UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

RODOLFO PIRES BULHÕES

Estimativa de Probabilidade de Colisão em Redes Sem Fio

NITERÓI 2017

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

RODOLFO PIRES BULHÕES

Estimativa de Probabilidade de Colisão em Redes Sem Fio

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Sistemas de Computação.

Orientador: CÉLIO VINICIUS NEVES DE ALBUQUERQUE

> Co-orientador: DIEGO GIMENEZ PASSOS

> > NITERÓI 2017

Ficha Catalográfica elaborada pela Biblioteca da Escola de Engenharia e Instituto de Computação da UFF

B933 Bulhões, Rodolfo Pires Estimativa de probabilidade de colisão em redes sem fio / Rodolfo Pires Bulhões. – Niterói, RJ : [s.n.], 2017. 77 f.
Dissertação (Mestrado em Computação) - Universidade Federal Fluminense, 2017. Orientadores: Célio Vinicius Neves de Albuquerque, Diego Gimenez Passos.
1. Rede sem fio. 2. Sistema de comunicação móvel. 3. Roteamento. 4. Rede de comunicação de computadores. I. Título. CDD 004.6

RODOLFO PIRES BULHÕES

Estimativa de Probabilidade de Colisão em Redes Sem Fio

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Sistemas de Computação.

Aprovada em Agosto de 2017.

BANCA EXAMINADORA

Prof. Célio V. N. Albuquerque - Orientador, Ph.D. / IC-UFF

Prof. Diego Gimenez Passos - Coorientador, D.Sc. / IC-UFF

Prof^a. Débora C. Muchaluat-Saade, D.Sc. / IC-UFF

Prof. Miguel Elias Mitre Campista, D.Sc. / DEL/POLI - $\label{eq:peer} \text{PEE/COPPE - UFRJ}$

> Niterói 2017

Aos meus pais e à minha esposa pela inspiração para este trabalho.

Agradecimentos

Aos meus pais, Jairo e Sueli, por todos os esforços que realizaram para me fornecer as bases sólidas para crescimento intelectual e moral, e por todo incentivo ao estudo ao longo da minha vida.

A minha esposa Gabriela pelo incansável apoio e paciência nos momentos de maior dificuldade desta jornada, e também pela compreensão nos meus períodos de ausência.

Ao meu irmão Tiago e aos demais familiares por todo o apoio para finalização deste trabalho.

Ao Professor Célio Albuquerque, por ter aceito a orientação desta pesquisa e por todo o conhecimento compartilhado, paciência, compreensão, e principalmente companheirismo que proporcionou um ambiente sempre tranquilo e propício ao trabalho.

Ao Professor Diego Passos, coorientador deste trabalho por todo o apoio nos momentos difíceis, pela disponibilidade, e por todas as contribuições que foram imprescindíveis para conclusão do mesmo.

À Professora Débora Saade e ao Professor Miguel Elias por aceitarem o convite para compor a banca examinadora deste trabalho, em especial à Prof^a Débora por toda atenção e dedicação no trato com seus alunos, além da sua contribuição para minha formação atual.

À Petrobras pela possibilidade de aperfeiçoamento e a liberação para dedicação parcial à pesquisa.

Aos amigos do Laboratório MídiaCom pelos momentos compartilhados durante este período.

Resumo

Redes sem fio são vulneráveis a eventos de colisão e interferência provenientes de outras fontes transmissoras devido à própria natureza de difusão do meio sem fio. Colisões podem ocorrer quando duas ou mais estações que compartilham o meio físico transmitem simultaneamente. Protocolos de acesso ao meio baseados em mecanismos de contenção têm como objetivo a redução dos eventos de colisão. Entretanto, a presença de estações ocultas pode ocasionar altas taxas de colisão nestas redes. A estimativa da probabilidade de colisão em enlaces sem fio pode auxiliar protocolos de roteamento, métodos para controle automático de taxa e outros mecanismos a fundamentar suas respectivas decisões de maneira mais adequada. Este trabalho apresenta o CPE, uma nova proposta para estimar a probabilidade de colisão em redes sem fio na presença de estações ocultas. O método proposto é baseado em informações acerca do uso do meio físico pelas estações participantes da rede, informações estas que podem ser trocadas entre vizinhos de dois saltos. Para avaliação do modelo proposto, este trabalho apresenta uma comparação com outros dois mecanismos encontrados na literatura. Adicionalmente, é apresentada uma aplicação do modelo através de simulação em um ambiente com roteamento baseado em métrica ciente de qualidade. Os resultados demonstram que o modelo supera os demais mecanismos em precisão das estimativas de probabilidade de colisão, enquanto a sua aplicação provê maior estabilidade na escolha de rotas e também maior vazão.

Palavras-chave: redes sem fio, colisões, estações ocultas, probabilidade de colisão.

Abstract

Wireless Networks are prone to collisions and interferences from other radiation sources due to the broadcast nature of the wireless channels. Collisions may occur when two or more stations sharing the physical medium transmit simultaneously. Contention-based protocols for medium access control (MAC) aim at reducing collisions in these networks. However, the presence of hidden terminals can still cause high levels of collision, especially as their number and the network load grow. Estimating the collision probability in wireless links may support and improve the decisions taken by routing protocols, rate adaptation algorithms, and other mechanisms. This work presents the CPE, a novel proposal to estimate the packet collision probability caused by the presence of hidden terminals in wireless networks. The proposed method is based on information regarding medium usage, which can be exchanged between two-hop neighbors. In order to evaluate the proposal, simulations were conducted comparing it to two other models found in related literature. In addition, this work presents an application of the model through simulation of an environment using a quality-aware routing metric. The results demonstrate that the model outperforms the other mechanisms in precision for the probability of collision estimation, while its application provides greater stability in the route selection and also higher throughput.

Keywords: wireless networks, collisions, hidden terminals, collision probability.

Lista de Figuras

2.1	Exemplos de interferência e colisão de pacotes	7
2.2	Estações ocultas e expostas.	7
3.1	Exemplo de modelagem de tráfego interferente.	19
4.1	Diferentes tipos de colisão.	23
4.2	Topologia com três estações transmissoras	24
5.1	Topologia utilizada para simulações — cenário 1	30
5.2	Topologia utilizada para simulações — cenários 2 e 3 \ldots	31
5.3	Resultados cenário 1 com taxas fixas de 300, 700 e 1100 kb/s	34
5.4	Resultados cenário 1 com tamanhos fixos de 300, 500 e 900 bytes	35
5.5	Taxa de colisão para o cenário 1 com taxa fixa de 700 kb/s e tamanho fixo	
	de 500 bytes	37
5.6	Resultados cenário 2 com taxas fixas de 300, 700 e 1100 kb/s	38
5.7	Resultados cenário 2 com tamanhos fixos de 300, 500 e 900 bytes	39
5.8	Resultados cenários 3	42
6.1	Exemplo de inundação através de MPRs	45
6.2	Topologia para aplicação do CPE	51
6.3	Métrica ETX para o cenário sem tráfego	52
6.4	Métrica ETX para as rotas 1 e 2	54
6.5	Métrica ETX para a rota 1 antes e após ajuste CPE	54
6.6	Métrica ETX para a rota 2 antes e após ajuste CPE	55
6.7	Métrica ETX para as rotas 1 e 2 após ajuste CPE	55

Lista de Tabelas

5.1	Parâmetros de simulação - avaliação do CPE	33
6.1	Parâmetros de simulação - aplicação CPE	53
6.2	Transição de rotas	53
6.3	Tempo de permanência nas rotas	54
6.4	Valor médio de ETX para as rotas 1 e 2 antes e após ajuste CPE	56

Lista de Abreviaturas e Siglas

ACK	:	A cknowledgment;
AARF	:	$A daptive \ ARF;$
ARF	:	Automatic Rate Fallback;
CARA	:	Collision-Aware Rate Adaptation;
CCA	:	Clear Channel Assessment;
CDMA	:	Code Division Multiple Access;
CPE	:	Collision Probability Estimator;
CS	:	Carrier Sensing;
CSMA/CA	:	Carrier Sense Medium Access with Collision Avoidance;
CSMA/CA	:	Carrier Sense Medium Access with Collision Detection;
CTS	:	Clear-to-Send;
CW	:	Contention Window;
DCF	:	Distributed Coordination Function;
DIFS	:	DCF Interframe Space;
ETX	:	Expected Transmission Count;
FDMA	:	Frequency Division Multiple Access;
HCF	:	Hybrid Coordination Function;
IFS	:	Interframe Spaces;
ICE	:	Interference and Contention Estimator;
IoT	:	Internet of Things;
LQ	:	Link Quality;
MAC	:	Medium Access Control;
MARA	:	Metric-Aware Rate Adaptation;
MCF	:	Mesh Coordination Function;
MMEP	:	Média Móvel Exponencialmente Ponderada;
MPR	:	MultiPoint Relay;
NLQ	:	Neighbor Link Quality;

OLSR	:	Optimized Link State Routing;
PDU	:	Protocol Data Unit;
PTM	:	Poisson Traffic Modeling;
RTS	:	Request-to-Send;
SIFS	:	Short Interframe Space;
SINR	:	Signal to Interference plus Noise Ratio;
SNR	:	Signal to Noise Ratio;
TDMA	:	Time Division Multiple Access;
TTL	:	Time-To-Live;
WMN	:	Wireless Mesh Network;
WSN	:	Wireless Sensor Network;
YARAa	:	Yet Another Rate Adaptation algorithm;

Sumário

		odução 1						
	1.1	Motivação	2					
	1.2	Objetivos	4					
	1.3	Organização	5					
2	Con	ceitos Básicos	6					
	2.1	Métodos de acesso ao meio	9					
	2.2	Distributed Coordination Function (DCF)						
3	Tral	oalhos Relacionados	15					
	3.1	Efeitos das colisões e estimativas de probabilidade	15					
		3.1.1 Modelos analíticos	15					
		3.1.2 Modelos cientes de colisão	17					
4	Mod	delo proposto 2						
	4.1	Collision Probability Estimator (CPE)	22					
	4.2	Viabilidade de implementação	26					
5	Aval	diação de precisão e desempenho 2						
	5.1	Descrição do ambiente de simulação	29					
		5.1.1 Métrica de avaliação	33					
	5.2	Resultados	33					

Re	Referências						
7	Cone	clusão e Trabalhos Futuros	57				
	6.5	Resultados	52				
	6.4	Descrição do ambiente de simulação	51				
	6.3	Ajuste da probabilidade de colisão	48				
	6.2	Expected Transmission Count	46				
	6.1	Optimized Link State Routing	43				

Capítulo 1

Introdução

As redes sem fio vivenciaram um aumento considerável de popularidade ao longo das últimas décadas, abarcando diferentes aplicações com requisitos específicos e consequentemente conduzindo pesquisadores e desenvolvedores ao projeto de novas gerações de redes e produtos. Neste cenário, as redes IEEE 802.11 desempenham um papel crítico como a tecnologia mais acessível, principalmente devido à sua simplicidade, fácil implantação e baixo custo de seus dispositivos, operando tanto em modo de infraestrutura, quanto em modo *ad hoc*, e oferecendo suporte a uma variedade de aplicações e a mobilidade de usuários.

O fácil acesso às redes IEEE 802.11, aliado à implantação de grandes redes de acesso e backhaul através das soluções de Redes em Malhas Sem Fio (Wireless Mesh Network — WMNs) [3], além dos novos paradigmas de Computação Ubíqua [49] e Internet das Coisas (Internet of Things — IoT) [5], e a concepção de Redes de Sensores Sem fio (Wireless Sensor Networks — WSNs) [2], tanto em ambientes residenciais quanto industriais, contribuem para a alta densidade de dispositivos em faixas espectrais estreitas, geralmente na banda ISM. A inevitável integração entre essas redes tende a manter o crescimento contínuo da demanda por essas tecnologias, estimulando as entidades interessadas e instituições responsáveis no aprofundamento em diferentes campos de pesquisa, visando melhorias para superar as limitações técnicas atuais e atender a novos requisitos de desempenho e capacidade.

Apesar das suas respectivas particularidades, todas as redes sem fio baseadas em mecanismos de disputa e espera — contenção — para acesso ao meio são suscetíveis à interferência de outras fontes de transmissão, além de variações temporais relacionadas ao canal de comunicação. Devido à natureza de difusão do meio sem fio, incidentes de colisão podem ocorrer a partir de eventos de interferência nos quais duas ou mais estações acessam o meio simultaneamente para transmitir, impossibilitando assim a decodificação correta das informações transmitidas. Estes incidentes estão diretamente relacionados ao número de estações participantes na rede. Os efeitos prejudiciais das colisões podem afetar o desempenho das redes sem fio em diferentes aspectos [35]:

- Redução da vazão: redução do volume total de dados transmitidos corretamente em um determinado intervalo de tempo;
- Aumento do atraso de transferência: aumento do intervalo decorrido entre a geração de determinada informação e a sua correta recepção no destinatário;
- Redução da eficiência energética: devido à necessidade de retransmissão de informações perdidas por colisão. Este efeito torna-se ainda mais crítico em ambientes com restrição energética, como em WSNs por exemplo;
- Redução da confiabilidade: protocolos de camada de enlace podem ser projetados para abortar transmissões após determinado número de tentativas sem sucesso.

Considerando a potencial degradação do desempenho das redes sem fio em função destes eventos, estimar a probabilidade de colisão pode auxiliar mecanismos e protocolos importantes ao funcionamento destas redes a obter informações mais precisas. Desta maneira, as características dos enlaces podem ser refletidas de uma maneira mais refinada nestes protocolos e mecanismo, contribuindo assim para a melhora de suas respectivas decisões. Algoritmos de adaptação automática de taxa e protocolos de roteamento, mais especificamente as métricas que avaliam a qualidade dos enlaces, são exemplos de mecanismos que poderiam se beneficiar destas informações.

1.1 Motivação

Nesta seção, são apresentados dois mecanismos diferentes na literatura que são afetados pelos efeitos nocivos das colisões e podem assim se beneficiar de informações de probabilidade de colisões para alcançar melhor desempenho.

Métricas de roteamento têm como objetivo a classificação dos enlaces existentes em uma determinada rede, geralmente com base em critérios predefinidos, de maneira a auxiliar o protocolo de roteamento na escolha do melhor caminho a ser utilizado. A primeira métrica utilizada em protocolos de roteamento para redes *ad hoc* é conhecida como Contagem de Saltos (*Hop Count*), na qual é escolhida a rota composta pelo menor número de enlaces — saltos — entre a origem e o destino. A principal desvantagem da Contagem de Saltos é ponderar todos os enlaces com pesos iguais, desconsiderando atributos que refletem a qualidade do enlace, como vazão máxima, atraso e taxa de perda de pacotes, entre outros. Na prática, isto contribui para o baixo desempenho da Contagem de Saltos [11] e, neste contexto, surgiram as chamadas métricas ciente de qualidade (quality aware metrics). Em geral, as métricas ciente de qualidade têm em comum o uso de estratégias de sondagem ativa (active probing) nas quais cada estação transmite pacotes de controle probes — em broadcast para seus respectivos vizinhos. As informações obtidas através destes probes são utilizadas para computar os pesos dos enlaces, respeitando a métrica escolhida em cada caso. O problema desta abordagem recai no fato de que estes pacotes, quando transmitidos através de enlaces sobrecarregados, são susceptíveis a colisões com outros pacotes de dados¹. Desta maneira, a métrica adotada pode classificar imprecisamente um enlace como sendo de baixa qualidade, unicamente devido à baixa taxa de entrega de probes nestas condições de tráfego. Embora seja desejável em muitas situações avaliar a taxa de entrega nos enlaces considerando estes efeitos, alguns mecanismos têm como objetivo avaliar unicamente a qualidade dos enlaces a despeito de outros fatores que possam influenciar na respectiva taxa de entrega de pacotes [44].

