

UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL
INSTITUTO DE INFORMÁTICA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM COMPUTAÇÃO

FERNANDO NACHTIGALL

**Modelo Analítico para Avaliação de
Performance de Redes Sem Fio sobre o
Protocolo IEEE 802.11 DCF**

Dissertação apresentada como requisito parcial
para a obtenção do grau de Mestre em Ciência
da Computação

Prof. Dr. João César Netto
Orientador

Porto Alegre, junho de 2007.

CIP – CATALOGAÇÃO NA PUBLICAÇÃO

Nachtigall, Fernando

Modelo Teórico para Análise de Performance de Redes Sem Fio sobre o Protocolo IEEE 802.11 DCF / Fernando Nachtigall – Porto Alegre: Programa de Pós-Graduação em Computação, 2007.

69f.:il

Dissertação (mestrado) – Universidade Federal do Rio Grande do Sul. Programa de Pós-Graduação em Computação. Porto Alegre, BR – RS, 2007. Orientador: João César Netto.

1.IEEE 802.11 MAC 2.CSMA/CA 3.DCF 4. Modelo analítico 5.Cadeias de Markov I. Netto, João César II. Título.

UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Reitor: Prof. José Carlos Ferraz Hennemann

Vice-Reitor: Prof. Pedro Cezar Dutra Fonseca

Pró-Reitora de Pós-Graduação: Profa. Valquiria Linck Bassani

Diretor do Instituto de Informática: Prof. Flávio Rech Wagner

Coordenadora do PPGC: Profa. Luciana Porcher Nedel

Bibliotecária-Chefe do Instituto de Informática: Beatriz Regina Bastos Haro

AGRADECIMENTOS

Inicialmente, agradeço aos meus pais, Roberto e Sônia, pelo apoio e otimismo incondicional durante todo meu período do mestrado, incentivando nos momentos difíceis e estando presente nos momentos felizes. A eles, meu principal e sincero agradecimento. Agradeço também ao meu irmão Marcel, aos meus avós Victória e Hugo, Romilda e Alberto, e a Anna pelo carinho e felicidade com que sempre me receberam.

Segue um agradecimento à TeleHUMANA, que permitiu que pudesse buscar meu objetivo de obter o grau de Mestre em Computação, buscando um crescimento técnico e acadêmico após a conclusão da graduação.

Agradeço também aos meus amigos, colegas da ECP99, vizinhos da Salvador Campanella, e tantas outras pessoas que cruzam o caminho e fazem a vida um pouco mais alegre.

Por último, agradeço aos professores Dr. João César Netto e Dr. Lisandro Granville, pelo acolhimento e orientação durante o curso, e ao Instituto de Informática e Universidade Federal do Rio Grande do Sul por, mais uma vez, me permitirem um estudo gratuito e de qualidade.

SUMÁRIO

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS	6
LISTA DE FIGURAS	8
LISTA DE TABELAS	9
RESUMO.....	10
ABSTRACT.....	11
1 INTRODUÇÃO	12
1.1 Pesquisa na Área	13
1.2 Motivação	17
1.3 Objetivos.....	17
1.4 Estrutura do Texto.....	18
2 CADEIAS DE MARKOV.....	19
2.1 Definição e propriedades básicas.....	21
2.2 Classificação de Estados em Cadeias de Markov.....	23
2.2.1 Estados Alcançáveis e Comunicantes	23
2.2.2 Estados Recorrentes e Transientes	24
2.2.3 Propriedades de periodicidade	25
2.3 Propriedades de Estados Estáveis (<i>Steady-State</i>)	25
2.4 Cadeias de Markov em espaços de estados discretos	26
2.5 Aplicações	27
3 IEEE 802.11.....	28
3.1 Arquitetura do IEEE 802.11	28
3.2 Serviços de Rede.....	30
3.3 A Camada MAC.....	31
3.3.1 Complicadores de redes sem fio	32
3.3.2 Métodos de acesso ao meio	34
4 MODELO ANALÍTICO PARA IEEE 802.11 DCF	43
4.1 Probabilidade de Transmissão de Dados.....	45
4.2 Vazão do Sistema.....	49
5 VALIDAÇÃO DO MODELO	51
5.1 Ferramentas utilizadas.....	51

5.2	Ambiente de validação	52
5.3	Cenário 1 – Validação do ambiente de simulação.....	53
5.4	Cenário 2 – Saturação.....	55
5.5	Cenário 3 – Tráfego em distribuição de Poisson.....	57
5.6	Cenário 4 – Tráfego VoIP	59
6	CONCLUSÃO.....	62
6.1	Conclusões	62
6.2	Próximos Trabalhos	63
	REFERÊNCIAS.....	65

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

ACK	Acknowledgement
AP	Access Point
BSS	Basic Service Set
CFP	Contention-Free Period
CP	Contention Period
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection
CW	Contention Window
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	Distributed Inter Frame Space
DSSS	Direct Sequence Spread Spectrum
EDCF	Enhanced Distributed Coordination Function
EDGE	Enhanced Data rates for Global Evolution
EIFS	Extended Inter-Frame Space
ESS	Extended Service Set
ETSI	European Telecommunications Standards Center
FHSS	Frequency Hopping Spread Spectrum
GPRS	General Packet Radio Service
GSM	Global System for Mobile
HCF	Hybrid Coordination Function
HDR	Higher Data Rates
IBSS	Independent Basic Service Set
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
LRC	Long Retry Count
MAC	Medium Access Control
MSDU	MAC Service Data Unit
NAV	Network Allocation Vector

PCF	Point Coordination Function
PHY	Physical Layer
PIFS	PCF Inter-Frame Space
RAM	Random Access Memory
RTS/CTS	Request to Send/Clear to Send
SCWD	Slow Contention Window Decrease
SIFS	Short Inter Frame Space
SNR	Signal-Noise Ratio
SRC	Short Retry Count
UFRGS	Universidade Federal do Rio Grande do Sul
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
VoIP	Voice over IP
WEP	Wired Equivalent Protection
WLAN	Wireless Local Area Network
WMAN	Wireless Metropolitan Area Network
WPAN	Wireless Personal Area Network
WWAN	Wireless Wide Area Network

LISTA DE FIGURAS

Figura 1.1: Cadeia de Markov proposta por Bianchi.....	15
Figura 2.1: Andrei Andreyevich Markov.....	19
Figura 2.2: Diagrama de uma Cadeia de Markov simples.....	20
Figura 2.3: Cadeia de Markov particionada.....	20
Figura 2.4: Representação por matrizes.....	21
Figura 2.5: Matriz de transição P.....	23
Figura 3.1: <i>Independent BSS</i>	29
Figura 3.2: <i>Infrastructure BSS</i>	29
Figura 3.3: <i>Extended Service Set</i>	30
Figura 3.4: Transmissão e confirmação.....	32
Figura 3.5: Problema do nodo oculto.....	33
Figura 3.6: Funcionamento do Network Allocation Vector.....	35
Figura 3.7: DIFS, PIFS e SIFS.....	36
Figura 3.8: Estações em contenção.....	37
Figura 3.9: Crescimento da Janela de Contenção (DSSS).....	39
Figura 3.10: Envio de fragmentos por rajada.....	40
Figura 3.11: Alternância de períodos PCF, iniciado pelo frame <i>Beacon (B)</i> , e DCF.....	41
Figura 3.12: <i>Polling</i> de estações durante o período sem contenção.....	41
Figura 4.1: Cadeia de Markov para redes IEEE 802.11 insaturadas.....	44
Figura 5.1: Vazão do sistema para o método básico.....	53
Figura 5.2: Resultados apresentados por Bianchi para vazão no método básico.....	54
Figura 5.3: Vazão do sistema utilizando o método RTS/CTS.....	55
Figura 5.4: Validação do modelo analítico sob saturação.....	56
Figura 5.5: Vazão do sistema sob tráfego de Poisson – método básico.....	58
Figura 5.5: Vazão do sistema sob tráfego de Poisson – método RTS/CTS.....	58
Figura 5.6: Vazão em função do número de canais VoIP.....	60

LISTA DE TABELAS

Tabela 4.1: Parâmetros da Cadeia de Markov.....	44
Tabela 5.1: Parâmetros para validação do modelo (FHSS)	52
Tabela 5.2: Modelo de Brady para atividade de voz	59
Tabela 5.3: Parâmetros para G.711, G.729 e G.723.1	60

RESUMO

Este trabalho apresenta um modelo analítico para a análise de vazão (*throughput*) da camada MAC do IEEE 802.11. A proposta se diferencia da maioria dos desenvolvimentos realizados na área por apresentar uma modelagem de ambientes com estações não-saturadas, levando em consideração o perfil do tráfego gerado pelas camadas superiores ao nível de enlace. Dessa maneira, o modelo permite uma análise do desempenho de aplicações reais sobre redes sem fio, a partir de resultados provenientes de um modelo matemático, enquanto diversos outros trabalhos avaliam somente situações de saturação das estações.

Simulações utilizando Network Simulator 2 e comparações com resultados obtidos em trabalhos análogos desenvolvidos por outros pesquisadores validam o modelo proposto. Cenários com variações na quantidade de estações e carga oferecida à rede são avaliados utilizando o modelo teórico e comparados aos resultados simulados, provendo uma análise do comportamento dos limites de vazão do sistema.

As estruturas do IEEE 802.11 MAC foram estudadas a fim de embasar o desenvolvimento do modelo proposto. Também foi realizada uma pesquisa a respeito de Cadeias de Markov, que serve como estrutura básica para a descrição do IEEE 802.11 DCF.

Palavras-Cave: IEEE 802.11 MAC, CSMA/CA, DCF, modelo analítico, Cadeias de Markov

An Analytical Model for Performance Evaluation of Wireless IEEE 802.11 DCF Networks

ABSTRACT

This work provides an analytical model to compute the IEEE 802.11 DCF throughput. The proposed analysis differs from most of the related work by presenting scenario modeling with unsaturated stations, accounting for the traffic characteristics generated by the upper layers to the data link layer. As a consequence, the proposed model allows for an accurate analysis of real applications over wireless networks, based on mathematical model results, while several other researches evaluate only saturate stations situations.

Simulations ran using Network Simulator 2 and comparisons with results obtained on similar works developed by other researchers are used to validate the proposed model. Scenarios with different number of stations and offered loads are evaluated using the theoretical model and compared to the simulated results, providing an analysis on the behavior of the maximum throughput provided by the network.

A study was made on the structures and mechanisms of IEEE 802.11 MAC in order to support the development of the proposed model. A research on Markov Chains was also done, since it is the basic structure used to describe the IEEE 802.11 DCF.

Keywords: IEEE 802.11 MAC, CSMA/CA, DCF, analytical model, Markov Chains

1 INTRODUÇÃO

O foco dessa dissertação é a apresentação de um modelo analítico para representar o comportamento da vazão de dados obtida em redes sem fio IEEE 802.11. O tema redes sem fio tem sido um crescente assunto de pesquisa no meio acadêmico, diretamente associado à popularização no mercado desses produtos. A padronização da tecnologia, o crescimento das taxas de transmissão e a redução dos preços dos equipamentos são fatores inter-relacionados que possibilitaram o crescimento observado no mercado.

Essa crescente popularidade pode ser verificada em uma grande variedade de tecnologias *wireless*, impulsionando ainda mais o estudo e desenvolvimento na área. Hoje, quatro grandes grupos podem ser identificados como frentes tecnológicas no avanço de redes sem fio, baseando-se na potência dos sinais e no alcance das transmissões. A primeira é a conhecida como *Wireless Personal Area Network* (WPAN) e inclui tecnologias como as definidas em IEEE 802.15.1, ETSI HiperPAN e Bluetooth. Como o nome indica, essas redes têm uma pequena abrangência, oscilando em torno de 10 metros, e são utilizadas para interconectar equipamentos próximos ou carregados por uma pessoa. Dentro de uma faixa de alcance de 50 a 300 metros estão as conhecidas *Wireless Local Area Networks* (WLAN). Nesse grupo, o padrão IEEE 802.11 é definitivamente o mais utilizado e aceito. Atualmente, WLANs permitem taxas de até 54 Mbit/s. Outra categoria é a das WMANs (*Wireless Metropolitan Area Networks*), cuja padronização é definida em IEEE 802.16. Essa tecnologia é capaz de atingir taxas de transferência de 134 Mbit/s com área de cobertura de vários quilômetros, sendo aplicadas para comunicação dentro de áreas metropolitanas. A quarta categoria são as WWANs, redes projetadas para permitirem vastas áreas de cobertura, com taxas de transferência usuais em torno de 384 kbit/s, podendo atingir até 1920kbit/s. Exemplos dessas tecnologias são as já conhecidas *Global System for Mobile* (GSM), *General Packet Radio Services* (GPRS), *Enhanced Data for Global Evolution* (EDGE) e *Universal Mobile Telecommunications System* (UMTS).

Redes sem fio, no entanto, precisam lidar com desafios não existentes em redes estruturadas e cabeadas. No segundo caso, erros de transmissão apresentam taxas muito menores e a interferência entre diferentes sistemas comunicantes é mínima; além disso, a detecção de colisões é muito mais simples e rápida. Comunicação sobre redes sem fio utiliza um meio compartilhado que é altamente suscetível a erros. Por isso, a chance de erros e colisões ocorrerem é muito mais alta, além de serem mais custosas de serem detectadas, por dependerem de um controle de confirmação por parte das estações destino dos quadros. Por isso, comparadas com redes convencionais, as redes sem fio requerem mecanismos de acesso ao meio muito mais complexos, impactando diretamente nos protocolos utilizados na camada de enlace dos equipamentos.

Atualmente, redes cabeadas têm se distanciado dos problemas causados por colisões devido à crescente perda de espaço dos *hubs*, equipamentos que estabelecem grandes domínios de colisão nas redes, para *switches*, que limitam as colisões à granularidade de porta. No caso de redes sem fio, o domínio de colisão é, simplesmente, toda a faixa de frequência compartilhada pelos equipamentos dentro do ambiente. Além disso, um agravante para o problema das colisões em redes sem fio é o fato de a estação não conseguir escutar a sua própria transmissão quando ela é feita, impossibilitando a ela identificar problemas. É preciso, então, um mecanismo custoso de confirmação de recebimento para garantir a entrega dos quadros.

No entanto, cada vez mais aplicações utilizadas sobre redes cabeadas têm sido adaptadas e utilizadas em nodos móveis, trazendo também uma expectativa de desempenho, que muitas vezes não é obtida. Nesses casos, o usuário acaba se frustrando devido à dificuldade ou até impossibilidade de realizar suas tarefas, principalmente quando essas são associadas a tráfegos sensíveis a quesitos temporais.

Por esse motivo, é muito importante conhecer o comportamento de ambientes sem fio e, para isso, obter modelos que reflitam esses ambientes e permitam o desenvolvimento de propostas para melhorias. Esses modelos devem ser simples o suficiente para que possam ser avaliados computacionalmente e aplicados sobre sistemas reais, ao mesmo tempo em que contemplam os parâmetros impactantes no desempenho existentes nos processos.

1.1 Pesquisa na Área

Diversos estudos têm sido desenvolvidos na área de pesquisa de redes locais sem fio, focados especialmente em modelos para a análise teórica de desempenho e propostas para modificações e melhorias nos padrões.

Dentre os trabalhos atuais, destaca-se o novo padrão 802.11e (IEEE, 2005), apresentado pelo IEEE. Essa extensão do padrão é compatível com as versões anteriores, apresentando modificações no tratamento de pacotes de alta prioridade, fazendo uso de diferenciação e categorização de tráfegos. O novo padrão visa atender requisitos provenientes de fluxos com diferentes restrições quanto a atraso, taxa de transferência e *jitter*.

Para isso a dois novos métodos para o controle de acesso são apresentados, EDCF (*Enhanced Distributed Coordination Function*), análogo ao DCF do padrão original, mas com a implementação do sistema de categorias de tráfego; e HCF (*Hybrid Coordination Function*), que arbitra o período de contenção, também com filas de categorias de tráfego, e busca reduzir o indeterminismo do início desse período.

Em (WU et al., 2002), Wu propõe a utilização de uma janela de contenção de tamanho adaptativo, baseando-se no fato de que a performance do sistema é diretamente ligada ao tamanho mínimo da janela CW_{min} , e que o valor ótimo para esse tamanho é relacionado ao número de nodos ativos no sistema. É sugerido um mecanismo no qual as estações fariam medições de atividade no meio, estimando o número de nodos em contenção e ajustando seu CW_{min} a fim de buscar a melhor performance possível.

Dessa maneira, a vazão (*throughput*) torna-se praticamente independente do número de estações da rede. O mecanismo apresenta uma melhora no desempenho por conseguir manter uma baixa probabilidade de colisão, não penalizando com um alto tempo de acessos sistemas com poucos nodos.

Em (XIAO; ROSDAHL, 2003), é analisado o protocolo IEEE 802.11 tendo em vista a tendência da indústria em buscar taxas maiores de dados (HDR - Higher Data Rates), superiores a 100Mbps. Estudou-se o *overhead* imposto pelo 802.11 para HDR's acima de 100Mbps, e foi verificada a existência de um limite teórico para o *throughput* e para o atraso. Através de modelos teóricos, foi observado um limite de vazão de 50.16Mbps para os parâmetros utilizados no 802.11a, definido um *payload* de 1000 bytes, e o mínimo atraso atingido limitado a 125 μ s, independentemente da taxa de transmissão.

Em (HEUVEL; ROMASZKO, 2005), são propostas modificações associadas ao controle de energia e potência das estações. Essas melhorias são resultado de modificações no protocolo MAC do padrão IEEE 802.11 para redes *ad hoc*, abordando o problema dos falsos bloqueios (RAY; CARRUTHERS; STAROBINSKI, 2003), decorrente do mecanismo RTS/CTS. Também é apresentado um esquema de controle de potência, enviado informações sobre níveis de potência e razão sinal-ruído nos pacotes CTS, permitindo que transmissões paralelas possam ser feitas. Além disso, um mecanismo de controle do nível de potência de acordo com o número de estações no meio é apresentado, com o objetivo de otimizar o consumo de potência e melhorar os níveis de vazão e perda de pacotes.

Outra área de pesquisa de redes locais sem fio é a de desenvolvimento de modelos teóricos matemáticos para a descrição do comportamento dos sistemas. A partir desses modelos, é possível analisar fatores impactantes no desempenho, como *throughput*, atraso, *jitter*. Pesquisadores fazem uso de modelos teóricos para determinar o comportamento do sistema frente a modificações nos parâmetros da especificação IEEE 802.11, como tamanhos mínimos e máximos das janelas de contenção, duração dos espaços entre quadros (SIFS, DIFS,...), a utilização do método de acesso básico ou via RTS/CTS.

Um dos modelos mais destacados é apresentado em (BIANCHI, 1998) e posteriormente estendido em (BIANCHI,2000), conhecido no meio acadêmico como modelo de Bianchi. Esse modelo define expressões para o *throughput* no ponto de saturação e para a probabilidade de falha na transmissão de um pacote devido à colisão.

O modelo proposto por Bianchi se baseia em cadeias de Markov, que descreve as possibilidades de transição de estado e suas probabilidades.

Assumindo que todas estações estão saturadas e que a cada tentativa de transmissão, independente do número de retransmissões já sofridas, cada pacote colide com uma probabilidade constante p , é modelado um processo bidimensional $\{s(t), b(t)\}$, onde $s(t)$ representa o estágio de *backoff* em função de t , e $b(t)$ representa o contador da janela de *backoff* em função de t .

