

## Análise de Desempenho por Simulação da Subcamada MAC do Padrão IEEE 802.11 para Redes Locais sem Fio

Cristian Ramos Prange  
prange@inf.ufrgs.br

Juergen Rochol  
juergen@inf.ufrgs.br

Curso de Pós-Graduação em Ciência da Computação  
Instituto de Informática, Universidade Federal de Rio Grande do Sul  
Caixa Postal 15064  
91501-970 Porto Alegre - RS

### Resumo

Este trabalho apresenta resultados de simulação dos algoritmos de acesso da subcamada MAC IEEE 802.11 para redes locais sem fio, lançado no final de 1997. A subcamada MAC oferece dois modos de acesso, um para transferência assíncrona por contenção, baseado num algoritmo CSMA/CA, e outro síncrono segundo um esquema tipo *poll-select*. É feita uma breve descrição das principais características funcionais destes algoritmos. A seguir, é feita uma descrição do simulador que foi desenvolvido, a partir do qual foram simuladas diversas situações de carga em diferentes topologias de rede. Os resultados são apresentados segundo curvas de desempenho, de onde foram obtidas diversas conclusões sobre o comportamento destes algoritmos.

### Abstract

This paper presents results of the simulation of the IEEE 802.11 MAC access sublayer algorithms for wireless local area networks (WLAN), released at the end of 1997. The MAC sublayer provides two access methods, one for asynchronous transfer with contention, based on the CSMA/CA algorithm, and the other is synchronous, according to a poll-select scheme. A short description of the main functional features of these algorithms follows. Next is described the developed simulator, which simulates several load situations in different network topologies. The results are presented according to performance curves, which were obtained many conclusions about the behavior of these algorithms from.

## 1 Introdução

A primeira rede a utilizar comutação de pacotes em canais de rádio-frequência foi desenvolvida no Havaí, EUA, em 1971, para interligar sete *campi* distribuídos por quatro ilhas com o computador central da ilha de Oahu. Ironicamente, nasceu desta experiência a tecnologia amplamente utilizada em redes locais fixas: Ethernet. Limitações de largura de banda e da tecnologia de transmissão não permitiram que o projeto resultasse na utilização em massa de redes sem fio. Contudo, dois fenômenos consolidados ao longo da última década, miniaturização de componentes eletrônicos e comunicações pessoais sem fio, devolveram a redes locais sem fio grande interesse em termos de pesquisa e desenvolvimento, que culminou com o aparecimento das primeiras redes sem fio comerciais no início dos anos 1990.

As primeiras redes locais sem fio de rádio-frequência implementaram ou transmissão *spread spectrum*, ou transmissão infravermelha difusa [GEI96]. A transmissão *spread spectrum* destas redes utiliza as bandas ISM (*Industrial, Scientific and Medical*), compostas por três bandas, de 902 a 928 MHz; de 2,40 a 2,4835 GHz e de 5,725 a 5,85 GHz. Todavia, estas redes apresentavam baixa interoperabilidade, pois cada rede possuía um conjunto de características único, já que os fabricantes desenvolveram suas redes conforme critérios próprios. É possível encontrar redes com vazões e alcances diferentes, empregando diversos critérios de segurança e definindo os algoritmos da subcamada MAC (*Medium Access Control*) com abordagens particulares.

Esta falta de padronização emperrou o desenvolvimento e, sobretudo, a adoção de redes locais sem fio. Em maio de 1991, foi submetido ao IEEE, organização responsável, entre outras atividades, pela elaboração dos padrões adotados em redes locais e metropolitanas, um pedido de autorização para formar o Grupo de Trabalho 802.11, cujo objetivo é definir uma especificação para conectividade sem fio entre estações de uma área local.

À medida em que se elaborava o padrão, os fabricantes de rede passaram a formular planos de migração de seus produtos, de acordo com as exigências feitas pela norma 802.11. O atraso na elaboração do padrão, juntamente com um mercado aquecido, determinou que muitos produtos fossem lançados no mercado, com garantias de uma transição suave para as especificações IEEE 802.11. Projeta-se que o mercado de redes locais sem fio movimentará mais de 200 milhões de dólares em 1998 [GEI96].

O Grupo de Trabalho 802.11 publicou o novo padrão no segundo semestre de 1997. Foi definido que o mecanismo básico de controle de acesso ao meio (MAC) é o CSMA/CA (*Carrier Sense Medium Access with Collision Avoidance* – acesso ao meio com detecção de portadora e prevenção de colisão). Com base neste mecanismo, construiu-se um algoritmo de *polling* que permite que dados trafeguem no canal sem o risco de eventuais colisões.

Neste artigo, discutem-se as características gerais do padrão IEEE 802.11 e descreve-se a funcionalidade da subcamada MAC. A seguir, apresentam-se as características de um simulador, a partir do qual foram simuladas diversas situações de acesso. Os resultados são apresentados segundo curvas de desempenho, que são analisadas.

## 2 Características do padrão IEEE 802.11

Como em qualquer outro padrão IEEE 802.x, o padrão IEEE 802.11 define as regras relativas às subcamada MAC e camada física [Figura 1]. Da mesma forma, a subcamada LLC (*Logic Link Control*) e os níveis superiores não percebem as particularidades da subcamada MAC e de seus possíveis níveis físicos.

O padrão define três tipos de tecnologia de transmissão sem fio. Isto visa em parte atender necessidades diferentes, em parte porque as primeiras redes sem fio apresentavam-se com essa variedade de nível físico [DAY97]. Duas destas formas de transmissão são de técnicas de espalhamento de espectro, que é uma exigência nos Estados Unidos para utilização da banda ISM de 2,4 GHz. A outra forma de transmissão é radiação infravermelha difusa. A vazão nominal destas redes é de 1 a 2 Mbit/s, mas há grupos de trabalho definindo vazões maiores [CHA96].

Observa-se que a transmissão sem fio possui características únicas quando comparadas às de redes fixas, ressaltando-se a alta taxa de erros conjugada a uma vazão limitada. As características do meio podem variar abruptamente no tempo, ou seja, as características de propagação do sinal alteram-se muito rapidamente [CHE94]. Acresce-se que a largura de banda é limitada, tanto por imposição de órgãos regulamentadores, quanto pelas limitações técnicas dos dispositivos de transmissão e recepção. Além disso, a detecção de portadora (essencial para o funcionamento da subcamada MAC pois esta define um algoritmo CSMA) não é confiável e nem rápida [BAU95]. Por fim, o meio é de domínio público, estando sujeito a interferências e problemas de segurança.

Quanto à segurança, o padrão possibilita autenticação e criptografia dos quadros MAC. Para tanto, define um algoritmo denominado WEP (*Wired Equivalent Privacy*). WEP utiliza o algoritmo RC4 PRNG da companhia RSA Data Security, Inc [IEE97].



