

# O protocolo CSMA-CA e o padrão IEEE 802.11

Eduardo Hargreaves {eduardo@ravel.ufrj.br}  
Coppe/UFRJ Departamento de Engenharia de Sistemas  
Laboratório Ravel

**Resumo:** Neste trabalho são apresentadas algumas das características das redes sem fio tentando mostrar porque o protocolo escolhido pelo IEEE para ser usado nas redes locais sem fio foi o CSMA. Logo depois as características do padrão 802.11 são abordadas e um modelo analítico de avaliação da performance do 802.11 é apresentado. A partir deste modelo muitas conclusões podem ser tiradas e algumas melhorias são propostas.

## I – Introdução

O objetivo deste trabalho é apresentar algumas das características das redes sem fio sempre tentando mostrar porque o protocolo escolhido pelo IEEE para ser usado nas redes locais sem fio foi o CSMA. Depois é apresentado um modelo analítico para cálculo da vazão máxima obtida pelo protocolo CSMA-CA. Este Modelo foi proposto por G.Bianchi [1] e é muito importante porque vai além de simplesmente calcular a performance do CSMA-CA, ele mostra que o desempenho deste protocolo varia muito em função de dois parâmetros usados pelo mecanismo de backoff exponencial utilizado pelo CSMA-CA: a janela de contenção inicial(W) e o número máximo de estágios de backoff (m). A partir dos resultados obtidos pelo modelo analítico percebe-se que estes parâmetros têm um valor ótimo para um determinado número de estações que compõem a rede sem fio, se estes valores não estiverem em sintonia, o desempenho do CSMA-CA pode ficar muito abaixo do ideal. Então uma saída seria ajustar os valores de dinamicamente em função do estado atual da rede. Esta idéia também já foi proposta por Conti [2], infelizmente estes parâmetros não são variáveis e são dependentes das características da camada física do padrão 802.11. o máximo que se pode fazer é otimizar a probabilidade de transmissão de cada estação para maximizar a vazão máxima. Neste modelo também é possível comparar os dois modos de operação permitidos pelo padrão 802.11 o modo básico e o modo de reserva, e determinar a partir de qual ponto um é melhor do que o outro. Este trabalho está organizado da seguinte forma: a seção II mostra algumas características das redes sem fio, porque as redes locais sem fio utilizam um protocolo de acesso aleatório, será dito também porque é tão importante compartilhar recursos, principalmente quando falamos de redes de computadores. A seção III fala sobre o padrão 802.11 a seção IV explica como é o funcionamento da camada MAC das WLAN's , na seção V o modelo proposto por Bianchi é explicado, na seção VI alguns resultados obtidos através do modelo são apresentados e finalmente na seção VII é feita a conclusão.

## II - Algumas características das redes sem-fio

Quando falamos de protocolos de acesso ao meio estamos interessados em encontrar uma forma eficiente de compartilhar o recurso mais caro e escasso de uma rede de telecomunicações, o meio de transmissão. É importantíssimo perceber também que um canal compartilhado é uma excelente forma de prover conectividade entre várias estações.

Nas redes de computadores o tráfego é dito ser em rajadas ou seja, uma estação gera tráfego durante muito pouco tempo mas quando o faz necessita de muitos recursos da rede. Devido a esta característica os métodos de alocação fixa como o TDMA e o FDMA não são uma boa solução. É mais sensato pensar num método onde toda a banda seja alocada a um único usuário durante um curto período de tempo. O jogo neste caso é como controlar o acesso a este canal compartilhado de uma forma que a banda de transmissão seja dividida de forma eficiente entre os muitos usuários. A solução mais adequada depende das características do ambiente em questão os requisitos que devem ser atendidos.

Esta relação muito alta entre a demanda de pico e a demanda média é um último (mas sem dúvida, não menos importante) motivo para o compartilhamento de recursos, esta demanda que individualmente é pequena mas muito intensa, coletivamente representa uma demanda suave com alta utilização média. Esta suavização da demanda devido a grandes populações é uma consequência das leis dos grandes números. O princípio é servir uma grande população com uma grande capacidade de serviço. É quando grandes populações compartilham um recurso é que sentimos uma melhora na performance dos sistemas compartilhados [6]

Por estes motivos uma das saídas seria pensar numa estratégia de alocação dinâmica do canal usando o acesso aleatório. Uma grande desvantagem desta técnica é a sensibilidade a colisões. As colisões ocorrem quando duas estações tentam transmitir ao mesmo tempo. Poderia se pensar em usar o ALOHA como protocolo de acesso ao meio, mas, este protocolo funciona bem em enlaces de grandes distâncias. Como nas redes sem fio a distância entre as estações costuma ser pequena em relação ao tempo de transmissão de um pacote, é interessante fazer que uma estação antes de iniciar sua transmissão sinta o meio evitando-se assim colisões. Sendo assim uma boa escolha seria o protocolo CSMA-CA.

Sabe-se que a eficiência do protocolo CSMA é extremamente sensível a razão entre o tempo de transmissão de um pacote e o retardo de propagação, quanto maior esta razão (chamada de  $a$ ) melhor é a performance, conseqüentemente para avaliarmos a performance do CSMA este parâmetro deve ser levado em consideração. Outra métrica importante é o tempo necessário para abortar uma transmissão se uma colisão for detectada (chamado de  $\gamma$ ). Quanto menor este tempo maior é a performance. Este comportamento está ilustrado na figura abaixo onde foi feito um gráfico da capacidade do canal em função de  $\gamma$  parametrizado em relação ao tamanho dos pacotes.