O processo é definido pela cadeia de Markov abaixo:

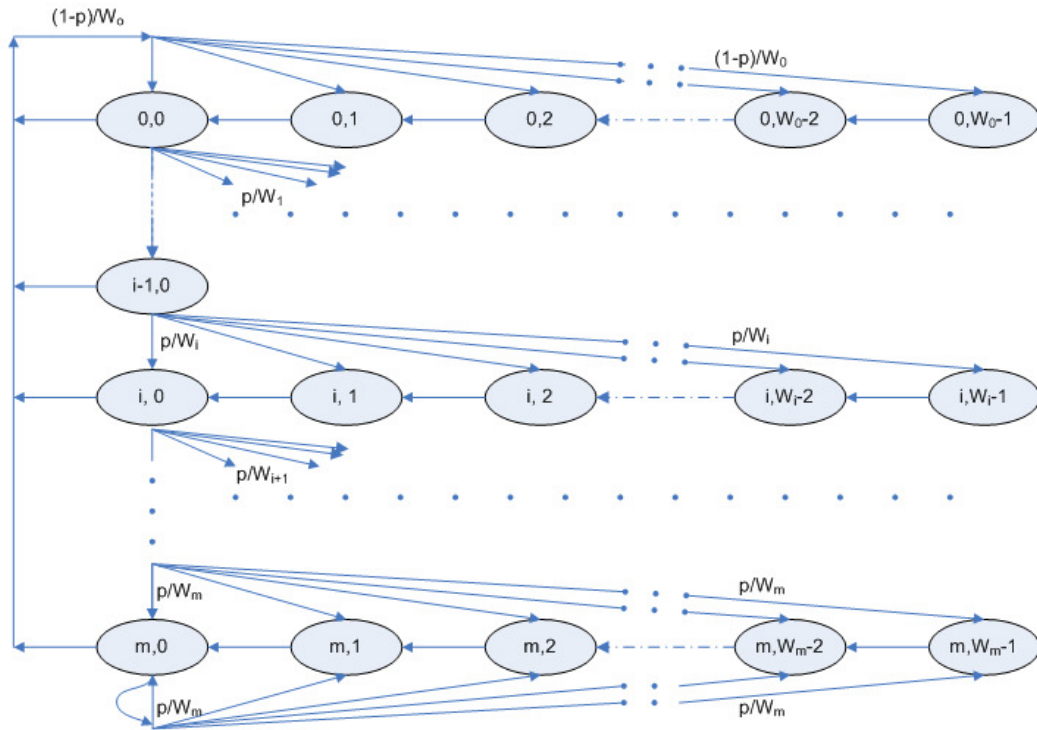


Figura 1.1: Cadeia de Markov proposta por Bianchi

Da relação entre os estados, é desenvolvido um modelo matemático que expressa o comportamento do sistema para a probabilidade de transmissão τ e para a probabilidade de colisão P , dada uma transmissão.

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

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

onde W é o tamanho mínimo da janela de contenção e m é o estágio máximo de *backoff*. A partir dessa relação, é construída uma função para o cálculo do *throughput* de saturação.

Diferentes abordagens têm sido tomadas no estudo da análise de performance do IEEE 802.11, muitas delas baseadas no modelo de Bianchi. Em (FOH; ZUKERMAN, 2002), é apresentada uma análise do tempo médio de atraso nos pacotes para diferentes níveis de vazão do sistema. Kim e Hou analisaram em (KIM; HOU, 2003) a capacidade do protocolo 802.11 assumindo que o número de estações com pacotes a serem transmitidos era muito alto. Em (CHATZIMISIOS; VITSAS; BOUCOUVALAS, 2003) e (CHATZIMISIOS; VITSAS; BOUCOUVALAS, 2004), Chatzimisios sugeriu extensões ao modelo de Bianchi, avaliando atrasos de pacotes, probabilidade de perda de pacotes e tempo de perda de pacotes.

Em (SAKAKIBARA; CHIKADA; YAMAKITA, 2005), Sakakibara apresenta um modelo analítico para a avaliação de desempenho do IEEE 802.11 DCF em situações de não-saturação das estações. O trabalho aborda também o impacto da utilização do

mecanismo de diminuição lenta do tamanho de janela (SCWD – Slow Congestion Window Decrease), proposto em (NI; BARAKAT; TURLETTI, 2003). O SCWD é uma proposta para melhorar o desempenho da rede por diminuir o tamanho da janela de contenção inicial na ocorrência de transmissões com sucesso. O modelo de Sakakibara contempla aspectos da camada PHY como mecanismos de detecção de atividade do meio e o intervalo adicional de *backoff* após uma transmissão de sucesso, fatores que possuem algum impacto quando existe um perfil de tráfego associado. O modelo validado é posteriormente utilizado para verificar um ganho de aproximadamente 20% em desempenho do sistema quando utilizado o SCWD.

Em (ERGEN; VARAIYA, 2005), é desenvolvido um modelo teórico que considera o impacto da atividade do meio no comportamento das estações e de seu estágio de contenção, o SNR (*signal to noise ratio*) e a possibilidade de estações não estarem em condição de saturação. A incorporação do mecanismo de verificação do meio permite ao modelo, de acordo com o autor, representar corretamente o comportamento de congelamento do estágio de *backoff* no qual se encontra uma estação, no momento em que se verifica que o meio está ocupado. O trabalho visa modelar o comportamento, definido no padrão IEEE 802.11, de que uma estação em contenção deve parar o decremento do estágio de *backoff* quando verificar que o meio está ocupado e mantê-lo parado até que se verifique uma disponibilidade do meio igual ou maior a DIFS.

O modelo proposto por Ergen também apresenta um componente de perda de sinal, considerando o efeito sobre as estações quando estas apresentam diferentes níveis de sinal-ruído entre si e, portanto, transmitem a diferentes taxas. Por final, o trabalho propõe um método de acesso que permite um maior *throughput* mantendo uma distribuição justa do meio.

Uma outra abordagem para um modelo analítico do IEEE 802.11 DCF é apresentada em (XIAO, 2003) por Xiao. Em seu trabalho, o autor propõe um modelo teórico que represente um comportamento de aplicações *real-time* implementando um mecanismo simples de priorização de tráfego. O padrão 802.11 DCF é um protocolo projetado para prover um serviço de *best-effort*, ou seja, sem classificação e priorização de tráfego. Essa restrição pode torná-lo, em algumas circunstâncias, não-próprio para aplicações que demandem um rígido determinismo temporal, como áudio e vídeo. Baseado em (PALLOT, 2001), onde são apresentados métodos para priorização através do cálculo do tamanho da janela de *backoff* e DIFS diferenciados, Xiao implementa um modelo analítico que contemple a variação de parâmetros como o tamanho da janela de contenção inicial, o fator de crescimento da janela na ocorrência de colisões e o máximo estágio de *backoff*, de acordo com a categorização de tráfego. O modelo teórico é, como na grande maioria dos trabalhos da área, derivado do modelo de cadeias de Markov proposto por Bianchi.

O modelo de Xiao também referencia (ZIOUVA; ANTONAKOPOULOS, 2002), onde é feita uma extensão do modelo de Bianchi para a análise do atraso em situações de saturação, além do *throughput*. Ziouva modifica o modelo de Bianchi a fim de levar em consideração as condições de meio ocupado e como ele afeta o mecanismo de *backoff*. Novamente, é considerado o comportamento do IEEE 802.11 DCF quando o sistema trata padrões de tráfego que correspondem à máxima carga que a rede é capaz de suportar em condições estáveis, ou seja, em situações onde as estações estão saturadas.

1.2 Motivação

A tecnologia de redes sem fio padronizada pelo IEEE é, definitivamente, a solução adotada pelos produtores para seus equipamentos e muito provavelmente será a base das pesquisas e dos novos produtos nos próximos anos. Cada vez mais aplicações são migradas e utilizadas sobre plataformas sem fio, o que demanda um esforço no atendimento das demandas de desempenho impostas por essas aplicações que, em última instância, fomentam a pesquisa e desenvolvimento sobre a tecnologia.

Dentre os mecanismos definidos no padrão, um dos mais importantes é o controle de acesso ao meio, definido pelo IEEE 802.11 MAC, mas especificamente, o *Distributed Coordination Point* (DCF). Diversos trabalhos já propuseram modelagens do DCF, sendo o trabalho mais importante, o apresentado em (BIANCHI,2000), baseado em Cadeias de Markov, considerando as estações sempre em estado de saturação. Os modelos analíticos posteriores baseavam-se no modelo de Bianchi, propondo extensões.

No entanto, a apreciação de ambientes com estações não-saturadas foi deixada de lado, contando com poucos trabalhos de pesquisa a respeito. Dessa forma, justificou-se uma pesquisa e desenvolvimento de um modelo próprio que considere o perfil de tráfego gerado pelas estações. No decorrer do desenvolvimento do trabalho, foi verificada a publicação de artigos relacionados, que enriquecem o estudo como fontes de comparação ao modelo proposto neste trabalho.

1.3 Objetivos

Dentro do contexto de modelos analíticos, este trabalho visa desenvolver um modelo analítico simples para descrição do comportamento da vazão de dados (*throughput*) sobre redes IEEE 802.11. O foco principal se concentra na análise e descrição do *Distributed Coordination Function*, o principal mecanismo de acesso ao meio definido no padrão.

O trabalho irá apresentar em detalhe o desenvolvimento matemático do modelo e fará uso de ferramentas de análise numérica para sua avaliação. Para a validação dos resultados gerados, os ambientes analisados sobre o modelo analítico serão replicados para um ambiente de simulação.

O ambiente contemplado pelo modelo é composto por um número finito de estações, todas dentro da mesma faixa de alcance de transmissões. O perfil do tráfego gerado pelas estações entra no modelo como um valor probabilístico para a existência de pacotes no *buffer* de entrada da camada MAC. Serão analisados tráfegos à taxa constante, tráfegos de saturação (provendo carga máxima à rede), e respeitando distribuição de Poisson. Por último, será analisado o comportamento da camada MAC sob tráfego VoIP, utilizando três diferentes *codecs*, baseando-se em um modelo simplificado para descrição da geração de pacotes de voz.

Não consta no escopo o desenvolvimento de descrições analíticas para a modelagem de tráfego. Estes são temas de extensa discussão dentro da comunidade acadêmica e são abordados em publicações exclusivamente direcionadas, e servem como fonte de consulta e pesquisa no decorrer deste trabalho.

Não faz parte do objetivo do modelo proposto neste trabalho analisar os efeitos de erros gerados por interferências, ruídos ou potência do sinal. Dessa forma, as perdas de pacotes consideradas são apenas as decorrentes de colisões por transmissões simultâneas. Os efeitos da distância, localização e movimento das estações também não são considerados, mantendo-se sempre um mesmo valor para o tempo de propagação dos dados. Também não faz parte do modelo a influência de nodos escondidos (MOH; YAO; MAKKI, 2000). A dinâmica do *buffer* de transmissão das estações não é considerada, assumindo-o como infinito e não gerando descartes de pacotes vindos da camada superior.

Ao final, apresentado o desenvolvimento do modelo analítico, serão apresentados os resultados obtidos a partir de sua avaliação numérica, comparando-os com os provenientes das simulações análogas. Será possível analisar o impacto sobre o desempenho do protocolo MAC ao se utilizar os métodos básico e RTS/CTS, ao variar o número de estações no ambiente e a carga oferecida à rede.

Não é objetivo do trabalho apresentar uma análise extensiva a respeito do desempenho do protocolo IEEE 802.11 DCF, mas sim apresentar um modelo que permita essa análise. As simulações e avaliações do modelo fazem parte, por sua vez, da verificação da validade dos resultados gerados.

O modelo apresentado poderá ser utilizado na análise de quaisquer outros tráfegos descritos analiticamente, permitindo o estudo e análise dos parâmetros definidos no padrão IEEE 802.11 e seu impacto sobre o desempenho do sistema.

1.4 Estrutura do Texto

Após a introdução do trabalho, no corrente capítulo, são apresentados dois capítulos abordando temas necessários como base teórica para o entendimento do restante do texto. No capítulo 2, é feita uma apresentação da teoria de Cadeias de Markov, formalismo básico para a descrição do ambiente 802.11 MAC de forma matemática. O capítulo 3 apresenta um resumo da recomendação IEEE 802.11, apresentando seus mecanismos de acesso ao meio, aspectos da camada física (PHY), e a extensão 802.11e. No capítulo 4, é apresentado em detalhe o desenvolvimento matemático do modelo para análise de vazão. No capítulo 5, é verificada a validação do modelo, apresentando os ambientes a serem avaliados e seus resultados, sendo comparados com as simulações. Por último, o capítulo 6 apresenta as conclusões do trabalho e possíveis trabalhos futuros.

2 CADEIAS DE MARKOV

Andrei Andreyevich Markov foi um matemático, nascido em 14 de Junho de 1856 em Ryazan, na Rússia. Formou-se na Universidade de St. Petersburg, onde passou a lecionar em 1886. Seus primeiros trabalhos foram sobre limites de integrais, teoria da aproximação e teoria da probabilidade. É dele a prova do Teorema do Limite Central.



Figura 2.1: Andrei Andreyevich Markov

Seu principal trabalho é o estudo conhecido como Cadeias de Markov (MARKOV, 1906). Esse estudo foi o responsável pela criação de uma nova frente de pesquisa sobre teoria de probabilidades, sendo o iniciador da teoria de processos estocásticos.

O processo de Markov é caracterizado por não manter memória sobre seus estados no passado. Isso significa que apenas o estado atual pode influenciar qual será o próximo estado. Quando o processo é definido de forma a assumir apenas estados finitos e contáveis, é referenciado como Cadeia de Markov. Esse tipo de cadeia permite modelar diversos tipos de fenômenos, permitindo, devido a sua característica de não ter memória, prever o comportamento da cadeia e computar probabilidades e valores esperados de forma a quantificar esse comportamento.

Processos que evoluem no tempo de maneira probabilística são denominados Processos Estocásticos (PAPOULIS, ATHANASIOS, UNNIKRISHNA, 2001). Um Processo Estocástico é definido como uma coleção de variáveis randômicas $X(t)$

indexadas pelo parâmetro t pertencente a um conjunto T . Esses processos são de interesse para descrever o procedimento de um sistema operando sobre algum período de tempo, com isso, em termos formais, a variável randômica $X(t)$ representa o estado ou valor do sistema no parâmetro t (usualmente tempo).

Cadeias de Markov são processos estocásticos e, portanto, podem ser tanto de tempo contínuo, quanto de tempo discreto. Por não ser de interesse para a aplicação na modelagem do comportamento do IEEE 802.11 DCF, não será abordada a cadeia de Markov de tempo contínuo, dando enfoque, portanto, às cadeias de tempo discreto.

A maneira mais simples de descrever Cadeias de Markov é através de diagramas:

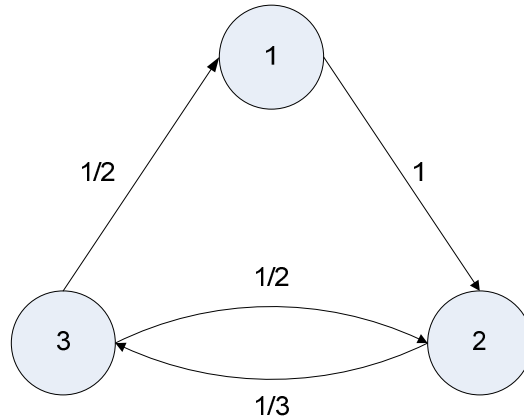


Figura 2.2: Diagrama de uma Cadeia de Markov simples

A probabilidade de sair do estado 1 para o estado 2 é igual a 1. Do estado 3, move-se para o estado 1 ou 2 com igual probabilidade de $1/2$, e do estado 2 para 3 com probabilidade $1/3$, caso contrário, se mantém no estado 2 (como se estivesse desenhado um *loop* em 2 com o valor $2/3$, o que é intuitivo, sendo que a soma das probabilidades em um estado deve sempre somar 1).

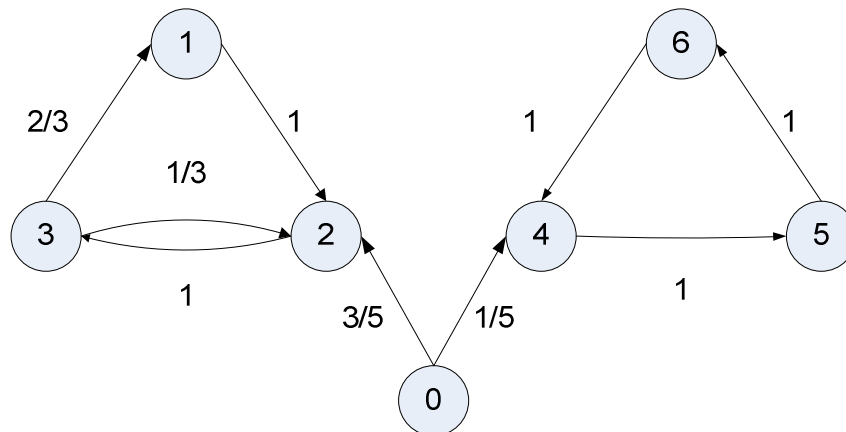


Figura 2.3: Cadeia de Markov particionada

Os estados acima podem ser particionados em *classes comunicantes*, $\{0\}$, $\{1,2,3\}$ e $\{4,5,6\}$. Duas dessas classes são *fechadas*, pois uma vez dentro delas, não se sai mais

delas. As classes fechadas são também *recorrentes*, o que significa que todos os estados são sempre passíveis de serem percorridos. A classe $\{0\}$ é chamada de *transiente*. A classe $\{4,5,6\}$ é periódica, por formar um ciclo freqüente, diferentemente da classe $\{1,2,3\}$.

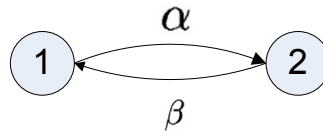
2.1 Definição e propriedades básicas

Tome I como um conjunto contável. Cada $i \in I$ é chamado de *estado* e I é chamado *espaço de estados*. Diz-se que $\lambda = (\lambda_i : i \in I)$ é uma *medida* em I se $0 \leq \lambda_i < \infty$ para todo $i \in I$. Se a *massa total* $\sum_{i \in I} \lambda_i = 1$, λ é chamado de *distribuição*. Define-se o espaço de probabilidade $(\Omega, \mathfrak{F}, P)$ e a *variável randômica* X com valores em I definida pela função $X : \Omega \rightarrow I$.

Definindo $\lambda_i = P(X = i) = P(\{\omega : X(\omega) = i\})$, então λ define uma *distribuição* de X . Pode-se considerar X como um estado variável que pode assumir o valor i com probabilidade λ_i .

Dizemos que a matriz $P = p_{ij} : i, j \in I$ é estocástica se toda a linha $(p_{ij} : j \in I)$ for uma distribuição. Existe uma relação de um para um entre matrizes estocásticas P e podem ser descritas como diagramas:

$$P = \begin{pmatrix} 1-\alpha & \alpha \\ \beta & 1-\beta \end{pmatrix}$$



$$P = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1/2 & 1/2 \\ 1/2 & 0 & 1/2 \end{pmatrix}$$

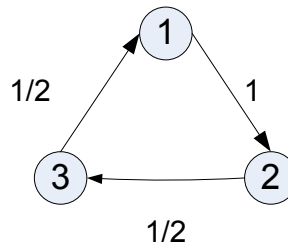


Figura 2.4: Representação por matrizes

Agora vamos formalizar as regras para a cadeia de Markov com uma definição em termos da matriz correspondente P . Diz-se que $(X_n)_{n \geq 0}$ é uma cadeia de Markov com *distribuição inicial* λ e *matriz de transição* P se

(i) X_0 tem distribuição λ ;

(ii) para $n \geq 0$, condicionada a $X_n = i$, X_{n+1} tem distribuição $(p_{ij} : j \in I)$ e é independente de X_0, \dots, X_{n-1} .

Mais especificamente, essas condições implicam em, para $n \geq 0$ e $i_0, \dots, i_{n+1} \in I$,

$$(i) P(X_0 = i_0) = \lambda_{i_0};$$

$$(ii) P(X_{n+1} = i_{n+1} | X_0 = i_0, \dots, X_n = i_n) = p_{i_n i_{n+1}}.$$

Diz-se que $(X_n)_{n \geq 0}$ é *Markov* (λ, P) , para simplificação. Se $(X_n)_{0 \leq n \leq N}$ é uma seqüência finita de variáveis randômicas satisfazendo (i) e (ii) para $n = 0, \dots, N-1$, então pode-se dizer que $(X_n)_{0 \leq n \leq N}$ é *Markov* (λ, P) .

É nos termos das propriedades (i) e (ii) que a maioria dos exemplos do mundo real podem ser considerados como cadeias de Markov.

Teorema 1.1 *Um processo randômico de tempo discreto $(X_n)_{0 \leq n \leq N}$ é Markov (λ, P) se e somente se para todo $i_0, \dots, i_N \in I$*

$$P(X_0 = i_0, X_1 = i_1, \dots, X_N = i_N) = \lambda_{i_0} p_{i_0 i_1} p_{i_1 i_2} \dots p_{i_{N-1} i_N}.$$

O próximo teorema apresenta a característica das cadeias de Markov de não possuírem memória. Define-se $\delta_i = (\delta_{ij} : j \in I)$ para a *unidade de massa* em i , onde

$$\delta_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se } i = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

Teorema 1.2 (propriedade de Markov). *Suponha que $(X_n)_{0 \leq n \leq N}$ seja Markov (λ, P) . Então, condicionado em $X_m = i$, $(X_{m+n})_{n \geq 0}$ é Markov (δ_i, P) e é independente das variáveis X_0, \dots, X_m .*

Para qualquer evento A determinado por X_0, \dots, X_m , temos

$$\begin{aligned} P(\{X_m = i_m, \dots, X_{m+n} = i_{m+n}\} \cap A | X_m = i) \\ = \delta_{i i_m} p_{i_m i_{m+1}} \dots p_{i_{m+n-1} i_{m+n}} P(A | X_m = i) \end{aligned}$$

Agora será abordada a resolução da questão sobre a probabilidade de se atingir um determinado estado da cadeia de Markov após n passos. Esse problema pode ser reduzido ao cálculo de entradas na n -ésima potência da matriz de transição.

