque, ao contrário das técnicas disponíveis para agregação na camada física (ex: OFDM), a agregação em nível de enlace é menos complexa e independe do tipo de modulação escolhida na camada física, ou seja, pode ser aplicada a diferentes tipos de modulação, possibilitando uma maior adaptação ao protocolo proposto, principalmente quando se é levado em consideração o acesso dinâmico oportunista a canais de frequências distintas.

1.3 Contribuições do Trabalho

Neste trabalho de dissertação, é apresentado o protocolo de controle de acesso ao meio para redes *ad hoc* sem fio denominado OCA-MAC (do inglês, *Medium Access Control Protocol with Opportunistic Channel Aggregation*), o qual realiza a agregação de canais em *nível de enlace* de forma oportunista a cada transmissão de um quadro de dados. Este protocolo é desenvolvido a partir do padrão IEEE 802.11 DCF, e baseia-se na disponibilidade de uma interface de rádio secundária para acesso oportunista em canais alternativos. O protocolo proposto OCA-MAC não utiliza canais de controle extras, e não depende da troca de quadros de controle em seus canais secundários para realizar a coordenação entre os nós da rede. Pelo contrário, o OCA-MAC baseia-se na ideia de que o nó que ganhar o direito de acesso ao canal primário, também ganha o direito imediato (e implícito) de transmitir um quadro de dados pelo canal secundário, se disponível em ambos os lados da conexão no momento de aquisição do acesso ao meio. Portanto, toda a informação de controle

necessária para implementar a agregação distribuída de canais é realizada no canal primário, o que permite o uso do canal secundário somente para transmissão de *quadros de dados*. Os ganhos de desempenho do protocolo proposto são analisados por meio de simulações computacionais a eventos discretos, nas quais são utilizadas topologias não totalmente conectadas, ou seja, topologias em que múltiplas transmissões paralelas podem acontecer em virtude da separação espacial dos nós e do raio de alcance das transmissões. Em particular, investiga-se o caso de redes cujo tráfego está saturado, ou seja, redes cujos nós sempre têm quadros de dados armazenados em suas filas de transmissão, prontos para serem transmitidos tão logo seja permitido.

O protocolo proposto OCA-MAC é implementado no simulador de redes NS-3 (do inglês, *Network Simulator*) [6], o qual possui um modelo do padrão IEEE 802.11 DCF em seu código fonte. Como o OCA-MAC foi desenvolvido a partir do IEEE 802.11 DCF, o módulo do IEEE 802.11 presente no simulador foi modificado de forma a possibilitar o funcionamento do protocolo OCA-MAC de acordo com o proposto. Dentre as principais modificações no código estão a busca sequencial de canais oportunistas, o sensoriamento da camada física de forma a determinar se um canal está ou não disponível para agregação, e por fim, caso o nó encontre um canal oportunista para transmissão, o mesmo será agregado e o nó transmissor realizará o envio de dois quadros de dados de forma simultânea. Ainda, o código foi modificado de forma a possibilitar o estudo de redes *ad hoc* de *múltiplos enlaces*, levando-se em consideração modelos de propagação com perdas de caminho de pequena e larga escala.

O desempenho do protocolo é então analisado em dois cenários, nos quais o número de canais oportunistas para busca sequencial é variado. Primeiramente, são estudados cenários sem desvanescimento, cujos canais de transmissão apresentam apenas desvanecimento em larga escala. Neste caso, o modelo de propagação de dois raios é adotado para avaliação de desempenho. Em seguida, são apresentados os ganhos obtidos pelo protocolo proposto em cenários sob desvanescimento de pequena escala, modelados de acordo com o modelo de desvanescimento de Rice. Para avaliação de desempenho, utilizam-se como figuras de mérito a vazão média agregada da rede em nível de enlace, os índices de justiça da rede, e seu atraso ponto-a-ponto. As figuras de mérito são utilizadas como uma ferramenta para estudar não somente o desempenho do protocolo proposto em relação ao padrão IEEE 802.11, mas também para analisar-se os impactos causados pela busca de canal e pela quantidade de canais disponíveis no protocolo OCA-MAC. Assim sendo, são analisados os ganhos em vazão, justiça e atraso obtidos pelo protocolo proposto em relação ao padrão IEEE 802.11 proporcionados pela adição de uma segunda interface oportunista, além de serem estudados o desempenho do protocolo OCA-MAC quando este possui diferente número de canais oportunistas disponíveis. Em ambos os cenários estudados, os nós pertencentes às redes analisadas são estáticos, isto é, não possuem mobilidade.

Por meio das análises computacionais a eventos discretos realizadas no simulador NS-3, observou-se que em ambos os cenários, com e sem desvanecimento, e para um diferente número de canais oportunistas disponíveis para busca e agregação, que o protocolo OCA-MAC atingiu um ganho de aproximadamente 70% em relação ao padrão IEEE 802.11 DCF quando a medida de desempenho é a vazão média agregada, e alcançou ganhos de até 50% em relação ao padrão IEEE 802.11 quando a figura de desempenho é a justiça, e ganhos de até 70% em relação ao IEEE 802.11 quando a medida de desempenho é o atraso ponto-a-ponto da rede. Com base nesses dados e nos demais

resultados a serem apresentados no decorrer dessa dissertação, pode-se concluir que este trabalho traz importantes contribuições à área de redes *ad hoc*, especialmente no contexto de protocolos de controle de acesso ao meio, e na agregação oportunista de canais, que neste trabalho, é feita em nível de enlace, possibilitando uma utilização mais eficiente do espectro disponibilizado, sem a necessidade da aplicação de técnicas avançadas na camada física, tal como a modulação OFDM.

Por fim, parte do conteúdo dessa dissertação foi apresentado no IEEE 12th Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop 2013 com o trabalho *OCA-MAC: Opportunistic Channel Aggregation for Wireless Ad Hoc Networks* [7], em que foram mostrados os resultados alcançados pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 para cenários sem desvanescimento e somente com um canal oportunista disponível para busca.

1.4 Organização da Dissertação

Essa dissertação está organizada da seguinte forma: o Capítulo 2 apresenta um resumo dos trabalhos já realizados no campo de protocolos de controle de acesso ao meio para múltiplo canais. O Capítulo 3 apresenta uma fundamentação teórica sobre os principais conceitos abordados nesta dissertação, tais como a definição e descrição de redes do tipo *ad hoc*, introdução às técnicas de acesso dinâmico ao meio e uma revisão sobre as normas do padrão IEEE 802.11. Ainda são apresentados os modelos de canais de pequena e larga escala utilizados, além de uma introdução ao simulador de redes a eventos discretos NS-3, o qual é utilizado para realização das simulações computacionais. O Capítulo 4 descreve o funcionamento do protocolo proposto OCA-MAC e sua implementação no simulador. O Capítulo 5 apresenta a análise de desempenho do protocolo e os resultados obtidos em termos da vazão média agregada, da justiça na distribuição de tráfego entre nós e do atraso em nível de enlace. Finalmente, no Capítulo 6 são discutidas as conclusões e trabalhos futuros.

Capítulo 2

Revisão Bibliográfica

2.1 Introdução

Neste capítulo serão apresentados os trabalhos realizados anteriormente no campo de protocolos de controle de acesso ao meio que utilizem múltiplos canais para transmissão. Apesar de o protocolo proposto realizar a transmissão simultânea de dados por meio da agregação de canais em nível de enlace, sem fazer uso de um canal de controle extra dedicado para transmissão de informações de controle, a maior parte dos protocolos que serão apresentados na próxima seção dependem de um canal extra de controle e têm como objetivo resolver o problema da distribuição dos recursos entre os múltiplos canais, assumindo uma disponibilidade prévia de múltiplos canais para transmissão.

2.2 Trabalhos Relacionados

Propostas para protocolos de controle de acesso ao meio MAC para redes *ad hoc* habilitadas com múltiplos canais e baseadas em contenção podem ser divididas em três abordagens, de acordo com Nieminen et al. [8]: fase dividida (*split-phase*), saltos periódicos (*periodic hopping*), e controle de canal dedicado. Na abordagem de acesso aleatório por fase dividida, a operação desses protocolos pode ser dividida em duas fases. A primeira fase é reservada para alocação de recursos durante o período de contenção no canal comum de controle, e a segunda fase é reservada para transmissão de dados. Na abordagem de saltos periódicos, os nós tentam evitar os problemas de disponibilidade e congestionamento do canal comum de controle, “saltando” de canal em canal, quando os mesmos estiverem indisponíveis ou forem detectadas transmissões naquele canal. Finalmente, abordagens de canal dedicado para controle alocam um canal comum de controle somente para troca de pacotes de controle, e então enviam pacotes de dados em outros canais. Apesar da classificação sugerida, a maior parte dos protocolos de controle de acesso ao meio para redes sem fio com múltiplos canais utilizam um canal comum de controle para implementar o acesso dinâmico aos múltiplos canais.

Shih-Li Wu et al. [9] propõem um protocolo de controle de acesso ao meio com atribuição de canal sob demanda para redes ad hoc móveis, o DCA (do inglês, *Dynamic Channel Assignment*). A faixa de frequências de operação é dividida em um canal de controle e n canais de dados. Não é necessária a sincronização da rede, além de que o protocolo se adapta à mobilidade dos nós, tentando dessa forma diminuir a quantidade de quadros de controle transmitidos. Ainda, o protocolo também lida com a perda dos quadros de controle RTS/CTS (do inglês, *request-to-send/clear-to-send*), apresentando soluções para os cenários de terminal escondido e terminal exposto. Apesar de o protocolo não requerer a sincronização dos nós da rede, um canal de controle dedicado é utilizado para negociação de canais para transmissão.

Xiaowei et al. [10] propõem um protocolo chamado DNCA (do inglês, *an efficient channel assignment for multi-interface multi-channel ad hoc wireless networks*), o qual implementa uma atribuição de canal eficiente para redes sem fio *ad hoc* de múltiplos canais e múltiplas interfaces. Nós que utilizem o DNCA realizam uma otimização local, balanceando o número de vizinhos em cada interface. Ainda, o DNCA utiliza um canal público para troca de mensagens de controle em relação ao estado dos nós receptor e transmissor. O protocolo DNCA é validado por meio de simulações computacionais. O *Network Simulator 3* (NS-3) [6] é utilizado como ferramenta computacional, sendo que o DNCA é desenvolvido a partir do protocolo de controle de acesso ao meio definido pelo padrão IEEE 802.11a. Apesar de os autores proporem uma otimização simples para a seleção e agregação de canais, o protocolo ainda utiliza um canal comum de controle, e por sua vez, deve lidar com os problemas de congestionamento do mesmo.

Megha e Bechir [11] introduzem um protocolo de controle de acesso ao meio para redes sem fio com múltiplos canais e múltiplas interfaces (*iMAC*), em que os nós trocam pacotes de controle em um canal comum, com a finalidade de reservar um canal de controle para transmissão de dados. Pacotes de controle são trocados por meio de uma negociação de três vias, similar à negociação de quatro vias do padrão IEEE 802.11. Os pacotes de controle *iRTS* (do inglês, *improved request-to-send*) e *iCTS* (do inglês, *improved clear-to-send*) são responsáveis por negociar a transmissão entre os nó receptor e transmissor, enquanto que o pacote de controle *CSM* (do inglês, *channel selection message*) contém o canal escolhido para transmissão de dados. Após a decisão de qual canal será utilizado para transmissão de dados, o par de nós transmissor e receptor sintonizam seus rádios para o canal escolhido e utilizam o padrão IEEE 802.11 para negociar a transferência de dados entre eles. Cada nó também mantém um “instantâneo” (do inglês, *snapshot*) do tráfego em sua vizinhança (chamado de tabela de informação do canal (CIT), do inglês, *channel information table*), e utiliza a informação armazenada nessa tabela para decidir se um dado canal está ocupado. Além da troca de pacotes de controle, o canal comum de controle (CCC, do inglês *common control channel*) é utilizado para determinar quais nós estão transmitindo em um dado canal, já que todos os nós que utilizam o protocolo *iMAC* escutam o CCC enquanto estão em um estado ocioso. O protocolo *iMAC* foi avaliado por meio de simulações computacionais utilizando o *Network Simulator 2* (NS-2) [12]. No entanto, o protocolo proposto *iMAC* além de utilizar um canal extra de controle dedicado para negociação do canal de dados, ainda realiza uma troca de pacotes de controle no mesmo, ou seja, serão necessárias duas negociações para envio de apenas um pacote de dados, uma negociação de três vias realizada no canal de controle para determinação do canal para transmissão de dados, e outra, uma negociação de quatro vias para que o nó transmissor assegure o direito de

acessar o canal escolhido anteriormente.

Xiaochen Lai et al. [13] apresentam um jogo dinâmico com informação completa e perfeita para atribuição dinâmica de canais chamado DGPCI-DCA (do inglês, *Dynamic Game with Perfect and Complete Information based Dynamic Channel Assignment*). Todos os canais que utilizam o DGPCI-DCA, são divididos em um canal comum de controle e os demais canais são reservados para transmissão de dados. Ainda, todos os nós em uma rede DGPCI-DCA mantêm uma tabela de informação, que contém informações sobre a ocupação de todos os canais. Os nós transmissor e receptor trocam quadros RTS e CTS no canal de controle para determinar em que canal a transmissão de dados ocorrerá. Os pacotes RTS/CTS contêm informações sobre os canais que estão disponíveis para os seus nós de origem. Todo nó “escuta” a troca de RTS/CTS na rede de forma a atualizar sua tabela de informações. Ao receber o quadro RTS, o destinatário inicia um mecanismo chamado de "indução inversa", de acordo com as informações presentes na tabela de informação para selecionar um canal ótimo. Como todos os nós pertencentes à rede DGPCI-DCA irão realizar a indução inversa, esse processo, segundo os autores, levará ao equilíbrio de Nash de um jogo completo de informações. O protocolo DGPCI-DCA também é implementado no Network Simulator 2 (NS-2). Apesar da otimização proposta pelo protocolo DGPCI-DCA na alocação dos múltiplos canais disponíveis para cada par de comunicação, o protocolo proposto ainda faz uso de um canal de controle dedicado, utilizando os quadros de controle RTS/CTS para evitar os problemas de terminal escondido nesse canal, desperdiçando dessa forma um canal que poderia ser utilizado para transmissão de dados apenas.

Jaeseon Hwang et al. [14] propõem um protocolo de controle de acesso ao meio (MAC) centralizado no receptor para redes sem fio com múltiplos canais (RcMAC), o qual permite que os nós utilizem de forma eficiente múltiplos canais sem a necessidade de realizar trocas desnecessárias de canal, ou seja, o transmissor é capaz de “ir” para o canal em que seu receptor se encontra sem a necessidade de troca de pacotes de controle extras no canal de controle dedicado. Para isso, os nós que utilizam o protocolo RcMAC são capazes de compartilhar informações referentes à utilização do canal de forma cooperativa e, portanto, são capazes de realizar a troca de canais de forma imediata, sem a realização explícita da negociação de canal com o nó receptor pretendido. As transmissões de dados consistem então, em uma fase de seleção de canais, a qual pode ser implementada com a utilização de troca de quadros de controle RTS/NCTS/CFM ou com o *broadcast* do quadro de controle CFM no canal comum de controle. O RTS é um quadro de requisição de envio de dados (do inglês, *request-to-send*), o NCTS é um quadro CTS com suporte à vizinhos e o CFM é um quadro de confirmação que complementa a negociação do canal, ao confirmar qual canal de dados o par de comunicação concordou para troca imediata. Finalmente, há uma fase de transmissão de pacotes de dados nos canais reservados para dados. Se o receptor pretendido não estiver no canal de controle, o transmissor troca de canal automaticamente, de forma a sintonizar-se no mesmo canal que o receptor se encontre. Apesar de o protocolo proposto tentar minimizar o tempo dispendido no canal de controle dedicado e na troca de canais ao permitir que o transmissor troque de canal de forma imediata, caso não esteja no mesmo canal que o seu receptor, o RcMAC ainda faz uso de um canal de controle dedicado, o qual poderia ser utilizado para transmissão de dados, além de adicionar um atraso na rede, de acordo com os próprios autores.

Yifan Zhang et al. [15] introduzem um protocolo que utiliza “saltos” (*hopping*) eficiente de

canais para comunicação em redes com acesso dinâmico ao espectro (ETCH, do inglês *Efficient Channel Hopping*), em que os nós saltam em um conjunto de canais de “encontro” (*rendezvous*), isto é, canais de controle. Uma vez que um par de nós de comunicação salte para o mesmo canal de controle, a negociação para transmissão de dados é iniciada. Duas versões do protocolo proposto são estudadas: SYNC-ETCH (do inglês, *Synchronous Efficient Channel Hopping*), a qual é desenvolvida com base na suposição de que há um mecanismo capaz de fazer com que todos os nós na rede sejam capazes de periodicamente iniciarem os saltos em cada sequência de saltos simultaneamente, e ASYNC-ETCH (do inglês, *Asynchronous Efficient Channel Hopping*), que pode ser utilizada sem a necessidade de assumir que exista um mecanismo de sincronização dos nós. A avaliação de desempenho e a validação das versões do protocolo são feitas por meio de simulações computacionais com o simulador de redes NS-2. O protocolo proposto ETCH em suas duas versões, com ou sem sincronização da rede, depende de um canal de controle de dados dedicado para negociação da transmissão de dados por um par de nós, enquanto que o protocolo OCA-MAC apresentado nessa dissertação é capaz de garantir a negociação do canal de transmissão sem a necessidade de alocar um canal extra de controle, utilizando ao máximo as bandas de frequência disponíveis.

Taewoon Kim et al. [16] apresentam uma coordenação de canal semi-sincronizada para redes sem fio com múltiplos canais (DiSC, do inglês *Distributed Semi-synchronous Channel Coordination for multi-channel wireless networks*), em que há um intervalo estabelecido dinamicamente no qual todos os pares transmissores podem realizar, de forma independente, negociações e transmissões de dados nos canais de controle e dados, respectivamente. Os quadros de controle *mRTS/mCTS* são trocados no canal de controle de forma que os pares de comunicação possam decidir em qual canal ocorrerá a transmissão de dados. Para implementar uma coordenação síncrona, todos os nós devem retornar ao canal de controle até o fim do intervalo dinamicamente estabelecido, denominado intervalo de encontro (*rendezvous*). O protocolo DiSC é analisado por meio de simulações computacionais, em que o simulador de redes NS-2 é utilizado. O desempenho obtido pelo protocolo é comparado ao desempenho obtido pelo padrão IEEE 802.11 DCF. Portanto, o protocolo DiSC, além de utilizar uma coordenação semi-síncrona entre os nós, ou seja, mesmo que os nós não necessitem estar totalmente sincronizados ainda é atribuída uma certa complexidade na sincronização dos nós, o DiSC também utiliza um canal de controle dedicado, desperdiçando dessa forma recursos para transmissão de dados.

Como pode ser visto, a maior parte dos trabalhos anteriores focam na resolução do problema de atribuir nós aos múltiplos canais, com o intuito de alcançar transmissões concorrentes em canais não sobrepostos, de forma a permitir a reutilização espacial e a diminuição da contenção e interferências entre os nós da rede. Nenhum dos trabalhos citados tentou aumentar a capacidade dos nós por meio da adição de canais de uma forma oportunista. Além do mais, a agregação oportunista de canais introduzida pelo protocolo OCA-MAC não necessita de um canal dedicado somente para trocas de informações de controle. Pelo contrário, o OCA-MAC mantém sua operação sem interrupções em seus próprios canais, independentemente da disponibilidade de outros canais oportunistas.

Capítulo 3

Fundamentação Teórica

3.1 Introdução

Neste capítulo, são apresentados tópicos de fundamental importância para uma boa compreensão do trabalho proposto nessa dissertação. Como mencionado anteriormente, essa dissertação propõe um novo protocolo de controle de acesso ao meio com agregação oportunista de canais para redes ad hoc sem fio, o qual se baseia no padrão IEEE 802.11 amplamente difundido e aplicado nos meios de comunicação sem fio atuais. Dessa forma, apresenta-se um breve resumo do que são redes ad hoc e suas aplicações. Em seguida, também é apresentado o conceito de acesso dinâmico ao meio, já que o protocolo proposto realiza a agregação de canais de forma oportunista. Ainda, é apresentado um resumo do que é a norma IEEE 802.11 e das principais funcionalidades oferecidas pela norma que são utilizadas no projeto do protocolo. São apresentados também modelos matemáticos tradicionais que caracterizam a propagação de sinais em canais sem fio: os modelos de desvanecimento em pequena e larga escala, utilizados nos cenários presentes nas simulações computacionais e necessários para uma caracterização mais fiel do desempenho de uma rede ad hoc. Por fim, é apresentado um resumo do simulador de redes NS-3, a ferramenta computacional escolhida para implementação e validação do protocolo proposto OCA-MAC.

3.2 Redes Ad Hoc

Redes denominadas *ad hoc* são formadas por sistemas de nós autônomos conectados por enlaces sem fio sem uma infraestrutura fixa, isto é, sem suporte de uma central administradora. A comunicação se dá diretamente entre os nós da rede ou por meio de nós intermediários que agem como roteadores, e são responsáveis por repassar os dados para seu destino. Tais redes podem ser utilizadas em cenários onde as redes cabeadas não estão disponíveis, como em campos de batalha, em situações de calamidade pública como desastres naturais (terremotos, incêndios etc.), redes de veículos tripulados e não tripulados, redes de robôs, redes de sensores, dentre outros, de forma que somente as redes *ad hoc* seriam capazes de prover o acesso à informação e comunicação de forma rápida e sem a necessidade de uma infraestrutura de apoio pré-estabelecida. Ainda, mais recentemente, essas redes descentralizadas vêm ganhando espaço em aplicações civis, tais como

na implantação de redes de comunicação em campi, redes comunitárias em malha ("community mesh networks") e em salas de aula [17]. No entanto, a implementação de redes *ad hoc* apresenta grandes desafios por não possuir uma unidade centralizadora. Dentre os quais, um dos que mais se destacam está no âmbito dos protocolos de controle de acesso ao meio, os quais são responsáveis por determinar quando e como um nó pertencente a uma rede deverá acessar o meio de transmissão. No cenário de redes *ad hoc*, esses protocolos de acesso ainda deverão lidar com o acesso distribuído ao meio pelos nós da rede, pois o canal sem fio precisa ser compartilhado entre todos os participantes da rede e não existe uma unidade central controladora. Logo, os nós necessitam de protocolos distribuídos que permitam a utilização justa e eficiente do canal sem fio entre todos os nós da rede. A Figura 3.1 ilustra uma rede *ad hoc* composta por diversos dispositivos sem fio populares, tais como smartphones e tablets, e outra de aplicação militar, onde sensores são utilizados para implementar a rede *ad hoc*.

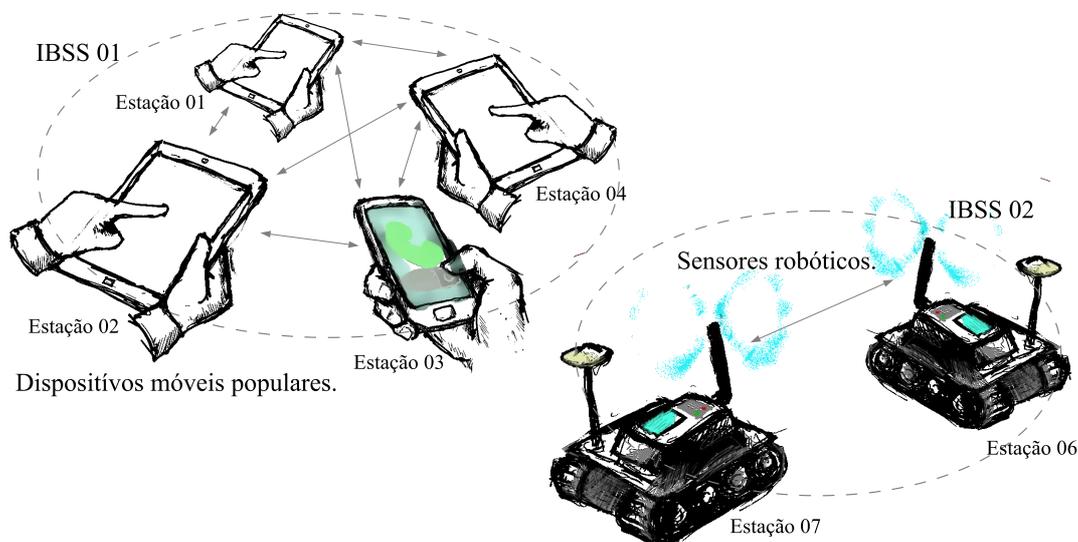


Figura 3.1: Exemplo de duas redes *ad hoc*, uma formada por diversos dispositivos sem fio populares, tais como tablets e smartphones, e outra para aplicações militares.

Um fator importante no projeto de protocolos de controle de acesso ao meio para redes *ad hoc* está na forma em como o protocolo utiliza o meio disponível, ou seja, alguns consideram que o meio é formado por apenas um canal (MACA), enquanto outros protocolos de acesso consideram o meio composto por múltiplos canais (IEEE 802.11), e ainda há protocolos híbridos, que combinam técnicas de acesso de canais unitários e de múltiplos canais (HIPERPLAN) [18]. Ainda, o protocolo de controle de acesso deve lidar com os problemas de terminal escondido e terminal exposto, os quais serão explicados ainda nessa seção.

Um dos primeiros protocolos de controle de acesso ao meio propostos foi o de Múltiplo Acesso com Detecção de Portadora (CSMA, do inglês *Carrier Sense Multiple Access*) [19], em que os nós da rede realizam um sensoriamento no canal comum para determinar se o meio está livre. Caso o meio esteja desocupado, os nós começam a transmissão. Caso o meio seja detectado ocupado, os nós esperam um tempo aleatório até tentarem a próxima transmissão. No entanto, o CSMA não lida com possíveis colisões entre transmissões dos nós da rede, o que levou a criação de uma versão mais atual que lidasse com essas possíveis colisões, o Múltiplo Acesso com Detecção de Portadora

e de Colisão (CSMA/CD, do inglês *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) [20]. No protocolo CSMA/CD, os nós transmissores monitoram o canal, e se uma ou mais transmissões colidem, cada nó escolhe um intervalo de tempo aleatório, o qual deverá esperar até tentar a retransmissão. Se um nó detectar uma colisão pela segunda vez, ele irá aguardar um intervalo de tempo duas vezes maior que o intervalo escolhido anteriormente para a próxima transmissão. Esse processo é denominado de *recuo exponencial binário* (BEB, do inglês *binary exponential backoff*). No entanto, ao utilizar-se o CSMA em redes em que alguns nós não estão dentro do alcance de sensoriamento dos demais nós da rede, dois ou mais nós podem ter um vizinho em comum que não esteja dentro do seu alcance de sensoriamento. Dessa forma, caso dois nós que não estejam dentro do alcance um do outro queiram se comunicar com um terceiro nó dentro do seu alcance, ao sensoriarem o meio o encontrarão livre, e prosseguirão com a transmissão, causando dessa forma uma colisão. Essa situação é denominada de fenômeno do terminal escondido. A Figura 3.2 ilustra essa situação. Na figura, ambos os nós A e C querem enviar dados para o nó B, no entanto, C está fora do alcance de sensoriamento de A, e vice-versa. Dessa forma, quando ambos os nós A e C transmitem dados simultaneamente para o nó B, ocorrerá uma colisão em B, pois nem o nó A e nem o nó C são capazes de detectar a transmissão dos demais somente pelo mecanismo de sensoriamento.

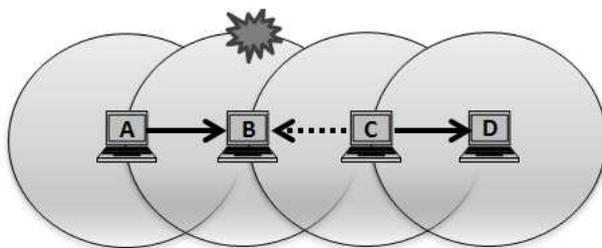


Figura 3.2: Demonstração do problema do terminal escondido.

O protocolo de Múltiplo Acesso com Prevenção de Colisão (MACA, do inglês *Multiple Access with Collision Avoidance*) [21] foi proposto como uma evolução do protocolo CSMA com o objetivo de resolver o problema do terminal escondido. O protocolo introduz uma negociação entre o transmissor e o receptor de forma que seus nós vizinhos sejam avisados de sua intenção de transmissão e evitem realizar transmissões durante o período de transmissão de dados dos nós transmissor e receptor. Dessa forma, o nó transmissor deverá enviar um quadro de requisição para envio (RTS, do inglês *request-to-send*) para o receptor. O quadro RTS é escutado por todos os vizinhos dentro do alcance do nó transmissor, de forma a reservar o meio durante o intervalo de tempo da transmissão. O receptor, por sua vez, ao receber o quadro RTS, irá responder com um quadro de confirmação de envio (CTS, do inglês *clear-to-send*), o qual de forma análoga ao RTS, irá sinalizar seus vizinhos dentro do seu raio de alcance que ele pretende receber uma transmissão de dados do nó transmissor. O nó transmissor ao receber o CTS, inicia assim a transmissão imediata dos dados, sem o risco de colisões. Caso ocorra uma colisão entre os quadros RTS, então ambos os nós que enviaram o quadro RTS irão esperar um determinado intervalo de tempo até tentarem reiniciar a transmissão. A Figura 3.3 ilustra a negociação entre o nó A e o nó B para transmissão de dados. Novamente, o nó A quer enviar dados para o nó B, portanto envia o quadro RTS solicitando ao nó B permissão para o envio de dados. O nó B por sua vez, responde com um quadro CTS, pois

não está recebendo/realizando nenhuma transmissão. Nesse caso, o nó C, apesar de não escutar o quadro RTS do nó A, pois não está dentro do seu alcance, escuta o quadro CTS do nó B, e evita iniciar transmissões durante o tempo de transmissão embutido no quadro CTS. Ao receber o quadro CTS, o nó A envia os dados para o nó B.

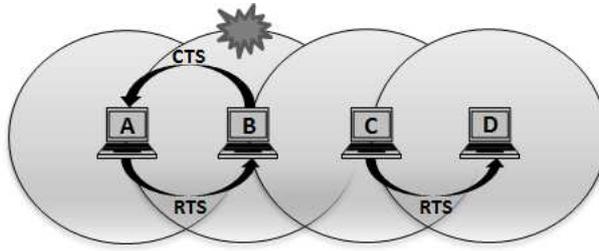


Figura 3.3: Protocolo MACA e sua solução proposta para resolução do problema do terminal escondido.

Ainda, o protocolo MACA [21] para redes sem fio (MACAW, do inglês *Multiple Access with Collision Avoidance Wireless*) foi introduzido com o intuito de adaptar o protocolo MACA a falta de confiança do meio sem fio, fazendo com que o receptor envie um quadro de confirmação (ACK, do inglês *acknowledgment*) ao transmissor indicando uma recepção com sucesso dos dados transmitidos. No entanto, ao analisar-se a Figura 3.3, pode-se perceber que quando o nó inicia a negociação com o nó B, o nó C só toma conhecimento de que o nó B está participando de uma transmissão, quando o nó C escuta o quadro CTS enviado pelo nó B. Dessa forma, o nó C pode tentar enviar um quadro RTS ao nó B ao mesmo tempo que o nó A, causando portanto uma colisão. O protocolo de Múltiplo Acesso com Aquisição do Meio de Transmissão (FAMA, do inglês *Floor Acquisition Multiple Access*) [22], o qual estabelece um RTS muito maior que o CTS para evitar o terminal escondido.

Finalmente, o protocolo de Múltiplo Acesso com Detecção (sensoriamento) de Portadora e Prevenção de Colisão (CSMA/CA, do inglês *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) [23] é uma combinação do protocolo MACAW com o protocolo CSMA [18], em que os nós transmissores além de realizarem a negociação de quatro vias (RTS/CTS/DADOS/ACK) realizam o sensoriamento do meio antes de enviar um dos quadros de controle, ou seja, o nó transmissor realiza o sensoriamento do meio antes de enviar o quadro RTS, e o receptor espera um intervalo de SIFS antes de enviar o quadro CTS. Os nós que utilizem o CSMA/CA também utilizam o mecanismo de recuo exponencial binário (BEB, do inglês *Binary Exponential Backoff*) como forma de acesso ao meio.

Por fim, além do problema do terminal escondido, as redes sem fio também estão sujeitas ao problema do terminal exposto. O terminal exposto ocorre quando um nó que tenha dados para transmitir, retarda a sua transmissão por detectar o meio ocupado devido a uma transmissão dentro do seu raio de alcance, mas que se ele tivesse prosseguido com a transmissão, não teria causado interferência ou colisão ao outro par de comunicação. A Figura 3.4 ilustra essa situação, em que o nó B que deseja enviar dados ao nó A, ao sensoriar o meio, perceberá a transmissão de dados do nó C para o nó D, e portanto retardará a sua transmissão.

Ainda, quando o protocolo de acesso ao meio utiliza a troca de quadros de controle RTS/CTS,

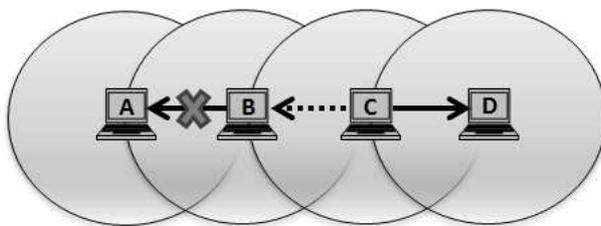


Figura 3.4: Demonstração do problema do terminal exposto.

o problema do terminal exposto também está presente, como pode ser observado na Figura 3.5. Na figura, os nós A e B estão realizando a negociação para transmissão de dados de acordo com o mecanismo RTS/CTS. O nó C, por sua vez, recebe uma requisição RTS advinda do nó D, o qual está somente no alcance do nó C. O nó C, por outro lado, consegue escutar as transmissões do nó B, e ao receber o quadro RTS do nó D, percebe que o meio está ocupado devido ao quadro RTS enviado pelo nó B ao nó A, e portanto não responde ao nó D com o quadro de confirmação CTS, o qual liberaria a transmissão de dados do nó D. No entanto, se o nó C tivesse respondido ao RTS do nó D com o quadro CTS, a transmissão de dados de D para C não causaria uma colisão com a transmissão de dados do nó A para o nó B. Ou seja, o nó C retardou de forma desnecessária o recebimento de dados advindos do nó D, por causa de uma detecção de transmissão irrelevante a uma possível transmissão de dados.

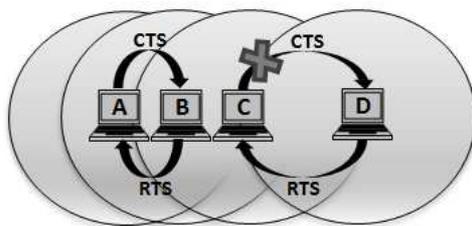


Figura 3.5: Demonstração do problema do terminal exposto em protocolos com troca de quadros RTS/CTS.

3.3 Acesso Dinâmico ao Espectro

Dados do FCC (*Federal Communications Commission*, EUA) [1] apontam que apesar da grande demanda por serviços de dados como 3G, LTE, e demais tecnologias de acesso a bandas ISM como Wifi, WiMax, Bluetooth e ZigBee, não há de fato uma escassez do espectro e sim uma má alocação de recursos, o que faz com que o espectro se torne escasso do ponto de vista dos usuários. A subutilização do espectro gera a necessidade do planejamento de novos métodos de acesso ao meio, dentre os quais o mais citado são os protocolos de Acesso Dinâmico ao Espectro (DSA, do inglês *Dynamic Spectrum Access*), os quais prometem realizar um acesso mais inteligente ao meio, dentre os quais a ideia do *Rádio Cognitivo* tem sido utilizada como sinônimo de acesso dinâmico.

O termo acesso dinâmico ao espectro têm várias conotações. No entanto, seu primeiro significado seria aquele de oposição ao método de acesso estático ao espectro aplicado atualmente,

nas mais diversas tecnologias de acesso, tais como CSMA/CA, TDMA, FDMA etc. As propostas apresentadas no primeiro Simpósio do IEEE de Novas Fronteiras do DySPAN (do inglês, *Dynamic Spectrum Access Networks*) ilustram algumas das várias conotações desse termo, no entanto, pode-se dividir as estratégias de acesso dinâmico ao espectro em três modelos [24]: modelo de *Uso Dinâmico Exclusivo*, modelo de *Compartilhamento Aberto* e modelo de *Acesso Hierárquico*.

O modelo de Uso Dinâmico Exclusivo mantém a mesma política de acesso da atual regulação de espectro, em que as faixas de frequência são licenciadas para serviços de uso exclusivo. A ideia principal é introduzir uma maior flexibilidade de forma a aprimorar a eficiência do espectro. Duas principais abordagens foram propostas para implementar esse modelo: a alocação dinâmica do espectro e a de direitos de propriedade do espectro. A abordagem de direitos de propriedade do espectro permite que os detentores das licenças do espectro possam vender e trocar faixas de frequência e escolher livremente quais tecnologias serão utilizadas nessas faixas de frequência. Portanto, o mercado é quem iria ditar o acesso ao espectro de forma a alcançar um uso mais rentável de um recurso sub-utilizado. Apesar de os detentores das licenças terem o direito de vender ou alugar faixas de frequência, essa concessão não é obrigatória, ou seja, os usuários licenciados podem ou não utilizá-las no mercado. Por outro lado, a abordagem de alocação dinâmica do espectro propõe aprimorar o acesso eficiente ao espectro por meio da exploração das estatísticas temporais e espaciais dos tráfegos de diferentes serviços. Isto é, em uma dada região, durante um certo período de tempo, o espectro é alocado para serviços de uso exclusivo. Essa alocação, no entanto, variaria em uma escala muito mais rápida do que a aplicada atualmente pela atual política de acesso. No entanto, essa política não resolveria o problema causado pelas faixas de frequência deixadas ociosas (*white spaces*) ocasionados pela natureza do tráfego em rajadas de comunicações sem fio.

O modelo de Compartilhamento Aberto do espectro propõe o compartilhamento do espectro entre os usuários de uma certa região como forma de gestão e distribuição dos recursos disponíveis. A corrente a favor desse método busca suporte no incomparável sucesso de serviços sem fio que operam na banda ISM, como por exemplo o WiFi (IEEE 802.11). Estratégias centralizadas e descentralizadas vem sido aplicadas e estudadas nesse modelo de acesso dinâmico ao espectro.

O modelo de Acesso Hierárquico, por sua vez, adota uma estrutura hierárquica dividida entre usuários primários e usuários secundários, em que o espectro licenciado aos usuários primários (PUs) seria disponibilizado aos usuários secundários (USs) de forma que a interferência causada pelos USs nos usuários primários seja limitada. Duas propostas foram desenvolvidas em relação ao compartilhamento do espectro entre os usuários primários e secundários: a primeira proposta denominada espectros *underlay* e *overlay*. A abordagem de *underlay* impõe forte restrições na potência de transmissão dos usuários secundários, de forma que os USs operem abaixo do piso de ruído dos usuários primários. Ao basear-se na transmissão de sinais em faixas de frequência largas (“wide”), os usuários secundários seriam capazes de potencialmente atingir altas taxas de dados, gastando pouca potência. Ao levar-se em consideração o pior cenário, essa abordagem não depende da detecção e exploração de espaços ociosos (“*white spaces*”) no espectro. A abordagem de *overlay*, foi primeiramente apresentada por Mitola sob o termo *pesquisa de espectro* (do inglês, *spectrum pooling*), e então investigada pelo programa DARPA Next Generation (XG) sob o termo de acesso oportunista ao espectro. Diferentemente da abordagem anterior, o espectro *overlay* não impõe

necessariamente severas restrições na potência de transmissão dos usuários secundários, mas sim em quando e onde eles podem transmitir. Essa abordagem concentra-se principalmente no espaço ocioso do espectro tanto no campo espacial como temporal, permitindo que os usuários secundários identifiquem e explorem disponibilidades no espectro de forma não intrusiva. Dentre os principais componentes do acesso oportunista ao espectro (OSA, do inglês *opportunistic spectrum access*) destacam-se a identificação do espectro, a exploração das oportunidades de acesso ao espectro e a regulamentação do acesso oportunista.

O termo *rádio cognitivo* então pode ser usado para descrever um rádio que opera em múltiplos canais e que possivelmente tenha múltiplas interfaces e dê suporte para diferentes tipos de protocolos, e que seja reconfigurável por meio de softwares que executem em DSP ou micro-processadores. Dessa forma, o rádio cognitivo, desenvolvido em uma plataforma baseada em um software de rádio, é um rádio inteligente consciente de sua vizinhança, potencialmente capaz de se auto reconfigurar de acordo com o estado do ambiente em que se encontra, aprendendo e se adaptando as comunicações desse ambiente. Enquanto que o acesso dinâmico ao espectro é uma das aplicações importantes de um rádio cognitivo, o rádio cognitivo engloba paradigmas mais amplos, em que vários aspectos da comunicação podem ser melhorados por meio da rádio cognição.

O protocolo proposto OCA-MAC pode então ser considerado um modelo híbrido entre a abordagem do Compartilhamento Aberto e a abordagem de Acesso Hierárquico. Sendo que, do modelo de Compartilhamento Aberto, herda o compartilhamento do espectro entre os usuários da rede (auto-interferência entre os nós), e do modelo de Acesso Hierárquico, herda os princípios de *acesso oportunista ao espectro* (OSA), realizando a identificação do espectro (busca de canais ociosos) e a exploração das oportunidades de acesso ao espectro (agregação oportunista de canais).

3.4 A Norma IEEE 802.11

Nesta seção, será apresentada a norma IEEE 802.11, a qual foi desenvolvida com o objetivo de definir um protocolo de controle de acesso ao meio (MAC) e a camada física (PHY) para a conectividade sem fio de redes (estações) fixas, móveis e portáteis dentro de uma determinada área local. Ainda, o padrão IEEE 802.11 espera oferecer conectividade sem fio para maquinários automáticos, equipamentos, ou estações que necessitem de um desenvolvimento rápido, o qual pode ser portátil ou não, ou que possa ser instalado em veículos móveis dentro de uma área local. Além do mais, o padrão IEEE 802.11 se propõe a regular o acesso a uma ou mais faixas de frequência para comunicações em áreas locais.

O conjunto de serviços básicos (BSS, do inglês *basic service set*) é o bloco base da arquitetura do IEEE 802.11. Uma BSS é definida como um grupo de estações que estão sobre o controle de uma única função de coordenação. A função de coordenação distribuída (DCF, do inglês *distributed coordination function*) lida com a transmissão assíncrona de dados, em que todos os usuários têm a mesma chance de acessar a rede. A função de coordenação pontual (PCF, do inglês *point coordination function*) é baseado em uma ponto de acesso (AP) que é responsável por determinar quando cada usuário terá acesso a rede. A área geográfica coberta pela BSS é conhecida como a área básica de serviço (BSA, do inglês *basic service area*), a qual pode ser comparada a uma célula

de uma rede celular. Uma rede ad hoc é um grupo deliberado de estações dentro de um único BSS que se comunicam sem o suporte de uma rede estruturada, ou seja, todas as estações dentro da BSS independente (rede ad hoc) pode estabelecer uma conexão direta com as demais estações sem ter que desviar o tráfego de dados para um ponto de acesso. Ao contrário das redes ad hoc, redes estruturadas são estabelecidas com o propósito de prover a usuários sem fio determinados serviços dentro de uma determinada área de alcance. As redes estruturadas são então estabelecidas por um ponto de acesso, sendo que o AP é similar às estações de base presentes na rede celular. A Figura 3.6 ilustra um exemplo de BSS independente e um exemplo de BSS estruturada.

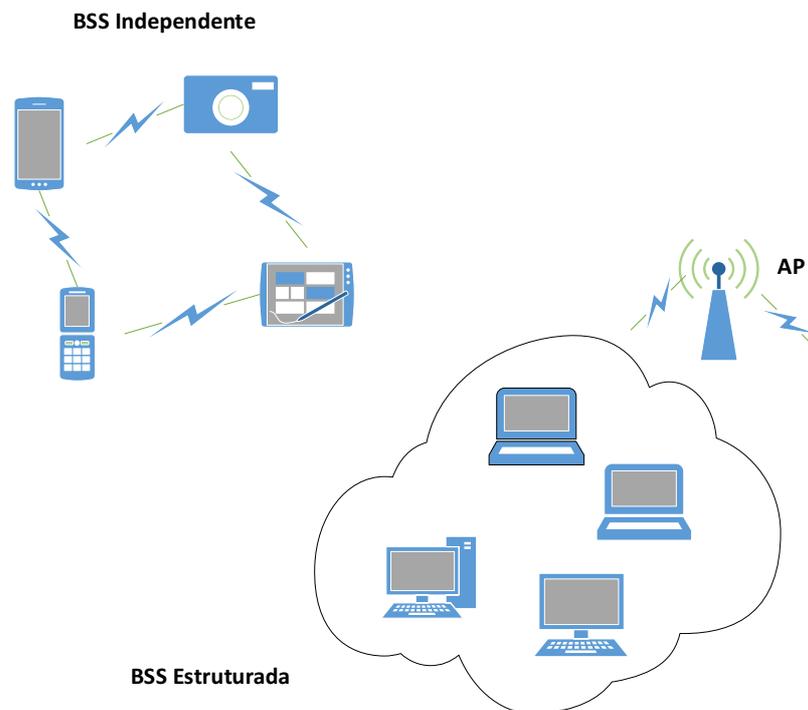


Figura 3.6: Exemplo de uma rede ad hoc (BSS independente) e de uma rede estruturada.

A norma 802.11 é amplamente utilizada em serviços sem fios em suas diversas versões, tais como 802.11a/b/g/n (Wifi), WiMax, Bluetooth, Redes de Sensores, Redes Veiculares Móveis, Redes Submarinas, ZigBee, dentre outras.

3.4.1 A Função de Coordenação Distribuída do IEEE 802.11

O principal mecanismo de acesso ao meio no protocolo IEEE 802.11 é conhecido como DCF (do inglês, *Distributed Coordination Function*), o qual é um esquema de acesso aleatório baseado no protocolo CSMA/CA (do inglês, *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*). O IEEE 802.11 DCF define duas técnicas para transmissão de pacotes: a técnica padrão de negociação de duas vias (do inglês, *two-way handshake*), denominada de *mecanismo de acesso básico*, e uma técnica opcional baseada em negociação de quatro vias (do inglês, *four-way handshake*) conhecida como *mecanismo RTS/CTS*. De acordo com o mecanismo de acesso básico, um nó, ao transmitir um quadro de dados, deve primeiramente monitorar a atividade do canal a fim de determinar se há alguma transmissão em andamento. Se o canal estiver disponível por um intervalo de tempo que exceda o valor do parâmetro *distributed interframe spacing* (DIFS) definido no padrão, o quadro

de dados é imediatamente transmitido. Caso contrário, ou seja, o canal é considerado ocupado, o nó continua monitorando o canal até percebê-lo ocioso por um intervalo de tempo de comprimento DIFS. Ao final do intervalo de tempo DIFS em que o canal encontra-se livre, o nó escolhe um número aleatório de intervalos de tempo (“slots”) para recuo (“backoff”) com valor escolhido uniformemente entre $[0, W - 1]$. O valor W é conhecido como *janela de contenção* e, para a primeira tentativa de transmissão, possui valor inicial W_{min} (especificado na norma, dependendo da camada física). A cada falha de transmissão do mesmo quadro de dados, o valor de W é dobrado até alcançar um valor máximo W_{max} , que permanece inalterado nas próximas tentativas mal sucedidas até que ocorra um número máximo de tentativas e o quadro de dados é descartado. Esse esquema é conhecido como algoritmo de recuo exponencial binário (do inglês, *binary exponential backoff*). O tempo de recuo é formado por compartimentos de tempo de tamanho σ (*slots*), que representam o tempo mínimo necessário para um nó detectar a transmissão de um quadro de dados por outro nó. Após definido o número de slots de tempo durante os quais o nó deve recuar a transmissão, o nó continua monitorando o canal e, a cada intervalo de tempo σ , decrementa o contador caso detecte o canal livre. Se o canal estiver ocupado, o decremento do contador é interrompido até que o nó perceba o meio livre novamente por um intervalo de tempo de duração DIFS. Quando o contador atinge o valor zero, o nó transmite o quadro de dados imediatamente. Se o quadro de dados é recebido com sucesso, o receptor envia um quadro de reconhecimento (ACK) — confirmando a recepção bem sucedida — após um intervalo conhecido como *short interframe spacing* (SIFS). Caso o quadro de confirmação ACK não seja recebido, o nó emissor assume que ocorreu uma colisão. Nesse caso, o valor de sua janela de contenção (W) é dobrado (caso não esteja no valor máximo W_{max}). O nó escolhe um novo valor aleatório, uniformemente distribuído, dentro do intervalo $[0, W - 1]$ para o número de intervalos de tempo (slots) de recuo, iniciando uma nova contagem. Cada nova contagem é referida como “estágio de *backoff*”. Se o quadro ACK for recebido com sucesso, ou se for atingido o número máximo de retransmissões, é atribuída à janela de contenção seu valor inicial e o quadro de dados atual é descartado, recomeçando assim o estágio inicial de *backoff* para a transmissão do próximo quadro de dados da fila.