Um exemplo é a métrica *Expected Transmission Count* (ETX) [16], que representa o número esperado de transmissões, incluindo retransmissões, necessário por uma estação para enviar com sucesso um único pacote através de um enlace sem fio para um vizinho. Como não há distinção entre as perdas por eventos de colisão, e as relacionadas às condições do canal sem fio, resultando em baixa SNR (*Signal-to-Noise Ratio*) no receptor, não é possível a diferenciação entre os enlaces de baixa qualidade e os de alta qualidade com tráfego intenso. O autor afirma que a sensibilidade de seu mecanismo de *probing* para a carga de tráfego no enlace é uma falha de projeto, uma vez que o ETX pretende ser uma métrica ciente de qualidade e não uma métrica sensível à carga [15]. Na prática esta sensibilidade resulta em aumento da variabilidade no processo de decisão de rotas, o que geralmente é refletido em queda de desempenho da rede. Esta métrica será mais deta-lhadamente discutida no Capítulo 6, no qual será apresentada uma aplicação do presente trabalho. Várias outras métricas derivadas do ETX são propostas na literatura [11].

Uma outra classe de mecanismos afetados pelos efeitos nocivos das colisões são os algoritmos de controle automático de taxa. Estes algoritmos são amplamente explorados na literatura relacionada, visto que existem diferentes taxas oferecidas em redes IEEE

¹Embora os termos *pacotes* e *quadros* sejam utilizados neste trabalho de forma indistinta, é importante destacar que conceitualmente o termo apropriado é *colisão de quadros*, visto que o controle de acesso ao meio é uma das atribuições da Camada de Enlace, cuja unidade de dados de protocolo (*Protocol Data Unit* — PDU) é o *quadro*.

802.11 e sua escolha dinâmica influencia diretamente no desempenho global da rede. O principal desafio dos algoritmos propostos é conseguir a melhor opção de adaptação de taxa apesar de todos os efeitos que podem influenciar sua decisão, como perda de pacotes causada por atenuação, desvanecimento, colisão, entre outros.

De acordo com [32], o esquema de adaptação de taxa mais amplamente adotado em dispositivos comerciais IEEE 802.11 há pouco mais de uma década era o Automatic Rate Fallback (ARF) [31], principalmente devido à sua simplicidade. A ideia básica do algoritmo é a redução da taxa de transmissão em caso de perda severa de pacotes. A questão crítica sobre este algoritmo e outros derivados dele, como por exemplo o Adaptive ARF (AARF) [36], é sobre a sua eficácia. O efeito da colisão de pacotes não é considerado nestes modelos. Não há diferenciação entre as falhas de transmissão causadas por colisões e as causadas pela degradação do canal. Alguns mecanismos mais recentes para adaptação de taxa também estão suscetíveis ao mesmo problema, como por exemplo o SampleRate [9]. As redes sem fio que encontram falhas de transmissão principalmente como consequência de colisões podem ter seu desempenho degradado por decisões imprecisas de redução de taxa executadas por esses algoritmos. Em cenários com perda de pacote devido a altos índices de colisão, a decisão de reduzir a taxa de transmissão pode contribuir ainda mais para a degradação do desempenho, em consequência do maior tempo de ocupação do meio por uma determinada estação para realizar uma transmissão.

1.2 Objetivos

O principal objetivo deste trabalho é a concepção do *Collision Probability Estimator* (CPE), um novo modelo para estimativa da probabilidade de colisão, considerando a existência de terminais ocultos na rede, de forma mais precisa do que os modelos atuais. O modelo proposto é validado através de simulações que demonstram melhora em comparação às demais propostas encontradas na literatura. Além disso, é realizada a aplicação da proposta em um protocolo de roteamento com métrica ciente de qualidade, na qual é possível comprovar a sua utilidade em termos de ganhos obtidos em métricas tradicionais de rede, por exemplo vazão, e ainda em outras como a estabilidade das rotas escolhidas pelo protocolo de roteamento.

1.3 Organização

O restante desta dissertação é organizado como a seguir. O Capítulo 2 apresenta e discute conceitos básicos sobre métodos de acesso ao meio em redes sem fio, mais especificamente sobre o mecanismo implementado no padrão IEEE 802.11 que é o objeto de estudo deste trabalho.

O Capítulo 3 descreve os trabalhos relacionados ao tema, mais especificamente os modelos encontrados na literatura que propõem uma estimativa da probabilidade de colisão e interferência em redes sem fio. Neste capítulo são discutidas em maiores detalhes as ideias básicas que suportam tais modelos, sendo dois deles utilizados para comparação na avaliação do modelo proposto.

O Capítulo 4 descreve o mecanismo para estimativa da probabilidade de colisão proposto neste trabalho, detalhando o seu conceito fundamental, bem como as variáveis utilizadas no modelo, e a maneira pela qual as mesmas podem ser obtidas em implementações reais.

O Capítulo 5 apresenta os resultados obtidos através de simulações que comparam o desempenho da proposta com outros dois modelos relacionados. As simulações abrangem um diferente número de cenários com variações das taxas utilizadas, tamanho dos pacotes e número de terminais ocultos na rede.

O Capítulo 6 apresenta os resultados de uma aplicação da proposta em um cenário com roteamento dinâmico e métrica ciente de qualidade. A estimativa da probabilidade de colisão obtida neste cenário é utilizada para ajustar os resultados obtidos, que são então avaliados quanto ao ganho em estabilidade de rotas escolhidas pelo protocolo de roteamento dinâmico, número de transições entre as rotas disponíveis, aumento da vazão e o total de tempo em cada rota.

Finalmente, no Capítulo 7 são listadas as contribuições desta pesquisa e apresentadas as considerações finais, evidenciado os pontos fortes e as possibilidades de melhoria da proposta. Além disso, são discutidas as oportunidades de trabalhos futuros e continuidade da pesquisa.

Capítulo 2

Conceitos Básicos

Neste capítulo serão apresentados conceitos básicos com relação aos eventos de colisão, e uma breve descrição dos principais métodos de acesso ao meio utilizados em redes sem fio, incluindo a evolução até o protocolo atual das redes IEEE 802.11 que compõem o objeto de estudo deste trabalho.

O rápido crescimento em popularidade que as redes sem fio experimentaram ao longo das últimas décadas, aliado à inerente limitação do espectro de frequências ao qual estão circunscritas e compartilham entre si, tem como consequência principal a alta concentração de dispositivos em faixas estreitas e, inevitavelmente, a interferência entre eles. Neste contexto, os métodos de acesso ao meio possuem importância fundamental na medida em que possibilitam a disputa do meio por diversas estações, e impactam diretamente o desempenho da rede.

Tendo como objetivo a otimização espectral, pesquisas para a utilização de rádios cognitivos [4] tornaram-se populares nos últimos anos. A utilização de rádios cognitivos permite a alocação dinâmica de faixas de frequência, em específico as que requerem licenças para operação, reduzindo assim o desperdício de recursos causado pela eventual ociosidade de seus usuários autorizados, que são denominados os usuários primários destas faixas. Sistemas de rádios cognitivos têm como premissa o sensoriamento espectral, mapeando corretamente a disponibilidade de faixas, a seleção do canal de comunicação a ser utilizado, bem como a coordenação entre os usuários secundários para tal fim, e a identificação fidedigna dos usuários primários, no sentido de não gerar interferência naqueles que detêm o direito a ocupação do canal. Embora esta tecnologia possa contribuir para maior oferta espectral, mitigando os efeitos da alta concentração de dispositivos de redes sem fio, e consequentemente reduzindo os efeitos de interferência e colisões, na prática, estas premissas ainda representam um desafio de implementação, além de introduzirem



Figura 2.1: Exemplos de interferência e colisão de pacotes.

complexidade aos dispositivos atuais.

Os incidentes de colisão podem ser definidos como a sobreposição temporal decorrente da transmissão simultânea de dois ou mais quadros, cujo sinal resultante é diferente dos originalmente transmitidos [46]. Embora os incidentes de colisão estejam relacionados a eventos de interferência, não necessariamente um evento de interferência ocasionará uma colisão. Nas Figuras 2.1(a) e 2.1(b) tem-se um exemplo no qual transmissões simultâneas nos enlaces $a \leftrightarrow b$ e $c \leftrightarrow d$ podem ou não resultar em colisões. Na comunicação $a \leftrightarrow b$, é possível verificar 2 tipos distintos de interferência. Analisando a transmissão $b \rightarrow a$, podemos considerar a interferência gerada pela comunicação no enlace $c \rightarrow d$. Este caso de interferência é verificado no transmissor b e está representado na Figura 2.1(a) onde são ilustrados também os raios de alcance de b e c. Pelo fato de a estar fora do alcance de c, a transmissão $c \rightarrow d$ não será percebida por ele e portanto não causará colisão na comunicação $b \rightarrow a$. Nos exemplos ilustrados nas Figuras 2.1(a), 2.1(b) e 2.2 é adotado como premissa que os raios de alcance e interferência, de uma determinada estação, são iguais.



Figura 2.2: Estações ocultas e expostas.

O segundo caso é ilustrado na Figura 2.1(b) e compreende uma transmissão no enlace $a \rightarrow b$. Consideramos novamente uma transmissão no enlace $c \rightarrow d$. Pelo fato de *b* ser vizinho de *c*, conforme ilustrado pelo raio de alcance de *c* na Figura 2.1(b), esta transmissão

será percebida em *b* gerando uma colisão na comunicação $a \rightarrow b$. Desta maneira, colisões de pacotes são incidentes restritos aos receptores, enquanto eventos de interferência podem ocorrem também entre estações transmissoras, mas não obrigatoriamente provocar colisões.

Colisões podem ser causadas em redes sem fio devido à presença de estações ocultas [23] na rede. Duas estações que possuem um vizinho em comum, mas não são vizinhas entre si, são ditas ocultas uma da outra. O exemplo apresentado na Figura 2.1(b) ilustra este problema. As estações a e c possuem um vizinho em comum — a estação b — entretanto não estão no raio de alcance uma da outra, conforme indicado. Desta maneira, ambas poderiam transmitir simultaneamente para b, causando assim uma colisão. O protocolo de acesso ao meio atualmente utilizado em redes IEEE 802.11 realiza a detecção de portadora antes de transmitir, ou seja, escuta o meio para se certificar que não há nenhuma transmissão em andamento. Entretanto, neste caso específico, não é possível evitar a colisão utilizando apenas esta técnica. O problema de estações ocultas é um dos principais causadores da degradação de desempenho em redes sem fio [48]. Em redes sem fio de múltiplos saltos, este problema é uma das causas do efeito conhecido como interferência intra-fluxo, no qual um fluxo de dados é degradado pelo efeito de colisões de pacotes ao longo da rota na qual o fluxo é encaminhado [38, 51].

Outro efeito indesejado que pode também afetar o desempenho de redes sem fio, sem necessariamente causar colisões, é a ocorrência de estações expostas. Neste caso uma estação posterga a transmissão por detectar o meio ocupado, quando na verdade a sua transmissão não afetaria a comunicação corrente. Um exemplo é ilustrado na Figura 2.2, na qual a transmissão $c \rightarrow d$ inibiria b de transmitir para a, quando, efetivamente, as comunicações poderiam ocorrer simultaneamente devido aos raios de alcance das respectivas estações.

Diferentes propostas para protocolos de acesso ao meio são encontradas na literatura, e algumas delas evoluíram em conjunto com as tecnologias de camada física para atender à crescente demanda de usuários. Com relação à interferência, os protocolos de acesso ao meio podem ser livres de colisão, baseados em métodos determinísticos e técnicas de alocação de canais, ou podem tentar evitá-las com base em métodos de contenção, mitigando-as após sua ocorrência. Na próxima seção serão apresentados alguns dos protocolos de acesso ao meio utilizados nos primórdios das redes sem fio, assim como sua evolução até as redes IEEE 802.11 atuais.

2.1 Métodos de acesso ao meio

O objetivo principal de um protocolo de acesso ao meio é definir como alocar um único canal de comunicação entre múltiplos dispositivos concorrentes [46]. Desta maneira, o protocolo de acesso ao meio deverá decidir o instante no qual determinada estação deverá ter acesso ao meio, o comportamento adotado caso o meio esteja ocupado, a identificação de sucesso ou falha na transmissão, e o comportamento adotado caso ocorra uma colisão [20].

De acordo com [29], um dos critérios de classificação dos métodos de acesso ao meio é a separação e alocação dos canais disponíveis. Métodos determinísticos de alocação de canais são livres de colisão, uma vez que garantem que não haverá interferência entre os recursos distribuídos a diferentes usuários. Estes são denominados protocolos de canalização [20], e como exemplo temos o *Time Division Multiple Access* (TDMA) síncrono, o *Frequency Division Multiple Access* (FDMA), e o *Code Division Multiple Access* (CDMA).

No TDMA síncrono a capacidade do canal de comunicação é compartilhada ao longo do tempo em quadros de duração fixa, subdivididos em *time slots*, que são então alocados aos usuários individualmente. Durante o seu respectivo *slot* de transmissão, um usuário dispõe de toda largura de banda disponível para transmissão. É necessário garantir a sincronização entre todos os dispositivos de modo a manter a estrutura de quadros e evitar interferência entre os usuários. Além disso, o TDMA tende a ser pouco eficiente devido à alocação fixa de *slots* a usuários que podem apresentar períodos de ociosidade ao longo do tempo.

Já no FDMA, a largura de banda total disponível do canal é subdivida em faixas mais estreitas e alocadas aos diversos usuários individualmente, permitindo assim a transmissão simultânea em subcanais distintos. Faixas de proteção são reservadas entre os canais adjacentes de modo a evitar interferência entre os mesmos. Assim como o TDMA, este método tende a ser ineficiente devido ao desperdício dos recursos alocados aos usuários.

O CDMA difere dos métodos anteriores, pois somente um canal ocupa a largura de banda total disponível, e todas as transmissões podem ocorrer simultaneamente e livres de interferência. Este método é baseado em códigos ortogonais para acesso ao meio, que são atribuídos individualmente a cada estação e utilizados para realizar o espalhamento espectral da informação a ser transmitida por cada estação. Códigos ortogonais são independentes entre si, ou seja, permitem a perfeita separação no receptor de sinais que se sobrepõem em frequência e no tempo, bastando apenas a aplicação, sobre o sinal recebido, do mesmo código utilizado para o espalhamento espectral na transmissão.

Além dos métodos determinísticos de alocação do canal de comunicação, existem os métodos de acesso aleatórios, ou também chamados de contenção [20]. Nestes, o acesso ao meio é realizado de forma dinâmica, onde a decisão ocorre de forma distribuída ou centralizada, geralmente baseada no estado do meio de transmissão, livre ou ocupado. Não existe um momento predefinido para início da transmissão de uma determinada estação, tampouco ordem programada. Desta maneira, a ocupação do meio se dá de forma aleatória e mediante disputa entre estações concorrentes, o que consequentemente acarreta períodos de contenção entre as mesmas de forma a evitar colisões. O protocolo de acesso ao meio utilizado atualmente nas redes IEEE 802.11 é uma evolução de outros métodos que serão brevemente descritos em sequência.

Na década de 1970, surgiu na Universidade do Havaí o protocolo conhecido como ALOHA, desenvolvido para uso naquela que é reconhecidamente a primeira rede de pacotes via rádio — a ALOHAnet [30]. A ideia básica da versão original deste protocolo, o ALOHA puro, é que uma estação envie um quadro sempre que possuir dados a transmitir. O canal é compartilhado entre as estações participantes e não há escuta do meio, ou seja, detecção de portadora, para avaliar se o mesmo está livre ou não. Devido à possibilidade de colisão, é utilizada a confirmação por parte do receptor para certificar o sucesso da transmissão e, caso esta confirmação não seja recebida após um intervalo de tempo definido, o transmissor assume que o quadro foi corrompido e o reenvia. Para reduzir a probabilidade de colisão, um tempo aleatório de espera — *backoff time* — é estabelecido para cada nova tentativa. O *backoff time* é implementado através de um recuo exponencial binário (*binary exponential backoff*), no qual o tempo de espera mínimo é aumentado por um fator $2^k - 1$, onde k representa o número de tentativas e deve respeitar um limite máximo. Caso o limite máximo de tentativas seja alcançado a transmissão é abortada.