São consideradas distribuições e medidas λ como vetores linha cujos componentes são indexados por I , bem como P é a matriz cujas entradas são indexadas por $I \times I$.

Quando I é finito, os estados são identificados por $1, 2, \dots, N$, de forma que λ seja um vetor N e P uma matriz $N \times N$. Utilizando multiplicação de matrizes, define-se a nova medida λP e a nova matriz P^2

$$(\lambda P)_j = \sum_{i \in I} \lambda_i p_{ij}$$

$$(P^2)_{ik} = \sum_{j \in I} \lambda_{ij} p_{jk}$$

Da mesma forma, P^n é definido para qualquer n , e P^0 é a matriz identidade de I , onde $(I)_{ij} = \delta_{ij}$. A notação utilizada para a entrada (i, j) em P^n é $p_{ij}^{(n)} = (P^n)_{ij}$.

Teorema 1.3 Dado que $(X_n)_{n \geq 0}$ seja Markov (λ, P) , então para todo $n, m \geq 0$,

- (i) $P(X_n = j) = (\lambda P^n)_j$;
- (ii) $P_i(X_n = j) = P(X_{n+m} = j | X_m = i) = p_{ij}^{(n)}$.

Baseado no teorema 1.3, diz-se que $p_{ij}^{(n)}$ é a *probabilidade de transição em n passos de i para j* .

2.2 Classificação de Estados em Cadeias de Markov

2.2.1 Estados Alcançáveis e Comunicantes

Um estado j é dito ser *alcançável* a partir de um estado i se $p_{ij}^{(n)} > 0$ para algum $n \geq 0$. Isto implica que é possível o sistema entrar no estado j eventualmente quando este começa no estado i .

Por exemplo, um jogador tem \$1,00 e a cada vez que joga ganha \$1,00 com probabilidade $p > 0$ ou perder \$1,00 com probabilidade $1-p$. O jogo termina quando jogador atinge \$3,00 ou \$0,00. Este jogo é uma Cadeia de Markov, cujos estados representam a quantia esperada de dinheiro que o jogador possui a cada vez que joga. O espaço de estados é $E = \{0, 1, 2, 3\}$ e a matriz de transição P é calculada por:

$$P = \begin{array}{c} \text{Estado} \\ \begin{array}{c} 0 \\ 1 \\ 2 \\ 3 \end{array} \end{array} \begin{array}{c} 0 \quad 1 \quad 2 \quad 3 \\ \left[\begin{array}{cccc} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1-p & 0 & p & 0 \\ 0 & 1-p & 0 & p \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{array} \right] \end{array}$$

Figura 2.5: Matriz de transição P

Nesta Cadeia de Markov, o estado 2 não é alcançável a partir do estado 3. Isto pode ser observado a partir do contexto, ma vez que se o jogador alcançar o estado 3, este nunca deixará este estado, o que implica em $p_{32}^{(n)} = 0$ para todo $n \geq 0$. No entanto, a partir do estado 2 é possível chegar ao estado 3, dado que $p_{23}^{(1)} > 0$.

Em estado j é dito *comunicante* com o estado i se o estado j é alcançável a partir do estado i e o estado i é alcançável a partir do estado j . Além disso, se um estado i é comunicante com um estado k e o estado k é comunicante com um estado j , então o estado i é comunicante com o estado j .

Se dois estados se comunicante entre si, diz-se que eles pertencem à mesma classe. Se todos os estados são comunicantes, portanto todos os estados pertencem a uma única classe, a Cadeia de Markov é dita ser então *irredutível*.

2.2.2 Estados Recorrentes e Transientes

Um estado é dito ser *transiente* se, entrando neste estado, o processo pode nunca retornar novamente para este estado. Portanto, o estado i é transiente se e somente se existe um estado j ($j \neq i$) que é alcançável a partir do estado i , mas não vice-versa, isto é, o estado i , não é alcançável a partir do estado j . Assim, se o estado i é transiente e o processo visita esse estado, existe uma possibilidade não-nula de que seu próximo estado seja j e que o sistema nunca voltará ao estado i novamente.

Um estado é considerado *recorrente* se, ao entrar nesse estado, o sistema com certeza irá retornar a esse estado em etapas seguintes. Dessa forma, pode-se dizer que um estado é recorrente se e somente se não for transiente. O retorno ao estado recorrente não precisa se dar no próximo passo, mas é possível afirma que, uma vez em um estado recorrente, este estado será infinitamente revisitado, considerando um processo de tempo infinito.

Definido T_i como sendo o tempo mínimo para o retorno ao estado recorrente

$$T_i = \min\{n : X_n = i \mid X_0 = i\}$$

Um estado recorrente tem tempo de retorno finito e com probabilidade 1. No entanto, mesmo com o tempo de retorno finito, a média desses tempos pode não ser finita. Considere M_i como a média esperada de tempo de retorno.

$$M_i = E[T_i]$$

O estado i é dito ser *recorrente positivo* se M_i for finito, caso contrário, o estado é *recorrente nulo*.

Outra maneira de definir um estado recorrente é aquele em que

$$\sum_{n=0}^{\infty} p_{ii}^{(n)} = \infty$$

Um estado pode também ser *absorvente*, caso uma vez visitado, o processo nunca segue para outro estado. Portanto, um estado i é absorvente se $p_{ii} = 1$. Estados absorventes também podem ser classificados com estados recorrentes.

Definido um conjunto C de estados, se o processo entrar em um desses estados C e permanecer indefinidamente apenas em estados pertencentes a C , C pode ser considerado um *conjunto fechado*, ou seja, C é um conjunto tal que nenhum estado fora de C é alcançável a partir de qualquer estado de C .

Se, definido um conjunto C , este não possuir nenhum sub-conjunto fechado, ele é chamado de *conjunto fechado mínimo*.

2.2.3 Propriedades de periodicidade

Um estado i tem periodicidade t quando só é possível retornar a esse estado em passos múltiplos de t , como $t, 2t, 3t, \dots$, para $t > 0$ e t é o maior inteiro com essa propriedade. Isto implica que $p_{ii}^{(n)} = 0$ sempre que n não for divisível por t .

Se há dois números consecutivos s e $s+1$ tal que o processo pode estar no estado i nos tempos s e $s+1$, o estado é dito ter período 1 e é chamado de *aperiódico*.

Como a recorrência, a periodicidade também é uma classe de propriedade. Dessa forma, se um estado i em uma classe tem período t , todos os estados nessa classe também são periódicos em t .

Em uma Cadeia de Markov de estado finito, estados recorrentes que são aperiódicos são chamados de estados *ergóticos*. Uma Cadeia de Markov é dita ser *ergótica* se todos os estados são estados ergóticos.

2.3 Propriedades de Estados Estáveis (*Steady-State*)

Nesta seção será abordado o comportamento das probabilidades de transição $p_{ij}^{(n)}$ quando n tende ao infinito. Se o espaço de estados é finito e se para algum i o limite existe para todo j , então ele possui uma distribuição invariante. No entanto, nem sempre esse limite existe.

Uma cadeia de Markov é considerada estacionária se, para qualquer n ,

$$P(X_{n+1} = i | X_n = j) = P(X_n = i | X_{n-1} = j)$$

Se uma cadeia de Markov é estacionária, seu processo pode ser descrito por uma matriz independente de tempo p_{ij} . Nesse caso, o vetor π é uma *distribuição estacionária* se a soma das entradas π_1, \dots, π_n resulta em 1.

Considerando a matriz de transição $P^{(n)}$ estacionária, com o crescimento de n , suas colunas convergem para um mesmo valor e serão absolutamente iguais para $n \rightarrow \infty$. Se todas as linhas da matriz são iguais, o processo torna-se independente da distribuição

de probabilidade inicial, a qual é representada pelo vetor de probabilidade de estado π_0 .

Para que seja possível obter uma matriz com todas as linhas idênticas, é necessário que a Cadeia de Markov seja Ergódica e Irredutível (retorno assegurado ao estado, não periódico, e com todos os estados comunicantes).

Uma cadeia irredutível tem uma distribuição estacionária se e somente se todos os seus estados não são recorrentes nulos. Assim, π é único e está relacionado ao tempo médio de retorno esperado

$$\pi_j = \frac{1}{M_j}$$

Além disso, se a cadeia é irredutível e aperiódica, então para qualquer i e j ,

$$\lim_{n \rightarrow \infty} p_{ij}^{(n)} = \frac{1}{M_j}$$

A convergência da cadeia para a distribuição estacionária é independente de onde ela inicia, por isso não há relação com a distribuição inicial.

Se uma cadeia não é irredutível, as distribuições estacionárias não serão únicas. Cada classe fechada comunicante da cadeia terá uma distribuição única, sendo que a probabilidade para fora dessas classes será sempre zero.

2.4 Cadeias de Markov em espaços de estados discretos

Se o espaço de estados é finito, a distribuição da probabilidade de transição pode ser representada como uma matriz, chamada de matriz de transição, com o (i,j) -ésimo elemento igual a

$$P_{ij} = P(X_{n+1} = j \mid X_n = i)$$

Para um espaço de estados discretos, as probabilidades de transição de k -passos são somatórios e podem ser computadas como a k -ésima potência da matriz de transição.

Isto é, se P é uma matriz de transição de 1 passo, então P^k é a matriz de transição para essa transição de k passos.

A distribuição estacionária é um vetor que satisfaz a equação

$$P\pi^* = \pi^*$$

Nesse caso, a distribuição estacionária π^* é um autovetor da matriz de transição, associado ao autovalor 1. Se a matriz de transição P é irredutível e aperiódica, então P^k converge para uma matriz na qual cada coluna é uma distribuição estacionária única π^* , com

$$\lim_{k \rightarrow \infty} P^k \pi = \pi^*$$

independente da distribuição inicial π . Isso significa que com o passar do tempo, a cadeia esquece onde ela começou e converge para sua distribuição estacionária.

2.5 Aplicações

Sistemas Markovianos são muito utilizados em Física, especialmente em mecânica estatística, quando probabilidades são usadas para representar detalhes desconhecidos ou não modelados de um sistema, se puder ser assumido que as dinâmicas são invariantes no tempo, e que não é necessário considerar dados históricos que não estejam contidos na descrição do estado atual.

Cadeias de Markov também são utilizadas para modelar processos em teoria de filas. Mesmo sem descrever toda a estrutura do sistema perfeitamente, modelos de sinais podem fornecer efetivos ganhos em compressão de dados através de técnicas de codificação como codificação aritmética. Esses modelos também permitem estimativas de estados e reconhecimento de padrões. Modelos de Markov Escondidos, nos quais as probabilidades de transição são inicialmente desconhecidas e precisam ser estimadas a partir da entrada de dados, são utilizados extensivamente em aplicações de reconhecimento de voz e em bioinformática.

Modelos de Markov também têm sido utilizados para analisar comportamento de usuários de navegação na web. Um *link* de transição em um determinado *website* pode ser modelado usando modelos de primeira ou segunda ordem de Markov e podem ser utilizados para prever navegações futuras e personalizar a página para cada usuário.

De uma forma geral, aplicações muito complexas para serem modeladas por inteiro encontram na teoria de Markov uma solução simplificada para serem descritas, dependendo da independência em relação à história do processo, ou à “falta de memória” sobre os estados anteriores.

3 IEEE 802.11

Esse capítulo apresenta um estudo sumarizado do padrão IEEE 802.11 (IEEE, 1999), possibilitando o entendimento de seus conceitos básicos, o princípio das operações e a lógica por trás do funcionamento dos mecanismos definidos.

Não são abordados todos os aspectos definidos na recomendação, mas apresenta informações necessárias para uma ambientação a respeito da tecnologia, abordando aspectos da arquitetura, com ênfase nos mecanismos existentes para o nível de enlace, de controle de acesso ao meio.

Além disso, são apresentadas atualizações na recomendação em relação ao provimento de qualidade de serviço para aplicações críticas, existentes no IEEE 802.11e.

3.1 Arquitetura do IEEE 802.11

A arquitetura do IEEE 802.11 é composta por diversos mecanismos e serviços que provêm às estações transparência de mobilidade para as camadas superiores da pilha de protocolos de comunicação. O componente básico da arquitetura é a estação: um dispositivo que implementa o protocolo 802.11, contendo as camadas MAC e PHY, e um acesso ao meio sem fio. Uma estação pode ser um *laptop*, um *palmtop*, ou um ponto de acesso, por exemplo.

O 802.11 define um bloco básico de funcionamento chamado de Basic Service Set (BSS), que representa o grupo de equipamentos existentes em uma rede, independente do número de estações.

Quando não existe um nodo central de controle, a rede é chamada de IBSS (Independent BSS) ou ad-hoc. Nessa situação, as estações conversam diretamente, *peer-to-peer*. Como não existe um controle, qualquer nodo tem permissão para entrar na rede e enviar dados. No entanto, algumas estações podem não ter condição de conversar com outras componentes da rede por limitações de abrangência do sinal. Como não existe uma definição para cooperação entre estações para o envio de mensagens a longa distância, as estações precisam estar dentro de sua área de alcance para se comunicar. Essas redes geralmente são criadas espontaneamente e tem curta duração.



Figura 3.1: *Independent BSS*

Quando inserimos um Access Point (AP) a um BSS, definimos um BSS infra-estruturado. Os APs são utilizados para todas as comunicações dentro de uma rede estruturada, mesmo entre dois nodos móveis dentro da mesma área. Dessa forma, toda a comunicação possui no mínimo dois *hops*, sendo transmitida inicialmente para AP e este, por sua vez, transferindo o quadro ao seu destino.



Figura 3.2: *Infrastructure BSS*

Por sua natureza centralizada, a área do serviço é limitada ao raio de abrangência do sinal do ponto de acesso. Todas as estações têm de estar dentro desse raio de abrangência, em compensação, não existe restrição quanto à distância entre duas estações comunicantes na mesma área de serviço. O envio de quadros através do sistema de dois *hops* é mais custoso em relação à capacidade de transmissão, no entanto, reduz a complexidade no nível físico por eliminar a necessidade de estações manterem o controle sobre todas as estações dentro da área de serviço.

Os pontos de acesso servem também como recurso para estações que precisem entrar em modo de economia de energia. Ao verificar que um determinado dispositivo entrou em modo de economia de energia, o AP é capaz de armazenar os quadros destinados àquela determinada estação para que sejam recuperados em um momento posterior. Isso permite que as estações ativem seus *transceivers* apenas no momento de transmitirem dados ou recuperar dados armazenados no AP.

Em redes infra-estruturadas, as estações precisam se associar a um ponto de acesso para participar da rede. O processo de associação é sempre iniciado pela estação, sendo aceito ou não pelo AP de acordo com as informações existentes na requisição de associação (Association Request). Além disso, uma estação pode estar associada somente a um ponto de acesso.

Quando é preciso disponibilizar cobertura por grandes áreas, é possível interconectar BSSs criando um *Extended Service Set*. Essa interconexão deve ser feita por um *backbone*, no entanto o 802.11 não define uma tecnologia específica para sua implementação. Implementando ESS, uma estação móvel pode trafegar através de diferentes áreas de cobertura (BSSs) de forma transparente.

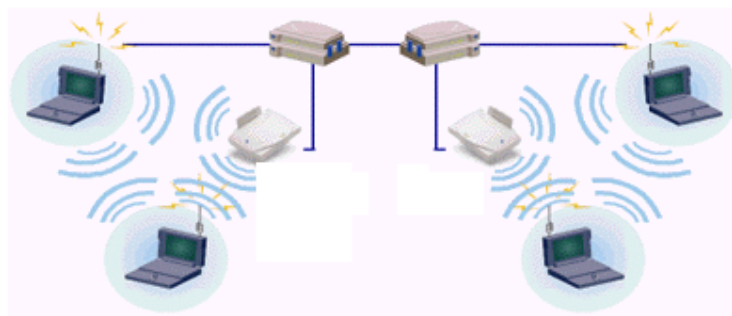


Figura 3.3: *Extended Service Set*

3.2 Serviços de Rede

A especificação base do IEEE 802.11 define nove serviços a serem implementados dentro de uma rede sem fio. Três deles são serviços para envio e recebimento de dados, enquanto os restantes auxiliam o gerenciamento de estações e a entrega de quadros.

A seguir são apresentados os serviços definidos:

Distribuição: Esse serviço é utilizado pelas estações toda vez em que enviam dados dentro de uma rede infraestruturada. Após receber um quadro do nodo transmissor, o AP utiliza esse serviço para entregá-lo ao seu destino. Assim, qualquer comunicação dentro de uma rede estruturada utiliza o serviço de distribuição.

Integração: Integração é um serviço que permite a interconexão entre uma rede 802.11 e uma não-802.11. A implementação desse serviço é específica aos equipamentos utilizados na rede, não sendo definida no padrão.

Associação: A associação é o serviço necessário para que a estação se registre na rede. Com a informação obtida da associação, o sistema de distribuição sabe qual AP utilizar para alcançar uma determinada estação móvel. Esse serviço pode ser comparado com o conectar de um cabo a uma estação em uma rede *Ethernet*.

Reassociação: Quando uma estação se move de um BSS a outro dentro do mesmo ESS, é preciso executar uma troca de AP para que a comunicação não seja perdida. O processo de reassociação é iniciado pela estação quando ela verifica que é vantajoso trocar de ponto de acesso em uso. Após a finalização desse processo, o sistema de distribuição atualiza seus registros para contemplar a troca de AP utilizado pela estação.

Desassociação: Quando uma estação deseja sair de uma rede, ele executa o processo de desassociação. O processo de indicar a saída da rede ao executar um desligamento não é obrigatório e a camada MAC tem condição de tratar de estações que não anunciam sua desassociação.

Autenticação: Redes sem fio não possuem o mesmo nível de segurança que redes cabeadas e precisam, portanto, de mecanismos extras de autenticação para permitir o acesso à rede. O serviço de autenticação é um pré-requisito para o procedimento de autorização, visto que somente estações autenticadas podem ser autorizadas a fazer parte da rede.

Desautenticação: Da mesma forma que a desassociação, é um procedimento de desligamento, desfazendo uma autenticação realizada previamente. Como é pré-requisito à associação, ao executar a desautenticação, desfaz-se também a associação da estação.

Privacidade: Para que alguma entidade maliciosa consiga atacar uma rede cabeada, ela precisa inicialmente ter acesso ao meio físico, o que depende da conexão de cabos em equipamentos físicos. No caso de redes sem fio, o acesso ao meio físico é mais simples, visto que o meio está aberto a todos dentro da área de cobertura da rede. Para buscar um nível similar de privacidade ao de redes cabeadas, o 802.11 implementa um serviço chamado WEP (Wired Equivalent Privacy). O WEP permite a encriptação dos quadros que trafegam pela rede sem fio. É um protocolo comprovadamente fácil de ser burlado, não provendo nada mais que uma mínima segurança, evitando que usuários desconhecidos aleatoriamente apareçam na rede.

Entrega de MSDU: É o serviço de entrega dos dados, MAC Service Data Unit, ao seu recipiente.

3.3 A Camada MAC

Neste capítulo, serão abordados aspectos específicos da camada MAC da recomendação 802.11. É importante abordarmos esse assunto em detalhe para que possamos entender como funcionam a fundo os mecanismos das redes sem fio, mesmo que não sejam de grande importância no dia a dia da utilização e gerenciamento dessas redes.

Durante os últimos anos, redes 802.11 foram gerenciadas de uma maneira não muito rigorosa, com usuários perdoando eventuais falhas e indisponibilidades, já que eram consideradas como um privilégio. Além disso, com um baixo número de estações e dispositivos utilizando esses serviços, poucas vezes a rede se encontrava em situações de alta carga e demanda.

Redes com número reduzido de pontos dificilmente estão sujeitas a problemas. Ao aumentarmos o número de servidores e usuários, dispositivos de rede e outros pontos, deixamos a rede mais complexa e, conseqüentemente, mais suscetível a falhas. Este comportamento vale tanto para redes “cabeadas” quanto para redes sem fio, que ainda enfrentam situações específicas como sobreposição de áreas de cobertura e mobilidade.

Um dos pontos mais importantes da especificação 802.11, relacionado à carga de utilização da rede, é o MAC (Media Access Control) (COUTRAS; GUPTA; SHROFF, 2000). Essa camada roda sobre a camada física e controla a transmissão de dados pelo meio, no caso do 802.11, o ar. Ele provê os serviços de alocação de quadros de transmissão e de interação com redes convencionais cabeadas.