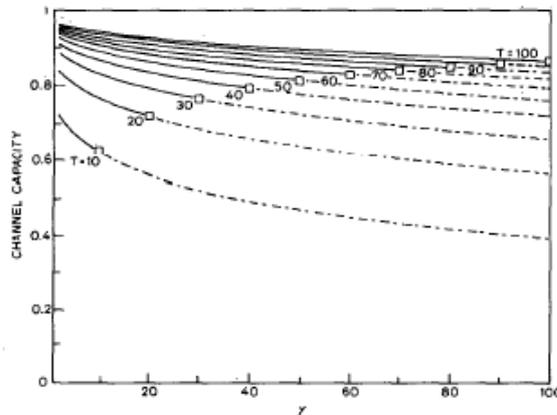


figura 1 capacidade do canal versus  $\gamma$

Por este motivo as redes cabeadas, por exemplo a ETHERNET, usam o CSMA com detecção de colisão (CSMA/CD). Infelizmente em redes sem fio seria muito caro fazer com que as estações tenham esta habilidade de transmitir e escutar simultaneamente, por isto a detecção de colisão não é implementada.

Mesmo que seja possível para uma estação sem fio sentir o meio de durante sua transmissão ainda existe a possibilidade de haver uma colisão e ela não ser detectada. Esta situação acontece devido as características particulares das redes sem fio. Suponha que a estação A transmita para a estação B e a estação C também transmita para a estação B. É possível que devido à obstáculos físicos opacos as ondas eletromagnéticas, que as estação A não esteja na linha de visão da estação C e nem a estação C esteja na linha de visão da estação A. Além disso, devido ao desvanescimento do sinal de RF também é que a estação A esteja fora do alcance da estação C e vice-versa. A este problema é dado o nome de problema do terminal escondido. O primeiro caso está representado na figura “a” e o segundo na “b”.

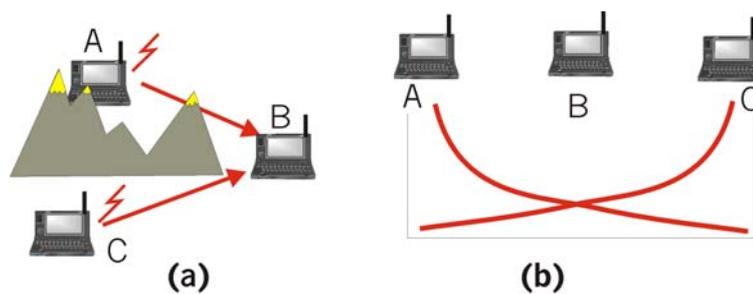


fig 2 – o problema do terminal escondido. Item “a” devido a obstáculos e “b” ao desvanescimento

Este problema foi estudado por Kleinrock e Tobagi [5] e a seguir seguem alguns resultados obtidos a partir deste artigo. No gráfico 3 está representado o caso onde as estações estão divididas em N grupos independentes de mesmo tamanho. Nele está representado a capacidade do canal versus o número de estações. Pode-se perceber que quando  $N \geq 2$  o ALOHA segmentado tem uma performance melhor que o CSMA. Quando  $N > 2$ , a capacidade

do canal praticamente não varia com  $N$ , e se aproxima da capacidade obtida com o ALOHA puro quando  $N \rightarrow \infty$ .

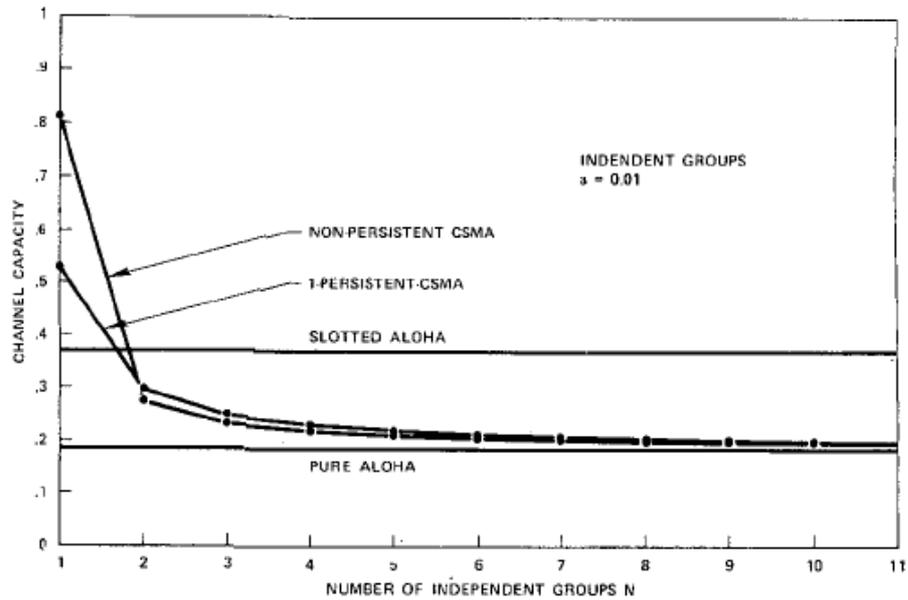


fig 3 capacidade do canal versus o número de grupos independentes

No exemplo anterior não está representado o caso em que uma pequena parcela da população está escondida de todo o resto. Neste exemplo a população consiste de dois grupos independentes ( $N = 2$ ) de tamanho variável de tal forma que o grupo 1 tenha tamanho  $\alpha S$  e o grupo tenha tamanho  $(\alpha-1)S$  onde  $S$  é o tamanho da população. Novamente podemos perceber que a capacidade do canal diminui rapidamente com o aumento de  $\alpha$ .