O *Slotted* ALOHA é a evolução do protocolo original, no qual o tempo contínuo é divido em intervalos discretos de tamanhos iguais — *slots* —, e o tamanho dos quadros é fixo. Cada quadro ocupa o intervalo de um *slot*, e as transmissões são iniciadas somente no começo dos mesmos. O *Slotted* ALOHA tem como pré-requisito a sincronização de relógio entre as estações para que os *time slots* sejam bem definidos e respeitados. Colisões podem ocorrer somente quando duas ou mais estações iniciam suas transmissões no mesmo *slot*, ao contrário do Aloha puro de tempo contínuo. Desta maneira o *Slotted* ALOHA é mais eficiente do que a versão original do protocolo.

Ainda na mesma década, foi proposto o Carrier Sense Multiple Access (CSMA) [34]

que introduziu o conceito de escuta do meio antes das transmissões, a fim de identificar o seu estado corrente, reduzindo assim a probabilidade de colisão. No seu modelo mais simples, *1-persistente*, uma estação escuta o meio continuamente até que se torne livre, e então transmite. É denominado *1-persistente* pois uma estação transmitirá com probabilidade 1 sempre que perceber o meio livre. No modelo *não-persistente*, caso a estação escute o meio ocupado em um dado momento, esta então aguarda um intervalo de tempo aleatório antes de escutar o meio novamente. Assim que o meio for identificado livre, a estação realiza a transmissão.

Existe ainda o método p-persistente no qual o tempo é dividido em intervalos discretos, e cada estação escuta o canal continuamente e transmite em um *slot* ocioso com probabilidade p. Com probabilidade 1 - p, a estação aguarda o próximo *slot*. Este processo se repete até que a estação realize a transmissão, ou o canal se torne ocupado por alguma outra estação concorrente, situação esta que é interpretada como colisão. Neste caso, a estação inicia um processo de *backoff* antes de recomeçar o processo descrito anteriormente.

O CSMA original, embora represente uma evolução em comparação ao ALOHA, não oferece um tratamento específico para incidentes de colisão. Neste sentido, duas novas extensões foram propostas para o CSMA original: CSMA with Collision Detection (CSMA/CD) e o CSMA with Collision Avoidance (CSMA/CA). O CSMA/CD não é utilizado em redes sem fio, não sendo portanto objeto de estudo aprofundado neste trabalho. Resumidamente, através do CSMA/CD, uma estação transmissora é capaz de detectar perfeitamente uma colisão e interrompê-la de forma abrupta, evitando assim desperdício de recursos de tempo e largura de banda disponível. Porém, conforme discutido anteriormente não é possível identificar com precisão, por parte do transmissor, as colisões em redes sem fio devido às particularidades inerentes ao meio utilizado, e a possibilidade de existência de terminais ocultos. Desta maneira, o CSMA/CA tem como objetivo principal evitar a ocorrência de colisões em redes sem fio.

O método CSMA/CA utilizado nas redes IEEE 802.11, além de herdar do CSMA/CD o uso de janelas de contenção (*contention window* — CW), introduz a este o uso de confirmações (*acknowledgements* — ACK), e a definição de espaçamentos entre quadros (*interframe spaces* — IFS) para minimizar e tratar possíveis colisões. O emprego de ACK, combinado com o uso de um temporizador para o seu recebimento, tem como objetivo garantir a confiabilidade da comunicação e identificar quadros que eventualmente precisarão ser retransmitidos. Janelas de contenção são utilizadas, em conjunto com a estratégia de *backoff* exponencial binário a cada nova tentativa, para minimizar eventos nos quais duas ou mais estações iniciem as suas transmissões simultaneamente. Por último, a definição de espaçamentos entre quadros tem por finalidade postegar a transmissão, por um intervalo mínimo, ainda que o meio se encontre ocioso e, adicionalmente, definir a prioridade de acesso ao meio em função dos diferentes tipos de quadros que podem ser enviados. Por exemplo, um quadro ACK de uma comunicação corrente deve ter prioridade sobre um novo quadro de outra transmissão qualquer, de modo a evitar desperdício de recursos do meio provenientes de uma eventual retransmissão do quadro não confirmado. Além disso, é possível estabelecer um conjunto adicional de intervalos entre quadros de modo a implementar diferentes Funções de Coordenação, ou seja, modos de operação distintos para acesso ao meio como é feito no IEEE 802.11 [27] discutido a seguir.

O padrão IEEE 802.11 definiu originalmente duas funções de coordenação para acesso ao meio: DFC (*Distributed Coordination Function*) e a PCF (*Point Coordination Function*). Funções adicionais foram propostas em emendas seguintes, tais como: HCF (*Hybrid Coordination Function*) no IEEE 802.11e [26], e MCF (*Mesh Coordination Function*) através do IEEE 802.11s [28]. O modo DCF é objeto de estudo e será detalhado na Seção 2.2; exceto o PCF, os demais modos não são definidos na versão original do padrão e não serão abordados.

O modo PCF é opcional e, resumidamente, consiste de um método de acesso para redes infraestruturadas totalmente livre de contenção, sob coordenação de uma estação central que efetua a consulta (*polling*) das demais estações secundárias acerca de dados a transmitir. Não é descrita no padrão a frequência do *polling*, tampouco o ordenamento e a premissa de justiça do mesmo. Visando o sincronismo entre as estações e a troca de informações de controle, é previsto um quadro especial de controle chamado *beacon frame*. É determinado ainda um novo espaçamento entre quadros, denominado PIFS (PCF IFS), que possui prioridade em relação ao modo DCF, ou seja, é menor do que o intervalo próprio do DCF que será apresentado a seguir.

2.2 Distributed Coordination Function (DCF)

O padrão IEEE 802.11 determina o método DCF como o mecanismo mandatório de acesso de meio, sendo possíveis dois modos distintos de operação: operação básica e o mecanismo *Request-to-Send/Clear-to-Send* (RTS/CTS). As estações implementam o CSMA/CA no modo básico para competir pelo canal de forma distribuída, detectando o

estado do meio antes das transmissões, método conhecido como *physical carrier sensing* (CS). No mecanismo RTS/CTS, as estações trocam o tráfego de controle para realizar a reserva do meio físico antes das transmissões de dados, um mecanismo conhecido como *virtual CS*.

No modo de operação básica, uma estação detecta o meio para verificar se o mesmo está ocupado ou não. Se o canal for detectado inativo por intervalo de tempo definido como *DCF Interframe Space* (DIFS), que representa o intervalo mínimo entre transmissões subsequentes, a estação transmite. Se o meio é detectado ocupado, seja durante o intervalo DIFS ou imediatamente após ele, a estação posterga a sua transmissão e continua a detectar o meio para garantir que o mesmo se torne ocioso por no mínimo um novo intervalo DIFS.

De modo a minimizar a probabilidade de colisão, a estação inicia um processo de backoff, selecionando um intervalo aleatório para contenção antes de realizar nova tentativa de transmissão. Este processo implementa um temporizador próprio, denominado contador de *backoff*, que é decrementado enquanto o meio for detectado inativo. Sempre que a estação detecta o meio ocupado, este temporizador é então interrompido. O contador é retomado caso o meio se torne inativo por um intervalo DIFS novamente, e uma transmissão ocorre quando este temporizador é expirado. O método DCF implementa um mecanismo de *backoff* exponencial. Na primeira tentativa de transmissão, a janela de contenção é definida como CW_{min} e, após cada falha de transmissão, CW é aumentada exponencialmente até atingir o limite CW_{max}. As falhas de transmissão podem ser detectadas quando não há recebimento de uma confirmação (ACK) após um intervalo denominado Short Interframe Space (SIFS). È importante notar que, embora este mecanismo de *backoff* reduza o número de colisões, ainda há uma chance de colisões de quadros devido à probabilidade de duas estações diferentes terminarem seus respectivos processos de *backoff* simultaneamente e iniciarem suas transmissões ao mesmo tempo. Além disso, este processo não mitiga o problema das colisões causadas por estações ocultas.

O modo virtual CS do CSMA/CA é baseado no MACAW [7] (Multiple Access with Collision Avoidance for Wireless), que implementou o uso do handshake RTS/CTS para controlar o acesso ao meio e evitar colisões de estações ocultas. Antes de transmitir um quadro de dados, uma estação transmite um quadro de controle RTS, de acordo com o mesmo processo de backoff utilizado no modo de operação básica, indicando uma futura tentativa de transmissão de um quadro de dados. Após a recepção bem-sucedida de um quadro RTS, o receptor responde com um quadro CTS. Ambos os quadros de controle RTS e CTS trazem informações sobre a intenção de iminente ocupação do canal, alertando outras estações dentro do raio de alcance para que adiem suas respectivas transmissões, a fim de evitar colisões. Embora o processo de *handshake* RTS/CTS possa melhorar a eficácia da rede, especialmente quando usado antes de grandes quadros de dados, ele introduz uma sobrecarga de controle que pode reduzir a taxa de transferência caso não haja estações ocultas na rede. Na prática este mecanismo não é comumente utilizado [25].

Capítulo 3

Trabalhos Relacionados

Este capítulo descreve trabalhos encontrados na literatura relacionados à probabilidade de colisão de pacotes em redes sem fio IEEE 802.11, assim como os efeitos destes incidentes no desempenho dos protocolos e mecanismos propostos. Os trabalhos são classificados em modelos analíticos ou cientes de colisão.

Nos modelos analíticos a estimativa da probabilidade de colisão é abordada, direta ou indiretamente, através das informações disponíveis e resultam em um modelo matemático que tem como objetivo principal realizar uma análise aprofundada de uma característica específica da rede, como a vazão máxima, por exemplo.

Os modelos cientes de colisão por sua vez têm como objetivo final o desenvolvimento de um mecanismo específico, como um protocolo de roteamento ciente de qualidade ou interferência, ou ainda um algoritmo de seleção de taxas, todos afetados diretamente pela probabilidade de colisão nos enlaces e, por este motivo, a consideram em suas propostas.

3.1 Efeitos das colisões e estimativas de probabilidade

3.1.1 Modelos analíticos

Um modelo analítico para avaliação do desempenho de redes IEEE 802.11, especificamente da função de coordenação DCF — modo básico e RTS/CTS — é apresentado por Bianchi [8]. O objetivo principal deste modelo é determinar a vazão máxima do DCF em condições de saturação, ou seja, quando as estações participantes sempre possuem dados a transmitir. A ocorrência de colisões reduz a eficiência do DCF devido ao aumento do período médio de contenção na rede, sendo necessário considerar esta probabilidade nos modelos de análise deste mecanismo. Bianchi assume em seu modelo que os canais utilizados apresentam condições ideais, ou seja, todas as estações detectam perfeitamente as transmissões umas das outras, e que não há efeito captura no decorrer de uma colisão, efeito este que, dependendo da relação sinal-ruído (*signal-to-noise ratio* - SNR) dos sinais sobrepostos, permite que um deles seja decodificado no receptor. Bianchi considera ainda um número finito de estações independentes entre si, onde a decisão de transmitir é independente dos estados das demais estações. A probabilidade de colisão p é considerada constante para cada nova tentativa de transmissão, independentemente da quantidade de retransmissões já decorridas. A probabilidade p é calculada como uma função de τ , que representa a probabilidade de, em um determinado intervalo de tempo de um estágio de *backoff*, uma estação transmitir um pacote. Dado um número n de estações, p é definida como a probabilidade de, em um determinado *slot* de tempo, pelo menos uma das outras n-1 estações transmitir ao mesmo tempo, isto é [8]:

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \tag{3.1}$$

O modelo utiliza uma cadeia de Markov bidimensional para representar os diferentes estágios de *backoff*, e o seu respectivo contador em cada etapa. A partir desta, a probabilidade τ de uma estação transmitir em um determinado *slot* é derivada em função da probabilidade de colisão (*p*), do tamanho mínimo de janela de contenção (W_{min}), e do número de estágios de *backoff* (*m*), e é dada por:

$$\tau = \frac{2(1-2p)(1-p)}{(1-2p)(W_{min}+1) + pW_{min}(1-(2p)^m)}$$
(3.2)

Através das Equações 3.1 e 3.2, pode-se calcular numericamente as probabilidades p e τ e então obter a vazão da rede na condição de saturação, que representa a quantidade média de informação útil transmitida em um *slot* de tempo, dividido pela própria duração do *slot*. Embora esta proposta seja a base de modelos posteriores mais complexos [18, 24], as premissas adotadas ainda permanecem e podem não refletir as características das redes reais. Efeitos de propagação inerentes ao próprio canal de comunicação, aliados às diferentes distribuições de potência de transmissão das estações ao longo do tempo, bem como a mobilidade dos usuários, podem resultar na existência de estações ocultas na rede, mesmo que por um curto período de tempo. Ademais, pressupor a condição de saturação desconsidera a possibilidade de comportamentos de tráfego em rajadas, nos quais estações alternam períodos de utilização intensa dos recursos da rede, com períodos de ociosidade.

3.1.2 Modelos cientes de colisão

O efeito prejudicial das colisões de pacotes também é considerado nos protocolos para adaptação automática de taxas. Embora estes não tenham como objetivo principal determinar diretamente a probabilidade de colisão de pacotes, muitos utilizam informações extraídas a partir das condições da rede para inferir períodos de altas taxas de colisão. Desta maneira ao identificar indiretamente esses períodos de maior suscetibilidade a colisões, os protocolos são capazes de fundamentar melhor suas escolhas para o ajuste de taxas. O *Collision-Aware Rate Adaptation* (CARA) [32] é um exemplo de esquema de adaptação automática de taxa desenvolvido para considerar este efeito. Este modelo é semelhante ao ARF em sua operação, exceto pelo uso do *handshake* RTS/CTS com o objetivo de minimizar a ocorrência de colisões e, aliado à funcionalidade *Clear Channel Assessment* (CCA) [27], realizar a diferenciação dos eventos de perda de pacotes.

No mecanismo CARA, os quadros RTS/CTS são utilizados quando o tamanho do pacote a ser transmitido é igual ou maior que um limite pré-definido, ou caso o limite de tentativas de transmissão sem sucesso (1 por padrão) tenha sido atingido. Desta maneira, a primeira tentativa de retransmissão de um quadro adotará este método. Para diferenciar perdas devido às condições do canal das causadas por colisão, são propostos dois modelos diferentes. O primeiro considera que falhas no estabelecimento do *handshake* são causadas por colisão, devido ao tamanho reduzido destes quadros e ao uso de taxas básicas na transmissão, o que os torna menos propensos a desvanecimentos e degradação no meio sem fio. O segundo método é usar o CCA para verificar o status do meio logo após realizar uma transmissão. Se nenhum ACK é recebido após um intervalo SIFS subsequente a uma transmissão de dados e o meio é detectado ocupado, infere-se que houve uma colisão.

Ainda que a implementação do CARA não requeira maiores modificações ao padrão IEEE 802.11, o uso dos quadros RTS/CTS introduz sobrecarga às redes sem fio, especialmente quando não há estações ocultas. Ademais, o segundo método proposto para inferência de colisões não abrange todos os possíveis casos desses eventos, além do que, realizar este processo no transmissor pode não refletir a realidade do receptor. Outros algoritmos baseados no ARF e no uso de RTS/CTS também são encontrados na literatura [37, 50].

A análise do nível de contenção verificado pelas estações pode ser também um indicativo para inferir uma maior ou menor probabilidade de colisão de pacotes. Esta é a ideia principal do *Yet Another Rate Adaptation algorithm* (YARAa) [13], que utiliza as informações de ocupação do canal para diferenciar as eventuais perdas de pacotes, aprimorando assim as escolhas das taxas de transmissão. O grau de disputa do meio pode ser avaliado pelo desvio entre o atraso estimado para uma transmissão e seu o atraso efetivo.

O YARAa propõe uma estimativa de atraso, para cada enlace da rede, em função da taxa de transmissão da camada física (PHY), o número de tentativas, tamanho do quadro e valor médio de contenção em cada estágio de *backoff*. Já o atraso efetivo representa o tempo de fato decorrido para a transmissão de um quadro com sucesso, ou seja, o intervalo entre a chegada do quadro na saída do *buffer* de transmissão e o recebimento do respectivo ACK. Este atraso real, ao contrário do estimado, leva em consideração os períodos de interrupção do contador no processo de *backoff*, em função da ocupação do meio por outras estações transmissoras. É esperado que este desvio aumente à medida que mais estações disputem o meio. Desta maneira, o YARAa utiliza essa informação para inferir a causa das perdas de pacotes, reduzindo assim a possibilidade de uma decisão de adaptação de taxa imprecisa.