Diferentes camadas físicas podem apresentar diferentes taxas de transmissão, e é esperado que elas possam interoperar sem problemas. O MAC utilizado em redes 802.11 é baseado no MAC existente em redes Ethernet, adaptado para canais de rádio. O método de controle de acesso ao meio faz parte da família do CSMA (Carrier Sense Multiple Access) (CHAUDET; LASSOUS; THIERRY, 2004). No entanto, diferentemente da Ethernet, o 802.11 definiu como padrão o CSMA/CA (CSMA with Collision Avoidance), a fim de evitar as colisões antes das transmissões. O controle de acesso é distribuído, sem a existência de um controlador central, sendo que todas as estações utilizam o mesmo procedimento para ganhar o direito de transmissão de dados.

3.3.1 Complicadores de redes sem fio

As maiores diferenças entre os níveis MAC do 802.11 e da Ethernet provêm das diferenças do meio físico sobre os quais funcionam. Nessa perspectiva, pode-se dizer que redes sem fio enfrentam um ambiente mais hostil para a transmissão de dados, se comparados a redes cabeadas estruturadas. A seguir, serão analisados os principais obstáculos para a comunicação sobre redes sem fio.

3.3.1.1 Qualidade do canal de radiofrequência

Em uma rede Ethernet, a probabilidade de o destinatário receber corretamente um quadro enviado pelo meio físico é consideravelmente maior do que se comparada a uma transmissão sobre canais de radiofrequência, especialmente quando se tratam de modulações nas mais diversas frequências. Até mesmo canais de banda estreita estão sujeitos a ruídos e interferência. Por esse motivo, foi preciso definir padrões para comunicação por radiofrequência, a fim de contornar o impacto dos ruídos e interferências provenientes das mais variadas fontes, desde estações de rádio, até fornos de microondas.

Devido a maior suscetibilidade a falhas de transmissão, o 802.11 utiliza um esquema de confirmação para todos os quadros enviados. Esse procedimento é atômico, por isso, uma falha no envio dos dados ou no envio da confirmação incorre na falha total do processo, devendo ser reiniciado.

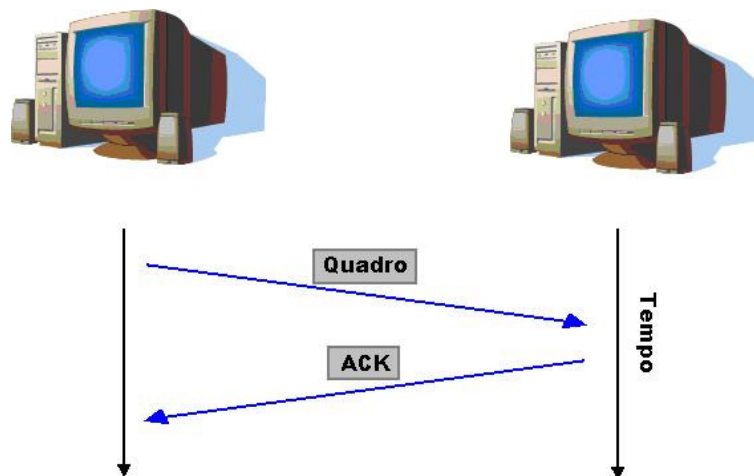


Figura 3.4: Transmissão e confirmação

3.3.1.2 O Problema do Nó Escondido

Em redes Ethernet, as estações utilizam o CSMA/CD para “ouvir” o meio para verificar se existe alguma transmissão em andamento e, em caso negativo, iniciar seu envio de dados. Como essas redes são conectadas por cabos, o único cuidado a ser tomado vem do tempo de propagação do sinal dentro da rede, no entanto, todos os nós dentro de um mesmo domínio de colisão se enxergam.

Isso não é sempre verdade para redes 802.11.

Analisando a Figura 3.5, verificamos que o nó 2 consegue se comunicar tanto com o nó 1 quanto com o nó 3. No entanto, os nós 1 e 3 não se enxergam, desconhecendo a existência um do outro, devido a algum obstáculo como, por exemplo, estarem a uma distância além do seu raio de cobertura.

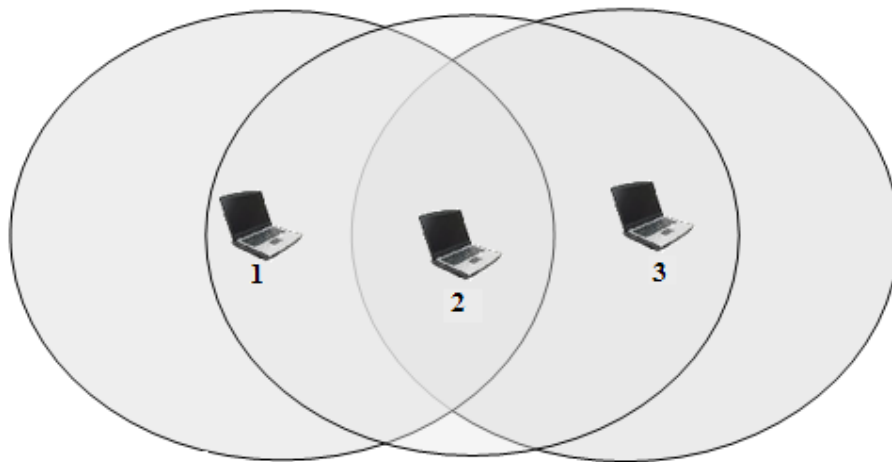


Figura 3.5: Problema do nodo oculto

Caso o nó 1 queira transmitir algo para o nó 2, ele verifica se existe alguma transmissão corrente no meio e, caso não haja, inicia sua transmissão. No mesmo momento, o nó 3 pode decidir enviar dados ao nó 2, verifica o meio e, como não está dentro da área de cobertura do nó 1, pensa que ninguém está transmitindo e envia seus dados para o nó 2. O nó 2, que está dentro da área de cobertura dos nós 1 e 3, recebe as informações dos dois nós de forma embaralhada, tornando impossível compreender os dados que lhe foram enviados.

Para que esse tipo de colisão seja evitada, é adotado um esquema de Requisição de Envio (RTS) e Liberação para Envio (CTS). Quando um nó deseja enviar algo a outro nó, ele primeiramente envia um RTS para o nó destino. Todos os nós que ouvem essa requisição ficam em silêncio, a estação de destino responde a essa requisição com a mensagem CTS, que também silencia a todos os que a ouvem. Assim, se o nó 1 envia um RTS para o nó 2, silenciando todos aqueles dentro da área de cobertura do nó 1, e o nó 2 responde com um CTS, silenciando todos aqueles dentro da área de cobertura do nó 2, o nó 3 não inicia seu envio de dados, solucionando o problema do nó escondido.

Quando é utilizado o esquema RTS/CTS, é preciso que se faça a confirmação positiva de todos os pacotes. Caso no meio de uma transmissão entre dois nós, um

terceiro nó envie um RTS para algum dos nós comunicantes, pode ocorrer uma colisão e eventual perda de informações. Por isso, a confirmação garante a entrega dos dados ao destino.

A utilização do RTS/CTS pode acarretar uma considerável perda de performance na comunicação, devido aos tempos de espera antes que a comunicação possa começar. Por isso, recomenda-se utilizar esse método somente em redes de alta carga, com grande quantidade de nós ativos e potencial existência de nós ocultos. Para redes de menor carga, não é preciso adotar esse método.

Existe um parâmetro de configuração chamado *RTS Threshold*. O valor desse parâmetro define a partir de que tamanho de quadro será utilizado o sistema RTS/CTS. Quadros menores que esse valor são simplesmente enviados, sem a necessidade do RTS.

3.3.2 Métodos de acesso ao meio

O acesso ao meio em redes 802.11 é controlado através de funções de coordenação. Na especificação do 802.11, foram definidos dois tipos de funções:

O controle de acesso via CSMA/CA (IEEE, 1999), que mantém o estilo de funcionamento de redes Ethernet, é coordenado através da função de coordenação distribuída (DCF). Da mesma forma que é feito na Ethernet, o nó verifica se o meio está livre antes de transmitir. É definido um sistema de espera randômica (*random backoff*) para evitar colisões. Quando um nó ouve o meio na tentativa de iniciar uma transmissão e verifica que já existem dados trafegando pelo meio, ele executa um algoritmo de espera randômica, a fim de evitar seqüências de colisão quando dois ou mais nós querem transmitir. Opcionalmente, pode-se utilizar o esquema de RTS/CTS a fim de diminuir a probabilidade de colisões. Nesse modelo de funcionamento, não existe um ponto central, e todos os nós apresentam o mesmo comportamento.

O outro tipo de implementação é coordenado por Funções de Coordenação Puntual (PCF), que utiliza coordenadores centrais do acesso ao meio e definindo períodos em que não exista contenção no acesso ao meio. Esses nós residem em Access Points, sendo exclusivos de redes infra-estruturadas. Esse método permite o acesso ao meio sem contenção, o que significa que não ocorrem esperas randômicas como as existentes no modelo coordenado por Função de Coordenação Distribuída, que é um fator de indeterminismo para a rede.

3.3.2.1 Verificação do Meio e Network Allocation Vector

A fim de verificar se o meio de transmissão está disponível, é preciso executar um procedimento de análise da portadora. No 802.11, são definidos dois tipos de função para essa verificação, as funções de detecção física de portadora e as funções de verificação virtual de portadora.

As funções de verificação física de portadora são disponibilizadas pela camada física e dependem do meio e da modulação usada. No caso de se tratar de um meio sem fio, essa detecção do estado da portadora é dificilmente implementada, pois dependem da capacidade de transmitir e enviar ao mesmo tempo, o que exige componentes de hardware extremamente complexos. Além disso, se continuaria exposto à possibilidade de um nó escondido comprometer a comunicação, sem que esse tipo de função consiga detectá-lo.

A detecção virtual de portadora faz uso de uma estrutura chamada de Vetor de Alocação de Rede (NAV). A maioria dos pacotes 802.11 possui um valor de duração da transmissão, que é usado para reservar o meio por um período. O NAV é um temporizador que indica quanto tempo falta para o meio ficar livre. As estações, ao transmitirem, ajustam o NAV de acordo com o tempo previsto para que toda a transação se complete. Quando tenta transmitir, um nó verifica o valor do NAV, se é maior que zero, significa que o meio está ocupado, se é igual a zero, ele dá sequência no processo de transmissão.

Utilizando o NAV, as estações podem garantir que operações atômicas, como o envio de dados e a confirmação da recepção, não sejam interrompidas. A figura 3.6 ilustra como todo um processo de transmissão, desde o RTS até o ACK dos dados, estaria protegido com a utilização do NAV.

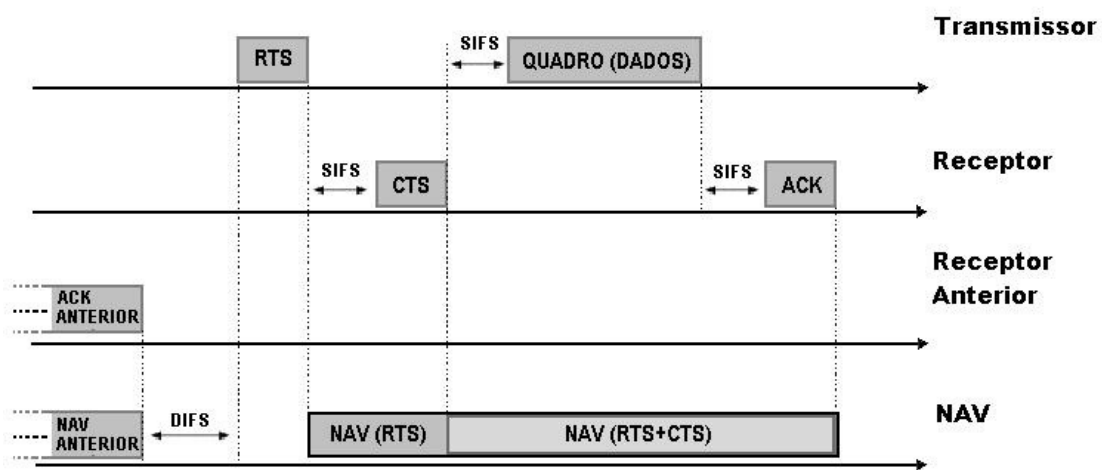


Figura 3.6: Funcionamento do Network Allocation Vector

O nó transmissor, ao enviar o RTS, ajusta o NAV com um tempo suficiente para que toda a transação se complete. Todos os nós que estão dentro da área de alcance do nó transmissor não tentam transmitir até que esse tempo se esgote, a fim de que não haja colisões. Ao receber o RTS, o nó de destino envia o CTS que também inclui um NAV, um pouco mais curto que o enviado pelo transmissor, de modo que os nós que estão dentro da área de cobertura do receptor, mas fora da área de cobertura do transmissor, também conheçam o NAV e não venham a iniciar uma transmissão, que poderia interferir na transação.

Após o NAV chegar a zero, o meio pode ser utilizado por qualquer estação depois que transcorra o Espaço Entre Quadros Distribuído (DIFS), que aparece na figura logo após o término do NAV.

Esse esquema é recomendado para ambientes com grande quantidade de nós e de sobreposições de redes, pois permite que todas as estações no mesmo meio físico, na mesma frequência de portadora, tomem conhecimento de que o meio está em uso.

3.3.2.2 Temporizadores Entre Quadros

Da mesma forma que nas redes 802.3, o 802.11 define tempos entre os quadros para coordenar o acesso ao meio de transmissão. Dentre os quatro diferentes intervalos entre quadros definidos, três deles são usados para determinar o acesso ao meio: SIFS, PIFS e DIFS.

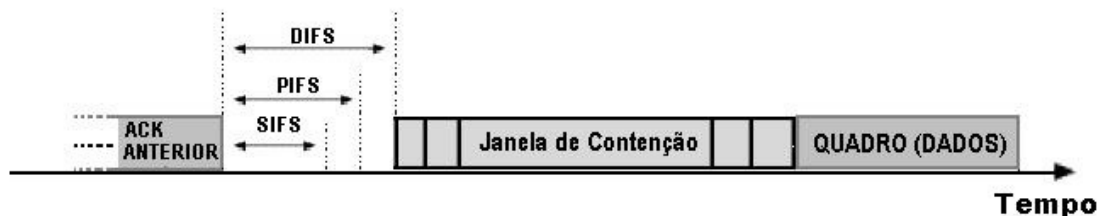


Figura 3.7: DIFS, PIFS e SIFS

Esses intervalos definem quanto tempo é necessário esperar antes de um nó tentar iniciar uma transmissão. Esses tempos se relacionam diretamente com o nível de prioridade de diferentes tipos de tráfego: maior prioridade espera menos, enquanto menor prioridade espera mais. Dessa forma, tráfegos de maior prioridade que estão na espera têm a oportunidade de ocupar o meio antes que ele seja tomado por um de menor prioridade.

Espaço Entre Quadros Curto (SIFS) – Esse intervalo é o tempo mais curto entre o final de um quadro e a liberação para transmissão. É utilizado para quadros que não podem ser interrompidos por novas tentativas de transmissão, como quadros RTS/CTS e confirmações. Esses tráfegos têm a opção de iniciar a transmissão a partir do momento em que expira o SIFS, tendo vantagem sobre outros tráfegos de sinalização.

Espaço Entre Quadros PCF (PIFS) – Esse intervalo é utilizado em Funções de Coordenação Puntual durante o período sem contenção. O nodo central precisa esperar esse valor para iniciar um período sem contenção.

Espaço Entre Quadros DCF (DIFS) – Esse é o intervalo requerido para que transmissões baseadas em contenção possam passar a transmitir. Se o meio fica sem nenhuma comunicação por um tempo maior que o DIFS, a estação pode transmitir seus dados.

Espaço Entre Quadros Estendido (EIFS) – Esse intervalo é muito maior do que qualquer dos outros três intervalos. É utilizado quando um quadro que contém erros é recebido em algum nó, permitindo que haja uma nova troca de quadros e a transmissão termine corretamente sem que haja interrupções.

Operações atômicas iniciam como qualquer transmissão, esperando o DIFS expirar para buscar acesso ao meio. No entanto, os envios subseqüentes de quadros desta mesma operação utilizam o SIFS, dando maior prioridade para a finalização da operação atômica em relação ao início de novas transmissões. Associando o SIFS com o NAV, é possível obter posse do meio pelo tempo que for necessário para que se termine a transação.

3.3.2.3 IEEE 802.11 DCF – Distributed Coordination Function

O acesso baseado em contenção é baseado no mesmo modelo utilizado em redes Ethernet para a obtenção do meio. Esse método utiliza as DCF, que permite que diversos nós interajam sem que exista um ponto de controle central, o que permite sua implantação também em redes não infra-estruturadas.

O DCF funciona da seguinte maneira. Quando o MAC recebe uma requisição para transmitir um quadro, ele executa a verificação física e virtual da portadora. Se os dois mecanismos indicam que o meio não está em uso por um período maior que DIFS, a transmissão do quadro pode ser iniciada. Caso algum dos mecanismos aponte atividade no meio, o MAC vai executar um mecanismo de *backoff* exponencial e incrementar seu contador de tentativas.

Quando ocorre uma falha na transmissão de dados, temos uma exceção ao procedimento citado acima. Ao invés de utilizar o DIFS para a busca do meio, as estações devem esperar o EIFS, a fim de que a transmissão falha possa ser concluída com sucesso. O responsável por detectar a falha e corrigi-la é o transmissor, tentando a retransmissão sempre que o quadro de confirmação não é recebido.

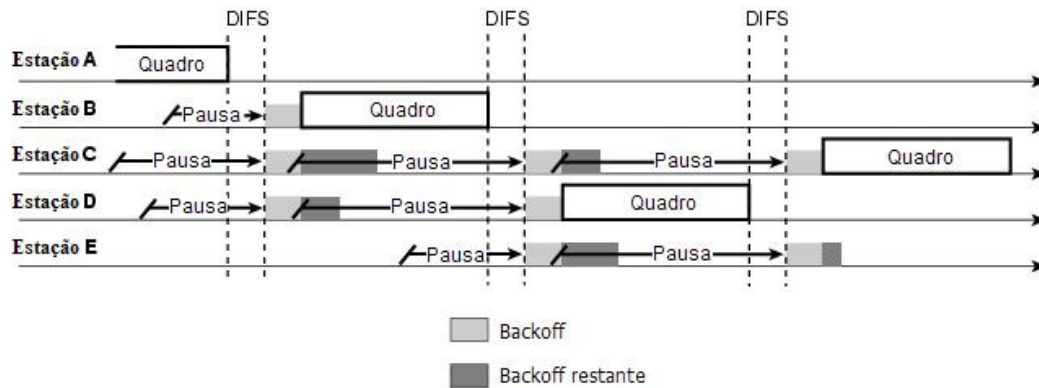


Figura 3.8: Estações em contenção

Alguns quadros têm prioridade mais alta e podem ser transmitidos utilizando o SIFS. São eles:

- Confirmações de recebimentos (*acknowledgements*);
- Quadros CTS em transações RTS/CTS;
- Fragmentos depois que a seqüência de fragmentos foi iniciada.

A partir do momento que uma estação ganha o acesso ao meio e envia o primeiro quadro, ela tem o controle sobre o canal. Em alguns casos, é preciso quebrar os pacotes vindos da camada superior em fragmentos, para que possam ser enviados respeitando o limite de fragmentação, que define o tamanho máximo dos quadros a serem transmitidos no meio. Para transmissão de fragmentos, os quadros adicionais e suas confirmações podem ser enviados utilizando o SIFS, bloqueando o restante das estações.

Recuperação de Erros com DCF

Como mencionado anteriormente, o responsável pela detecção e correção de uma comunicação com erros é o transmissor. Erros como perda de quadros ou interferência

podem ser diagnosticados através do não recebimento do quadro de confirmação em resposta aos dados enviados.

A cada tentativa de transmissão, os contadores de retransmissão são incrementados. Cada quadro ou fragmento possui um contador de retransmissão associado. As estações trabalham com dois tipos de contadores, um específico para pacotes menores que o RTS *threshold* chamado Contador de Tentativa Curto, e outro para pacotes maiores, o Contador de Tentativa Longo. Dependendo do tamanho do quadro, o seu contador correspondente é incrementado, começando de zero e sendo atualizado a cada transmissão falha.

Após o final de uma comunicação de sucesso, os contadores são zerados. Durante uma transmissão, o recebimento de uma confirmação ou o recebimento de quadros *multicast* ou *broadcast* faz com os contadores sejam ajustados novamente para zero. Além disso, o recebimento de um CTS em resposta ao RTS também zera o Contador de Tentativa Curto.