Este processo é representado na Figura 3.7. Na figura, o nó B acabou de receber um quadro de dados e enviar o quadro de controle ACK confirmando o recebimento com sucesso dos dados. Após um intervalo de tempo DIFS, o nó B inicia um novo estágio de *backoff* e prossegue a decretação do contador até chegar no slot 5, quando detecta o meio ocupado devido ao recebimento de um quadro de dados pelo nó A. Durante o intervalo de tempo de recebimento do quadro de dados, do envio do quadro ACK pelo nó A após um intervalo de tempo SIFS, e finalmente após mais um intervalo de tempo DIFS, o nó B irá retomar a decretação do contador, até que este chegue a zero, quando o nó B, após um intervalo de DIFS, poderá enviar dados.

No mecanismo de negociação de quatro vias, é exigida, antes da transmissão efetiva do quadro de dados, a transmissão dos quadros de controle RTS (*request to send*) e CTS (do inglês, *clear to send*), como pode ser visualizado na Figura 3.8. O nó emissor envia um quadro de controle RTS para a estação receptora, que responde, após um intervalo de duração SIFS, com um quadro de controle CTS. Com a recepção do CTS, o emissor é autorizado a enviar o quadro de dados. A transmissão dos quadros RTS/CTS segue as mesmas regras da transmissão de quadros de dados do *mecanismo básico de acesso*, e funciona como uma espécie de reserva de canal, isto é, os pacotes

realizada por meio do mecanismo CCA. A função CCA determina se o meio está livre ou não a partir do mecanismo de detecção de energia. Se o rádio detectar um nível de energia superior a um certo limiar (limiar CCA), então aquele meio (canal) será considerado ocupado. Além disso, possui também um mecanismo de sensoriamento virtual, por meio de atualizações do vetor NAV mencionado anteriormente, e ilustrado na Figura 3.8. No mecanismo de detecção virtual, os demais nós da rede aos escutarem o canal, atualizam seus vetores NAV por meio das informações contidas nos quadros de controle RTS e CTS transmitidos pelo atual par detentor do direito de acesso ao canal, fazendo com que dessa forma, os demais nós da rede não tentem iniciar uma transmissão de dados ou de quadros de controle durante o período ocupado do canal. Portanto, o vetor NAV assegura que os nós da rede não causem interferência à transmissão dos demais nós, durante o intervalo de tempo armazenado no vetor NAV. No final desse período (na figura, NAV(CTS)), os demais nós retomam o acesso ao meio, de acordo com seus contadores de *backoff*.

3.4.2 Camada Física

A norma IEEE 802.11 especifica três diferentes implementações da camada física: espalhamento espectral por salto em frequência (FHSS, do inglês *frequency hopping spread spectrum*), espalhamento espectral por sequência direta (DSSS, do inglês *direct sequence spread spectrum*) e infravermelho (IR, do inglês *Infra-Red*). O FHSS utiliza a banda ISM de 2,4 GHz, em que um conjunto máximo de 79 canais são especificados. A primeira frequência central é de 2.402 GHz, enquanto as demais frequências estão espaçadas em 1 MHz, em que a taxa de 1 Mbps é codificada utilizando a modulação GFSK (do inglês, *gaussian frequency shifting keying*). Essa separação é obrigatória de acordo com o FCC. O DSSS também utiliza a banda de 2.4 GHz, em que a taxa de 1 Mbps é codificada utilizando a modulação DBPSK (do inglês, *differential binary phase shift keying*). O infravermelho identifica uma onda que varia de 850 a 950 nm, e foi projetada somente para uso interno (*indoor*), além de operar com transmissões não direcionais. Ainda são especificadas as extensões DSSS de alta taxa (HR-DSSS, do *High Rate -DSSS*), multiplexagem por divisão de frequências ortogonais (OFDM, do inglês *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), PHY de taxa estendida (ERP, do inglês *Extended Rate PHY*) e PHY de alta vazão (HT PHY, do inglês *High Throughput PHY*).

3.5 Modelos de Propagação e Desvanescimento

O canal de rádio sem fio apresenta severos desafios como meio de acesso em relação a confiabilidade de comunicações de alta velocidade, sendo suscetível ao ruído, à interferências e aos demais impedimentos (obstáculos) do meio de comunicação. Alguns desses obstáculos são responsáveis pelas variações observadas na potência dos sinais transmitidos quando chegam ao receptor. Os modelos de perda de caminho (do inglês, *path loss*), modelam a variação de potência do sinal transmitido causada pela dissipação da potência do sinal e pelos efeitos de propagação do canal. Como as variações causadas pela perda de caminho ocorrem através de longas distâncias, essa variação é também denominada de modelo de propagação de larga escala. De forma análoga, existem os modelos denominados de propagação de pequena escala, os quais são caracterizados por

causarem variações na potência do sinal transmitido devido à adição de componentes de múltiplos caminhos destrutivas e construtivas. Essas variações ocorrem em distâncias bem pequenas, geralmente na ordem do comprimento de onda do sinal. A seguir são apresentados os modelos de perda de caminho de Friis e de Dois Raios, e o modelo de desvanescimento de pequena escala de Rice.

3.5.1 Modelos de Perda de Caminho

A perda de caminho é causada pela dissipação da potência radiada pelo transmissor, assim como pelos efeitos de propagação causados pelo canal [25]. O sobreamento (*shadowing*), por sua vez, é causado por obstáculos entre o transmissor e o receptor causando a atenuação do sinal por meio de absorção, reflexão, difração e espalhamento. Como as variações causadas por perda de caminho e *shadowing* ocorrem em distâncias relativamente grandes, essa variação também é conhecida como efeitos de propagação de larga escala.

Dentre os modelos de perda de caminho mais simples estão os modelos de Friis e o de Dois Raios. O modelo de Dois Raios, que descreve de forma precisa a propagação de sinais quando há um caminho direto entre o transmissor e o receptor, e um caminho refletido, geralmente causado pelo solo. O modelo de dois raios é uma boa aproximação para a propagação de sinais em auto-estradas, áreas rurais e sobre a água, enquanto que o modelo de Friis é usado quando não há obstáculos entre o receptor e o transmissor.

Dessa forma, supõe-se um sinal $s(t)$ de potência P_t que é transmitido por um dado canal e o sinal $r(t)$ de potência P_r , o sinal correspondente que é recebido pelo destinatário. Define-se a perda de caminho linear do canal como a razão entre a potência transmitida e a recebida, assim

$$P_L = \frac{P_t}{P_r}. \quad (3.1)$$

Ainda, define-se a perda de caminho de um canal como o valor em dB da perda linear de caminho ou a diferença entre as potência de sinal recebida transmitida, logo

$$P_{LdB} = 10 \log_{10} \frac{P_t}{P_r} dB. \quad (3.2)$$

O ganho de caminho em dB é definido como o negativo do valor em dB da perda de caminho, resultando

$$P_G = -P_L = -10 \log_{10} \frac{P_t}{P_r} dB. \quad (3.3)$$

3.5.1.1 Modelo de Friis

O modelo de Friis é utilizado quando não há obstáculos entre o nó transmissor e o nó receptor, de forma que a perda de caminho em larga escala é dada pela equação de Friis e depende somente do quadrado da distância entre o nó transmissor e receptor (d), ou seja, a potência do sinal que chega no receptor é inversamente proporcional ao quadrado da distância entre eles, logo

$$P_r(d) = \left[\frac{G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} \right] P_t. \quad (3.4)$$

Sendo que P_t é a potência transmitida, P_r é a potência recebida, G_t e G_r são os ganhos das antenas transmissora e receptora, respectivamente. O termo λ é o comprimento da onda e L é um fator de perda não relacionado à propagação, sendo que $L \geq 1$. O ganho da antena está relacionado à sua área efetiva (A_e), e pode ser expressado pela equação:

$$G = \left(\frac{4\pi A_e}{\lambda^2} \right). \quad (3.5)$$

Dessa forma, a perda de caminho de Friis é dada pela equação:

$$P_{LdB} = 10 \log_{10} \frac{P_t}{P_r} = -10 \log \frac{G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2} dB. \quad (3.6)$$

3.5.1.2 Modelo de Dois Raios

O modelo perda de caminho de Dois Raios é utilizado quando uma única reflexão vinda do solo domina o efeito de múltiplos caminhos. O sinal recebido consiste em duas componentes: a componente ou linha de visão (raio LOS), que é o sinal transmitido propagado em um espaço livre (sem obstáculos) e a componente ou raio refletido pelo solo. A Figura 3.9 mostra um exemplo do modelo de propagação Dois Raios.

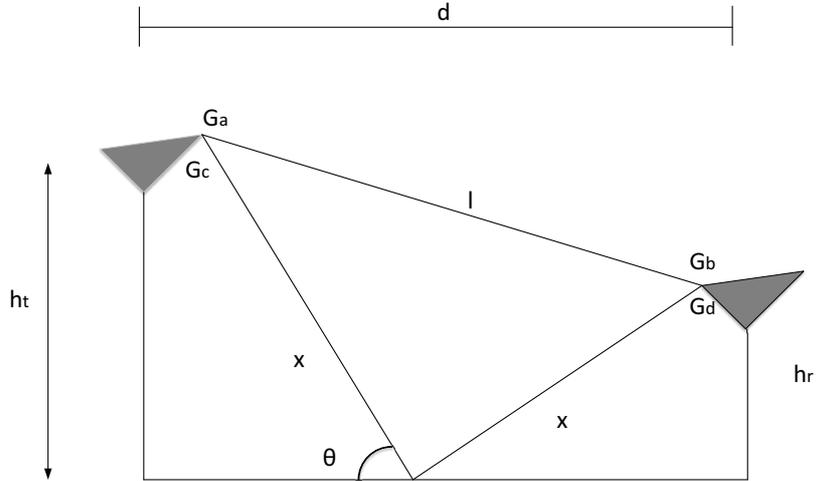


Figura 3.9: Exemplo de Modelo Propagação de Dois Raios

Para valores assintóticos de d muito grandes, $x + x' \simeq l \simeq d$, $\theta \simeq 0$, $G_l \simeq G_r$ e $R \simeq 1$. Assim para esse limite assintótico, a potência do sinal recebido é de aproximadamente:

$$P_r \simeq \left[\frac{\lambda \sqrt{G_l^2}}{4\pi d} \right] \left[\frac{4h_t h_r}{\lambda d} \right]^2 P_t = \left[\frac{G_l h_t h_r}{d^2} \right]^2 P_r. \quad (3.7)$$

Em que λ é o comprimento de onda do sinal, $G_l = G_a G_b$ e $G_r = G_c G_d$ são os ganhos das antenas transmissora e receptora, e R é o coeficiente de reflexão do solo, o qual é dado por:

$$R = \frac{\text{sen}\theta - Z}{\text{sen}\theta + Z}. \quad (3.8)$$

Onde $Z = \sqrt{\epsilon_r - \frac{\cos^2\theta}{\epsilon_r}}$ e $Z = \sqrt{\epsilon_r - \cos^2\theta}$ para polarização vertical e horizontal, respectivamente. ϵ_r é a constante dielétrica do solo. Para a terra, essa constante é aproximadamente igual à um dielétrico puro, o qual possui ϵ_r de aproximadamente 15.

A uma certa distância crítica d_c (também denominada distância de corte), o máximo é atingido depois do qual a potência do sinal decai na proporção de d^{-4} . Esse rápido decaimento em relação à distância ocorre devido ao fato de que para $d > d_c$, as componentes do sinal se combinam de forma destrutiva, isto é, estão fora de fase por pelo menos π . Uma aproximação para d_c pode ser obtida ao substituir-se o valor de $\Delta\phi$ por π , obtendo:

$$d_c = \frac{4h_t h_r}{\lambda}. \quad (3.9)$$

Onde $\Delta\phi = \frac{2\pi(x+x'-l)}{\lambda}$ é a diferença de fase entre as componentes dos sinais recebidos. Quando essa distância de corte é atingida, o modelo de Friis passa a ser considerado como atuante no canal.

3.5.2 Modelos de Desvanescimento de Pequena Escala

Quando o sinal recebido é composto por múltiplos raios refletidos mais uma componente LOS, o envelope da amplitude do sinal recebido tem uma função de densidade de probabilidade de Rice, devido ao desvanescimento de banda estreita. Nesse caso, diz-se que o sinal sofre um desvanescimento de Rice. A componente sem desvanescimento (LOS) é chamada de componente especular. Quando a componente especular se aproxima de zero, a função de densidade de probabilidade de Rice se aproxima da função de densidade de probabilidade de Rayleigh, dada por:

$$p(r) = \begin{cases} \frac{r}{\sigma^2} e^{-\frac{r^2}{2\sigma^2}} & r \geq 0 \\ 0 & r < 0. \end{cases}$$

Sendo que r é o envelope da amplitude do sinal recebido e $2\sigma^2$ é a potência média pré-detectada do sinal de múltiplos caminhos. A função de densidade de probabilidade de Rayleigh é o resultado do caso em que o sinal não possui uma componente especular, portanto, para um único enlace, representa a função de densidade de probabilidade associada ao pior caso de desvanescimento por sinal recebido.

Se o canal possuir uma componente LOS fixa, então $r_I(t)$ e $r_Q(t)$ (representação em quadratura de r) não têm média zero. Nesse caso, o sinal recebido será igual à superposição de uma componente Gaussiana complexa e uma componente LOS. O envelope do sinal terá uma função de densidade de probabilidade de Rice dada por:

$$p_Z(z) = \frac{z}{\delta^2} e^{\left[\frac{-(z^2+s^2)}{2\delta^2}\right]} I_0\left(\frac{zs}{\delta^2}\right), z \geq 0. \quad (3.10)$$

E $2\delta^2 = \sum_{n,n \neq 0} E[\alpha_n^2]$ é a potência média de uma componente não LOS de múltiplos caminhos, $s^2 = \alpha_0^2$ é a potência da componente LOS e I_o é a função de Bessel modificada de ordem o . A potência média recebida para um desvanescimento Rician é dada por:

$$P_r = \int_0^\infty z^2 p_Z(z) dz = s^2 + 2\delta^2. \quad (3.11)$$

A distribuição de Rice é muitas vezes descrita em termos do parâmetro de desvanescimento K , definido por:

$$K = \frac{s^2}{2\delta^2}. \quad (3.12)$$

Portanto, K é a razão entre a potência da componente LOS e a potência das componentes de múltiplos caminhos (que não são LOS). Para $K = 0$, tem-se o desvanescimento de Rayleigh (Eq. 3.5.2), e para $K = \infty$ não há desvanescimento, isto é, o canal não tem componentes de múltiplos caminhos, possuindo somente a componente LOS, ou seja, possuindo nesse caso somente o desvanescimento em larga escala. O parâmetro de desvanescimento K é portanto, uma medida da intensidade do desvanescimento em um dado canal. Um valor de K pequeno indica um desvanescimento intenso no canal, enquanto que um valor de K de maior intensidade indica um desvanescimento mais ameno no canal. Ao substituir-se o valor de s^2 por $s^2 = \frac{KP}{K+1}$ e $2\delta^2 = \frac{P}{K+1}$, a distribuição de Rice pode ser reescrita em termos de K e P_r , assim

$$p_Z(z) = \frac{2z(K+1)}{P_r} e^{-K - \frac{(K+1)z^2}{P_r}} I_o \left(2z \sqrt{\frac{K(K+1)}{P_r}} \right), z \geq 0. \quad (3.13)$$

Ambas distribuições de Rayleigh e de Rice podem ser obtidas por meio de desenvolvimentos matemáticos de forma a capturar as características físicas de modelos de canal. No entanto, alguns dados obtidos experimentalmente não se ajustam bem à nenhuma dessas duas distribuições. Portanto, uma distribuição mais genérica foi desenvolvida em que os parâmetros podem ser ajustados para servir uma grande variedade de medidas empíricas. A distribuição em questão é denominada distribuição de *Nakagami* e é dada por:

$$p_Z(z) = \frac{2m^m z^{2m-1}}{\Gamma(m) P_r^m} e^{-\frac{mz^2}{P_r}}, m \geq 1. \quad (3.14)$$

P_r é a potência média recebida e $\Gamma(\cdot)$ é a função Gamma. A distribuição de Nakagami é parametrizada por P_r e o parâmetro de desvanescimento m . Para $m = 1$, a Eq. (3.14) corresponde ao desvanescimento de Rayleigh. Para $m = \frac{(K+1)^2}{2K+1}$, a distribuição na Eq. (3.14) é aproximadamente igual ao desvanescimento de Rice com parâmetro K . Para $m = \infty$ não há desvanescimento, ou seja, P_r é constante. A distribuição de Nakagami pode então modelar ambas as distribuições de Rayleigh e Rice, assim como demais distribuições mais genéricas. É importante observar que algumas medições empíricas podem ter valores para o parâmetro m menores que zero, nesse caso, o desvanescimento de Nakagami causa uma maior degradação no desempenho do canal do que o desvanescimento de Rayleigh. Por fim, a distribuição de potência para o desvanescimento de Nakagami é dada por:

$$p_Z(z) = \left(\frac{m}{P_r}\right) \frac{x^{m-1}}{\Gamma(m)} e^{-\frac{mx}{P_r}}. \quad (3.15)$$

3.6 O Simulador NS-3

O *Network Simulator 3* (NS-3) é um simulador de redes de eventos discretos usado principalmente para fins educacionais e de pesquisa. O *ns-3 project* é um projeto de código aberto e foi iniciado em 2006 e conta com a contribuição de uma comunidade dedicada para sua manutenção e desenvolvimento. A documentação completa referente ao simulador pode ser encontrada em [6]. A seguir, será apresentado um breve resumo da organização do simulador e da implementação do padrão IEEE 802.11 DCF no simulador, principalmente a implementação das camadas PHY e MAC, onde foram feitas as principais modificações durante a implementação do OCA-MAC.

O NS-3 usa o Mercurial [26] como sistema de administração de código fonte (*source code management*), ou seja, Mercurial é responsável por lidar com a organização e mudanças no código-fonte e sua documentação. Além do Mercurial, o NS-3 também utiliza o Waf [27] que é um sistema de compilação de código fonte similar à ferramenta *make* e é responsável por compilar o código-fonte do ns-3. O Waf é escrito na linguagem de programação Python. Ainda, o sistema NS-3 utiliza vários componentes da ferramenta GNU *toolchain* para desenvolvimento [28]. Um software do tipo *toolchain* é um conjunto de ferramentas de programação disponível em um dado ambiente de programação.

O núcleo do simulador e seus módulos são implementados em C++, além disso, o ns-3 foi desenvolvido como uma biblioteca que pode ser ligada de forma estática ou dinâmica à um programa principal em C++ que define uma topologia e inicia o simulador. O ns-3 também exporta quase todas as suas APIs para o Python, permitindo que programas escritos em Python importem um módulo *ns3* da mesma forma que a biblioteca ns-3 é ligada aos executáveis em C++. A Figura 3.10 mostra a organização do código-fonte do NS-3 (o código-fonte pode ser encontrado na pasta *src/*)

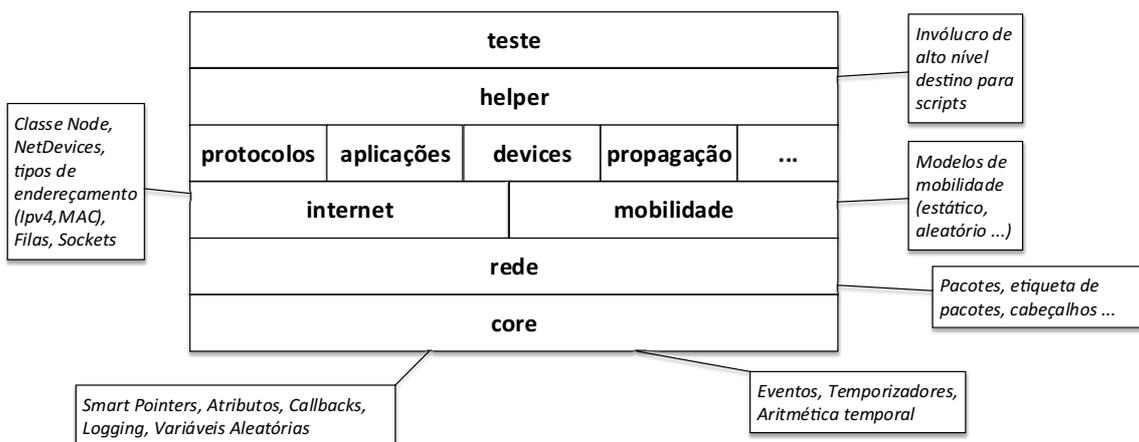


Figura 3.10: Organização do código-fonte do NS-3

O elemento básico do simulador é o *nó* (implementado pela classe `ns3::Node`). Ao nó são

adicionados os NetDevices (equivalentes às placas de rede) e objetos referentes aos protocolos e aplicações. A classe `ns3::Node` pode ser herdada, no entanto, dá-se a preferência pela agregação e inserção de objetos. A Figura 3.11 mostra um diagrama de alto nível e alguns objetos que podem ser agregados ao nó.

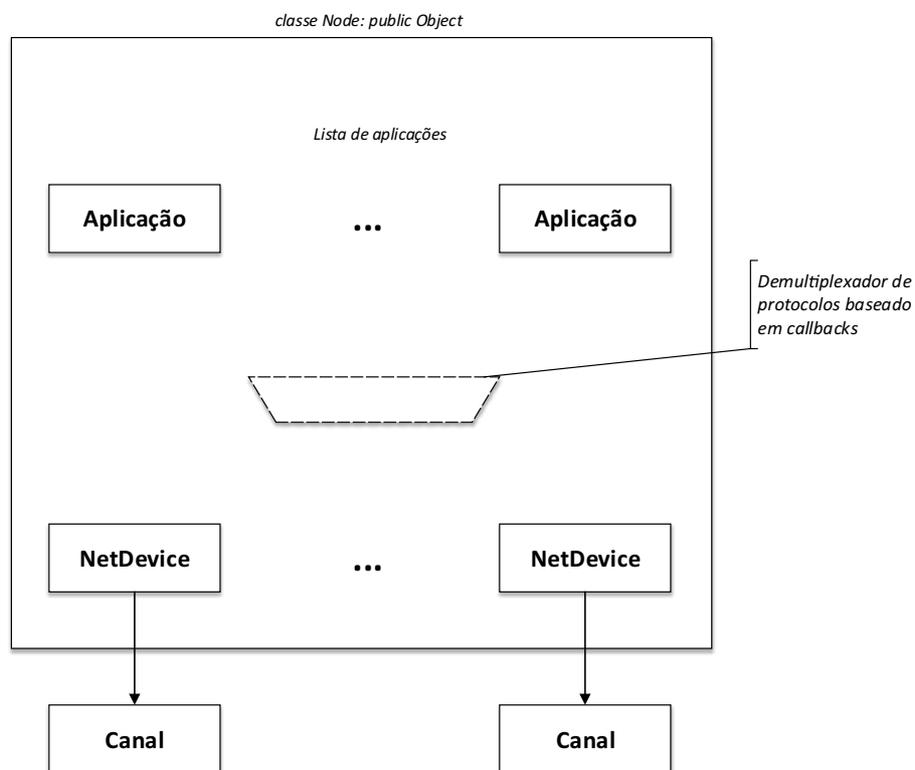


Figura 3.11: Representação em alto-nível de um nó

Um dos objetos que podem ser agregados ao nó é a pilha de protocolos da camada de rede e transporte (TCP/IP), tais como: TCP/IPv4, IPv6, ARP, UDP, TCP, descobrimento de nós, dentre outros. O código-fonte para implementação desses modelos encontra-se em `src/internet`. É importante lembrar que nós com funcionalidades de redes são simplesmente os nós da classe base `ns3::Node` com objetos agregados a ele de forma direta ou com ajuda de Helpers disponibilizados pelo ns3. Um nó com capacidades de rede (i.e, que tenha um objeto da pilha de protocolos IP agregado a ele), tem a seguinte estrutura interna: Na camada inferior e acima dos NetDevices estão os protocolos de nível 3, tais como IPv4, IPv6 e ARP. A classe `ns3::Ipv4L3Protocol` é quem implementa a camada Ipv4, sendo responsável pela real implementação do protocolo IP. Contém as APIs necessárias para o envio e recebimento de pacotes na camada de redes, além de APIs para o roteamento IP. A classe herda da classe `ns3::Ipv4`. Há ainda, os protocolos de nível 4 e os sockets. A classe `ns3::Ipv4L4Protocol` é a classe base que implementa os protocolos de nível 4 que usam Ipv4 como camada de rede. A Figura 3.12 ilustra o caminho percorrido por um pacote pela camada de rede no ns-3 desde a aplicação até o dispositivo de rede (NetDevice).

No envio do pacote, tem-se os seguintes passos:

1. A aplicação que já havia criado um socket, no caso do tipo UDP, chama o método `Socket::Send()`.
2. `Socket::Send()` chama o método `UdpSocketImpl::DoSend()` que por sua vez faz uma

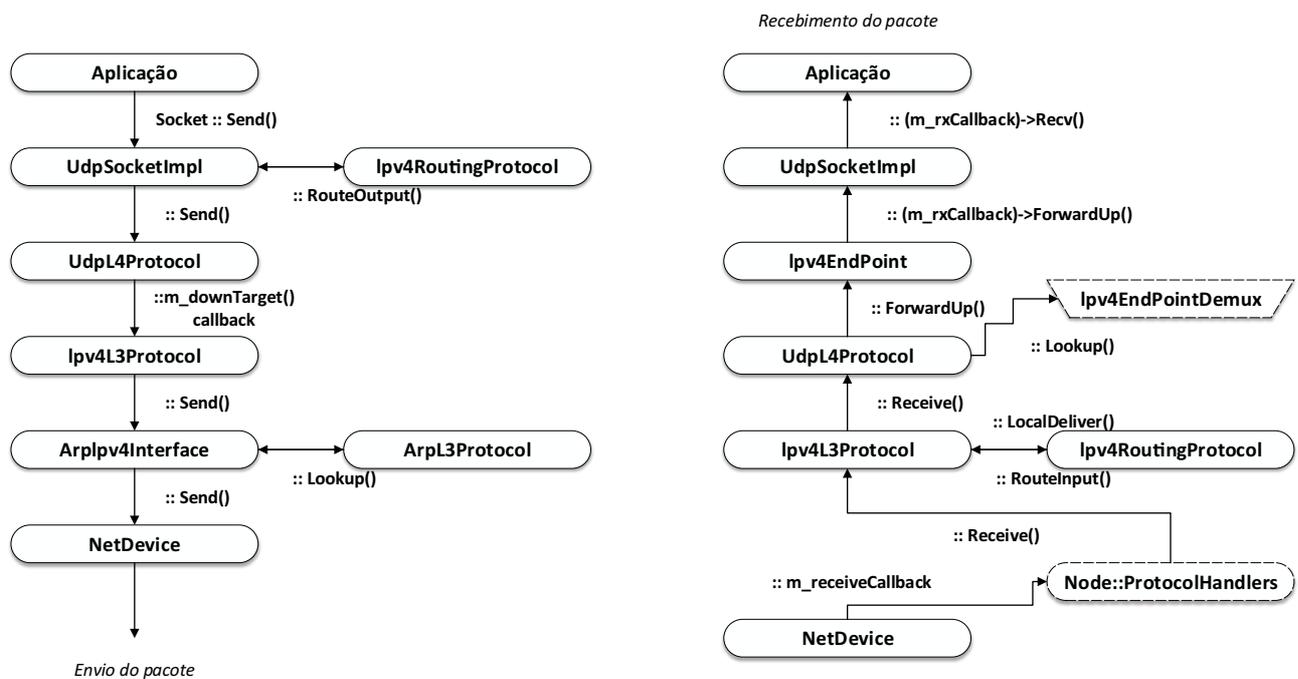


Figura 3.12: Caminho percorrido por um pacote na camada de rede do NS-3

chamada para o método `UdpSocketImpl::DoSendTo()`. Esses métodos são responsáveis pela colocação dos endereços de origem e destino nos pacotes, além de administrar as operações de socket, tais como `bind()` e `connect()`. O socket requer ao sistema de roteamento Ipv4 que encontre o endereço de destino corresponde à dado um endereço de origem.

3. A lógica de implementação do UDP para protocolos que não dependem do socket encontra-se na classe `ns3::UdpL4Protocol`. O método `UdpL4Protocol::Send()` adiciona o cabeçalho UDP, inicializa o checksum e envia o pacote para a camada Ipv4.
4. `Ipv4L3Protocol` adiciona o cabeçalho IP ao pacote e o envia para a interface Ipv4 apropriada, baseando-se na rota passada pelo UDP na camada superior. No exemplo, o dispositivo possui capacidade ARP.
5. `Ipv4Interface` checa se o endereço MAC presente no pacote está inserido no cache. Se sim, envia o pacote para o `NetDevice` apropriado, se não, inicia uma requisição ARP e espera pela resposta.

No recebimento do pacote, tem-se o seguintes passos:

1. `NetDevice` chama a função registrada no nó `Node::m_receiveCallback`
2. `Node::ReceiveFromDevice` armazena uma série de chamadas que são cheçadas de acordo com o número de protocolo e de dispositivo (`device`). No caso, `Ipv4L3Protocol` é chamado.
3. `Ipv4L3Protocol` remove o cabeçalho IP, vê a validade do checksum (se implementado), e encaminha o pacote para o `Ipv4RoutingProtocol` apropriado. O protocolo de roteamento,

nesse caso, decide que o pacote é para o host local e o devolve para o `Ipv4L4Protocol::Local-Deliver()`. O método `Ipv4L3Protocol::Receive()` é chamado e envia o pacote para o protocolo adequado, no caso UDP.

4. `UdpL4Protocol` remove o cabeçalho UDP e envia o pacote para `Ipv4EndPoint`.
5. `Ipv4EndPoint` possui uma chamada (callback) onde um socket é capaz de registrar um método recebido. Esse callback chama por sua vez o método `UdpSocketImpl::ForwardUp()`.
6. `UdpSocketImpl` chama o `Recv()` callback configurado pela aplicação quando os dados estão prontos para serem lidos. A aplicação chama então o socket apropriado para leitura de dados.

O ns-3 também conta com uma implementação do padrão IEEE 802.11 DCF. A classe `ns3::Wifi-NetDevice` modela um controlador de interface de redes sem fio baseado no IEEE 802.11, incluindo:

- modelo 802.11 DCF básico com os modos ad hoc e infra-estrutura.
- padrões 802.11 a, b, g, e, p, s.
- modelos de propagação de perda e canal, incluindo Nakagami, Rayleigh, Dois Raios, dentre outros.
- modelos de propagação de atraso.
- vários algoritmos de controle de taxa, tais como `ConstantRate`, `Cara`, `Onoe`, dentre outros

O conjunto de modelos 802.11 oferecidos pelo NS-3 apresentam uma implementação precisa da camada de enlace MAC, e uma implementação da camada PHY. A implementação é modular e pode ser dividida em quatro níveis:

- modelos da camada PHY.
- modelos inferiores da camada MAC: implementam as funções DCF EDCAF.
- modelos superiores da camada MAC: implementam a geração de beacons, sondagem e máquinas de associação de estado.
- algoritmos de controle de taxa utilizados pela camada MAC inferior.

Há três modelos superiores da camada MAC que tratam dos três principais elementos topológicos de uma rede Wifi, o Ponto de Acesso (AP), tratado na classe `ns3::ApWifiMac`, a estação sem ponto de acesso (STA), implementado em `ns3::StaWifiMac`, e uma STA em um conjunto de serviços básicos independentes (IBSS), também conhecido como uma rede ad hoc, e implementado na classe `ns3::AdhocWifiMac`. O mais simples desses modelos é o `ns3::AdhocWifiMac` que implementa um Wifi-MAC que não realiza nenhum tipo de geração de beacons, sondagem ou associação. A classe `ns3::StaWifiMac` implementa uma máquina de estados de associação e uma sondagem

ativa que controla a re-associação automática sempre que há uma grande perda de beacons. Finalmente, a classe `ns3::ApWifiMac` implementa um AP que gera beacons periódicos e sempre aceita requisições de associação.

A camada MAC inferior é dividida em três classes:

1. `ns3::MacLow`. É responsável pelas transações envolvendo os quadros de controle RTS/CTS/DADOS/ACK.
2. `ns3::DcfManager` e `ns3::DcfState` que implementam as funções DCF e EDCAF, respectivamente.
3. `ns3::DcaTxop` e `ns3::EdcaTxopN` responsável por lidar com a fila, fragmentação e retransmissão de pacotes, caso sejam necessárias. O objeto `ns3::DcaTxop` é utilizado por protocolos da camada MAC superior sem suporte à QoS e que utilizem o modo DCF para transmissão de dados. Já o objeto `ns3::EdcaTxopN` para protocolos da camada MAC superior que têm suporte à QoS.

O código fonte para a classe `ns3::WifiNetDevice` e para os modelos citados acima encontram-se no diretório `src/wifi`. A Figura 3.13 mostra a arquitetura da camada de enlace do 802.11 DCF.

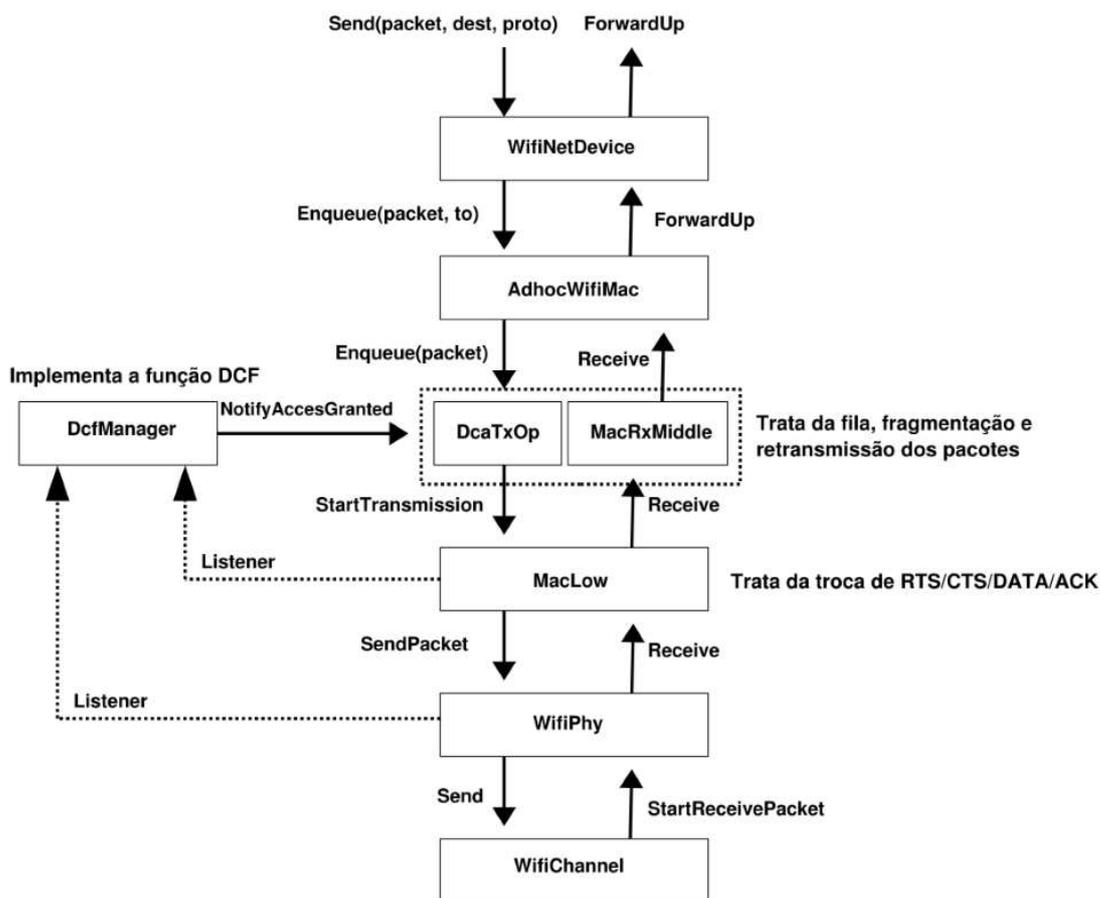


Figura 3.13: Diagrama da camada de enlace do NS-3

Capítulo 4

OCA-MAC: Agregação Oportunista de Canal

4.1 Introdução

Neste capítulo é apresentada a descrição do protocolo de *Acesso ao Meio com Agregação Oportunista de Canal* (OCA-MAC) e sua implementação no simulador de redes NS-3. O OCA-MAC é um protocolo de controle de acesso ao meio (MAC, do inglês *medium access control*) para redes de comunicação sem fio do tipo *ad hoc* que permite a agregação de canais de forma oportunista, em nível de enlace, para realizar transmissões de dados simultâneas tanto em seu canal de operação padrão, tanto como em seus canais oportunistas (secundários) disponíveis. Todos os pares de nós de comunicação que utilizam o OCA-MAC para transmitir dados devem ser equipados com dois rádios, um para realizar transmissões no canal primário e outro para realizar transmissões no canal secundário, quando disponível. O protocolo é baseado em uma extensão de uma rede de comunicação sem fio IEEE 802.11 padrão, e ao mesmo tempo, adiciona a capacidade de busca de canais oportunistas e agregação destes caso estejam disponíveis, de forma a aumentar a vazão média da rede, e conseqüentemente, de cada nó.

Assim como em uma rede de comunicação que segue o padrão IEEE 802.11 DCF, os nós de uma rede OCA-MAC também realizam a troca de quadros de controle de quatro vias (RTS/CTS) a fim de garantir o direito de transmissão de dados. Caso o nó transmissor pertencente à rede OCA-MAC tenha encontrado um canal disponível para agregação, ao enviar o RTS para o receptor, o transmissor informa o canal oportunista encontrado e o sugere como o canal secundário para transmissão. Se o receptor aceitar a transmissão de dados, ele deverá responder ao transmissor com um quadro CTS, o qual também informará se o receptor concorda ou não com o canal secundário sugerido. Se sim, o transmissor enviará então dois quadros de dados, um pelo canal primário e outro pelo secundário. Se não, haverá a transmissão de um quadro de dados apenas pelo canal primário.

O bom desempenho do OCA-MAC depende então da sua capacidade de buscar, sensoriar e agregar canais disponíveis para transmissão oportunista. Mesmo que não haja canais secundários disponíveis, o protocolo proposto ainda garante o mínimo de desempenho oferecido pelo padrão

IEEE 802.11 DCF, o qual além de ser utilizado na maioria das redes de comunicação sem fio, também foi extensamente estudado e validado [24].

4.2 Descrição do Protocolo

O *Protocolo de Controle de Acesso ao Meio com Agregação Oportunista de Canal* (*Opportunistic Channel Aggregation MAC*, OCA-MAC) foi desenvolvido a partir do padrão IEEE 802.11 DCF, descrito na Seção 3.4.1, com o objetivo de estender as suas funcionalidades básicas de forma a permitir a busca e a agregação de canais oportunistas em nível de enlace. Deve-se entender a expressão: “agregação de canais oportunistas em nível de enlace”, como o uso de um canal secundário para transmissão de quadros de dados simultaneamente às transmissões de dados em um canal dito primário (ou principal). Como mencionado na seção anterior, para a implementação do mecanismo de agregação de canais, assume-se que cada nó seja equipado com dois rádios transceptores, sendo uma interface de rádio configurada para operar em um dado canal ISM e a outra interface configurada para operar em um dos canais oportunistas disponíveis para busca e sensoriamento. Neste trabalho, também são utilizados canais ISM para agregação e transmissão oportunistas. No entanto, os canais secundários utilizados são diferentes daqueles utilizados como canais primários, ou seja, possuem uma frequência inicial distinta, de acordo com o permitido pelo padrão IEEE 802.11 para transmissões sem interferência de co-canal. Embora os canais primários e secundários utilizados sejam ambos ISM, teoricamente, o OCA-MAC também poderia operar em outras faixas de frequência, contanto que as condições a serem descritas nessa seção sejam respeitadas, garantindo a correta operação do protocolo. A Figura 4.1 ilustra uma representação dos canais disponíveis no padrão IEEE 802.11 e a separação permitida entre canais para uma transmissão sem interferências co-canal. De acordo com a figura, pode-se observar que, caso o canal 1 seja definido como o canal principal, então os canais oportunistas permitidos para agregação seriam os canais 6 e 11, por exemplo.

Todos os nós que utilizam o OCA-MAC competem pelo acesso ao canal primário ISM de acordo com o mecanismo tradicional de negociação de quatro vias (RTS/CTS/DADOS/ACK) e com o algoritmo de recuo exponencial binário (BEB, do inglês *Binary Exponential Backoff*) do padrão IEEE 802.11 DCF MAC (Seção 3.4.1). De acordo com o padrão IEEE 802.11, ao final do BEB, imediatamente após o nó (transmissor) ter detectado o canal livre, o transmissor irá enviar um quadro de RTS requisitando ao receptor sua disponibilidade para recebimento de um quadro de dados. No entanto, o nó transmissor usuário do OCA-MAC irá anteriormente ao envio do quadro RTS, e após o fim de seu BEB, realizar a busca de canais secundários disponíveis para transmissão oportunista. Caso encontre um canal disponível, este será informado por meio de um campo extra adicionado ao quadro de RTS. Dessa forma, ao enviar um quadro RTS, o transmissor tenta ao mesmo tempo reservar o canal primário ISM para transmissão de um quadro de dados i e um canal secundário para transmissão oportunista de um quadro de dados $i + 1$.

Por sua vez, ao receber o quadro RTS, o receptor irá checar se o campo extra adicionado ao quadro RTS possui a identificação de um canal secundário para transmissão. Se sim, o receptor irá então sensoriar o canal oportunista proposto de forma a determinar se o mesmo está, de fato,

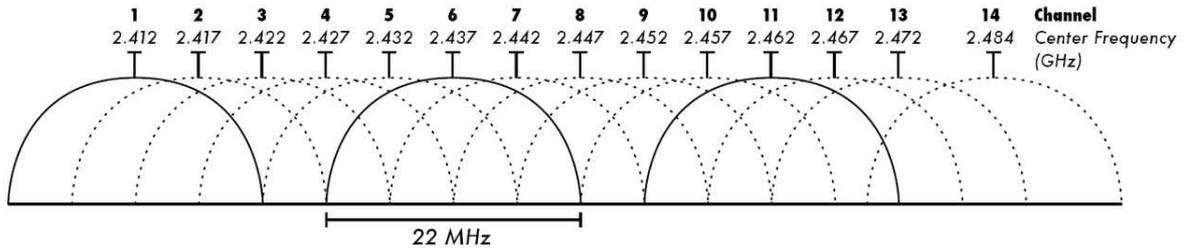


Figura 4.1: Canais disponíveis para transmissão de acordo com a norma IEEE 802.11b e seus respectivos intervalos de segurança para transmissões sem interferência co-canal.

livre para transmissão. Caso o canal secundário proposto pelo transmissor esteja desocupado, o receptor irá informar, por meio de um campo extra adicionado ao quadro CTS, a confirmação do canal proposto pelo transmissor. Dessa forma, após um intervalo de tempo SIFS¹, o quadro CTS será enviado ao receptor. Caso o receptor não tenha encontrado o canal secundário sugerido livre (ou ainda, o transmissor não tenha sugerido um canal oportunista), este irá negar a transmissão de dados no canal secundário.

Ao receber o quadro CTS, o transmissor irá checar se o receptor concordou ou não com a transmissão de dados pelo canal secundário sugerida por ele. Se sim, após um intervalo de tempo SIFS, o transmissor irá enviar um quadro de dados pelo canal primário (quadro i) e um quadro de dados ($i + 1$) pelo canal secundário escolhido. Caso o quadro de dados enviado pela interface primária chegue com sucesso no seu destinatário, o receptor enviará um quadro de confirmação ACK. Se o quadro de dados enviado pelo canal secundário também tiver sido recebido com sucesso pelo receptor, o quadro de confirmação ACK conterá um campo informando a transmissão bem sucedida pelo canal oportunista. Caso contrário, ou seja, o quadro de dados transmitido pela interface secundária não tenha sido recebido com sucesso, o campo extra adicionado ao quadro de confirmação ACK informará que a transmissão falhou no canal secundário.

A busca por canais oportunistas é feita de forma sequencial, ou seja, se o primeiro canal disponível para sensoriamento for detectado ocupado, o nó transmissor passará imediatamente para o próximo canal oportunista listado e irá determinar se o mesmo está ocupado ou não. O

¹O intervalo de tempo SIFS utilizado pelo OCA-MAC é um pouco maior que o utilizado pelo padrão IEEE 802.11, devido a atrasos causados pelo sensoriamento e agendamento de pacotes. Uma explicação mais detalhada da escolha e implementação do tempo SIFS será apresentada na próxima seção 4.3

sensoriamento dos canais oportunistas é realizado por meio da técnica de detecção de energia, em que a decisão em relação ao estado de um dado canal (livre ou ocupado) é feita por meio da intensidade da energia do sinal captado naquele canal. Se essa energia for maior que um certo limiar, o canal é considerado ocupado, caso contrário, se a intensidade da energia for menor que o limiar estipulado, o canal é considerado livre. Outras técnicas mais complexas de detecção de sinais poderiam ser utilizadas, tais como algoritmos de otimização que levam em consideração características de desvanescimento do canal, dentre outros².

Além dos campos extras nos quadros de controle para negociação de um canal oportunista para agregação e transmissão, também é necessária a adição de algum mecanismo de controle que receba os quadros advindos da camada de rede ou da camada de aplicação, e os encaminhe para a interface (canal) apropriado e que, de fato, realize a agregação de canais, ou seja, que realize a transmissão em ambos os canais, primário e secundário. Para isso, cada nó que utilize o OCA-MAC como protocolo de controle de acesso ao meio, além de possuir dois rádios para transmissão de dados, também possuirá um módulo de envio que será responsável pela distribuição apropriada dos quadros de dados entre as interfaces do nó. O módulo de envio é então inserido entre as camadas de rede e de enlace do nó, de forma que todos os quadros de dados advindos da camada de rede sejam encaminhados e armazenados no módulo de envio, que posteriormente os envia para a camada MAC pela interface apropriada, de onde serão repassados para a respectiva camada física (isto é, pelo canal primário ou secundário correspondente). A Figura 4.2 ilustra o posicionamento do módulo de envio na lógica de camadas de um nó. Pode-se observar que o módulo de envio foi posicionado de tal forma que todos os quadros de dados ao serem enviados para seus respectivos receptores passem obrigatoriamente por ele. Apesar de o módulo de envio estar presente em todos os nós, os quadros de dados não são encaminhados à esse módulo durante a sua recepção (por isso é denominado somente como módulo de *envio*). Os quadros de dados recebidos são tratados, isto é, enviados à aplicação correspondente (se for o caso), na camada de rede do nó receptor. O recebimento dos quadros de dados será detalhado no decorrer dessa seção.

Como todo quadro de dados a ser enviado deve passar obrigatoriamente pelo módulo de envio, uma fila (“buffer”) é mantida no módulo e é responsável pelo armazenamento dos quadros advindos da camada de rede. Os quadros de dados serão mantidos nessa fila até o momento de serem encaminhados para a interface apropriada. O tamanho da fila é dinâmico, isto é, a fila cresce de acordo com a quantidade de quadro de dados recebidos pela camada superior. No caso em que um determinado quadro de dados tenha sido enviado pela interface secundária, o mesmo será mantido na fila até que o receptor confirme seu recebimento, ou seja, são mantidas cópias na fila do módulo de envio de todos os dados enviados pela interface oportunista. É necessário manter uma cópia dos quadros enviados pela interface secundária na fila do módulo, pois os mesmos, caso não sejam recebidos corretamente no receptor, não serão retransmitidos pela interface secundária, mas sim pela principal. Os quadros enviados pela interface primária não são mantidos na fila do módulo, pois caso não sejam recebidos corretamente pelo receptor, são retransmitidos por meio da camada de enlace, que mantém uma fila própria. Como a camada MAC possui o seu próprio “buffer” para

²Optou-se pela detecção de energia como mecanismo de sensoriamento pelo fato de o software no qual o protocolo é implementado (NS-3) somente disponibilizar à época do início do desenvolvimento deste trabalho a detecção de energia.