Figura 1. Escopo do Padrão IEEE 802.11

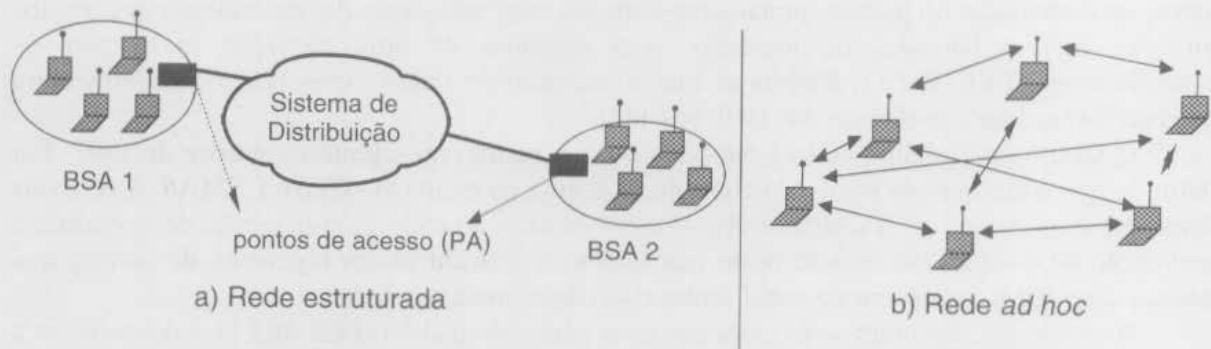


Figura 2. Tipos de Topologias

Outros dois problemas graves que constituem desafios a serem resolvidos para a adoção de redes sem fio 802.11: a polêmica levantada sobre problemas de saúde, possivelmente ocasionados pela radiação eletromagnética em alta frequência, que também se aplica a redes sem fio, e o consumo de energia. Não há ainda conclusões definitivas sobre malefícios originados pela transmissão celular, e muitos estudiosos acreditam que estes problemas não se aplicariam a dispositivos sem fio, uma vez que a transmissão ocorre a uma distância segura do cérebro dos usuários [DAY97].

O consumo de energia torna-se um problema na medida em que: (i) não se prevê aumento significativo em armazenagem de energia até o ano de 2005 (um máximo de 20% em relação às capacidades das baterias em 1995) [SOU97]; (ii) os computadores sem fios (laptops) possuem cada vez mais dispositivos, multimídias inclusive, com processadores mais potentes, aumentando o consumo de energia destes dispositivos. Para aliviar a demanda de energia, o padrão prevê mecanismos de economia de energia, em que os dispositivos de transmissão passam a consumir significativamente menos (estado *stand-by*).

## 2.1 Tipos de Topologias

Redes sem fio 802.11 podem apresentar-se fisicamente de dois modos: redes estruturadas e redes *ad hoc*. Redes estruturadas [Figura 2.a] caracterizam-se por possuir dois tipos de elementos: estações móveis e pontos de acesso (PA). Cada ponto de acesso é responsável pela conexão das estações móveis de uma área de cobertura (BSA – *Basic Set Area*) com a rede fixa. O PA desempenha tarefas importantes na coordenação das estações móveis: aceita ou não a inserção de uma nova estação à rede, colhe estatísticas para melhor gerenciamento do canal e ajuda a definir quando uma estação deve ou não ser controlado por outro ponto de acesso. Cada estação está associada a apenas um ponto de acesso em um determinado instante de tempo. Também é nos pontos de acesso que é executada a rotina responsável pela transmissão livre de contenção.

Redes *ad hoc* [Figura 2.b] caracterizam-se por não possuírem qualquer infra-estrutura de apoio à comunicação. São diversas estações móveis confinadas em uma pequena área que

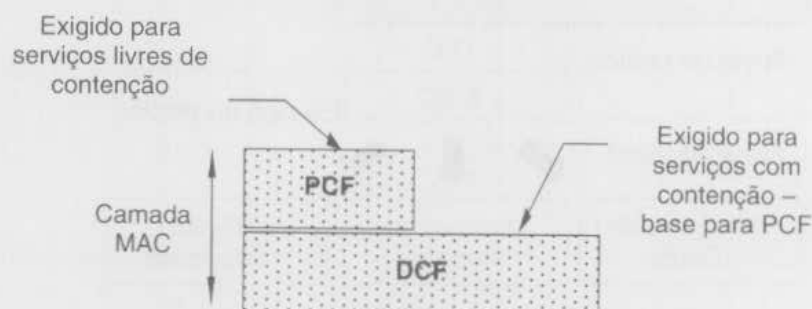


Figura 3. As funções da subcamada MAC

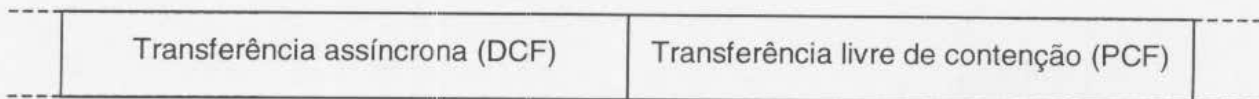


Figura 4. Períodos de transferência de dados

estabelecem comunicação *peer-to-peer* entre si. Contudo, as características de propagação do sinal não permitem assumir que todas as estações possam comunicar-se sempre entre si.

## 2.2 Funcionalidade da Subcamada MAC

A transmissão de quadros pode ocorrer sob dois regimes diferentes: transferência assíncrona e transferência livre de contenção. A primeira é a mais usual e caracteriza-se pela disputa das estações pelo canal, com possibilidade de colisões. A segunda consiste em um mecanismo de *polling* em que as estações são periodicamente interrogadas se desejam transmitir (não há disputa) e exige uma topologia estruturada [Figura 2.a], além dispositivos que a implementem, pois este tipo de transferência é opcional [IEE97].

Os dois tipos de transferências de dados oferecidas pela subcamada MAC, assíncrona e livre de contenção, são implementados por duas funções diferentes: DCF (*Distribution Coordination Function*) e PCF (*Point Coordinator Function*) [Figura 3] [IEE97]. DCF é a função básica responsável pelo funcionamento do mecanismo de acesso ao meio CSMA/CA, devendo constar em todos os dispositivos IEEE 802.11. Por sua vez, PCF é opcional, de modo que em uma rede possivelmente coexistirão estações 802.11 com PCF/DCF e outras com apenas DCF. PCF executa o algoritmo de *polling*, método empregado para transferência livre de contenção que só pode ser executado em redes de topologia estruturada [Figura 2.a]. Em redes estruturadas configuradas para prover os dois tipos de transferências, eles alternam-se ao longo do tempo [Figura 4].

Uma estação que possui um quadro a ser transmitido deve proceder conforme o regime de transferência executado na rede naquele instante [Figura 5]. Se o tipo de transferência for