A principal desvantagem apresentada pelo YARAa é quanto ao seu desempenho na presença de estações escondidas. Por não ser possível realizar a detecção de portadora para identificar transmissões de estações ocultas, o contador do processo de *backoff* não é interrompido e, consequentemente, a utilização do meio pelas estações ocultas não é refletida em intervalos de contenção maiores nas estações transmissoras. Desta maneira, os atrasos estimado e efetivo não apresentam grande desvio na presença de estações ocultas, e o YARAa infere erradamente uma menor probabilidade de colisão neste caso. Os autores consideram que a realização de adaptação automática da taxa na presença de estações escondidas ainda permanece um desafio a ser melhor investigado [12].

Estimar o nível de interferência em redes sem fio é uma tarefa complexa, pois pode depender de fatores como as características de propagação no ambiente em questão, a distribuição espacial e mobilidade dos usuários, níveis de potência utilizados pelos dispositivos, entre outros. As propostas de estimativa de interferência baseadas nos raios de transmissão e interferência das demais estações da rede, ou na relação sinal-interferênciamais-ruído (SINR) para cada uma das transmissões simultâneas não são realizáveis devido aos desafios de implementação que estes modelos introduzem. Considerando estas limitações, um novo protocolo de roteamento ciente de interferência é proposto em [1], definindo um *framework* para estimar a interferência com base na modelagem do tráfego interferente. Desta maneira é proposto o *Interference and Contention Estimator* (ICE), modelo no qual a probabilidade de colisão em um enlace de interesse é calculada em função da taxa de chegada de quadros nos enlaces interferentes.



Figura 3.1: Exemplo de modelagem de tráfego interferente.

Adotando como premissa que o tráfego no modo DCF do IEEE 802.11 segue um processo estocástico, os autores propõem a modelagem do tráfego em um enlace como um processo de Poisson [33], e a probabilidade de recepção de exatamente k quadros durante um intervalo de tempo T, dada a taxa de chegada esperada λ durante este intervalo, é dada por:

$$P_r(N = k, \lambda T) = \frac{e^{-\lambda T} \times (\lambda T)^k}{k!}$$
(3.3)

Um exemplo é ilustrado na Figura 3.1 que representa os enlaces de interesse $(a \rightarrow b)$ e interferente $(c \rightarrow b)$, na qual $a \in c$ são estações ocultas uma da outra. Considerando que um evento de colisão em b somente pode ocorrer durante o intervalo no qual um quadro está sendo recebido no enlace $a \rightarrow b$, o intervalo T em (3.3) é definido como o intervalo em que o quadro ocupa o canal, representado por τ , cuja duração pode ser calculada como o tamanho do quadro dividido pela taxa de transmissão utilizada. De maneira a evitar os custos computacionais do cálculo dessa probabilidade para cada quadro especificamente, os autores argumentam que esta pode ser calculada ao longo de um período médio T, ao contrário do intervalo τ . Assim, a probabilidade de ocorrer pelo menos uma colisão na comunicação $a \rightarrow b$ causada por quadros interferentes da estação c, corresponde à probabilidade de recepção de pelo menos um quadro no enlace $c \rightarrow b$, durante o intervalo de ocupação do enlace $a \rightarrow b$, e é dada por:

$$P_{a}^{b} = P_{r}(N \ge 1, \lambda_{(c,b)}\tau_{(a,b)})$$

= 1 - P_{r}(N = 0, \lambda_{(c,b)}\tau_{(a,b)})
= 1 - e^{-\lambda_{(c,b)}\tau_{(a,b)}}(3.4)

Embora os autores defendam que os valores de λ em enlaces interferentes podem ser facilmente obtidos através da monitoração do número de quadros transmitidos nesses

enlaces no decorrer de um intervalo definido (T), na prática isto pode representar um desafio, devido à possibilidade de transmissões simultâneas em dois ou mais enlaces deste tipo.

Outra proposta para roteamento ciente de interferência é apresentada por Passos [44]. De maneira semelhante ao descrito em [15], Passos argumenta que as colisões sofridas por pacotes de *probing* prejudicam o desempenho de sua proposta.

Para mitigar esta questão, é proposto um método para estimar a probabilidade de colisão (p_{col}) que tem como objetivo final ajustar as estimativas de probabilidade de entrega de pacotes em cada enlace (*delivery probability* — *d*). O objetivo é tornar a probabilidade de entrega em cada enlace independente da probabilidade de colisão, representando assim a qualidade dos enlaces de uma maneira mais fiel à realidade. A probabilidade de colisão é estimada em função do número de potenciais estações ocultas e seus respectivos percentuais de uso do meio físico, ou seja, da fração de tempo em que estas estações de fato transmitem. Além disso, é assumido que as estações detêm essas informações *a priori*, não apenas próprias mas também de vizinhos, bem como conhecem a probabilidade de entrega dos enlaces que possuem. A estimativa para a probabilidade de colisão de um pacote enviado no enlace $a \rightarrow b$ é [44]:

$$p_{col_{a\to b}} = \frac{1 - Idle_b}{\sum_{i \in N_b} AirTime_i} \times \sum_{i \in N_b, i \neq a} AirTime_i \cdot (1 - d_{i\to a})$$
(3.5)

Na Equação 3.5, $Idle_b$ representa a porcentagem de tempo em que b detecta o meio como ocioso e, por conseguinte, o seu complemento $(1 - Idle_b)$ indica a percepção de b da ocupação do meio. A porcentagem de tempo que uma estação utiliza o meio para realizar transmissões é representada por AirTime, e o conjunto de vizinhos de b é representado por N_b . Uma estação i é considerada oculta para a estação a, no enlace $a \rightarrow b$, se for vizinha da estação b $(i\epsilon N_b)$ mas não de a, ou seja, $d_{i\rightarrow a} = 0$. O objetivo da estimativa de Passos é representar o percentual de utilização do meio físico por potenciais estações ocultas de a, com relação ao enlace $a \rightarrow b$. A aproximação também considera o fato que, em um dado intervalo de tempo, um vizinho de a pode atuar como um terminal oculto como resultado de variações relacionadas ao canal, representadas pelo termo $(1 - d_{i\rightarrow a})$ na equação, que é utilizado para ponderar a respectiva utilização do meio por parte dos vizinhos de b. Considerando que diferentes vizinhos de b podem transmitir ao mesmo tempo, Passos propõe ainda uma normalização pela soma de todos os valores de AirTimepara todos os vizinhos de b. Embora considere a variabilidade temporal do canal de comunicação, a utilização na Equação 3.5 da probabilidade de entrega d em um enlace pode introduzir imprecisão no cálculo da estimativa $p_{col_a\to b}$, uma vez que, ainda não ajustada, d é impactada diretamente pelos eventos de colisão nos enlaces. Adicionalmente, não há garantias de que a normalização utilizada para considerar as possíveis transmissões simultâneas dos vizinhos do terminal em questão, representada pelo termo $\sum_{i \in N_b} AirTime_i$, seja uma aproximação correta a ser utilizada.

Capítulo 4

Modelo proposto

Neste capítulo será apresentada a ideia principal e as premissas adotadas para a proposição de um novo modelo de estimativa para a probabilidade de colisão. Adicionalmente são também explorados pontos importantes quanto à viabilidade prática do modelo, respeitando os princípios iniciais adotados.

4.1 Collision Probability Estimator (CPE)

Conforme abordado no Capítulo 2, colisões são eventos restritos aos receptores. Estações transmissoras e receptoras possuem diferentes percepções da ocupação do meio nos seus respectivos entornos. Isto ocorre devido à contribuição de componentes espaciais, que refletem o tráfego presente na região que representa a vizinhança de cada estação, e componentes temporais, que indicam a variação deste tráfego ao longo do tempo, presentes nestas detecções de estado do canal. Desta maneira, a utilização isolada de dados coletados localmente nos transmissores é insuficiente para estimar corretamente a probabilidade de colisão. É preciso obter, de alguma maneira, informações acerca da utilização do canal na vizinhança do receptor, para que seja então possível inferir uma maior ou menor probabilidade de colisão.

O CPE propõe uma estimativa baseada na combinação de dados disponíveis em cada transmissor, com informações trocadas entre estações vizinhas. Estas informações compreendem as mesmas variáveis utilizadas por Passos em sua proposta [44], embora combinadas em um modelo matemático mais completo e preciso.

O CPE adota como premissa que cada estação seja capaz de obter localmente informações sobre seu *IdleTime*, que representa a fração de tempo no qual a estação identifica


Figura 4.1: Diferentes tipos de colisão.

o meio livre. De acordo com Passos, esse dado já é fornecido pelos drivers IEEE 802.11 mais populares, podendo ser obtido via software. Quanto à variável AirTime, esta pode ser calculada com base no volume total de bytes transmitidos pela camada física, incluindo os eventos de retransmissão, e na taxa de transmissão utilizada. Cabe destacar que, por representarem quantitativos percentuais, estas variáveis são verificadas em intervalos periódicos predefinidos (intervalo W por exemplo). A segunda premissa adotada é a de que cada estação conhece o AirTime de seus respectivos vizinhos de dois saltos. Uma vez que AirTime é conhecido, o seu complemento (1 - AirTime) pode então ser calculado. Este representa a fração de tempo em que uma estação está em qualquer estado possível, exceto acessando o meio para realizar transmissões. Em outras palavras, é possível que o meio esteja livre, ocupado por alguma outra transmissão, ou que a estação esteja recebendo um quadro.

Um exemplo considerando três estações transmissoras $(a, c \in d)$, ocultas entre si, e que iniciam fluxos distintos de dados para um vizinho em comum (b), é apresentado na Figura 4.1. A topologia do exemplo é descrita na Figura 4.2. O eixo das abcissas na Figura 4.1 representa a evolução do tempo no intervalo Wenquanto o das ordenadas representa a ocupação do meio pelas estações a, c, e d, e a percepção de b da ociosidade



Figura 4.2: Topologia com três estações transmissoras

do meio. Para computar o AirTime de a, por exemplo, deve-se considerar o somatório de seus intervalos de transmissão (a1, a2, $a3 \in a4$), divididos por W. De maneira análoga é possível computar IdleTime de b. Considerando todas as transmissões de igual duração, três incidentes de colisão distintos com relação a estação a são representados pelos rótulos 1, 2 e 3. No primeiro caso, $a \in c$ iniciam suas transmissões simultaneamente. Nos casos 2 e 3, as transmissões de a iniciam respectivamente antes e depois de c começar a sua transmissão.

Assumindo uma função CCA ideal e desconsiderando variações do canal que possam resultar em perda de vizinhança entre as estações, b é capaz de identificar perfeitamente as transmissões de a, $c \in d$, quando estas transmitem separadamente. Além disso, b é capaz de mapear corretamente os períodos de uso do meio físico independentemente de se tratar de uma transmissão que resulte ou não em colisão.

Analisando unicamente as transmissões no enlace $a \rightarrow b$ pode-se argumentar que, com base apenas na informação de IdleTime da estação de destino, no caso b, seria possível inferir a probabilidade de colisão de forma precisa. Infelizmente esta inferência não é tão simples. Assumindo que a estação a conheça o valor de IdleTime de b, é então possível computar o percentual de tempo em que b percebeu o meio ocupado, calculado como $1 - IdleTime_b$, doravante referido como $BusyTime_b$ e representado na Figura 4.1. Para estimar a probabilidade de colisão do enlace $a \rightarrow b$, simplesmente considerar $BusyTime_b$ como base para cálculo produziria estimativas supervalorizadas, uma vez que a própria contribuição das transmissões de a está implícita na percepção de $IdleTime_b$ e, consequentemente, também em $BusyTime_b$. Por outro lado, subtrair diretamente de $BusyTime_b$ a contribuição total das transmissões de a, ou seja, $AirTime_a$, também acarretaria imprecisão na estimativa, visto que algumas transmissões de a são concorrentes com outras transmissões, conforme representado pelos rótulos 2 e 3. Idealmente, deseja-se obter perfeitamente $BusyTime_b$ desconsiderando a fração do tempo em que o meio estava ocupado por transmissões efetuadas pela estação a, como ilustrado na Figura 4.1 — indicado por $BusyTime_b$ exceto AirTime exclusivo de a.

Considerando que estações ocultas estão fora do raio de interferência umas das outras, e portanto executam transmissões independentes, propomos assim um novo modelo de estimativa. A ideia básica que fundamenta esta aproximação é extrair de *BusyTime_b* a fração de tempo em que a estação de origem *a* transmite sem que nenhuma outra estação vizinha de *b* transmita simultaneamente. Isto significa que, do tempo total em que *b* detecta o meio ocupado, o objetivo é remover o tempo que corresponde às transmissões de *a* realizadas com sucesso, restando apenas a representação do uso do meio por potenciais estações interferentes no enlace $a \rightarrow b$, no caso as estações *c* e *d*. A expressão é então definida como:

$$p_{col_{a\to b}} = (1 - Idle_b) - \left[AirTime_a \times \prod_{i \in (N_b - N_a)} (1 - AirTime_i) \right]$$
(4.1)

A estimativa apresentada na Equação 4.1 é a base do modelo proposto. Os vizinhos de a e b são representados por N_a e N_b , respectivamente, e $N_b - N_a$ representa vizinhos de b que são estações escondidas para a no enlace $a \rightarrow b$.

È importante ressaltar que não estão contempladas as colisões causadas pelo sincronismo de transmissões entre estações consideradas vizinhas diretas, ou seja, que se encontram dentro dos raios de alcance umas das outras. Consideramos estes casos minimizados pela aleatoriedade do método de acesso ao meio destas redes, e mitigados pelo processo de *backoff* exponencial a cada nova tentativa de retransmissão. Outra ressalva considerável diz respeito à influência do tamanho do pacote na probabilidade de colisão. Embora não seja contabilizado na aproximação proposta, é esperado um aumento na probabilidade de colisão para pacotes maiores, dado que essas transmissões tendem a ocupar o meio por um intervalo maior. Ajustar a estimativa para refletir esta influência parece sensato, entretanto esta não é uma tarefa simples, uma vez que a distribuição do tamanho dos pacotes, bem como os intervalos entre os mesmos e os eventuais períodos de ociosidade não são conhecidos *a priori*.

Um exemplo simples da aplicação do CPE pode ser dado baseado na Figura 3.1 com apenas duas estações ocultas entre si. Considerando as estações a e c transmitindo para b, podemos assumir que os valores $AirTime_a$ e $AirTime_c$ são iguais a 0,2798 em um determinado intervalo — assumindo que ambas transmitem a uma mesma taxa e mesmo tamanho de pacote. Assumindo ainda que $IdleTime_b$ é 0,5197, e que estes valores são conhecidos pelas estações, é possível computar a estimativa de colisão $p_{col_a\to b}$. Para o cálculo de $p_{col_a\to b}$ obtém-se primeiro a percepção de ocupação do meio pela perspectiva da estação de destino b, dado por $1-IdleTime_b$ e, neste caso, igual a 0,4803. Posteriormente, é preciso obter a fração de tempo em que as estações ocultas de a — somente c neste exemplo — não realizam transmissão, que é dado por $1-AirTime_c$. Por último é obtida a fração de tempo em que a transmite sem a interferência de estações ocultas, dado por $AirTime_a \times \overline{AirTime_c}$, e igual a 0,2015. Desta maneira $p_{col_a\to b}$ é estimada em 0,2788 e, de maneira análoga, $p_{col_c\to b}$ pode ser também computada. Estes valores foram obtidos através de experimentos para avaliação do CPE que serão apresentados em maiores detalhes no Capítulo 5.