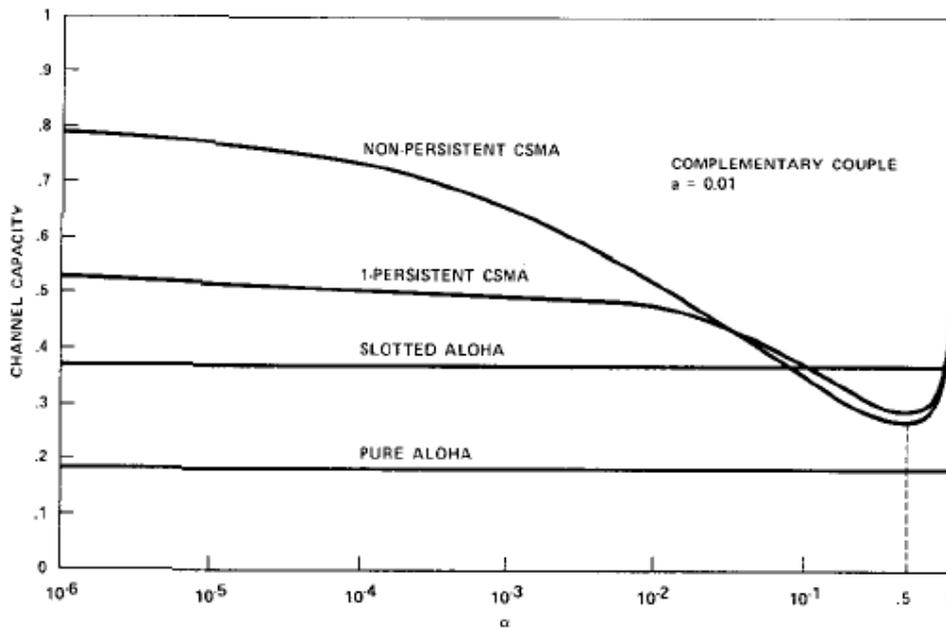


figura 4 capacidade do canal versus  $\alpha$  para  $N=2$

### III - O Padrão IEEE 802.11

O padrão 802.11 define as características da camada física e da camada de controle de acesso ao meio (MAC) para redes locais sem fio.

As redes locais podem ser infraestruturadas onde utiliza-se uma arquitetura em células chamadas de BSS (*basic service set*). Uma típica BSS contém pelo menos uma estação e uma estação central chamada de ponto de acesso.

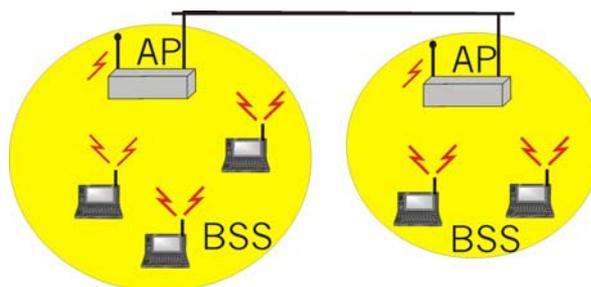


fig. 5 Rede IEEE 802.11 infraestruturada

Uma outra arquitetura permitida no padrão é a arquitetura não infraestruturada chamada de ad-hoc. Nesta arquitetura não existe a necessidade de ponto de acesso, uma rede é formada simplesmente aproximando terminais uns dos outros, sem que existe nenhuma infraestruturura.

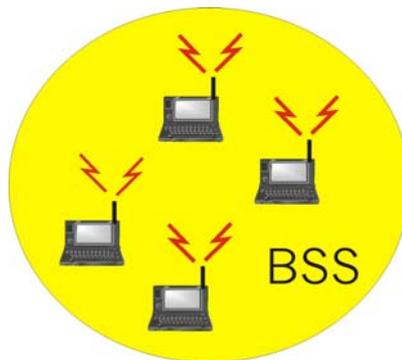


fig. 6 Exemplo de uma rede ad-hoc

#### IV - O Protocolo de acesso ao meio

No protocolo 802.11 o mecanismo fundamental de acesso ao meio é chamado de *distributed coordination function* (DCF). O escopo desta seção é fornecer uma introdução ao padrão 802.11, para maiores detalhes deve-se procurar o padrão 802.11 [3]

Este mecanismo é baseado em um esquema de acesso aleatório usando detecção de portadora evitando-se colisões (*carrier sense multiple access with congestion avoidance*). Neste protocolo sempre que uma estação tem algum pacote para transmitir, ela monitora a atividade do canal, se o canal estiver ocioso por um período maior que o tempo entre quadros distribuído (*distributed interframe space- DIFS*), a estação transmite o pacote. Senão, ela monitora o canal até que o canal esteja ocioso por um período de tempo igual a DIFS e então inicia um contador de duração aleatória (backoff) antes de iniciar sua transmissão tentando minimizar a probabilidade de uma nova colisão, além disso, para que uma única estação não monopolize o canal, esta precisa iniciar seu contador sempre que transmitir dois ou mais pacotes seguidos.