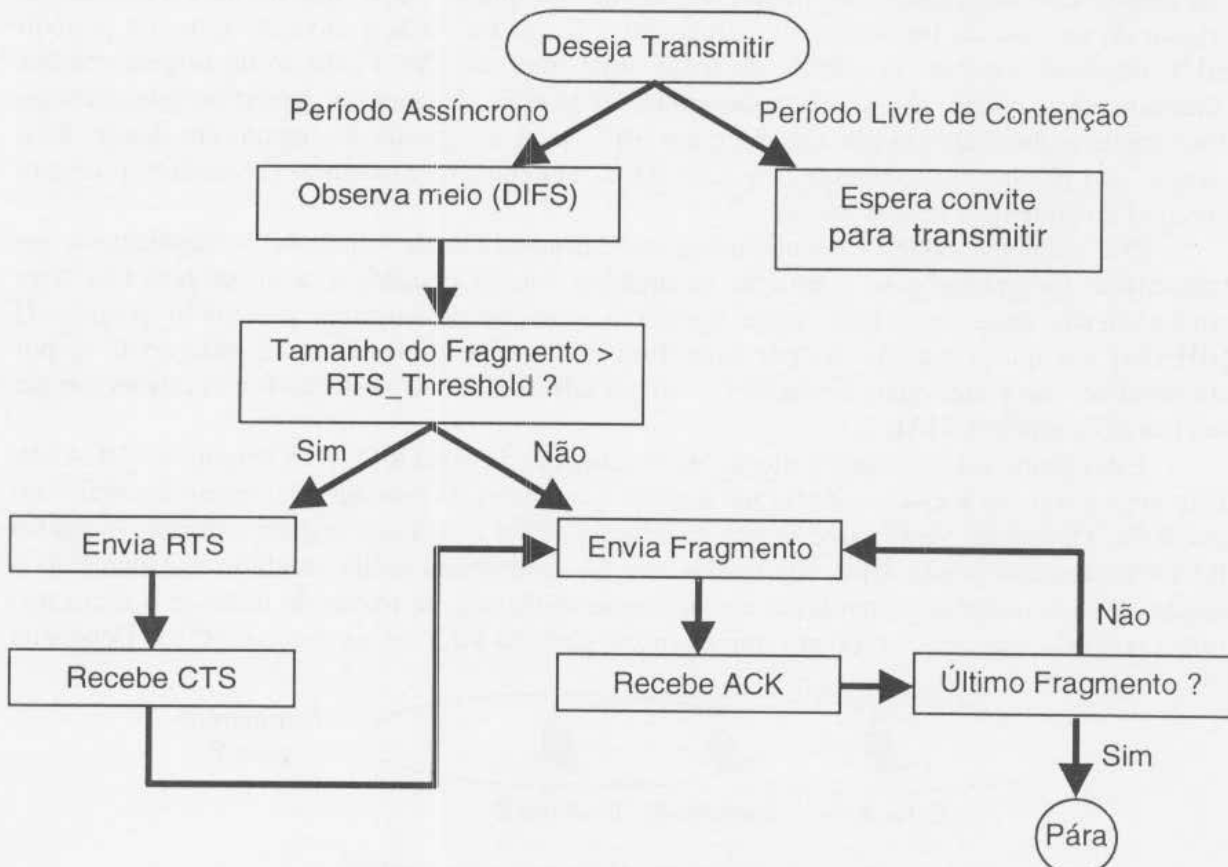


Figura 5. Fluxograma simplificado da transferência de dados

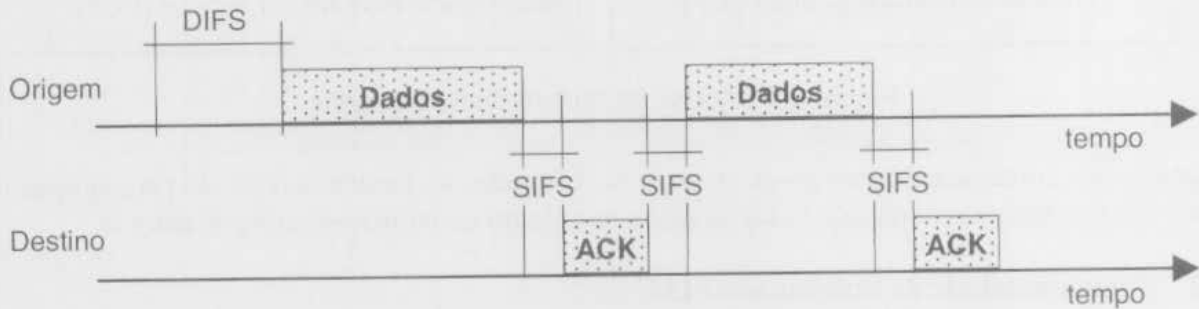


Figura 6. Acesso Básico

assíncrono (isto é, se a estação estiver executando os procedimentos DCF), ela deve observar o meio por um período de tempo antes de transmitir. Este intervalo é predefinido pelo padrão e denomina-se DIFS (*DCF InterFrame Space*) e será utilizado somente quando a estação tentar disputar o controle do canal. Os demais períodos de tempo sempre terão uma duração menor, também preestabelecida e conhecida por SIFS (*Short InterFrame Space*).

Se o meio manteve-se livre durante o intervalo de observação, a estação pode iniciar a transmissão. Antes de enviar o primeiro fragmento, a estação deve verificar se ela necessita realizar a troca RTS/CTS. O critério empregado para tanto reside no tamanho do primeiro fragmento a ser transmitido. A decisão baseia-se em uma variável da MIB denominada *RTS\_Threshold* e que pode ser configurada por estação (isto é, cada estação pode ter um valor diferente para *RTS\_Threshold*). Se o tamanho do primeiro fragmento a ser transmitido for maior do que o limiar de tamanho especificado na variável MIB *RTS\_Threshold*, a estação deverá efetuar a troca RTS/CTS.

No exemplo de transmissão ilustrado na Figura 6, o tamanho do primeiro fragmento não é maior do que a variável MIB *RTS\_Threshold*, pois não se efetuou a troca RTS/CTS. Este método de transferência denomina-se acesso básico. Neste esquema, a estação envia o primeiro fragmento após o intervalo DIFS. Ao término da transmissão, a estação destinatária deverá, se não houver erro na recepção do fragmento, enviar um quadro ACK, que notifica a estação de origem do sucesso da transmissão do fragmento. O quadro ACK é enviado após um período SIFS *independentemente* do estado do meio neste intervalo. Se a estação de origem receber corretamente o quadro ACK, ela pode enviar os demais fragmentos conforme este método, observando o meio apenas por um intervalo SIFS, para o segundo fragmento em diante. Se a estação não receber corretamente o quadro ACK, ela entra no algoritmo de *backoff*, e tentará executar novamente o acesso básico.

Este esquema pode ocasionar um grande desperdício de canal, se o fragmento a ser transmitido for grande e se a estação destinatária estiver ocupada e a de origem não tiver conhecimento deste fato. Pior, pode ocorrer a situação do terminal escondido [Figura 7] [BHA94] em que a estação A, por estar fora do raio de transmissão da estação C e, por conseguinte, não poder ouvir a estação C, conclui falsamente que a estação B não está envolvida em trocas de quadros MAC.

Estes problemas levaram à adoção do mecanismo de troca RTS/CTS [Figura 8] [BHA94]. Este mecanismo de acesso é empregado quando o tamanho do primeiro fragmento for maior do que *RTS\_Threshold*. Neste caso, ao fim do tempo DIFS a estação de origem transmite o quadro RTS (*Request To Send*). Uma vez que a estação destinatária tenha recebido corretamente o quadro RTS e não esteja envolvida em nenhuma seqüência de trocas de dados e o meio não esteja ocupado, ela, após observar o meio por um período SIFS, envia o quadro CTS. Depois da



Figura 7. Problema do Terminal Escondido

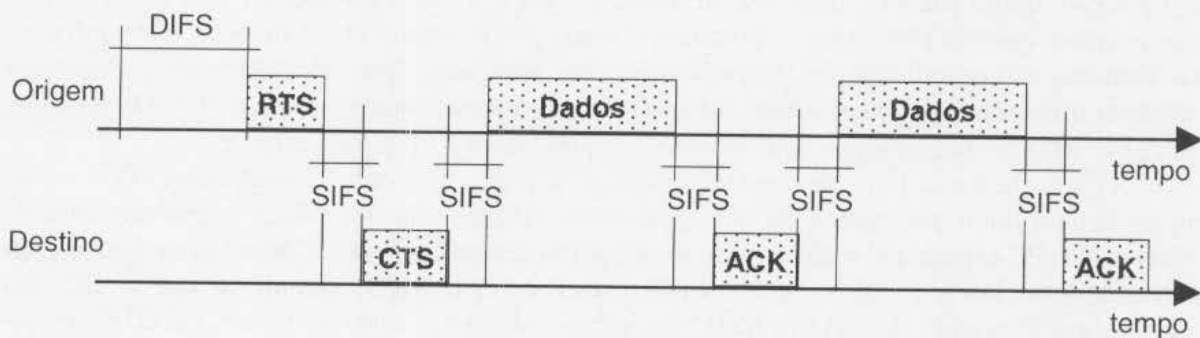


Figura 8. Troca RTS/CTS

correta recepção do quadro CTS, a estação de origem observa o meio por um período SIFS e passa a executar o acesso básico. Ressalta-se que apenas para o primeiro fragmento do quadro há a troca RTS/CTS; os demais seguem a regra do acesso básico.