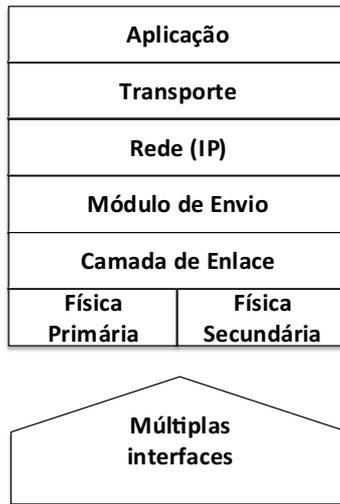


Figura 4.2: Inserção do Módulo de Envio na pilha de protocolos de um nó. O módulo de envio é responsável pelo encaminhamento dos pacotes advindos da camada de rede para a interface apropriada.

pacotes que necessitem ser retransmitidos, o módulo de envio também pode ser visto como uma *pré-fila* à camada de enlace MAC. Dessa forma, cabe ainda ao módulo de envio o encaminhamento dos quadros de dados na ordem correta para a camada MAC e a retransmissão dos quadros de dados que tenham sido perdidos (ou recebidos incorretamente) na interface secundária. A Figura 4.3 ilustra a fila presente no módulo de envio e o encaminhamento dos quadros de dados às suas respectivas interfaces.

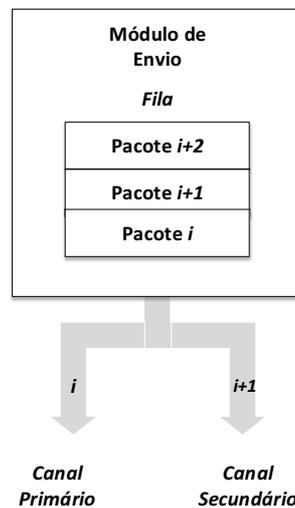


Figura 4.3: Representação do módulo de envio, sua fila de pacotes e a distribuição dos mesmos pelas interfaces principal e oportunista.

Como o OCA-MAC utiliza os próprios quadros de controle do padrão 802.11 DCF para trocar informações sobre os possíveis canais oportunistas disponíveis para agregação, não é necessária a utilização de um canal extra de controle para negociar o canal secundário. A maior parte dos trabalhos citados no capítulo de Revisão Bibliográfica (Cap. 2) utilizam um canal extra para troca

de quadros de controle muitas vezes similares aos quadros RTS/CTS. No entanto, o uso de um canal extra de controle ou até mesmo o envio de quadros de controle nos canais oportunistas causa uma perda no desempenho desses trabalhos. Se a agregação de canais visa permitir que uma rede alcance uma vazão maior e, conseqüentemente, tenha um maior desempenho, ao alocar canais exclusivos para troca de quadros de controle ou permitir a transmissão de dados e controle em seus canais oportunistas, a maior parte desses protocolos perde oportunidades importantes de transmissão (pois o tempo dispendido em controle poderia ser usado para transmissão efetiva de dados) e sub-utiliza o espectro, já que esses protocolos visam um acesso oportunista ao meio, ou seja, os canais utilizados nem sempre estão disponíveis. Dessa forma, nós que utilizem o OCA-MAC como protocolo de controle de acesso ao meio fazem uso do mecanismo de controle já oferecido pelo padrão IEEE 802.11, além de dedicar seus canais secundários (*oportunistas*) para transmissão apenas de dados.

O quadro RTS passa então a conter o campo *request available channel* (RAC), no qual o transmissor requisita a permissão do receptor para transmitir no canal oportunista que ele encontrou disponível para transmissão imediata de dados. Portanto, assume-se que o campo RAC contém k bits que podem ser usados de qualquer forma para expressar a disponibilidade de um ou, possivelmente, múltiplos canais (futuras versões do protocolo poderiam suportar o envio de dados em múltiplos canais secundários). O mapeamento específico da sequência dos 2^k bits em canais de frequência devem ser adaptados à faixa de frequência e canais operacionais para os quais o módulo de envio foi projetado. Por convenção, o campo RAC é preenchido com a sequência de bits com valor lógico 0 caso não haja canais oportunistas disponíveis. A Figura 4.4 mostra a composição do cabeçalho MAC para um quadro RTS padrão do protocolo OCA-MAC, em que pode-se observar a adição do campo RAC.

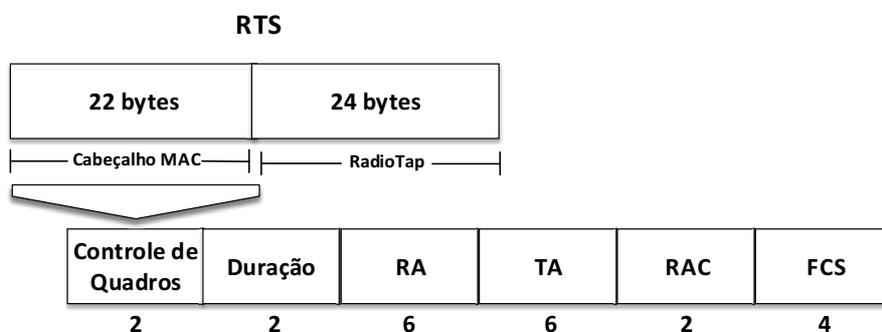


Figura 4.4: Diagrama de um quadro RTS, incluindo o campo RAC adicionado pelo protocolo OCA-MAC e seu tamanho em bytes.

Ao receber o quadro RTS, o receptor lê o campo RAC e checa se o canal sugerido para agregação oportunista está disponível. Essa etapa é necessária pois um canal que tenha sido detectado disponível pelo transmissor pode não estar disponível para o receptor. Ainda, durante a transmissão do quadro RTS, outro nó utilizando o OCA-MAC pode ter ocupado o canal secundário proposto ou, por outro lado, o transmissor pode ter cometido um erro na determinação da disponibilidade do canal devido a um falso positivo que poderia ter sido causado, por exemplo, por efeitos de propagação de canal. Agindo dessa forma, o receptor tende a minimizar qualquer possível interferência às transmissões que possam estar ocorrendo no canal oportunista.

Após checar a disponibilidade do canal proposto pelo transmissor, o receptor cria um quadro CTS com um campo adicional denominado *confirm available channel* (CAC) contendo sua decisão em relação ao canal proposto. Neste trabalho não é estudada a transmissão de múltiplos pacotes por múltiplos canais. Dessa forma, o receptor indica somente o canal selecionado, se disponível, para transmissão oportunista. Em outras palavras, o campo CAC é utilizado para aceitar ou rejeitar a transmissão no canal proposto. Caso aceite a transmissão, o campo CAC é preenchido com a informação referente ao canal escolhido. Caso negue a transmissão, o campo é então preenchido com a sequência padrão de bits com valor lógico 0, a qual corresponde, por definição, à indisponibilidade de canal. A Figura 4.5 mostra a composição do cabeçalho MAC para um quadro CTS padrão do protocolo OCA-MAC, em que pode-se observar a adição do campo CAC.

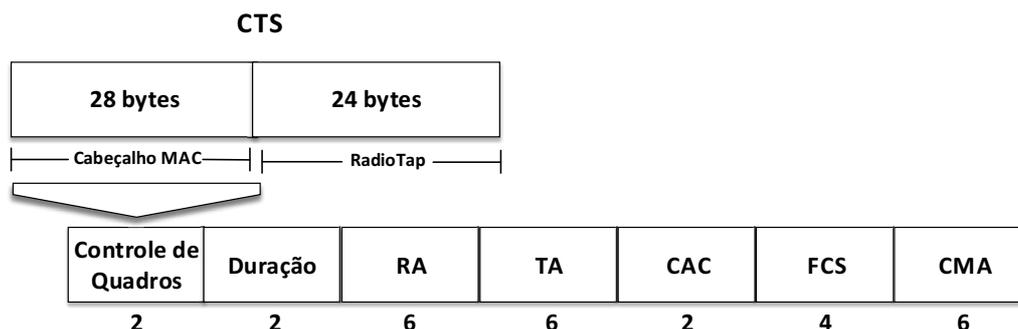


Figura 4.5: Diagrama de um quadro CTS, incluindo o campo CAC adicionado pelo protocolo OCA-MAC e seu tamanho em bytes.

Uma vez que o transmissor recebe o quadro CTS, ele lê o campo CAC. Se o campo contiver a sequência de bits com valor lógico 0, nenhuma transmissão ocorrerá pelo canal oportunista e, conseqüentemente, não é realizada a agregação de canais. No entanto, se o campo CAC contiver uma sequência de bits válida, o módulo de envio é acionado e uma cópia do próximo quadro de dados é despachada de sua fila (*buffer*) para transmissão imediata pelo canal oportunista. Após um intervalo de SIFS apropriado, dois quadros de dados são transmitidos simultaneamente pelas duas interfaces. É importante mencionar que, para a correta operação do protocolo, o tempo de transmissão no canal oportunista deve ser menor ou igual ao tempo de transmissão de um quadro de dados no canal principal, pois todas as informações de controle são transmitidas pelo canal principal, incluindo a informação sobre o tempo completo necessário para transmissão de um quadro, o qual é utilizado para atualização do vetor de alocação de rede NAV para detecção virtual de portadora.

Portanto, uma condição necessária para o correto funcionamento do OCA-MAC é que o tempo de transmissão dos quadros de dados pela interface secundária seja menor (e no máximo igual) ao tempo de transmissão dos quadros de dados pelo canal primário. A modulação utilizada atualmente pelo protocolo é a DBPSK em ambos os canais. No entanto, ao garantir que o tempo de transmissão dos dados no canal oportunista seja menor que o tempo de transmissão no canal principal, pode-se incluir a possibilidade de modulações distintas em cada interface. Dessa forma, futuras versões do OCA-MAC poderiam operar com modulações distintas em cada canal, contanto que fossem tomadas algumas decisões anteriores ao envio de um quadro de dados pela interface secundária, como por exemplo, o transmissor deve checar o tamanho do pacote de dados subse-

quente na fila do módulo de envio antes de propor a transmissão oportunista. Se o tempo de transmissão for maior que o máximo permitido (i.e, maior que o tempo de transmissão na interface primária), o transmissor não manda a requisição ou já escolhe uma modulação apropriada para que a transmissão possa ocorrer dentro do tempo necessário.

Se ambos os quadros de dados forem recebidos com sucesso pelo destinatário, um quadro de confirmação ACK é enviado para o transmissor com um campo adicional denominado *opportunistic acknowledgment* (OPACK) igual à '1', indicando uma recepção bem sucedida no canal oportunista. A Figura 4.6 representa um diagrama de tempo dos eventos para o caso em que a transmissão dos quadros de dados é bem sucedida em os ambos canais principal e secundário. Para diferenciar os canais, o canal principal é denominado 'ISM' e o canal secundário 'cog'. No diagrama, TX_{ISM} e RX_{ISM} representam os eixos de tempo para o transmissor e receptor no canal principal ('ISM'), respectivamente, enquanto que TX_{cog} e RX_{cog} são os eixos correspondentes para o canal secundário oportunista. Na Figura 4.6 o transmissor após realizar a busca de canais envia um quadro RTS requisitando o envio de dados para o receptor e a agregação do canal '6' para transmissão oportunista ($RAC = 6$). O receptor por sua vez, dada a chegada do quadro RTS pela sua interface primária, realiza o sensoriamento no canal 6, no exemplo, o canal sugerido é de fato detectado como livre, e o receptor responde ao transmissor com o envio de um quadro CTS com o campo CAC igual à 6 (i.e, o receptor concorda com a transmissão). O transmissor então, ao receber o CTS e ler o campo CAC, percebe que o receptor concordou com o canal oportunista sugerido e envia após um tempo SIFS dois quadros de dados simultaneamente, um pela interface primária (i) e outro ($i + 1$) pela interface secundária. Ambos os pacotes são recebidos com sucesso, e o receptor ao enviar o quadro de confirmação ACK, o envia com o campo OPACK indicando uma transmissão bem sucedida ($OPACK = 1$).

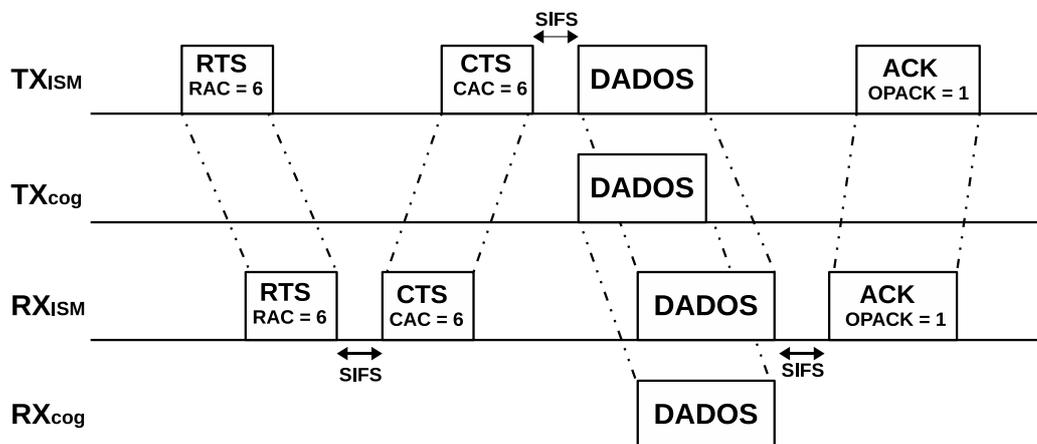


Figura 4.6: Transmissão com sucesso nos canais padrão, *ISM*, e oportunista, *cog*.

No entanto, se algum dos quadros de dados não forem recebidos com sucesso, duas situações podem ocorrer. Se a transmissão bem sucedida ocorrer somente no canal principal, então o campo OPACK é preenchido com o valor 0 indicando uma falha na transmissão pelo canal oportunista. Nesse caso, o próximo quadro de dados a ser transmitido pelo canal principal será aquele perdido anteriormente pelo canal secundário. Por essa razão, o quadro de dados encaminhado pelo *módulo*

de envio para o canal oportunista é, na verdade, uma cópia do quadro de dados advindo da camada de rede e mantido na fila do módulo de envio, e não o quadro de dados em si. A Figura 4.7 mostra um exemplo em que o quadro de dados enviado pela interface oportunista é perdido. Na figura, a perda do quadro de dados é representada pela linha tracejada que demarca o quadro de dados que deveria ter sido recebido no canal secundário (RX_{cog}). Após um tempo de SIFS, o receptor então envia o quadro de confirmação ACK com o campo OPACK igual à 0.

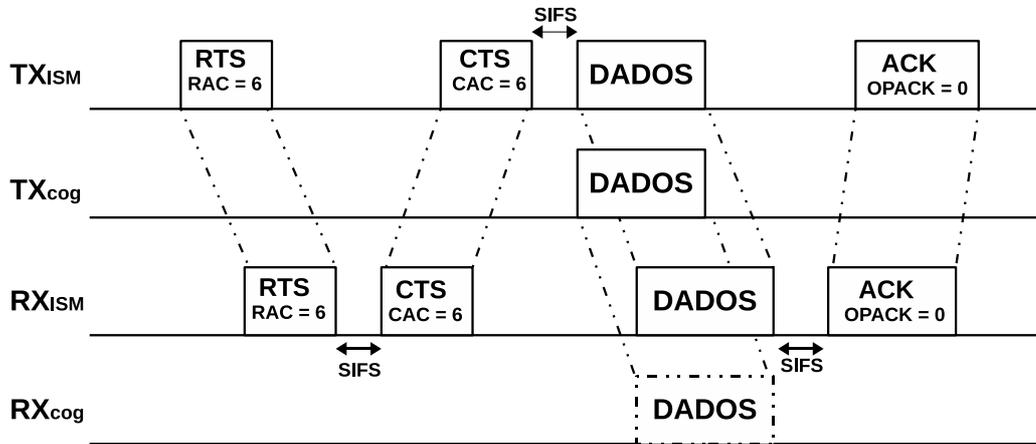


Figura 4.7: Falha no envio de dados pelo canal secundário no RX_{cog}

Se a falha de transmissão ocorrer no canal principal, podem-se tomar diferentes decisões dependendo da forma como os quadros são tratados no receptor, ou seja, se a recepção fora de ordem de quadros é permitida ou não. A abordagem mais simples é somente aceitar quadros recebidos em ordem, isto é, descartar qualquer transmissão bem sucedida de dados no canal oportunista, caso a transmissão no canal primário falhe. O quadro de dados recebido pela interface oportunista, nesse caso, deve ser descartado, pois esse quadro de dados é o subsequente ao dado perdido ou não recebido corretamente no canal primário. Se os quadros não são aceitos fora de ordem, então não há necessidade de armazenamento ou controle de dados no receptor. Outra opção é aceitar a recepção de quadro de dados fora de ordem, sendo que nesse caso, seria necessário uma manipulação correta dos dados pelo receptor de forma a organizar os quadros recebidos pelo canal secundário. Dessa forma, a recepção dos quadros em ordem geraria uma maior demanda por recursos e complexidade. Por questão de simplicidade, adota-se neste trabalho a recepção ordenada dos quadros de dados, isto é, em sequência.

Como a recepção fora de ordem dos quadros de dados não é permitida, quando há falha na transmissão de um quadro de dados no canal primário (detectada por uma expiração do tempo para recebimento de confirmação - ACK) *ambos* os quadros de dados precisarão ser retransmitidos. Nesse caso, após a execução apropriada do mecanismo de recuo exponencial binário (BEB) somente na interface primária, é realizado o envio de um novo quadro RTS e todo o processo descrito anteriormente para troca de RTS/RAC e CTS/CAC é realizado novamente, inclusive a determinação da disponibilidade do canal oportunista. Portanto, se o receptor concordar com o canal oportunista proposto, o qual pode ser o mesmo utilizado anteriormente, dois quadros de dados serão retransmitidos novamente: o quadro perdido e seu subsequente que estava armazenado no módulo

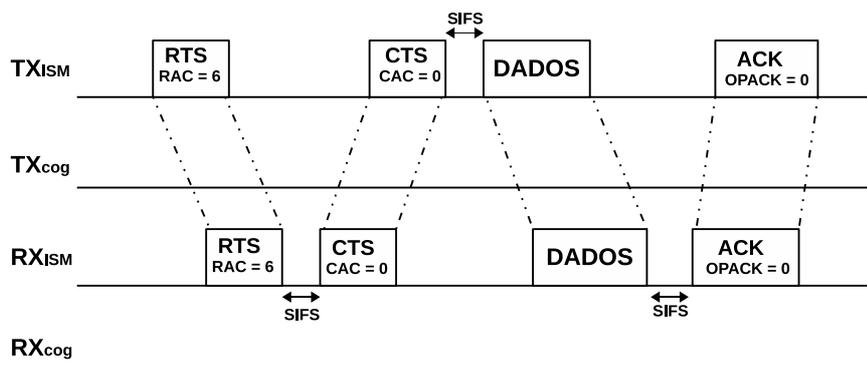


Figura 4.9: O transmissor nega a transmissão no canal secundário proposto, pois pode, por exemplo, tê-lo detectado ocupado durante o seu sensoriamento.

4.3 Implementação no Simulador a Eventos Discretos NS-3

O protocolo de controle de acesso ao meio OCA-MAC descrito na seção anterior foi implementado no simulador a eventos discretos NS-3 [6] apresentado no Capítulo 3, especificamente na Seção 4.3. Todas as funcionalidades descritas na seção anterior, tais como sensoriamento e busca de canais, agregação oportunista de canal, os campos adicionados nos quadros de controle do 802.11 (RAC, CAC, CMA e OPACK), o módulo de envio e recebimento dos quadros de dados foram implementados no simulador de acordo com os passos a serem descritos nessa seção.

4.3.1 O módulo de envio

Os nós que utilizam o OCA-MAC possuem, além de dois rádios transceptores para transmissão pelos canais primário e secundário, um módulo de envio que é responsável pela distribuição dos pacotes entre as múltiplas interfaces de cada nó. O módulo de envio, também denominado pré-fila foi adicionado no ns-3 em seu código fonte, e pode ser encontrado na pasta *src* dentro do diretório principal do simulador. A pré-fila foi inserida na camada de redes do ns-3 entre as classes `ns3::Ipv4L3Protocol` e `ns3::Ipv4Interface` pertencentes ao módulo de Internet do simulador. A Figura 4.11 mostra a inserção do módulo de envio na camada de rede do simulador, sendo que `DispatchModule` é o nome atribuído ao módulo criado no ns-3 e que contém as classes que implementam a pré-fila.

Como pode ser visto na Figura 4.11, a inserção do módulo de envio foi alcançada através de modificações na classe `ns3::Ipv4L3Protocol`, especificamente no método `Ipv4L3Protocol::SendRealOut`, que, originalmente, era responsável por encaminhar os pacotes para sua interface de destino, e agora os envia para a fila do módulo de envio. Ou seja, os pacotes de dados advindos da camada de aplicação ao passarem pelo método `Ipv4L3Protocol::SendRealOut`, em vez de serem encaminhados diretamente para o método `Ipv4Interface::Send`, de onde seriam enviados para o dispositivo de rede apropriado, agora são encaminhados para a nova classe `ns3::DispatchModule`, que por sua vez os envia para a interface apropriada, isto é, os encaminha para a interface primária ou secundária.

A classe `ns3::DispatchModule` define duas filas para armazenar os pacotes advindos do método `Ipv4L3Protocol::SendRealOut`. O método `DispatchModule::Enqueue` recebe os pacotes da classe `Ipv4L3Protocol` e os armazena em duas filas distintas. Em uma fila são armazenados os pacotes de dados e na outra são armazenados os cabeçalhos IP desses pacotes. Os pacotes e seus respectivos cabeçalhos são armazenados separadamente, pois os métodos responsáveis pelo encaminhamento dos pacotes para a interface apropriada, `DispatchModule::Send`, `DispatchModule::CognitiveSend` e `DispatchModule::SecondCognitiveSend`, os enviam posteriormente para o método `Ipv4Interface::Send`, que tem como parâmetros de entrada o pacote e seu cabeçalho IP de destino (ver Figura 4.11).

Os pacotes armazenados no módulo de envio permanecem na fila até que o nó transmissor requisite o envio de dados pela interface principal, e se disponível, pela interface secundária. Os dados são encaminhados para a interface principal pelo método `DispatchModule::Send`, o qual recupera o primeiro pacote disponível na fila do módulo de envio (e.g, pacote i) e seu respectivo cabeçalho IP, e os passa como parâmetros para o método responsável pelo encaminhamento dos pacotes para o dispositivo de rede (`Ipv4Interface::Send`). Ao encaminhar o pacote de dados para a classe `ns3::Ipv4Interface`, o método `DispatchModule::Send` já sinaliza que o pacote de dados deve ser transmitido pela interface primária. Por sua vez, os dados a serem transmitidos pelo canal secundário são encaminhados para a interface correspondente pelo método `DispatchModule::CognitiveSend` ou pelo método `DispatchModule::SecondCognitiveSend`. De acordo com a lógica do ns-3 [6], são adicionados ao nó as camadas de aplicação, de rede, de enlace e física. Os nós que utilizam o OCA-MAC têm a capacidade de transmitir simultaneamente em dois canais distintos, além de realizarem uma busca sequencial por canais oportunistas, dessa forma, seguindo a lógica e estrutura do ns-3, todos os nós em uma rede OCA-MAC possuem três interfaces, uma para o canal primário, e duas para os possíveis canais oportunistas disponíveis para agregação. Portanto, são necessários dois métodos distintos para encaminhar os pacotes para a interface secundária escolhida. A Figura 4.12 ilustra um típico nó em um rede OCA-MAC no simulador ns-3. Pode-se observar pela figura que todo nó que utilize o OCA-MAC como protocolo de controle de acesso ao meio, possui três interfaces distintas, além de três camadas físicas (“PHY”) ligadas a cada interface. No momento, estão disponíveis somente dois canais para busca sequencial, no entanto, futuras versões do OCA-MAC poderiam suportar a adição de outros canais para busca sequencial.

Os métodos de envio `DispatchModule::CognitiveSend` e `DispatchModule::SecondCognitiveSend` por sua vez, ao serem requisitados pelo nó transmissor, recuperam o próximo pacote (e seu cabeçalho IP correspondente) e o encaminha para a interface secundária apropriada. O pacote de dados encaminhado (pacote $i + 1$) é o imediatamente seguinte ao encaminhado para a interface primária (pacote i) e, ao contrário do pacote de dados encaminhado para a interface primária, os pacotes de dados enviados pelos métodos `DispatchModule::CognitiveSend` e `DispatchModule::SecondCognitiveSend` são mantidos na fila do módulo de envio até que o nó transmissor sinalize sua liberação da fila, mediante o recebimento do quadro de controle ACK com o campo `OPACK = '1'`, indicando que o pacote de dados $i + 1$ foi recebido com sucesso pelo nó receptor.

4.3.2 Negociação do Canal, Sensoriamento e Envio de Dados

Os nós em uma rede OCA-MAC têm a capacidade de realizar a agregação de canais oportunistas em nível de enlace, atingindo dessa forma um maior desempenho em relação à vazão agregada média obtida por cada nó e de forma geral em toda a rede. Para que a agregação de canal seja possível, todo nó que utilize o OCA-MAC deve, antes de realizar a troca de quadros de controle RTS/CTS, fazer a busca e o sensoriamento dos canais secundários disponíveis para agregação oportunista. Caso o nó transmissor detecte um dos canais disponíveis livre, ele irá sugerir ao receptor o uso desse canal para a agregação oportunista. O receptor, por sua vez, também deverá checar a disponibilidade do canal sugerido pelo transmissor, e só concordará com o canal indicado pelo transmissor se o mesmo for detectado livre por ele. Dessa forma, a busca e detecção de canais oportunistas é de extrema importância para o bom desempenho do protocolo e sua implementação no simulador será explicada em detalhes a seguir.

Como mencionado anteriormente, o nó em uma rede OCA-MAC possui uma estrutura similar à da Figura 4.12, em que cada nó terá três canais “associados” à ele. Ou seja, quando o nó transmissor for enviar um pacote de dados, é possível “acessar” as camadas físicas ligadas à ele. Como a maior parte da API no simulador é escrita em C++, uma linguagem orientada a objetos, pode-se dizer que são agregados aos nós diversos objetos, tais como canais, dispositivos de rede, protocolos e aplicações (ver Figura 3.11). Dessa forma, é possível recuperar o “objeto” canal, ligado à um determinado nó. Portanto, o nó transmissor antes de realizar a busca de canais “carrega” todas as camadas físicas ligadas à ele, de forma a ter acesso ao estado de cada canal disponível para transmissão. A Figura 4.13 ilustra o processo de “carregamento” da camada física de um nó.

O nó transmissor então, antes do envio do RTS, carrega às camadas físicas referentes aos canais secundários disponíveis para a busca. A partir desse momento, o transmissor acessa a primeira camada física referente ao primeiro canal secundário disponível para agregação oportunista e realiza o sensoriamento desse canal. Caso este canal esteja ocupado, o nó passa a sensoriar o próximo canal disponível. O sensoriamento dos canais oportunistas foi implementado por meio do mecanismo de detecção de portadora denominado *mecanismo de avaliação de canal livre*, CCA (do inglês, *clear channel assessment*). O mecanismo CCA baseia-se no método de detecção de energia de um sinal para determinar se um determinado canal está livre, ou seja, para determinar se não há transmissões ocorrendo naquele canal durante o intervalo de sensoriamento (o mecanismo de sensoriamento de canal por meio de detecção de energia foi apresentado nesse trabalho no Capítulo 3). O método `IsStateCcaBusy` da classe `WifiPhy`, que modela a camada física do padrão 802.11, foi utilizado para determinar se um dado canal está ocupado. A Figura 4.14 ilustra o processo de sensoriamento realizado pelo nó transmissor antes do envio do RTS.

O método `MacLow::IsStateCcaBusy` presente na camada de enlace realiza uma chamada para o método de mesmo nome `YansWifiPhy::IsStateCcaBusy` localizado na camada física do nó. Esse método, por sua vez, aciona o método `WifiPhyStateHelper::IsStateCcaBusy`, responsável por facilitar o acesso aos parâmetros da camada física. Em seguida, `WifiPhyStateHelper::IsStateCcaBusy` chama o método `WifiPhyStateHelper::GetState` que, de fato, retorna o estado da camada física, ou seja, determina se o meio está livre para transmissão. O método `WifiPhyStateHelper::GetState` aciona o simulador e requisita o tempo atual da simulação. De posse do tempo da simu-

lação, o método então compara esse valor com as variáveis de estado do simulador. O ns-3 mantém uma lista de variáveis responsáveis por acompanhar o estado da camada física durante todo o tempo de simulação, ou seja, o simulador atualiza essas variáveis de forma contínua, e compara o valor dessas variáveis com o tempo atual de simulação para determinar qual o estado atual do canal. O ns-3 define cinco estados: ocupado (`m_endCcaBusy`), fim da transmissão (`m_endTx`), “recebendo” (`m_rxing`), trocando de canal (`m_endSwitching`) e livre (`IDLE`). Se o tempo de simulação atual for menor que o tempo de `m_endCcaBusy`, o canal é considerado ocupado, senão, o método retorna o estado `IDLE`.

Se o método `WifiPhyStateHelper::GetState` determinar o estado como livre, o canal será escolhido para a transmissão oportunista de dados, se não, o transmissor checa se o próximo canal disponível para busca está livre, realizando o mesmo processo descrito anteriormente. Caso ambos os canais estejam indisponíveis, não há a agregação de canais para essa tentativa de comunicação.

Após o processo de sensoriamento e busca dos canais oportunistas, o nó transmissor fará o envio de um quadro `RTS` ao receptor com o intuito de iniciar a transmissão de dados. Se o transmissor tiver encontrado um canal disponível para agregação, também tentará negociar a transmissão naquele canal. O método `MacLow::SendRtsForPacket` é responsável pela geração do quadro `RTS`, e também, pelo preenchimento do campo `RAC`. O campo `RAC` deverá ser preenchido com o número do canal encontrado pelo transmissor para transmissão oportunista. O simulador ns3 relaciona uma determinada frequência à um número que pode ser visto como a identificação do canal. A Figura 4.1 apresentada na Seção 4.2 de descrição do protocolo OCA-MAC, ilustra a relação entre o número de um canal e sua frequência. São utilizados os canais ‘1’ para a interface primária, e os canais 6 e 15 para as interfaces secundárias. Portanto, o campo `RAC` estará preenchido com um dos canais oportunistas (6 ou 15), ou conterá o canal ‘0’, indicando que não há canal para agregação. É importante mencionar que o canal ‘0’ não está definido pelo simulador e é usado somente como uma forma de controle, com o objetivo de sinalizar que não haverá a agregação de canal em uma dada transmissão. Ainda, o número do canal aonde uma transmissão de dados deverá ocorrer pode ser modificado pelo usuário (i.e, administrador da rede) por meio do programa principal (“main script”) em C++ que é responsável pela definição da topologia, além de iniciar o simulador.

Finalmente, após o preenchimento do campo `RAC`, o quadro `RTS` é criado e encaminhado ao método `MacLow::ForwardDown` que o envia para a camada física (a troca de quadros de controle é realizada pelo canal principal). A Figura 4.15 ilustra os métodos responsáveis pela criação e envio do `RTS` ao receptor.

O destinatário ao receber o quadro `RTS` deverá ler o campo `RAC` e realizar o sensoriamento do canal sugerido pelo transmissor. Caso o campo `RAC` contenha o valor ‘0’, indicando que o transmissor não encontrou um canal disponível para agregação, o receptor automaticamente preenche o campo `CAC` com o mesmo valor e não dá início ao processo de sensoriamento. No entanto, se o campo `RAC` conter um número de canal válido, ou seja, conter os valores ‘6’ ou ‘15’, o receptor irá checar se o canal sugerido está disponível. O processo de sensoriamento realizado pelo receptor é o mesmo realizado anteriormente pelo transmissor, com a diferença de que o receptor checa somente o canal sugerido pelo transmissor, isto é, o receptor não realiza a busca de canais. O método `MacLow::ReceiveOk` é responsável pelo recebimento dos quadros de controle na camada

de enlace advindos da camada física, ou seja, todos os quadros de controle, incluindo o RTS, CTS e ACK, são recebidos por esse método. Em `MacLow::ReceiveOk` é armazenado o valor do campo RAC para posterior acesso pelo receptor quando este for enviar o quadro CTS. O agendamento do quadro CTS também é realizado nesse método, por meio de uma chamada ao método `MacLow::SendCtsAfterRts`.

O método `MacLow::SendCtsAfterRts` é responsável pela criação do quadro CTS, pelo sensoriamento do canal proposto pelo transmissor e pela atribuição do campo CAC. O método `MacLow::SendCtsAfterRts` recupera o valor do campo RAC armazenado pelo método `ReceiveOk` e o utiliza para realizar o sensoriamento no canal correto. Se o canal estiver disponível, o campo CAC é preenchido com o mesmo número de canal. O quadro CTS também contém o campo CMA, que é utilizado pelo receptor para informar ao transmissor o endereço MAC de sua interface secundária ligada ao canal escolhido. Se o canal sugerido pelo transmissor estiver disponível, o receptor então envia o endereço MAC relativo ao canal sugerido, se não, o campo CMA é preenchido com o endereço MAC padrão 00:00:00:00:00:00, e o campo CAC com o canal '0'. O receptor, ao enviar o seu endereço MAC da interface oportunista ao transmissor, evita que sejam trocadas mensagens ARP no canal oportunista, o qual é reservado apenas para troca de quadro de dados. A Figura 4.16 ilustra os métodos responsáveis pelo recebimento do quadro RTS pelo destinatário e pela criação e envio do quadro CTS (pelo receptor) ao transmissor.

Por sua vez, ao receber o quadro CTS, o transmissor verifica se o campo CAC presente no CTS contém o mesmo valor que o campo RAC presente no quadro RTS enviado anteriormente. Se possuírem o mesmo valor e forem diferentes de zero, é checado qual canal foi escolhido, ou seja, qual canal secundário será utilizado. O método `MacLow::ReceiveOK`, responsável pelo recebimento do quadro CTS na camada de enlace, fará o agendamento do envio dos quadros de dados pelas interfaces primária e secundária. Caso o campo CAC seja igual à zero, o método `MacLow::ReceiveOK` irá agendar o envio de um quadro de dados apenas pela interface primária. Se o campo CAC contiver o mesmo número de canal que o campo RAC (diferente de zero), o transmissor irá enviar dois quadros de dados, um pela interface primária (quadro i), e o próximo quadro de dados ($i + 1$) pela interface secundária. O método `MacLow::ReceiveOK`, então, programa o envio do quadro de dados i para depois do término de um intervalo SIFS pela interface primária, e checa em qual canal (diferente de zero) deverá ser enviado o quadro de dados $i + 1$. Se o canal oportunista escolhido for o primeiro disponível (i.e, canal 6), o método `MacLow::ReceiveOK` agenda o envio do quadro de dados subsequente ($i + 1$) pela interface correspondente por meio de uma chamada indireta ao método `DispatchModule::CognitiveSend`, responsável por encaminhar o dado para a primeira interface secundária. Se o campo CAC contiver o número de canal do segundo canal oportunista disponível (i.e, canal 15), o método `DispatchModule::SecondCognitiveSend` é chamado e encaminha o quadro de dados pela interface secundária apropriada.

O método `MacLow::ReceiveOK` agenda o envio dos quadros de dados pela interface secundária para depois de um intervalo de tempo SIFS um pouco maior que o intervalo padrão do IEEE 802.11 de $16\mu s$. O intervalo de tempo SIFS para a interface oportunista foi incrementado para $26\mu s$, de forma a garantir que ambos os quadros de dados sejam enviados ao mesmo tempo. O incremento de $10\mu s$ no intervalo de tempo SIFS para a interface oportunista foi determinado empiricamente e se fez necessário devido à forma como o envio do quadro de dados pela interface secundária foi

projetado no simulador ns-3. As chamadas indiretas dos métodos `DispatchModule::CognitiveSend` e `DispatchModule::SecondCognitiveSend` fazem com que, antes do término do método atual (`MacLow::ReceiveOK`), o módulo de envio seja ativado e de fato encaminhe o quadro de dados para a interface secundária, de acordo com a Figura 4.11 (note que o método `DispatchModule::CognitiveSend` e `DispatchModule::SecondCognitiveSend`, omitido na figura, encaminham o quadro de dados para a interface secundária). Consequentemente, o quadro de dados $i + 1$ chega ao método responsável pelo seu envio para a camada física secundária apropriada (`MacLow::SendDataPacket`), antes que o quadro de dados i também chegue ao método responsável pelo seu encaminhamento para a camada física primária (`MacLow::SendDataAfterCts`). Ou seja, devido a forma como o simulador de redes ns-3 opera, o quadro de dados a ser enviado pela interface oportunista chegaria à interface secundária antes do quadro de dados i , seu antecessor. Ainda, o `Scheduler` (implementação do agendador de eventos no ns-3 [6]) lida com eventos agendados para acontecerem em um mesmo tempo como se fossem uma fila do tipo FIFO (do inglês, *first-in, first-out*), ou seja, o `Scheduler` dá prioridade à eventos inseridos primeiro no simulador. Portanto, para fazer com que ambos os pacotes sejam enviados para o receptor, pelas suas respectivas interfaces, ao mesmo tempo, foi necessário atrasar o envio dos quadros de dados no canal oportunista.

A Figura 4.17 ilustra o caminho percorrido pelos quadros de dados i e $i + 1$ no simulador até serem enviados para o nó receptor pelas suas respectivas interfaces. Note que o quadro de dados enviado pela interface primária segue o percurso usual de um quadro a ser transmitido pela camada física, ou seja, o método `MacLow::SendDataAfterCts` o encaminha para a interface principal de acordo com o padrão IEEE 802.11, enquanto que o quadro de dados a ser enviado pela interface secundária tem o caminho desviado e é enviado diretamente para a camada física secundária pelo método `MacLow::SendDataPacket`, geralmente responsável pelo envio de dados para a camada física de quadros de dados que não utilizam o mecanismo de quatro vias (RTS/CTS/DADOS/ACK).

Finalmente, antes de enviar o quadro de dados para a interface oportunista, o transmissor também checa se o endereço IP da interface secundária do receptor consta em sua lista de cache, de forma a evitar a troca de mensagens ARP no canal secundário. Para isso, é necessário que o transmissor tenha o conhecimento prévio do endereço de rede da interface oportunista de seu destinatário. No entanto, o transmissor possui somente o endereço de rede da sua própria interface secundária. A obtenção do endereço de rede da interface secundária do receptor é explicado a seguir.

4.3.2.1 Obtenção do Endereço de Rede da Interface Secundária do Receptor

O nó transmissor, ao agendar o envio de um quadro de dados pelo canal oportunista, além de precisar do endereço de rede da interface secundária do nó receptor para evitar a troca de mensagens ARP no canal secundário, também precisa adicionar esse endereço ao cabeçalho IP do quadro de dados, de forma que o quadro chegue à interface secundária correta no receptor. Para isso, são realizadas pelo transmissor algumas manipulações. O simulador ns-3 atribui os endereços IP e MAC aos nós de forma sequencial, ou seja, o primeiro nó a ser inserido na sub-rede 10.1.1.0/24 terá o endereço de rede 10.1.1.1. Por sua vez, em uma rede de 100 nós, o último nó terá o endereço

10.1.1.100. Portanto, no simulador ns-3, o endereço de rede dos nós está correlacionado ao número daquele nó, sendo que ao nó 0, é atribuído o primeiro endereço IP de uma sub-rede. Aos nós que utilizem o protocolo OCA-MAC, ainda são atribuídos três endereços de rede diferentes, um para cada interface, isto é, um para a interface primária, e dois para as interfaces secundárias. Os endereços MAC dos nós também são atribuídos sequencialmente, sendo que cada interface também possui um endereço MAC distinto. A Tabela 4.1 mostra um exemplo dos possíveis endereços de redes disponíveis quando o nó 0 decide transmitir dados por ambas interfaces para o nó 1.

Tabela 4.1: Endereços de rede para as interfaces primária e secundária de um nó.

	Rede Principal	Rede Secundária
rede	10.1.1.0/24	192.1.1.0/24
nó 0 (Tx)	10.1.1.1	192.1.1.1
nó 1 (Rx)	10.1.1.2	192.1.1.2

Dessa forma, caso o nó 0 deseje transmitir dados para o nó 1 por ambas interfaces, de posse dos endereços de rede das duas interfaces primárias, ele seguirá os seguintes passos:

1. $(10.1.1.2) \text{ AND } (0.0.0.255) = 0.0.0.2$: O nó 0 usa o endereço de rede do nó 1 que está no cabeçalho do pacote a ser enviado para fazer um AND bit-a-bit com o inverso de sua máscara principal, de forma a obter o número do nó com o qual ele se comunica.
2. $(192.1.1.1) \text{ AND } (255.255.255.0) = 192.1.1.0$: O nó 0 faz um AND bit-a-bit entre seu próprio endereço secundário e sua máscara de rede secundária, de forma a obter o endereço da sub-rede secundária.
3. $(0.0.0.2) \text{ OR } (192.1.1.0) = 192.1.1.2$: O nó 1 usa então os resultados obtidos em 1) e 2) e faz um OR bit-a-bit, obtendo assim o endereço da interface secundária do nó 1.

Após essas manipulações, e com os endereços IP e MAC da interface oportunista do destinatário corretos, o transmissor adiciona o endereço IP oportunista em uma nova entrada na tabela de cache ARP, evitando-se assim a execução do mesmo na interface secundária. Essa inserção na tabela cache do ARP foi implementada com a criação do método `Ipv4Interface::SetCache`, em que é verificado se um determinado endereço IP já está presente ou não na tabela cache de um nó. Se não estiver presente, esse endereço é então adicionado. Ainda, após a inserção do endereço IP da interface secundária do nó receptor na tabela cache do transmissor (caso necessário), o método `MacLow::ReceiveOK` também envia o endereço IP obtido para o módulo de envio por meio da chamada indireta aos métodos `DispatchModule::CognitiveSend` e `DispatchModule::SecondCognitiveSend`, os quais são responsáveis pelo envio dos quadros de dados pelas interfaces secundárias. Os quadros de dados são então enviados pelo transmissor simultaneamente pelas duas interfaces, o primeiro quadro pelo método `MacLow::SendDataAfterCts` e o quadro subsequente pelo método `MacLow::SendDataPacket` (ver Figura 4.17).

4.3.3 Recebimento do Quadro de Dados e Envio de Quadros de Confirmação

Os quadros de dados enviados pelas interfaces primárias e secundárias são recebidos pelo destinatário nos respectivos canais, ou seja, o quadro de dados enviado pela interface oportunista é recebido pelo destinatário por sua interface secundária e o quadro de dados enviado pela interface principal é recebido pelo destinatário por sua interface primária. Da mesma forma que os quadros de dados foram enviados pelo receptor de forma simultânea, o nó destinatário também os receberá simultaneamente. No entanto, os quadros de dados advindos da interface principal serão tratados (i.e, processados) primeiramente, pois o simulador ns-3 trata os eventos agendados em um mesmo tempo por ordem de “chegada”, isto é, os eventos inseridos primeiro no simulador, serão servidos primeiro. Como o transmissor fez o agendamento do envio do quadro de dados pela interface principal antes do agendamento do envio do quadro de dados pela interface secundária, os quadros de dados advindos da interface principal serão “servidos” primeiro.

O método responsável pelo recebimento dos dados no destinatário é o `MacLow::ReceiveOk`. A Figura 4.18 ilustra o caminho percorrido pelos quadros de dados até a camada de rede. Os dados são recebidos pela camada física e encaminhados para a camada de enlace, onde são recebidos pelo método `MacLow::ReceiveOK`. Nesse método é checado se o quadro de dados recebido advém da interface principal ou secundária. Caso o quadro de dados tenha sido recebido pela interface primária, um quadro de confirmação ACK é agendado para ser enviado pela interface principal após um intervalo de tempo SIFS padrão. Caso o quadro de dados tenha sido recebido por uma das interfaces secundárias, o campo OPACK do quadro de controle ACK é preenchido com o valor ‘1’, sinalizando a recepção de um quadro de dados pela interface oportunista.

Os quadros de dados são então enviados para a camada de rede, e posteriormente, encaminhados para a aplicação apropriada. O método `Receive` da classe `Ipv4L3Protocol` recebe os quadros de dados advindos da camada de enlace e remove seu cabeçalho IP. Por meio do cabeçalho IP dos pacotes de dados, é possível recuperar o endereço de rede de destino do pacote. Dessa forma, o método `Ipv4L3Protocol::Receive` checa se o endereço de rede do pacote de dados pertence à interface secundária. Se sim, um processo semelhante ao descrito anteriormente para a obtenção do endereço de rede da interface secundária do destinatário é realizado, de forma a obter o endereço de rede da interface principal do nó receptor. O endereço de rede da interface principal do receptor é necessário, pois todos os pacotes de dados, independente de qual interface eles advêm, devem ser entregues à mesma aplicação. Portanto, caso o nó 1 tenha recebido dados enviados pelo nó 0 por ambas interfaces, quando o método `Ipv4L3Protocol::Receive` receber o pacote de dados pela interface secundária, ele seguirá os seguintes passos (note que se o pacote de dados pertencer à interface primária, o resultado desse processo seria o próprio endereço de rede presente no cabeçalho do pacote):

1. $(0.0.0.255) \text{ AND } (192.1.1.1) = 0.0.0.1$: O nó 1 usa o endereço de rede presente no cabeçalho do pacote recebido para fazer um AND bit-a-bit com o inverso de sua máscara principal, obtendo seu número de nó.
2. $(0.0.0.1) \text{ OR } (10.1.1.0) = 10.1.1.1$: O nó 1 faz um OR bit-a-bit entre o resultado obtidos em 1) e o endereço de rede da sub-rede principal, obtendo assim o endereço de rede da sua

interface primária.

Após esse processo, o método `Ipv4L3Protocol::Receive` checa se o pacote de dados foi recebido na ordem correta. Como o protocolo OCA-MAC só permite a recepção de quadros de dados de forma sequencial, ou seja, os dados devem ser recebidos em ordem, o receptor faz a checagem dos pacotes recebidos de forma a garantir a recepção correta dos dados. Para a identificação dos pacotes, são utilizados os números de sequência (SN, do inglês *sequence number*) presentes no cabeçalho IP dos pacotes, os quais são atribuídos pela camada de rede do nó transmissor, mais especificamente no método `Ipv4L3Protocol::BuildHeader`. Portanto, o SN dos pacotes é checado e comparado ao número do pacote de dados esperado. À classe `Ipv4L3Protocol` foram adicionadas duas variáveis denominadas `IdList` e `Ipv4AddressList`, vetores com tamanho variável e proporcional à quantidade de nós na rede, isto é, para uma rede com 100 nós, os vetores `IdList` e `Ipv4AddressList` terão 100 posições disponíveis. O vetor `IdList` é responsável por armazenar o número de sequência (SN) esperado do próximo pacote de dados a ser recebido pelo destinatário, enquanto que o vetor `Ipv4AddressList` é responsável por armazenar os endereços de rede de origem dos pacotes de dados recebidos.

O receptor então, por meio do método `Ipv4L3Protocol::Receive`, de posse do número de sequência do pacote recebido, irá checar se o endereço de rede de origem presente em seu cabeçalho consta no vetor `Ipv4AddressList`. Se o endereço de origem não estiver inserido em seu vetor `Ipv4AddressList`, este endereço IP será adicionado na primeira posição disponível do vetor e será atribuído à variável `IdList` o valor '1', indicando que o pacote atual é o primeiro advindo daquela origem e o próximo pacote deverá ter o SN igual à 1. O pacote de dados é então encaminhado para o socket apropriado para posterior envio à camada de aplicação de destino. Se o endereço de origem estiver presente no vetor `Ipv4AddressList`, então o número de sequência daquele pacote é comparado ao valor esperado de SN presente no vetor `IdList`, caso sejam iguais, o pacote de dados é encaminhado para o socket apropriado, de onde será entregue à camada de aplicação de destino, e o vetor `IdList` é incrementado, pois o próximo pacote deverá ter o número de sequência subsequente. Se o pacote de dados não tiver o número SN esperado, ele é descartado. A Figura 4.19 ilustra um diagrama do processo de recebimento dos pacotes de dados pela camada de rede.