Se o número de retransmissões de um quadro excede o limite de tentativas, a transmissão é abortada e é gerado um sinal de aviso para a camada superior informando a ocorrência de uma falha.

A diferenciação entre contadores para quadros curtos e longos é útil para a administração de redes sua adequação diferentes tipos de tráfego. Quadros longos utilizam maior espaço em *buffers*, uma medida que pode ser tomada é a diminuição do limite de retransmissões para quadros longos, diminuindo a ocupação de *buffers* pela rede.

Cálculo de backoff com DCF

Após o término de uma transmissão e decorrido o DIFS, as estações podem executar o processo para transmissão dos dados que estavam a espera da liberação do meio. Após o final do DIFS, define-se um período chamado de Janela de Contenção. Essa janela é dividida em intervalos, cuja duração pode variar de acordo com o meio, quanto mais rápido o meio, menores os intervalos.

Aleatoriamente, os nós escolhem um dos intervalos e os esperam para iniciar o acesso ao meio. Dessa forma, todos os intervalos têm a mesma probabilidade de serem escolhidos. No caso da existência de diversas máquinas disputando meio, aquela que obtiver aleatoriamente o menor número utilizará um dos primeiros intervalos e ganhará o meio.

Os nós aumentam o tamanho da janela de contenção na medida em que suas tentativas de transmissão falham. O tamanho da janela é calculado com base na equação 2^{n-1} , onde n é o estágio de backoff, resultando em tamanhos de janela iguais a 31, 63, 127,... A cada incremento do contador de tentativas, o expoente da potência de 2 é incrementado. Por isso, o algoritmo é chamado Função de Espera Exponencial (*Exponential Backoff Function*).

A figura 3.9 ilustra o crescimento da janela de contenção a cada tentativa de transmissão sem sucesso. Os tamanhos da janela dependem da tecnologia utilizada no nível físico, sendo que no exemplo é representado o comportamento da janela sobre DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*).

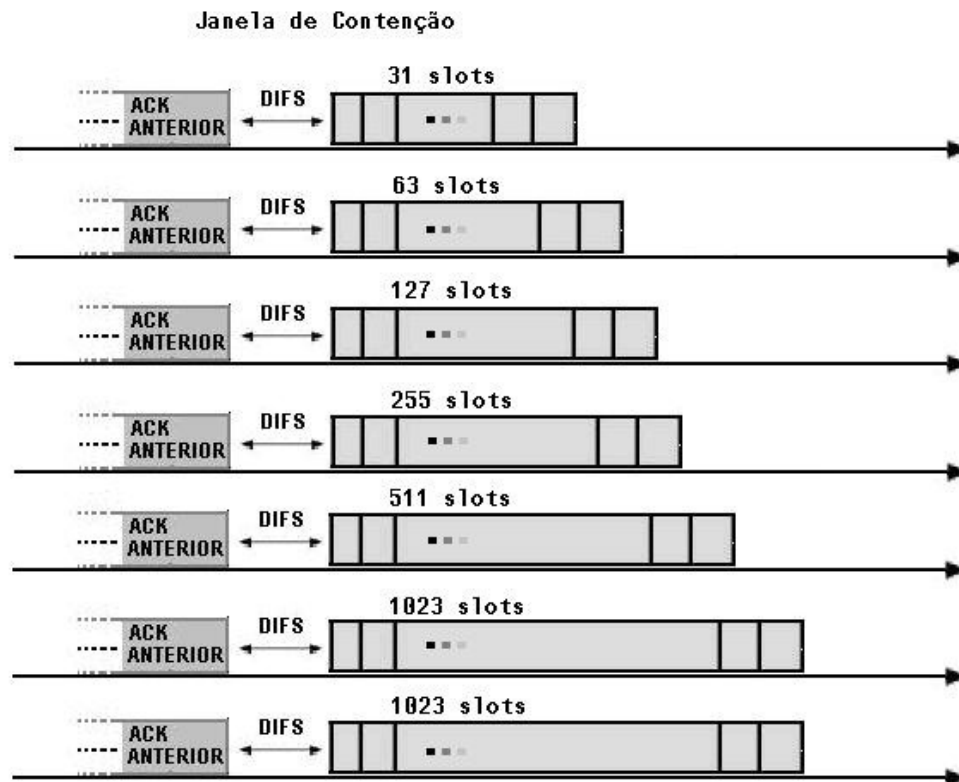


Figura 3.9: Crescimento da Janela de Contenção (DSSS) – 2^{n-1}

Após atingir o tamanho máximo, a janela se mantém com o mesmo número de intervalos até que o contador de tentativas atinja o limite de tentativas permitidas, voltando então ao seu tamanho inicial. Pode ser reiniciada também caso a transmissão seja completada com sucesso ou o quadro seja descartado. Esse crescimento da janela permite que, mesmo durante períodos de alta carga na rede, os algoritmos de acesso se mantenham estáveis.

Fragmentação e Remontagem

A fragmentação de quadros acontece quando pacotes vindos de camadas superiores têm um tamanho que excede o limite definido para os quadros MAC. Os fragmentos mantêm o mesmo número de seqüência, contendo um número de fragmento que os ordena para que possam ser remontados no seu destino. Utilizando informações de controle dentro dos quadros, é indicado se existem mais fragmentos a serem recebidos.

O envio de fragmentos se dá em rajadas. Isso acontece porque, após a troca das mensagens RTS/CTS, o transmissor ganhar o meio e pode enviar seus dados sem que haja mais competição para acesso, já que passa a utilizar o SIFS. A figura 3.10 ilustra

como uma estação combina a utilização do SIFS e NAV para o envio de fragmentos.

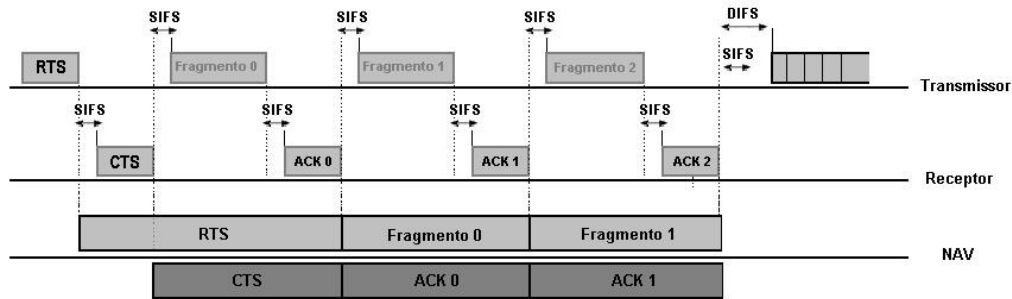


Figura 3.10: Envio de fragmentos por rajada

Cada fragmento deve ter sua recepção confirmada, sendo que esse *ack* é enviado utilizando o SIFS. No início da comunicação, o RTS e CTS ajustam o NAV com o tempo necessário para a transmissão dos primeiros fragmentos. A partir de então, cada fragmento ajusta o NAV para manter o meio até o recebimento do *ack* do fragmento seguinte. Por exemplo, o Fragmento 0 ajusta o NAV para que o meio seja reservado até o recebimento do *Ack* 1, e assim por diante até que a última confirmação do último fragmento seja recebida e o NAV seja colocado em 0, indicando que a transmissão acabou.

Uma vantagem da fragmentação é a diminuição da perda de dados em caso de problemas na comunicação, como interferências. Ao transmitir grandes quadros, a perda de um quadro por ruído incorre na perda de todos os dados nele contidos. Diminuindo o tamanho dos quadros e mantendo a confirmação para cada fragmento, conseguimos uma maior tolerância, tendo que ser retransmitidas apenas pequenas quantidades de dados.

3.3.2.4 PCF – Point Coordination Function

O padrão 802.11 inclui uma função de coordenação que permite o acesso ao meio sem fio de uma maneira diferente, de forma a suportar aplicações com requisitos de serviço próximos a tempo real. O desempenho de redes sem fio é fortemente afetada por colisões (KIM, 2003), e esse é o foco do desenvolvimento do PCF.

Essa forma de acesso não é implementada de forma ampla nos dispositivos de comunicação atuais, sendo uma característica opcional da especificação. No entanto, pode se tornar uma alternativa interessante para enfrentar a crescente demanda por redes com suporte a aplicações com restrições temporais.

Utilizando PCF, é possível definir um método de acesso sem contenção, ou seja, os pontos da rede não precisam disputar pelo meio de transmissão e incorrer no risco de terem que executar procedimentos de *backoff*. No entanto, a especificação define que períodos de serviço sem contenção e baseados em DCF devem ser alternados, respeitando parâmetros de configuração que determinam o tamanho desses períodos.

O serviço sem contenção utiliza um método de controle de acesso centralizado. O acesso ao meio é controlado por um coordenador, uma função especializada dos pontos de acesso. Esse coordenador é responsável por dar permissões às estações para que possam enviar dados.

Funcionamento do PCF

Quando PCF está habilitado, o tempo é dividido em períodos sem contenção (CFP) e com contenção. Enquanto o CFP é coordenado de forma centralizada, pelo ponto de acesso, os períodos de contenção são coordenados por DCF, de forma distribuída e idêntica em todos os pontos da rede. O tamanho do período sem contenção deve ser no mínimo igual ao tempo necessário para que se envie um quadro com o tamanho máximo configurado para a rede e se receba sua confirmação.

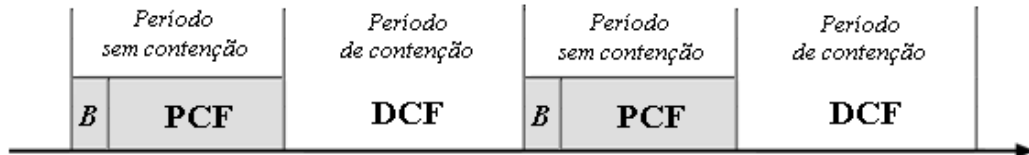


Figura 3.11: Alternância de períodos PCF, iniciado pelo frame *Beacon* (*B*), e DCF

No início do CFP, o ponto de acesso envia um quadro chamado Beacon. Esse quadro possui um campo chamado *CFPMaximumDuration*, que contém a duração máxima do período sem contenção. As estações, ao receberem esse quadro, ajustam seu NAV para esse valor, a fim de bloquear o serviço de contenção durante o CFP. Além disso, para prevenir que estações iniciem transmissões em modo DCF, os intervalos entre as mensagens são menores que tempo entre quadros do serviço com contenção, não permitindo que essas estações ganhem acesso ao meio.

Após o envio do quadro Beacon, o ponto de acesso inicia a coordenação do acesso ao meio a partir de uma lista para a transmissão de dados, chamada de *Poll List*. Os nodos da rede se registram nessa lista no momento da associação na rede. Durante o CFP, as estações podem transmitir seus dados somente ao receberem um quadro do ponto de acesso solicitando a elas que transmitam. Esse quadro é chamado de CF-Poll e permite a transmissão de apenas um quadro.

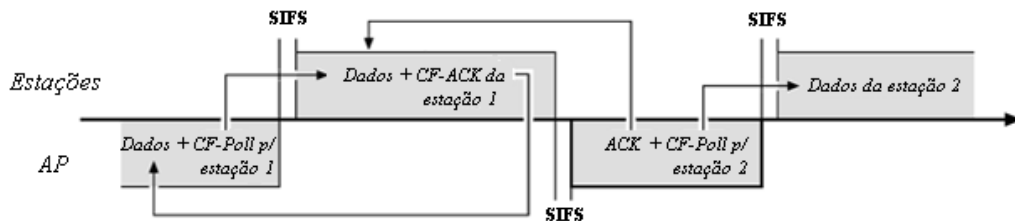


Figura 3.12: *Polling* de estações durante o período sem contenção

Todas as transmissões dentro do CFP são separadas apenas pelo SIFS. Após enviar o CF-Poll, o ponto de acesso espera por um tempo definido como limite entre quadros PCF e, caso a transmissão por parte do nodo não inicie, seleciona um novo nodo para conceder o direito de transmissão.

O tempo é um aspecto importante durante o CFP. Para que se consiga uma maior eficiência, quadros de confirmação, dados e CF-Poll podem ser combinados. Assim, um quadro pode conter a confirmação para uma transmissão e também a seleção de uma nova estação para o direito de envio de dados.

Existem quatro tipos de quadros que podem ser transmitidos durante o CFP:

- Dados: quadro de dados convencional enviado do ponto de acesso para uma estação;
- CF-Ack: quadro utilizado para confirmação do recebimento de um quadro. Tem uma duração maior do que o *ack* convencional.
- CF-Poll: quadro utilizado para conceder o direito de transmissão de um quadro a uma estação;
- CF-End: quadro que termina com o CFP, retornando ao serviço com contenção.

Esses quatro quadros podem ser combinados de forma que duas ou três funções possam ser executadas de uma só vez, resultando numa melhor utilização do meio.

Duração do CFP

O tamanho mínimo do período sem contenção é o tempo para transmissão e confirmação de um quadro de tamanho máximo. No entanto, existem ocasiões em que o serviço baseado em contenção pode se estender sobre o período definido para o PCF. Quando essa situação acontece, a duração do CFP é diminuída na mesma quantidade do avanço do DCF.

Na situação de avanço do DCF, o ponto de acesso espera a confirmação do último quadro para enviar o *Beacon* e iniciar o período sem contenção. O tempo perdido com o avanço é descontado da duração esperada, mantendo o final do CFP no mesmo momento em que seria terminado caso não tivesse ocorrido o avanço.

Além disso, o ponto de acesso tem liberdade para terminar o período sem contenção antes da duração esperado, enviando o quadro CF-End. Essa decisão pode ser tomada baseando-se no tamanho da *Poll List*, na carga da rede, ou algum outro fator que o ponto de acesso considerar importante.

4 MODELO ANALÍTICO PARA IEEE 802.11 DCF

O desenvolvimento proposto neste trabalho é a descrição do Distributed Coordination Function (DCF), método de controle definido no padrão IEEE 802.11 (IEEE, 1997), onde as estações têm comportamento autônomo e descentralizado para a definição e sincronização do direito de acesso ao meio para a transmissão de dados. DCF é um esquema de *carrier sense multiple access/collision avoidance* (CSMA/CA), com *backoff* binário exponencial.

O DCF é modelado de diversas maneiras, sendo a mais importante a proposta em (BIANCHI, 1998) e posteriormente mais detalhada em (BIANCHI, 2000). Esse modelo é descrito baseado em uma Cadeia de Markov e contempla a situação de saturação das estações, ou seja, todas as estações participantes do sistema possuem dados a serem enviados a todo o momento. Situações onde o tráfego gerado pelas estações não é saturado (existem períodos de inatividade) não são contempladas pelo modelo.

O modelo proposto se baseia fundamentalmente no trabalho de Bianchi, por ser aceito e validado pela comunidade científica já há alguns anos. É apresentada uma extensão do trabalho a fim de permitir a avaliação de sistemas não saturados, respeitando o perfil de tráfego das aplicações.

Da mesma forma que o modelo de Bianchi, é assumido um sistema com número finito de nodos comunicantes e um canal em condições ideais, sem a ocorrência de ruídos, interferências e perdas de sinal. Não são considerados os efeitos da movimentação dos nodos dentro do ambiente de comunicação, como é analisado em (SCHAFFER; SIEWIOREK; SMAILAGIC, 2005), nem a existência de terminais escondidos (MOH; YAO; MAKKI, 2000).

O modelo de Bianchi se baseia em uma Cadeia de Markov estacionária, onde cada nodo representa um possível estado de uma estação dentro do ambiente de comunicação. As probabilidades de transição de estado são regidas pelas especificações existentes no IEEE 802.11 DCF.

A cadeia de Markov estendida, contemplando ambientes com estações não-saturadas, é apresentado na figura 4.1:

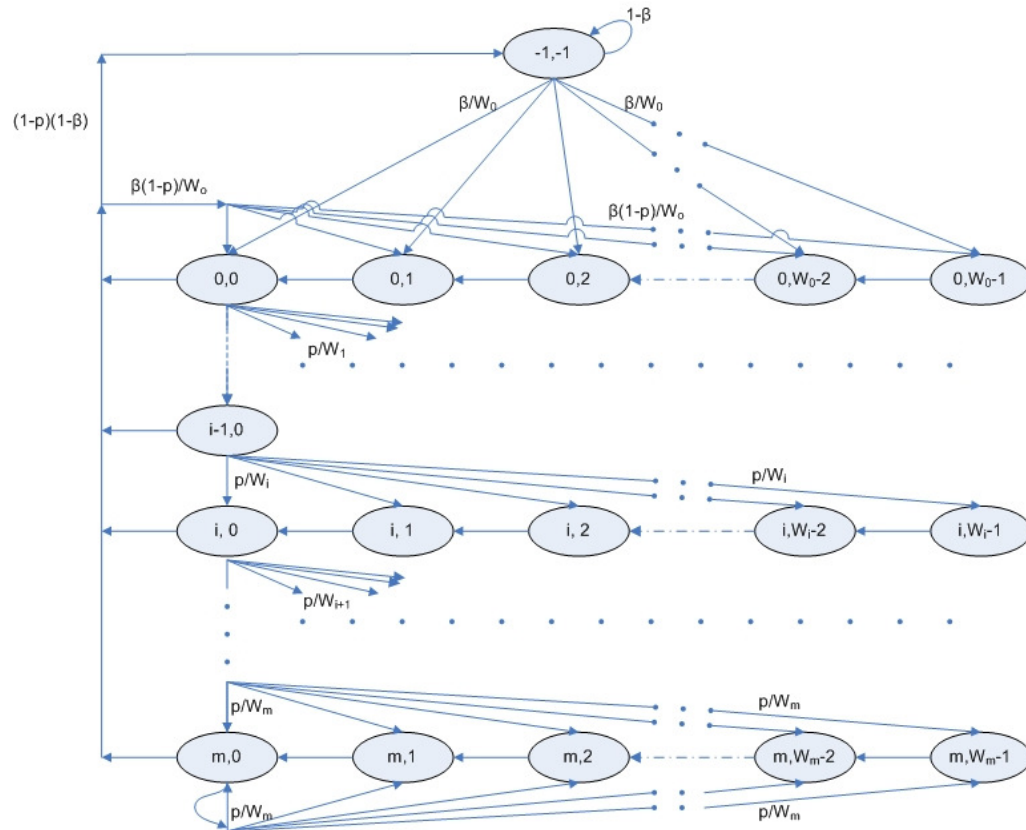


Figura 4.1: Cadeia de Markov para redes IEEE 802.11 insaturadas

Tabela 4.1: Parâmetros da Cadeia de Markov

estado (<i>i,k</i>)	<i>i</i> – estágio de contenção (nº de tentativas)
	<i>k</i> – posição na janela
(-1,-1)	nodo sem dados para transmissão
W_i	tamanho da janela no estágio <i>i</i>
<i>p</i>	probabilidade de colisão
<i>β</i>	probabilidade de existência de dados para transmissão
<i>m</i>	estágio máximo de contenção

β é o fator chave da extensão do modelo, representando a probabilidade de a estação ter algum pacote em sua fila de saída para ser transmitido.

A cadeia apresenta um novo estado inicial, $(-1,-1)$, para que o modelo possa ser estendido de forma a ser válido para um ambiente onde não necessariamente todas os nodos estejam em uma situação de saturação. Dessa maneira, é possível atribuir um fator associado ao perfil de tráfego gerado pela camada superior, expresso em termos

probabilísticos β , e desenvolvendo a representação da probabilidade da estação ter ou não dados a transmitir.

Este estado inicial representa a situação na qual a estação não possui dados a serem transmitidos. Pode-se chegar a esse estado após uma transmissão de sucesso, ou simplesmente a partir da inicialização do nodo, e esse estado é mantido enquanto não houver novos dados na fila de saída.

4.1 Probabilidade de Transmissão de Dados

Define-se uma escala de tempo discreta, onde t e $t+1$ representam dois *slots* consecutivos e $b(t)$, o processo estocástico que representa o temporizador de *backoff* para uma determinada estação.

O tamanho da janela de contenção inicial é representado por CW_{\min} . Essa janela tem crescimento binário exponencial, a cada falha na transmissão de um pacote, define-se, então, um estágio máximo de *backoff*, a partir do qual, mesmo na ocorrência de falhas na transmissão, o tamanho da janela de mantém o mesmo. Então, para cada estágio i dentro do intervalo $(0, \dots, m)$, o tamanho da janela é definido por $W_i = 2^i CW_{\min}$. Para simplificação de notação, consideremos $CW_{\min} = W$.

A principal inferência do modelo é que a cada transmissão, e independentemente da quantidade de retransmissões já feitas por uma estação, a probabilidade p que ocorra uma colisão na transmissão de um pacote é constante. Essa aproximação dá ao modelo maior acurácia na medida em que o tamanho da janela e o número de estações envolvidas no ambiente aumentam.