Todos os quadros envolvidos (RTS, CTS, de dados, ACK) informam às demais estações quanto tempo durará a atual troca de quadros até o quadro ACK mais próximo. Na Figura 8, os dois primeiros quadros (RTS e CTS) informam o tempo a ser tomado pela troca de dados até o fim da transmissão do primeiro quadro ACK. A informação de duração do quadro CTS, originado pela estação destinatária, é cópia da informação fornecida pelo quadro RTS. A estação de origem conhece o comprimento do primeiro fragmento, de forma que cabe a ela calcular quando terminará a transmissão do quadro ACK.

Esta informação é extraída por todas as estações que ouvem estes quadros, mesmo por aquelas que não estão envolvidas na troca de quadros MAC. De posse desta informação, as estações atualizam um temporizador que, enquanto não for zero, impede-as de transmitir. Este temporizador denominado NAV (*Net Allocation Vector*) implementa o mecanismo de detecção virtual de portadora. Ou seja, se NAV não é zero, as estações não transmitem pois sabem que, se o fizerem, podem interromper uma seqüência de troca de fragmentos de uma estação vizinha. A Figura 9 ilustra como as demais estações fazem a atualização do NAV.

O algoritmo de *backoff* é o exponencial binário, semelhante ao utilizado em redes Ethernet. Na primeira vez em que a estação entra em *backoff*, é sorteado um número inteiro  $m$  no intervalo  $[0, n]$ , onde  $n$  é variável que estipula o limite superior deste intervalo. O número  $m$  indica que a estação deverá esperar  $m$  tempos de *slots*, que é um tempo padrão definido para cada nível físico, antes de tentar transmitir novamente. Nas próximas vezes em que a estação entrar em *backoff* na tentativa de transmitir o mesmo fragmento,  $n$  aumenta até um máximo,

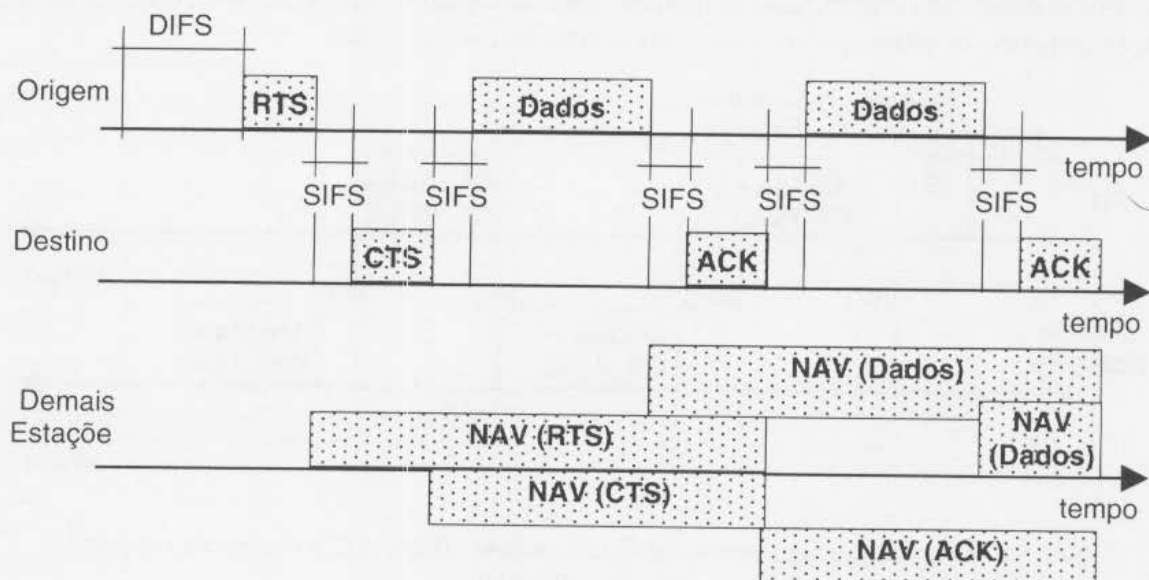


Figura 9. Exemplo de atualização de NAV

também ditado pelo padrão para cada nível físico. Ou seja, há o entendimento clássico de que, se a estação entrou mais de uma vez em *backoff* para o mesmo fragmento, isso significa que mais estações querem transmitir, e, portanto, o intervalo de sorteio  $[1; n]$  deve ser alargado para que aumente a possibilidade de diferentes estações sortear intervalos diferentes. Para uma rede com nível físico *frequency hopping spread spectrum*, a seqüência de  $n$  é  $[15; 31; 63; 127; 255; 511; 1023]$  (isto é,  $n$  segue estritamente a seqüência  $n=2^k-1$ , para  $4 \leq k \leq 10$ ).

Na transferência livre de contenção, surge o papel de Ponto Coordenador (PC), a ser implementado junto aos pontos de acesso de redes estruturadas. Ao iniciar o período livre de contenção, o PC espera que o meio fique livre por um tempo PIFS (*PCF InterFrame Space*), um intervalo entre DIFS e SIFS. Sendo PIFS maior do que SIFS, garante-se que o PC não interromperá uma troca de quadros MAC entre duas estações. Sendo menor do que DIFS, evita-se que uma outra estação obtenha o controle do canal para transmitir.

Ao final do período PIFS, o PC envia um quadro de difusão (*beacon*), que trará duas informações: (i) quanto tempo durará o atual período de livre de contenção; e (ii) quando iniciará o próximo. Depois de receberem o quadro *beacon*, todas as estações dentro do BSA associadas ao ponto de acesso em que está o PC (pois dentro de uma BSA podem estar estações não associadas ao PA), implementando ou não PCF, devem atualizar o temporizador NAV até o final deste período livre de contenção. Com NAV diferente de zero durante o período livre de contenção, estas estações não transmitirão como se estivessem no período de contenção. Quadros *beacon* são gerados periodicamente e sempre conterão estas informações.

O PC aguarda um intervalo SIFS após o envio do quadro *beacon*, ao fim do qual começa o algoritmo de *polling* propriamente. Durante o *polling*, normalmente haverá uma sucessão de quadros de/para o PC. Os quadros MAC neste período poderão ser de vários tipos, conforme a Tabela 1.

Tabela 1. Tipos de Quadro MAC durante o Período Livre de Contenção

Tipo do quadro	Usado quando
Dados	há quadros de dados para o destino
CF_POLL	o destino é a estação com permissão para transmitir
CF_ACK	o PC precisa confirmar o recebimento de um quadro
CF_END	o PC decide terminar com o período PCF

Um quadro MAC típico do período livre de contenção é uma combinação dos três primeiros tipos. Por exemplo, é possível que, em um mesmo quadro, o PC transmita dados para uma estação e interrogue-a sobre dados a serem enviados. Neste caso, o quadro MAC do PC será do tipo Dados + CF\_POLL. Esta combinação visa otimizar a utilização de quadros nesta fase. Por sua vez, a estação pode responder com um quadro CF\_ACK + Dados, ou seja, a estação confirma os dados que recebeu e envia mais dados para o PC.