Após o recebimento dos quadros de dados, o receptor deverá enviar ao transmissor o quadro de confirmação ACK, com o intuito de assegurar ao nó transmissor o recebimento correto dos dados. Caso o destinatário tenha recebido dados com sucesso em ambos os canais, isto é, nos canais principal e secundários, o receptor deverá preencher o campo OPACK do quadro de confirmação ACK com o valor '1', indicando uma transmissão bem sucedida no canal oportunista. Caso não tenha recebido dados pelo canal oportunista, deverá enviar ao transmissor o quadro ACK com o campo OPACK igual à '0'. O não recebimento de dados pelo canal oportunista pode ter sido causado pela perda dos dados no canal secundário ou pelo não envio de dados pelo transmissor por esse canal, caso a negociação para a agregação do canal oportunista não tenha tido sucesso. Em ambos os casos, o valor do campo OPACK deverá ser igual à zero. O método `MacLow::SendAckAfterData` é responsável pela criação do quadro de controle ACK e pelo preenchimento do campo OPACK. A Figura 4.20 ilustra o caminho percorrido pelo quadro de confirmação ACK desde a sua criação pelo receptor até seu encaminhamento para a camada física, de onde será enviado ao transmissor.

Por sua vez, o quadro de confirmação ACK é recebido pelo transmissor na camada de enlace pelo método `MacLow::ReceiveOK`. Nesse método é checado se o quadro dados enviado ao receptor pelo canal oportunista foi recebido com sucesso. Dessa forma, se o campo OPACK contiver um valor igual à '1', então o transmissor terá recebido a confirmação de uma transmissão bem sucedida no canal oportunista e fará uma chamada ao módulo de envio sinalizando que a cópia do quadro de dados que foi mantida na fila do módulo pode ser descartada, pois o mesmo foi recebido com sucesso pelo receptor. Caso o campo OPACK seja igual à '0', então duas situações podem ter ocorrido. O quadro de dados enviados pela interface secundária pode não ter sido recebido corretamente pelo receptor e este sinalizou essa situação com o OPACK igual à zero. Nesse caso, o quadro de dados deverá ser reenviado e o transmissor realiza uma chamada para o módulo de envio solicitando o encaminhamento do próximo quadro presente na fila do módulo (i.e, a cópia enviada anteriormente pelo canal secundário) para a interface primária, que realizará seu reenvio. Caso o campo OPACK tenha o valor igual a zero sinalizando que não houve agregação de canal, será realizado o mesmo processo, ou seja, o método `MacLow::ReceiveOk` realiza uma chamada para o método `DispatchModule::Send` que encaminha o primeiro quadro de dados presente na fila do módulo de envio para a interface primária, sendo que nesse caso, o quadro de dados a ser encaminhado, não é o perdido, mas sim o próximo quadro de dados gerado pela aplicação.

Caso o transmissor não receba o quadro de confirmação ACK após um intervalo de tempo pré-determinado, o método `MacLow::NormalAckTimeout` é chamado, e por sua vez, sinaliza ao transmissor que o quadro ACK esperado não foi recebido. Essa situação pode ocorrer devido à más condições do canal, que podem levar à perda do quadro ACK, tais como um canal sobre forte desvanescimento ou interferências advindas de outros pares de comunicação. Ainda, o quadro de dados enviado pela interface primária pode não ter sido recebido pelo destinatário, que conseqüentemente, não enviaria o quadro ACK. De acordo com o padrão IEEE 802.11 DCF, quando o quadro de confirmação ACK não é recebido pelo transmissor, este deverá tentar retransmitir o último quadro de dados enviado. O simulador ns-3 mantém uma cópia dos dados enviados para a camada física em uma fila na camada de enlace, para o caso em que algum quadro de dados necessite ser retransmitido. Dessa forma, uma cópia do quadro de dados i enviado anteriormente pela interface principal, é mantida em uma fila na classe `WifiMacQueue`, responsável por implementar o tempo limite de espera do quadro de confirmação ACK. O quadro de dados i será então retransmitido pelo canal principal. Ainda, o nó transmissor deverá realizar novamente o recuo binário exponencial (BEB) com o intuito de ganhar acesso ao meio e fazer a retransmissão do quadro de dados enviado anteriormente. Dessa forma, o transmissor tentará reenviar o quadro de dados i , mantido na fila da camada de enlace, e ao mesmo tempo, tentará realizar a agregação de um canal oportunista para o reenvio do quadro $i + 1$, mantido na fila do módulo de envio. A Figura 4.21 ilustra o processo de notificação do “não recebimento” do quadro ACK e o início do recuo binário exponencial. A busca e negociação do canal oportunista, a troca de quadro RTS/CTS e a retransmissão dos quadros de dados ocorrem de acordo com o descrito anteriormente nesse Capítulo.

4.3.3.1 Considerações Finais

É importante mencionar que se a transmissão de dados for mais rápida do que a geração de pacotes recebidos pela camada de rede ou de aplicação, eventualmente a fila do módulo de envio ficará sem pacotes. Com a fila vazia, quando o último quadro de confirmação ACK for recebido, não haverá mais encaminhamento de pacotes para às interfaces de transmissão, e a comunicação entre os nós cessaria. Para evitar tal situação, o módulo de envio sinaliza que sua fila está vazia ao método `Ipv4L3Protocol::SendRealOut`, responsável pelo encaminhamento dos pacotes de dados advindos da camada de aplicação para o módulo de envio. Portanto, até que o nó transmissor não tenha mais dados para enviar ao receptor, o ciclo de encaminhamentos é mantido. A Figura 4.22 ilustra esse procedimento.

Finalmente, todos os campos criados para os cabeçalhos dos quadros MAC mencionados anteriormente, RAC, CAC, CMA e OPACK foram adicionados na classe `ns3::WifiMacHeader` nos métodos `WifiMacHeader::Serialize()`, `WifiMacHeader::Deserialize()` e `WifiMacHeader::GetSize()`. O método `Serialize()` é responsável por fazer a escrita dos parâmetros na memória do simulador, enquanto que o método `Deserialize()` é responsável pela leitura desses parâmetros. Já o método `GetSize()` é utilizado para informar a quantidade de memória ocupada pelos cabeçalhos, possibilitando sua leitura correta bit-a-bit.

Além das classes mencionadas, também foram realizadas modificações nas seguintes classes do ns-3: `ns3::WifiMac`, `ns3::WifiNetDevice`, `ns3::DcaTxop`, `ns3::RegularWifiMac`, além da adição de novas classes do tipo `ns3::Tag` (i.e, classes que herdam da classe `Tag`): `ns3::CogTag` e `ns3::SeqTag`, todas inseridas no módulo `Wifi` (encontrado no diretório `src/wifi`). Essas modificações estão documentadas na seção de anexos, que contém uma cópia de todos os arquivos modificados e/ou criados, incluindo comentários pertinentes ao código.

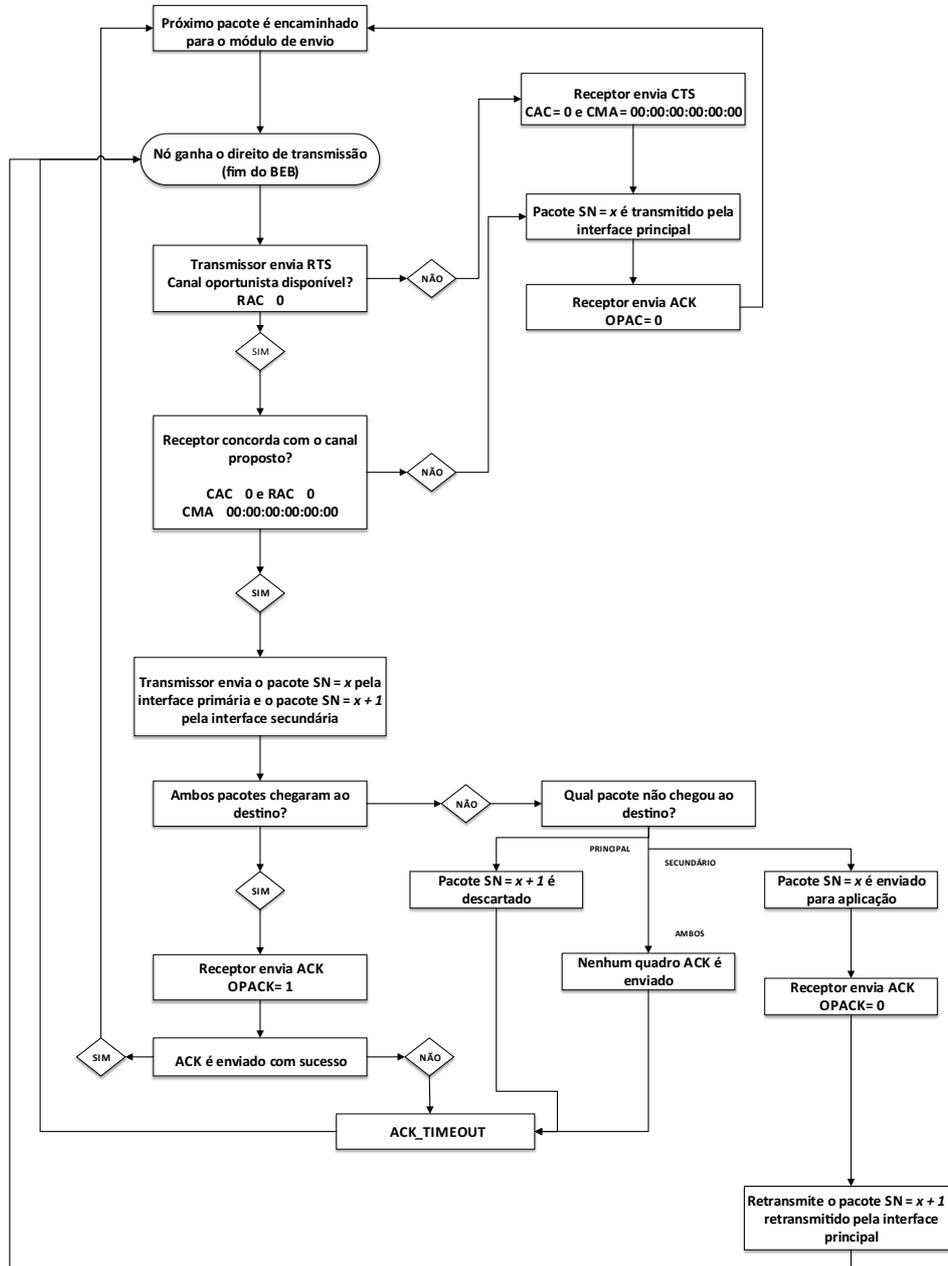


Figura 4.10: Diagrama de funcionamento do OCA-MAC

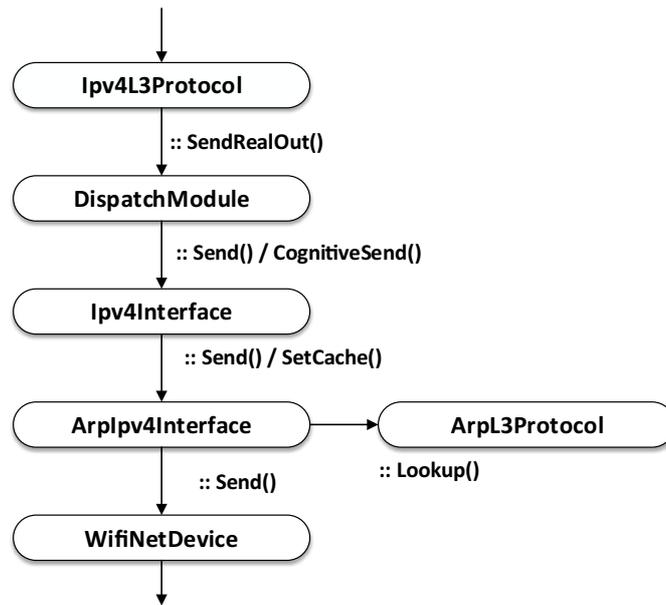


Figura 4.11: Posicionamento da pré-fila no NS-3. O módulo DispatchModule é responsável por encaminhar os quadros de dados à suas respectivas interfaces primária e secundárias.

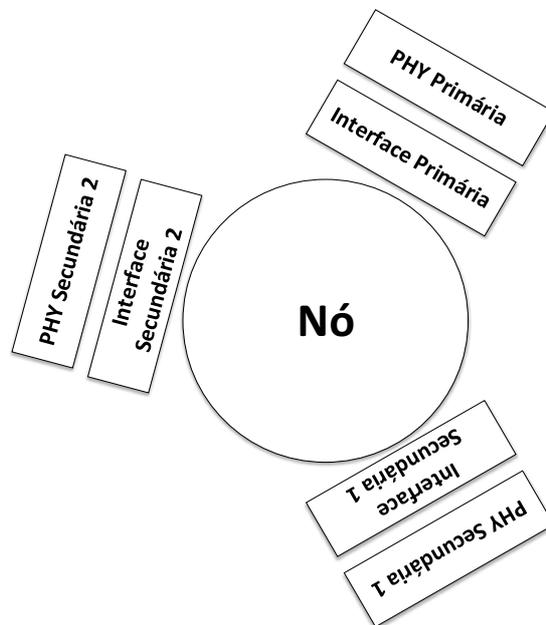


Figura 4.12: Representação em alto nível de um nó em uma rede OCA-MAC no simulador a eventos discretos ns-3.

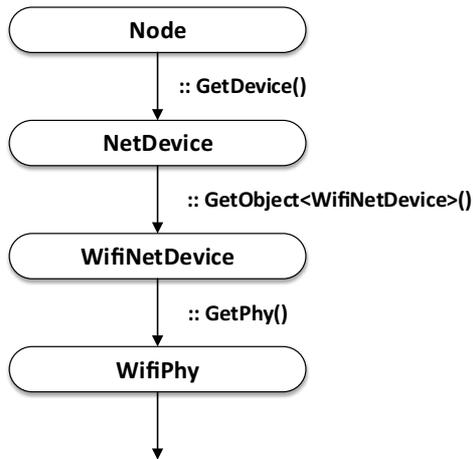


Figura 4.13: Processo de “carregamento” das camadas físicas ligadas à um determinado nó.

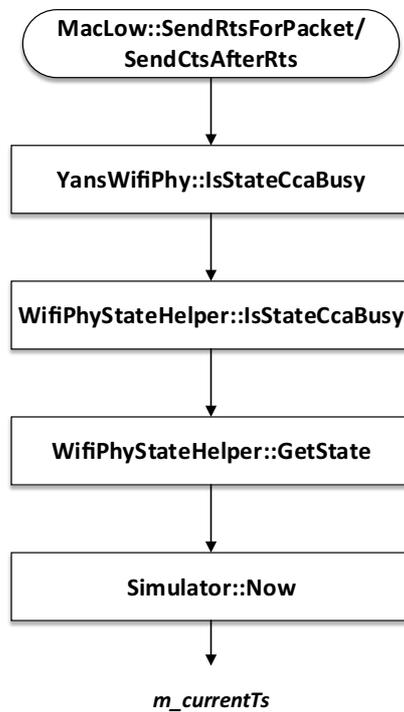


Figura 4.14: Sensoriamento de um dado canal por um nó em uma rede OCA-MAC.

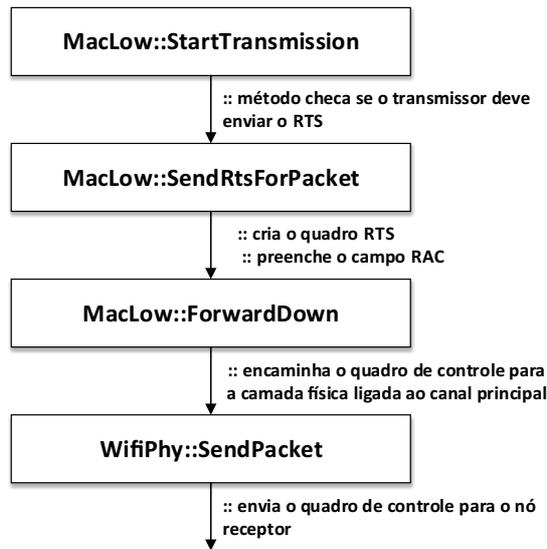


Figura 4.15: Criação de um quadro RTS e atribuição de seu campo RAC. O quadro RTS é então enviado ao receptor pelo método `ForwardDown` da classe `MacLow`.

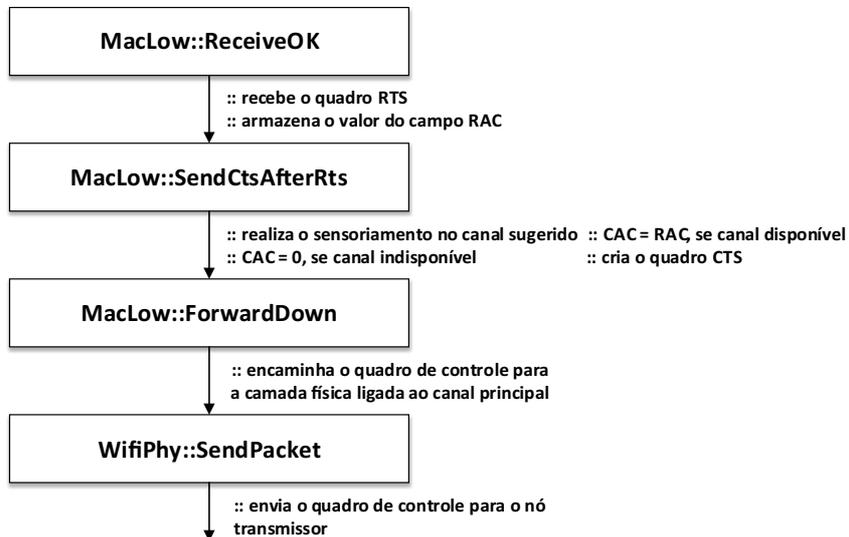


Figura 4.16: Recepção de um quadro RTS pelo destinatário e a subsequente criação e envio do quadro de resposta CTS. De forma análoga ao quadro RTS, o quadro CTS é enviado ao transmissor pelo método `MacLow::ForwardDown` após o preenchimento dos campos de controle referentes ao canal oportunista (campos CAC e CMA).

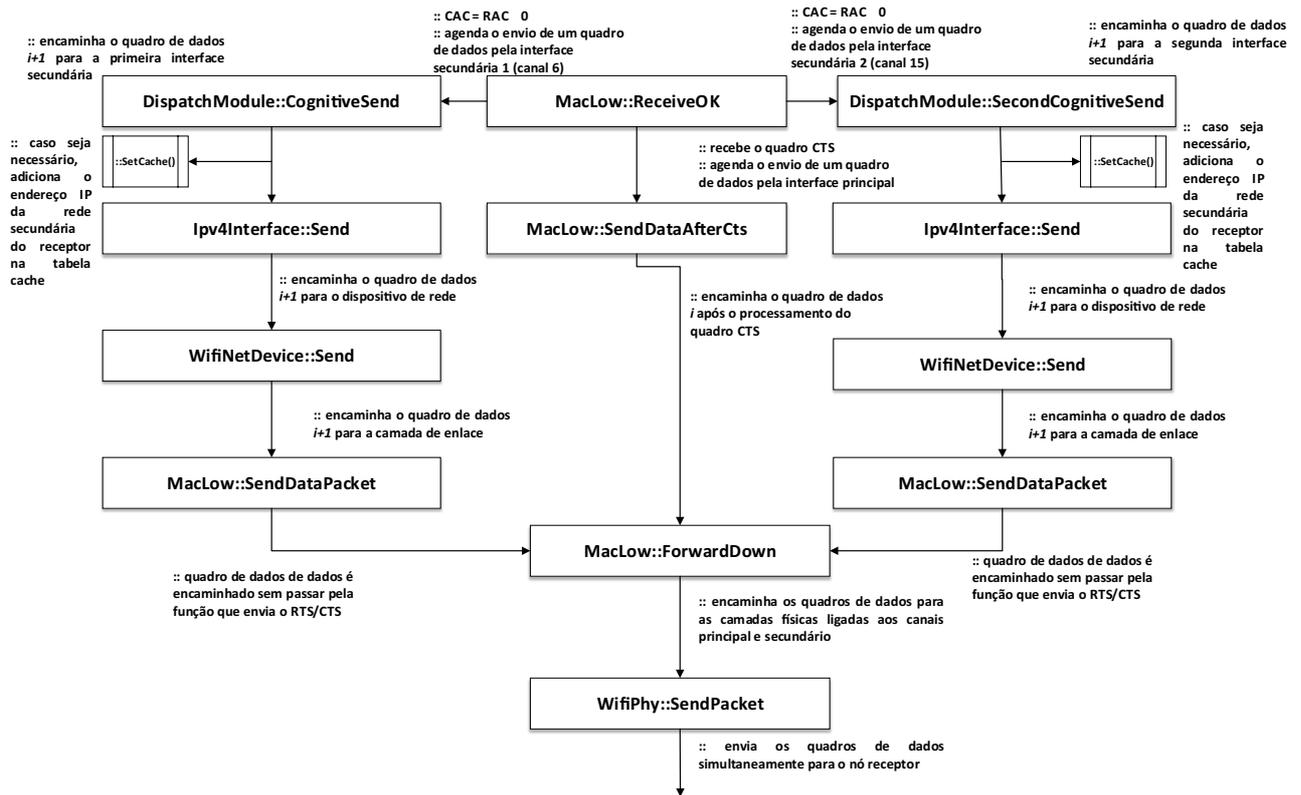


Figura 4.17: Caminho percorrido pelos quadros de dados enviados pela interface primária e secundárias no simulador ns-3.

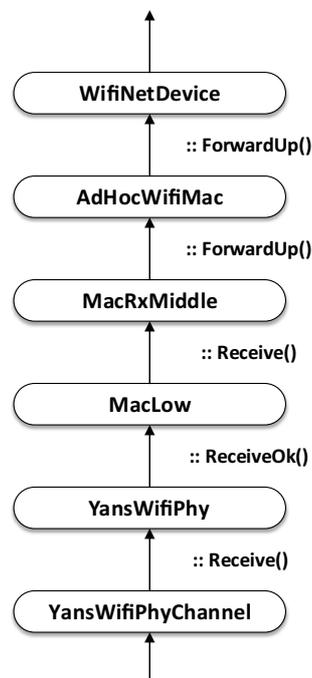


Figura 4.18: Caminho percorrido pelos quadros de dados enviados pela interface primária e secundárias ao serem recebidos pelo destinatário. Os quadros de dados são encaminhados para as camadas superiores até chegarem na camada de redes.

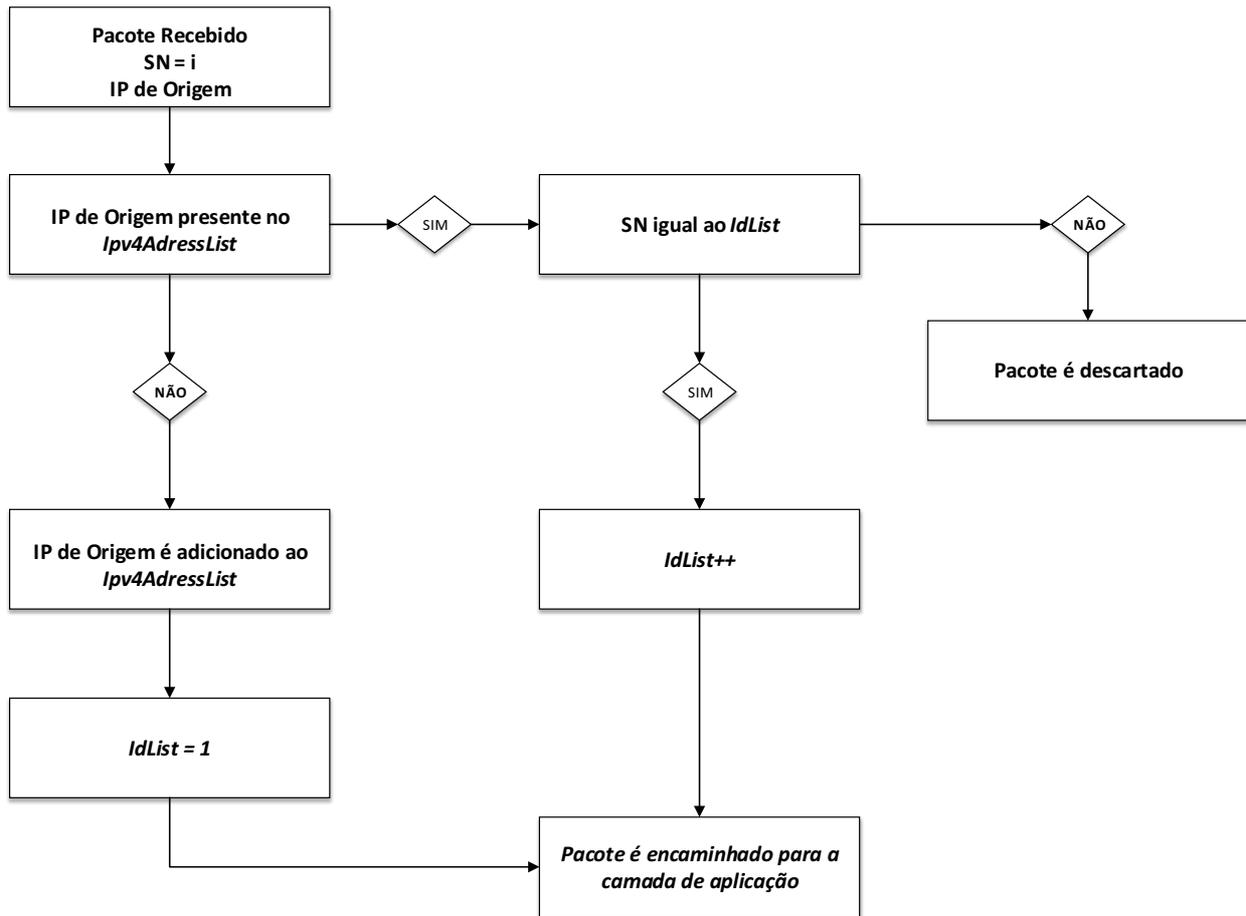


Figura 4.19: Recepção dos pacotes de dados pelo método `Ipv4L3Protocol::Receive` na camada de redes. Os pacotes recebidos por ambas interfaces passam por uma checagem em relação à sua ordem de chegada antes de serem encaminhados para a camada de aplicação. Pacotes recebidos fora de ordem são descartados.

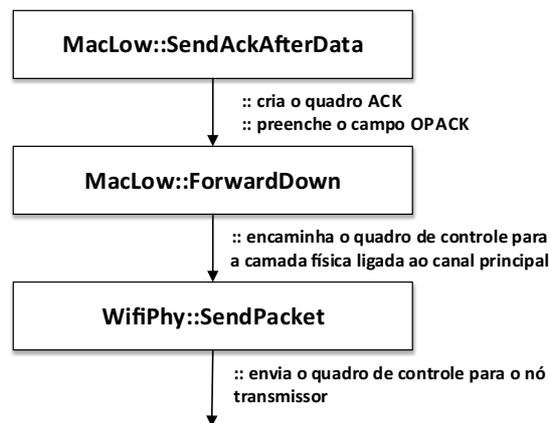


Figura 4.20: Criação do quadro de confirmação ACK pelo receptor por meio do método `MacLow::SendAckAfterData` e preenchimento do campo OPACK. O quadro ACK é então encaminhado ao método `MacLow::ForwardDown`, que o encaminha para a camada física.

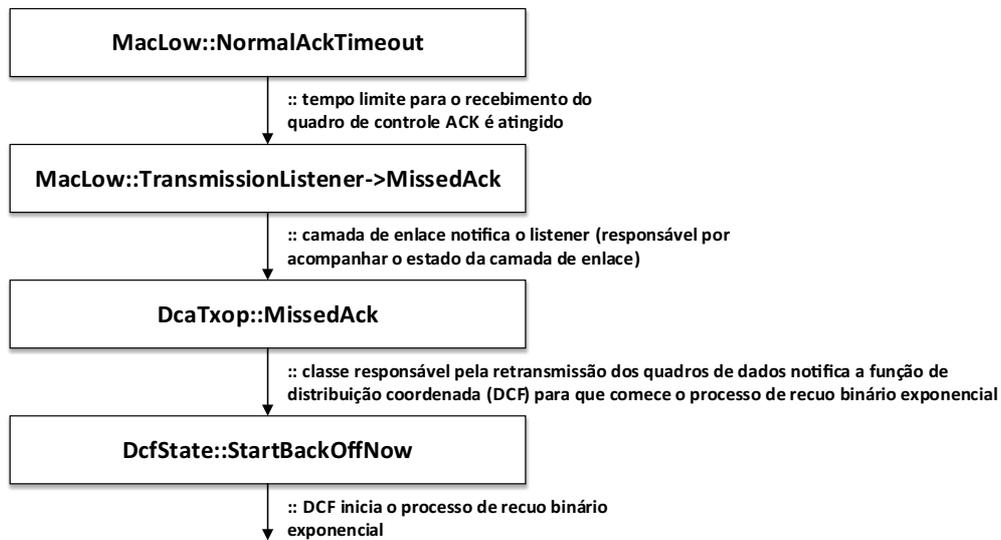


Figura 4.21: O não recebimento do quadro de confirmação ACK leva o transmissor a competir pelo meio de transmissão novamente, dando início ao processo de recuo binário exponencial. Quando o nó transmissor ganhar o direito de acesso ao meio, ele reenviará o último quadro de dados enviado pela interface principal e tentará o reenvio do quadro de dados anteriormente encaminhado para a interface secundária, também pelo canal oportunista.

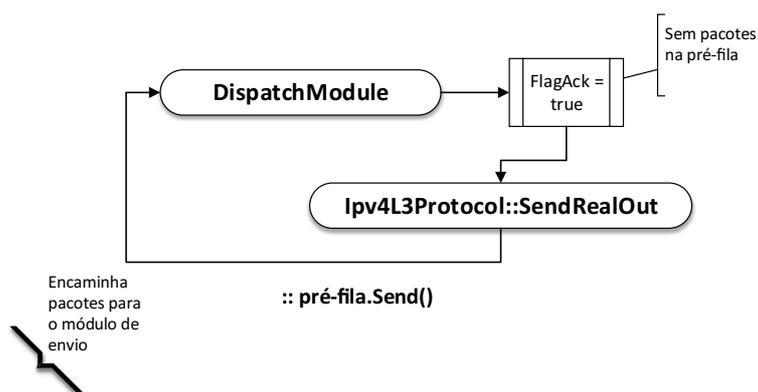


Figura 4.22: Manutenção do ciclo de ACKs e encaminhamentos quando a fila do módulo de envio está vazia.

Capítulo 5

Análise de Desempenho

5.1 Introdução

Neste capítulo é apresentada uma análise de desempenho para o OCA-MAC. O protocolo é analisado por meio de simulações computacionais a eventos discretos em que múltiplos cenários com diferentes tipos de modelos de propagação e número de interfaces cognitivas são levados em consideração. Primeiramente, são analisados os resultados obtidos para uma rede cujo ambiente de propagação de sinal está modelado de acordo com o modelo de propagação de perda de caminho de *dois raios* e existe apenas um canal oportunista disponível. Em seguida, é apresentado o mesmo cenário, mas com dois canais oportunistas disponíveis. A análise é aprofundada posteriormente para o caso mais geral em que os canais de transmissão estão sujeitos a desvanecimento. Neste caso, é utilizado o modelo de desvanecimento de Rice.

O protocolo proposto foi implementado no Network Simulator 3 (NS-3), versão 13. A figura de mérito de desempenho avaliada é a vazão média agregada medida na camada de enlace MAC. Por vazão em nível de enlace, entende-se a vazão de dados obtida em bits por segundo pelo protocolo MAC para cada enlace entre um par de nós vizinhos. A vazão fim-a-fim de um caminho medida na camada IP não faz parte do escopo deste trabalho. A vazão média agregada em bits/s da rede é dada então pela soma da vazão de todos os enlaces da rede, dividida pelo número de nós e pelo número de rodadas de simulação. Além da vazão, também é utilizado como figura de mérito o índice de justiça de Jain [29]. O atraso médio por pacote por nó número de nós efetivos ponto-a-ponto da rede também é estudado. Entende-se o atraso ponto-a-ponto como o tempo médio necessário para um quadro de dados ser enviado pelo transmissor e chegar ao receptor, levando-se em consideração os enlaces entre cada par transmissor/receptor, desde a sua saída da camada de rede do nó transmissor, à sua chegada na camada de rede do nó destinatário. Ainda, o atraso calculado, é o atraso médio por pacote por número de nós efetivos, isto é, somente são computados os atrasos do pacotes de dados que foram recebidos com sucesso pelo destinatário. O desempenho do protocolo OCA-MAC em relação à suas diversas figuras de mérito é comparado com o desempenho alcançado por redes *ad hoc* habilitadas com o padrão IEEE 802.11b, com um único canal de operação. Como o protocolo OCA-MAC é baseado numa extensão de uma rede de comunicação sem fio IEEE 802.11 padrão, com a adição da agregação de canais disponíveis de

forma oportunista, o desempenho do OCA-MAC, em suas diferentes figuras de mérito, é comparado ao desempenho obtido pelo padrão IEEE 802.11.

5.2 Cenários de Simulação

O foco deste trabalho é em cenários de redes com tráfego saturado, de forma que cada nó sempre tenha quadros de dados para enviar armazenados na fila de saída da interface de rede e, ao mesmo tempo, seja o destinatário de algum outro nó (todo nó age como receptor e transmissor, no entanto, cada transmissor envia quadro de dados para somente um destinatário durante o tempo de simulação). Ao analisar-se redes saturadas, ou seja, com tráfego saturado, pretende-se estudar a vazão máxima obtida quando a rede encontra-se sob forte contenção, isto é, o cenário de pior caso, quando todos os nós sempre têm quadros de dados para transmitir em suas interfaces de rede. Para isso, nove topologias são utilizadas com 100 nós distribuídos aleatoriamente em um terreno plano de dimensões 1600 m×1600 m. Pares de nós transmissores/receptores são mantidos fixos em cada cenário, isto é, não possuem mobilidade e estão dentro de um raio máximo de transmissão de 150 m de distância, sob o modelo de dois raios para perda de potência do sinal com a distância. Cada simulação corresponde a 60 segundos de tráfego CBR, sendo que o protocolo de camada de transporte utilizado é o UDP. Cada nó gera pacotes de acordo com uma fonte *On-Off*, a qual é configurada para permanecer no estado *ON* durante todo o período de simulação. Dadas as dimensões do terreno e raio máximo de transmissão, as topologias utilizadas neste trabalho permitem transmissões concorrentes (paralelas), devido ao reuso espacial na rede. Para as simulações que utilizam o modelo de desvanescimento de Nakagami [25], o valor do parâmetro K é variado de 0, equivalente ao desvanescimento de Rayleigh, até 100. Vale lembrar que quanto maior o valor do parâmetro de Nakagami em um dado canal, menor a intensidade do desvanecimento em pequena escala.

O padrão IEEE 802.11b define 15 canais sobrepostos e estipula que seja mantida uma separação de segurança de três a quatro canais para evitar a interferência co-canal. Apesar do modelo utilizado no NS-3 não levar em consideração a interferência co-canal, optou-se por manter a coerência em relação ao padrão IEEE 802.11, e os canais para transmissão foram escolhidos de forma a respeitar essa separação mínima de segurança. Os canais oportunistas e o canal principal são definidos de acordo com as especificações do padrão IEEE 802.11b. O canal 1 ficou definido como o canal principal, em que ocorrem as transmissões de quadros de dados e de controle, e os canais 6 e 15 para transmissão oportunista (dependendo do cenário).

Considera-se que um nó está conectado ao outro se ele é capaz de decodificar o sinal enviado por aquele nó/vizinho. Dessa forma, foram criadas topologias com níveis de contenção diferentes em relação ao número de nós vizinhos. Portanto, as topologias são divididas em três grupos: topologias de *alta contenção*, *média contenção* e *baixa contenção*. Topologias de *alta contenção* são aquelas em que os nós encontram-se mais próximos uns dos outros, ou seja, a maioria dos nós têm conexão com os nós em sua vizinhança. As topologias pertencentes ao grupo de *alta contenção* têm um grau de espaçamento que pode ser considerado pequeno. Em uma topologia de *média contenção*, os nós encontram-se mais espaçados uns dos outros e alguns nós podem não ter conexão com

algum nó em sua vizinhança, enquanto que em uma topologia de *baixa contenção*, os nós estão distribuídos de forma bem espaçada no terreno e muitos não têm conexão com a maior parte dos nós em sua vizinhança. As Figuras 5.1, 5.2, e 5.3 ilustram exemplos de topologias dos três grupo de contenção mencionados anteriormente e utilizados nas simulações. A Figura 5.1 representa uma topologia de *baixa contenção*, a Figura 5.2 representa uma topologia de *média contenção* e a Figura 5.3, uma topologia de *alta contenção*. Nestas figuras, as linhas claras representam os nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas escuras indicam os pares transmissor/receptor, e os números representam suas respectivas identificações.

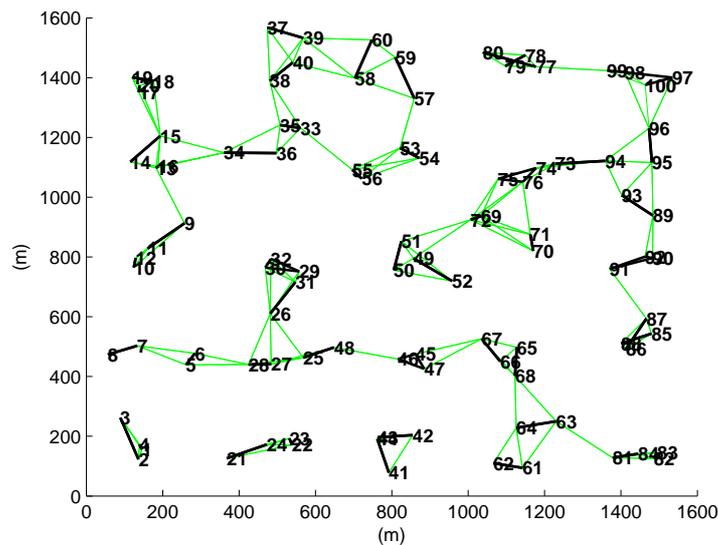


Figura 5.1: Exemplo de topologia de baixa contenção utilizada nas simulações computacionais. As linhas claras representam nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas escuras indicam pares transmissor/receptor e suas respectivas identificações.

5.2.1 Limiar para Detecção de Portadora

Como o mecanismo de avaliação de canal livre CCA (do inglês, *Clear Channel Assessment*), é utilizado pelo OCA-MAC para determinar se o canal oportunista está disponível, avalia-se também o impacto na vazão obtida pela rede causado pelo valor do limiar (parâmetro) que determina o alcance da detecção de portadora ("carrier sensing range"). Para isso, as nove topologias são analisadas primeiramente com dois valores de limiares CCA diferentes. A Tabela 5.1 resume os parâmetros das camadas física (PHY) e de enlace (MAC) utilizados nas simulações. Todos os canais utilizam os mesmos parâmetros, quando aplicáveis.

No primeiro caso, o limiar CCA é escolhido de tal forma que seja igual ao limiar de detecção de energia, o qual é um parâmetro que controla o alcance efetivo de transmissão de um nó, isto é, a energia mínima necessária para que o receptor inicie a demodulação do sinal recebido. Nesse primeiro caso, o limiar de CCA é configurado de tal forma que o alcance de detecção da portadora e o alcance de transmissão sejam de 150 m, calculados seguindo o modelo de propagação de Dois Raios. No segundo caso, o limiar CCA é configurado para um alcance de detecção de portadora

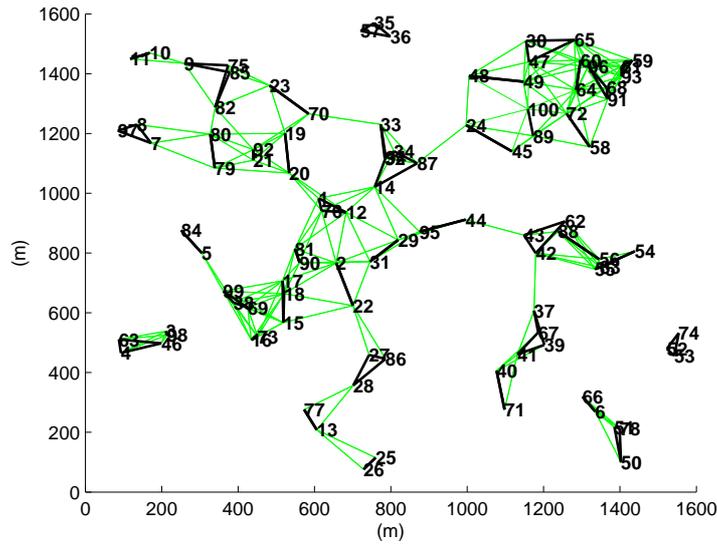


Figura 5.2: Exemplo de topologia de média contenção utilizada nas simulações computacionais. As linhas claras representam nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas escuras indicam pares transmissor/receptor e suas respectivas identificações.

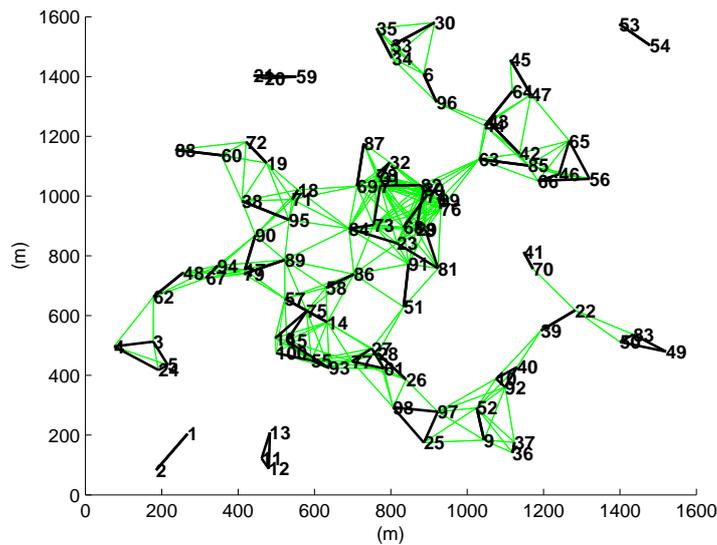


Figura 5.3: Exemplo de topologia de alta contenção utilizada nas simulações computacionais. As linhas mais suaves representam nós que estão dentro do alcance do limiar de detecção do CCA, e as linhas mais escuras indicam pares transmissor/receptor e suas respectivas identificações.

de 200 m, enquanto que o alcance de transmissão é mantido fixo em 150 m. As Figuras 5.1, 5.2 e 5.3 são exemplos de topologias com limiar CCA igual a 200 m e limiar de detecção de energia igual à 150 m. Deve-se observar ainda que as topologias utilizadas não são de um único enlace (isto é, todos os nós estão dentro do raio de transmissão uns dos outros), e portanto, podem ocorrer transmissões simultâneas com reutilização espacial.

Para um alcance de sensoriamento e transmissão iguais a 150 m, os valores de limiar CCA

Tabela 5.1: Parâmetros das camadas PHY e MAC utilizados nas simulações.

MAC		PHY	
Carga útil	1000 bytes	Limiar de Detecção de Energia	-76,36232 dBm
SIFS _{std}	16μs	Limiar CCA 1	-76,36232 dBm
SIFS _{cog}	26μs	Limiar CCA 2	-81,35987 dBm
DIFS	60μs	Potência de Transmissão	10 dBm
Cabeçalho MAC	24 bytes	Figura de Ruído	7 dB
RTS	46 bytes	Altura da Antena	1,04m
CTS	52 bytes	Modulação	DBPSK
ACK	38 bytes	Taxa de Transmissão	1 Mbps

e de energia assumem os valores mostrados na Tabela 5.1 (-76,36232dBm). Para um alcance de sensoriamento de 200 m, o limiar é configurado para -81,35987dBm.

5.2.2 Indicador de Justiça de Jain

Para determinar o quão justa é a distribuição de tráfego entre os diversos pares de nós transmissor e receptor, adotamos como figura de mérito o índice de justiça de Jain, o qual é calculado de acordo com a equação de Raj Jain (Eq. 5.1), sendo que n representa o número de usuários (nós), x_i a vazão total do i -ésimo fluxo da rede e $J(x_1, x_2, \dots, x_n)$, o índice de justiça de Jain [29]. Logo,

$$J(x_1, x_2, \dots, x_n) = \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2}. \quad (5.1)$$

Dessa forma, o índice de justiça de Jain pode ser utilizado para avaliar o grau de justiça de um conjunto de amostras, sendo que os resultados podem então variar de $\frac{1}{n}$ (para o pior caso) até 1 (melhor caso), quando todos os usuários da rede recebem a mesma alocação de recursos, ou seja, quando todos os nós tem a mesma probabilidade de ganhar acesso ao meio. Ainda, o índice de Jain pode assumir os valores $\frac{k}{n}$ quando k nós recebem a mesma alocação de recursos e os outros $n - k$ nós não recebem acesso ao meio [29].

Sabe-se que o padrão IEEE 802.11 DCF tem vários problemas com relação à métricas de justiça de rede devido ao seu algoritmo de recuo exponencial binário, em que os últimos nós a ganharem acesso ao canal para transmissão são aqueles que têm uma maior probabilidade de ganharem acesso novamente [30]. Dessa forma, considera-se esta uma medida importante como forma de validação, a comparação da justiça alcançada por meio do OCA-MAC com a justiça alcançada pelo padrão IEEE 802.11. Ainda, espera-se que por meio do OCA-MAC os nós que tenham menor probabilidade de acessar o canal sejam capazes de enviar um quadro subsequente uma vez que o canal seja adquirido, melhorando dessa forma a justiça da rede como um todo.

5.2.3 Intervalos de Confiança

O intervalo de confiança das simulações foi calculado a partir da função t de Student. Por meio de sua função de distribuição de probabilidade, pode-se calcular a probabilidade de que a média (μ) de um determinado conjunto n de amostras esteja dentro de um intervalo de confiança desejado. Para uma média μ dentro de um dado nível de confiança (α), tem-se a equação:

$$Pr \left(\overline{X}_n - t_t \sqrt{\frac{S_n^2}{n}} < \mu < \overline{X}_n + t_t \sqrt{\frac{S_n^2}{n}} \right) = \alpha. \quad (5.2)$$

Sendo que \overline{X}_n é a média aritmética das amostras obtidas, μ é a média sobre a qual está sendo calculado o nível de confiança, S_n^2 é a variância das amostras e t_t é o parâmetro da tabela de distribuição t de Student. O parâmetro t_t depende do grau de liberdade das amostras ($n - 1$) e do α desejado, $t_t = 1 - \frac{\alpha}{2}$. Dessa forma, para um nível de confiança α (ou para uma probabilidade α), as amostras deverão pertencer ao intervalo de confiança (IC), dado por

$$IC = \overline{X}_n \pm t_t \sqrt{\frac{S_n^2}{n}}. \quad (5.3)$$

Todos os cenários foram simulados até que se obtivesse um nível de confiança de pelo menos 95% em todas as simulações, e uma margem de erro de no máximo 2%. Os valores da tabela de probabilidade de t de Student são apresentados no Apêndice I. A margem de erro das simulações foi calculada de acordo com a equação:

$$\epsilon = \left(\frac{\overline{X}_n + \frac{t_t \sqrt{S_n^2}}{\sqrt{n+1}}}{\overline{X}_n} - 1 \right) \times 100 \quad (5.4)$$

5.3 Cenário 1: OCA-MAC com 1 canal oportunista e desvanecimento em larga-escala

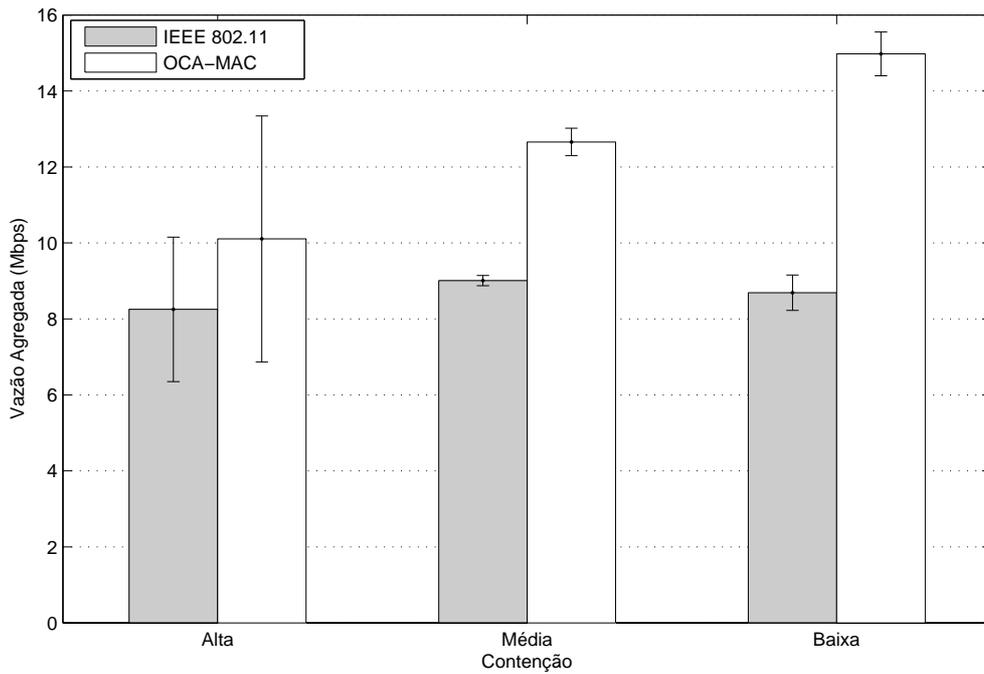
Nesta seção são apresentados os resultados obtidos para o protocolo OCA-MAC quando existe apenas um canal para uso oportunista e a rede opera sob canais que apresentam apenas desvanecimento em larga escala, representado pelo modelo de "dois raios", para propagação de sinais. As figuras de mérito analisadas são a vazão média agregada, a qual é dada pela média da soma da vazão de todos os enlaces (fluxos) da rede e o índice de justiça de Jain. Dessa forma, os valores médio de vazão agregada e de justiça obtidos pelo OCA-MAC são comparados com os valores obtidos por uma rede ad hoc que opera segundo o padrão IEEE 802.11 sem canal oportunista e único canal de transmissão, e sob o modelo de dois raios para perda de potência com a distância. É analisado ainda, o impacto dos diferentes valores de limiar CCA no desempenho da rede. Para os gráficos apresentados nessa seção, apesar de o intervalo de confiança ser de 95 % como descrito anteriormente, a margem de erro das simulação é de 10 % (e não de 2 %), um pouco superior ao introduzido na seção 5.2.3. A margem de erro foi mantida em 10 % para manter a coerência com os dados apresentados no artigo publicado no *12th MedHocNet* [7], o qual trata apenas do desvanescimento em larga escala.