A análise tratará inicialmente do comportamento de uma única estação, dentro da cadeia de Markov, a fim de obter a probabilidade estacionária τ de que uma estação transmita algum dado em um *slot* aleatório.

É modelado um processo bidimensional $\{s(t), b(t)\}$ com uma cadeia de Markov de tempo discreto. Baseadas na cadeia de Markov proposta, são definidas as equações que representam as possíveis transições de estado, utilizando a notação simplificada:

$$P\{i_1, k_1 \mid i_0, k_0\} = P\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = k_1 \mid s(t) = i_0, b(t) = k_0\}$$

$$\begin{cases}
P\{-1,-1|-1,-1\} = 1 - \beta & (1) \\
P\{0, k|-1,-1\} = \beta & k \in (0, Wi - 1) & (2) \\
P\{i, k|i, k+1\} = 1 & k \in (0, Wi - 2) \quad i \in (0, m) & (3) \\
P\{i, k|i-1, 0\} = \frac{p}{Wi} & k \in (0, Wi - 1) \quad i \in (1, m) & (4) \\
P\{0, k|i, 0\} = \frac{\beta(1-p)}{Wi} & k \in (0, Wi - 2) \quad i \in (0, m) & (5) \\
P\{-1,-1|i, 0\} = (1-\beta)(1-p) & i \in (0, m) & (6) \\
P\{m, k|m, 0\} = \frac{p}{Wk} & k \in (0, Wm - 1) & (7)
\end{cases}$$

Na primeira situação, a equação define que, estando em $(-1, -1)$, a probabilidade de no próximo instante, o nodo se mantenha no mesmo estado é igual a probabilidade de não haver nenhum dado a ser transmitido, $(1 - \beta)$. Analogamente, a probabilidade de o nodo deixar o estado $(-1, -1)$ e ser alocado dentro da janela de contenção para transmissão depende diretamente da probabilidade de passar a existir um quadro a transmitir, β .

Na terceira equação, é representada a situação na qual o nodo está à espera de sua vez para transmitir, enquanto a cada *slot* de tempo, o tempo de *backoff* é decrementado, mas sendo mantido o mesmo estágio de *backoff*. A cadeia de troca de estados segue até $k=0$, então é executada a tentativa de transmissão.

A quarta equação apresenta o caso de que a tentativa de transmissão falha, o que incorre no incremento de i , o estágio de *backoff*, e a escolha randômica de sua posição dentro da janela de contenção de tamanho W_i .

A quinta e sexta equações são referentes à situação de sucesso na transmissão. Nesse caso, o comportamento do nodo vai depender da existência de um novo pacote a ser transmitido. Caso existam mais dados na fila de espera, o nodo entra em uma das posições da cadeia $i=0$. Se não houver mais dados a serem transmitidos, a estação volta ao *loop* no estado $(-1, -1)$.

A última equação representa a situação de falha na transmissão quando o nodo já se encontra no último estágio de *backoff*, m , com a maior janela possível. Para o modelo, isso simplesmente significa uma realocação aleatória dentro da janela de contenção com tamanho máximo, CW_{\max} .

Define-se, então, $b_{i,j} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}$, $i \in (0, m)$, $k \in (0, Wi - 1)$ como a função que define a distribuição estacionária das probabilidades da cadeia

$$b_{i-1,0} \cdot p = b_{i,0} \rightarrow b_{i,0} = p^i b_{0,0} \quad 0 < i < m \quad (8)$$

$$b_{m-1,0} \cdot p = (1-p)b_{m,0} = b_{m,0} = \frac{p^m}{1-p} b_{0,0} \quad (9)$$

Baseando-se na figura 4.1, a Cadeia de Markov é descrita por:

$$b_{i,j} = \begin{cases} p^i b_{0,0} & 0 \leq i < m, k = 0 \\ \frac{p^m}{1-p} \cdot b_{0,0} & i = m, k = 0 \\ \frac{W_i - k}{W_i} \cdot p^i b_{0,0} & 0 \leq i \leq m, 0 < k \leq W_i - 1 \\ \frac{(1-\beta)}{\beta} \cdot b_{0,0} & i = -1, k = -1 \end{cases} \quad (10)$$

Para analisar o comportamento da cadeia e identificar uma equação que a represente, divide-se ela em dois grupos:

$$b_{i,k} \quad 0 < i \leq m \quad 0 \leq k < W_i$$

$$b_{-1,-1}$$

Definidos os grupos, aplicamos a condição de normalização:

$$\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} + b_{0,0} \frac{(1-\beta)}{\beta} = 1 \quad (11)$$

O desenvolvimento do primeiro grupo baseia-se no fato de que

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} b_{i,0}, \quad 0 < i \leq m \quad 0 \leq k < W_i \quad (12)$$

e que,

$$\sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{b_{0,0}}{1-p} \quad (13)$$

Segue que,

$$\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} \rightarrow \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} \rightarrow \sum_{i=0}^m b_{i,0} \cdot \frac{W_i + 1}{2} \quad (14)$$

Considerando que

$$\begin{aligned} W_i &= 2^i W_0 \\ b_{i,0} &= b_{0,0} p^i \end{aligned} \quad (15)$$

temos,

$$\begin{aligned} \sum_{i=0}^m b_{i,0} \cdot \frac{W_i + 1}{2} &= \frac{b_{0,0}}{2} \left[W_0 \left(\sum_{i=0}^{m-1} (2p)^i + \frac{(2p)^m}{1-p} \right) + \frac{1}{1-p} \right] \\ &= b_{0,0} \left(\frac{2W_0(1-2p) + pW_0(1-(2p)^m)}{(1-p)(1-2p)} \right) \end{aligned} \quad (16)$$

Aplicando a equação de normalização para isolar $b_{0,0}$:

$$\begin{aligned} \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} + b_{0,0} \frac{(1-\beta)}{\beta} &= 1 \\ b_{0,0} \left(\frac{2W_0(1-2p) + pW_0(1-(2p)^m)}{(1-p)(1-2p)} \right) + b_{0,0} \frac{(1-\beta)}{\beta} &= 1 \\ b_{0,0} \left(\frac{2W_0\beta(1-2p) + pW_0\beta(1-(2p)^m) + 2(1-p)(1-2p) - 2\beta(1-p)(1-2p)}{2(1-p)(1-2p)\beta} \right) &= 1 \\ b_{0,0} &= \frac{2(1-p)(1-2p)\beta}{2W_0\beta(1-2p) + pW_0\beta(1-(2p)^m) + 2(1-p)(1-2p)(1-\beta)} \end{aligned} \quad (17)$$

A partir da equação de representação da cadeia de Markov em termos de $b_{0,0}$, pode-se encontrar uma expressão para a probabilidade de que uma estação transmita em um momento aleatório, levando em consideração que todas as estações no estágio 0 de *backoff* transmitem:

$$\begin{aligned} \tau &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{b_{0,0}}{(1-p)} \\ \tau &= \frac{2(1-p)(1-2p)\beta}{(2W_0\beta(1-2p) + pW_0\beta(1-(2p)^m) + 2(1-p)(1-2p)(1-\beta))(1-p)} \\ \tau &= \frac{2(1-2p)\beta}{2W_0\beta(1-2p) + pW_0\beta(1-(2p)^m) + 2(1-p)(1-2p)(1-\beta)} \end{aligned} \quad (18)$$

Temos agora a probabilidade que ocorra pelo menos uma transmissão τ em função da probabilidade que ocorra uma falha por colisão p . No entanto, para que ocorra uma colisão, basta que pelo menos dois nodos estejam transmitindo simultaneamente. Do

“ponto de vista” da estação que está transmitindo, cada estação restante pode transmitir um pacote no mesmo momento em que ela com a probabilidade de τ . Dessa forma, p para um nodo que está transmitindo pode ser representado por:

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (19)$$

As equações (18) e (19) formam um sistema que pode ser resolvido numericamente através de uma ferramenta matemática como o MATLAB. Dependendo do perfil de tráfego utilizado, β também pode ser descrito sob forma de equação e também fazendo parte do sistema de equações.

β geralmente será função de p , pois deve estar em termos de tamanho de *slot*. Como o tamanho do *slot* é variável, utiliza-se um valor médio, que é calculado com base na ponderação das probabilidades de transmissão, colisão e sucesso e suas respectivas durações.

4.2 Vazão do Sistema

Baseando-se nas expressões para p (19) e τ (18), é possível fazer uma análise do comportamento do sistema em um *slot* de tempo escolhido randomicamente. A probabilidade de que ocorra uma transmissão em um *slot* aleatório, considerando um total de n estações com probabilidade de transmissão τ , é dada por

$$P_r = 1 - (1 - \tau)^n \quad (20)$$

A probabilidade de que ocorra uma transmissão de sucesso em um *slot* aleatório é dada pela probabilidade de que exista uma, e somente uma, estação transmitindo no *slot* em questão, dada a premissa que exista pelo menos um nodo transmitindo

$$P_s = \frac{n \cdot \tau (1 - \tau)^{n-1}}{1 - (1 - \tau)^n} \quad (21)$$

Para calcular a vazão total do sistema, define-se S como a fração de tempo que o canal é ocupado pela transmissão de dados com sucesso

$$S = \frac{E[\textit{payload}]}{E[\textit{duração do slot}]} \quad (22)$$

A quantidade média de dados úteis (acima da camada de enlace) transmitidos com sucesso em um *slot* é dada pela probabilidade de ocorrência de transmissão com sucesso multiplicada pelo valor médio de *payload* existente em um *slot*: $P_r \cdot P_s E[P]$.

Para o desenvolvimento do denominador da equação, consideremos as seguintes situações distintas que resultam em tamanhos diferentes de *slots*:

- Transmissão com sucesso utilizando método básico de acesso;
- Transmissão com colisão utilizando método básico de acesso;
- Transmissão com sucesso utilizando esquema RTS/CTS;
- Transmissão com colisão utilizando esquema RTS/CTS.

Em cada uma dessas situações existe um tempo T durante o qual as estações percebem o meio ocupado. Entretanto, para fins de simplificação e considerando que

somente um método de acesso é utilizado dentro de um mesmo ambiente, pode-se trabalhar com apenas dois valores, T_s , para o tempo de utilização do meio em transmissões com sucesso, e T_c , para o tempo quando existe uma colisão na transmissão. Esses dois valores irão variar de acordo o método de acesso empregado.

Além das quatro possibilidades de comportamento do sistema em relação ao tempo de utilização do meio, existe a possibilidade de não haver transmissão no meio, o que implica num *slot* de duração σ .

Considerando esses três tempos de *slot*, retornamos à expressão de vazão do sistema:

$$S = \frac{P_s P_{tr} E[P]}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_s T_s + P_{tr} (1 - P_s) T_c} \quad (23)$$

Para expandir essa equação, vamos considerar o ambiente com método básico de acesso ao meio. H corresponde ao cabeçalho físico e de enlace do quadro, e δ o tempo de propagação. Além disso, é preciso considerar o tamanho médio do maior *payload* envolvido em uma colisão $E[P^*]$.

$$\begin{cases} T_s^{bas} = H + E[P] + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta \\ T_c^{bas} = H + E[P^*] + DIFS + \delta \end{cases} \quad (24)$$

Agora, analisando um ambiente no qual o método de acesso ao meio é feito utilizando o esquema RTS/CTS, o acontecimento de colisões se dá apenas entre pacotes RTS, o que simplifica o modelo, já que o tamanho desses pacotes é sempre o mesmo:

$$\begin{cases} T_s^{rts} = RTS + SIFS + \delta + CTS + SIFS + \delta + H + E[P] \\ \quad + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta \\ T_c^{rts} = RTS + DIFS + \delta \end{cases} \quad (25)$$

A equação (23) pode ser adaptada para expressar a vazão de um sistema híbrido, onde as estações transmitem quadros através do mecanismo RTS/CTS caso sejam maiores que um valor $RTS_threshold$. Para isso, é preciso calcular a distribuição dos tamanhos dos quadros e com isso a probabilidade de que seja utilizado cada um dos métodos. Conhecendo essas probabilidades, é possível definir valores médios para T_s e T_c e então avaliar o sistema.

No entanto, para a avaliação numérica do modelo será mantido um valor fixo de *payload* do quadro e, como consequência, será considerada a existência de apenas um dos métodos, básico ou RTS/CTS, em cada ambiente de validação.

5 VALIDAÇÃO DO MODELO

Após o desenvolvimento do modelo analítico para o IEEE 802.11 DCF para estações não-saturadas, partiu-se para o processo de verificação da validade dos resultados providos pelo modelo proposto. Para a execução dessa validação, foram comparados os resultados gerados pelo modelo analítico com os obtidos em cenários análogos através de simulações.

Para a execução das simulações, foi utilizado o simulador de redes de código aberto NS-2. Com este simulador, é possível definir cenários de comunicação entre estações e as características dos protocolos empregados, gerando um arquivo *trace* que contém informações sobre os dados transmitidos, recebidos, perdidos, e outras informações relevantes para a avaliação do ambiente. A fim de interpretar esses arquivos, foi utilizada a ferramenta Tracegraph¹ 2.02 (MALEK, 2003), desenvolvido na Wroclaw University of Technology. Além disso, os dados foram manipulados utilizando planilhas de cálculo, a fim de obter dados numéricos exatos com maior controle sobre os cálculos utilizados para encontrar os resultados.

Para a avaliação do modelo analítico, foi utilizada a ferramenta MATLAB².

Neste capítulo serão detalhados os passos para a preparação dos ambientes e realização da validação do modelo analítico proposto para o IEEE 802.11 DCF.

5.1 Ferramentas utilizadas

Para a avaliação do modelo analítico, foi utilizada a ferramenta MATLAB na versão 7.0. O ambiente foi instalado sobre uma plataforma Microsoft Windows XP com Service Pack 2, em uma máquina com processador Athlon XP 2000+ com 512MB de memória RAM.

O simulador utilizado na realização das simulações foi o Network Simulator 2 (NS-2), na versão 2.28, uma versão já estabilizada e com as funcionalidades necessárias para a execução dos testes. A distribuição utilizada foi a ns-allinone-2.28 e foi instalada em um ambiente Cygwin, sobre Microsoft Windows XP³ com Service Pack 2. A máquina

¹ Trace Graph é uma marca registrada por Jaroslaw Malek.

² Matlab é uma marca registrada por The MathWorks Inc.

³ Windows é uma marca registrada da Microsoft Corporation.

utilizada foi um computador portátil Dell⁴ D600 com 512 MB de memória RAM e processador Intel Centrino⁵ 1.50 GHz.

Para análises dos arquivos de *trace* gerados pelo simulador NS-2, foi utilizado aplicativo Microsoft Excel⁶ 2000. Além disso, algumas verificações sobre os dados de vazão das simulações foram feitas utilizando a ferramenta Tracegraph 2.02.

5.2 Ambiente de validação

Inicialmente, a fim de validar o ambiente, foram feitas simulações com os mesmos parâmetros utilizados por Bianchi em (BIANCHI, 2000) e também utilizados para a validação de seu modelo, visto que essa mesma metodologia tem sido seguida por diversos outros autores da área. Utilizando as mesmas entradas, buscou-se comparar os resultados fornecidos pelas ferramentas de simulação e interpretação e garantir sua integridade.

Foi definido um ambiente baseado nos parâmetros físicos do *Frequency Hopping Spread Spectrum (FHSS)* (IEEE, 1999-a). Os parâmetros utilizados nas simulações e nas avaliações do modelo analítico são apresentados na tabela 5.1.

Tabela 5.1: Parâmetros para validação do modelo (FHSS)

<i>Payload</i>	8184 bits
Cabeçalho MAC	272 bits
<i>Payload</i> RTS	160 bits
Taxa de transmissão do meio	1 Mbit/s
<i>RxTx_Turnaround_Time</i>	20µs
SIFS	28µs
<i>ACK_Timeout</i>	300µs
<i>Slot Time</i>	50µs
ACK	112 bits + PHY
Cabeçalho PHY	128 bits
<i>Payload</i> CTS	112 bits
Atraso de Propagação	1µs
<i>Busy_Detect_Time</i>	29µs
DIFS	130µs
CTS <i>timeout</i>	300µs

⁴ Dell é marca registrada da Dell Computer Corporation.

⁵ Centrino é marca registrada de Intel Corporation.

⁶ Excel é uma marca registrada da Microsoft Corporation.

5.3 Cenário 1 – Validação do ambiente de simulação

Seguindo os parâmetros da tabela 5.1, foi simulado um ambiente *ad hoc* com todas as estações a um *hop* de distância. Dessa forma, um quadro ocupa o meio somente uma vez para chegar ao seu destino. Em casos onde a origem e destino encontram-se afastados a ponto de sua comunicação depender do encaminhamento dos quadros por parte de nodos auxiliares, os cálculos de carga sobre a rede e vazão são diferentes. Como não faz parte do escopo do trabalho analisar comunicações com múltiplos *hops* e encaminhamentos, vamos considerar todas as transmissões como *single hop*.

O número de estações dentro do ambiente é variável e serve como ponto de análise do modelo. A distância entre as estações não é considerada na simulação, tampouco elas apresentam movimento.

A figura 5.1 apresenta os resultados obtidos com as simulações sobre a ferramenta NS-2, variando o número de estações e a carga oferecida à rede, utilizando o método de acesso básico. Para validação do ambiente de simulação, são apresentados na figura 5.2 os resultados de (BIANCHI; FRATTA; OLLIVERI, 1996), sob a mesma situação.

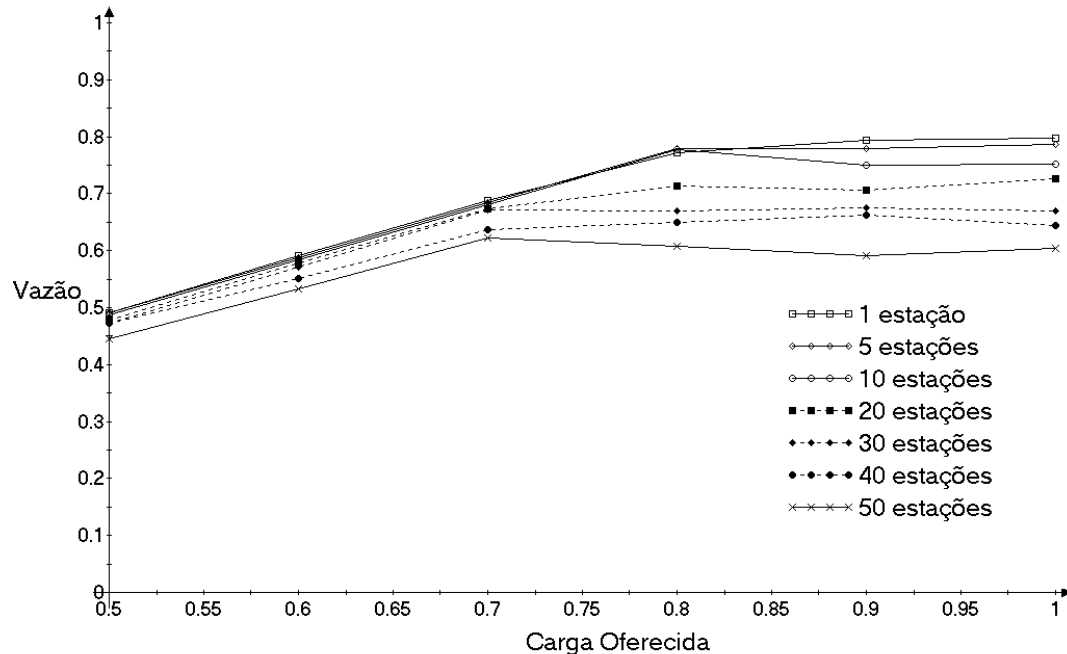


Figura 5.1: Vazão do sistema para o método básico

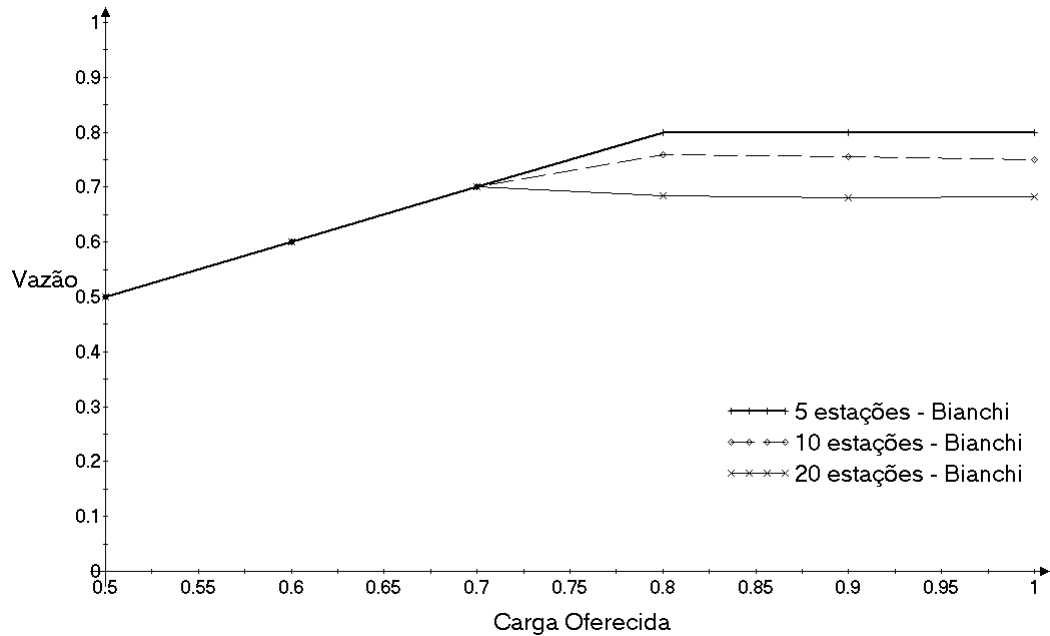


Figura 5.2: Resultados apresentados por Bianchi para vazão no método básico

A figura 5.1 apresenta a curva de vazão contra a carga oferecida à rede para três diferentes cenários, com 5, 10 e 20 estações. O desempenho da rede mantém um crescimento linear de acordo com a carga gerada pelas estações até atingir seu limite de saturação. Esse limite varia de acordo com o número de estações no ambiente, quanto mais nodos, menor o valor. Além disso, o sistema começa a apresentar um comportamento instável com o crescimento da carga oferecida.