4.2 Viabilidade de implementação

A implementação prática do modelo proposto é viável, uma vez que é necessário apenas que cada estação conheça o *IdleTime* de seus vizinhos diretos, e os valores de *AirTime* dos vizinhos de dois saltos. Informações de *AirTime* e *IdleTime* ao longo de um janela de tempo W, o intervalo entre probes periódicos de um protocolo de roteamento proativo utilizado em redes ad hoc, por exemplo, podem ser facilmente obtidas através da inserção destas informações (piggybacking) nestes quadros de probing periodicamente enviados. Embora sejam abordadas questões quanto a sua viabilidade e atendimento às premissas assumidas, a eficácia deste modelo é avaliada nesta dissertação somente através dos resultados obtidos em ambientes simulados, em comparação com outras propostas apresentadas no Capítulo 3. Ademais, a congruência entre a aproximação utilizada pelo CPE e o modelo de Passos, no que tange às variáveis utilizadas para cálculo da estimativa, e a implementação prática já realizada por este, reforçam a viabilidade do modelo proposto.

Em geral, duas abordagens distintas são utilizadas pelos protocolos para estimar a qualidade dos enlaces e suas respectivas perdas, bem como inferir sobre o tráfego na rede e outras características. A primeira consiste em uma abordagem ativa, na qual *probes* periódicos trocados entre as estações são utilizadas para auxiliar nesta inferência. A desvantagem neste modelo está na sobrecarga introduzida na rede, sendo mais intensa quanto menor for o intervalo entre os *probes*. Intervalos demasiadamente longos, em contrapartida, podem não refletir as variações breves do canal de comunicação. Além disso, estes quadros são geralmente transmitidos a taxas básicas, o que os torna menos suscetíveis a eventuais degradações do canal, resultando em estimativas que podem não refletir a realidade da rede experienciada pelos demais fluxos de dados.

A segunda abordagem é dita passiva, pois toda a inferência é baseada nas informações sobre o tráfego na rede percebidas localmente em cada estação. Desta maneira, esta não apresenta as desvantagens do uso de *probes*, embora períodos de ociosidade possam resultar em imprecisão nas estimativas.

A abordagem proposta para a implementação do CPE pode ser interpretada como híbrida, pois combina a troca de dados coletados pontualmente de modo passivo, de maneira ativa entre estações vizinhas. O uso de *piggybacking* em quadros de controle já utilizados por protocolos de roteamento reduz a complexidade de implementação do modelo. Ainda assim, a proposta apresenta a desvantagem advinda da carga adicional necessária para transportar as informações acerca da ocupação do meio percebida por cada estação (*AirTime* e *IdleTime*).

Para validar a proposta do uso de *piggybacking* nos pacotes de controle, é desejável portanto estimar o ônus introduzido pelo CPE. Todas as informações necessárias para computar as estimativas do CPE podem ser consolidadas nos pacotes de controle padrão utilizados pelo protocolo de roteamento. De uma maneira geral, *probes* periódicos transportam um identificador associado à estação de origem — usualmente o endereço da interface utilizada ou *loopback* designada para o processo de roteamento—, um número de sequência, tamanho do pacote, *time-to-live* (TTL), entre outros. O tamanho destes pacotes é diretamente proporcional à quantidade de vizinhos descobertos.

Com o objetivo de divulgar as informações acerca de seus enlaces, estes pacotes transportam também o endereço de cada vizinho, o custo de cada enlace de acordo com a métrica adotada e, em alguns casos, campos como a classificação do enlace — simétrico, assimétrico, etc., por exemplo. Desta maneira, é possível estimar a sobrecarga por vizinho resultante da troca de valores de *AirTime*, bem como a advinda da própria estação de origem para informar o seu respectivo *IdleTime*. Para tal, é preciso definir a quantidade de bytes necessária para cada uma destas variáveis no pacote.

Considerando que a unidade básica de tempo adotada no CSMA/CA é representada por um *time slot*, cuja duração é definida em microssegundos, é razoável admitir que outros valores absolutos mantenham a mesma ordem de grandeza. Entretanto, as variáveis *AirTime* e *IdleTime* representam percentuais de utilização ao longo de uma determinada janela, e não propriamente medidas absolutas. Desta maneira, é adotado neste trabalho que o uso de 10 bits para representação destes valores resulta em um nível aceitável de precisão para a implementação do modelo, conforme verificado nos experimentos para avaliar a precisão do CPE que serão apresentados no Capítulo 5. Ignorando os campos de controle e o tamanho total de pacote, e considerando o anúncio de um endereço IPv4 de 32 bits por vizinho, a sobrecarga introduzida por vizinho pode ser computada em 10 bits — corresponde a 31% do endereço IPv4 anunciado. De maneira análoga, a sobrecarga para a própria estação divulgar seus valores de *AirTime* e *IdleTime* é de 20 bits — 62% de um endereço IPv4. É importante destacar que este cálculo é relativo apenas aos endereços IPv4 anunciados, sendo portanto menor quando comparado ao tamanho total do pacote. No Capítulo 6 é apresentado um cálculo mais detalhado tendo como base o pacote do protocolo de roteamento utilizado para aplicação do CPE.

Capítulo 5

Avaliação de precisão e desempenho

Com o objetivo de avaliar a acurácia do CPE e o seu desempenho com relação a outras propostas, foram realizados experimentos em um ambiente de simulação usando o popular simulador *Network Simulator* (NS3) [39]. Este capítulo descreve os parâmetros utilizados para a simulação e os respectivos resultados.

A metodologia aplicada consiste na comparação das estimativas obtidas através do CPE com os resultados da modelagem de tráfego de Poisson proposto em [1], doravante denominado *Poisson Traffic Modeling* (PTM) e a estimativa de probabilidade de colisão proposta em [44], daqui em diante denominada Passos.

A opção pelo NS3 é justificada pela possibilidade de simular estações que implementam as camadas físicas e de enlace de acordo com o padrão IEEE 802.11, protocolos de camadas superiores e ainda aplicações com diferentes opções de padrão de tráfego a ser gerado. Ademais, o fato do NS3 ser resultado de um desenvolvimento colaborativo, que conta com o patrocínio de universidades internacionais renomadas e instituições de apoio à pesquisa, com ampla utilização pela comunidade científica e submetido a constantes atualizações, contribui para a maior confiabilidade do simulador escolhido.

5.1 Descrição do ambiente de simulação

As topologias propostas para simulação são específicas para a avaliação do CPE, tendo como fator decisivo para suas escolhas o modo de operação do mecanismo. Em sua formulação, a estimativa do CPE é calculada a partir de informações acerca da região de vizinhança de uma determinada estação, abrangendo os seus vizinhos diretos e as eventuais estações ocultas para este vizinho. Estimativas de probabilidade de colisão estão circunscritas aos enlaces de interesse e não compreendem portanto um parâmetro de abrangência global da rede.

Desta maneira, a estratégia adotada neste trabalho para validação do CPE consiste na adoção de topologias mais simples e considerando um único enlace de interesse para cálculo da probabilidade de colisão. A justificativa para tal recai no fato de que cenários mais complexos, como topologias reais ou em grade por exemplo, podem ser representados como uma combinação de cenários simplificados, no que tange ao cálculo do CPE em um determinado enlace.

Ademais, é válido analisar o comportamento das estimativas obtidas pelo CPE em cenários que impliquem variações nas componentes e variáveis utilizadas pelo modelo. Sendo assim, para uma mesma topologia são propostas simulações abarcando diferentes taxas de geração de tráfego, tamanhos de pacotes utilizados e número de estações ocultas, que são diretamente refletidos em valores de *AirTime* das estações e indiretamente em *IdleTime* da estação destino.

As topologias utilizadas para avaliação do CPE são apresentadas nas Figuras 5.1 e 5.2. O primeiro cenário é apresentado na Figura 5.1 e consiste na topologia composta por três estações, na qual as estações a e c atuam como estações escondidas uma para a outra e possuem aplicações gerando fluxos de dados a uma taxa constante que são recebidos por um vizinho em comum — estação b.



Figura 5.1: Topologia utilizada para simulações — cenário 1

O segundo e terceiro cenários são apresentados na Figura 5.2 e são compostos por um total de cinco estações, sendo a estação central b destino dos fluxos de dados gerados pelas demais. A diferença entre os cenários está na relação de vizinhança entre as estações transmissoras. Enquanto no cenário 2 cada estação transmissora atua como oculta para as demais, ou seja, as estações a, c, d e e são ocultas entre si, no cenário 3 as estações a e e estão dentro da raio de transmissão uma da outra, portanto são vizinhas diretas, bem como as estações c e d também mantêm vizinhança entre si. O objetivo da avaliação do cenário 2 é analisar o comportamento das estimativas obtidas pelo CPE quando submetido a um número maior de estações escondidas, ao passo que o cenário 3 tem como intuito confirmar que a contribuição das colisões causadas pela sincronização do processo de backoff aleatório pode ser negligenciada pelo CPE.



Figura 5.2: Topologia utilizada para simulações — cenários 2 e 3

Cada experimento consiste na geração de fluxos de dados simétricos com duração de 60 s originados pelas estações transmissoras em cada cenário. Os pacotes transmitidos possuem carga útil variando de 100 a 1000 bytes para cada simulação (com passos de 100 bytes) para determinado cenário com a taxa de transmissão fixa. Para tamanhos de pacote fixos, as taxas dos fluxos de dados variam de 100 kb/s a 1,3 mb/s (com passos de 100 kb/s). Os resultados apresentam a estimativa de probabilidade de colisão para o enlace $a \rightarrow b$ computadas pelos três modelos comparados em cada experimento, e a taxa real de colisão verificada durante as simulações. Por questões de otimização nas representações gráficas dos resultados verificados, nem todos os experimentos realizados são apresentados neste trabalho.

O tráfego gerado para a estação b em cada experimento é unicamente *broadcast* e, sendo assim, cabe destacar aqui a importante diferença entre a transmissão deste e a de tráfego *unicast* definidas no padrão IEEE 802.11 [27]. Por não conter um endereço final específico, um pacote transmitido em *broadcast* não é confirmado pelas estações receptoras, *i.e.*, nenhum ACK é enviado. Nenhuma tentativa de retransmissão de pacotes perdidos é prevista e, consequentemente, é mandatório para este tráfego que o tamanho de CW utilizado seja sempre o seu valor mínimo (CW_{min}), respeitando o mecanismo inicial de acesso ao meio implementado no DCF, descrito na Seção 2.2. Desta maneira, o incremento de CW através do processo de *backoff* exponencial não é utilizado para o tráfego *broadcast*, ainda que ocorram eventos de colisão de pacotes ou perdas relacionadas a outros motivos. Adicionalmente, a detecção física é o único método possível de CS neste caso, visto que o método de *virtual CS* não é realizável em transmissões em *broadcast* pois para o *handshake* RTS/CTS é indispensável a especificação do endereço da estação destinatária.

A opção pelo tráfego broadcast é justificada pelo intuito de se avaliar o CPE em situ-

ações de diferentes configurações de taxa dos fluxos de dados gerados, tamanho de pacote e número de estações ocultas, de maneira independente dos efeitos provocados pelo *timeout* nas comunicações *unicast* não reconhecidas, e subsequente aumento da janela de contenção, que afeta diretamente o tempo médio de acesso ao meio. Este efeito consequentemente pode introduzir desvios entre a taxa de geração de dados e a taxa efetiva de envio de pacotes utilizada ao longo do tempo, principalmente para taxas mais altas, o que não é o desejável para os experimentos realizados.

A fim de garantir que as estações ocultas não estejam dentro dos raios de alcance e interferência das estações transmissoras, o modelo de perda por propagação denominado *Matrix Propagation Loss Model* [45] é adicionado ao Modelo de Friis [21] utilizado para computar a perda por propagação em espaço livre. Neste modelo, é configurado um parâmetro de perda entre os pares de estações vizinhas de modo a permitir a comunicação entre estas, e um global para inviabilizá-la entre estações escondidas. A perda padrão é fixada em 200 dB, enquanto entre vizinhos é definida em 1 dB. As distâncias entre as estações na topologia apresentada na Figura 5.2 são iguais e definidas em 50 metros. O canal de comunicação é configurado com taxa de transmissão de 2 mb/s utilizando *Direct Sequence Spread Spectrum* (DSSS). A Tabela 5.1 apresenta os demais parâmetros utilizados na simulação.

Com o objetivo de evitar simulações com transmissões sincronizadas, é prevista uma variação aleatória nos intervalos entre os pacotes gerados, impedindo assim qualquer tipo de tendência não convencional nos resultados. Entre os efeitos indesejados podemos destacar os casos extremos nos quais taxas de colisão artificialmente altas são verificadas, e ainda casos opostos sem a ocorrência desses eventos. A aleatoriedade introduzida é baseada em estudos de precisão e acurácia de geradores de tráfego realizada em [41], e varia até um limite máximo de 15% do intervalo teórico entre pacotes considerando uma determinada taxa constante. O intuito final é representar o que geralmente acontece em ambientes reais, onde eventuais atrasos de processamento e outras limitações de *hardware* e/ou sistema operacional nas estações transmissoras podem introduzir um maior espaçamento entre pacotes na transmissão pela camada física quando comparado ao processo de geração dos mesmos nas camadas superiores, independentemente do processo de acesso ao meio.

Descrição	Valor
Perda global padrão	200 dB
Perda entre estações vizinh	as 1 dB
Distância entre estações	$50 \mathrm{m}$
Ganho TX	1 dB
Ganho RX	1 dB
Potência de transmissão	$16{,}02~\mathrm{dBm}$
Sensibilidade no receptor	-96,0 dBm
Taxa da camada física	$2 \mathrm{~mb/s}$
Tempo de simulação	$60 \mathrm{seg}$

Tabela 5.1: Parâmetros de simulação - avaliação do CPE

5.1.1 Métrica de avaliação

A métrica de avaliação utilizada consiste na comparação dos três modelos com a taxa de colisão verificada através de simulações, isto é, o número de pacotes colididos divididos pelo total de pacotes transmitidos em um enlace específico. Embora seja inviável em situações reais, é possível distinguir precisamente as perdas de pacote originadas por colisão das perdas relacionadas unicamente às características do canal, em um ambiente de simulação.

As estimativas computadas pelos modelos avaliados são normalizadas pela taxa de colisão real de modo a facilitar a representação dos resultados. Desta maneira, quanto mais próxima a estimativa for do valor 1, representado pela linha sólida horizontal nos gráficos, mais acurada será a estimativa da probabilidade de colisão.

5.2 Resultados

Os resultados do cenário 1 para fluxos de dados gerados a taxas fixas de 300, 700 e 1100 kb/s com variações de tamanho de pacote de 100 a 1000 bytes são apresentados respectivamente nas Figuras 5.3(a), 5.3(b) e 5.3(c). Ainda com relação ao cenário 1, os resultados dos experimentos com tamanhos de pacote fixos em 300, 500 e 900 bytes com variações de taxa de 100 a 1300 kb/s são apresentados respectivamente nas Figuras 5.4(a), 5.4(b) e 5.4(c).

De uma maneira geral, pode-se observar a melhora na estimativa de probabilidade de colisão obtida por CPE em comparação com os modelos Passos e PTM em todas as configurações representadas devido a sua maior proximidade da taxa de colisão normali-



Figura 5.3: Resultados cenário 1 com taxas fixas de 300, 700 e 1100 kb/s



(c) Cenário 1 com tamanho fixo de 900 bytes

Figura 5.4: Resultados cenário 1 com tamanhos fixos de 300, 500 e 900 bytes

zada. O desempenho obtido pelo CPE supera os demais em até 30% na taxa de 1100 kb/s com pacotes de 400 bytes, e em até 16% com pacotes de 300 bytes a taxa de 600 kb/s. Cabe destacar alguns pontos interessantes observados nos resultados. As transmissões de pacotes menores tendem a ocupar o meio por um intervalo menor para cada transmissão, o que na prática diminui a probabilidade de colisão de cada pacote individualmente. De maneira análoga, o efeito oposto é esperado para pacotes maiores. Entretanto, o CPE considera em sua proposta apenas o AirTime computado em uma determinada janela de observação, não contabilizando os efeitos da distribuição do tamanho dos pacotes. Desta maneira é possível justificar alguns dos comportamentos verificados nos resultados, por exemplo probabilidades superestimadas — pacotes de 100 bytes a 700 e 1100 kb/s, e 200 bytes a 1100 kb/s —, e a diminuição das estimativas verificado com o aumento do tamanho dos pacotes para cenários com taxas fixas.