A Figura 5.4 ilustra os desempenhos em vazão média agregada alcançados pelos protocolos OCA-MAC e padrão IEEE 802.11 para os diferentes valores de limiar CCA. A Figura 5.4(a) representa a vazão média agregada para cada grupo de topologia, classificada segundo seu nível de contenção, para o caso em que o limiar CCA é igual ao limiar de detecção de energia. Neste caso, com o limiar CCA igual ao limiar de detecção, permite-se enfatizar uma maior reutilização espacial dentro da rede apesar de uma possível menor razão sinal-interferência mais ruído (SINR, do inglês *Signal to Interference plus Noise Radio*) em um receptor, causada por uma maior interferência de nós vizinhos. Para topologias com *alta contenção*, a vazão média agregada obtida pelo OCA-MAC apresenta um aumento 10 vezes maior em relação à taxa máxima de dados de 1Mbps disponível em cada enlace, que é também o valor máximo de vazão que pode ser alcançado teoricamente em uma rede de único enlace (*single-hop*), se atrasos da camada de enlace e de seus bits de cabeçalhos (*overheads*) forem desconsiderados. Esse resultado (vazão de 10 Mbps) indica claramente a ocorrência de transmissões simultâneas nos cenários investigados. Para cenários de *alta contenção*, o ganho em vazão média agregada em relação ao IEEE 802.11 é de aproximadamente 22,5%, enquanto que o ganho para topologias de média contenção é de aproximadamente 40,5%. Finalmente, para o caso de cenários de *baixa contenção* tem-se um ganho em desempenho de aproximadamente 72%. Como esperado, quanto menor o nível de contenção, maiores são os ganhos de vazão média agregada, alcançando mais de 14 Mbps para cenários de *baixa contenção*.

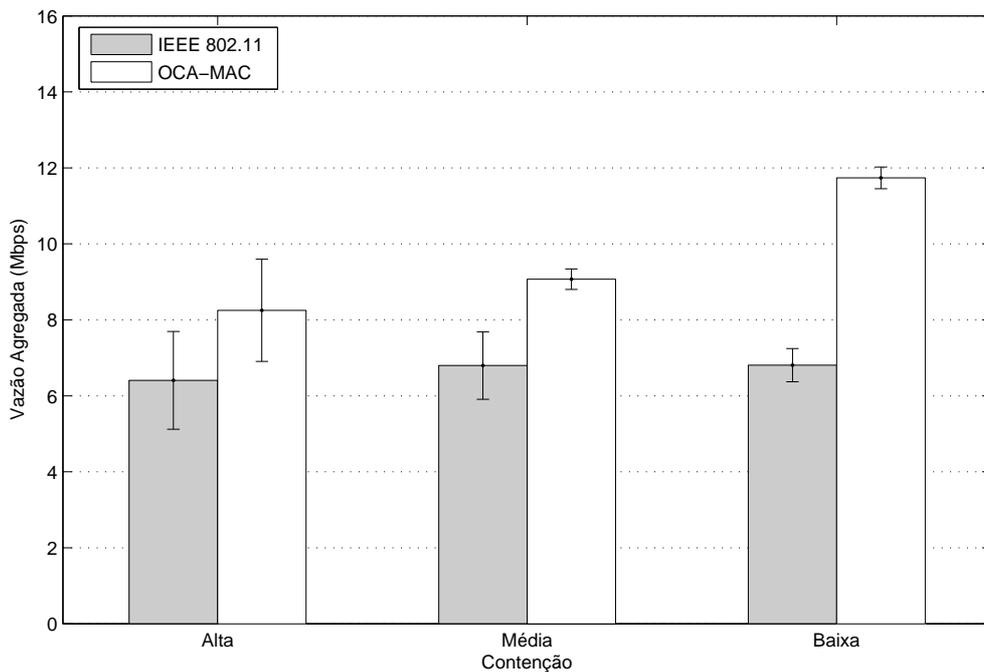
É interessante observar que quando o espaçamento entre os nós aumenta, o nível de contenção diminui e, por consequência, a vazão média agregada do padrão IEEE 802.11 não apresenta ganhos significativos. Isso acontece porque todos os nós nas topologias utilizadas agem como transmissores e receptores, mantendo a contenção alta entre os nós, mesmo quando em topologias mais espaçadas. Portanto, apesar de a contenção causada por nós vizinhos diminuir com o aumento do espaçamento dos nós, a vazão máxima alcançada pelo padrão 802.11 não tem um aumento expressivo. Por outro lado, ao adicionar-se um canal extra oportunista, pode-se observar que uma diminuição no número

de interferentes na vizinhança de um nó leva à uma melhora na razão sinal-interferência mais ruído (SINR) no canal oportunista.

A Figura 5.4(b) apresenta os resultados de vazão média agregada para os grupos de topologias para o caso em que o valor do limiar de CCA é inferior ao valor do limiar de detecção de energia, ou seja, o alcance máximo de detecção é de 200 m, enquanto que o alcance máximo de transmissão permanece fixo em 150 m. Este caso corresponde a uma menor reutilização espacial da rede mas, ao mesmo tempo, corresponde a um valor de SINR potencialmente maior nos receptores. No entanto, o cenário em que o valor do limiar CCA é menor ou igual ao valor do limiar de detecção de energia (ou seja, alcance de detecção de portadora maior ou igual que o alcance de transmissão) é mais realista, já que a energia mínima necessária para detectar e decodificar um sinal é geralmente maior que a energia necessária para declarar um canal ocupado. Portanto, como esperado, os valores médios de vazão agregada obtidos são menores do que aqueles com um alcance de detecção de 150 m. De fato, ao comparar-se os valores de vazão média obtidos pelo OCA-MAC com alcance de detecção de 200 m aos valores de vazão obtidos pelo OCA-MAC com alcance de detecção de 150 m, observa-se uma queda de 22,5 % na vazão média agregada para topologias de *alta contenção*, 39 % para topologias de *média contenção* e 27,6 % para topologias de *baixa contenção*. No entanto, ao analisar-se os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com alcance de detecção de 200 m com relação ao desempenho do padrão IEEE 802.11, o OCA-MAC apresenta um ganho de aproximadamente 29 % sob alta contenção, enquanto que para topologias de *média contenção* o ganho é de aproximadamente 33,4 %. Para topologias de *baixa contenção*, o ganho é de aproximadamente 72,5 %. Pode-se observar então que o protocolo OCA-MAC, em sua maior parte, beneficia-se da escolha de um mecanismo de avaliação de canal livre mais conservador quando o parâmetro de desempenho avaliado em relação ao padrão IEEE 802.11 são os ganhos de vazão.



(a)

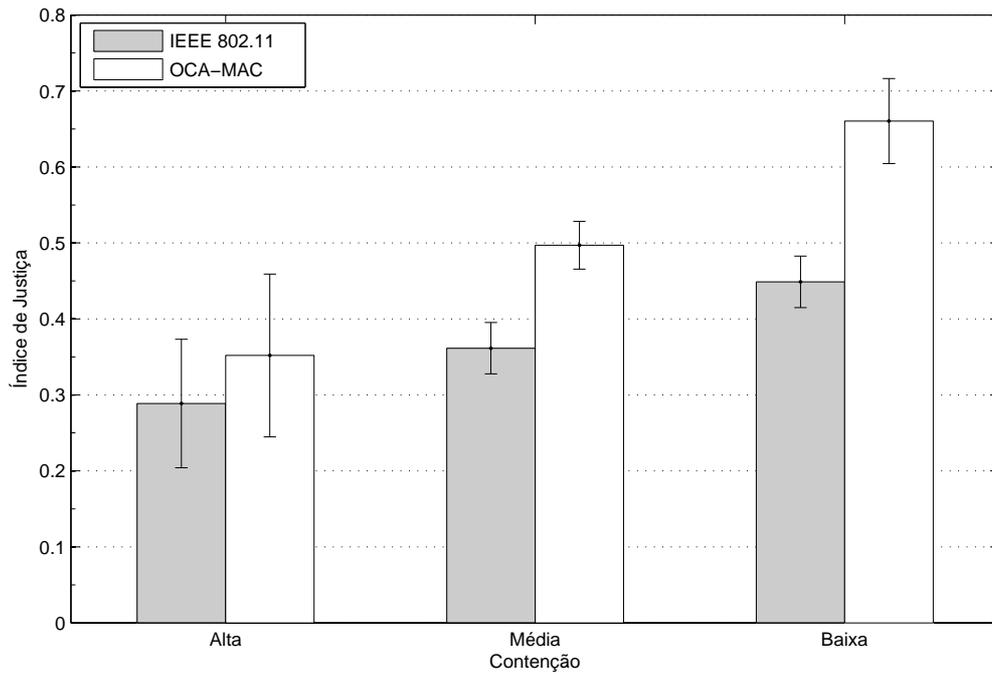


(b)

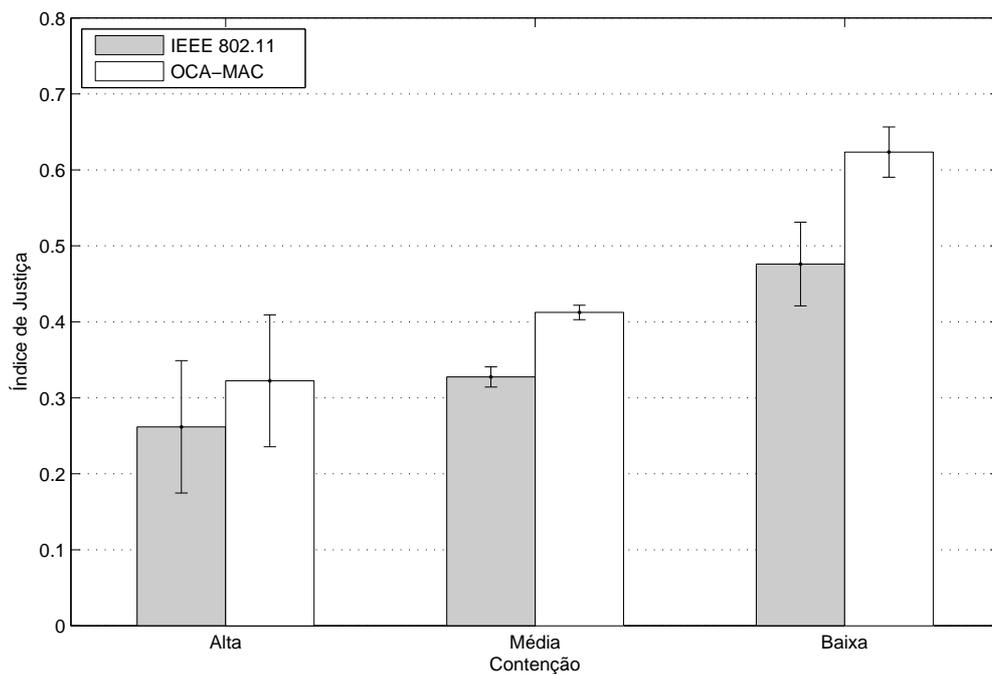
Figura 5.4: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC para cada grupo de topologia. (a) Limiar CCA igual ao limiar de detecção de energia. (b) Limiar CCA menor que o limiar de detecção de energia.

Quando a contenção entre os nós é alta (topologias de alta contenção), se um nó adquire o acesso ao canal, as transmissões pelo canal oportunista terão uma maior probabilidade de serem bem sucedidas. Da mesma forma, quando a contenção entre os nós é baixa (topologias de baixa contenção), as transmissões pelo canal oportunista também terão maior probabilidade de serem bem sucedidas, pois uma política de detecção mais conservadora garante condições ainda melhores no canal oportunista. Para topologias de média contenção, o padrão IEEE 802.11 atinge o seu melhor desempenho, no entanto, a menor reutilização do espaço induz um número menor de transmissões simultâneas para o OCA-MAC. Dado que é comumente sugerido que redes IEEE 802.11 adotem uma política de detecção de portadora mais conservadora [31], é razoável esperar que nesses cenários (limiar CCA inferior ao limiar de detecção de energia), o OCA-MAC terá um desempenho ainda melhor.

Além dos ganhos de vazão média agregada, também estudamos os ganhos em justiça obtidos pelo protocolo OCA-MAC para os diferentes valores de limiar CCA. A Figura 5.5(a) mostra os índices de justiça calculados para o caso em que os alcances de detecção de portadora e detecção de energia são iguais. Para topologias de alta contenção, o ganho em justiça do protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 22 %, enquanto que para topologias de média contenção, a justiça aumenta em torno de 37,5 %. Para topologias de baixa contenção, o ganho de justiça é de aproximadamente 47 %. Nota-se também que o ganho em justiça obtido pelo padrão IEEE 802.11 aumenta quando as topologias vão se tornando mais espaçadas, ou seja, à medida que o nível de contenção diminui. Portanto, apesar de a vazão média agregada do padrão IEEE 802.11 não ter ganhos significativos com a variação do nível de contenção, a vazão média individual dos nós, por outro lado, torna-se menos desigual, isto é, mais justa. No entanto, para redes que utilizam o padrão IEEE 802.11, o índice de justiça ainda é baixo (menor que 0,5 para redes de baixa contenção), e não tem um grande aumento quando são variados os níveis de contenção dos cenários, ou seja, o ganho de justiça é de apenas 50 % quando comparados os índices obtidos pelos cenários de alta contenção e baixa contenção. Por outro lado, o ganho em justiça do próprio OCA-MAC para o cenário de baixa contenção frente ao cenário de alta contenção é de aproximadamente 86 %, atingindo um índice de 0,66 e 0,35 para o grupo de topologias de baixa e alta contenção, respectivamente. Esses ganhos são relativamente bons considerando que o OCA-MAC utiliza o mesmo algoritmo de recuo exponencial binário que o padrão IEEE 802.11.



(a)



(b)

Figura 5.5: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo OCA-MAC segundo o grau de contensão. (a) Limiar CCA igual ao limiar de detecção de energia. (b) Limiar CCA menor que o limiar de detecção de energia.

A Figura 5.5(b) apresenta os valores do índice de justiça de Jain para cada grupo de topologia quando o alcance de detecção de portadora é de 200 m. Pode-se observar que com um alcance de detecção maior, os nós irão fazer o recuo exponencial binário com mais frequência, o que leva à uma degradação na justiça da rede, pois nós que têm um enlace melhor irão acessar o canal com mais frequência. A única exceção nos cenários investigados ocorre no grupo de baixa contenção, em que o IEEE 802.11 atinge um índice de justiça um pouco melhor que no caso de 150 m, mas ainda assim, o índice de justiça alcançado é menor que 0,5. Ao comparar-se os índices de justiça alcançados pelo OCA-MAC com os obtidos pelo padrão IEEE 802.11, observam-se ganhos de aproximadamente 23 % para topologias de alta contenção, 26 % para topologias de média contenção e ganhos de 31 % para topologias de baixa contenção. Em comparação ao caso de alcance de detecção de 150 m, o protocolo OCA-MAC só atinge um melhor desempenho (em termos de ganho, não em valor absoluto) para cenários com topologias de alta contenção, em que a agregação de canais ajuda a aliviar o dano causado por recuos constantes. Portanto, apesar de as topologias se tornarem mais espaçadas, um alcance de detecção maior induz um maior número de recuos, que leva a menores ganhos de justiça em relação ao padrão IEEE 802.11 quando comparados os ganhos obtidos com o caso de alcance de detecção de 150 m.

5.4 Cenário 2: OCA-MAC com 2 canais oportunistas e desvanecimento em larga-escala

Nesta seção é analisado o desempenho do protocolo OCA-MAC quando os nós que utilizam o OCA-MAC têm disponível dois canais secundários para agregação oportunista, ou seja, quando o nó transmissor pode realizar uma busca de canais para determinar se há um canal oportunista disponível. São estudados os impactos causados no desempenho do OCA-MAC devido à busca de canais, tanto na vazão média agregada da rede, em seu índice de justiça e no seu atraso médio por pacote por número de nós efetivos. Os resultados obtidos são comparados ao padrão IEEE 802.11 e ao desempenho obtido pelo OCA-MAC quando há apenas um canal fixo disponível para agregação oportunista. Foram utilizados os mesmos parâmetros apresentados na Tabela 5.1 para a realização das simulações, e o canal oportunista adicionado também possui as mesmas características descritas anteriormente para o canal secundário fixo. Nas simulações, foram utilizados os canais 6 e 15 como os canais oportunistas, respeitando-se a separação de segurança imposta pelo padrão IEEE 802.11 entre eles. Nesse cenário, e nos demais a serem apresentados, o intervalo de confiabilidade é de 95 % e a margem de erro de 2 %.

Os resultados apresentados a seguir são somente para o caso em que o limiar de CCA é maior que o limiar de detecção de energia, ou seja, quando a reutilização espacial da rede é menor, mas a SINR é potencialmente maior nos nós receptores. Optou-se por não apresentar os resultados para o caso de maior reutilização espacial da rede, isto é, o limiar de CCA é igual ao limiar de detecção de energia, pois, como mencionado anteriormente, esse caso não é realista, já que a literatura [31] recomenda que redes IEEE 802.11 adotem um padrão de detecção mais conservador.

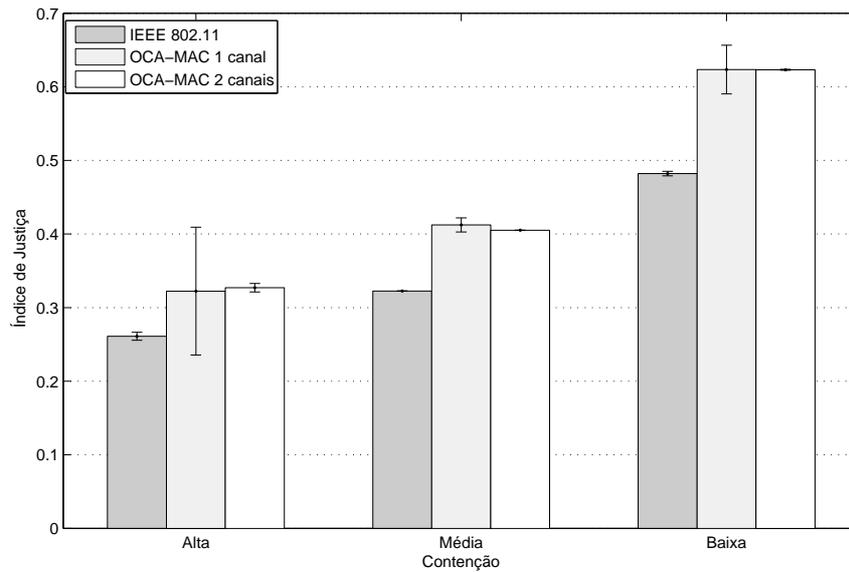
A Figura 5.6(a) apresenta a vazão média agregada alcançada pelo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11 para cada grupo de topologia segundo o grau de contenção, para um alcance de

detecção de portadora de 200 m e de detecção de energia de 150 m, quando a busca de canais oportunistas está disponível. Ao comparar os resultados obtidos pelo OCA-MAC com dois canais secundários, com o caso anterior de somente um canal oportunista fixo disponível, o OCA-MAC com dois canais secundários apresenta um desempenho um pouco melhor do que quando só possui um canal secundário. Para o grupo de *alta contenção*, o ganho obtido em vazão média agregada em relação ao padrão IEEE 802.11 foi de 30 %, enquanto que para o mesmo grupo com somente um canal secundário disponível o ganho foi de 29 %. Para o grupo de *média contenção*, o ganho obtido pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas em relação ao padrão IEEE 802.11 foi de 32 %, enquanto que para o OCA-MAC com um canal o ganho foi de 33 %. Para o grupo de *baixa contenção*, os ganhos com dois canais oportunistas em relação ao padrão IEEE 802.11 foram de 75 %, enquanto que os ganhos com um canal oportunista foram de 72,5 %. Dessa forma, pode-se observar que para o grupo de topologias de *alta contenção*, o ganho do OCA-MAC com dois canais secundários não é muito expressivo, somente 1% em relação ao OCA-MAC com um canal. Ainda, para o grupo de topologias de *média contenção*, o desempenho do OCA-MAC com dois canais oportunistas é quase o mesmo que o desempenho alcançado pelo OCA-MAC com apenas um canal oportunista. No entanto, para as topologias de *baixa contenção*, observam-se ganhos de 2,5 % na vazão média agregada da rede em relação ao OCA-MAC com apenas um canal disponível.

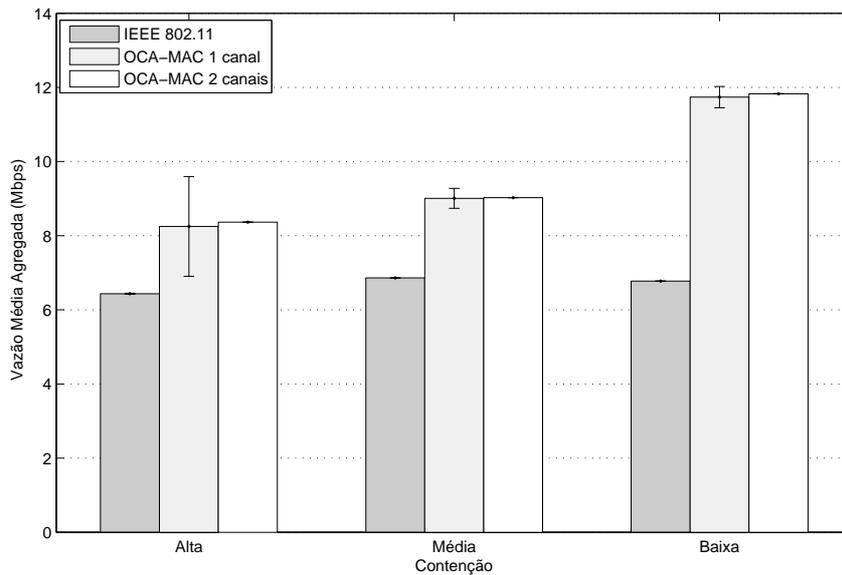
Na Figura 5.6(b) é apresentada uma comparação entre o índice de justiça alcançado pelo protocolo OCA-MAC com dois canais secundários e o índice de justiça do padrão IEEE 802.11. São analisados novamente os três grupos de contenção para um alcance de transmissão de 150 m e um alcance de detecção de portadora de 200 m. Para o grupo de *alta contenção*, o ganho em justiça do OCA-MAC com dois canais oportunistas em relação ao padrão IEEE 802.11 foi de 25,2 %, enquanto que para o OCA-MAC com canal oportunista foi de aproximadamente 23 %. Para o grupo de topologias de *média contenção*, os ganhos do OCA-MAC com dois canais oportunistas em relação ao padrão IEEE 802.11 foram iguais aos obtidos pelo OCA-MAC com canal oportunista. Para o grupo de *baixa contenção*, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas e pelo OCA-MAC com um canal oportunista foram de aproximadamente 31 %.

Portanto, para cenários de *alta contenção*, a adição de um segundo canal oportunista fez com que alguns nós conseguissem enviar mais pacotes de dados, já que a probabilidade de conseguirem encontrar um canal disponível para transmissão oportunista de dados aumentou. Isto ocorre porque, ao encontrarem o primeiro canal secundário ocupado, ainda têm a chance de transmitir pelo segundo canal oportunista. No entanto, esse ganho é limitado, pois em uma rede de *alta contenção*, como uma menor reutilização espacial da rede, a probabilidade de dois pares de comunicação encontrarem o primeiro canal oportunista ocupado e conseqüentemente tentarem o acesso oportunista no próximo canal também é alta, de forma que a probabilidade de que o segundo canal também esteja ocupado é significativa. Os resultados para redes de *baixa* e *média contenção* são praticamente iguais, o que pode ser explicado pelo fato de que os nós estão mais espaçados entre si e, portanto, sofrem menos interferência de transmissões simultâneas, fazendo com que a probabilidade de que um nó não encontre o primeiro canal secundário disponível inferior ao caso de topologias de *alta contenção*. Ou seja, com o maior espaçamento, a busca pelo 2º canal quase não acontece.

Os ganhos em vazão média agregada atingidos pelo protocolo OCA-MAC com dois canais



(a)



(b)

Figura 5.6: (a) Comparação entre as vazões média agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC dois canais oportunistas e para cada grupo de topologias. (b) Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo OCA-MAC para cada grupo de topologia, quando dois canais secundários estão disponíveis para busca e agregação oportunista.

oportunistas não parecem expressivos quando comparados aos ganhos obtidos pelo protocolo com um canal oportunista. No entanto, para redes sem desvanescimento em pequena escala, é de se esperar que o ganho em vazão com a adição de mais canais de buscas não seja muito grande, já que o limitante de desempenho da rede nesse cenário é o nível de contenção dos nós. Ao manter-se

o nível de contenção dos nós inalterado, observam-se que os ganhos alcançados em relação a vazão agregada da rede foram pouco expressivos, apesar de alguns nós conseguirem enviar mais pacotes de dados, o que pode ser constatado pelos ganhos obtidos em justiça. Por outro lado, levando-se em consideração um cenário em que os canais oportunistas possam ser ocupados por usuários de outras redes, tais como ocorre nas chamadas redes cognitivas [4], pode-se inferir que a busca de canais teria um papel importante no desempenho do protocolo. No nosso caso, em particular, estamos buscando outro canal em que transmissões da “mesma rede” não são percebidas.

A seguir, são apresentados os resultados obtidos para o atraso ponto-a-ponto médio por pacote por número de nós efetivos da rede OCA-MAC com 1 e 2 canais oportunistas e o atraso ponto-a-ponto obtido pelo padrão IEEE 802.11 DCF, quando os canais estão sujeitos a desvanecimento em larga escala apenas. Por atraso ponto-a-ponto, deve-se entender o tempo necessário para a transmissão de um quadro de dados com sucesso desde seu envio pelo transmissor, até o seu recebimento pelo destinatário pretendido. O atraso é dado em segundos e representa o atraso médio de todos os fluxos da rede, isto é, o atraso apresentado é a média da soma do atraso de todos pacotes em cada fluxo enviados na rede durante o tempo de simulação de 60s, dividido pelo número de nós que de fato receberam pacotes com sucesso. Ainda, o atraso apresentado nessa seção não leva em consideração o tempo de busca dos canais oportunista, devido à forma como a busca de canais é implementada no simulador. Os dados apresentados foram calculados sobre os mesmos grupos de topologias apresentados anteriormente, as quais foram configuradas de acordo com a Tabela 5.1.

A Figura 5.7 representa o atraso do protocolo OCA-MAC com 1 e 2 canais oportunistas, e o atraso do padrão IEEE 802.11. Pode-se observar que o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões (com 1 ou 2 canais) é menor que o atraso alcançado pelo padrão IEEE 802.11. Para as topologias de *alta contenção*, o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC quando opera com 1 ou 2 canais oportunistas é 47 % menor, em média, que o atraso obtido com o padrão IEEE 802.11 com único canal. Para as topologias de *média contenção*, o atraso alcançado pelo OCA-MAC com 1 ou 2 canais oportunistas é 24,3 % menor, em média, que o do IEEE 802.11. Finalmente, para o grupo de *baixa contenção*, o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo protocolo OCA-MAC quando opera com 1 ou 2 canais oportunistas é, em média, 30 % menor do que o apresentado pelo padrão IEEE 802.11 DCF. Estes ganhos podem ser justificados ao analisarem-se o ganhos em vazão alcançados pelo protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11. De acordo com a Figura 5.4, o ganho em vazão obtido pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 foi de aproximadamente 30 %, 33,4 % e 72,5 % para os grupos de alta, média e baixa contenção, respectivamente. Ou seja, durante o tempo em que os cenários estudados foram observados (60s), em média, no pior caso, o OCA-MAC transmitiu 30 % a mais pacotes de dados que o padrão IEEE 802.11 e, no melhor caso, transmitiu, de forma bem sucedida, 70 % a mais pacotes de dados do que o padrão IEEE 802.11 DCF. Como dois pacotes de dados são transmitidos simultaneamente nos canais primário e secundários do protocolo OCA-MAC, o atraso ponto-a-ponto observado durante um mesmo intervalo de tempo é menor para o OCA-MAC, já que o mesmo transmite em média mais pacotes de dados do que o padrão IEEE 802.11 em um mesmo intervalo de tempo. Conseqüentemente, o atraso para enviar com sucesso dois pacotes de dados, por exemplo, é em média menor no protocolo OCA-MAC do que no padrão IEEE 802.11 DCF, já que poderíamos

considerar que o tempo para transmitir esses dois pacotes de dados na rede padrão IEEE 802.11 é, em média, 30 % maior do que o tempo gasto pelo OCA-MAC quando opera com um ou dois canais oportunistas.

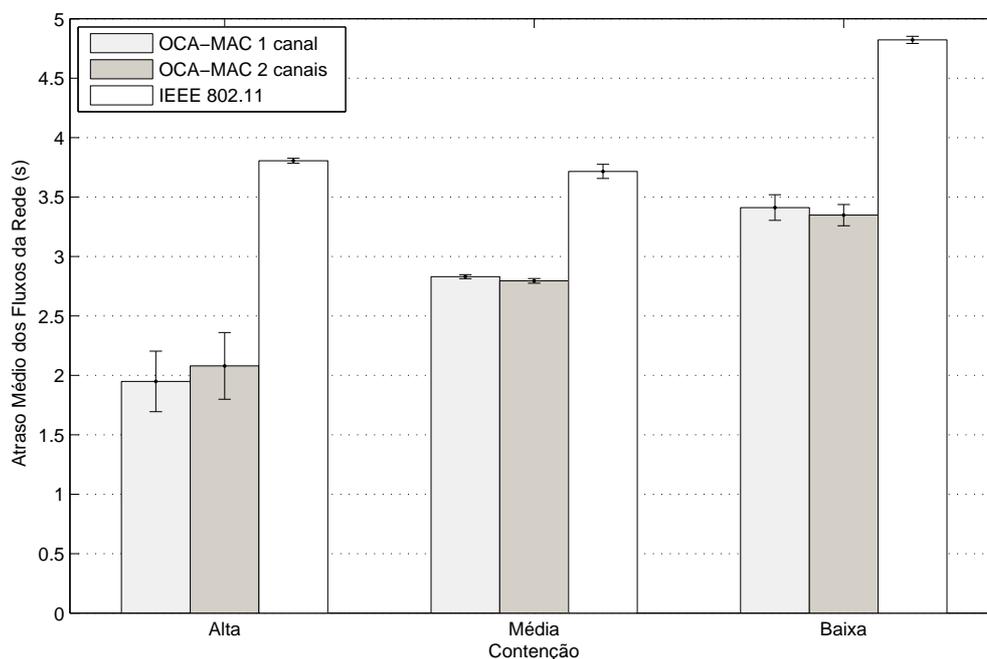


Figura 5.7: Comparação entre os atrasos ponto-a-ponto do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunista e o padrão IEEE 802.11 DCF, para cada grupo de contenção.

Ainda, ao compararmos o atraso ponto-a-ponto do protocolo OCA-MAC com 1 canal oportunista disponível com o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis, podemos observar que para o grupo de topologias de *alta contenção*, o atraso médio da rede OCA-MAC com dois canais oportunistas é aproximadamente 7 % maior que o atraso obtido pelo OCA-MAC com um canal oportunista disponível. Dessa forma, apesar de os ganhos obtidos em vazão pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas em relação ao OCA-MAC com um canal oportunista terem sido de 8 %, o atraso do protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas é superior ao atraso alcançado pelo OCA-MAC em sua versão com apenas um canal secundário disponível. Para os grupos de topologias de *média* e *baixa* contenção, o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis é, em média, 1,5 % menor que o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC com um canal oportunista disponível. Portanto, nos cenários em que os nós estão sob forte contenção, a reutilização espacial dos nós é menor e o número de recuos, conseqüentemente, também é maior, fazendo com que a adição de um canal oportunista não seja suficiente para aliviar a intensa contenção dos nós. Essa situação se reflete no aumento do atraso ponto-a-ponto para o grupo de *alta contenção*, enquanto que para os grupos de *média* e *baixa* contenção, onde a reutilização espacial dos nós é maior, o atraso alcançado pelo OCA-MAC com a adição de um canal oportunista é menor que o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC com apenas um canal oportunista disponível.

5.5 Cenários sob desvanescimento em pequena escala

Nesta seção são apresentados os resultados obtidos pelo protocolo OCA-MAC quando as transmissões de sinais das estações estão sujeitas a desvanescimento de pequena escala. Para representar o desvanescimento em pequena escala, utilizamos o modelo de Rice. A avaliação de desempenho é realizada sobre os mesmos grupos de topologia, divididos segundo o nível de contenção (esparsidade dos nós da rede). São utilizados os mesmos parâmetros descritos na Tabela 5.1, quando aplicáveis. Todas as topologias analisadas sob o desvanescimento de Rice, possuem um valor de limiar de CCA que corresponde a um raio de alcance igual a 200 m. Para o limiar de detecção de energia, o raio de alcance é de 150 m. Optou-se por esta configuração porque, apesar de levar a uma menor reutilização espacial da rede, um valor de limiar CCA menor do que o valor de limiar de detecção de energia (ou seja, o raio de detecção de portadora é maior ou igual ao raio de transmissão de sinal), está mais condizente com o cenário de uma rede real. Ainda, em redes sob forte desvanescimento, onde a probabilidade de erro de detecção de sinais é maior, uma abordagem mais conservadora no raio de detecção de portadora garante uma menor interferência entre nós vizinhos.

Para analisar o desempenho do protocolo OCA-MAC em cenários sob desvanescimento, foram realizadas simulações computacionais em que o valor do parâmetro K de Rician assume apenas três valores possíveis: $K = 0$, $K = 2$ e $K = 100$. O desvanescimento sofrido em cada canal é independente dos demais (mesmo com mesmos valores de K). Além disso, varia-se o valor do parâmetro K para cada canal, independentemente. São analisados os resultados obtidos para cada grupo de topologia quando o canal primário assume um valor de K fixo e os canais secundários têm o valor de K variado. É importante mencionar que quanto maior o valor do parâmetro de Rice K , menor a degradação do canal. Para $K = 0$ tem-se o desvanescimento de Rayleigh, e para $K = 100$ tem-se um canal que se aproxima do modelo de canal com ruído aditivo gaussiano branco apenas, isto é, sem desvanescimento em pequena escala. O desempenho do padrão IEEE 802.11 também é estudado, de forma a comparar os resultados alcançados pelo protocolo proposto OCA-MAC com os obtidos pelo padrão IEEE 802.11. Dessa forma, também é atribuído ao canal padrão IEEE 802.11 diferentes valores para o parâmetro K de Rice.

5.5.1 Cenário 3: Desvanescimento em pequena escala com 1 canal oportunista

Nesta seção, apresentamos os resultados obtidos para o OCA-MAC em cenários sob desvanescimento em pequena escala quando há somente um canal secundário fixo disponível para agregação oportunista. Portanto, a seguir, são discutidos os valores obtidos em relação à vazão média agregada, à justiça e ao atraso das topologias estudadas pelo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11, para cada grupo de contenção.

5.5.1.1 Topologias de alta contenção

A Figura 5.8 apresenta a vazão média agregada obtida pelo protocolo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11 DCF para o grupo de topologias de *alta contenção*, quando o parâmetro K de Rice assume os três valores possíveis: 0, 2 e 100, no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação

do padrão IEEE 802.11. No eixo das abscissas, $K1$ representa o valor do parâmetro de Rice no canal secundário do protocolo OCA-MAC. O valor do parâmetro K do canal primário do OCA-MAC e do canal de operação padrão do IEEE 802.11 é mantido fixo e o valor de $K1$ do canal secundário é variado. Quando os parâmetros de Rice K e $K1$ forem igual a 0, tem-se que os canais primário e secundário estão sob um forte desvanescimento (desvanescimento de Rayleigh). Para os valores do parâmetro de Rice K e $K1$ iguais a 2, os canais primário e secundário ainda sofrem uma intensa degradação, mas não tão severa quanto o caso anterior, onde a potência do sinal de linha de visada é o dobro da potência total dos sinais que chegam à antena sem linha de visada (múltiplos percursos). Finalmente, para os valores do parâmetro de Rice K e $K1$ iguais a 100, os canais primário e secundário sofrem uma degradação mais amena, aproximando-se dos cenários estudados na seção anterior, quando a degradação do canal era causada apenas pelo desvanecimento em larga escala .

A Figura 5.8(a) mostra o desempenho do OCA-MAC quando o valor do parâmetro de Rice para o canal principal é $K = 0$ e o desvanecimento no canal secundário assume os valores $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$. No caso do IEEE 802.11, o desvanecimento sofrido é o mesmo do canal principal do OCA-MAC ($K = 0$). Para $K1 = 0$, o ganho em vazão média agregada do OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 é de 2 %, enquanto que para $K1 = 2$, o ganho é de 2,3 %, e para $K1 = 100$ o ganho obtido é de 2,2 %. Dentre os valores de vazão média agregada observados para $K = 0$, a vazão máxima obtida pelo OCA-MAC é de 3,5 Mbps, e corresponde ao caso em que $K1 = 2$ e $K1 = 100$, enquanto que a vazão média agregada obtida pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 3,4 Mbps. No entanto, em um cenário em que ambos os canais principal e secundário do OCA-MAC estão sob o desvanescimento de Rayleigh, o ganho em vazão obtido pelo protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 é inexpressivo. Esse resultado pode ser explicado ao analisar-se a descrição do protocolo apresentada no Capítulo 4. Os nós em uma rede OCA-MAC só irão competir pelo canal secundário quando tiverem ganho o acesso ao canal principal de acordo com o mecanismo DCF do IEEE 802.11. Ainda, dado que o acesso ao canal principal tenha ocorrido e a agregação do canal secundário tenha sido realizada com sucesso, caso o destinatário não receba com sucesso o pacote de dados enviado pelo canal principal, os últimos dois pacotes de dados serão retransmitidos ao receptor pelo transmissor, independentemente do recebimento (ou não) do pacote de dados transmitido pelo canal secundário (ver Figura 4.10). Dessa forma, quando o canal primário está sob forte desvanescimento, a probabilidade de que ocorram erros na transmissão de dados é alta e, conseqüentemente, a perda de quadro de dados é elevada, fazendo com que sejam necessárias várias retransmissões de dados. Ao adicionar-se um canal secundário com a mesma intensidade de degradação de canal, o número de pacote de dados perdido no canal secundário também é alto, forçando os nós da rede OCA-MAC a realizarem a retransmissão dos mesmos pelo canal principal, de acordo com as diretrizes de funcionamento do protocolo (ver Figura 4.10). Portanto, ao somar-se um canal primário sob intensa degradação, com um canal secundário com as mesmas condições, o número de pacotes de dados que de fato conseguem ser transmitidos com sucesso simultaneamente é muito pequeno, o que é refletido no ganho de apenas 2 % do OCA-MAC, quando comparado ao padrão IEEE 802.11, o qual também tem um desempenho muito baixo, pois seu canal de operação também sofre os mesmos efeitos do desvanescimento Rayleigh.

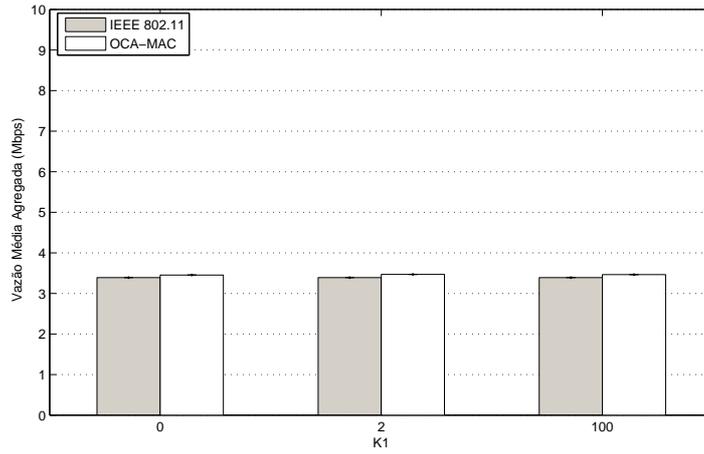
A Figura 5.8(b) mostra o desempenho obtido pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 para o grupo de *alta contenção* quando o canal primário do OCA-MAC e o canal de operação do padrão IEEE 802.11 têm o valor do parâmetro de Rice igual a 2 ($K = 2$), e o parâmetro de Rice no canal secundário assume os valores $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$. Para $K1 = 0$, o ganho em vazão média agregada obtido pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 é de 11,2 %, enquanto que para $K1 = 2$, o ganho é de 9,4 % e para $K1 = 100$ é de 12 %. Portanto, com um canal sob um desvanescimento menos intenso do que o de Rayleigh, mas ainda sob forte degradação, o protocolo OCA-MAC atingiu um ganho médio de 11 % quando $K = 2$, alcançando uma vazão média agregada de aproximadamente 5,5 Mbps. Dessa forma, para $K = 2$, temos que o canal principal, apesar de não estar sob o desvanescimento de Rayleigh, ainda sofre grande degradação, sendo sujeito, de forma semelhante ao caso anterior ($K = 0$), a um grande número de retransmissões de pacotes de dados. Neste cenário, mais uma vez, não serão retransmitidos somente os pacotes de dados que tenham sido perdidos no canal principal, mas também os pacotes de dados que tenham sido transmitidos de forma simultânea (no canal secundário) aos pacotes que não tenham sido transmitidos de forma bem sucedida pelo canal principal. Em cenários sob forte desvanescimento, além da perda de pacotes de dados, os quadros de controle também podem não ser transmitidos com sucesso pelos pares de comunicação. No caso do quadro de controle ACK, caso o transmissor não receba o quadro ACK enviado pelo seu receptor, após um período de tempo pré-determinado (*ack timeout*), o nó transmissor considerará que os últimos dois pacotes de dados enviados por ele não foram recebidos pelo destinatário. Assim, tentará retransmitir os últimos quadros de dados, um pelo canal principal, com número de sequência i , e o próximo, com número de sequência $i + 1$, pelo canal secundário.

A Figura 5.8(c) apresenta os valores de vazão média agregada do protocolo OCA-MAC e do padrão IEEE 802.11 para topologias de *alta contenção*, quando o canal principal e o canal de operação do padrão IEEE 802.11 têm o valor do parâmetro de Rice fixo igual a 100 ($K = 100$), isto é, possuem um desvanescimento mais brando, e a intensidade do desvanescimento no canal secundário é variada, e assume os valores $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$. Neste cenário, a vazão média agregada alcançada pelo protocolo proposto OCA-MAC é de aproximadamente 8 Mbps, e a vazão média alcançada pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 6,4 Mbps. Dessa forma, o ganho alcançado para $K1 = 0$ é de 20,2 %, para $K1 = 2$ é 22,3 %, e $K1 = 100$ é 24,7 %. Pode-se observar que, mesmo para topologias com menor reutilização espacial e, conseqüentemente, com maior contenção, ao diminuir-se a intensidade da degradação do canal primário, o OCA-MAC consegue aumentar sua vazão em até aproximadamente 25% quando o canal secundário também está sob a ação de um desvanescimento mais ameno. Esses ganhos já são significativos, principalmente quando comparados com os ganhos obtidos anteriormente pelo OCA-MAC para o mesmo grupo de topologias (*alta contenção*) quando $K = 0$ e $K = 1$.

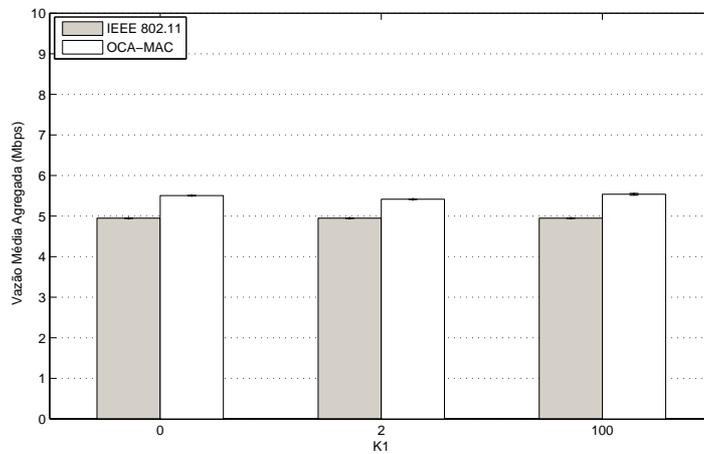
Ao analisarmos os gráficos apresentados para as topologias de *alta contenção*, percebe-se que quando o canal primário está sob forte desvanescimento ($K = 0, K = 2$), o ganho obtido pelo protocolo OCA-MAC é de aproximadamente 2 % e 10 % para $K1 = 0$ e $K1 = 2$, respectivamente. Dessa forma, ao observar-se o desempenho do protocolo OCA-MAC apresentado na Figura 5.8 para diferentes intensidades de degradação em um grupo de topologias de *alta contenção*, pode-se que concluir que o desempenho do OCA-MAC está diretamente correlacionado com a qualidade e

desempenho de seu canal principal. Esse resultado era esperado, já que a transmissão oportunista depende da transmissão no canal principal, no sentido de que se a transmissão de dados falhar no canal principal, mesmo que não tenha falhado no canal secundário, os últimos dois pacotes de dados serão retransmitidos simultaneamente, um pelo canal principal e outro pelo canal secundário (ver o diagrama 4.10). Portanto, quando o canal primário sofre intensas degradações, a vazão média agregada obtida pelo protocolo OCA-MAC não é muito superior à obtida pelo padrão IEEE 802.11, e os ganhos apresentados pelo protocolo não são expressivos, já que a aceitação do pacote de dados recebido pelo canal secundário depende do recebimento correto do pacote de dados no canal principal, já que não são aceitos pacotes de dados fora de ordem.