Como uma estação não tem como detectar se houve uma colisão ou não, já que ela é incapaz de transmitir e “escutar” o canal simultaneamente, um ACK é transmitido pela estação de destino logo após um curto período de tempo chamado de *short interframe space* (SIFS) sempre que um pacote é recebido sem erros. Se após o período de tempo igual  $ACK_{timeout}$  um ACK não for recebido, a estação transmissora sabe que houve uma colisão ou uma perda e reagenda a transmissão de acordo com o tamanho da janela de backoff. Este comportamento está representado na figura 7

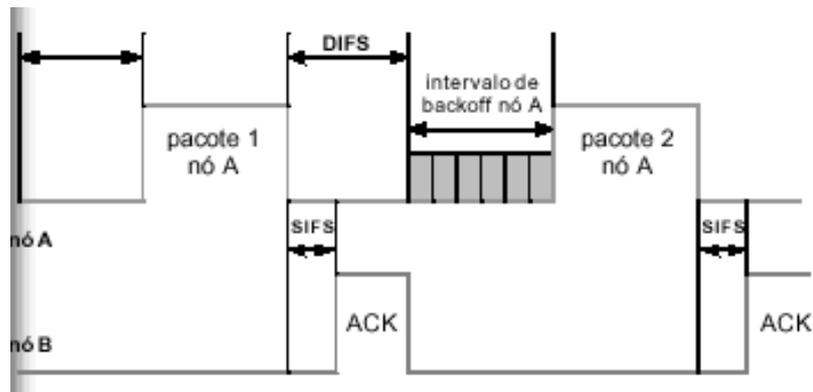


fig7 . comportamento de uma típica estação operando de acordo com a DCF

Por razões de eficiência, a DCF usa um modelo de tempo segmentado onde uma estação só transmite no início de cada segmento e a duração de cada segmento deve ser suficiente para que todas as estações detectem uma transmissão de uma outra estação.

A Função DCF adota um esquema de backoff aleatório. A cada início de transmissão, é inicializado um temporizador com um valor aleatório uniformemente distribuído entre  $(0, \omega - 1)$ , onde  $\omega$  é o tamanho da janela de contenção, e depende do número de tentativas frustradas de transmissão. Na primeira tentativa,  $\omega$  tem tamanho igual a  $CW_{\min}$  que é o menor tamanho possível de uma janela de contenção. A cada vez que ocorre uma colisão o tamanho da janela de contenção dobra até o valor máximo  $CW_{\max}$  onde  $CW_{\max} = 2^m CW_{\min}$ . Este aumento da janela da contenção seria uma forma de fazer com que as estações “entendessem” o comportamento da rede, e se a rede estiver permanente ocupada, volta a tentar mais tarde, se ela estiver muito ociosa transmite logo. Este contador é decrementado sempre que canal está desocupado, quando uma outra transmissão inicia sua transmissão o contador é “congelado” e só é reativado quando o canal fica inativo por um período igual a DIFS.

O padrão 802.11 tem duas formas de operação: o modo descrito acima chamado de modo básico, e o modo de reserva onde cada estação após sentir o canal livre por um tempo igual a DIFS, seguir as regras de backoff descritas anteriormente, ao invés de transmitir seus dados úteis envia um quadro de reserva (*reservation request RTS*) contendo a duração do pacote de dados endereçado a estação de destino, se a estação de destino recebe este RTS corretamente, ela espera um tempo igual a SIFS e envia um quadro chamado *clear-to-send* (CTS) indicando que a estação que fez o pedido pode enviar os dados. Após um tempo igual a SIFS a estação que recebeu o CTS inicia a sua transmissão. Uma estação pode operar simultaneamente nos dois modos de operação. O comportamento do modo de reserva está descrito na figura 8.

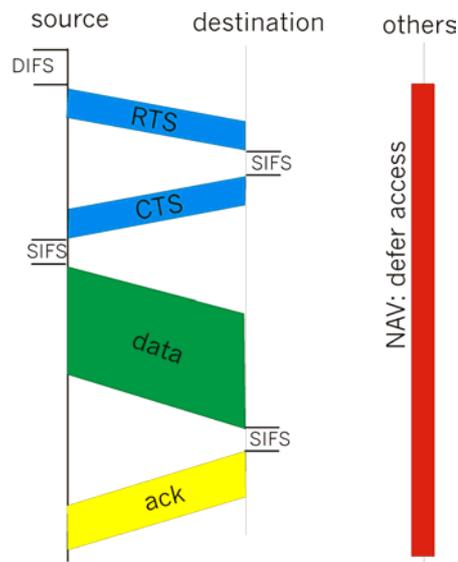


fig 8 o mecanismo RTS/CTS

Nos quadro de RTS/CTS vem especificado o tamanho do payload que a estação que fez a requisição do canal deseja transmitir. Como o canal é um canal de difusão as estações que receberem o RTS/CTS podem usar esta informação para atualizar seu vetor de alocação da rede (*network allocation vector* – NAV ), desta forma as estações que não participam da “conversa” não precisam escutar o meio durante todo o tempo, só quando o contador de tamanho igual a NAV estourar.