Como verifica-se nas figuras 5.1 e 5.2, a vazão máxima atingida depende fortemente do número de estações no cenário. Dados valores para W_0 e W_{\max} , a vazão do sistema cai, em especial quando usado o método básico de acesso, com o crescimento do número de estações. A figura 5.3 apresenta a vazão em função da carga, ambas normalizadas em relação à taxa do meio, quando utilizado o método RTS/CTS.

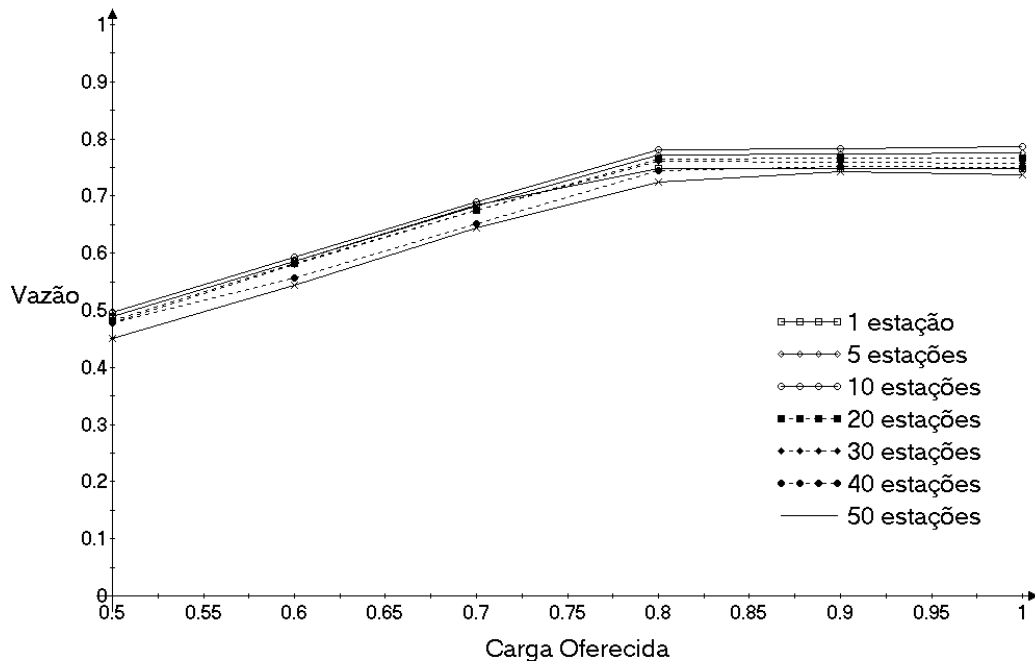


Figura 5.3: Vazão do sistema utilizando o método RTS/CTS

Pode-se verificar a melhor resposta em relação à alta carga e maior número de estações no ambiente em relação ao método básico de acesso. A razão fundamental é o menor tempo perdido na ocorrência de colisões pela utilização de pacotes pequenos RTS antes do envio dos grandes quadros com *payload*. No método básico, as colisões envolvem diretamente os quadros transportando dados válidos, que são de maior tamanho.

5.4 Cenário 2 – Saturação

Em (IEEE, 1997) são definidos dois métodos de acesso das estações ao meio para a transmissão de quadros. O método básico de acesso consiste, em resumo, em verificar a não utilização do meio por um período maior que DIFS e transmitir os dados. O método através do esquema *Request to Send/Clear to Send* (RTS/CTS), exige que primeiro o transmissor envie um quadro RTS, de menor tamanho que os quadros de dados, e espera um CTS do destino da comunicação, para então iniciar a transmissão dos dados propriamente ditos.

Esses dois métodos podem ser utilizados simultaneamente no mesmo ambiente, considerando um valor de tamanho de quadro para definir o método a ser utilizado. Quadros menores que o limite (*RTS_threshold*) são enviados sem a necessidade da troca de mensagens RTS/CTS, enquanto quadros maiores que o definido, devem obedecer a esse procedimento.

A grande vantagem do esquema RTS/CTS é o controle do problema de nodos escondidos. No entanto, ele adiciona um *overhead* à comunicação que pode influenciar na performance da rede. Por isso, é recomendado utilizá-lo em quadros de maior tamanho, nos quais o impacto percentual da comunicação RTS/CTS é menor, e a quantidade de dados e tempo de indisponibilidade do meio devido a uma colisão são maiores e impactam mais no desempenho da rede.

Novamente, o ambiente é formado por uma rede *ad hoc*, onde as estações originadoras de tráfego conversam com o destino da comunicação diretamente (*single-hop ad hoc*), sem a necessidade de encaminhamento de quadros. A simulação contempla os nodos imóveis e mantendo sempre o mesmo destino dos seus fluxos de dados.

Através de comparações entre o modelo analítico e simulações, validou-se o comportamento do sistema em situações com estações saturadas, ou seja, definido $\beta = 1$. Para essa situação, dois cenários foram analisados. No primeiro, todas as comunicações foram feitas utilizando o método básico de acesso, definindo, no script de configuração TCL do simulador, um *RTS_threshold* alto o suficiente para garantir que nenhum quadro o excederia. No segundo cenário, todas as transmissões respeitaram o mecanismo de acesso ao meio através do esquema RTS/CTS. Não foi simulada a situação onde os dois métodos de acesso são utilizados simultaneamente no ambiente, visto que o modelo proposto não contempla tal comportamento.

O modelo analítico foi descrito em códigos de Matlab, também para os dois cenários, a fim de possibilitar a resolução dos sistemas de equações e a obtenção de resultados numéricos, passíveis de comparação com os provenientes das simulações.

Descritos os cenários nos dois ambientes (analítico e simulação), foram feitas variações no número de estações dentro de cada situação. A avaliação dos arquivos *trace* gerados a partir das simulações executadas foi feita utilizando interpretadores e planilhas de cálculo para a obtenção da vazão de dados da rede.

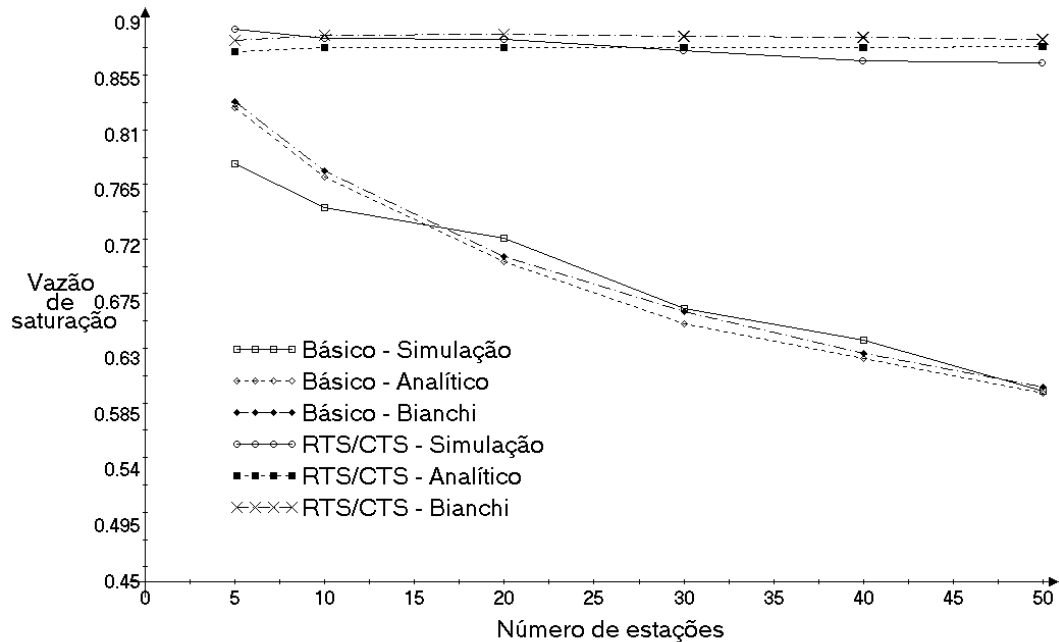


Figura 5.4: Validação do modelo analítico sob saturação

A análise da figura 5.4 permite verificar a proximidade dos dados fornecidos pelo modelo e os resultados da simulação. Também é apresentada a curva de resultados provenientes do modelo teórico desenvolvido por Bianchi, para fins de comparação.

5.5 Cenário 3 – Tráfego com distribuição de Poisson

Finalmente, o terceiro cenário é constituído de estações *ad hoc* comunicando-se de maneira não-saturada. Nesse caso, os nodos da rede não apresentavam a característica de sempre ter, incondicionalmente, quadros na fila de saída a serem transmitidos. A existência de tráfego passa a ser condicionada a um perfil de tráfego, definido com base na aplicação rodando sobre a plataforma IEEE 802.11 DCF.

Esse tráfego também precisa ser adequado para ser utilizado pelo modelo teórico proposto no trabalho. Para isso, é preciso descrevê-lo analiticamente de forma que sua probabilidade de transmissão, ou seja, a probabilidade de existência de um pacote na fila de saída da aplicação seja expressa matematicamente, por um valor ou uma função.

A fim de validar o modelo em relação aos resultados gerados quando as estações não estão saturadas, foi escolhido um processo de Poisson como fonte geradora de dados. Uma seqüência de Poisson é um processo no qual os eventos acontecem em intervalos exponencialmente distribuídos, dependendo apenas de um parâmetro, a taxa média de ocorrência do evento.

No ambiente proposto, cada estação coloca em sua fila de saída pacotes aleatoriamente, seguindo uma distribuição de Poisson, a uma taxa de chegada λ . Essa taxa define a carga que cada estação estará impondo sobre a rede. Conseqüentemente, pode-se calcular a carga total na rede, considerando a quantidade de estações, o tamanho médio dos quadros gerados, e a taxa λ .

Essa fonte de tráfego foi escolhida por ser de fácil implementação, tanto no simulador NS-2, quanto dentro do ambiente Matlab. O resultado obtido da avaliação da equação de Poisson serve como entrada para o valor β , que representa o comportamento do tráfego gerado pela aplicação com base de tempo no tamanho médio do *slot* de transmissão.

Assim,

$$\beta = 1 - e^{(-\lambda * \text{tempo_slot})}$$

No NS-2, uma distribuição de Poisson pode ser expressa através da classe `OTcls Application/Traffic/Exponential`, atribuindo aos parâmetros *burst_time* o valor 0 e *rate_* um valor muito grande. O código C++ garante que, mesmo com a duração da rajada ajustada para 0, pelo menos um pacote é enviado. O tempo entre quadros é definido pela soma do tempo de transmissão do pacote (regido pela variável *rate_*) e do parâmetro *idle_time*, por isso atribui-se um valor alto para o primeiro termo e se faz o controle da frequência média pelo segundo.

As figuras 5.5 e 5.6 apresentam os resultados dos experimentos, para o método básico e RTS/CTS, respectivamente:

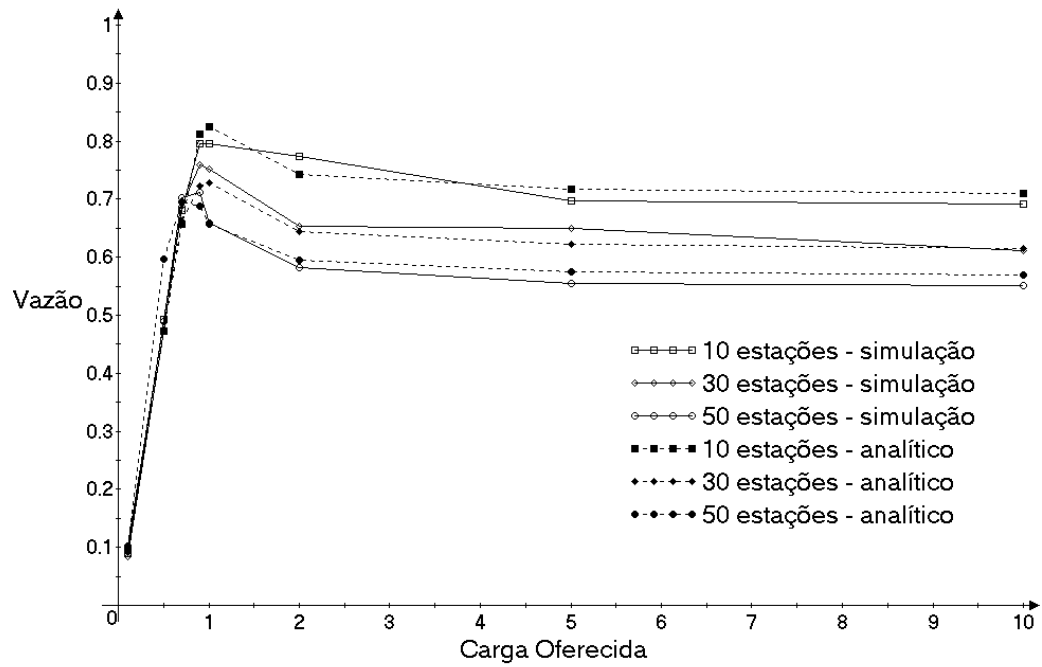


Figura 5.5: Vazão do sistema sob tráfego de Poisson – método básico

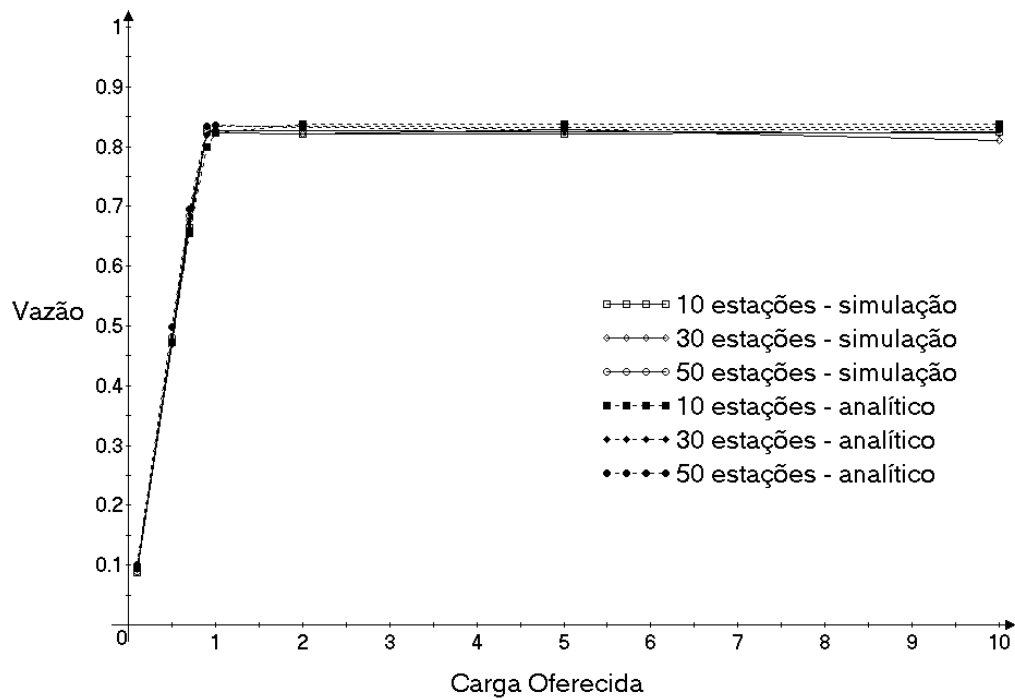


Figura 5.5: Vazão do sistema sob tráfego de Poisson – método RTS/CTS

Pode-se verificar a efetividade do modelo analítico na descrição do comportamento do ambiente. A vazão observada aumenta com o crescimento da carga oferecida até o ponto de saturação, atingindo valores máximos muito semelhantes, tanto para diferentes números de estações quanto para os dois métodos de acesso ao meio.

Dentro do mesmo cenário, experimentou-se a situação de carga oferecida consideravelmente mais alta que a taxa de transmissão do meio:

Pode-se verificar uma queda de performance significativa no ambiente utilizando o método básico de acesso se comparado ao método RTS/CTS. Isso se deve ao peso que o quadro de dados tem sobre T_c no primeiro método, enquanto o tempo associado a uma colisão no segundo método.

5.6 Cenário 4 – Tráfego VoIP

A modelagem de tráfego tem sido assunto de trabalhos de pesquisa por décadas. Em específico, experimentos com foco na distribuição de períodos de atividade e inatividade em aplicações de voz datam do fim da década de 60 do século XX, quando a fonte de voz era representada por um modelo de Markov de dois estados (BRADY, 1965)(BRADY, 1968). Estudos seguintes contestaram a distribuição exponencial desses períodos, associando a qualidade da aproximação obtida a parâmetros do codificador de voz, mais especificamente, aos detectores de silêncio (GRUBER, 1982)(BARCELO, 2001).

Diversas propostas apresentaram diferentes distribuições para representar o comportamento do tráfego VoIP, como distribuição gama, Pareto e Weibull (BELALTE, 2002)(DANG; SONKOLY; MOLNAR, 2004). Além disso, vários aspectos como parâmetros do mecanismo de detecção de silêncio (SEGER, 2003), tamanho mínimo dos intervalos na fala (STERN et al., 1994) que podem ser considerados. No entanto, o modelo baseado na cadeia de Markov de dois estados é geralmente usado para a estimativa de desempenho de voz, por ser de mais simples computação (BIERNACKI, 2006).

A fim de verificar o comportamento do modelo sob condições de tráfego VoIP, utilizou-se uma descrição simplificada de uma conversação, como forma de se obter uma expressão válida como entrada para o modelo analítico do IEEE 802.11 DCF.

Essa descrição considera o modelo Markoviano desenvolvido por Brady, que define valores médios para os tempos ON, período no qual dados são gerados à taxa do codificador de voz, e OFF, quando apenas dados de sinalização da chamada são gerados, e uma probabilidade p de que uma estação está transmitindo voz. Dessa forma, pode-se modelar o funcionamento básico de um supressor de silêncio.

Tabela 5.2: Modelo de Brady para atividade de voz

Tempo médio ON	Tempo médio OFF	p
1 seg	1,35 seg	0,43

Dentro do período de transmissão (ON) em uma chamada, os pacotes são gerados uma taxa baseada nas características do *codec*. De acordo com o tamanho dos pacotes e a frequência com que são gerados, pode-se definir uma probabilidade de existir um

pacote a ser transmitido em um *slot* randomicamente escolhido. A tabela 5.3 apresenta os parâmetros para três *codecs*:

Tabela 5.3: Parâmetros para G.711, G.729 e G.723.1

Codec	Tamanho dos pacotes (bits)	Tamanho do payload dos quadros MAC (IP + UDP + RTP) (bits)	Intervalo entre Pacotes – IEP (ms)
G.711	120	440	20
G.729	60	380	20
G.723.1	70	390	38.46

A probabilidade de existir um pacote de voz a ser transmitido, em termos do tamanho do *slot*, é dado por:

$$q = \frac{\text{tempo_slot}}{IEP}$$

Considerando o perfil de atividade de voz definido por Brady, calcula-se a probabilidade de transmissão de uma estação em um *slot*, $\beta = p \cdot q$. Os parâmetros definidos para cada um dos *codecs* foram utilizados como entradas no modelo IEEE 802.11 DCF e avaliados com a variação do número de estações, a fim de verificar o ponto de saturação da vazão da rede.