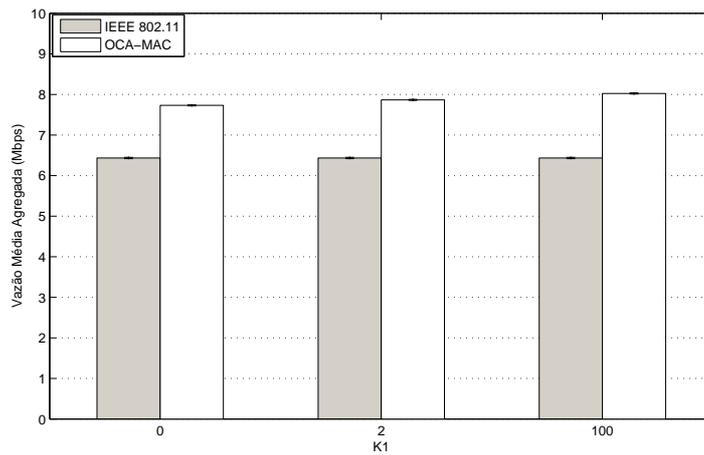
Quando o canal primário está sob um desvanescimento menos intenso, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC já se tornam mais expressivos, pois os quadros de dados transmitidos com sucesso pelo canal oportunista são validados pelos quadros de dados transmitidos com sucesso pelo canal principal. A adição de um “buffer” no receptor poderia melhorar o desempenho do protocolo, principalmente quando o canal principal está sob um forte desvanescimento, pois pacotes de dados que chegassem fora de ordem poderiam ser mantidos e rearranjados posteriormente pelo destinatário, de forma a serem entregues na ordem correta para as camadas superiores, evitando dessa forma a retransmissão obrigatória do pacote de dados recebido com sucesso pelo receptor quando este não recebe o pacote de dados no canal principal. No entanto, mesmo sem a adição de um “buffer” no receptor, ao compararmos os resultados obtidos para topologias de *alta contenção* em cenários sem desvanescimento, somente com perda em larga escala (modelo de *dois raios*), temos que a vazão obtida pelo protocolo OCA-MAC sob desvanescimento de Rice (para $K = 100$ no canal principal) foi igual à obtida pelos cenários estudados anteriormente sem desvanescimento, aproximadamente 8 Mbps. Os ganhos médios em vazão agregada obtidos pelo OCA-MAC quando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário são iguais ($K = K1 = 100$) foram de 25 %, enquanto que os ganhos em vazão do OCA-MAC sob o desvanecimento em larga escala foram de 29 %. Portanto, mesmo sem a adição de um “buffer” no receptor e tendo a intensidade do desvanescimento no canal primário como limitante, o OCA-MAC sob um desvanescimento em pequena escala mais ameno consegue atingir um desempenho semelhante àquele obtido anteriormente para uma rede de alta contenção sob o desvanescimento em larga escala.



(a)



(b)



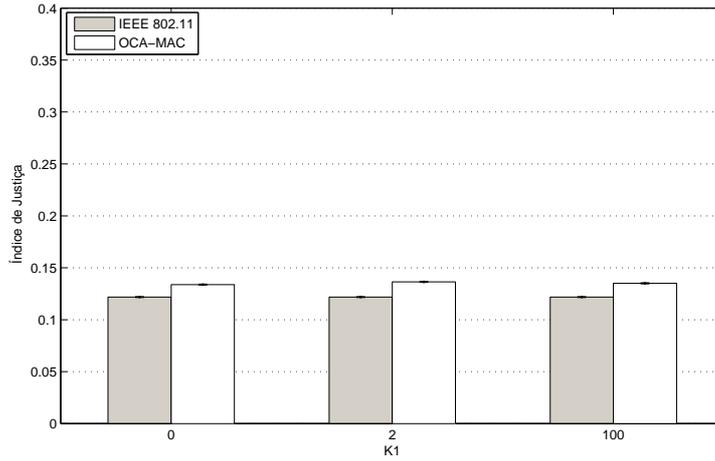
(c)

Figura 5.8: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC sob o desvanescimento em pequena escala de Rice para topologias de *alta contenção*, variando o parâmetro K de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

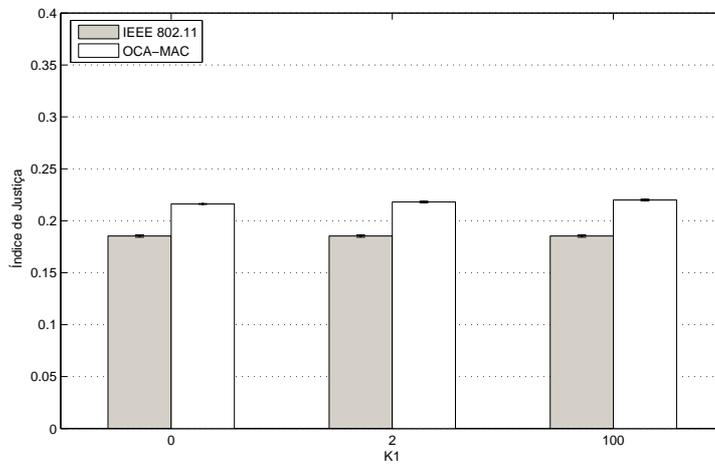
A Figura 5.9 mostra os resultados obtidos para o índice de justiça de Jain pelo protocolo OCA-MAC e pelo IEEE 802.11 para o grupo de *alta contenção*, quando o parâmetro de Rice nos canais primário e secundário são variados. A Figura 5.9(a) ilustra os valores de índice de justiça obtidos pelo protocolo OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 quando o canal primário do protocolo proposto e o canal de operação do padrão IEEE 802.11 estão sob um desvanescimento de Rayleigh ($K = 0$). O índice de justiça alcançado pelo IEEE 802.11 foi de aproximadamente 0,12, enquanto que o OCA-MAC atingiu os índices 0,13, 0,14 e 0,13 para os valores de $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$, respectivamente. Portanto, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao índice de justiça alcançado pelo IEEE 802.11 foram de aproximadamente 10% quando o canal secundário tem $K1 = 0$, ganho de 12 % quando $K1 = 2$ e ganho de 11 % quando $K1 = 100$. Os índices de justiça alcançados pelo padrão IEEE 802.11 e pelo protocolo OCA-MAC são extremamente baixos, indicando que somente alguns nós conseguem enviar dados, em detrimento dos demais nós da rede.

A Figura 5.9(b) apresenta os valores obtidos para o índice de justiça de Jain quando o parâmetro de Rice é igual a 2 no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do padrão IEEE 802.11, e o canal secundário tem seu parâmetro de Nakagami variado, isto é, assume os três valores definidos nesta seção: $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$. Dessa forma, para o grupo de alta contenção, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 foram de aproximadamente 17 % para $K1 = 0$, 18 % para $K1 = 2$ e 19 % para $K1 = 100$. Portanto, para $K = 2$, apesar de os ganhos do OCA-MAC serem maiores que os ganhos obtidos para o canal principal sob o desvanescimento Rayleigh (quase 50% maiores), os índices alcançados pelo OCA-MAC ainda são baixos, e no melhor caso ($K1 = 100$) são de 0,22, no máximo.

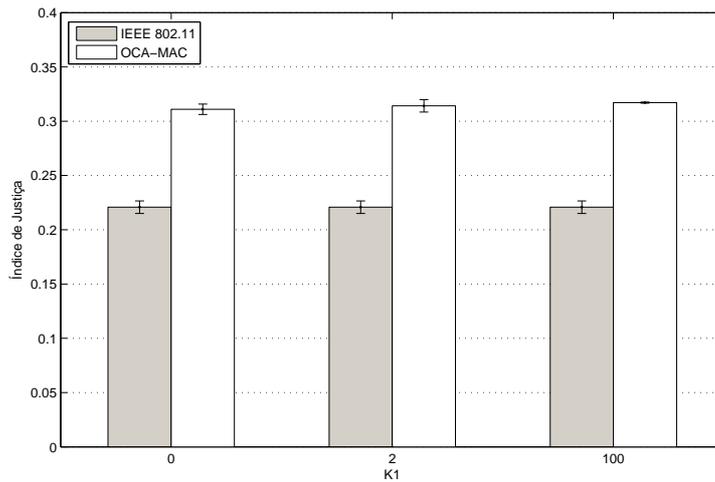
A Figura 5.9(c) mostra os valores obtidos para o índice de justiça de Jain pelos protocolos OCA-MAC e IEEE 802.11 para o grupo de topologias de *alta contenção*, quando o valor do parâmetro de Rice no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11 é igual à 100 ($K = 100$), enquanto que o valor do parâmetro de Rice é variado no canal secundário e assume os valores de $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$. O índice de justiça obtido pelo IEEE 802.11 foi de aproximadamente 0,22 e os índices obtidos pelo OCA-MAC foram de aproximadamente 0,31 para os valores de $K1 = 0$ e $K1 = 2$, e 0,32 para $K1 = 100$. Dessa forma, o ganho do OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 41 % para $K1 = 0$, 42 % para $K1 = 2$, e 44 % para $K1 = 100$. Portanto, ainda que os ganhos de justiça sejam menores que 0,5 para o protocolo OCA-MAC, quando analisam-se os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11, temos que a rede OCA-MAC, mesmo sob cenários de alta contenção, e conseqüentemente, com uma menor reutilização espacial, consegue melhorar a justiça da rede em até 44%.



(a)



(b)

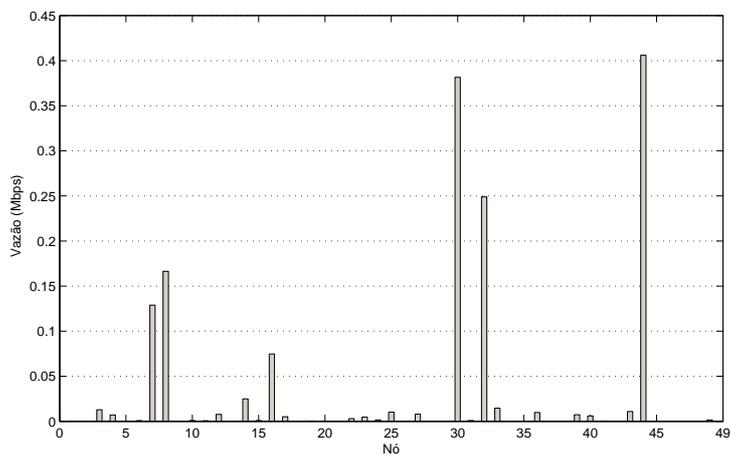


(c)

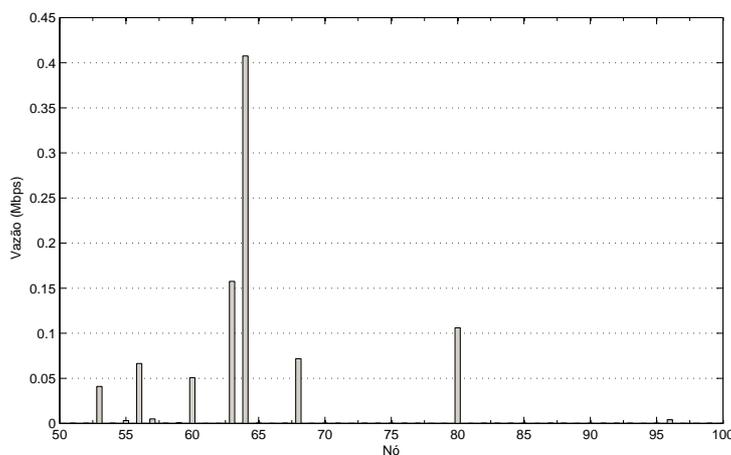
Figura 5.9: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Nakagami para o grupo de *alta contenção*, variando o parâmetro de Nakagami nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

Pode-se observar que os valores obtidos para o índice de justiça de Jain para o grupo de *alta contenção* são baixos, tanto para o padrão 802.11, quanto para o protocolo OCA-MAC. No entanto, no pior caso, isto é, quando ambos os canais principal e secundário têm um desvanescimento Rayleigh ($K = K1 = 0$), o ganho do OCA-MAC é de aproximadamente 10 %, quando o índice de justiça do OCA-MAC é de aproximadamente 0,14 e o do padrão IEEE 802.11 é de 0,12. Para o melhor caso ($k = k1 = 100$), o ganho chega a 40 %, quando o índice de justiça do OCA-MAC é de 0,31 e do IEEE 802.11 é de 0,22. É de se esperar que os índices de justiça para o pior caso sejam baixos, já que a degradação do canal primário (e secundário) é intensa, além de que em topologias de *alta contenção*, o número de recuos é maior devido à proximidade dos nós, fazendo com que a vazão individual dos nós seja desigual, isto é, alguns nós terão uma vazão muito superior à daqueles que não conseguiram acessar o canal com maior frequência. A Figura 5.10 ilustra as vazões obtidas pelos 100 nós de uma das topologias do grupo de *alta contenção* para o padrão IEEE 802.11 quando seu canal de operação padrão está sob o desvanescimento Rayleigh. Pode-se perceber que alguns nós conseguem transmitir muito mais dados do que os demais nós da rede, que em alguns casos não conseguem sequer transmitir dados. Ou seja, a maior parte dos nós na topologia apresentada tem uma vazão muito baixa ou zero, enquanto que poucos nós atingem uma vazão de 0.4 Mbps, fazendo com que o índice de justiça seja extremamente baixo.

Ao comparar-se os resultados de justiça para o OCA-MAC no caso de topologias de *alta contenção* para ambos os canais com e sem desvanescimento, o OCA-MAC com desvanescimento teve um ganho médio de 40 % para o melhor caso ($K = K1 = 100$), em que seu índice de justiça máximo foi de aproximadamente 0,32. No entanto, o ganho em justiça obtido pelo OCA-MAC sem desvanescimento para o mesmo grupo de contenção foi 23 %, sendo que seu índice de justiça também foi de 0,32. Portanto, o OCA-MAC com desvanescimento conseguiu alcançar um mesmo nível de desempenho que o OCA-MAC sem desvanescimento quando o parâmetro de Rice é igual a 100. Por outro lado, o ganho relativo do OCA-MAC com desvanescimento em relação ao padrão IEEE 802.11 foi o dobro do OCA-MAC sem desvanescimento. Portanto, o impacto do uso do OCA-MAC no desempenho da rede é muito mais significativo quando os cenários estudados sofrem degradações causadas não somente pelo desvanescimento em larga escala, mas também pelo desvanescimento em pequena escala.



(a)



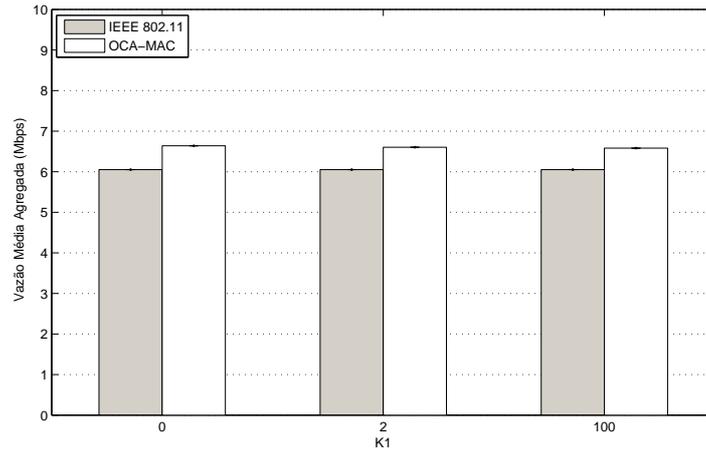
(b)

Figura 5.10: Vazão individual de cada nó sob o padrão IEEE 802.11 para uma topologia pertencente ao grupo de alta contenção quando seu canal de operação está sob desvanescimento Rayleigh ($K = 0$). (a) Nós 1 a 50. (b) Nós 51 a 100.

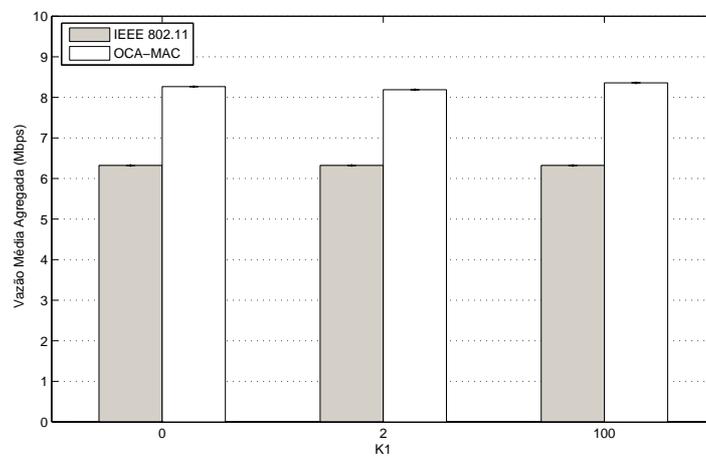
5.5.1.2 Topologias de média contenção

A Figura 5.11 apresenta os valores de vazão média agregada obtidos pelos protocolos OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 para o grupo de *média contenção*, quando o valor do parâmetro de Rice é variado em ambos os canais principal e oportunista do OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. A Figura 5.11(a) mostra os resultados obtidos em vazão média agregada para o OCA-MAC e IEEE 802.11 quando $K = 0$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. Nesse caso, o ganho obtido pelo OCA-MAC em comparação ao padrão IEEE 802.11 é de 9,7 % para $K_1 = 0$, 9,1 % para $K_1 = 2$ e 8,7 % para $K_1 = 100$, sendo que a vazão média agregada alcançada pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 6 Mbps e a do OCA-MAC é de aproximadamente 7 Mbps, para os 3 valores de K_1 . Portanto, o ganho médio alcançado pelo protocolo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 é de aproximadamente 10%. Esse resultado, tanto em relação ao ganho quanto ao valor de vazão obtidos por ambos os protocolos, é superior aos resultados obtidos para o grupo de *alta contenção*, quando o canal principal do OCA-MAC e o canal de operação do IEEE 802.11 estão sob desvanescimento Rayleigh. Dessa forma, o OCA-MAC, quando utilizado sob as mesmas condições de degradação de canal, beneficia-se do aumento da reutilização espacial dos nós, mesmo quando a degradação nos canais de operação do protocolo é intensa (desvanescimento Rayleigh, $K = 0$).

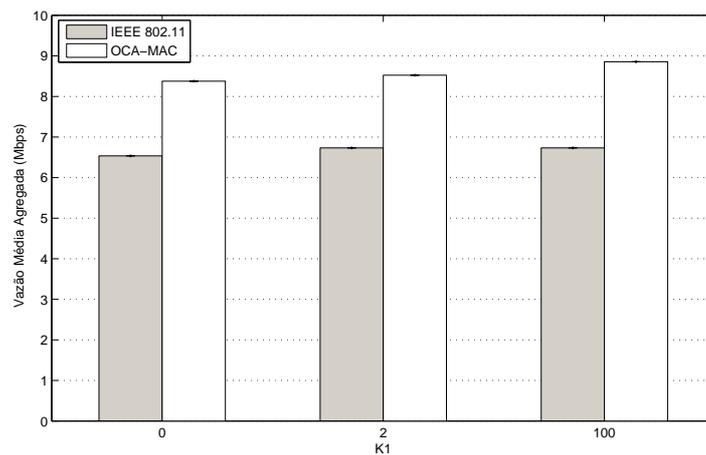
Por sua vez, a Figura 5.11(b) ilustra os valores de vazão média agregada obtidos pelo protocolo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11 quando o canal principal do OCA-MAC e o canal de operação do IEEE 802.11 possuem desvanescimento com $K = 2$. Para $K = 2$, os ganhos obtidos pelo protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 são de aproximadamente 31% para $K_1 = 0$, 30% para $K_1 = 2$, e 32% para $K_1 = 100$. Nesse cenário, a vazão agregada média obtida pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 6,3 Mbps, enquanto que a vazão agregada média obtida pelo protocolo OCA-MAC é de aproximadamente 8 Mbps. Pode-se observar que o padrão IEEE 802.11 não se beneficia muito da melhora da qualidade do canal (em relação a $K = 0$), enquanto que o OCA-MAC consegue quase que triplicar seu ganho em relação ao cenário com desvanescimento Rayleigh. Isto é, mesmo sob um desvanescimento ainda intenso, mas mais ameno que o de Rayleigh, o protocolo OCA-MAC consegue um desempenho em média 30 % melhor que o IEEE 802.11. Ainda, ao compara-se a vazão agregada obtida pelo OCA-MAC entre as topologias de média e alta contenção para o mesmo valor $K = 2$, tem-se que, enquanto a vazão média agregada alcançada pelo grupo de alta contenção é de aproximadamente 5,5 Mbps, a vazão obtida para o grupo de média contenção é de aproximadamente 8 Mbps. Portanto, obtém-se um ganho de até 50 % na vazão média agregada com o aumento na reutilização espacial da rede.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.11: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Nakagami para topologias de *média contenção*, variando o parâmetro de Nakagami nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

Finalmente, a Figura 5.11(c) apresenta os valores de vazão média agregada alcançados pelo protocolo OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 quando K é igual à 100 no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. Os ganhos alcançados pelo protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 são de aproximadamente 28 % para $K1 = 0$, 30 % para $K1 = 2$, e 35,5 % para $K1 = 100$. A vazão média agregada obtida pelo IEEE 802.11 é de aproximadamente 6,5 Mbps, enquanto que a vazão média agregada obtida pelo OCA-MAC é de aproximadamente 9 Mbps para $K1 = 100$ e $K1 = 2$, e de 8 Mbps para $K1 = 0$. Ao comparar-se esses valores com os valores obtidos para o grupo de *alta contenção*, observa-se que o ganho obtido pelo IEEE 802.11 para o grupo de *média contenção* é inexpressivo, aproximadamente 1,6%, indicando que o alívio da contenção entre os nós, e conseqüentemente o aumento na reutilização espacial da rede, não tem grande influência no desempenho do padrão IEEE 802.11. No entanto, ao comparar-se a vazão obtida pelo grupo de média contenção em relação à vazão obtida pelo grupo de alta contenção, observa-se um ganho de aproximadamente 10% para o grupo de média contenção. Portanto, o OCA-MAC tira grande proveito de uma maior reutilização espacial entre os nós da rede, alcançando um ganho em desempenho de aproximadamente 35% em relação ao IEEE 802.11 para o grupo de *média contenção*, enquanto que atinge um ganho de aproximadamente 25,5% para o grupo de *alta contenção*.

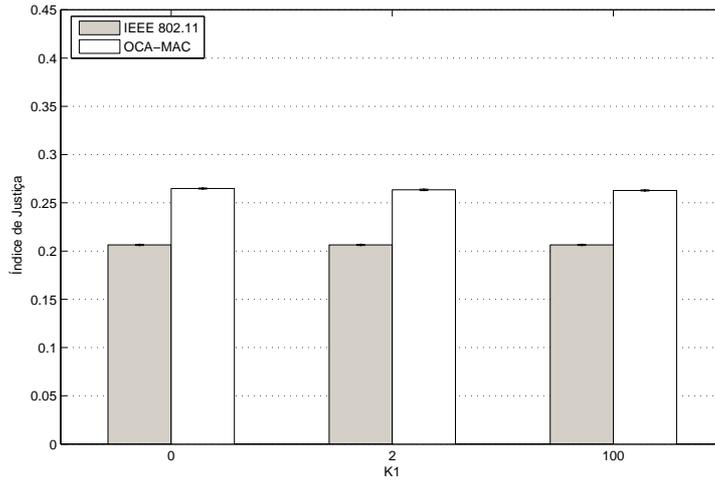
De forma geral, pode-se observar que para o grupo de topologias de *média contenção*, o ganho médio em vazão agregada obtido pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 é de aproximadamente 10 % para o pior caso em que o canal principal está sob o efeito do desvanescimento Rayleigh ($K = 0$). Esse resultado, apesar de ser superior ao obtido pelo grupo de *alta contenção* quando $K = 0$, ainda reflete um ganho pequeno em relação ao padrão IEEE 802.11. Esse ganho em vazão baixo pode ser explicado pelo fato de que quando o canal primário está sob forte desvanescimento (como é o caso), o número de quadro de dados que não são transmitidos de forma bem sucedida é alto e, conseqüentemente, o número de retransmissões é maior. Como o protocolo não permite o recebimento de pacotes de dados fora de ordem no receptor, todo pacote de dados enviado pelo canal secundário que tenha tido seu antecessor enviado pelo canal primário perdido, também será retransmitido quando o pacote de dados perdido no canal principal for reenviado, mesmo que o mesmo tenha sido recebido com sucesso pelo canal secundário no receptor. Ou seja, quando o canal primário não tem um bom desempenho, o protocolo OCA-MAC também sofre uma perda de desempenho. No entanto, mesmo sob o limitante do canal primário, o OCA-MAC conseguiu aumentar o desempenho da rede em até 35,5 %, quando as condições do canal secundário são mais favoráveis, enquanto que o OCA-MAC sem desvanescimento obteve um ganho menor, 33,4 %.

A Figura 5.12 apresenta o índice de justiça de Jain alcançado pelo protocolo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11 DCF para o grupo de topologias de *média contenção*, quando o valor do parâmetro de Rice é variado em ambos os canais primário e secundário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. A Figura 5.12(a) ilustra os resultados obtidos em relação ao índice de justiça quando $K = 0$ no canal no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11 (desvanescimento Rayleigh). Para $K = 0$, o índice de justiça obtido pelo IEEE 802.11 é de aproximadamente 0,21, enquanto que o índice alcançado pelo OCA-MAC é de aproximadamente 0,26. Dessa forma, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 são de aproximadamente 28 % para $K1 = 0$, 28 % para $K1 = 2$, e 27 % para

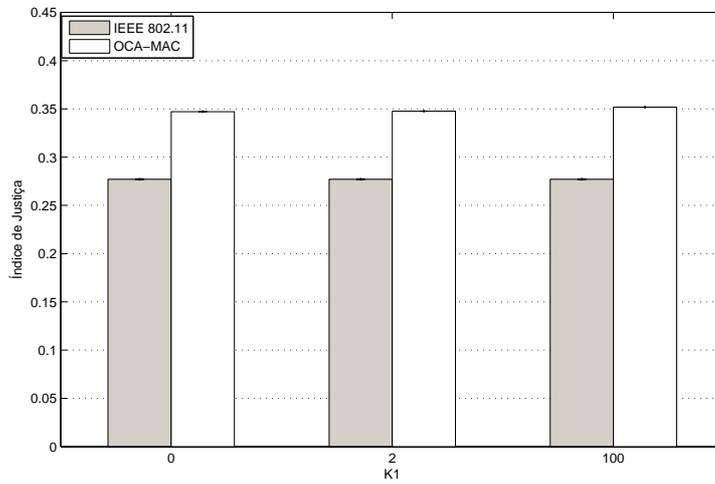
$K1 = 100$. Ao comparar-se com os valores de justiça obtidos pelo IEEE 802.11 para o grupo de topologias de *alta contenção*, observa-se um crescimento de aproximadamente 70% na justiça da rede, e de forma análoga, o protocolo OCA-MAC alcançou um aumento de aproximadamente 98% na justiça da rede. Portanto, ao contrário dos resultados obtidos para a vazão agregada da rede, onde o IEEE 802.11 não apresentava um ganho expressivo quando o nível de reutilização espacial da rede era variado, a justiça apresentada pela rede IEEE 802.11 se beneficia quando a reutilização espacial entre os nós da rede é aumentada. Da mesma forma, o protocolo proposto também se beneficia de um maior reutilização espacial, conseguindo quase que dobrar o índice de justiça da rede OCA-MAC.

Por sua vez, a Figura 5.12(b) apresenta os valores de justiça obtidos pelo protocolo OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 quando $K = 2$ no canal no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. Para $K = 2$, o índice de justiça alcançado pelo protocolo OCA-MAC é de aproximadamente 0,35, enquanto que o índice alcançado pelo IEEE 802.11 é de aproximadamente 0,28. Portanto, os ganhos de justiça alcançados pelo protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 25,3 % para $K1 = 0$, 25,5 % para $K1 = 2$, e 27 % para $K1 = 100$. Novamente, ao comparar-se os índices de justiça obtidos pelo IEEE 802.11 para os grupos de *alta* e *média* quando $K = 2$ em seu canal de operação, observa-se um aumento de aproximadamente 50 % no índice de justiça da rede, enquanto que para os mesmos grupos de contenção e $K = 2$, o OCA-MAC observou ganhos de 60 %. Dessa forma, para topologias com um maior nível de reutilização espacial e com uma menor intensidade de degradação do canal, ambos os protocolos OCA-MAC e IEEE 802.11 apresentam melhoras significativas na justiça da rede, destacando-se um melhor desempenho do OCA-MAC, capaz de atingir um índice de até 0,35 sob estas condições.

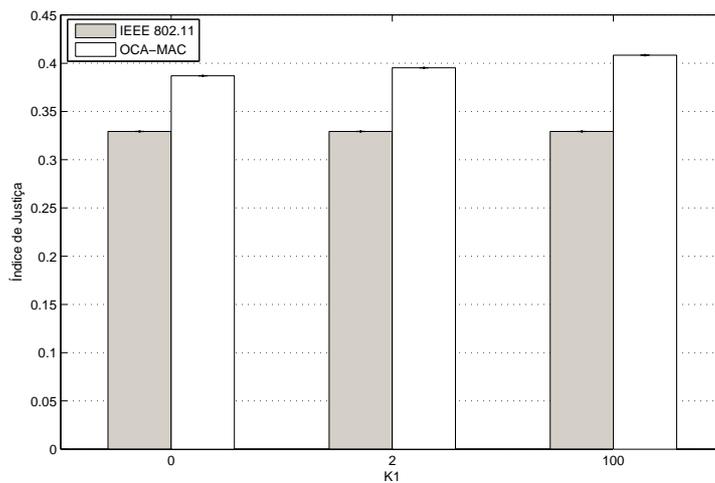
Finalmente, a Figura 5.12(c) apresenta o índice de justiça alcançado pelo protocolo proposto OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11, no caso $K = 100$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. Para $K = 100$, o índice de justiça de Jain alcançado pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 0,33, enquanto que o OCA-MAC obtém um índice de aproximadamente 0,40. Portanto, os ganhos de justiça obtidos pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 foram de 17,5 % para $K1 = 0$, 20 % para $K1 = 2$, e 24 % para $K1 = 100$. Para esse cenário, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao grupo de *alta contenção* com o mesmo valor do parâmetro de Rice ($K = 100$) são inferiores, enquanto o OCA-MAC para o grupo de alta contenção atingiu ganhos de 40 % em relação ao IEEE 802.11, o OCA-MAC para o grupo de média contenção atingiu um ganho máximo de 24 %. Apesar de os ganhos em justiça obtidos para o grupo de média contenção terem sido inferiores aos obtidos em relação ao grupo de topologias de alta contenção, os valores do índice de justiça para cada $K1$ foram superiores aos obtidos pelo OCA-MAC no grupo de alta contenção, que atingiu um valor máximo de aproximadamente 0,32, enquanto que o OCA-MAC no grupo de média contenção atingiu um valor de índice de justiça de aproximadamente 0,41. Dessa forma, o OCA-MAC além de se beneficiar com uma menor intensidade de degradação em seus canais primário e secundário, também se beneficiou com um aumento na reutilização espacial da rede, com um ganho em justiça em relação ao cenário de alta contenção de aproximadamente 30 %. O padrão IEEE 802.11 também apresentou um desempenho melhor para o grupo de média contenção, contando com um aumento de 50 % no índice de justiça de rede.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.12: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de *média contenção*, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

Por fim, ao analisarem os resultados obtidos pelo grupo de topologias de média contenção para os diferentes valores de $K1$, observar-se que os ganhos de justiça obtidos pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 foram de aproximadamente 28 % para o caso em que o canal primário está sob influência de um desvanescimento intenso ($K = 0$), enquanto que o ganho em justiça do grupo de *alta contenção* foi de apenas 10 %. No melhor caso, quando o parâmetro de Nakagami é igual à 100 em ambos os canais principal e oportunista, o ganho atingido pelo OCA-MAC foi de aproximadamente 24 %. Pode-se concluir, de forma geral, que ambos os protocolos OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 se beneficiam de uma maior reutilização espacial dos nós, no entanto, o índice de justiça alcançado pelo padrão IEEE 802.11 ainda é baixo (0,33 quando $K = 100$). O protocolo OCA-MAC, por sua vez, consegue alcançar um desempenho um pouco melhor, mas ainda abaixo de uma justiça de rede de 0,5. Finalmente, ao comparar-se o desempenho obtido pelo OCA-MAC com desvanescimento com o desempenho obtido pelo OCA-MAC sem desvanescimento, tem-se que o ganho obtido pelo OCA-MAC sem desvanescimento em relação ao IEEE 802.11 foi de 26 % para um índice de 0,41, enquanto que o índice de justiça obtido pelo OCA-MAC com desvanescimento no melhor caso ($K = K1 = 100$) foi de aproximadamente 0,41, isto é, o OCA-MAC com desvanescimento de Nakagami se equipara ao desempenho do OCA-MAC sem desvanescimento, cuja degradação do canal é causada somente pela perda de caminho.

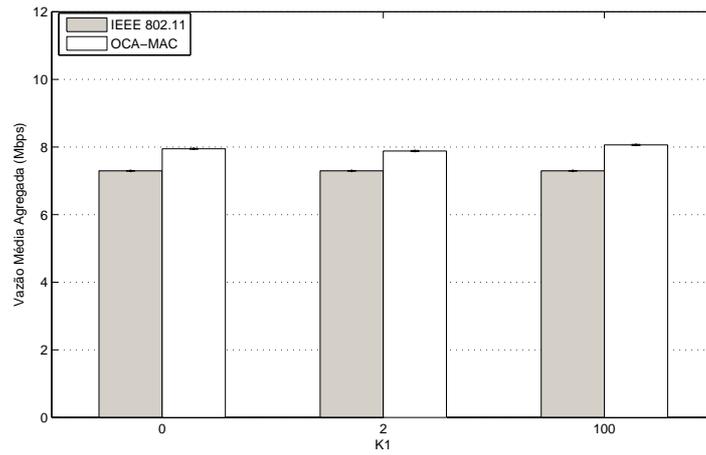
5.5.1.3 Topologias de baixa contenção

A Figura 5.13 mostra os valores de vazão média agregada alcançados pelo protocolo OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 DCF para topologias de *baixa contenção*, quando os canais primário e secundário têm seus parâmetros de Rice (K e $K1$) variados. A Figura 5.13(a) ilustra os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em comparação ao padrão IEEE 802.11, quando o parâmetro de Rice no canal principal do OCA-MAC e do canal de operação do IEEE 802.11 é igual a 0 ($K = 0$). Quando o desvanescimento no canal principal segue o modelo de Rayleigh, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC são de 9 % para $K1 = 0$, 8 % para $K1 = 2$ e 10,5 % para $K1 = 100$. A vazão média agregada alcançada pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 7 Mbps, enquanto que o protocolo OCA-MAC alcança uma vazão média agregada de aproximadamente 8 Mbps, para os diferentes valores do parâmetro de Rice no canal oportunista ($K1$). Dessa forma, observa-se que o ganho médio do OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 continua em torno de 10 %, de forma análoga aos resultados obtidos pelos demais grupos de topologias, apesar de a vazão média agregada ser maior. Por sua vez, o ganho em vazão do OCA-MAC em cenários de baixa contenção é, em média, de aproximadamente 33 % em relação ao grupo de *média contenção*, e de aproximadamente 60 % em relação ao grupo de topologias de *alta contenção*. No entanto, independente do grupo de contenção estudado, sob desvanescimento Rayleigh no canal primário, o ganho médio máximo em vazão obtido pelo OCA-MAC é de 10 %. Novamente, o ganho máximo alcançado pelo OCA-MAC é estipulado pela qualidade do canal primário, isto é, de quão intensa é sua degradação. Quanto maior a degradação no canal primário da rede OCA-MAC, menor o ganho do protocolo em relação ao padrão IEEE 802.11.

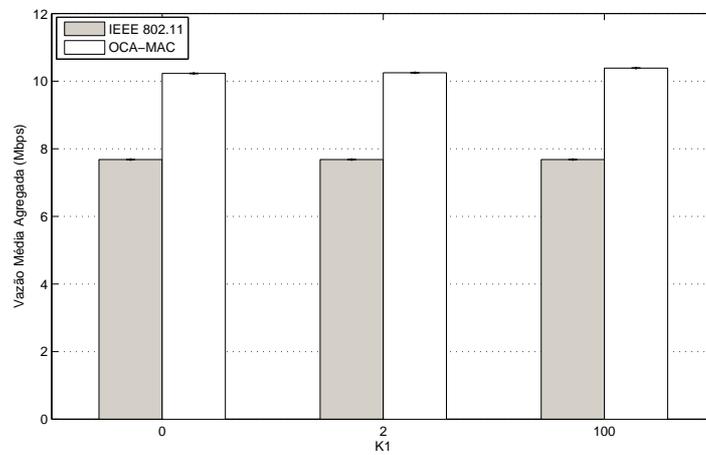
A Figura 5.13(b) apresenta a vazão média agregada alcançada pelos protocolos OCA-MAC e IEEE 802.11 para o grupo de *baixa contenção* quando $K = 2$ no canal primário do protocolo OCA-

MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o valor de $K1$ é variado no canal secundário do OCA-MAC. Os ganhos obtidos pelo protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 DCF são de 33,2 % quando $K1 = 0$, 33,4 % quando $K1 = 2$ e 35,2 % quando $K1 = 100$. A vazão média agregada obtida pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 7,7 Mbps, enquanto que a vazão média agregada alcançada pelo OCA-MAC é, em média, de aproximadamente 10 Mbps, para os diferentes valores de $K1$ no canal secundário. Dessa forma, o OCA-MAC atingiu seu melhor desempenho até o momento. Ao comparar-se esses valores com os resultados obtidos anteriormente para os demais grupos de topologia, observa-se que o OCA-MAC atingiu um ganho de 25 % em relação à vazão alcançada pelo grupo de *média contenção*, e de aproximadamente 67 % em relação ao grupo de *alta contenção*. Dessa forma, para um cenário em que as redes estudadas estão ainda sob um forte desvanescimento ($K = 2$), mas com uma grande reutilização espacial, o protocolo OCA-MAC tem um ótimo desempenho quando comparado aos resultados obtidos pelos grupos de contenção anteriores e ao padrão IEEE 802.11. O padrão IEEE 802.11 também alcança um ganho significativo em relação à vazão obtida nos grupos de topologia anteriores, aproximadamente 21 % em relação ao grupo de *média contenção* e 55 % em relação ao grupo de *alta contenção*.

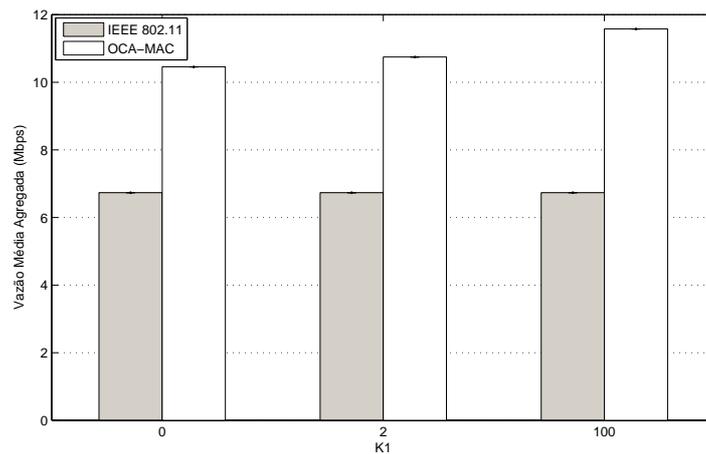
Por sua vez, a Figura 5.13(c) mostra o desempenho do protocolo proposto OCA-MAC em comparação ao desempenho do padrão IEEE 802.11 para topologias de *baixa contenção*, quando $K = 100$ no canal principal do protocolo OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. O ganho em vazão média agregada do protocolo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 55,3 % para $K1 = 0$, 60 % para $K1 = 2$ e de 72 % para $K1 = 100$. A vazão média agregada obtida pelo OCA-MAC é de aproximadamente 11 Mbps, enquanto que a vazão média agregada obtida pelo padrão IEEE 802.11 é de aproximadamente 7 Mbps. Dessa forma, quando o canal primário está sob um desvanescimento mais ameno, o protocolo OCA-MAC atinge seu maior ganho em relação ao padrão IEEE 802.11, 72 %, quando o canal secundário também está sob um desvanescimento de menor intensidade ($K1 = 100$). Ainda, quando comparado ao desempenho alcançado pelo protocolo OCA-MAC para topologias de média e alta contenção, o OCA-MAC atingiu ganhos de até 31 % e 44 % em relação aos grupos de média e alta contenção, respectivamente. Por sua vez, o padrão IEEE 802.11 também atinge um melhor desempenho quando comparado aos resultados que alcançou nos grupos de topologias anteriores, atingindo um ganho de aproximadamente 5%. Apesar de o ganho de 5 % obtido pelo IEEE 802.11 com a diminuição da contenção entre os nós ter sido pequeno, deve-se levar em consideração que para uma degradação amena em seu canal de operação, independentemente do nível de contenção dos nós, o desempenho do padrão IEEE 802.11 vem se apresentando quase constante. Ainda, esses ganhos são bem menores quando comparados ao OCA-MAC que utiliza a agregação de canais oportunistas como forma de melhorar sua vazão.



(a)



(b)



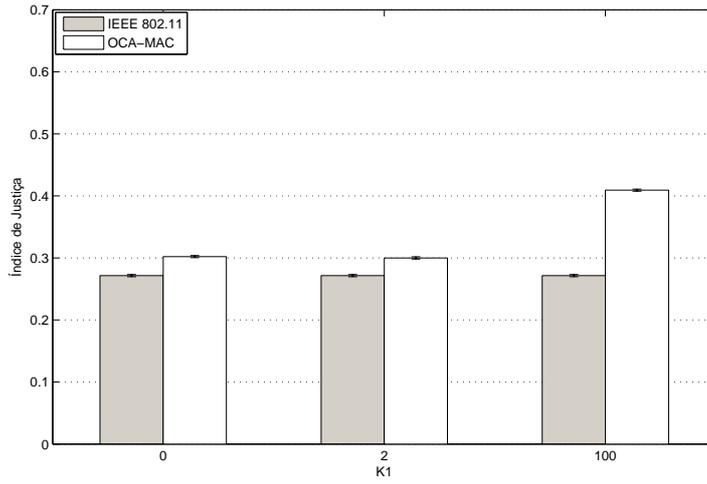
(c)

Figura 5.13: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de *baixa-contenção*, variando o valor de K nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

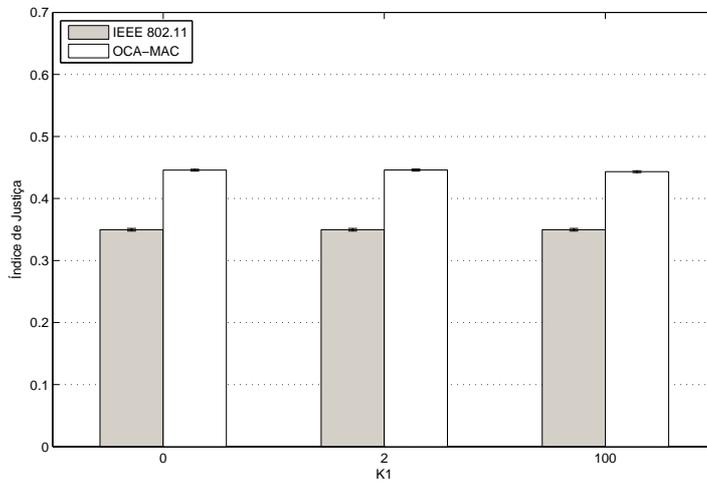
Finalmente, ao observarem-se os resultados obtidos para o grupo de topologias de *baixa contenção*, pode-se concluir que, da mesma forma como observado para as topologias de *média contenção*, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 são de aproximadamente 10%, quando o canal primário está sob o desvanescimento Rayleigh ($K = 0$). Dessa forma, mesmo em topologias com maior espacidade entre os nós, o impacto de uma intensa degradação no canal primário dos nós pertencentes à uma rede OCA-MAC, faz com que o ganho máximo obtido pelo protocolo proposto seja de 10%, independentemente do nível de contenção dos nós, isto é, independe da reutilização espacial da rede. Ainda, ao compararem-se os resultados obtidos pelo OCA-MAC com desvanescimento com os resultados obtidos pelo OCA-MAC sem desvanescimento para o grupo de *baixa contenção*, observa-se um ganho aproximadamente igual, ou seja, o desempenho alcançado pelo OCA-MAC para um canal com desvanescimento mais ameno ($K = K1 = 100$) em ambos canais primário e secundário é igual ao desempenho obtido pelo OCA-MAC sem desvanescimento, e os valores obtidos em relação à vazão média agregada da rede são aproximadamente iguais, 11 Mbps. Portanto, o OCA-MAC com desvanescimento tem um desempenho muito semelhante ao apresentado anteriormente para o OCA-MAC sob o modelo de perda de caminho.

A Figura 5.14 mostra o índice de justiça de Jain para o grupo de *baixa contenção* obtido pelos protocolos OCA-MAC e IEEE 802.11 quando o parâmetro de Rice é variado nos canais principal e secundário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. A Figura 5.14(a) ilustra os ganhos obtidos pelo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 0$ no canal principal do protocolo OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. Dessa forma, para $K1 = 0$ (desvanescimento Rayleigh), o ganho do OCA-MAC em comparação com o IEEE 802.11 é de 11,3 %. Para $K1 = 2$, o ganho é de 10,5 %, e para $K1 = 100$, o ganho é de 50,8 %. Enquanto que o índice de justiça alcançado pelo IEEE 802.11 para um canal sob forte desvanescimento (Rayleigh) é de aproximadamente 0,27, o OCA-MAC tem um índice de justiça de 0,30 para $K1 = 0$ e $K1 = 2$, e 0,41 para $K1 = 100$.

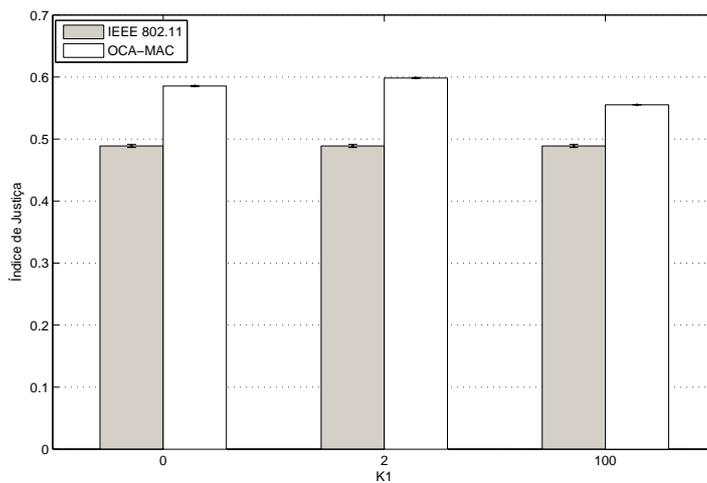
Ao compara-se os valores de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 para topologias de *baixa contenção* com os obtidos pelas topologias de *média* e *alta* contenção, o IEEE 802.11 obteve ganhos de aproximadamente 31 % em relação ao grupo de *média* contenção, e 122 % em relação ao grupo de *alta* contenção. Portanto, fica claro que apesar da reutilização espacial dos nós não ter grande efeito sobre o desempenho em vazão alcançado pelo IEEE 802.11, a justiça da rede IEEE 802.11, por outro lado, é amplamente beneficiada, especialmente para o caso em que o canal de operação do IEEE 802.11 está sob um forte desvanescimento. Por sua vez, o protocolo OCA-MAC também tem a justiça de sua rede beneficiada quando há uma maior reutilização espacial da rede, beneficiando principalmente o acesso oportunista ao canal extra disponível. Dessa forma, o OCA-MAC alcança ganhos de aproximadamente 14 % em relação ao grupo de *média* contenção, e 126% em relação ao grupo de *alta* contenção.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.14: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento Rice para o grupo de *baixa-contenção*, variando o valor de K nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

A Figura 5.14(b) apresenta o índice de justiça de Jain obtido pelos protocolos OCA-MAC e IEEE 802.11 para o grupo de *baixa contenção* quando $K = 2$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, enquanto que no canal secundário o valor do parâmetro de Rice é variado. O índice de justiça obtido pelo IEEE 802.11 é de aproximadamente 0,35, enquanto que para o OCA-MAC, os ganhos obtidos são de aproximadamente 0,44, para todos os valores de $K1$. Os ganhos em justiça do OCA-MAC frente ao padrão IEEE 802.11 são de 27,5 % para $K1 = 0$ e $K1 = 2$, e aproximadamente 27 % para $K1 = 100$. Ainda, ao compararmos esses resultados com os obtidos pelo OCA-MAC para os demais grupos de topologias, tem-se que o OCA-MAC melhorou seu desempenho em aproximadamente 26 % em relação às topologias de *média contenção*, e aproximadamente 100 % em relação ao grupo de topologias de *alta contenção*. Ou seja, o protocolo proposto além de se beneficiar de uma maior reutilização espacial entre os nós, também se beneficia de um desvanescimento mais ameno em seus canais de operação, alcançando um índice de justiça, ainda que pequeno, pelo menos 30 % maior que o índice obtido pela rede IEEE 802.11. Por sua vez, o padrão IEEE 802.11 também alcança um melhor desempenho em relação à justiça da rede, quando a intensidade da degradação em seu canal de operação é menor, alcançando um ganho de aproximadamente 29 % em relação ao caso anterior, quando seu canal de operação padrão estava sob o desvanescimento de Rayleigh. Ainda, o padrão IEEE 802.11 também se beneficia quando a contenção entre os nós é menor, atingindo ganhos em justiça de 26 % e 89 % em relação às topologias de *média* e *alta contenção*, respectivamente.