Deve ficar claro que o modo de reserva resolve os dois problemas citados na seção (II) pois mesmo que haja uma colisão, o pacote perdido vai ser curto ( vai ter apenas o tamanho do RTS ), e além disso resolve o problema do terminal escondido porque mesmo que uma estação não receba o RTS, com certeza o CTS ela vai receber e quando isto acontecer ela vai reprogramar sua transmissão de acordo com o tamanho do payload indicado no CTS. Com isso é de se esperar que o modo de reserva tenha um desempenho superior ao modo básico. Nas seções seguintes vamos verificar isto e perceber que cada modo tem a sua aplicação.

## V - Análise da vazão

Nesta seção será apresentado um modelo analítico proposto por Bianchi [1] para determinar a vazão máxima do protocolo CSMA/CA usando-se tanto o modo de acesso básico quanto o modo de reserva . Na análise considerou-se um número fixo de estações e sempre algo a transmitir (condição de saturação) assumiu-se que todas as estações estavam em linha de visada umas das outras .

Esta análise é dividida em duas partes : a primeira usa-se um modelo de Markov para estudar o comportamento de uma única estação e partir disto obter a probabilidade  $\tau$  que é a probabilidade de uma estação transmitir um pacote. É válido lembrar que esta probabilidade é independente do modo de acesso empregado. Logo após é obtida uma expressão para o cálculo do throughput dos dois modos em função da probabilidade de transmissão  $\tau$ . No final desta seção

é comparando os resultados obtidos através de equações com os resultados obtidos através de simulações

A – probabilidade de transmissão de um pacote

Considerando um número fixo  $N$  de estações prontas para transmitir.  $B(t)$  é o processo estocástico que representa o contador de backoff de uma dada estação. Considerando também uma escala de tempo discreta e inteira, múltipla de um segmento de tempo onde  $t$  e  $t+1$  correspondem ao início de um segmento de tempo.

Como a probabilidade do valor do contador do backoff assumir um determinado depende do número de tentativas frustradas é claro que o processo estocástico  $B(t)$  é um processo não-Markoviano. Agora se definirmos  $W$  como igual a  $CW_{min}$ ,  $m$  como o maior estágio de backoff possível, e o tamanho da janela de contenção em função do número de colisões de tal forma que  $W^i = 2^i CW_{min}$  onde  $i \in (0, m)$  podemos definir um processo estocástico  $S(t)$  representando o estágio de backoff  $(0, \dots, m)$  em função do tempo.

A hipótese crucial deste modelo é que a probabilidade de colisão é sempre constante e igual a  $p$ , independente do número de tentativas anteriores. É claro que a medida que aumenta o número de estações e o tamanho da janela de contenção mais realística esta probabilidade se torna.

Uma vez que a probabilidade  $p$  é constante podemos agora definir um processo Markoviano de tempo discreto bidimensional  $\{ S(t), B(t) \}$ . Esta cadeia de Markov de parâmetro discreto está representada abaixo:

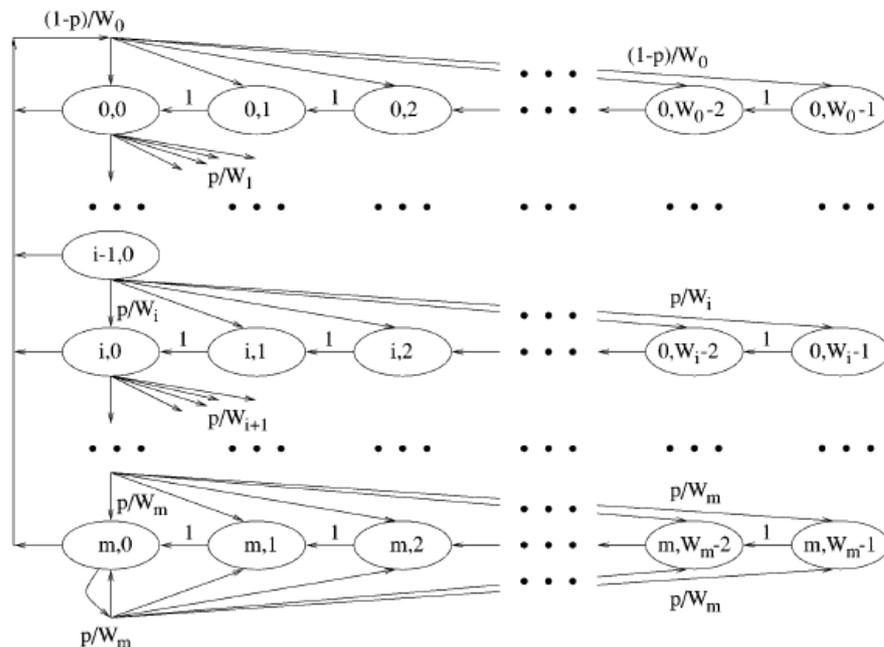


fig 9 Cadeia de Markov para o tamanho da janela de contenção

Adotando-se a seguinte notação simplificada:

$$P\{i_1, k_1 | i_0, k_0\} = P\{S(t+1), B(t+1) | S(t), B(t)\}$$

As probabilidades de transição desta cadeia de Markov são:

$$\begin{cases} P\{i, k | i, k+1\} = 1 & k \in (0, W_i - 2) & i \in (0, m) \\ P\{0, k | i, 0\} = (1-p)/W_0 & k \in (0, W_0 - 1) & i \in (0, m) \\ P\{i, k | i-1, 0\} = p/W_i & k \in (0, W_i - 1) & i \in (1, m) \\ P\{m, k | m, 0\} = p/W_m & k \in (0, W_m - 1). \end{cases} \quad (1)$$

A primeira equação significa que o backoff sempre é decrementado a cada timeslot, se não for a hora de uma estação transmitir, ou seja, se  $k$  for diferente de zero. A segunda que após uma transmissão bem sucedida, que acontece com probabilidade  $1-p$ , escolhe-se um valor uniformemente distribuído no intervalo  $(0, CW_{\min})$  para o contador do backoff. A terceira probabilidade significa que com probabilidade  $p$  (probabilidade de uma colisão) o meu estágio de backoff é incrementado, e a quarta é consequência daquele loop que acontece quando a quando o estágio de backoff já atingiu seu valor máximo.