Embora a métrica utilizada para avaliação do CPE seja a comparação com a taxa de colisão normalizada, é válido apresentar também o comportamento da taxa de colisão verificada nas simulações. Nas Figuras 5.5(a) e 5.5(b) são apresentadas as estimativas obtidas pelos três modelos para o cenário 1 com taxa fixa de 700 kb/s, e com tamanho de pacote fixo em 500 bytes respectivamente. Na Figura 5.5(a) é possível perceber que mesmo para pacotes de pequeno tamanho a taxa de colisão é alta — acima de 55%. Isto se deve em função da alta taxa do fluxo de dados utilizada (700 kb/s). Na Figura 5.5(b)a taxa inicial de colisão é menor — abaixo de 10% — e se eleva a medida que a taxa do fluxo de dados é aumentada. Em ambos os casos o CPE obteve desempenho melhor do que as demais propostas, conforme discutido anteriormente.

Os resultados do cenário 2 para fluxos de dados gerados a taxas fixas de 300, 700 e 1100 kb/s com variações de tamanho de pacote de 100 a 1000 bytes são apresentados respectivamente nas Figuras 5.6(a), 5.6(b) e 5.6(c). Ainda com relação ao cenário 2, os resultados dos experimentos com tamanhos de pacote fixos em 300, 500 e 900 bytes com variações de taxa de 100 a 1300 kb/s são apresentados respectivamente nas Figuras 5.7(a), 5.7(b) e 5.7(c).

Novamente é possível perceber que o CPE supera os demais em todas as configurações propostas para o cenário 2. Para os mesmos resultados destacados na análise do cenário 1, o CPE obtém desempenho 24% superior na taxa de 1100 kb/s com pacotes de 400 bytes, e até 16% com pacotes de 300 bytes à taxa de 600 kb/s. À medida que a utilização do meio aumenta, devido ao maior número de estações transmissoras, as estimativas calculadas pelos três modelos tendem a apresentar melhor acurácia e estabilidade. Ao contrário do



(b) Taxa de colisão — cenário 1 com tamanho fixo de 500 bytes

Figura 5.5: Taxa de colisão para o cenário 1 com taxa fixa de 700 kb/s e tamanho fixo de 500 bytes

cenário anterior, não são verificados aqui os casos de probabilidades superestimadas.

Analisando os resultados obtidos por CPE e Passos, é possível perceber a similaridade no comportamento das curvas de ambos os modelos exceto por uma significativa separação entre as mesmas. Examinando detalhadamente a equação proposta por Passos, é de se esperar que o fator de normalização utilizado no modelo para considerar a possibilidade de diferentes estações transmitirem ao mesmo tempo seja o causador deste efeito de distanciamento. De maneira intuitiva, quanto mais as estações transmitirem maiores serão seus respectivos valores de *AirTime*, e consequentemente maior a probabilidade de que uma ou mais transmitam ao mesmo tempo. Embora a normalização proposta por Passos



Figura 5.6: Resultados cenário 2 com taxas fixas de 300, 700 e 1100 kb/s





Figura 5.7: Resultados cenário 2 com tamanhos fixos de 300, 500 e 900 bytes

tenha como objetivo contabilizar este efeito, o resultado verificado não é o inicialmente desejado para algumas configurações de taxa e tamanho de pacote.

Quanto ao modelo PTM, é válido destacar também alguns pontos importantes. Historicamente, a distribuição de Poisson foi bastante utilizada em Telecomunicações para a modelagem de tráfego em redes de telefonia tradicionais [22] — basicamente redes de circuitos comutados. Esta distribuição apresenta algumas características matemáticas que explicam a sua aplicação em inúmeros modelos, como o fato de sua média e variância serem iguais a λ , a independência entre os eventos observados em intervalos distintos neste trabalho os eventos correspondem à chegada de pacotes em um enlace interferente, e a superposição de duas ou mais distribuições deste tipo, independentes entre si, que resulta em outra semelhante cujo λ final é a soma dos respectivos λ 's de cada distribuição. Apesar disso, os resultados demonstram que as curvas PTM também apresentam grande distanciamento da taxa de colisão normalizada nos cenários 1 e 2, comprovando que as probabilidades de colisão obtidas através da modelagem de Poisson em geral são subestimadas quando comparadas à taxa de colisão verificada nos experimentos. Isto confirma que, embora as propriedades matemáticas desta distribuição contribuam para sua aplicação em alguns casos de modelagem de tráfego, esta pode não ser a mais indicada para os cenários e experimentos realizados neste trabalho. Além disso, é razoável considerar não apenas a taxa de chegada de pacotes em um enlace interferente, mas também o intervalo de duração desses pacotes para o cálculo mais acurado da probabilidade de colisão.

Embora os ganhos resultantes do CPE sejam significativos, principalmente nas situações em que a rede tende à condição de saturação de tráfego, o comportamento verificado pelas curvas nos gráficos demonstra a sensibilidade do modelo ao tamanho dos pacotes transmitidos. Este efeito comprova a oportunidade de melhoria do CPE no sentido de considerar a distribuição do tamanho dos pacotes no cálculo da sua estimativa, apesar deste ajuste não ser tão trivial quanto parece. De maneira intuitiva, outro parâmetro que também influencia na probabilidade de colisão de cada pacote é a taxa de transmissão empregada na camada física, visto que para um dado tamanho de pacote, transmissões a taxas mais altas tendem a ocupar o meio por um intervalo menor. Ajustar o CPE para refletir este parâmetro é desejável, embora também não seja tratado neste presente trabalho.

A avaliação do CPE na presença de uma estação exposta é realizada no cenário 3 e os resultados apresentados nas Figuras 5.8(a) e 5.8(b). Conforme discutido no Capítulo 4, o CPE tem como objetivo estimar a probabilidade de colisão de pacotes na presença de estações ocultas na rede, e desta maneira não considera as eventuais colisões causadas por sincronismo no processo de acesso ao meio do CSMA/CA de duas estações vizinhas. Sendo assim, as colisões causadas pelo sincronismo nas transmissões simultâneas de a e e que são vizinhas diretas não são consideradas pelo CPE neste caso. Os resultados para este cenário demonstram que o CPE tende a superestimar a probabilidade de colisão para as diferentes configurações avaliadas. Este fato pode ser explicado pela contribuição da estação e para a composição de $IdleTime_b$. As transmissões de e influenciam na percepção de b da ocupação do meio — $(1 - IdleTime_b)$ —, mas não necessariamente contribuem para um aumento das colisões verificadas no enlace $a \rightarrow b$ pois estas são mitigadas pelo CSMA/CA uma vez que a e e são estações vizinhas e não ocultas entre si. Uma vez que a percepção de ocupação do meio pela estação b aumenta, o CPE estima erradamente uma maior probabilidade de colisão. Este efeito influencia negativamente o desempenho do CPE e comprova a necessidade de aprimoramento do modelo para abarcar com maior acurácia cenários semelhantes a este. Cabe destacar ainda a melhora nas estimativas obtida por Passos neste cenário, o que pode ser explicado pela normalização proposta na Equação 3.5 para considerar a transmissão simultânea das estações vizinhas de b. Neste cenário específico a normalização proposta contribui para maior acurácia da estimativa, enquanto nos outros cenários tende a resultar em probabilidades de colisão subestimadas.





Figura 5.8: Resultados cenários 3

Capítulo 6

Aplicação

Este capítulo apresenta a aplicação do modelo CPE em um cenário com roteamento dinâmico e uso de métrica ciente da qualidade dos enlaces. O objetivo principal é validar os resultados obtidos com o ajuste da qualidade dos enlaces percebida pela métrica utilizada, e consequentemente das rotas compostas por estes enlaces, a partir das estimativas de probabilidade de colisão obtidas pelo CPE. Com o devido ajuste dos pesos dos enlaces realizado através de simulação, o desempenho da rede é analisado em termos de ganho de vazão e estabilidade de rotas, ou seja, menor número de transições de rotas, e consequentemente maior tempo de permanência na melhor rota.

Antes da descrição do cenário utilizado e do ambiente de simulação propriamente dito, é válido destacar as características do protocolo de roteamento escolhido, a métrica utilizada e, por último, a proposta de ajuste dos pesos dos enlaces a partir das informações do CPE. A Seção 6.1 descreve o protocolo *Optimized Link State Routing* (OLSR) [14], enquanto a métrica ETX é abordada na Seção 6.2. As Seções 6.3 e 6.4 apresentam respectivamente o ajuste proposto para os valores de ETX, a descrição do ambiente de simulação e os resultados.

6.1 Optimized Link State Routing

De uma maneira geral, os protocolos de roteamento são classificados de acordo com as estratégias utilizadas para construção e atualização das suas tabelas de roteamento, e dos algoritmos que empregam nestes processos. Protocolos do tipo vetor de distância são baseados no Algoritmo de Bellman-Ford [6, 19], no qual vizinhos diretos trocam periodicamente informações sobre a métrica, neste caso a distância, para alcançar as demais estações na rede. Cada elemento da rede mantém um vetor com a distância mínima para cada destino possível, indicando sempre o próximo salto ao longo da rota. Entre as principais desvantagens deste tipo de protocolo estão o grande tempo necessário para a convergência em redes muito grandes, e o problema de contagem ao infinito, no qual um evento de falha de enlace pode gerar um *loop* de roteamento. Este último problema pode ser solucionado com a combinação de técnicas de *split horizon* e *poison reverse*.

Os protocolos de estado de enlace utilizam o algoritmo de Dijkstra [17] para calcular o caminho de custo mínimo entre as estações da rede, a partir de uma origem, e desta maneira escolher a melhor rota a ser utilizada. Nestes protocolos, as estações tomam conhecimento de toda a topologia da rede através da inundação de pacotes de controle contendo as informações e métricas dos seus respectivos enlaces com vizinhos imediatos. De posse destas informações cada estação é capaz de obter localmente, através do Dijkstra, o caminho mais curto para os destinos da rede. A principal vantagem desta abordagem é possibilitar uma visão completa da rede, provendo melhores informações para a escolha da rota, ao custo de maior sobrecarga de controle na rede, e complexidade computacional em cada estação.

Os protocolos de roteamento podem ser diferenciados também quanto às abordagens utilizadas para construção e atualização de suas tabelas de roteamento. Nos protocolos reativos as rotas são computadas sob demanda, ou seja, somente são estabelecidas quando há interesse de tráfego entre a origem e um determinado destino. É iniciado um processo de descoberta da rota (*route discovery*) sempre que houver demanda de tráfego para algum destino que ainda não possua rota especificada. A abordagem proativa é orientada a construção das tabelas de roteamento em cada estação, ou seja, a descoberta e manutenção de rotas para todos os destinos da rede, independentemente da intenção de tráfego. Embora reduzam o atraso inicial quando comparados à abordagem reativa e o seu processo de solicitação de rotas, os protocolos proativos geram sobrecarga devido à troca de mensagens de controle, demandam mais recursos computacionais e, por vezes, mantêm rotas que jamais serão utilizadas. Existem ainda os protocolos híbridos que usam uma combinação das estratégias reativa e proativa em determinadas funções para sua operação.

O protocolo OLSR é proposto como uma otimização de um protocolo de estado de enlace tradicional, especialmente desenvolvido para redes *ad hoc*. Sua operação é proativa através da inundação de informações sobre os enlaces e a topologia da rede. Para reduzir a sobrecarga de controle introduzida, apenas um conjunto de vizinhos é responsável pela difusão de mensagens de controle de uma determinada estação. Estes são conhecidos



Figura 6.1: Exemplo de inundação através de MPRs.

como *MultiPoint Relays* (MPRs), e podem ser definidos como o subconjunto de vizinhos imediatos através dos quais todas as estações que distam dois saltos podem ser alcançadas. Quanto menor este subconjunto, maior é a otimização obtida. As Figuras 6.1(a) e 6.1(b) ilustram respectivamente a inundação tradicional e a obtida com o uso de MPRs.

De maneira resumida, os MPRs atuam como elementos intermediários responsáveis por permitir a comunicação fim-a-fim entre origem e destino. Vizinhos que não são eleitos MPRs recebem e processam informações de controle, entretanto não as retransmitem. Estações podem declarar a sua disponibilidade para atuar como MPRs — parâmetro *willingness* —, evitando assim que estações com restrições de energia, por exemplo, sejam eleitas compulsoriamente. Cada estação mantém ainda um controle das demais estações que a escolheram como MPR.

As informações de estado de enlaces e sinalização de MPRs são trocadas através de mensagens de controle especiais denominadas *hello*. Por padrão cada mensagem *hello* é transmitida a cada 2 segundos. Cada estação selecionada como MPR divulgará esta informação em mensagens para declaração de topologia, denominadas *Topology Control* (TC) que são enviadas por padrão a cada 5 segundos. Existem ainda as mensagens utilizadas para declaração de múltiplas interfaces, denominadas *Multiple Interface Declaration* (MID) que são também transmitidas a cada 5 segundos por padrão.

Embora a métrica de contagem de saltos tenha sido utilizada na implementação do OLSR tradicional, algumas extensões para o protocolo original foram propostas visando mitigar os problemas inerentes a esta métrica. A aplicação do modelo CPE apresentada neste capítulo utiliza a métrica ETX através da implementação olsrd [40]. A métrica ETX é discutida em maiores detalhes na Seção 6.2.

6.2 Expected Transmission Count

Conforme abordado inicialmente no Capítulo 1, a métrica ETX tem como objetivo representar o número esperado de transmissões, incluindo eventos de retransmissão, necessário para enviar com sucesso um pacote para um vizinho por determinado enlace. Considerando que uma transmissão com sucesso em redes IEEE 802.11 inclui o envio de um pacote e o recebimento do respectivo ACK, o ETX é calculado com base nas probabilidades de entrega em ambos os sentidos de um enlace. Estas probabilidades são obtidas geralmente através da contabilização das perdas de *probes* trocados periodicamente entre as estações.

Na implementação OLSR-ETX os pacotes *hello* enviados são identificados unicamente por números de sequência, permitindo aos receptores registrar precisamente os eventos de perda. Dada a janela dos últimos w *hellos* enviados em um determinado intervalo, e conhecendo a periodicidade de envio dos mesmos, as estatísticas dos pacotes perdidos podem ser utilizadas para computar a probabilidade de entrega no respectivo enlace ao longo do tempo.

Considerando duas estações a e b e, analisando através da perspectiva de a, a probabilidade de sucesso na transmissão $b \to a$ é conhecida como *Link Quality* (LQ), enquanto no sentido contrário, $a \to b$, é denominada *Neighbor Link Quality* (NLQ). O valor de LQ é calculado localmente por a, enquanto o NLQ é geralmente transmitido por b nos *probes*, visto que este corresponde ao LQ do enlace $a \to b$, computado por b. No OLSR-ETX esses valores são inseridos em campos específicos nos *probes* periódicos, e o novo pacote é denominado *LQ-hello*. Desta maneira, a probabilidade de sucesso em uma comunicação $a \to b$ é dada por:

$$p_{col_{a\to b}} = NLQ \times LQ. \tag{6.1}$$

O autor da métrica ETX assume como premissa que um pacote não transmitido corretamente será, inevitavelmente, retransmitido. Assim, cada tentativa de retransmissão pode ser interpretada como um ensaio de Bernoulli e o número estimado de transmissões até se obter o sucesso pode ser modelado como uma distribuição geométrica cujo valor esperado, no caso ETX, é dado por:

$$ETX = \frac{1}{d_{a \to b}} = \frac{1}{NLQ \times LQ}.$$
(6.2)

A composição da métrica ETX para um caminho composto por múltiplos saltos é

obtida através da soma dos respectivos valores de ETX de cada enlace. A ideia principal desta métrica é estabelecer um caminho com o menor número de transmissões necessárias em cada enlace trafegado para uma comunicação fim-a-fim com sucesso, escolhendo assim os enlaces que oferecem a maior vazão. De uma maneira geral, o ETX apresenta um desempenho melhor do que a contagem de saltos [11].