A Figura 5.14(c) ilustra o índice de justiça de Jain para o grupo de *baixa contenção* obtido pelos protocolos OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11, quando $K = 100$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11, e os valores de $K1$ são variados no canal secundário. Os ganhos de justiça obtidos pelo OCA-MAC em comparação ao IEEE 802.11 são de 19,8 % para $K1 = 0$, 22,4 % para $K1 = 2$ e 13,6 % para $K1 = 100$. Ainda, o índice de justiça obtido pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 100$ é de aproximadamente 0,49, enquanto que para o OCA-MAC, os índices de justiça obtidos são de aproximadamente 0,58 para $K1 = 0$, 0,60 para $K1 = 2$ e 0,55 para $K1 = 100$. Dessa forma, o OCA-MAC atinge seu melhor desempenho em justiça quando seu canal primário está sob um desvanescimento ameno, e para todos os valores de $K1$, seu índice de justiça alcançado é maior que 0,5. Este resultado indica que mais da metade dos nós da rede OCA-MAC conseguem enviar pacotes de dados de forma mais igualitária. Ainda, ao comparar-se esses resultados aos obtidos pelo OCA-MAC para os demais grupos de topologias, tem-se que o grupo de *baixa contenção* alcançou ganhos de aproximadamente 87 % e 13 % em relação às topologias de *alta* e *média* contenção, respectivamente. Por outro lado, o padrão IEEE 802.11 também atingiu seu melhor desempenho em justiça, alcançando um índice de aproximadamente 0,49. No entanto, o IEEE 802.11 mesmo no melhor cenário ($K = 100$), não conseguiu atingir um índice de justiça maior que 0,5. Apesar desse resultado ainda muito baixo, o IEEE 802.11 obteve ganhos consideráveis em relação aos demais grupos de topologia. Mais especificamente, alcançou ganhos de 51% e 121% em relação às topologias de *média* e *alta contenção*.

Ao analisarmos os resultados obtidos em relação ao índice de justiça de Jain para o grupo de *baixa contenção*, tem-se que, quando o canal primário do protocolo OCA-MAC está sob forte desvanescimento (Rayleigh), observa-se que para um nível de degradação do canal oportunista semelhante ao canal primário ($K1 = 0$ e $K1 = 2$), os ganhos obtidos pelo OCA-MAC são baixos,

em torno de 10 %, com exceção do caso em que a qualidade do canal secundário é superior à do canal primário do OCA-MAC ($K1 = 100$). Quando o desvanescimento presente no canal oportunista é mais ameno, o ganho obtido pelo OCA-MAC é de aproximadamente 51 % em relação ao IEEE 802.11. O OCA-MAC alcança, então, um índice de justiça de 0,40, o maior dentre todos os grupos estudados quando o canal principal do OCA-MAC está sob o desvanescimento de Rayleigh. Quando o canal principal está sob um desvanescimento ainda intenso, mas menor que o de Rayleigh ($K1 = 2$), observam-se ganhos em justiça de aproximadamente 30 %, e o índice alcançado pelo protocolo OCA-MAC, apesar de baixo, se aproxima de 0,5. Finalmente, para o caso em que o canal principal está sob um desvanescimento mais ameno, o OCA-MAC apresenta seu melhor desempenho, atingindo um índice de justiça maior que 0,5. No geral, o protocolo proposto se beneficia tanto de uma maior reutilização espacial quanto de uma melhor condição de canal, sendo que quanto maior o nível de degradação no canal primário, menor o ganho alcançado pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11. Finalmente, ao comparar-se o desempenho alcançado pelo OCA-MAC com desvanescimento Rice, com o desempenho alcançado pelo OCA-MAC sem desvanescimento (sob o modelo de dois raios), tem-se que o último teve um desempenho um pouco superior, alcançado um índice de justiça de aproximadamente 0,62, enquanto que o índice de justiça máximo alcançado pelo OCA-MAC com desvanescimento foi de aproximadamente 0,60. No entanto, pode-se concluir que o OCA-MAC consegue atingir um índice de justiça equiparável ao obtido em cenários sem desvanescimento.

5.5.2 Cenário 4: Desvanecimento em pequena escala com 2 canais oportunistas

Nesta seção são apresentados os resultados obtidos pelo protocolo proposto OCA-MAC quando a busca de canais oportunista é disponibilizada para agregação de canais em cenários sob desvanescimento em pequena escala, sendo que o usuário da rede tem a sua disposição dois canais oportunistas. O modelo de desvanescimento de Rice é utilizado em todos os canais de operação, tanto no padrão IEEE 802.11, quanto nos canais primários e secundários do protocolo proposto. São estudados os mesmos grupos de topologias apresentados anteriormente, seguindo as configurações resumidas na Tabela 5.1. A busca de canais realizada pelo OCA-MAC é sequencial, ou seja, caso o nó transmissor não encontre o primeiro canal disponível para agregação oportunista desocupado, o transmissor passará imediatamente para o próximo canal disponível. Ainda, são apresentados os resultados alcançados pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas em relação à vazão média agregada, à justiça e ao atraso ponto-a-ponto obtidas. Esses resultados serão então comparados aos obtidos pelo protocolo sem a busca de canais disponível. Os canais secundários utilizados para busca e agregação oportunista são os canais 6 e 15, os quais foram escolhidos de forma a respeitar a separação de segurança entre eles estipulada pelo padrão IEEE 802.11.

5.5.2.1 Topologias de alta contenção com busca de canais

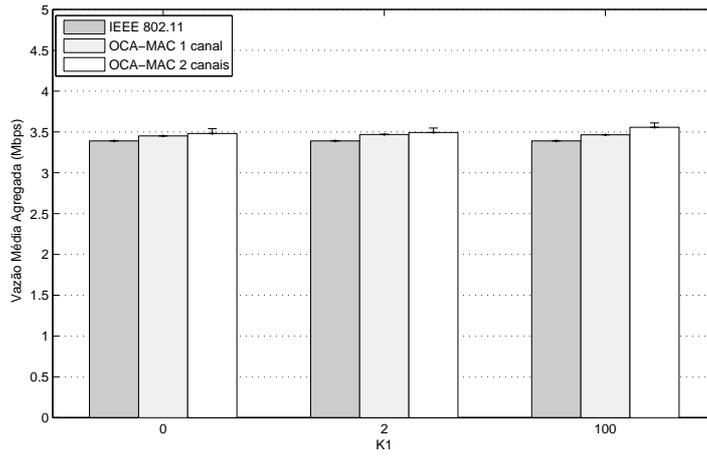
A Figura 5.15 apresenta os valores de vazão agregada obtidos pelo protocolo OCA-MAC e pelo padrão IEEE 802.11 com desvanescimento de Rice para topologias de *alta contenção* com busca de canais oportunistas, variando o valor do parâmetro de Rice nos canais principal e secundário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. A Figura 5.15(a) ilustra os resultados

alcançados pelo OCA-MAC com busca de canais e o IEEE 802.11 quando o canal principal do OCA-MAC e o canal de operação do IEEE 802.11 possuem $K = 0$, e o parâmetro de Rice ($K1$) é variado nos canais secundários do OCA-MAC. Os ganhos obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 2,7 % para $K1 = 0$, 3 % para $K1 = 2$, e 5 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com somente um canal oportunista disponível foram de 2 % para $K1 = 0$, 2,3 % para $K1 = 2$ e 2,2 % para $K1 = 100$.

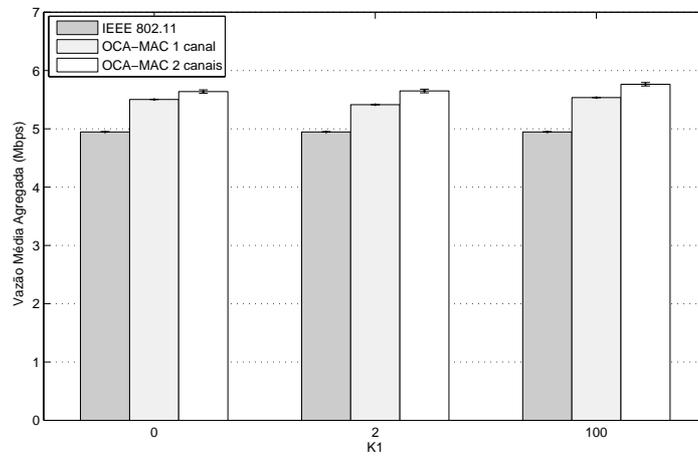
A Figura 5.15(b) apresenta os valores de vazão média agregada alcançados pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis para busca e pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 2$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. Neste cenário, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 14 % para $K1 = 0$, 14,2 % para $K1 = 2$, e 16,5 % para $K1 = 100$, e os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais, isto é, somente com um canal disponível para agregação oportunista são de 11,2 % para $K1 = 0$, 9,4 % para $K1 = 2$, e 12 % para $K1 = 100$.

Finalmente, a Figura 5.15(c) ilustra a vazão média agregada obtida pelo OCA-MAC com busca de canais oportunistas e pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 100$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. Neste caso, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 são de 21 % para $K1 = 0$, 23,4 % para $K1 = 2$, e 27 % para $K1 = 100$. Por sua vez, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 foram de 20,2% para $K1 = 0$, aproximadamente 22,3% para $K1 = 2$, e 24,7% para $K1 = 100$.

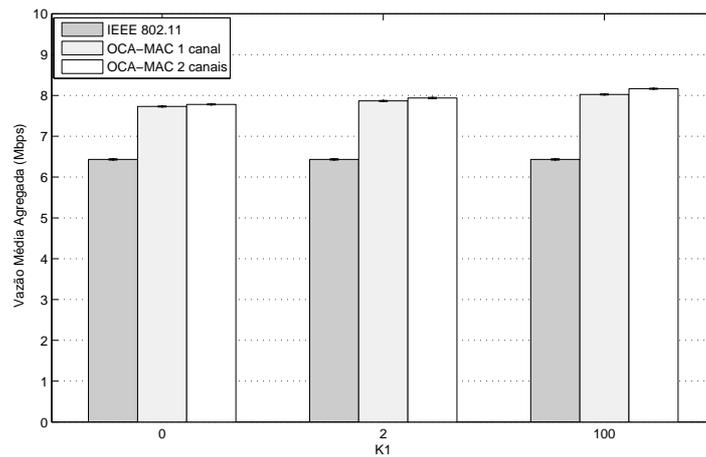
Ao observarem-se os resultados obtidos pelo OCA-MAC com dois canais secundários disponíveis para busca e agregação oportunista para o grupo de topologias de *alta contenção*, pode-se concluir que o ganho atingido pelo OCA-MAC com a adição de um canal extra para busca não é muito significativo quando comparados aos ganhos obtidos pelo OCA-MAC com somente um canal extra disponível. Isto é, apesar de alcançar uma vazão maior, e conseqüentemente, ter um desempenho melhor que o OCA-MAC sem busca de canais, a vazão média agregada alcançada pelo protocolo com a adição de mais um canal secundário é pequena e muito próxima dos resultados obtidos para somente um canal. Esses resultados sugerem que apesar da adição de um canal secundário extra e a possibilidade da busca de canais caso um nó transmissor encontre o primeiro canal secundário disponível ocupado, a intensa degradação do canal primário ($K = 0$ e $K = 2$) e principalmente uma pequena reutilização espacial da rede, fazem com que o desempenho do OCA-MAC com dois canais oportunistas não seja expressivamente superior ao desempenho alcançado pelo OCA-MAC com somente um canal oportunista disponível. Portanto, quando analisamos o benefício agregado a rede OCA-MAC pela adição de um canal extra para agregação, sob cenários com uma reutilização espacial limitada (isto é, topologias de *alta contenção*), pode-se concluir que são poucos os nós que se beneficiam com a adição desse canal, e no geral, o desempenho do protocolo não sofre grandes alterações.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.15: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de *alta contenção* com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Ricei nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

Por sua vez, a Figura 5.16 apresenta os resultados obtidos em relação ao índice de justiça de Jain pelo padrão IEEE 802.11 e pelo protocolo proposto OCA-MAC com busca de canais oportunistas. Para desvanecimento, o valor do parâmetro de Rice é variado nos canais principal e secundários do OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. Dessa forma, a Figura 5.16(a) ilustra os resultados obtidos quando $K = 0$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11, enquanto que o parâmetro de Rice no canal secundário do OCA-MAC é variado. Nesse cenário, os ganhos alcançados pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 12,9 % para $K1 = 0$, 11,8 % para $K1 = 2$, e 14,6 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais são de 9,8 % para $K1 = 0$, 12 % para $K1 = 2$, e 10,6 % para $K1 = 100$.

A Figura 5.16(b) apresenta os valores de justiça de rede obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e pelo protocolo OCA-MAC quando $K = 2$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. Neste cenário, ainda é variado o valor do parâmetro de Rice no canal secundário do OCA-MAC, de forma que os ganhos obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 21,1 % para $K1 = 0$, 22,7 % para $k1 = 2$, e 23,7 % para $K1 = 100$. Por outro lado, os ganhos alcançados pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 para o mesmo cenário foram de 16,6% para $K1 = 0$, 17,7% para $K1 = 2$, e 18,7% para $K1 = 100$.

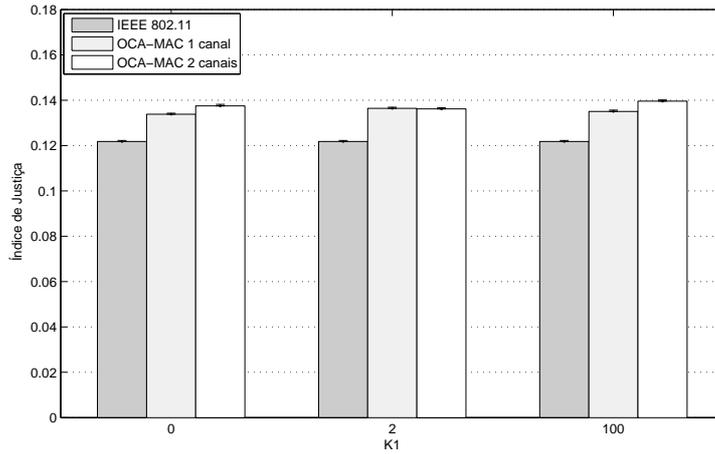
Finalmente, a Figura 5.16(c) ilustra os resultados em justiça obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais e pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 100$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o valor do parâmetro de Rice é variado nos canais secundários do OCA-MAC. Os ganhos alcançados pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 foram portanto de 41,8 % para $K1 = 0$, 41,6 % para $K1 = 2$, e 46,6 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais são de 40,8 % para $K1 = 0$, 42,3 % para $K1 = 2$, e 43,6 % para $K1 = 100$.

O desempenho alcançado em relação ao índice de justiça pelo protocolo OCA-MAC com a busca de canais secundários para o grupo de topologias de *alta contenção* obteve ganhos um pouco maiores que o protocolo OCA-MAC sem busca de canais, isto é, quando possui somente um canal disponível para sensoriamento e agregação oportunista. Para o caso em que o canal principal está sob o desvanescimento de Rayleigh, os valores alcançados pelo OCA-MAC com busca de canais são muito próximos aos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais, portanto também são extremamente baixos, aproximadamente 0,14 (para os três valores de $K1$). Quando o canal principal está sob o desvanescimento Rayleigh, a qualidade do canal é muito ruim, ou seja, a degradação causada pelo desvanescimento de pequena escala é muito severa, fazendo com que a perda de pacotes de dados no canal principal seja intensa, causando dessa forma um grande número de retransmissões. Isto porque, o protocolo define que, caso um quadro de dados enviado pelo canal primário não seja recebido pelo destinatário, o transmissor deverá reenviar o pacote perdido no canal primário e o último pacote de dados encaminhado pelo canal secundário, independentemente deste ter sido recebido com sucesso pelo receptor. Portanto, mesmo que a adição de um canal extra alivie, teoricamente, a contenção entre os usuários da rede, fazendo com que mais nós consigam enviar pacotes de dados de forma simultânea em ambos os canais, a degradação severa do canal primário faz com que o número de retransmissões de pacotes no canal primário (e secundário) seja

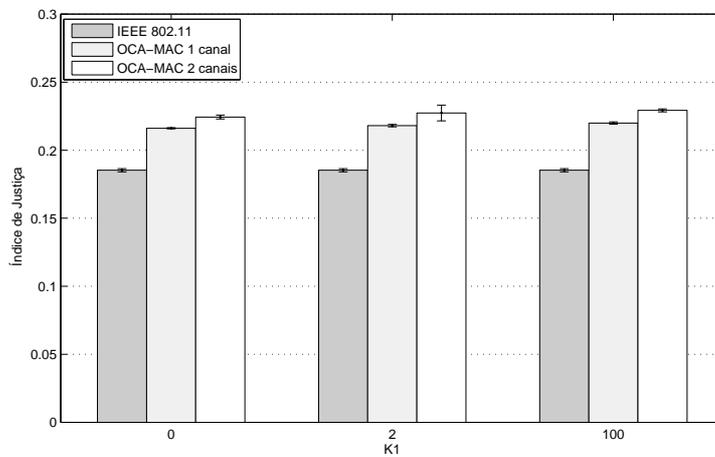
tal que a adição de um canal extra para busca não é capaz de compensar a perda de desempenho causada pelas numerosas retransmissões, principalmente quando o canal secundário também se encontra com a mesma intensidade de degradação.

Ao levarmos em consideração que o canal primário do OCA-MAC tem sua operação de acordo com o padrão IEEE 802.11, o qual tem problemas conhecidos de justiça [31], é de se esperar que os ganhos alcançados pela adição de um canal oportunista sejam pequenos, efeito que se propaga quando é adicionada a busca de canais ao protocolo. Ainda, em cenários com pouca reutilização espacial, como é o caso do grupo de topologias de *alta contenção*, a justiça da rede ainda é comprometida de forma mais intensa, pois aqueles nós que forem os primeiros a acessarem o meio também terão mais chances de acessar um dos canais oportunistas disponíveis, o que pode ser demonstrado pelos demais resultados descritos anteriormente para os casos em que $K = 2$ e $K = 100$ no canal no canal primário do OCA-MAC com busca de canais.

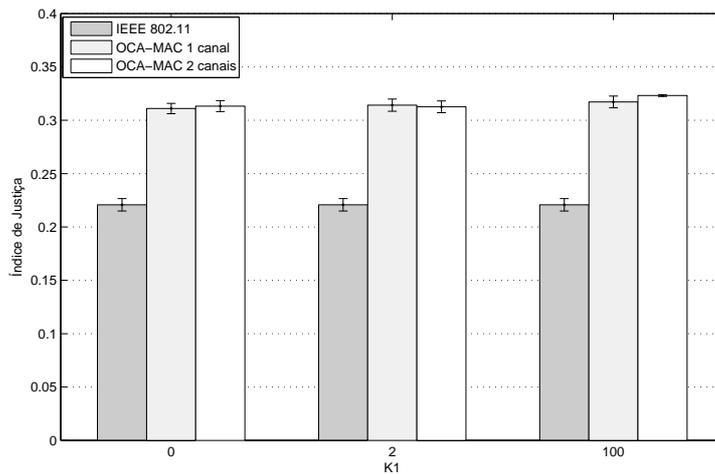
Para $K = 2$, o protocolo OCA-MAC com busca de canais atingiu um ganho de 4 % em relação ao protocolo OCA-MAC sem busca de canais, e seu índice de justiça foi de aproximadamente 0,23, ainda muito inferior à 0,5. Isto é, com um alívio na degradação do canal principal, apesar de o protocolo proposto ter conseguido uma melhora de aproximadamente 77% no índice de justiça da rede em relação ao caso anterior ($K = 0$), esse resultado ainda é muito próximo ao obtido pelo OCA-MAC sem busca de canais, e está correlacionado com a qualidade do canal, e não com a adição de mais um canal oportunista. No melhor caso, quando $K = 100$ no canal primário do OCA-MAC, o ganho obtido pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 já é um pouco melhor que o ganho alcançado com apenas um canal disponível para agregação oportunista, pois como o canal primário está sob um desvanescimento mais ameno, a adição de um canal extra possibilita que alguns nós de fato consigam enviar mais pacotes de dados, melhorando a justiça da rede. No entanto, mesmo para o melhor caso, a alta contenção entre os nós e a pouca reutilização espacial, fazem com que o índice de justiça médio alcançado pelo OCA-MAC em ambos os casos (com e sem busca de canais) seja muito pequeno, alcançando no máximo o índice de 0,32 para o OCA-MAC com busca de canais, e 0,31 para o OCA-MAC sem busca de canais.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.16: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de *alta contenção* com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

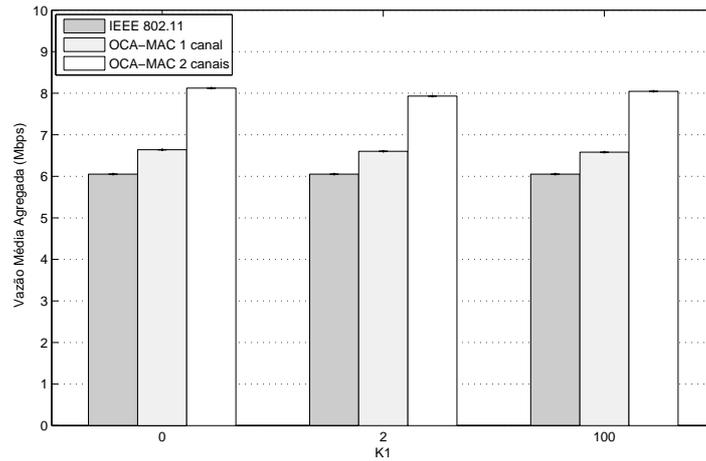
5.5.2.2 Topologias de média contenção com busca de canais

A Figura 5.17 ilustra a vazão média agregada obtida pelo padrão IEEE 802.11 e pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais para o grupo de topologias de *média contenção* quando a intensidade da degradação (parâmetro de Rice) dos canais principal e secundários do OCA-MAC e do canal de operação padrão do IEEE 802.11 é variada. A Figura 5.17(a) apresenta os resultados em vazão média agregada alcançados pelo padrão IEEE 802.11 e pelo OCA-MAC com busca de canais quando $K = 0$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o parâmetro de Rice assume diferentes valores nos canais secundários do OCA-MAC. Neste caso, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 são de 12,3 % para $K1 = 0$, 10,6 % para $K1 = 2$, e 11 % para $K1 = 100$, enquanto que o protocolo OCA-MAC com apenas um canal oportunista disponível alcança ganhos de 9,7 % para $K1 = 0$, 9,1 % para $K1 = 2$, e 8,7 % para $K1 = 100$.

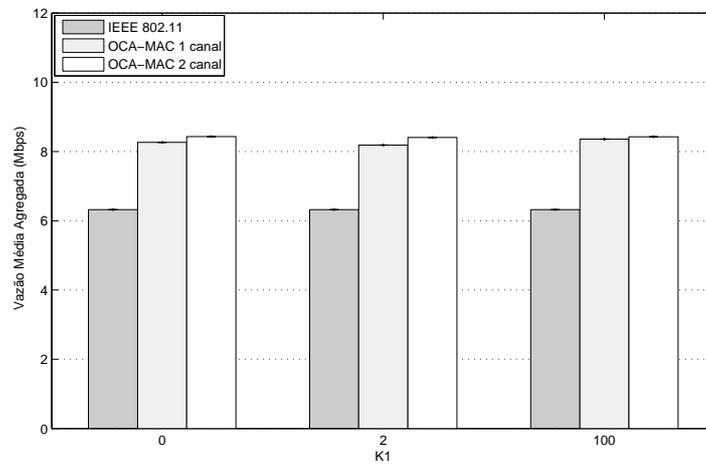
Por sua vez, a Figura 5.17(b) ilustra os valores de vazão média agregada alcançados pelo IEEE 802.11 e pelo protocolo proposto OCA-MAC com busca de canais quando o valor $K = 2$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o parâmetro de Rice é novamente variado nos canais secundários do OCA-MAC. Os ganhos obtidos nesse cenário são de 33,4 % para $K1 = 0$, 33 % para $K1 = 2$, e 33,4 % para $K1 = 100$, ao passo que o protocolo OCA-MAC sem busca de canais alcança ganhos de 30,7 % para $K1 = 0$, 29,5 % para $K1 = 2$, e 32,2 % para $K1 = 100$.

Finalmente, a Figura 5.17(c) ilustra a vazão média agregada obtida pelo protocolo proposto OCA-MAC com busca de canais e pelo padrão IEEE 802.11 DCF quando $K = 100$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. Os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 31 % para $K1 = 0$, 32 % para $K1 = 2$, e 37 % para $K1 = 100$, enquanto que o protocolo OCA-MAC com um único canal secundário disponível para busca, os ganhos obtidos em relação ao IEEE 802.11 são de 28,1 % para $K1 = 0$, 30,4 % para $K1 = 2$, e 35 % para $K1 = 100$.

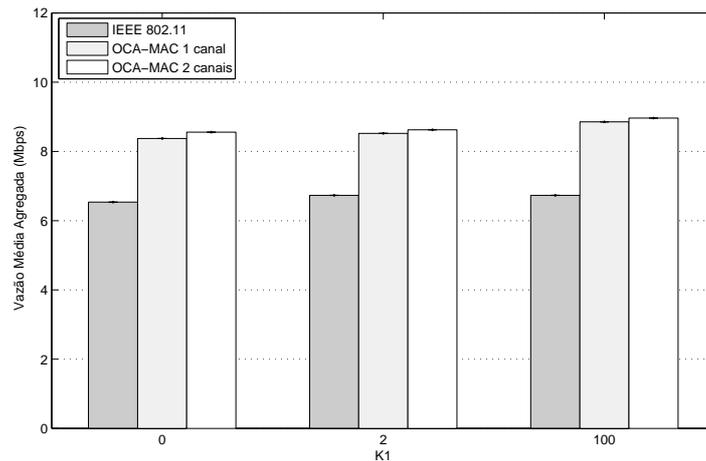
Os resultados obtidos pelo protocolo proposto com busca de canais para o grupo de topologias de média contenção, de forma geral, tiveram um ganho médio de 3% em relação aos resultados alcançados pelo OCA-MAC com um canal secundário fixo para agregação oportunista. Quando $K = 0$ no canal primário (desvanescimento Rayleigh), o OCA-MAC com busca de canais teve uma performance bem melhor que o OCA-MAC sem busca de canais, pois conseguiu atingir um ganho de pelo menos 10,6 % em vazão quando comparado ao IEEE 802.11, ao passo que o protocolo OCA-MAC sem a busca de canais, não conseguiu atingir, para o mesmo cenário, um ganho de 10 %. Novamente, a intensa degradação do canal primário faz com que o ganho alcançado pelo OCA-MAC seja limitado quando comparado ao padrão IEEE 802.11, mas ainda assim atinge uma vazão média de aproximadamente 7 Mbps, enquanto que o OCA-MAC com canal oportunista fixo atingiu uma vazão média agregada de aproximadamente 6,6 Mbps. Quando o desvanescimento no canal primário é um pouco mais ameno que o desvanescimento Rayleigh, os ganhos obtidos pelo padrão OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 são de aproximadamente 33 %, enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com apenas um canal secundário em relação ao IEEE 802.11 foram de aproximadamente 30%.



(a)



(b)



(c)

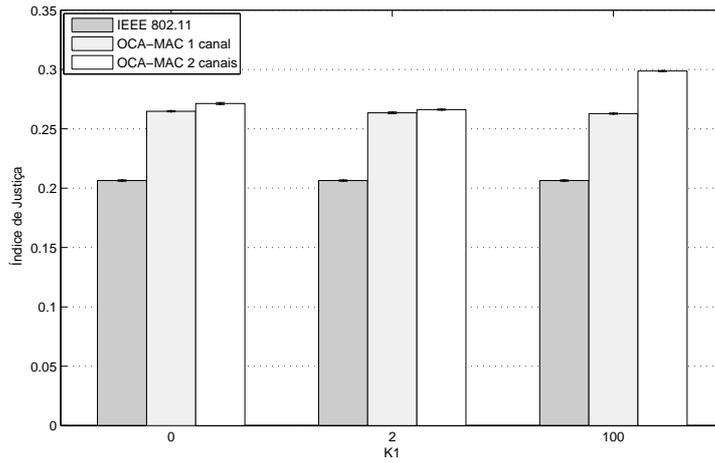
Figura 5.17: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de *média contenção* com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

O protocolo proposto atinge, então, seu melhor desempenho quando a intensidade da degradação do canal primário é mais amena ($K = 100$), em que o OCA-MAC com busca sequencial de canais atinge um ganho em relação ao IEEE 802.11 de 37,1%, alcançando uma vazão agregada de aproximadamente 9 Mbps, ao passo que, o protocolo OCA-MAC sem busca oportunista de canais atinge uma vazão máxima aproximada de 8,5 Mbps, valor referente a um ganho de aproximadamente 35,5 % em relação ao padrão IEEE 802.11. Dessa forma, pode-se concluir que em cenários sob média contenção, com uma maior reutilização espacial quando comparada ao grupo anterior (grupo de alta contenção), o protocolo OCA-MAC com busca de canais consegue oferecer ganhos em vazão em relação ao padrão IEEE 802.11 entre 10 % e 37 %, enquanto que demonstrou um ganho em desempenho de aproximadamente 3 % em relação ao OCA-MAC com somente um canal secundário disponível para agregação oportunista.

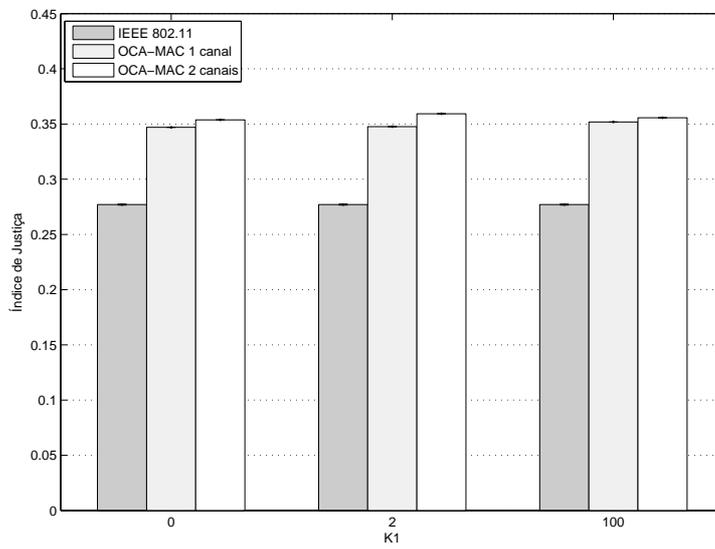
A Figura 5.18 ilustra os resultados obtidos em relação ao índice de justiça de Jain pelo padrão IEEE 802.11 e pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais, ambos sob o desvanescimento de Rice. Os valores do parâmetro de Rice são variados nos canais primários e secundários do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. A Figura 5.18(a) apresenta os resultados obtidos pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 0$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o valor do parâmetro de Rice nos canais secundários é variado. Neste caso, os ganhos alcançados referentes à justiça da rede pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 31,5 % para $K1 = 0$, 29 % para $K1 = 2$, e 44,7 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos alcançados pelo OCA-MAC com somente um canal secundário para agregação, em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 28,3 % para $K1 = 0$, 27,6 % para $K1 = 2$, e 27,4 % para $K1 = 100$.

Ainda, a Figura 5.18(b) ilustra os resultados de justiça obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais e pelo IEEE 802.11 quando $K = 2$ no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. Os ganhos obtidos neste cenário pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 são de 27,7 % para $K1 = 1$, 29,7 % para $K1 = 2$, e 28,4 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos alcançados pelo OCA-MAC sem busca de canais oportunistas em relação ao IEEE 802.11 são de 25,3 % para $K1 = 0$, 25,5 % para $K1 = 2$, e 27 % para $K1 = 100$.

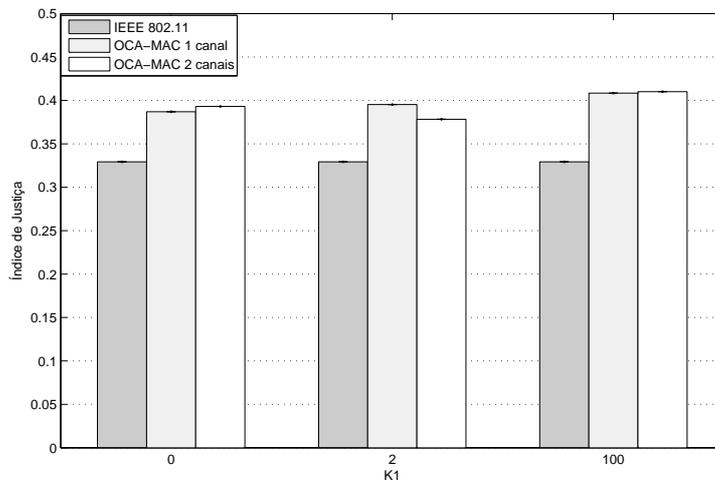
Por fim, a Figura 5.18(c) apresenta os resultados obtidos pelo OCA-MAC e pelo IEEE 802.11 em relação a justiça da rede quando o $K = 100$ no canal primário do protocolo OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o parâmetro de Nakagami é variado nos canais secundários do OCA-MAC. Neste caso, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 19,4 % para $K1 = 0$, 14,9 % para $K1 = 2$, e 24,5 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos alcançados pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 17,5 % para $K1 = 0$, 20 % para $K1 = 2$, e 24 % para $K1 = 100$.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.18: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de *média-contenção* com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

Novamente, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais secundários para agregação oportunista para o grupo de topologias de *média contenção* foram um pouco maiores que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais, isto é, que possui somente um canal secundário disponível para agregação oportunista. Quando o canal primário sofre uma intensa degradação ($K = 0$), os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais variaram de aproximadamente 30 % a 45 % em relação ao IEEE 802.11, de acordo com a intensidade de degradação do canal secundário ($K1$), enquanto que o OCA-MAC com um canal oportunista fixo obteve um ganho de aproximadamente 30 % em relação à justiça de rede alcançada pelo IEEE 802.11. Dessa forma, o ganho em desempenho do OCA-MAC com adição de um canal extra para busca foi de aproximadamente 15 % no melhor caso, ganho este significativo pois mesmo com o canal primário sob forte desvanescimento ($K = 0$), a adição de um canal secundário extra teve um grande impacto no desempenho em justiça da rede, alcançando um ganho maior dos que os observados para $K = 2$ e $K = 100$. Quando o valor do parâmetro de Rice no canal primário é igual a 2 ($K = 2$), os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 ficaram entre 28 % e 30 % (dependendo novamente do valor de $K1$), enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais ficaram aproximadamente entre 25 % e 27 %, isto é, os ganhos em justiça de rede alcançados pela adição de um segundo canal para busca foram de aproximadamente 3 %. No entanto, quando analisam-se os resultados obtidos quando o canal principal está sob um desvanescimento mais ameno, observa-se que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com dois canais secundários é muito próximo do obtido pelo OCA-MAC com um canal secundário, com exceção do caso em que o parâmetro de Rice no canal secundário é igual a 100 ($K1 = 100$). Esse resultado sugere que quando o canal principal está sob um desvanescimento bem ameno, e levando-se em consideração uma reutilização espacial maior do que a presente nas topologias de *alta contenção*, a probabilidade de um nó não encontrar o primeiro canal secundário disponível e ter que sensoriar o próximo canal é bem menor, fazendo com que os nós que de fato tenham que realizar uma busca de canais seja pequena. Dessa forma, o ganho observado pela adição de mais um canal secundário não é muito grande, já que ambos os fatores condição do canal e reutilização espacial são mais favoráveis neste cenário.

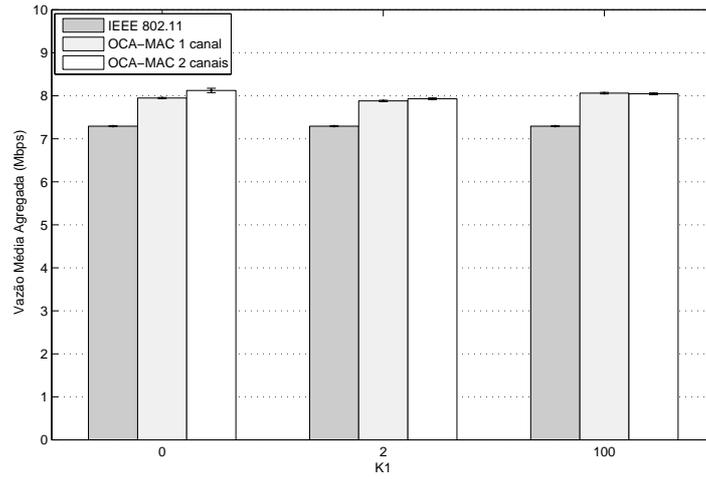
5.5.2.3 Topologias de baixa contenção com busca de canais

A Figura 5.19 apresenta os valores de vazão média agregada para o grupo de topologias de baixa contenção obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais e pelo padrão IEEE 802.11, quando ambos estão sob o desvanescimento de Rice, variando-se o valor do parâmetro de Rice nos canais primário e secundários do OCA-MAC e do canal de operação padrão do IEEE 802.11. A Figura 5.20(a) ilustra os resultados em vazão média agregada obtidos pelo protocolo OCA-MAC e o padrão IEEE 802.11 quando $K = 0$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o valor do parâmetro de Rice nos canais secundários do OCA-MAC é variado. Neste caso, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 11,3 % para $K1 = 0$, 9 % para $K1 = 2$, 10,3 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao IEEE 802.11 foram de 9% para $K1 = 0$, 8% para $K1 = 2$, e 10,5% para $K1 = 100$.

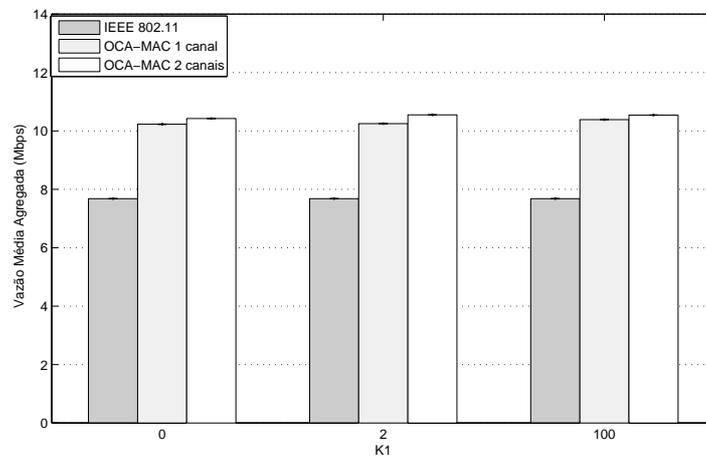
A Figura 5.19(b) mostra os resultados de vazão agregada obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais e pelo IEEE 802.11 quando $K = 2$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o valor do parâmetro de Rice nos canais secundários do OCA-MAC é variado. Os ganhos obtidos neste cenário pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 35,7 % para $K1 = 0$, 37,3 % para $K1 = 2$, e 37,2 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos alcançados pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de aproximadamente 33,2 % para $K1 = 0$, 33,4 % para $K1 = 2$, e 35,2 % para $K1 = 100$.

Finalmente, a Figura 5.19(c) ilustra os resultados obtidos pelos protocolos OCA-MAC com busca de canais e pelo padrão IEEE 802.11 quando $K = 100$ no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o parâmetro de Rice é variado nos canais secundários do OCA-MAC. Quando o desvanescimento no canal primário é mais ameno, os ganhos alcançados pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 são de 59,4 % para $K1 = 0$, 64,1 % para $K1 = 2$, e 73 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos alcançados pelo OCA-MAC com apenas um canal secundário disponível em relação ao IEEE 802.11 são de 55,3 % para $K1 = 0$, 60 % para $K1 = 2$, e 72 % para $K1 = 100$.

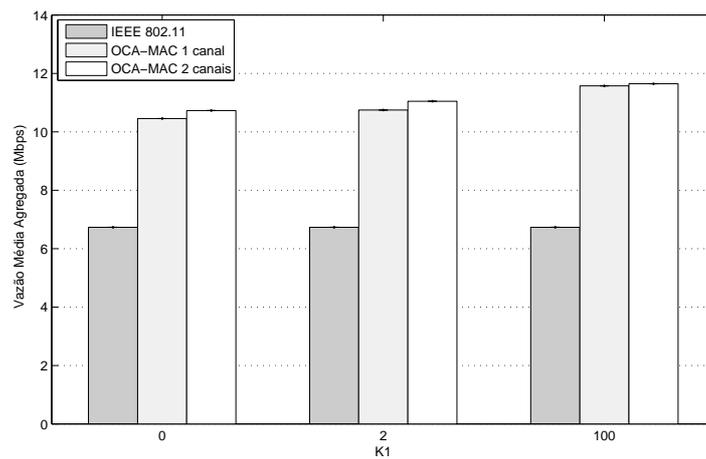
Os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais secundários para agregação oportunista de canal foi novamente superior aos ganhos alcançados pelo protocolo OCA-MAC com somente um canal secundário disponível. No entanto, esses ganhos para o grupo de baixa contenção variaram somente entre 3% e 4%. Quando o canal primário está sob o desvanescimento Rayleigh ($K = 0$), os ganhos do protocolo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 estão em torno de 10%, e são somente um pouco superiores aos ganhos obtidos pelo OCA-MAC com um canal disponível. De forma análoga, quando o parâmetro de Rice é igual a 2 ($K = 2$) no canal primário, os ganhos do OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 variam entre aproximadamente 36 % e 37 %, ao passo que o OCA-MAC sem busca de canais variam de aproximadamente entre 33% e 35%, ou seja, o OCA-MAC com busca de canais teve um aumento de aproximadamente 2 % a 3 % em seu desempenho. Quando $K = 100$ no canal primário, isto é, quando o desvanescimento é mais ameno, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais foram um pouco maiores, em média 4 % para os valores de Rice iguais a 0 e 2 nos canais secundários, atingindo uma vazão de aproximadamente 12 Mbps quando $K1 = 0$, ao passo que o OCA-MAC sem busca de canais atingiu uma vazão máxima de aproximadamente 11,6 Mbps. Esses resultados demonstram que apesar de os nós se encontrarem em cenários com maior reutilização espacial, os ganhos alcançados pelo OCA-MAC não são muito superiores aos ganhos alcançados pelo OCA-MAC com somente um canal secundário disponível, independente do nível de reutilização espacial ou degradação dos canais primários.



(a)



(b)

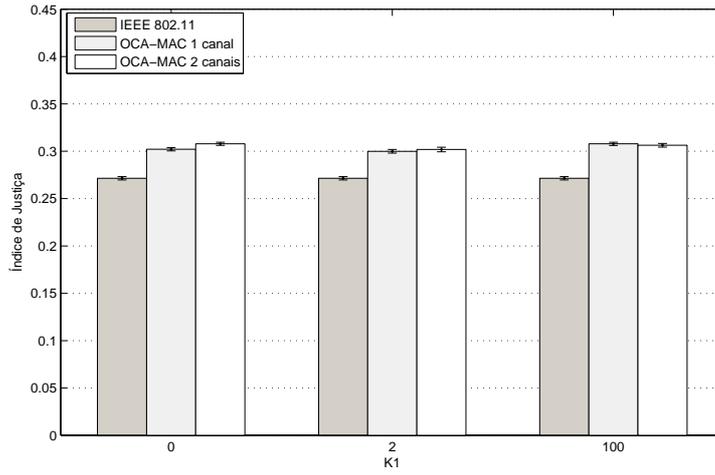


(c)

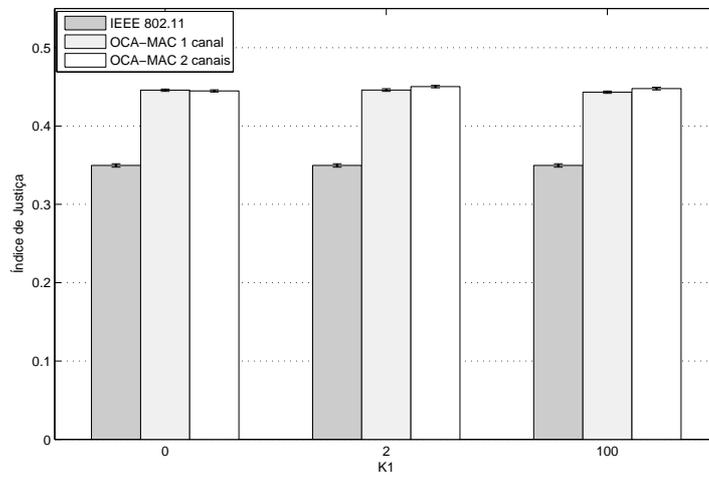
Figura 5.19: Comparação entre as vazões agregadas obtidas pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para topologias de *baixa-contenção* com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

A Figura 5.20 ilustra os resultados obtidos pelo protocolo proposto OCA-MAC com busca de canais e pelo padrão IEEE 802.11 em relação à justiça da rede para o grupo de topologias de *baixa contenção*, quando os canais principal e secundários do OCA-MAC e o canal de operação padrão do IEEE 802.11 estão sob o desvanescimento de Rice. A Figura 5.20(a) ilustra os resultados em justiça alcançados pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais e o padrão IEEE 802.11 quando o parâmetro de Rice no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11 é igual à 0 ($K = 0$), e o valor do parâmetro de Rice é variado nos canais secundários. Neste cenários, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao IEEE 802.11 foram de 13,4% para $K1 = 0$, 11,2% para $K1 = 2$, e 12,9% para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao IEEE 802.11 foram de 11,3% para $K1 = 0$, 10,5% para $K1 = 2$, e 50,8% para $K1 = 100$. Por sua vez, a Figura 5.20(b) mostra os valores alcançados em relação a justiça da rede pelo protocolo OCA-MAC e pelo IEEE 802.11 quando o parâmetro de Rice é igual a 2 ($K = 2$) no canal principal do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11, e o valor do parâmetro de Rice é variado nos canais secundários do OCA-MAC. Os ganhos obtidos neste caso pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 foram de 27,2% para $K1 = 0$, 28,8% para $K1 = 2$, e 28% para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos alcançados pelo OCA-MAC sem busca de canais em relação ao IEEE 802.11 foram de 27,5 para $K1 = 0$, 27,5% para $K1 = 2$ e 26,8% para $K1 = 100$. Por fim, a Figura 5.20(c) ilustra os valores de justiça alcançados pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais e o padrão IEEE 802.11 quando o parâmetro de Rice no canal primário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11 é igual à 100 ($K = 100$), e o valor do parâmetro de Rice é variado nos canais secundários do OCA-MAC. Neste cenários, os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais em relação ao padrão IEEE 802.11 foram de 22,2% para $K1 = 0$, 24,3% para $K1 = 2$, e 14,2% para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com apenas um canal secundário disponível em relação ao IEEE 802.11 foram de 19,8% para $K1 = 0$, 22,4% para $K1 = 2$, e 13,6% para $K1 = 100$.