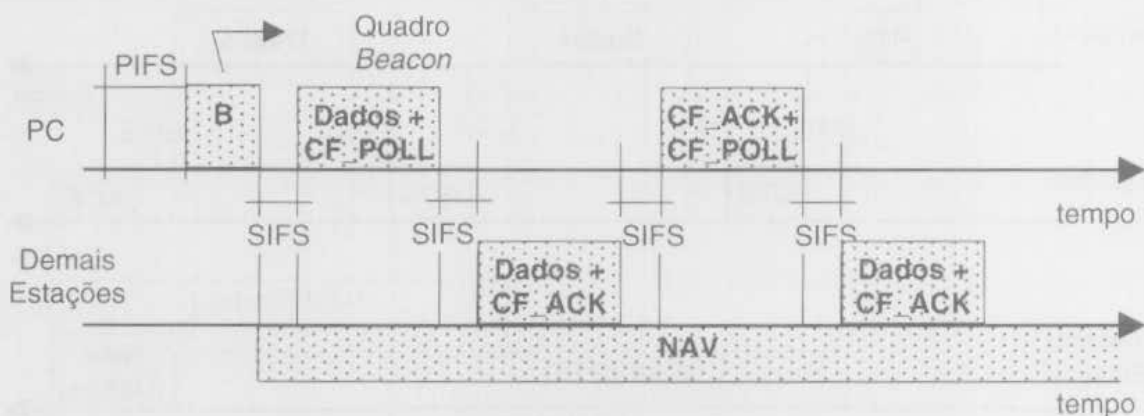


Figura 10. Exemplo de Seqüência de Quadros MAC IEEE 802.11, durante o período livre de contenção

Quando uma estação envia dados para o PC, este confirma àquela por meio de um quadro do tipo CF\_ACK, que não precisa lhe ser endereçado. Por economia de quadros, o PC pode praticar duas ações, por exemplo, (i) confirmar os dados que recebeu e (ii) inquirir uma outra estação sobre dados a serem enviados, utilizando somente um quadro CF\_ACK + CF\_POLL. O quadro será endereçado para a estação que o PC está convidando a transmitir; a estação que espera a confirmação do PC deve ouvir o próximo quadro, independente do seu endereço de destino.

Além do PC, uma estação pode enviar dados para outra estação, com os procedimentos PCF implementados ou não. Neste caso, a estação que responde envia um quadro ACK como um procedimento DCF normal (por isso, ao transmitir o quadro ACK, as estações ignoram os mecanismos de detecção de portadora).

Quando as transmissões ocorrem sem erro, o PC retoma o controle do canal sempre após um tempo SIFS. Quando há erro (PC não recebe o quadro corretamente), ou uma estação inquirida envia dados para outra estação, PC envia o próximo quadro depois de um período PIFS. O último quadro enviado pelo PC é sempre do subtipo CF\_END e informa a todas estações da BSA que o período livre de contenção terminou e que elas devem zerar o seu temporizador NAV. O PC pode terminar o período livre de contenção antes do tempo estipulado pelo quadro *beacon*.

Resumindo, a subcamada MAC contempla duas formas de transferência de dados: assíncrona e livre de contenção. A transferência assíncrona ocorre ou pelo acesso básico ou pela troca RTS/CTS. A decisão de qual método empregar baseia-se no tamanho do primeiro fragmento (se maior ou menor do que a variável MIB RTS\_Threshold). Só é possível transmitir um fragmento na transferência livre de contenção quando o Ponto Coordenador convidar a estação para isso, e esta estação certamente implementa os procedimentos PCF. As estações que não os implementam não enviam dados neste período.

Por fim, observa-se com interesse que LLC é a subcamada superior desta subcamada MAC. LLC é um protocolo antigo que não prevê diferentes métodos de transferência realizáveis pela subcamada MAC. De um lado, os níveis superiores não podem utilizar especificamente a transferência livre de contenção para um tipo de tráfego específico; de outro, preserva-se a compatibilidade com os protocolos e as estruturas de redes já existentes.

### 3 Procedimentos de Simulação

A subcamada MAC IEEE 802.11 é considerada uma das mais complexas da família IEEE 802.x, e exige o estudo e simulação de diferentes parâmetros para obtenção do comportamento da rede em situações diversas. Neste trabalho, será considerado apenas o modo de transferência assíncrona, que implementa o algoritmo CSMA/CA e a detecção virtual de portadora.

O simulador construído permite com que se defina diversos parâmetros MAC. A Figura 11, que exhibe a caixa de Diálogo de Inserção de Estação, mostra os parâmetros possíveis para uma estação individual.

O parâmetro "Raio" indica o alcance do raio de transmissão da estação.

O parâmetro "Limiar RTS" é o valor da variável MIB RTS\_Threshold como definido na seção anterior (em octetos).

O parâmetro "Limiar de Fragmentação" informa o tamanho máximo de um fragmento (em octetos; se o LLC entregar quadros maiores, estes quadros serão fragmentados).

Uma estação recebe diversos fragmentos e envia quadros ACK de volta. Pode ser que estes quadros não cheguem corretamente a outra estação, que os reenvia. "Tamanho do Buffer" armazena os  $n$  últimos fragmentos que a estação recebeu corretamente. Deve ser evitado que fragmentos transmitidos novamente sejam reenviados para os níveis superiores. Em sua saída, o simulador também informa o número de mensagens duplicadas detectadas ou não pelo *buffer*.

O parâmetro "Fragmento Mínimo" é útil somente em redes *frequency hopping spread spectrum*. Nesta forma de transmissão, a rede troca de canal a cada 390 ms (aproximadamente) [Figura 12] e não é permitido que haja transmissão entre um salto e outro. Quando não houver tempo suficiente para transmitir um fragmento em seu tamanho máximo (pois o salto é



**Inserir Estação** [X]

Endereço: [ 3 ] [ OK ]

Posição X: [ 40 ] [ Cancela ]

Posição Y: [ 40 ] [ Tráfego... ]

Raio: [ 100 ] [ Probabilidades... ]

Limiar RTS: [ 500 ] [ Muda Fonte de Acesso... ]

Limiar de Fragmentação: [ 1000 ]

Tamanho Buffer: [ 25 ]

Fragmento Mínimo: [ 200 ]

Implementa PCF

Probabilidade Geral: [ ]

1 bit errado em [ 0 ]

Vazão

1 MBit/s

2 MBit/s

Número de Tentativas

Pequeno: [ 5 ]

Grande: [ 4 ]

Figura 11. Caixa de Diálogo de Inserção de Estação

iminente), o padrão possibilita que se transmita um fragmento menor. Se este fragmento menor também é o primeiro, então todos os outros fragmentos subsequentes têm este valor (pois o tamanho do primeiro fragmento define o tamanho dos próximos fragmentos de um mesmo quadro enviado pelo LLC). Desta forma, o parâmetro "Fragmento Mínimo" impede que fragmentos com tamanho menor do que o estipulado nesta caixa de diálogo sejam transmitidos.

Pode-se definir também se a estação implementa ou não PCF, sua probabilidade de erro geral (probabilidade 0 significa que não há erro) e vazão. O parâmetro "Números de tentativas" refere-se ao número de vezes de um fragmento pode ser retransmitido. O parâmetro "Número de Tentativas Pequeno" é para aqueles fragmentos cujo tamanho seja menor do que o especificado em "Limiar RTS"; o parâmetro "Número de Tentativas Grande", aos de comprimento maior.

O botão "Tráfego..." possibilita que se defina alguns parâmetros de tráfego, estipulando-se as distribuições e seus parâmetros para comprimento e frequência de geração da mensagem. Entre as distribuições possíveis, enumeram-se a Uniforme, de Poisson e Normal. É possível também deixar constante o tamanho ou a frequência de geração das mensagens.