Apesar dos benefícios obtidos a partir do ETX, algumas desvantagens podem ser apontadas. A proposta original do ETX não define explicitamente o tamanho dos *probes* a ser utilizado, o que pode introduzir pequenas distorções no cálculo da métrica. Isto ocorre pois o tamanho destes pacotes influencia na percepção da qualidade dos enlaces [43], uma vez que pacotes menores são menos suscetíveis a perdas no canal de comunicação. Na prática, *probes* transportam informações acerca dos enlaces de uma estação e, portanto, o tamanho destes pacotes está diretamente relacionado a sua quantidade de vizinhos. Desta maneira, a métrica ETX tende a superestimar a qualidade de enlaces de estações com poucos vizinhos, em comparação com estações pertencentes a regiões mais densas da rede [44]. Neste modelo de estimativa temos que, uma vez calculado o ETX, é assumido que um ACK tenha a mesma probabilidade de entrega de um quadro de dados, o que na prática pode não ser verdadeiro.

E válido neste ponto retomar a discussão iniciada no Capítulo 4 acerca da sobrecarga gerada pelo CPE. Visando otimizar a quantidade pacotes de controle enviados, cada pacote OLSR é capaz de transportar mais de um tipo de mensagem do protocolo em um único pacote, respeitando o limite máximo definido pela MTU (*Maximum Transfer Unit*) da camada de enlace. Além dos endereços IP de cada vizinho e o respectivo valor de LQ, um pacote LQ-Hello transporta ainda por vizinho uma informação sobre o tipo de enlace (*Link Type*) classificando-o como simétrico ou assimétrico. Em seu cabeçalho padrão, o LQ-Hello contém o parâmetro Willingness, que indica a voluntariedade da estação em se tornar MPR para as demais, a periodicidade dos pacotes (*HTime*) e a validade das informações recebidas em um determinado momento (*Vtime*), entre outros campos como tamanho da mensagem (*Message Size*), número de sequência (*Message Sequence Number*), e alguns reservados.

Para calcular o ônus introduzido pelo CPE em um pacote LQ-Hello podemos tomar como exemplo a Figura 3.1. Um pacote OLSR enviado por b contendo unicamente uma mensagem LQ-Hello anunciando seus vizinhos $a \in c$ possui um total de 44 bytes. A inclusão das informações dos vizinhos — $AirTime_a \in AirTime_c$ —, e das informações da própria estação — $AirTime_b \in IdleTime_b$ —, acarreta uma sobrecarga de 40 bits em relação ao pacote OLSR original, o que corresponde a um aumento de 11%. Considerando o quadro transmitido com o total de 106 bytes — 44 bytes do pacote OLSR, 8 bytes do cabeçalho UDP, 20 bytes do cabeçalho IP e 34 bytes do cabeçalho do quadro —, a sobrecarga geral do CPE é de apenas 4%.

Em geral, os pacotes de controle são transmitidos em *broadcast*, possibilitando assim a inferência dos eventos de perda, visto que estes não sofrem retransmissão na camada de enlace. Entretanto, transmissões em *broadcast* são realizadas a taxas básicas da rede conforme definido no padrão IEEE 802.11. Por se tratarem de transmissões mais robustas, a avaliação dos enlaces tende a ser otimista nestas taxas, entretanto, as taxas utilizadas para tráfego *unicast* são geralmente maiores. Este descasamento pode resultar na escolha de uma rota composta por enlaces de baixa qualidade para as taxas efetivamente utilizadas para o tráfego de dados [42]. Algumas extensões para o ETX são encontradas na literatura com o objetivo de considerar também a taxa de transmissão de dados utilizada. Um exemplo é o *Expected Transmission Time* (ETT) [11] que visa minimizar o atraso fim-afim representando o tempo estimado para a transmissão em cada enlace. Para este fim, o ETT adiciona à métrica ETX o tamanho do pacote e a taxa de transmissão utilizada.

Além dos problemas já abordados, o efeito das colisões é potencialmente nocivo para o cálculo do ETX. Pelo fato de não haver distinção entre os possíveis eventos de perda, enlaces de boa qualidade podem ter seu desempenho degradado sob condições de alto tráfego na vizinhança. Pacotes de controle podem vir a colidir com pacotes de dados, e influenciar de maneira pessimista a estimativa de qualidade destes enlaces. Nestas condições, um enlace de alta qualidade em uma região de grande volume de dados pode obter a mesma classificação de um enlace de baixa qualidade. A proposta do ETX é implementar uma métrica que represente de forma fidedigna a qualidade do enlace, independentemente do tráfego presente na rede [15]. De modo a comprovar os ganhos obtidos com a aplicação do CPE, é proposto um ajuste na métrica ETX fundamentado nas probabilidades de colisão estimadas. A Seção 6.3 discute em maiores detalhes esta proposta.

6.3 Ajuste da probabilidade de colisão

O modelo de ajuste utilizado neste trabalho é semelhante ao proposto por Passos [44]. Conhecendo *a priori* a probabilidade de colisão do enlace $a \rightarrow b$, Passos argumenta que é possível avaliar de forma mais precisa a qualidade do enlace expurgando do cálculo dessa estimativa os *probes* perdidos por colisão. Considerando uma janela de *w probes* enviados, na qual um total s é recebido com sucesso, e $\overline{p_{col_a \to b}}$ representa a média da probabilidade de colisão no sentido $a \to b$ ao longo do intervalo da janela w, a probabilidade de entrega ajustada $(d'_{a \to b})$ pode ser obtida através de [44]:

$$d'_{a\to b} = \min\left(\frac{s}{w \times (1 - \overline{p_{col_{a\to b}}})}, 1\right)$$
(6.3)

Ao contrário das abordagens tradicionais nas quais $d_{a\to b}$ é obtida através de s e o total de probes enviadas w, a Equação 6.3 propõe o ajuste $(d'_{a\to b})$ substituindo w pelo número esperado de probes que não são perdidos por colisão. Este parâmetro é definido pelo denominador da equação. Por representar um valor esperado e, dada a possibilidade de $\overline{p_{col_{a\to b}}}$ ser superestimada na janela w, o número de probes realmente perdidas por colisão pode ser menor do que o estimado, resultando em valores inválidos de $(d'_{a\to b})$ nos casos em que s é maior do que o denominador. Para mitigar estes casos, Passos propõe o limite máximo para $(d'_{a\to b})$ como sendo o valor 1, representando assim uma probabilidade de entrega válida em um dado enlace.

Para exemplificar o ajuste proposto, podemos considerar duas estações a e b e orespectivo enlace entre elas. Assumindo que as informações de LQ e NLQ são obtidas com base em uma janela w de 10 probes enviados, e que exatamente 3 probes são perdidos em ambos os sentidos — $a \rightarrow b e b \rightarrow a$ —, sendo 2 de cada devido a incidentes de colisão, pode-se então calcular as probabilidades de entrega de forma tradicional, e o respectivo ajuste. Analisando através da perspectiva de a, os valores de LQ e NLQ são iguais pois exatamente 7 probes são recebidos com sucesso, resultando em LQ = NLQ = 0, 7. Desta maneira, o valor ETX computado conforme Equação 6.2 é de 2,04.

Supondo que as probabilidades de colisão $p_{col_{a\to b}}$ e $p_{col_{b\to a}}$ sejam conhecidas, os valores de LQ e NLQ podem então ser corrigidos através da Equação 6.3. Considerando $p_{col_{a\to b}}$ estimada de maneira ideal — $p_{col_{a\to b}} = 0, 2$ — e, novamente baseado na perspectiva de a, a avaliação do enlace no sentido de a para o seu vizinho (NLQ) é atualizada para NLQ' = 0,875, em comparação ao original 0,7. O aumento desta estimativa reflete mais precisamente a qualidade do enlace $a \to b$, tendo em vista que do total de 3 probes perdidos, apenas 1 está relacionado à variações inerentes ao canal. No sentido oposto, assumindo que $p_{col_{b\to a}}$ seja superestimada em 0,4, o número esperado de colisões — 4 — supera a quantidade efetiva destes eventos. Propositalmente escolhidos, estes valores resultam no caso específico em que o número de probes recebidos com sucesso excede o esperado de pacotes que não sofreram colisão. Desta maneira o valor de LQ é corrigido para o limite máximo da Equação 6.3, ou seja, LQ' = 1, e consequentemente

ETX' = 1, 14.

Cabe destacar que, embora a métrica ETX tenha sido escolhida neste trabalho para avaliação do ajuste obtido através do CPE, é possível utilizar a mesma proposta de ajuste para outras métricas derivadas do ETX [11], ou ainda outras métricas que de certa maneira contabilizem a taxa de perda de pacotes sem no entanto diferenciar as causas desses eventos.

Outro ponto importante abordado por Passos diz respeito às rápidas variações das estimativas de probabilidade de colisão em resposta ao aumento de tráfego na rede. Ao passo que as informações sobre a qualidade dos enlaces variam de maneira suave, estando diretamente relacionadas ao tamanho da janela w, as estimativas de colisão variam de acordo com o intervalo de periodicidade dos *probes*. Alterações abruptas nos valores de p_{col} podem ocorrer em intervalos subsequentes devido à sensibilidade desta aos seus respectivos componentes de AirTime e IdleTime. Para mitigar este descasamento entre as estimativas, Passos propõe o uso de uma média móvel exponencialmente ponderada (MMEP) visando o alinhamento entre o intervalo correspondente da janela w no qual d é computado, e as respectivas amostras de p_{col} durante este período. A justificativa para tal escolha recai no fato de não ser necessário manter valores mais antigos de p_{col} para computar a MMEP, bastando apenas o valor corrente da média. De maneira similar ao apresentado em [44], a seguinte expressão é utilizada neste trabalho:

$$\overline{p_{col_{a\to b}}} = \alpha \times p_{col_{a\to b}} + (1 - \alpha) \times \overline{p_{col_{a\to b}}}$$
(6.4)

O parâmetro α é denominado constante de ponderação, ou ainda fator de alisamento da MMEP, está compreendido entre 0 e 1 e define a sensibilidade da média ao período das amostras. Valores de α próximos a 1 aumentam a sensibilidade a amostras mais recentes de $p_{col_{a\to b}}$, enquanto valores próximos a 0 representam maior peso da média $\overline{p_{col_{a\to b}}}$ para amostras mais antigas.

A implementação da métrica ETX utilizada neste trabalho é conhecida por ETXff (Funkfeuer/Freifunk). Os valores LQ são ajustados através de uma MMEP por um parâmetro chamado *LQ Aging Factor*, cujo valor valor padrão é 0,05. Com o objetivo de alinhar as estimativas obtidas pelo CPE com os valores de LQ computados pelo ETX, ponderando de maneira equivalente as respectivas amostras de cada modelo, optou-se por utilizar o mesmo parâmetro de alisamento para a MMEP do CPE. Na prática, a parametrização deste fator representa a relação entre a estabilidade e confiabilidade das estimativas, ponderando amostras mais antigas de forma mais intensa, e a capacidade de resposta a variações abruptas nas estimativas correntes, considerando maior sensibilidade a amostras mais recentes.

6.4 Descrição do ambiente de simulação

Para avaliação do ganho obtido pelo CPE em uma rede com roteamento proativo é proposta a topologia apresentada na Figura 6.2. O cenário é composto por um total de 10 estações distribuídas em 2 rotas com qualidades distintas. Foi utilizada a extensão OLSR-ETX através do *Direct Code Execution* (DCE) [47], que cria uma plataforma de testes capaz de executar implementações reais de protocolos de rede e outras aplicações, sem que haja necessidade de alteração do código-fonte do NS3.



Figura 6.2: Topologia para aplicação do CPE.

Assim como nas simulações realizadas no Capítulo 5, foi utilizado o modelo de perda Matrix Propagation Loss Model [45] para configuração das perdas das rotas 1 e 2, separadamente. Desta maneira, a rota 1 composta por $\{0,1,2,3,4,5\}$ é completamente isolada da rota 2, formada por $\{0,6,7,8,9,5\}$. Além disso, cada estação se comunica apenas com os vizinhos de 1 salto, enquanto os de 2 atuam como estações ocultas. Os valores das perdas nos enlaces de cada caminho foram escolhidos para que a rota 1 se torne quase ótima, *i.e.*, ETX próximo de 5, tornando a rota 2 o caminho secundário. A Figura 6.3 apresenta a variação de custo dos caminhos ao longo do tempo. A vazão máxima ofertada pela rota principal é de aproximadamente 370 kb/s, enquanto na secundária é em torno de 190 kb/s.

Um único fluxo de dados é iniciado tendo origem na estação 0 e destino final 5. Este cenário foi cuidadosamente escolhido para resultar em uma situação de interferência



Figura 6.3: Métrica ETX para o cenário sem tráfego.

intra-fluxo, na qual o uso de um enlace afeta o desempenho de outro enlace na mesma rota, para o mesmo fluxo de dados. Assim ao ser iniciado o fluxo $0 \rightarrow 5$, é esperado que a interferência gerada degrade a métrica ETX da rota 1 a tal ponto que, em um determinado momento, a rota 2 se torne a principal. Entretanto o mesmo problema será esperado no caminho secundário, resultando em uma nova alteração para a rota 1 e assim sucessivamente.

A degradação de um caminho ocorre basicamente pelas colisões geradas pelas estações ocultas, tanto no sentido do fluxo de dados, quanto no sentido dos ACKs. Desta maneira, é esperado que a aplicação do CPE aumente o desempenho geral da rede, ajustando o custo dos caminhos e diminuindo a quantidade de transições de rotas pelo protocolo de roteamento. Os parâmetros utilizados para simulação são apresentados na Tabela 6.1.

6.5 Resultados

A Figura 6.4 apresenta a variação da métrica ETX em ambos os caminhos após o início do fluxo. As ocorrências de transição de rotas são identificadas pelos cruzamentos entre as curvas de ETX apresentadas, sendo possível perceber o efeito gerado pela interferência intra-fluxo conforme esperado para o cenário proposto. Para fins de representação gráfica, o custo máximo foi limitado a 25, e os instantes nos quais a degradação da métrica foi total — custo infinito —, são indicados por ∞ no gráfico. É possível identificar o tempo

Descrição	Valor
Perda <i>default</i>	200dB
Perda entre vizinhos - Rota 1	98,3dB
Perda entre vizinhos - Rota 2	100,5dB
Distância entre vizinhos	100m
Ganho Tx	1dB
Ganho Rx	1dB
Potência de transmissão	16,02dBm
Sensibilidade no receptor	-96,0dBm
Vazão	300 kb/s
Tamanho do pacote	500 bytes
Intervalo entre <i>hellos</i> (OLSR)	2 seg
LQ Aging	0,05
Janela w	10
Parâmetro α	0,05
Tempo de simulação	900 seg

Tabela 6.1: Parâmetros de simulação - aplicação CPE

de convergência do protocolo de roteamento — em torno de 40 segundos —, verificado pela queda acentuada da métrica nos instantes iniciais da simulação.

As Figuras 6.5 e 6.6 apresentam respectivamente os custos dos caminhos 1 e 2 antes e depois do ajuste proposto pela Equação 6.3. Como esperado, é possível notar a redução do custo em cada um deles ao longo do tempo, o que é refletido em uma menor quantidade de transições entre as rotas conforme apresentado na Figura 6.7. Um grande número de eventos de transição de rotas pode levar a ocorrência de *loops* de roteamento, o que resulta em um efeito nocivo para o desempenho da rede.

As Tabelas 6.2 e 6.3 apresentam respectivamente a estabilidade alcançada pelo protocolo de roteamento, representada pela quantidade de transições de rota, e o tempo de permanência em cada caminho, com e sem o devido ajuste na métrica ETX.

Tabela 6.2: Transição de rotas			
Transição de rotas	Quantidade		
Sem ajuste	55		
Com ajuste	39		

Com base na Tabela 6.3 é possível calcular o ganho esperado em vazão com o emprego da correção prevista pelo CPE. Os resultados apresentados são os valores médios obtidos nas simulações realizadas. O tempo de permanência na melhor rota apresentou um aumento de 47,68%, do qual se espera em um ganho de vazão de 29,58 kb/s, o que



Figura 6.4: Métrica ETX para as rotas 1 e 2.



Figura 6.5: Métrica ETX para a rota 1 antes e após ajuste CPE.