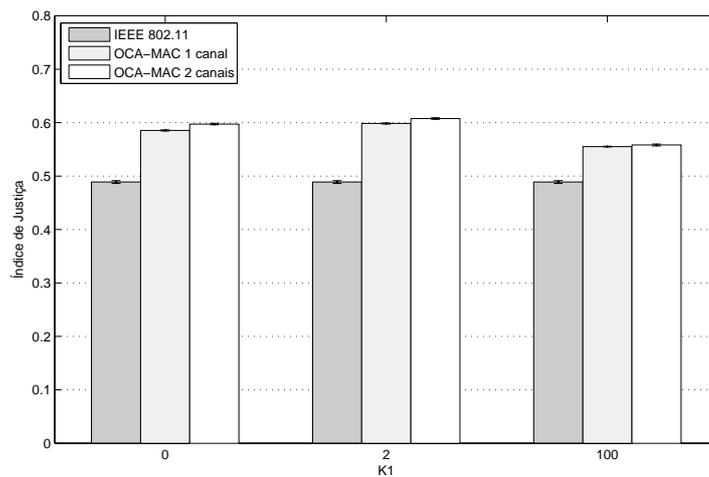
Ao analisarem-se os resultados obtidos em relação à justiça da rede OCA-MAC com busca de canais para o grupo de topologias de *baixa contenção*, percebem-se novamente resultados próximos aos obtidos pelo protocolo OCA-MAC com apenas um canal secundário fixo disponível para agregação oportunista, apesar de os ganhos obtidos pelo protocolo proposto com busca de canais serem superiores. Quando o desvanescimento no canal primário segue o modelo de Rayleigh ($K = 0$), os ganhos obtidos pelo OCA-MAC com busca de canais está em torno de aproximadamente 11% a 13%, resultado muito parecido com os obtidos anteriormente para o OCA-MAC com um canal oportunista fixo. Quando $K = 2$, os ganhos do OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis para busca são de 1% em relação ao OCA-MAC sem busca de canais. Por fim, quando o parâmetro de Rice é igual à 100 ($K = 100$) no canal primário, ambos os protocolos OCA-MAC com e sem busca de canais atingem seu melhor desempenho, e o melhor índice de justiça alcançado pelo OCA-MAC com duas interfaces oportunistas é de aproximadamente 0,61, ao passo que o melhor índice alcançado pelo IEEE 802.11 foi de aproximadamente 0,60.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.20: Comparação entre os índices de justiça obtidos pelo padrão IEEE 802.11 e o protocolo proposto OCA-MAC com desvanescimento de Rice para o grupo de *baixa-contenção* com busca de canais oportunistas, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

5.5.2.4 Atraso para topologias de alta contenção

A Figura 5.21 ilustra o atraso ponto-a-ponto médio por pacote por número de nós efetivos alcançado pelo protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e pelo padrão IEEE 802.11, sob o desvanescimento de Rice para o grupo de topologias de *alta contenção*, sendo que o parâmetro de Rice é variado nos canais primário e secundário do OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. Por atraso ponto-a-ponto, deve-se entender o tempo necessário para a transmissão de um quadro de dados com sucesso desde seu envio pelo transmissor, até o seu recebimento pelo destinatário pretendido, isto é, desde que o pacote de dados é enviado pela camada de rede para a camada de enlace, e é recebido pela camada de rede do destinatário. O atraso é dado em segundos e representa o atraso médio de todos os fluxos da rede, isto é, o atraso apresentado é a soma do atraso de todos pacotes enviados na rede durante o tempo de simulação de 60s, dividido pelo número de nós que de fato receberam pacotes de dados com sucesso.

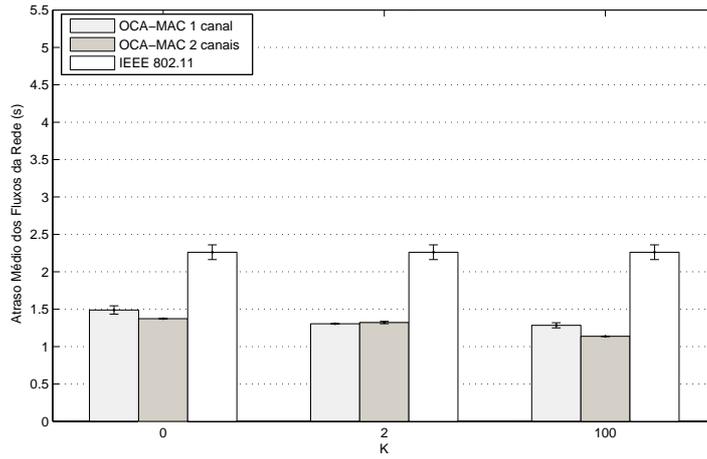
A Figura 5.21(a) apresenta os valores de atraso ponto-a-ponto obtidos pelo protocolo OCA-MAC com um e dois canais secundários e os valores obtidos pelo IEEE 802.11, quando o valor do parâmetro de Rice no canal primário do OCA-MAC (em suas duas versões) e no canal de operação do IEEE 802.11 é igual à 0 ($K = 0$, desvanescimento Rayleigh), e o valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do OCA-MAC é variado. Ao analisar-se a figura, podemos observar que o atraso ponto-a-ponto do padrão IEEE 802.11 é bem maior que o atraso gerado pelo OCA-MAC em suas duas versões, sendo que o ganho em atraso proporcionado pelo OCA-MAC com um canal secundário em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 34 % para $K1 = 0$, 42,3 % para $K1 = 2$ e 43,2 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos em atraso proporcionados pelo OCA-MAC com dois canais são de 39,3 % para $K1 = 0$, 41,5 % para $K1 = 2$ e 49,7 % para $K1 = 100$. Portanto, quando o canal primário do OCA-MAC está sob o desvanescimento Rayleigh, ou seja, o canal primário sofre uma intensa degradação, o protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas gera um atraso consideravelmente menor que o padrão IEEE 802.11, entre 34 % e 39 % no pior caso (desvanescimento Rayleigh também no(s) canal(is) secundário(s)), e entre 43 % e aproximadamente 50 % para o melhor caso. Ainda, o OCA-MAC com dois canais oportunistas gerou um atraso ponto-a-ponto na rede aproximadamente 10 % menor que o protocolo OCA-MAC com apenas um canal oportunista.

Por sua vez, a Figura 5.21(b) mostra os valores de atraso ponto-a-ponto obtidos pelo protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e os valores de atraso ponto-a-ponto obtidos pelo padrão IEEE 802.11, quando o $K = 2$ no canal primário do OCA-MAC com um e dois canais oportunistas, e no canal de operação do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do OCA-MAC é variado. Ao estudar-se a figura, podemos observar que o atraso ponto-a-ponto do padrão IEEE 802.11 novamente é bem maior que o atraso gerado pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões, sendo que o ganho em atraso alcançado pelo OCA-MAC com um canal oportunista em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 38,2 % para $K1 = 0$, 45,7 % para $K1 = 2$ e 44,3 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos em atraso obtidos pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 43 % para $K1 = 0$, 50 % para $K1 = 2$, e 57,4 % para $K1 = 100$. Com base nesses ganhos, pode-se concluir que o OCA-MAC com dois canais oportunistas teve um desempenho melhor que o OCA-MAC com um canal oportunista fixo, sendo que quando o

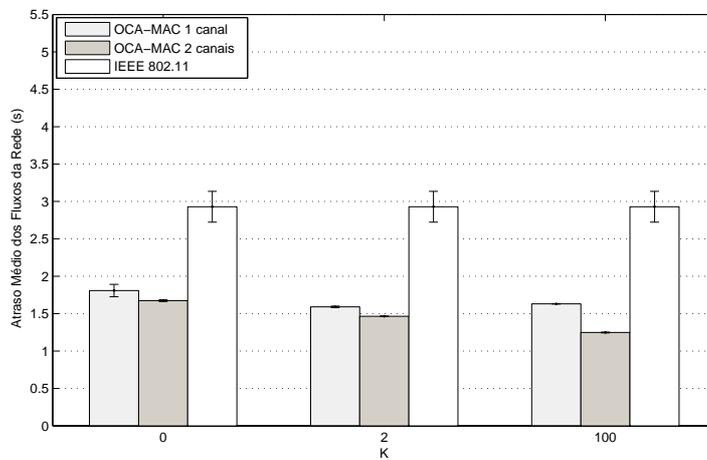
parâmetro de Rice no canal secundário é igual a 2 e 100 ($K1 = 2$ e $K1 = 100$), os ganhos do OCA-MAC com duas interfaces são 50 % maiores que os ganhos do IEEE 802.11, ao passo que o maior ganho em atraso alcançado pelo OCA-MAC com um canal oportunista foi de 45,7 % quando $K1 = 2$. Ainda, os atrasos alcançados pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 7,5 %, 8 % e 23,4 % menores que os atrasos obtidos pelo OCA-MAC com um canal secundário, para $K1 = 0$, $K1 = 2$ e $K1 = 100$, respectivamente.

Finalmente, a Figura 5.21(c) apresenta os valores de atraso ponto-a-ponto alcançados pelo protocolo OCA-MAC com um e dois canais secundários disponíveis, e os valores de atraso ponto-a-ponto alcançados pelo padrão IEEE 802.11, quando $K = 100$ no canal primário do protocolo OCA-MAC em suas duas versões, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do protocolo OCA-MAC é variado. Ao analisar-se a figura, observa-se que o atraso ponto-a-ponto do padrão IEEE 802.11 é bem superior ao atraso observado pela rede OCA-MAC em suas duas versões, sendo que o ganho em atraso alcançado pelo OCA-MAC com um canal oportunista em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 42,4 % para $K1 = 0$, 52,8 % para $K1 = 2$ e 58 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos em atraso obtidos pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis para busca foram de 51,7 % para $K1 = 0$, 49,7 % para $K1 = 2$, e 64,3 % para $K1 = 100$. Quando o canal primário do OCA-MAC está sob um desvanescimento mais ameno, pode-se observar que o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo OCA-MAC, além de ser inferior ao alcançado padrão IEEE 802.11, independente da versão (1 ou 2 canais secundários), também é maior que o atraso obtido nos cenários anteriores ($K = 0$, $K = 2$). Em relação ao desempenho do protocolo proposto, novamente o OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis apresentou um atraso inferior ao alcançado pelo OCA-MAC com um canal oportunista, sendo que o OCA-MAC com dois canais oportunistas alcançou um ganho em atraso aproximadamente 15 % inferior ao alcançado pela rede OCA-MAC com somente um canal secundário disponível para agregação oportunista.

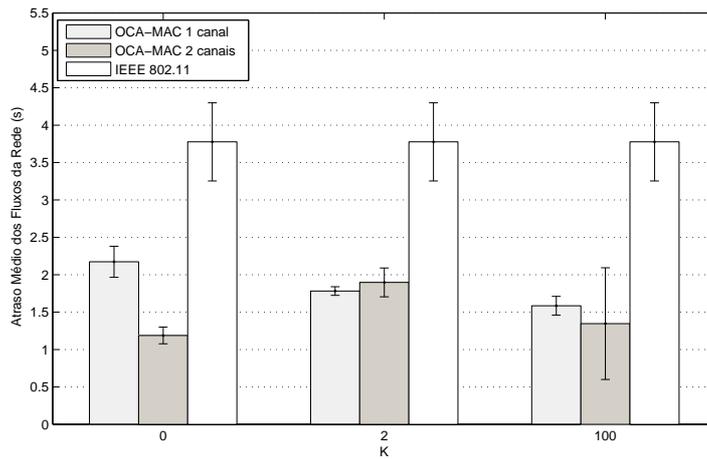
Os valores obtidos pelos protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11 para o grupo de *alta contenção* sob desvanescimento Rice são parecidos com os resultados alcançados pelo OCA-MAC e IEEE 802.11 sob o modelo de desvanescimento em grande escala (modelo de *Dois Raios*), no sentido de que o desempenho alcançado pelo OCA-MAC em relação ao atraso ponto-a-ponto da rede é bem inferior ao alcançado pelo IEEE 802.11. Ainda, o atraso gerado pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas também é menor que o atraso gerado pelo OCA-MAC com um canal oportunista, resultado esse compatível com o obtido para o protocolo OCA-MAC sob o modelo de perda de caminho de Dois Raios. De forma análoga ao discutido quando o atraso do OCA-MAC sob o modelo de Dois Raios foi analisado, espera-se que ao adicionar-se um canal a mais para busca e posterior agregação oportunista, mais pacotes de dados sejam transmitidos pela rede em um mesmo intervalo de tempo, fazendo com que o atraso médio ponto-a-ponto visto pela rede OCA-MAC com busca de canais seja menor que o atraso causado pela rede OCA-MAC sem busca de canais, observando-se que quanto melhor a qualidade do canal, isto é, quanto menor for a intensidade da degradação de um canal, menor também será o atraso da rede, pois haverá um número menor de retransmissões durante o período de simulação.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.21: Comparação entre os atrasos ponto-a-ponto do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunista e o padrão IEEE 802.11, sob desvanescimento de Rice para topologias de *alta contenção*, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário do OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

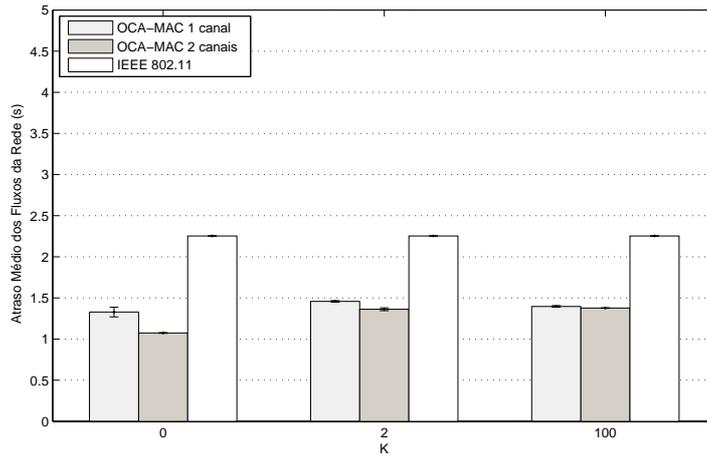
5.5.2.5 Atraso para topologias de média contenção

A Figura 5.22 apresenta o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e pelo padrão IEEE 802.11, sob o desvanescimento de Rice para o grupo de topologias de *média contenção*, quando o parâmetro de Rice é variado nos canais primário e secundário do OCA-MAC e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. A Figura 5.22(a) ilustra os valores de atraso ponto-a-ponto alcançados pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11, quando o $K = 0$ no canal primário do OCA-MAC, e no canal de operação do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do OCA-MAC é variado. Os ganhos em atraso gerados pelo OCA-MAC com um canal secundário em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 41 % para $K1 = 0$, 35,3 % para $K1 = 2$ e 38 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos em atraso gerados pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 52,3 % para $K1 = 0$, 39,5 % para $K1 = 2$ e 38,9 % para $K1 = 100$. Ao analisarem-se os gráficos obtidos pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas em relação aos ganhos obtidos pelo OCA-MAC com um canal oportunista, percebe-se que o desempenho do OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis para busca é superior ao desempenho alcançado pelo OCA-MAC com apenas um canal oportunista disponível, alcançando um atraso até 6,6 % menor que o atraso gerado pelo OCA-MAC quando o mesmo possui apenas um canal oportunista. Ainda, assim como observado para o grupo de topologias de *alta contenção*, os atrasos gerados pelo padrão IEEE 802.11 são muito superiores aos alcançados pelas redes OCA-MAC, independentemente do número de canais secundários disponíveis.

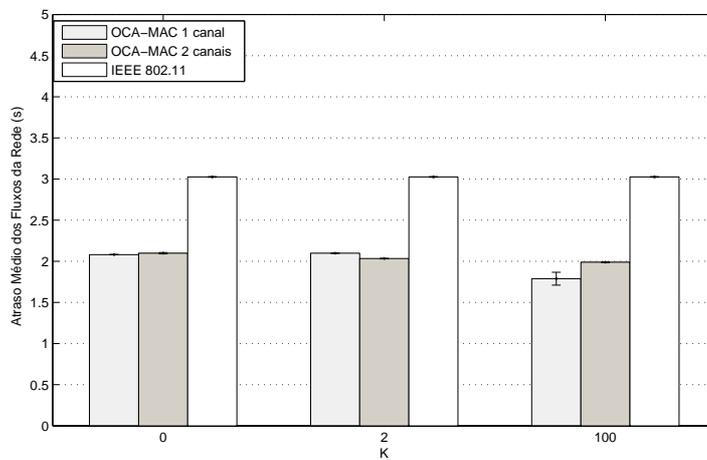
A Figura 5.22(b), por sua vez, ilustra os valores de atraso ponto-a-ponto obtidos pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11, quando o valor $K = 2$ no canal primário do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do protocolo OCA-MAC é variado. Ao analisar-se a figura, observa-se que o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo padrão IEEE 802.11 mais uma vez é superior ao atraso obtido pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões. E, o ganho em atraso obtido pelo protocolo OCA-MAC com um canal oportunista, em relação ao padrão IEEE 802.11, é de 34,2 % para $K1 = 0$, 30,6 % para $K1 = 2$ e 40,9 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos em atraso obtidos pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 30,4 % para $K1 = 0$, 32,8 % para $K1 = 2$, e 34,3 % para $K1 = 100$. Os ganhos obtidos pelo protocolo OCA-MAC com busca de canais secundários em relação ao OCA-MAC com apenas um canal secundário fixo foram excepcionalmente menores neste cenário quando o parâmetro de Rice nos canais secundários do OCA-MAC são iguais a 0 e 100 ($K1 = 0, 100$). Neste caso, somente quando o parâmetro de Rice é igual a 2 nos canais secundários do OCA-MAC, o protocolo proposto com busca de canais obteve um atraso 3 % menor que o atraso alcançado pelo OCA-MAC sem busca de canais. Esse comportamento diferente pode ser explicado pelo fato de que durante as simulações, o número de pacotes de dados enviados pelo segundo canal oportunista terem sido proporcionalmente menores que os casos anteriores, o que pode ter sido causado pela aleatoriedade das simulações, no entanto, de forma geral, o protocolo OCA-MAC com busca de canais oportunistas apresenta um desempenho superior em relação ao atraso ponto-a-ponto da rede, e sua perda de desempenho foi modesta, de 1,1 % em relação ao OCA-MAC com apenas um canal oportunista disponível.

Por fim, a Figura 5.22(c) mostra os valores de atraso ponto-a-ponto gerados pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11, quando o valor do parâmetro de Rice no canal primário do protocolo OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11 é igual à 100 ($K = 100$). O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do OCA-MAC é variado. Neste cenário, o ganho em atraso ponto-a-ponto gerado pelo protocolo OCA-MAC com um canal oportunista em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 22,6 % para $K1 = 0$, 22,4 % para $K1 = 2$ e 24 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos em atraso ponto-a-ponto gerados pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 22,3 % para $K1 = 0$, 28,4 % para $K1 = 2$, e 24,6 % para $K1 = 100$. Dessa forma, quando o valor do parâmetro de Rice no canal primário do OCA-MAC em suas duas versões é mais ameno, os ganhos alcançados pelo OCA-MAC com busca de canais oportunistas, apesar de maiores que os ganhos alcançados pelo protocolo OCA-MAC sem busca de canais, são menos expressivos quando comparado aos alcançados em cenários anteriores, como por exemplo, os ganhos obtidos pelo grupo de *alta contenção* para $K1 = 100$ (49,7 %). O ganho máximo do OCA-MAC com busca de canais em relação ao OCA-MAC sem busca de canais foi de 7,7 %. No entanto, como nos cenários anteriores, pode-se observar que o atraso ponto-a-ponto do padrão IEEE 802.11 ainda é bem superior ao atraso observado pela rede OCA-MAC em suas duas versões, sendo que o atraso o atraso máximo alcançado pelo OCA-MAC em relação ao IEEE 802.11 é aproximadamente 22 % menor (no pior caso), e 52,3 % menor no melhor caso.

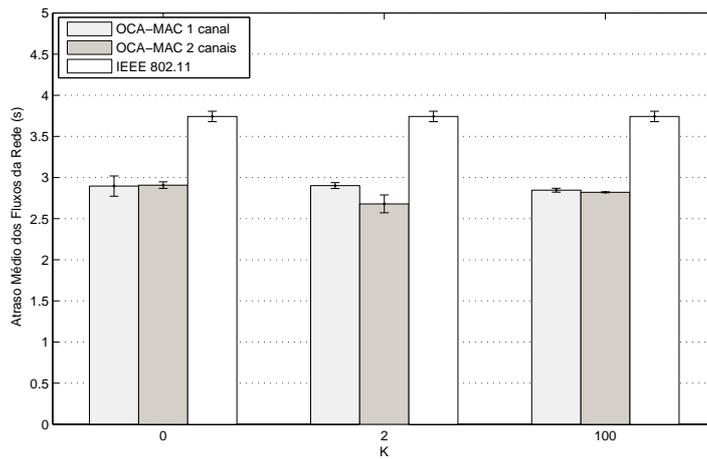
Com base nos dados apresentados para o atraso alcançado pelos protocolos OCA-MAC em suas duas versões, com ou sem busca de canais, e pelo padrão IEEE 802.11 para o grupo de *média contenção* sob o desvanescimento de Rice, pode-se perceber que os ganhos alcançados pelo protocolo proposto foram um pouco menores que os ganhos alcançados pelo grupo de topologias anterior (isto é, grupo de alta contenção), no entanto, o desempenho do protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas para busca sequencial foi superior ao desempenho do protocolo OCA-MAC com apenas um canal disponível para busca, obtendo de forma geral um atraso de rede menor que o OCA-MAC com um canal oportunista. Esse resultado pode ser explicado novamente pelo fato de que durante o intervalo de simulação, a versão do OCA-MAC com um canal secundário extra, é capaz de transmitir mais pacotes de dados do que o OCA-MAC com um canal secundário disponível em um mesmo intervalo de tempo. No entanto, com o aumento da espacidade entre os nós, e conseqüentemente, da reutilização espacial, a probabilidade de encontrar o primeiro canal disponível para busca ocupado diminui, fazendo com que o número de transmissões no segundo canal secundário seja menor, causando uma pequena diminuição no ganho do OCA-MAC com busca de canais em relação ao OCA-MAC com apenas um canal secundário fixo.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.22: Comparação entre os atrasos fim-a-fim do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e o padrão IEEE 802.11, sob desvanescimento de Rice para topologias de *média contenção*, variando o valor de K nos canais principal e secundário, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

5.5.2.6 Atraso para topologias de baixa contenção

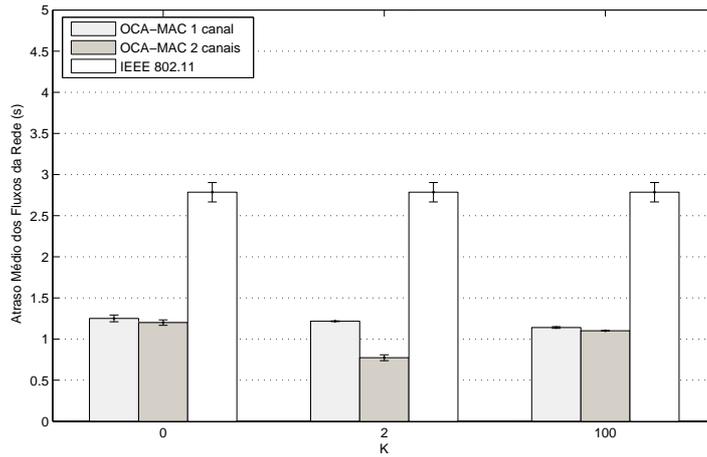
A Figura 5.23 ilustra o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas disponíveis e pelo padrão IEEE 802.11, sob o desvanescimento de Rice para o grupo de topologias de *baixa contenção*, quando o parâmetro de Rice é variado nos canais primário e secundário do protocolo OCA-MAC e no canal de operação do IEEE 802.11. A Figura 5.23(a) apresenta os valores de atraso ponto-a-ponto alcançados pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11, quando $K = 0$ no canal primário do OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do protocolo OCA-MAC é variado. Ao analisar-se a Figura, observa-se que o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo padrão IEEE 802.11 é bem maior que o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões, sendo que o ganho em atraso obtido pelo OCA-MAC com um canal oportunista em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 55 % para $K1 = 0$, 56,3 % para $K1 = 2$ e 59 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos em atraso alcançados pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 56,9 % para $K1 = 0$, 72,2 % para $K1 = 2$ e 60,5 % para $K1 = 100$. Portanto, para o cenário em que o canal primário do OCA-MAC está sob um desvanescimento intenso (Rayleigh), o atraso gerado pelo OCA-MAC com duas interfaces secundárias foi bem inferior ao atraso gerado pelo OCA-MAC com apenas um canal oportunista, obtendo atrasos até 36,5 % menores que o protocolo proposto sem a adição da busca sequencial de canais oportunistas.

A Figura 5.23(b) apresenta os valores de atraso ponto-a-ponto obtidos pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11, quando $K = 2$ no canal primário do protocolo OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do protocolo OCA-MAC é variado. Ao estudar-se a figura, pode-se observar que o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo padrão IEEE 802.11 novamente é bem maior que o atraso gerado pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões, sendo que o ganho em atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC com um canal oportunista em relação ao padrão IEEE 802.11 é de 37,5 % para $K1 = 0$, 48,3 % para $K1 = 2$ e 44,3 % para $K1 = 100$, ao passo que os ganhos em atraso alcançados pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas são de 43,6 % para $K1 = 0$, 45 % para $K1 = 2$, e 46,2 % para $K1 = 100$. Portanto, de forma similar ao ocorrido para o grupo de topologias de *média contenção*, somente quando o parâmetro de Rice é igual à 0 (desvanescimento Rayleigh) nos canais secundários do protocolo OCA-MAC, o OCA-MAC com dois canais secundários disponíveis alcançou um atraso 9,7 % menor que o atraso alcançado pelo protocolo OCA-MAC sem busca de canais. Esse comportamento pode ser explicado mais uma vez pelo fato de que o número de pacotes de dados enviados pelo segundo canal oportunista ter sido proporcionalmente menor que nos cenários anteriores, no entanto, de forma geral, o protocolo OCA-MAC com busca de canais apresenta um desempenho superior em relação ao atraso da rede OCA-MAC sem busca de canais, e sua perda de desempenho foi de aproximadamente 4 % em relação ao protocolo OCA-MAC com apenas um canal secundário disponível, quando $K1 = 2$ e $K1 = 100$.

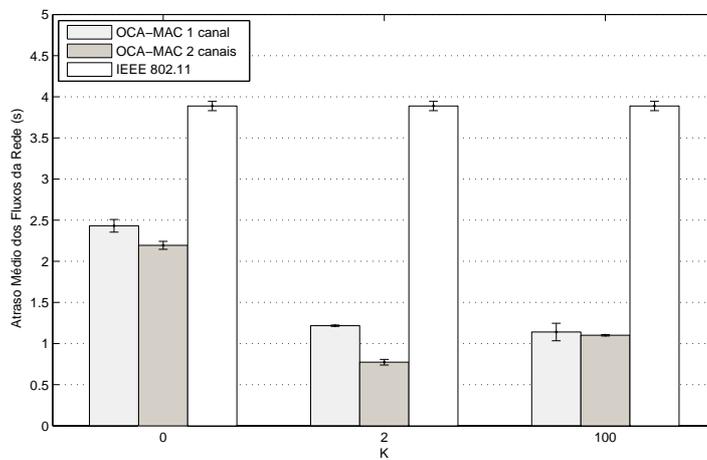
Finalmente, a Figura 5.23(c) mostra os valores de atraso ponto-a-ponto obtidos pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões e pelo padrão IEEE 802.11, quando $K = 100$ no canal primário

do protocolo OCA-MAC, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. O valor do parâmetro de Rice no(s) canal(is) secundário(s) ($K1$) do OCA-MAC é variado. Portanto, os ganhos em atraso alcançados pelo OCA-MAC com um canal oportunista em relação ao padrão IEEE 802.11 são de 16,2 % para $K1 = 0$, 20,2 % para $K1 = 2$ e 22,2 % para $K1 = 100$, enquanto que os ganhos em atraso obtidos pelo protocolo OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis são de 19,1 % para $K1 = 0$, 19 % para $K1 = 2$, e 30,1 % para $K1 = 100$. Dessa forma, quando o canal primário do OCA-MAC está sob um desvanescimento mais ameno, o OCA-MAC com dois canais oportunistas obteve um desempenho superior ao protocolo OCA-MAC com um canal secundário disponível, alcançando um valor de atraso até 27,2 % menor, quando $K1 = 100$. Ainda, como ocorrido anteriormente, pode-se observar que o atraso ponto-a-ponto alcançado pelo padrão IEEE 802.11 é bem superior ao atraso observado pelo protocolo OCA-MAC, independentemente do número de canais oportunistas disponíveis.

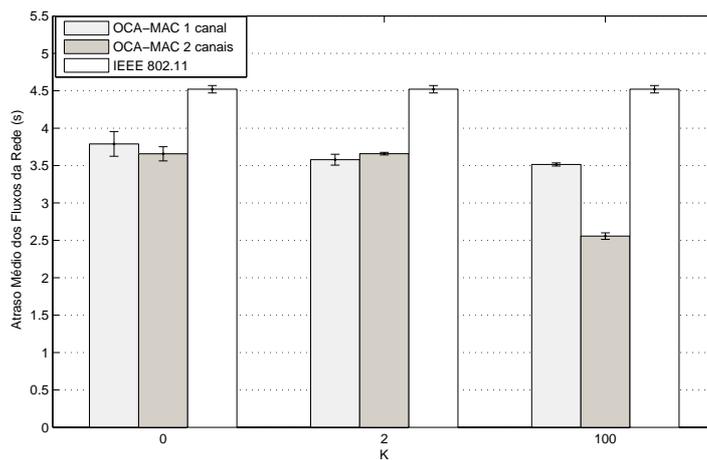
A partir dos resultados alcançados pelo protocolo proposto OCA-MAC com e sem busca de canais e pelo padrão IEEE 802.11 em relação ao atraso ponto-a-ponto da rede, em cenários sob desvanescimento de Rice para o grupo de topologias de *baixa contenção*, conclui-se que o protocolo OCA-MAC com dois canais secundários disponíveis para busca sequencial obteve um atraso inferior ao alcançado pelo OCA-MAC com um canal secundário disponível para agregação oportunista. O que pode ser explicado pelo fato de que durante um determinado intervalo de tempo (por exemplo, durante os 60s de simulação), o protocolo OCA-MAC com dois canais secundários disponíveis é capaz de transmitir mais pacotes de dados do que o OCA-MAC com um canal secundário disponível, fazendo com que o atraso para enviar dois pacotes de dados seja menor, pois caso um nó transmissor não encontre o primeiro canal secundário disponível, ele ainda pode tentar enviar dados pelo segundo canal oportunista. No entanto, de forma análoga ao ocorrido com o grupo de topologias de *média contenção*, com o aumento da reutilização espacial entre os nós da rede, a probabilidade de encontrar o primeiro canal disponível para busca ocupado diminui, fazendo com que o número de transmissões no segundo canal oportunista seja relativamente menor, o que leva à uma pequena diminuição no ganho do protocolo OCA-MAC com busca de canais em relação ao OCA-MAC com apenas um canal secundário disponível.



(a)



(b)



(c)

Figura 5.23: Comparação entre os atrasos fim-a-fim do protocolo OCA-MAC com um e dois canais oportunistas e o padrão IEEE 802.11, sob desvanescimento de Rice para topologias de *baixa contenção*, variando o parâmetro de Rice nos canais principal e secundário, e no canal de operação padrão do IEEE 802.11. (a) $K = 0$. (b) $K = 2$. (c) $K = 100$.

Capítulo 6

Conclusões e Trabalho Futuro

Foi proposto nesta dissertação um protocolo de controle de acesso ao meio para redes *ad hoc* sem fio que realiza a agregação de canais em *nível de enlace* de forma oportunista a cada transmissão de um quadro de dados. O protocolo proposto OCA-MAC (do inglês, *Medium Access Control Protocol with Opportunistic Channel Aggregation*) foi desenvolvido a partir do padrão IEEE 802.11 DCF, e baseia-se na disponibilidade de uma interface de rádio secundária para acesso oportunista em canais alternativos. O protocolo proposto OCA-MAC não utiliza canais de controle extras, e não depende da troca de quadros de controle em seus canais secundários para realizar a coordenação entre os nós da rede. Pelo contrário, o OCA-MAC baseia-se na ideia de que o nó que ganhar o direito de acesso ao canal primário, também ganha o direito imediato (e implícito) de transmitir um quadro de dados pelo canal secundário, se disponível em ambos os lados da conexão no momento de aquisição do acesso ao meio. Portanto, toda a informação de controle necessária para implementar a agregação distribuída de canais é realizada no canal primário, o que permite o uso do canal secundário somente para transmissão de *quadros de dados*. Os ganhos de desempenho do protocolo proposto foram analisados por meio de simulações computacionais a eventos discretos, nas quais foram utilizadas topologias não totalmente conectadas, ou seja, de múltiplos enlaces sob tráfego saturado.

O desempenho do protocolo foi analisado em dois cenários. Primeiramente, foram estudados cenários sem desvanescimento, que possuem degradação causada somente pela perda de caminho em larga escala, no qual o modelo de *dois raios* foi utilizado. Em seguida, foram apresentados os ganhos obtidos pelo protocolo proposto em cenários sob desvanescimento de pequena escala, modelados de acordo com o modelo de desvanescimento de Rice. As medidas utilizadas para análise do desempenho do protocolo foram a vazão média agregada da rede em nível de enlace, o índice de justiça, calculado de acordo com o modelo proposto por Jain, e o atraso ponto-a-ponto da rede. Cada medida foi analisada sob duas versões do protocolo, uma com um canal secundário oportunista fixo, e outra com dois canais oportunistas disponíveis para busca sequencial.

As topologias sobre tráfego saturado estudadas mostraram que independente do modelo de canal utilizado (Dois Raios ou Rice) e da versão do protocolo proposto utilizada (com canal secundário fixo, ou com busca de canais), o desempenho obtido pelo protocolo OCA-MAC foi bem superior ao desempenho alcançado pelo padrão IEEE 802.11, em todas as medidas de avaliação

estudadas. Isto é, o OCA-MAC teve um desempenho superior ao IEEE 802.11 em relação à vazão média agregada, à justiça e ao atraso ponto-a-ponto da rede. Ainda, observou-se que mesmo quando as topologias estudadas se tornam mais esparsas, apesar de o índice de justiça do padrão IEEE 802.11 ter melhorado, sua vazão média agregada não sofreu alterações significativas, para ambos os cenários de desvanescimento em grande e pequena escala. O OCA-MAC, por sua vez, demonstrou em suas duas versões (com e sem busca de canais), ganhos significativos de até 70 % em relação a vazão média agregada para ambos os cenários de desvanescimento em larga e pequena escala. Em relação à justiça, o protocolo OCA-MAC com um ou dois canais oportunistas e sob o desvanescimento de larga e pequena escala, atingiu ganhos em relação ao padrão IEEE 802.11 de até 50 %. Ainda, o atraso médio ponto-a-ponto gerado pelo protocolo OCA-MAC em suas duas versões é até 70 % menor que o atraso alcançado pelo padrão IEEE 802.11, sob cenários com e sem desvanescimento. O aumento da espacidade entre os nós e do reuso espacial da rede, também contribui, de forma significativa, para os ganhos de desempenho do OCA-MAC, sendo que o protocolo proposto alcança seu melhor desempenho em relação ao padrão IEEE 802.11 a medida que a contenção do nós se torna mais amena. Esses resultados indicam que, apesar de o espaçamento geográfico e o reuso espacial não levarem necessariamente a uma melhora no desempenho das redes IEEE 802.11, a agregação oportunista de canais, por sua vez, provou ser uma forte aliada na melhora da vazão média agregada das redes, na sua justiça e em seu atraso ponto-a-ponto, independente do modelo de canal utilizado (Dois Raios ou Rice) e da versão do protocolo OCA-MAC estudada, isto é, com ou sem busca de canais.

Ao comparar-se o desempenho em vazão média agregada alcançado pelo protocolo OCA-MAC com um canal oportunista fixo, com o desempenho alcançado pelo OCA-MAC com dois canais oportunistas disponíveis, observaram-se ganhos um pouco superiores do OCA-MAC com busca de canais em relação ao OCA-MAC com um canal fixo, em média 1,6 % para os cenários sem desvanescimento, e ganhos médios de 10 % para cenários sob desvanescimento. Por sua vez, quando a justiça da rede é analisada, observa-se um ganho um pouco mais significativo do protocolo OCA-MAC em sua versão com busca de canais em relação ao protocolo OCA-MAC com canal secundário fixo, de até 15 %. No entanto, quando analisa-se o atraso ponto-a-ponto da rede, percebem-se ganhos significativos de até 40 % do OCA-MAC com busca de canais em relação ao OCA-MAC com canal fixo. Ainda, observa-se que quanto maior a degradação do canal e quanto menor o reuso espacial da rede, menor o ganho alcançado pelo protocolo com a adição de um canal extra para busca, quando a medida analisada é a vazão média agregada, apesar disso também ser verdade para as demais medidas de desempenho, os ganhos obtidos pela adição de um canal são maiores em relação a justiça e ao atraso da rede, mesmo quando o canal principal (e secundário) do OCA-MAC estão sob forte desvanescimento ou sob uma menor reutilização espacial.

Finalmente, o desempenho alcançado pelo protocolo OCA-MAC sob o modelo de perda de caminho de Dois Raios é superior ao desempenho alcançado pelo protocolo OCA-MAC sob o desvanescimento de Rice quando a intensidade da degradação no canal primário (e secundário) é intensa, ou seja, quando o parâmetro de Rice é igual a 0 e 2. Esse resultado era esperado, pois sob o modelo de perda de caminho, a única atenuação sofrida pelo sinal é causada pela componente LOS, enquanto que sob o modelo de desvanescimento, a degradação do canal é causada tanto pela componente LOS como pela reflexão do sinal em várias direções. No entanto, quando o canal

primário (e secundário) está sob um desvanescimento mais ameno, ou seja, quando o parâmetro de Rice é igual a 100, os resultados obtidos pelo OCA-MAC com desvanescimento se aproximam e, em alguns cenários, são até melhores que os ganhos obtidos pelo OCA-MAC sob o modelo de Dois Raios.

Em relação aos trabalhos futuros, espera-se adicionar um buffer no receptor, de forma a permitir a recepção fora de ordem dos quadros de dados, garantindo assim um melhor desempenho do protocolo OCA-MAC, principalmente quando as condições do canal principal não são favoráveis, isto é, quando o canal principal do OCA-MAC está sob um forte desvanescimento, e conseqüentemente há um grande número de retransmissões de quadros de dados. Também pretende-se adicionar cenários com redes heterogêneas: em que a rede redes OCA-MAC teria o papel de rede secundária, e acessaria os recursos de canais de uma outra rede, denominada primária (cenário cognitivo). Ainda, esperar-se ampliar o estudo de técnicas de busca de canais, já que somente a busca sequencial de canais foi contemplada neste trabalho. Finalmente, a comparação do desempenho do OCA-MAC com protocolos que utilizem agregação em nível da camada física (OFDM) ou agregação de quadros em único canal (a exemplo do que acontece no 802.11n).

Referências Bibliográficas

- [1] FEDERAL COMMUNICATIONS COMMISSION. *Spectrum Policy Task Force*. [S.l.], November 2002.
- [2] MOBILE Data Traffic Surpasses Voice. [S.l.]. Disponível em: <<http://www.cellular-news.com/story/42543.php>>.
- [3] WU, J.; STOJMENOVIC, I. Ad-Hoc Networks. *Special Issue IEEE Computer*, February 2004.
- [4] MITOLA; JR, J.; G.Q. Cognitive radio: making software radios more personal. *IEEE personal communications*, 1999.
- [5] GARCIA, L.; PEDERSEN, K.; MOGENSEN, P. Autonomous component carrier selection: interference management in local area environments for LTE-advanced. *Communications Magazine, IEEE*, v. 47, n. 9, p. 110–116, 2009. ISSN 0163-6804.
- [6] THE Network Simulator 3. Disponível em: <<http://www.nsnam.org/>>.
- [7] OLIVEIRA, L. M. E.; DASILVA, L. A.; CARVALHO, M. M. OCA-MAC: Opportunistic Channel Aggregation for Wireless Ad Hoc Networks. *IEEE 12th Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop*, p. 135–138, June 2013.
- [8] NIEMINEN, J.; JÄNTTI, R. Delay-throughput analysis of multi-channel MAC protocols in ad hoc networks. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, Springer International Publishing AG, p. 108, September 2011. ISSN 1687-1499.
- [9] WU, S.-L.; LIN, C.-Y.; TSENG, Y.-C.; SHEU, J.-P. A new multi-channel MAC protocol with on-demand channel assignment for multi-hop mobile ad hoc network. *The Computer Journal*, Oxford Journal, v. 45, n. 1, p. 101–110, 2002.
- [10] NI, X.; XU, C.; WU, M.; WEN, J. DNCA: An efficient channel assignment for multi-interface multi-channel ad hoc wireless networks. In: *Proc. IEEE Int. Conference on Network Infrastructure and Digital Content (IC-NIDC)*. [S.l.: s.n.], 2012. p. 39–43.
- [11] MAIYA, M.; HAMD AOUI, B. iMAC: improved medium access control for multi-channel multi-hop wireless networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, John Wiley & Sons, Ltd, 2011. ISSN 1530-8677. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1002/wcm.1160>>.
- [12] THE Network Simulator 2. Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>>.

- [13] LAI, X.; LIU, Q.; WANG, W.; LI, L.; LU, S.; ZHAO, Y. Dynamic game with perfect and complete information based dynamic channel assignment. *Applied Intelligence*, Springer US, p. 1–13, December 2012. ISSN 1573-7497.
- [14] HWANG, J.; KIM, T.; SO, J.; LIM, H. A receiver-centric multi-channel MAC protocol for wireless networks. *Computer Communications*, v. 36, n. 4, p. 431–444, 2013. ISSN 0140-3664.
- [15] ZHANG, Y.; LI, Q.; YU, G.; WANG, B. ETCH: Efficient Channel Hopping for communication rendezvous in dynamic spectrum access networks. In: *Proc. IEEE INFOCOM*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 2471–2479. ISSN 0743-166X.
- [16] KIM, T.; HWANG, J.; LIM, H. Distributed semi-synchronous channel coordination for multi-channel wireless networks. *Ad Hoc Networks*, v. 11, n. 1, p. 368–382, 2013. ISSN 1570-8705.
- [17] SESAY, S.; YANG, Z.; HE, J. A Survey on Mobile Ad Hoc Wireless Network. *Information Technology Journal*, v. 3, n. 2, p. 168–175, May 2004.
- [18] JURDAK, R.; LOPES, C.; BALDI, P. A survey, classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 6, n. 1, p. 2–16, 2004. ISSN 1553-877X.
- [19] KLEINROCK, L.; TOBAGI, F. A. Packet Switching in Radio Channels: Part I - Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics. *IEEE Trans. on Communications*, COM-23, n. 12, p. 1400–1416, 1975.
- [20] LO, W. F.; MOUFTAH, H. T. Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection for Radio Channels. In: *IEEE 13th Int'l Commun. and Energy Conf.* [S.l.: s.n.], 1984. p. 244–247.
- [21] KARN, P. MACA - A New Channel Access Method for Packet Radio. In: *ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference*. [S.l.: s.n.], 1990. p. 134–140.
- [22] BHARGHAVAN, V.; DEMERS, A.; SHENKER, S.; ZHANG, L. MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LAN's. In: *Proceedings of ACM SIGCOMM '94*. [S.l.: s.n.], 1994. p. 212–225.
- [23] COLVIN, A. CSMA with Collision Avoidance. *Computer Commun.*, v. 6, n. 5, p. 227–235, 1983.
- [24] ZHAO, B. M. S. Q. A survey of dynamic spectrum access: Signal processing and networking perspectives. In: . [S.l.: s.n.], 2007. p. 79–89.
- [25] GOLDSMITH, A. *Wireless Communications*. [S.l.]: Cambridge University Press, 2005.
- [26] Mercurial. Disponível em: <<http://www.selenic.com/mercurial>>.
- [27] Waf. Disponível em: <<http://code.google.com/p/waf>>.
- [28] GNU. Disponível em: <http://en.wikipedia.org/wiki/GNU_toolchain>.

- [29] RAJANDRA, J.; DAH-MING, C.; WILLIAM, H. A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer systems. *DEC Research Report TR-301*, 1984.
- [30] NANDAGOPAL, T.; KIM, T.-E.; GAO, X.; BHARGHAVAN, V. Achieving MAC layer fairness in wireless packet networks. In: ACM. *Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*. [S.l.], 2000. p. 87–98.
- [31] YANG, X.; VAIDYA, N. On physical carrier sensing in wireless ad hoc networks. In: IEEE. *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*. [S.l.], 2005. v. 4, p. 2525–2535.

ANEXOS

I. TABELA T-STUDENT

Tabela t

cum. prob	$t_{.50}$	$t_{.75}$	$t_{.80}$	$t_{.85}$	$t_{.90}$	$t_{.95}$	$t_{.975}$	$t_{.99}$	$t_{.995}$	$t_{.999}$	$t_{.9995}$
one-tail	0.50	0.25	0.20	0.15	0.10	0.05	0.025	0.01	0.005	0.001	0.0005
two-tails	1.00	0.50	0.40	0.30	0.20	0.10	0.05	0.02	0.01	0.002	0.001
df											
1	0.000	1.000	1.376	1.963	3.078	6.314	12.71	31.82	63.66	318.31	636.62
2	0.000	0.816	1.061	1.386	1.886	2.920	4.303	6.965	9.925	22.327	31.599
3	0.000	0.765	0.978	1.250	1.638	2.353	3.182	4.541	5.841	10.215	12.924
4	0.000	0.741	0.941	1.190	1.533	2.132	2.776	3.747	4.604	7.173	8.610
5	0.000	0.727	0.920	1.156	1.476	2.015	2.571	3.365	4.032	5.893	6.869
6	0.000	0.718	0.906	1.134	1.440	1.943	2.447	3.143	3.707	5.208	5.959
7	0.000	0.711	0.896	1.119	1.415	1.895	2.365	2.998	3.499	4.785	5.408
8	0.000	0.706	0.889	1.108	1.397	1.860	2.306	2.896	3.355	4.501	5.041
9	0.000	0.703	0.883	1.100	1.383	1.833	2.262	2.821	3.250	4.297	4.781
10	0.000	0.700	0.879	1.093	1.372	1.812	2.228	2.764	3.169	4.144	4.587
11	0.000	0.697	0.876	1.088	1.363	1.796	2.201	2.718	3.106	4.025	4.437
12	0.000	0.695	0.873	1.083	1.356	1.782	2.179	2.681	3.055	3.930	4.318
13	0.000	0.694	0.870	1.079	1.350	1.771	2.160	2.650	3.012	3.852	4.221
14	0.000	0.692	0.868	1.076	1.345	1.761	2.145	2.624	2.977	3.787	4.140
15	0.000	0.691	0.866	1.074	1.341	1.753	2.131	2.602	2.947	3.733	4.073
16	0.000	0.690	0.865	1.071	1.337	1.746	2.120	2.583	2.921	3.686	4.015
17	0.000	0.689	0.863	1.069	1.333	1.740	2.110	2.567	2.898	3.646	3.965
18	0.000	0.688	0.862	1.067	1.330	1.734	2.101	2.552	2.878	3.610	3.922
19	0.000	0.688	0.861	1.066	1.328	1.729	2.093	2.539	2.861	3.579	3.883
20	0.000	0.687	0.860	1.064	1.325	1.725	2.086	2.528	2.845	3.552	3.850
21	0.000	0.686	0.859	1.063	1.323	1.721	2.080	2.518	2.831	3.527	3.819
22	0.000	0.686	0.858	1.061	1.321	1.717	2.074	2.508	2.819	3.505	3.792
23	0.000	0.685	0.858	1.060	1.319	1.714	2.069	2.500	2.807	3.485	3.768
24	0.000	0.685	0.857	1.059	1.318	1.711	2.064	2.492	2.797	3.467	3.745
25	0.000	0.684	0.856	1.058	1.316	1.708	2.060	2.485	2.787	3.450	3.725
26	0.000	0.684	0.856	1.058	1.315	1.706	2.056	2.479	2.779	3.435	3.707
27	0.000	0.684	0.855	1.057	1.314	1.703	2.052	2.473	2.771	3.421	3.690
28	0.000	0.683	0.855	1.056	1.313	1.701	2.048	2.467	2.763	3.408	3.674
29	0.000	0.683	0.854	1.055	1.311	1.699	2.045	2.462	2.756	3.396	3.659
30	0.000	0.683	0.854	1.055	1.310	1.697	2.042	2.457	2.750	3.385	3.646
40	0.000	0.681	0.851	1.050	1.303	1.684	2.021	2.423	2.704	3.307	3.551
60	0.000	0.679	0.848	1.045	1.296	1.671	2.000	2.390	2.660	3.232	3.460
80	0.000	0.678	0.846	1.043	1.292	1.664	1.990	2.374	2.639	3.195	3.416
100	0.000	0.677	0.845	1.042	1.290	1.660	1.984	2.364	2.626	3.174	3.390
1000	0.000	0.675	0.842	1.037	1.282	1.646	1.962	2.330	2.581	3.098	3.300
Z	0.000	0.674	0.842	1.036	1.282	1.645	1.960	2.326	2.576	3.090	3.291
	0%	50%	60%	70%	80%	90%	95%	98%	99%	99.8%	99.9%
	Nível de Confiança										

Figura I.1: Distribuição de probabilidade “t” de Student.