A figura 5.6 apresenta a vazão da rede em função da quantidade de canais de voz existentes, para os três *codecs* citados anteriormente.

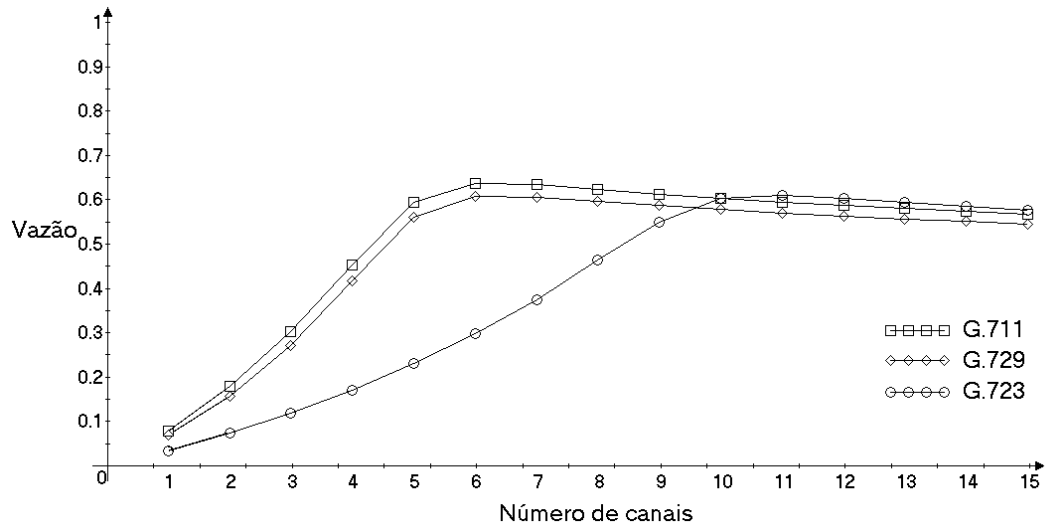


Figura 5.6: Vazão em função do número de canais VoIP

Com base nessa avaliação, verifica-se o limite de estações utilizadas concorrentemente no ambiente, de acordo com o compressor de voz. Esse limite é identificado no gráfico pelo momento em que o sistema não tem mais condições de

disponibilizar maior taxa de transferência de dados, estabilizando a vazão, mesmo com o crescimento do número de estações e, por consequência, a oferta de carga. Considerando os dados da figura 5.6, o limite de canais concorrentes utilizando os *codecs* G.711 e G.729 estaria em torno de 5-6. Com o *codec* G.723, principalmente por ter uma taxa de geração de pacotes muito menor que a dos outros dois, é possível estabelecer entre 9 e 10 canais concorrentes.

Claramente esse estudo não considera outros fatores importantes em uma comunicação de voz, como atraso de pacotes e *jitter*. A intenção da análise é identificar o comportamento da vazão de acordo com um perfil de tráfego específico, no caso, VoIP. Mesmo assim, os resultados identificam limites coerentes, como os encontrados em (GARG; KAPPES, 2003), onde é afirmado que um ambiente IEEE 802.11 a 1Mbit/s suporta aproximadamente cinco canais concorrentes com G.711 e G.729.

6 CONCLUSÃO

6.1 Conclusões

Um modelo analítico teórico para a avaliação de vazão em redes sem fio IEEE 802.11 foi proposto neste trabalho. Seu diferencial em relação à grande maioria dos trabalhos relacionados à área é a capacidade de permitir a análise do comportamento de ambientes de comunicação *wireless* com estações não saturadas. Esse trabalho possibilita a obtenção de resultados mais próximos à realidade dos sistemas existentes baseados nessa tecnologia, enquanto mantém o cunho acadêmico apresentando um desenvolvimento matemático formal para a solução proposta.

O modelo pressupôs um número finito de terminais e não contemplou perdas relativas a ruídos e interferências. Os dois métodos de acesso ao meio, básico e RTS/CTS, foram contemplados pelo modelo. A combinação dos dois dentro de um mesmo ambiente fica dependente do cálculo da distribuição dos pacotes abaixo e acima da variável de *threshold*, utilizada para definir o tamanho a partir do qual os quadros passam a ser transmitidos pelo mecanismo RTS/CTS, que não fez parte do escopo do projeto.

A validação do trabalho foi feita utilizando ferramentas de análise matemática, de simulação, de interpretação de dados e de cálculo. Os resultados numéricos gerados a partir do modelo analítico foram extraídos utilizando o Matlab 7.0; para as simulações, foi utilizado o Network Simulator 2; para a análise do volume de dados gerados nas simulações e realização de cálculos, foram utilizadas planilhas eletrônicas com auxílio da ferramenta Microsoft Excel 2000.

Comparações dos resultados obtidos mostram que o modelo representa bem o comportamento da vazão de dados do sistema. Alguma variação em relação aos resultados obtidos em simulação pode ser atribuída aos métodos numéricos utilizados para a resolução das funções. Além disso, as simplificações assumidas no início do desenvolvimento do projeto podem representar um percentual desses desvios.

Os resultados numéricos providos pelo modelo mostram que o protocolo básico CSMA/CA apresenta diversos pontos fracos em termos de performance. Em especial, verifica-se que a vazão máxima da rede é fortemente dependente do número de estações ativas no ambiente e da carga que elas oferecem.

O modelo analítico para o IEEE 802.11 DCF apresentado no trabalho, por considerar que as estações não se encontram saturadas, permitiu a verificação do

desempenho da rede em situações de carga constante abaixo do valor de saturação da vazão. Esse cenário indicou um comportamento de queda no limite da capacidade de transferência de dados úteis (*payload*) do sistema, de acordo com o crescimento do número de estações ativas.

Esse comportamento pode ser explicado pela proporcionalidade direta entre o custo imposto pelo método de controle de acesso ao meio e a quantidade de nodos na rede. Cada nova estação representa um crescimento na probabilidade de transmissão p , que implica num maior número de estações em *backoff*, culminando com um maior tempo médio para cada transmissão de sucesso.

É claro entender esse comportamento se pensarmos em uma única estação na rede. Nessa situação, ela sempre terá acesso ao meio e fará sua transmissão sem entrar em contenção. Se houver uma outra estação, esta pode estar transmitindo, o que incorre em uma probabilidade maior do que zero de que a primeira estação precise entrar na janela de contenção.

A rigor, se a soma das cargas de cada estação totalizasse a carga da primeira situação (com apenas um nodo), pode-se partir do pressuposto que, se uma estação não consegue transmitir, é porque outra já está transmitindo. Isso pode levar à falsa conclusão de que a vazão, no final das contas, acaba sendo a mesma. No entanto, isso não é verdade, porque a estação que entra em contenção é alocada para transmissão em um *slot* aleatório dentro de W_i . Mesmo após a transmissão da segunda estação, aquela em contenção precisará esperar o tempo associado a sua posição na janela até que possa transmitir. Essa espera é a responsável pela queda da vazão sobre a rede.

Nesse cenário, pode-se verificar o efeito que um método de adequação dinâmica do tamanho da janela de contenção tem sobre o desempenho da rede. No caso de duas estações na rede, uma janela pequena minimizaria o tempo de espera. No entanto, não só a quantidade de estações influencia na definição do tamanho de janela ótima, mas também a carga que cada estação oferece ao meio.

De qualquer maneira, pode-se entender, dessa forma, porque a queda de performance tende a se estabilizar para um número de estações extremamente grande. Pode-se considerar que, nesse caso, todas as posições das janelas em todos os estágios de *backoff* estejam ocupadas, garantindo que sempre há uma transmissão. No entanto, a perda de pacotes é grande também, o que certamente impactaria negativamente nas aplicações rodando sobre o ambiente.

Foi verificado também o desempenho da rede na comparação entre os métodos de acesso básico e RTS/CTS. Nessa análise, pode-se verificar a vantagem obtida na utilização do segundo método, principalmente em ambientes com grande número de estações, devido ao menor tempo de não utilização do meio em decorrência de colisões, quando comparado ao mecanismo básico. Se considerarmos as vantagens relativas ao tratamento do problema de nodos escondidos, conclui-se que a utilização do método RTS/CTS é indicada na maioria dos casos.

6.2 Trabalhos Futuros

Dada a validação do modelo proposto para análise de vazão de ambientes IEEE 802.11 não saturados, é possível desenvolver uma análise aprofundada dos mecanismos, verificar a resposta do sistema ao modificar parâmetros específicos como tamanhos inicial e máximo da janela de contenção, tempos entre quadros (DIFS, SIFS,...), calcular limites teóricos, entre outras possibilidades. Outra possível continuidade do trabalho é a extensão do modelo apresentado para contemplar mais mecanismos implementados na especificação IEEE 802.11, a fim de se obter uma representação ainda mais abrangente. Dentre esses mecanismos, verifica-se a possibilidade de modelar a dinâmica dos *buffers* de alimentação de dados vindos da camada superior, a relação da disponibilidade de dados a serem transmitidos com um fator de ocorrência de colisões, e a descrição do congelamento do temporizador de *backoff* na existência de transmissões no meio.

REFERÊNCIAS

- BARCELO, F. Statistical properties of silence gap in public mobile telephony channels with application to data transmission. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, ICC, 2001. **Proceedings...** [S.l.]: IEEE Press, 2001. v.7, p.2011-2015.
- BIANCHI, G.; FRATTA, L.; OLIVERI, M. Performance evaluation and enhancement of the CSMA/CA protocol for 802.11 wireless LAN's. In: IEEE PERSONAL, INDOOR, AND RADIO COMMUNICATIONS, PIMRC, 2., 1996. **Proceedings...**Taipei: IEEE Press, 1996. p. 392-396.
- BIANCHI, G. IEEE 802.11—Saturation throughput analysis. **IEEE Communication Letters**, [S.l.], v.2, n.12, p.318-320, Dec. 1998.
- BIANCHI, G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, New York, v. 18, n.3, p. 535-547, Mar. 2000.
- BIERNACKI, A. A Statistical analysis of VoIP streams. In: CONFERENCE INTERNET – WROCLAW, 7., 2005. **Proceedings...** Worclaw: [s.n.], 2005.
- BRADY, P. T. A model for generating on+ff speech patterns in two-way conversation. **Bell Systems Technology Journal**, New York, p.2445-2472, Sept. 1969.
- BRADY, P. T. A technique for investigating on-off patterns of speech. **Bell Systems Technology Journal**, New York, p.1-22, Sept. 1965.
- CHATZIMISIOS, P.; VITSAS, V.; BOUCOUVALAS, A.C. IEEE 802.11 Packet Delay A Finite Retry Limit Analysis. In: IEEE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE, GLOBECOM, 2003. **Proceedings...**[S.l.: s.n.], 2003. v. 2, p. 48-54.
- CHATZIMISIOS, P.; VITSAS, V.; BOUCOUVALAS, A.C. Performance Analysis of IEEE 802.11 DCF in Presence of Transmission Errors. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2004. **Proceedings...** [S.l.]: IEEE, 2004. v.7, p. 3854-3858.
- CHAUDET, C. et al. Performance evaluation: Study of the impact of asymmetry and carrier sense mechanism in IEEE 802.11 multi-hops networks through a basic case. In: ACM INTERNATIONAL WORKSHOP ON PERFORMANCE EVALUATION OF WIRELESS AD HOC, SENSOR, AND UBIQUITOUS NETWORKS, 1., 2004. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 2004.
- COUTRAS, C.; GUPTA, S.; SHROFF, N. B. Scheduling of real-time traffic in IEEE 802.11 wireless LANs. **Wireless Networks**, [S.l.], v.6, n.6, Dec. 2000.

DANG, T.; SONKOLY, B.; MOLNÁR, S. Fractal Analysis and Modelling of VoIP Traffic. In: TELECOMMUNICATIONS NETWORK STRATEGY AND PLANNING SYMPOSIUM, NETWORKS, 11., 2004. **Proceedings...**[S.l.: s.n.], 2004. p.123-130.

DOTTI, F. et al. Modular Analytical Performance Models for Ad Hoc Wireless Networks. In: INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON MODELLING AND OPTIMIZATION IN MOBILE, AD HOC, AND WIRELESS NETWORKS, WIPOT, 3., 2005. **Proceedings...** Washington: IEEE, 2005. p. 164-173.

ERGEN, M.; VARAIYA, P. Throughput analysis and admission control for IEEE 802.11a. **Mobile Networks and Applications**, Hingham, v. 10, n.5, p. 705-716, 2005.

FOH, C. H.; ZUKERMAN, M. Performance analysis of the IEEE 802.11 MAC protocol. In: EUROPEAN WIRELESS CONFERENCE, 2002, Florence. **Proceedings...** [S.l.: s.n.], 2002. p. 184-190.

GARG, S.; KAPPES, M. Can I add a VoIP Call? In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, ICC, 2003. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 2003. v. 2, p.779-783.

GAST, M. **802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide**. Sebastopol: O'Reilly, 2002. 464 p.

GOLMIE, N.; DYCK, R. E. V.; SOLTANIAN, A. Interference of bluetooth and IEEE 802.11: simulation modeling and performance evaluation. In: ACM INTERNATIONAL WORKSHOP ON MODELING, ANALYSIS AND SIMULATION OF WIRELESS AND MOBILE SYSTEMS, 4., 2001. **Proceedings...** New York: ACM Press, 2001. p.11-18.

GRUBER, J. G. A comparison of measured and calculated temporal patterns relevant to speech activity detection. **IEEE Transactions on Communications**, New York, v.30, n.4, p.728-738, Apr. 1988.

HARA, B. O.; PETRICK A. **The IEEE 802.11 Handbook: A Designer's Companion**. New York: Standards Information Network, IEEE Press, 1999.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11 WG part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification**. New York, 1997.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11 WG part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification**. New York, 1999.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11 WG part 11 [ISO/IEC 8802-11: 1999]: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification**. New York, 2003.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11a WG part 11 [ISO/IEC 8802-11:1999/Amd 1:2000(E)]: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification: Amendment 1: high-speed physical layer in the 5 GHz band**. New York, 2000.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11b WG part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification: Amendment 2: high-speed physical layer extension in the 2.4 GHz band**. New York, 1999.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11b/Cor1-2001 WG part 11**: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification: Amendment 2: high-speed physical layer extension in the 2.4 GHz band. Corrigendum 1. New York, 2001.

INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONIC ENGINEERING. **IEEE 802.11e WG part 11**: Draft Amendment to Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Amendment 7: Medium Access Control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements. New York, 2005.

KIM, H.; HOU, J. C. Wireless LAN optimizations: Improving protocol capacity with model-based frame scheduling in IEEE 802.11-operated WLANs. In: ANNUAL INTERNATIONAL CONFERENCE ON MOBILE COMPUTING AND NETWORKING, 9., 2003. **Proceedings...**New York: ACM Press, 2003. p. 190-204.

KRUNZ, M. M.; KIM, J. G., Fluid analysis of delay and packet discard performance for QoS support in wireless networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, [S.l.], v. 19, n. 2, p. 384-395, 2001.

KSENTINI, A.; NAIMI, M.; NAFAA, A. et al. Adaptive service differentiation for QoS provisioning in IEEE 802.11 wireless ad hoc networks. In: ACM INTERNATIONAL WORKSHOP ON PERFORMANCE EVALUATION OF WIRELESS AD HOC, SENSOR, AND UBIQUITOUS NETWORKS, 2004. **Proceedings...** New York: ACM Press, 2004. p.39-45.

LINDGREN, A.; ALMQUIST, A.; SCHELÉN, O. Quality of service schemes for IEEE 802.11 wireless LANs: an evaluation. **Mobile Networks and Applications**, [S.l.], v.9, n.3, June 2003.

LIU, J.; NICOL, D. M.; PERRONE, L. F. Towards high performance modeling of the 802.11 Wireless protocol. In: CONFERENCE ON WINTR SIMULATION, 33., 2001. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 2001.

MANSHAEI, M. et al. Performance Analysis of the IEEE 802.11 MAC and Physical Layer Protocol. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON WORLD OF WIRELESS MOBILE AND MULTIMEDIA NETWORKS, 6., 2005. **Proceedings...** Washington: IEEE Computer Society, 2005. p. 88-97.

MARKOV, A.A. **Extension of the law of large numbers to dependent events**. 1906. Disponível em: http://www.spbu.ru/History/275/Chronicle/spbu/Work/M_arkov.html. Acesso em: jul.2006.

NI, Q. et al. Modeling and analysis of slow CW decrease for IEEE 802.11 WLAN. In: IEEE PERSONAL, INDOOR, AND RADIO COMMUNICATIONS, PIMRC, 2., 2003. **Proceedings...** Beijing: IEEE Press, 2003. p.1717-1721.

PALLOT, X.; MILLER, L. E. Implementing message priority policies over an 802.11 based mobile ad hoc network. In: IEEE MILITARY COMMUNICATIONS CONFERENCE, MILCOM, 2001. **Communications for Network-Centric Operations: Creating the Information Force**. [S.l.]: IEEE, 2001. v. 2, p.860-864.

PAPOULIS, A.; PILLAI, S. U. **Probability, Random Variables and Stochastic Processes**. [S.l.]: McGraw-Hill. 2001. 666 p.

RAY, S.; CARRUTHERS, J.; STAROBINSKI, D. RTS-CTS Induced Congestion in Ad-Hoc Wireless LANs. In: IEEE WIRELESS COMMUNICATIONS AND

- NETWORKING CONFERENCE, WCNC, 3., 2003. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2003. v.3, p. 1516-1521.
- SAKAKIBARA, K.; CHIADA, S.; YAMAKITA, J. Analysis of Unsaturation Performance of IEEE 802.11 DCF with and without Slow Contention Window Decrease. **IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences**, [S.l.], v. E88-A, n. 10, p. 2852-2862, 2005.
- SCHAFFER, J.; SIEWIOREK, D.P.; SMAILAGIC, A. Analysis of Movement and Mobility of Wireless Network Users. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON WEARABLE COMPUTERS, 9., 2005. **Proceedings...** [S.l.]: IEEE, 2005.
- SEGER, J. Modelling Approach for VoIP Traffic Aggregations for Transferring Teletraffic Trunks in a QoS enabled IP-Backbone Environment. In: INTERNATIONAL WORKSHOP ON INTER-DOMAIN PERFORMANCE AND SIMULATION, IPS, 1., 2003. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 2003.
- STERN, H.; MAHMOUD, A.; WONG, K. A Model for Generating On-Off Patterns in Conversational Speech, Including Short Silence Gaps and the Effects of Interaction Between Parties. **IEEE Transactions on Vehicular Technology**, New York, v.43, n.4, p.1094-110, 1994.
- VAN DEN HEUVEL-ROMASZKO, S.; BLONDIA, C. Enhancements of the IEEE 802.11,a MAC Protocol for Ad Hoc Network with History of Power Adjustment. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON WIRELESS NETWORKS, COMMUNICATIONS AND MOBILE COMPUTING, 1., 2005. **Proceedings...** [S.l.]: IEEE, 2005. p. 48-54.
- WANG, X. Performance Modeling of IEEE 802.11 DCF using Equilibrium Point Analysis. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON ADVANCED INFORMATION NETWORKING AND APPLICATIONS, AINA, 20., 2006, Vienna. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE, 2006.
- WU, H. et al. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: Analysis and Enhancement. In: IEEE CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS, INFOCOM, 2002. **Proceedings...** New York: IEEE Press, 2002. v.2, p.599-607.
- XIAO, Y. A simple and effective priority scheme for IEEE 802.11. **IEEE Communication Letters**, [S.l.], v. 7, n.2, p. 70-72, 2003.
- XIAO, Y.; ROSDAHL, J. Performance analysis and enhancement for the current and future IEEE 802.11 MAC protocols. **ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review**, New York, v.7, n. 2, p. 6-19, Apr. 2003.
- XIAO, Y.; ROSDAHL, J. Wireless home networks: Performance analysis and enhancement for the current and future IEEE 802.11 MAC protocols. **ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review**, New York, v.7, n.2, Apr. 2003.
- XU, C.; YANG, Z. Non-saturated Throughput Analysis of IEEE 802.11 Ad Hoc Networks. **IEICE Transactions on Information and Systems**, [S.l.], v.E89-D, n. 5, p.1676-1678, 2006.

ZIOUVA, E.; ANTONAKOPOULOS, T. CSMA/CA performance under high traffic conditions: Throughput and delay analysis. **Computer Communications**, Guildford, v. 25, n.3, p 313-321, 2002.