O botão "Probabilidades..." permite que se determine taxas de erro particulares na transmissão de uma estação a outra. Também é possível estabelecer que uma estação vizinha seja terminal escondido desta, isto é, a estação vizinha marcada como terminal escondido não

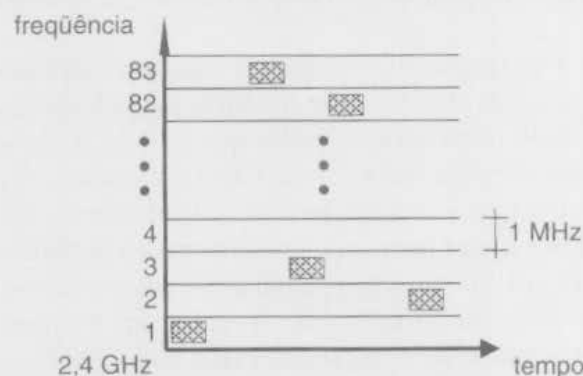


Figura 12. Exemplo de seqüência de salto em transmissão tipo *frequency hopping spread spectrum*

Endereço	PosX	PosY	Raio	Vazão	Limiar RTS	Limiar Frag	Probabilidade
0	0	0	100	2	500	1000	0
1	40	0	100	2	500	1000	0
2	40	40	100	2	500	1000	0
3	40	40	100	2	500	1000	0
4	55	75	100	2	500	1000	0

Figura 13. Exemplo de rede a ser simulada

escuta a transmissão da estação que está sendo inserida.

O simulador permite configurar estes parâmetros para todas estações a serem inseridas. Neste caso, cabe ao usuário apenas alterar algumas particularidades de cada estação. A Figura 13 mostra uma rede qualquer a ser simulada. Note-se que a estação 2 é um ponto de acesso.

O simulador não observa um tempo máximo de vida para as mensagens estabelecido pelo padrão. Ou seja, no simulador, as mensagens esperam o tempo necessário para serem transmitidas, ao passo que, em uma implementação real, as mensagens têm um tempo máximo para serem transmitidas, ao fim do qual a estação desiste de enviá-las.

A unidade de tempo do simulador é o microssegundo ( $\mu\text{s}$ ).

#### 4 Estudo de caso

Inicialmente, procedeu-se a algumas simulações para se obter curvas de desempenho de redes sem fio, conforme o algoritmo de acesso IEEE 802.11. O desempenho foi medido segundo curvas clássicas de "Carga X Atraso". Cabe ressaltar que em cada caso foi realizada uma simulação com diversos parâmetros de tráfego, e para cada um desses parâmetros houve no mínimo 5 simulações. Quando os resultados finais apresentaram grande dispersão (próximo do congestionamento) mais duas ou três simulações foram realizadas [PIT96]. De qualquer forma, não é confiável basear qualquer conclusão sobre medidas de desempenho com resultados de apenas uma simulação [LAW91].

Via de regra, para todos os casos estudados, o tempo da simulação foi de 2 horas, para diminuir o impacto do transiente inicial nas estatísticas geradas pelo simulador. As configurações iniciais da simulação (por exemplo, as filas vazias) podem influir bastante nos resultados, de forma que este impacto é amenizado quando o tempo de simulação é

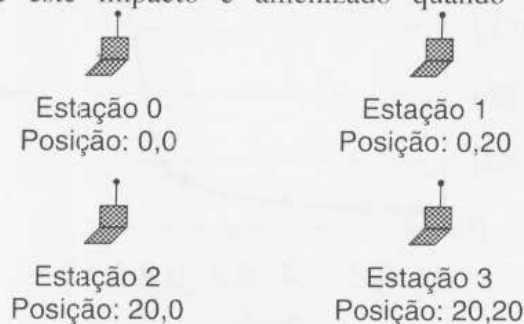


Figura 14. Configuração das estações no caso simulado 1

relativamente longo.

#### 4.1 Caso 1

Neste caso, foram definidas quatro estações com exatamente as mesmas características. O raio de transmissão delas foi fixado em 100, de forma que todas as estações se ouvem [Figura 14]. Os demais parâmetros se encontram na Tabela 2.

Tabela 2. Parâmetros de simulação

Tipo de Rede	<i>Frequency hopping spread spectrum</i>
Tamanho das Mensagens	2500 (constante)
Vazão	2 Mbit/s
Limiar RTS	500 octetos
Limiar de Fragmentação	1000 octetos
Probabilidade	0 (não há erros)
Tamanho do Buffer	25
Fragmento Mínimo	200
Número tentativas pequeno	5
Número tentativas grande	4

Ressalta-se ainda que não há nenhum terminal escondido e foi considerada taxa de erro zero (não há erros) na comunicação entre estações.

A Figura 15 mostra o resultado das simulações para a estação 0. Para as demais estações o resultado é o mesmo. Cada ponto corresponde no mínimo à média de 5 experimentos simulados para aquele fator de carga. Um último ponto não foi representado, porque evidencia o congestionamento na rede, com atrasos realmente longos (na faixa de 33 minutos para enviar uma mensagem de 2500 octetos). Deste gráfico, infere-se que a rede começa a experimentar congestionamento a partir de um fator de carga em torno de 0,8. As filas de espera para transmissão começam a subir exponencialmente o que causa o aumento dos tempos de atraso no envio das mensagens, que fica claro pela curva da Figura 15.

O número de mensagens que não conseguiram ser transmitidas aumenta de quase 0 com fator de carga próximo de 0,8 para 32 quando o fator de carga se aproxima de 0,91. Neste último caso, a média das quatro estações é de 144055,7 mensagens bem sucedidas, representando 99,9779% do número médio de mensagens. A partir deste fator de carga, o número de mensagens sem sucesso aumenta bastante, mas não passa de 1% para um fator de