Chamando de  $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{S(t) = i, B(t) = k\}$ ,  $i \in (0, m)$  a distribuição estacionária da cadeia. O próximo passo é obter uma solução fechada para estas probabilidades. Primeiro deve-se perceber que:

$$\begin{aligned} b_{i-1,0} \cdot p &= b_{i,0} \rightarrow b_{i,0} = p^i b_{0,0} \quad 0 < i < m \\ b_{m-1,0} \cdot p &= (1-p)b_{m,0} \rightarrow b_{m,0} = \frac{p^m}{1-p} b_{0,0}. \end{aligned} \quad (2)$$

e para cada  $k \in (1, W_i - 1)$  temos que:

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \cdot \begin{cases} (1-p) \sum_{j=0}^m b_{j,0} & i = 0 \\ p \cdot b_{i-1,0} & 0 < i < m \\ p \cdot (b_{m-1,0} + b_{m,0}) & i = m \end{cases} \quad (3)$$

como  $b_{0,0} = (1-p) \sum_{i=0}^m b_{i,0}$  e  $b_{m,0} = pb_{m-1,0} + pb_{m,0}$  podemos reescrever (3) como:

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} b_{i,0} \quad i \in (0, m), \quad k \in (0, W_i - 1). \quad (4)$$

Agora a partir das relações (2) e (4), pode-se expressar todos os valores de  $b_{i,k}$  em função de  $b_{0,0}$  e em função da probabilidade de colisão  $p$ . Para calcularmos  $b_{0,0}$  devemos nos lembrar que a soma de todas as probabilidades possíveis é 1, então:

$$\begin{aligned}
 1 &= \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \frac{W_i + 1}{2} \\
 &= \frac{b_{0,0}}{2} \left[ W \left( \sum_{i=0}^{m-1} (2p)^i + \frac{(2p)^m}{1-p} \right) + \frac{1}{1-p} \right] \quad (5)
 \end{aligned}$$

que simplificando fica:

$$b_{0,0} = \frac{2(1-2p)(1-p)}{(1-2p)(W+1) + pW(1-(2p)^m)}, \quad (6)$$

Só agora podemos calcular a probabilidade  $\tau$  de uma estação transmitir, lembrando que uma estação quando seu contador de backoff chega a 0, independente de qual estágio de backoff a estação se encontre. Portanto:

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{b_{0,0}}{1-p} = \frac{2(1-2p)}{(1-2p)(W+1) + pW(1-(2p)^m)}, \quad (7)$$

se fizermos  $m=0$

$$\tau = \frac{2}{W+1}. \quad (8)$$

ou seja, se nenhum mecanismo de backoff exponencial for empregado é possível obter a mesma expressão obtida em [9] usando-se modelos mais simplificados.

Mas o problema ainda não terminou pois  $\tau$  está em função da probabilidade de colisão que precisa ser encontrada. Considerando  $A_k$  com a probabilidade de  $k$  estações transmitirem simultaneamente dado que algum pacote já foi transmitido, temos:

$$a_k = P(A_k) = \binom{N}{k-1} \tau^k (1-\tau)^{N-(k-1)}$$

Consequentemente para haver uma colisão é necessário que pelo menos outra estação transmita ao mesmo tempo, logo:

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}, \quad (9)$$

Resolvendo numericamente as equações (7) e (9):

$$\tau(p) = \frac{2}{1 + W + pW \sum_{i=0}^{m-1} (2p)^i} \quad (10)$$

B - Cálculo da vazão máxima

Agora iniciamos a segunda parte do problema. Como dito no início desta seção, na segunda parte vamos calcular a vazão do protocolo CSMA-CA que é definida como a fração do tempo em que o canal transmite de forma bem sucedida os seus dados úteis. Para calcularmos S devemos entender o comportamento da função ao longo do tempo. Seja  $P_{tr}$  probabilidade de pelo menos uma das N estações transmitir e como cada estação transmite com probabilidade  $\tau$  temos:

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n. \quad (11)$$

Um sucesso ocorre quando uma única estação transmite dado que pelo uma estação fez uma transmissão:

$$P_s = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{P_{tr}} = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{1 - (1 - \tau)^n}. \quad (12)$$

Agora somos capazes de escrever S como a razão entre os dados úteis transmitidos e o tempo total que uma transmissão leva para acontecer, antes, algumas definições devem ser feitas:

$E[P]$  -> tamanho médio do payload

$P_{tr}P_{ts}E[P]$  -> quantidade média de informação transmitida em um timeslot, pois um sucesso acontece com probabilidade  $P_{tr}P_{ts}$

$[1 - P_{tr}]$  -> probabilidade de um timeslot estar vago

$P_{tr}P_{ts}$  -> probabilidade de um timeslot contém alguma informação

$P_{tr}[1 - P_{ts}]$  -> probabilidade de haver colisão em um timeslot

$\sigma$  -> duração de um slot vazio (constante)