Tempo de permanência(seg) Rota 1 Rota 2 Vazão Méd					
Sem ajuste	507,69	392,31	$252{,}05~\rm kb/s$		
Com ajuste	749,76	150,24	$281{,}63~\rm kb/s$		



Figura 6.6: Métrica ETX para a rota 2 antes e após ajuste CPE.



Figura 6.7: Métrica ETX para as rotas 1 e 2 após ajuste CPE.

corresponde a um aumento de 11,73% na vazão global da rede.

A Tabela 6.4 apresenta a média dos valores ETX para cada rota nas situações anterior e posterior ao ajuste realizado, bem como na condição de ociosidade em que nenhum fluxo de dados é gerado na rede. O valor médio é calculado desconsiderando os intervalos em que o custo das rotas é infinito, bem como o tempo de convergência do protocolo. Após a devida correção, os resultados demonstram uma redução de 38,56% no valor médio de ETX para a rota 1, enquanto na rota 2 é verificado uma redução de 29,46%. Cabe destacar a separação entre as duas rotas percebida pela métrica em cada situação. Na condição original em que não há tráfego entre as estações, o custo para a rota 2 é 40% superior ao da rota 1. A partir do momento no qual o fluxo é iniciado, o distanciamento entre os valores ETX das rotas computados pela métrica é reduzido, e a rota 2 é apenas 5% mais custosa que a rota 1. Na situação final e com os valores corrigidos, a separação das duas rotas é de 21%.

Valor médio de ETX	Rota 1	Rota 2
Sem ajuste	10,98	11,57
Com ajuste	6,74	8,16
Sem tráfego	$5,\!43$	7,63

Tabela 6.4: Valor médio de ETX para as rotas 1 e 2 antes e após ajuste CPE

A aplicação do CPE apresentada nesta simulação comprova a utilidade do modelo para correção das estimativas obtidas por métricas cientes de qualidade dos enlaces no cenário avaliado. Com o auxílio das estimativas obtidas pelo CPE, é possível avaliar a qualidade dos enlaces de maneira mais precisa do que a métrica ETX original e fornecer informações mais detalhadas sobre a rede para fundamentar as decisões dos protocolos de roteamento.

Capítulo 7

Conclusão e Trabalhos Futuros

Neste trabalho foi apresentado o CPE, *Collision Probability Estimator*, uma nova proposta para estimar a probabilidade de colisão de pacotes em redes sem fio na presença de estações ocultas. O objetivo principal do CPE é obter uma estimativa mais precisa e fidedigna às características destas redes, em comparação com os modelos encontrados atualmente na literatura. Desta maneira, é possível o uso desta informação por protocolos de camadas superiores e mecanismos específicos, de modo a aprimorar suas decisões e respectivos desempenhos.

Na prática, estimativas da probabilidade de colisão refletem as condições de tráfego na rede sem fio e servem como base para inferir sobre a causa de perdas de pacotes nestes ambientes. Diferenciar os eventos causados pelas características e eventuais variações do canal de comunicação, decorrentes de efeitos de desvanecimento e outros efeitos de propagação por exemplo, dos provocados unicamente por colisão de pacotes, é de grande utilidade para a operação de protocolos nos quais a qualidade dos enlaces constitui o fator decisivo.

O CPE é fundamentado na percepção do tráfego na região de vizinhança de uma determinada estação. Estas informações são obtidas tanto de modo passivo, realizado localmente, quanto ativo, através da difusão na rede. A partir destas o CPE propõe uma formulação matemática que, apesar de simples, obtém resultados superiores quando comparada a outros mecanismos mais complexos.

O desempenho e a precisão do CPE foram avaliados através da realização de simulações abrangendo uma grande variedade de taxas e tamanhos de pacotes, e topologias específicas de modo a provocar uma ou mais estações escondidas resultando assim em perdas por colisão. O desempenho do CPE foi comparado a outros dois modelos provenientes de propostas de protocolos de roteamento cientes de interferência. Por se tratar de um ambiente simulado, foi possível computar a taxa de colisão apresentada nos cenários testados e compará-la ao resultado obtido pelo CPE, avaliando assim a precisão do mesmo. A análise aprofundada do desempenho do CPE realizada neste trabalho complementa a avaliação preliminar realizada em [10].

De uma maneira geral, os resultados obtidos comprovam a superioridade de desempenho do CPE com relação aos demais nos testes realizados. Em alguns casos a melhoria obtida nas estimativas foi de até 30%. Os resultados comprovam ainda que o CPE se torna mais preciso à medida que a rede tende a condição de saturação de tráfego, convergindo mais rapidamente para a taxa verificada de colisão do que os demais nesta situação. Em contrapartida, a variação do tamanho dos pacotes utilizados na simulação demonstrou a grande sensibilidade da proposta a este parâmetro. De fato é esperado que pacotes maiores apresentem maior suscetibilidade à colisão, entretanto, ajustar o modelo para refletir esta dependência não é trivial.

A aplicação do CPE em um ambiente com roteamento proativo e métrica ciente de qualidade também é realizada através de simulação. Para tal foi escolhida uma topologia na qual a ocorrência de interferência intra-fluxo compromete intensamente o desempenho geral da rede. Esta simulação teve como objetivo principal validar a utilidade do CPE para correção dos custos dos enlaces computados pela métrica utilizada. Após o devido o ajuste, o protocolo de roteamento pode então aprimorar suas decisões de escolha de rotas. Os resultados obtidos foram avaliados em termos de estabilidade da rota escolhida pelo protocolo, e consequentemente a diminuição do número de transições de rotas, e do ganho em vazão apresentado. Com a aplicação do CPE foi verificada a possibilidade de aumento de 11,73% de vazão total e uma redução de 29% nos eventos de transição de rota no cenário avaliado.

Alguns trabalhos futuros relacionados incluem o aprimoramento do CPE, a implementação prática do modelo, e a sua aplicação em um mecanismo de seleção automática de taxas. O aperfeiçoamento do CPE tem como objetivo torná-lo mais preciso, contabilizando os efeitos do tamanho dos pacotes nas suas estimativas. Apesar dos resultados apresentados serem baseados unicamente em simulações, alguns aspectos da implementação prática do CPE foram abordados neste trabalho. A disponibilidade das informações utilizadas para computar a estimativa, e a implementação já realizada por propostas semelhantes, comprovam a viabilidade deste modelo. Desta maneira, a confirmação da eficácia do CPE e dos ganhos advindos de sua aplicação em um ambiente real é também
um trabalho a ser realizado futuramente.

Referências

- [1] ABID, R. M.; SAAD, B. An interference-aware routing metric for wireless mesh networks. *International Journal of Mobile Communications* 9, 6 (2011), 619–641.
- [2] AKYILDIZ, I. F.; SU, W.; SANKARASUBRAMANIAM, Y.; CAYIRCI, E. Wireless sensor networks: A survey. *Comput. Netw.* 38, 4 (Março 2002), 393–422.
- [3] AKYILDIZ, I. F.; WANG, X.; WANG, W. Wireless mesh networks: a survey. Computer networks 47, 4 (2005), 445–487.
- [4] AKYILDIZ, I. F.; Y. LEE, W.; VURAN, M. C.; MOHANTY, S. A survey on spectrum management in cognitive radio networks. *IEEE Communications Magazine* 46, 4 (Abril 2008), 40–48.
- [5] ATZORI, L.; IERA, A.; MORABITO, G. The internet of things: A survey. Computer networks 54, 15 (2010), 2787–2805.
- [6] BELLMAN, R. On a routing problem. Quarterly of Applied Mathematics 16 (1958), 87–90.
- [7] BHARGHAVAN, V.; DEMERS, A.; SHENKER, S.; ZHANG, L. Macaw: A media access protocol for wireless lan's. In *Proceedings of the Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications* (New York, NY, USA, 1994), SIGCOMM '94, ACM, pp. 212–225.
- [8] BIANCHI, G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on selected areas in communications 18*, 3 (2000), 535–547.
- [9] BICKET, J. Bit-rate selection in wireless networks. Master's thesis, M.I.T., Cambridge, MA, Fevereiro 2005.
- [10] BULHÕES, R. P.; PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C. V. N. Collision probability estimation in wireless networks. In 2016 8th IEEE Latin-American Conference on Communications (LATINCOM) (Novembro 2016), pp. 1–6.
- [11] CAMPISTA, M. E. M.; ESPOSITO, P. M.; MORAES, I. M.; PASSOS, D. G.; DE AL-BUQUERQUE, C. V. N.; SAADE, D. C. M.; RUBINSTEIN, M. G., ET AL. Routing metrics and protocols for wireless mesh networks. *IEEE network* 22, 1 (2008), 6–12.
- [12] CARDOSO, K. V. Controle Automático de Taxa em Redes IEEE 802.11. Tese de Doutorado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, Fevereiro 2009.
- [13] CARDOSO, K. V.; DE REZENDE, J. F. Increasing throughput in dense 802.11 networks by automatic rate adaptation improvement. Wireless Networks 18, 1 (2012), 95–112.

- [14] CLAUSEN, T.; JACQUET, P. Optimized link state routing protocol (olsr). RFC 3626, RFC Editor, Outubro 2003. http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc3626.txt.
- [15] DE COUTO, D. S. High-throughput routing for multi-hop wireless networks. Tese de Doutorado, Citeseer, 2004.
- [16] DE COUTO, D. S.; AGUAYO, D.; BICKET, J.; MORRIS, R. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wireless Networks* 11, 4 (2005), 419–434.
- [17] DIJKSTRA, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. Numer. Math. 1, 1 (Dezembro 1959), 269–271.
- [18] FOH, C. H.; TANTRA, J. W. Comments on IEEE 802.11 saturation throughput analysis with freezing of backoff counters. *IEEE Communications Letters 9*, 2 (2005), 130–132.
- [19] FORD, L. R.; FULKERSON, D. R. Flows in Networks. Princeton University Press, 1962.
- [20] FOROUZAN, B. A. Data Communications and Networking, 3 ed. McGraw-Hill, Inc., New York, NY, USA, 2003.
- [21] FRIIS, H. T. A note on a simple transmission formula. Proceedings of the IRE 34, 5 (Maio 1946), 254–256.
- [22] FROST, V. S.; MELAMED, B. Traffic modeling for telecommunications networks. IEEE Communications Magazine 32, 3 (Março 1994), 70–81.
- [23] FULLMER, C. L.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. J. Solutions to hidden terminal problems in wireless networks. SIGCOMM Comput. Commun. Rev. 27, 4 (Outubro 1997), 39–49.
- [24] HADZI-VELKOV, Z.; SPASENOVSKI, B. An analysis of CSMA/CA protocol with capture in wireless LANs. In Wireless Communications and Networking (WCNC 2003) (Março 2003), vol. 2, pp. 1303–1307.
- [25] HALPERIN, D.; ANDERSON, T.; WETHERALL, D. Taking the sting out of carrier sense: interference cancellation for wireless LANs. In *Proceedings of the 14th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom '08)* (New York, NY, USA, 2008), ACM, pp. 339–350.
- [26] IEEE LAN/MAN STANDARDS COMMITTEE. 802.11e-2005 IEEE standard for information technology – LAN/MAN – specific requirements – part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications – amendment 8: Medium access control (MAC) quality of service enhancements, Novembro 2005.
- [27] IEEE LAN/MAN STANDARDS COMMITTEE. 802.11-2012 IEEE standard for information technology – telecommunications and information exchange between systems – LAN/MAN – specific requirements – part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications, Março 2012.

- [28] IEEE LAN/MAN STANDARDS COMMITTEE. 802.11s-2011 IEEE standard for information technology – telecommunications and information exchange between systems – LAN/MAN – specific requirements – part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications – amendment 10: Mesh networking, Março 2012.
- [29] JURDAK, R.; LOPES, C. V.; BALDI, P. A survey, classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks. *IEEE Communications Surveys Tutorials* 6, 1 (2004), 2–16.
- [30] KAHN, R. The organization of computer resources into a packet radio network. *IEEE Transactions on Communications* 25, 1 (Janeiro 1977), 169–178.
- [31] KAMERMAN, A.; MONTEBAN, L. Wavelan®-II: a high-performance wireless LAN for the unlicensed band. *Bell Labs technical journal* 2, 3 (1997), 118–133.
- [32] KIM, J.; KIM, S.; CHOI, S.; QIAO, D. CARA: Collision-aware rate adaptation for IEEE 802.11 WLANs. In *INFOCOM* (2006), vol. 6, pp. 1–11.
- [33] KINGMAN, J. F. C. Poisson processes. Wiley Online Library, 1993.
- [34] KLEINROCK, L.; TOBAGI, F. Packet switching in radio channels: Part i carrier sense multiple-access modes and their throughput-delay characteristics. *IEEE Transactions on Communications* 23, 12 (Dezembro 1975), 1400–1416.
- [35] KOUBÂA, A.; SEVERINO, R.; ALVES, M.; TOVAR, E. Improving quality-of-service in wireless sensor networks by mitigating "hidden-node collisions". *IEEE Transactions* on Industrial Informatics 5, 3 (2009), 299–313.
- [36] LACAGE, M.; MANSHAEI, M. H.; TURLETTI, T. IEEE 802.11 rate adaptation: a practical approach. In Proceedings of the 7th ACM international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems (2004), ACM, pp. 126– 134.
- [37] MAGUOLO, F.; LACAGE, M.; TURLETTI, T. Efficient collision detection for auto rate fallback algorithm. In *IEEE Symposium on Computers and Communications*, 2008. ISCC 2008. (2008), IEEE, pp. 25–30.
- [38] NG, P. C.; LIEW, S. C. Throughput analysis of IEEE 802.11 multi-hop ad hoc networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 15, 2 (Abril 2007), 309–322.
- [39] NS-3. The ns3 network simulator. http://www.nsnam.org/, Setembro 2015.
- [40] OLSR.ORG. OLSRd. http://www.olsr.org. Acessado em: 2016.
- [41] PAREDES-FARRERA, M.; FLEURY, M.; GHANBARI, M. Precision and accuracy of network traffic generators for packet-by-packet traffic analysis. In 2nd International Conference on Testbeds and Research Infrastructures for the Development of Networks and Communities, 2006. TRIDENTCOM 2006. (2006), IEEE, pp. 6-pp.
- [42] PASSOS, D. Uma abordagem unificada para métricas de roteamento e adaptação automática de taxa em redes em malha sem fio. Master's thesis, Universidade Federal Fluminense, Niterói, RJ, 2009.

- [43] PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C. V. N. A joint approach to routing metrics and rate adaptation in wireless mesh networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 20, 4 (Agosto 2012), 999–1009.
- [44] PASSOS, D. G. Flow-Based Interference-Aware Routing in Multihop Wireless Networks. Tese de Doutorado, Fluminense Federal University, 2013.
- [45] STOFFERS, M.; RILEY, G. Comparing the ns-3 propagation models. In 2012 IEEE 20th International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (2012), IEEE, pp. 61–67.
- [46] TANENBAUM, A. Computer Networks, 4th ed. Prentice Hall Professional Technical Reference, 2002.
- [47] TAZAKI, H.; UARBANI, F.; MANCINI, E.; LACAGE, M.; CAMARA, D.; TURLETTI, T.; DABBOUS, W. Direct code execution: Revisiting library os architecture for reproducible network experiments. In *Proceedings of the Ninth ACM Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies* (New York, NY, USA, 2013), CoNEXT '13, ACM, pp. 217–228.
- [48] TSERTOU, A.; LAURENSON, D. I. Revisiting the hidden terminal problem in a CSMA/CA wireless network. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 7, 7 (Julho 2008), 817–831.
- [49] WEISER, M. Some computer science issues in ubiquitous computing. Commun. ACM 36, 7 (Julho 1993), 75–84.
- [50] WONG, S. H.; YANG, H.; LU, S.; BHARGHAVAN, V. Robust rate adaptation for 802.11 wireless networks. In *Proceedings of the 12th annual international conference* on Mobile computing and networking (2006), ACM, pp. 146–157.
- [51] ZHAO, H.; WANG, S.; XI, Y.; WEI, J. Modeling intra-flow contention problem in IEEE 802.11 wireless multi-hop networks. *IEEE Communications Letters* 14, 1 (Janeiro 2010), 18–20.