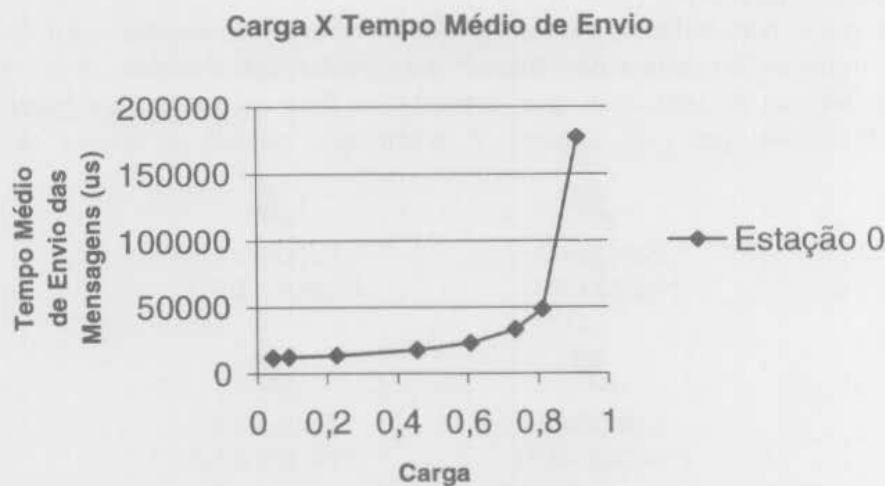


Figura 15. Gráfico de Carga X Meio Ocupado da Estação 0

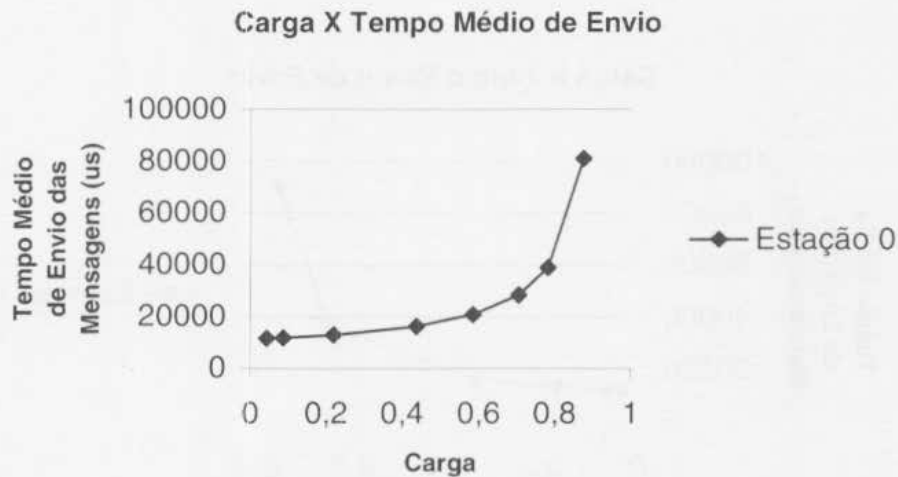


Figura 16. Gráfico para fragmentos maiores

carga próximo de 0,97. Não há taxa de erro de bit neste modelo, de forma que uma mensagem só deixa de ser transmitida porque entrou várias vezes no algoritmo de *backoff*.

Refez-se este mesmo experimento, desta vez com o parâmetro "Limiar de Fragmentação" igual a 1750 (ou seja, com apenas dois fragmentos transmite-se toda a mensagem de 2500 octetos). Novamente, por volta de um fator de carga próximo de 0,8, as mensagens enviadas pelas estações experimentam atrasos bastante elevados [Figura 16]. Observa-se com interesse também que, para os mesmos fatores de carga, o tempo médio de transmissão das mensagens é menor, e, com o fator de carga crescendo, esta diferença também aumenta substancialmente.

#### 4.2 Caso 2

Neste caso [Figura 17], os parâmetros são praticamente os mesmos do caso 1 [Tabela 2]. No entanto, o parâmetro "Limiar de Fragmentação" é fixado em 1500 octetos. A metodologia de testes também é a mesma.

A particularidade deste caso reside no fato de que as estações não ouvem todas as demais. Esta é uma característica importante para se testar a eficiência do mecanismo de detecção virtual de portadora.

Todas as estações têm raio de transmissão de 50, o que significa que, pela sua disposição, a estação 0 é terminal escondido em relação a estação 3 e reciprocamente; o mesmo aplica-se às estações 2 e 4.

Novamente, cinco simulações foram realizadas para cada fator de carga. Um ponto não foi representado por apresentar tempos da ordem de minutos. As estações 1 e 2 apresentam um gráfico de desempenho como o da Figura 18. Desta vez, com um fator de carga próximo de 0,6, os atrasos das mensagens começam a subir significativamente.

Curiosamente, as estações dos extremos não apresentaram este desempenho. A Figura 19 mostra que elas experimentaram congestionamento bem mais cedo, (fator de carga próximo de 0,4). Estas estações apresentam um número muito mais significativos de transmissões fracassadas. Com um fator de carga próximo de 0,45, em torno de 1% das mensagens não são

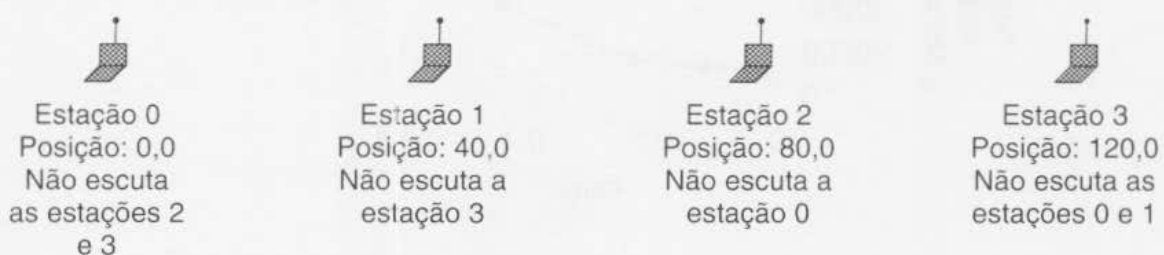


Figura 17. Corifiguração das estações no caso simulado 2



Figura 18. Gráfico de Carga X Meio Ocupado da Estação 1

transmitidas, enquanto as estações do meio sempre transmitem com sucesso. Já as estações dos extremos, para um fator de carga próximo de 0,22, apresentam uma relação de mensagens não transmitidas por volta de 10%. Entretanto, mesmo as estações 1 e 2 experimentam um aumento significativo de mensagens perdidas quando comparadas as estações do caso 1, não excedendo, porém, 1% do total de mensagens.

A Figura 20 ilustra uma aparente anomalia no funcionamento do algoritmo assíncrono da subcamada MAC. No penúltimo ponto, as mensagens são geradas segundo uma distribuição de Poisson com média de 20.000  $\mu$ s, enquanto que no último, com média de 50.000  $\mu$ s. Portanto, se há congestionamento, ocorre no antepenúltimo ponto (basta observar o tempo médio). A detecção virtual de portadora (leia-se a utilização do temporizador NAV) explica por que um ponto com mais carga apresenta uma vazão menor do que um ponto com menos carga, que impede que uma estação transmita, causando anomalias como flagradas no gráfico da Figura 20.

Repetiu-se esta mesma experiência com os mesmos parâmetros, à exceção de "Limiar RTS" que aumentou em 50%, ou seja, foi fixado em 1750 octetos. Os resultados são praticamente iguais aos dos gráficos apresentados nas Figuras 18, 19 e 20, ou seja, não há variação significativa de desempenho face ao aumento do limite de comprimento de octetos que podem ser transmitidos sem a troca RTS/CTS.