$T_s$  -> tempo médio em que o segmento é utilizado com sucesso

$T_c$  -> tempo médio em que o segmento é perdido com colisões

Consequentemente,

$$S = \frac{P_s P_{tr} E[P]}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_s T_s + P_{tr} (1 - P_s) T_c} \quad (13)$$

Como dito anteriormente, para cada modo de acesso teríamos uma expressão para o cálculo do throughput. As figuras 10 e 11 representam o tempo de transmissão de um quadro e o tempo perdido com colisões usando o modo de acesso básico:

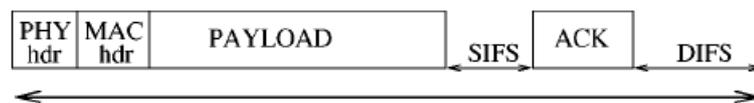


fig 10 Ts no modo básico

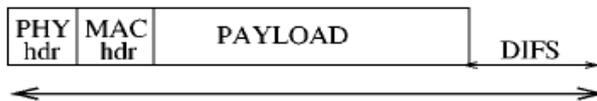


fig11. Tc no modo básico

Já as figuras 12 e 13 representam o tempo de transmissão de um quadro e o tempo perdido com colisões usando o modo de acesso com reservas:

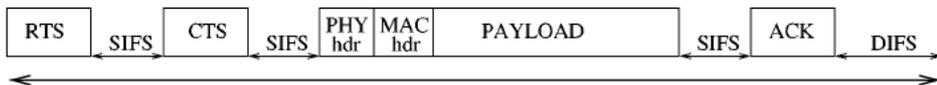


fig12 Ts no modo de reserva

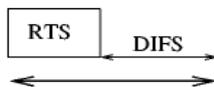


fig13 Tc no modo de reserva

Agora aparece a diferença fundamental entre os dois modos de acesso, enquanto o modo básico apresenta um overhead maior, quando ocorre uma colisão, o tempo desperdiçado no modo de reserva é muito menor (igual ao RTS), intuitivamente pode-se concluir que a eficiência dos dois é função do tamanho do pacote, se o pacote for pequeno não existe motivo para realizar uma reserva de recursos é melhor transmitir imediatamente, mas se o pacote for grande o modo de reserva é melhor pois se houver uma colisão o tempo período com esta colisão é bem melhor, por isso que o padrão especificou um modo híbrido de funcionamento que utiliza o mecanismo de RTS/CTS apenas quando os quadro são maiores que um certo valor.

Definindo H como o cabeçalho da camada física mais o cabeçalho da camada MAC e  $\delta$  como o retardo de propagação, temos:

$$\begin{cases} T_s^{\text{bas}} = H + E[P] + \text{SIFS} + \delta + \text{ACK} + \text{DIFS} + \delta \\ T_c^{\text{bas}} = H + E[P^*] + \text{DIFS} + \delta \end{cases} \quad (14)$$

$$\begin{cases} T_s^{\text{rts}} = \text{RTS} + \text{SIFS} + \delta + \text{CTS} + \text{SIFS} + \delta + H \\ \quad + E[P] + \text{SIFS} + \delta + \text{ACK} + \text{DIFS} + \delta \\ T_c^{\text{rts}} = \text{RTS} + \text{DIFS} + \delta \end{cases} \quad (13)$$

## VI - Resultados do Modelo

Para a validação deste modelo foi utilizado o mesmo simulador do padrão 802.11 usado em referência [9]. Este simulador tenta emular da forma mais real possível o comportamento de cada estação, incluindo o tempo de propagação, tempo de comutação do estado de transmissão para o estado de recepção. Foram usados os seguintes parâmetros para os resultados numéricos serem obtidos:

packet payload	8184 bits
MAC header	272 bits
PHY header	128 bits
ACK	112 bits + PHY header
RTS	160 bits + PHY header
CTS	112 bits + PHY header
Channel Bit Rate	1 Mbit/s
Propagation Delay	1 $\mu$ s
Slot Time	50 $\mu$ s
SIFS	28 $\mu$ s
DIFS	128 $\mu$ s
ACK.Timeout	300 $\mu$ s
CTS.Timeout	300 $\mu$ s

tabela I – parâmetros de sistema utilizados para a obtenção dos resultados numéricos

O seguinte gráfico compara os resultados analíticos, linhas cheias, com os resultados obtidos em simulação símbolos [1] tanto para o modo básico quanto para o modo RTS/CTS em função do número de estações (N) do número de estágios de backoff (m) e da janela de contenção inicial (W). Pode-se notar que os resultados estão bem próximos. A tabela II compara esta diferenças.