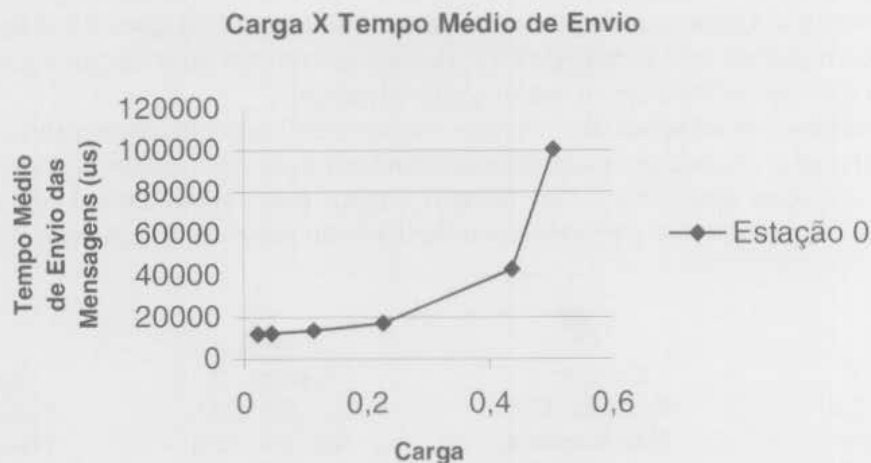


Figura 19. Gráfico 1 de Carga X Meio Ocupado da Estação 0

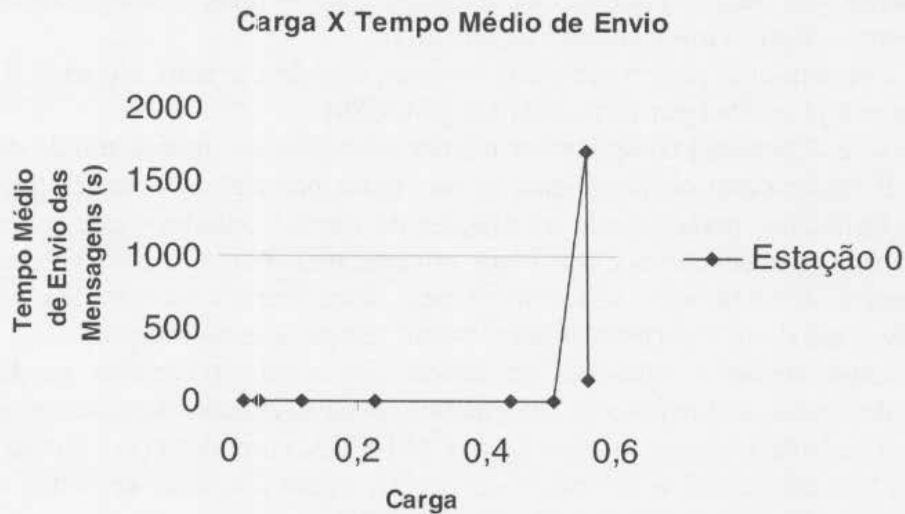


Figura 20. Gráfico 2 de Carga X Meio Ocupado da Estação 0

## 5 Conclusões

Os gráficos obtidos a partir da simulação comprovam que não existe uma curva única de desempenho para análise de eficiência do algoritmo de acesso ao meio responsável pela transferência assíncrona da subcamada MAC IEEE 802.11. Este fenômeno, contrário ao que ocorre normalmente em redes fixas, deve-se a dois fatos:

1. diferentes estações não percebem o meio da mesma maneira;
2. há dois mecanismos de detecção de portadora, o físico e o virtual, que, combinados, previnem estações de enviarem dados, mesmo se fisicamente o meio possibilitasse a transmissão.

Esta questão levanta o problema do terminal exposto [TAN96], que o algoritmo MAC não resolve. Na Figura 21, a estação B poderia transmitir para a estação A, independente da comunicação da estação C para a D. O mecanismo MAC do padrão não trata desta possibilidade: o problema do terminal exposto consiste em que, a partir do momento que as estações C e D completaram a troca RTS/CTS, a estação B não pode transmitir e nem receber dados, pois ela não enviará de volta um quadro CTS.

Fica claro a partir destes resultados, que o protocolo MAC 802.11 apresenta problemas quanto à justiça no acesso (*fairness*) ao meio pelas estações. Observa-se que a disposição das estações faz com que algumas consigam transmitir mais freqüentemente e mais dados do que outras. Esta questão fica clara a partir das curvas que mostram desempenhos diferentes de estações posicionadas em lugares diferentes. Os resultados apresentados permitem concluir que, via de regra, quando o fator de carga for aproximadamente de 0,8, os atrasos das mensagens começam a crescer exponencialmente. Esta fator de carga elevado indica que o Grupo de Trabalho 802.11, que formulou o padrão, cumpriu com um de seus objetivos que era evitar desperdício de banda. Mesmo quando comparado ao desempenho de algoritmos MAC tradicionais, como Ethernet (fator de carga aproximado de 0,4) e Token Ring (fator de carga



Figura 21. Problema do Terminal Exposto

aproximado de 0,7) [MOU86], a eficiência deste algoritmo pode ser considerada boa.

Deve-se destacar que este resultado nasceu de testes simulados sem a previsão de taxas de erro de bit. Com taxas de erro, existe a possibilidade que o fator de carga que sinalize congestionamento seja menor. Para fins de análise teórica, o fator de carga 0,8 como limiar de congestionamento constitui um resultado significativo.

O caso 1 aponta que, para fragmentos maiores, o padrão é mais eficiente. Este resultado, de certa forma, era previsível por teoria de filas [MOU86].

Já no caso 2, é possível compreender melhor os efeitos do mecanismo de detecção virtual de portadora. É interessante observar que, se não fosse por ele, as estações das extremidades começariam a transmitir, prejudicando as estações do meio. Contudo, a eficiência do algoritmo para as estações das extremidades é consideravelmente mais baixo, o que evidencia o problema do terminal exposto e do *fairness* de acesso ao meio. Fica aberta a questão de como contornar o problema do *fairness* deste algoritmo assíncrono em relação a estas estações.

Outras experiências e situações de testes vêm sendo realizadas no Laboratório de Comunicação de Dados do Instituto de Informática da UFRGS, corroborando os resultados aqui apresentados. Em linhas gerais, o algoritmo CSMA/CA com detecção virtual de portadora apresenta uma boa eficiência, o que pode ser decisivo para a adoção de redes locais sem fio, uma vez que estas apresentam uma vazão muito limitada.

## 6 Bibliografia

- [BAU95] BAUCHOT, F. J; LANNE, F. IBM Wireless RF LAN Design and Architecture. **IBM Systems Journal**, Armonk, EUA, v.34, n.3, pp.390-408, Março de 1995
- [BHA94] BHARGHAVAN, Vaduvur; DEMERS, Alan; SHENKER, Scott; ZHANG, Lixia. **MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LAN's**. Proceedings SIGCOMM'94 Conference, ACM, pp.212-225, 1994.
- [CHA96] CHAYAT, Naftali. **3 Mbit/sec FH PHY format definition**. Documento P802.11-96/52, disponível por FTP anônimo em atg.apple.com no diretório /pub/802.11/ibmpc/1996\_docs, Março de 1996.
- [CHE94] CHEN, Kwang-Cheng. **Medium Access Control of Wireless LANSs for Mobile Computing**. IEEE Network. New York, Estados Unidos, v.8, n.5, Set./Out. 1994.
- [DAY97] DAYEN, Rifaat. **Mobile Data and Wireless LAN Technologies**. New Jersey, Estados Unidos: Prentice-Hall, 1997, 294p.
- [GEI96] GEIER, Jim. **Wireless Networking Handbook**. Indianapolis, Estados Unidos: New Riders Publishing, 1996, 413p.
- [HAY96] HAYES, Vic. **Tutorial on 802.11 to 802**. Documento IEEE P802.11-96/49A, , disponível por FTP anônimo em atg.apple.com no diretório /pub/802.11/ibmpc/1996\_docs, Março de 1996.
- [IEE97] IEEE Standards Department. **IEEE Draft Standard for Wireless LAN – Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specification**. Documento P802.11D6.1, Piscataway, Estados Unidos, Maio de 1997.
- [LAW91] LAW, Averill M.; KELTON, W. David. **Simulation, Modeling and Analysis**. New York, Estados Unidos: Editora McGraw-Hill, 1991.
- [MOU86] MOURA, José Antão Beltrão; SAUVÉ, Jacques Philippe; GIOZZA, William Ferreira; DE ARAÚJO, José Fábio Marinho. **Redes de Computadores**. São Paulo: Editora McGraw-Hill, 1986
- [PIT96] PITTS, J. M.; SCHORMANS, J. A. **Introduction to ATM Design and Performance: with applications analysis software**. Londres, Reino Unido: Editora John Wiley and Sons Ltd, 1996, 190p.
- [SOU97] SOUZA, Adriano A. de; CUNHA, Paulo R. F. **Uma Extensão da Plataforma ANSAware para Suportar a Comunicação Móvel**. XV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, Maio de 1997.
- [TAN96] TANENBAUM, Andrew S. **Computer Networks**. 3ª ed. New Jersey: Prentice-Hall, 1996, 814p.