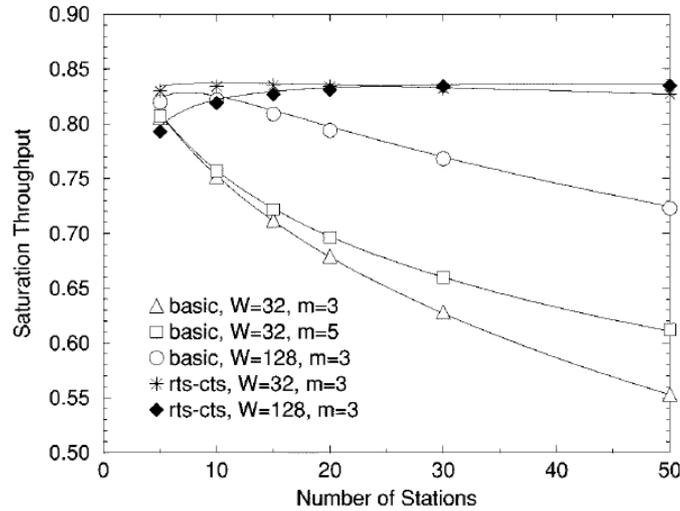


fig. 14 Vazão máxima: modelo analítico X simulações

	analysis	simulation
n=2, BAS	0.8473	0.846 ± 0.001
n=2, RTS	0.8198	0.817 ± 0.001
n=3, BAS	0.8368	0.835 ± 0.001
n=3, RTS	0.8279	0.823 ± 0.001

tabela II – comparação entre os do modelo analítico e os resultados da simulação W=32, m=3

A partir do gráfico 14 percebe-se a forte dependência (para este tamanho de quadro) que o modo de acesso básico tem em relação ao número de estações. O problema melhora se fizermos uma contenção inicial grande e tivermos um alto número de estágios de backoff, pois desta forma reduzimos consideravelmente a probabilidade de colisão.

Uma solução para aumentar a performance do CSMA-CA seria otimizar a probabilidade de transmissão de cada estação em função do estado atual da rede visando atingir o máximo throughput.

Organizando a equação (13) obtemos:

$$S = \frac{E[P]}{T_s - T_c + \frac{\sigma(1-P_{tr})/P_{tr} + T_c}{P_s}} \quad (14)$$

como  $T_s$ ,  $T_c$ ,  $E[P]$  e  $\sigma$  são constantes, pondo as variáveis em função da probabilidade de transmissão  $\tau$  temos:

$$\frac{P_s}{(1 - P_{tr})/P_{tr} + T_c/\sigma} = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{T_c^* - (1 - \tau)^n(T_c^* - 1)} \quad (15)$$

derivando em relação a  $\tau$  para obter a vazão máxima obtemos:

$$(1 - \tau)^n - T_c^* \{n\tau - [1 - (1 - \tau)^n]\} = 0. \quad (16)$$

onde  $T_c^* = T_c/\sigma$ , como  $\tau \ll 1$

$$(1 - \tau)^n \approx 1 - n\tau + \frac{n(n-1)}{2}\tau^2 \quad (17)$$

com uma solução aproximada:

$$\tau = \frac{\sqrt{[n + 2(n-1)(T_c^* - 1)]/n} - 1}{(n-1)(T_c^* - 1)} \approx \frac{1}{n\sqrt{T_c^*/2}}. \quad (18)$$

A partir de (7) e (9) percebe-se que  $\tau$  depende do tamanho da rede dos parâmetros de sistema. Como o tamanho da rede está de certa forma fora do nosso controle, a única forma de se conseguir o máximo throughput é sintonizar os parâmetros  $W$  e  $m$  (e conseqüentemente  $\tau$ ) no valor estimado de  $n$ .

Se  $m$  for igual a zero (janela de backoff fixa) o resultado é o mesmo obtido em [9]:

$$W_{opt} \approx n\sqrt{2T_c^*}. \quad (19)$$

Infelizmente o padrão 802.11 não permite este ajuste dinâmico dos valores de  $W$  e  $m$  [1], então devido a esta falta de flexibilidade o throughput da rede pode ser muito menor que o throughput máximo.

PHY	Slot Time ( $\sigma$ )	$CW_{min}$	$CW_{max}$
FHSS	50 $\mu s$	16	1024
DSSS	20 $\mu s$	32	1024
IR	8 $\mu s$	64	1024

tabela III –  $CW$  e  $m$  em função das camadas Físicas do padrão 802.11

A figuras 15 e 16 mostram o máximo throughput teórico para os modos básicos e de reserva. Estes valores foram obtidos de acordo com a tabela I. Uma conclusão importante tirada destes gráficos é que a vazão máxima é a mesma independente do número de estações, é lógico que este valor é ótimo para uma dada probabilidade da transmissão. Podemos perceber mais uma vez que a vazão do modo básico é muito sensível ao número de estações e a probabilidade de transmissão de cada estação. Já no modo RTS/CTS esta variação já não é tão grande ( lembre-se que o eixo horizontal dos dois gráficos estão em escalas diferentes). Pode-se concluir então que o modo básico é muito mais sensível aos parâmetros de sistema ( $W$  e  $m$ ) do que o modo RTS/CTS.

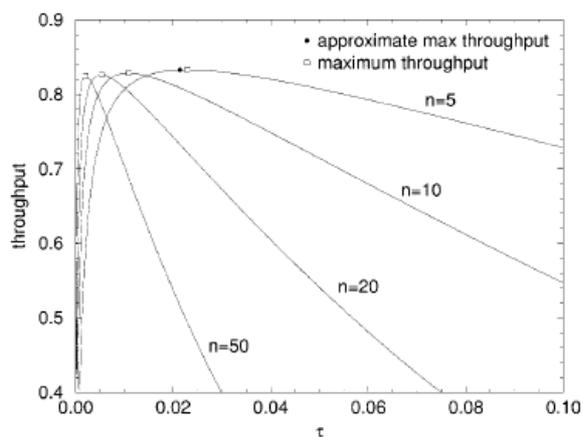


fig 15 throughput versus  $\tau$  – modo básico

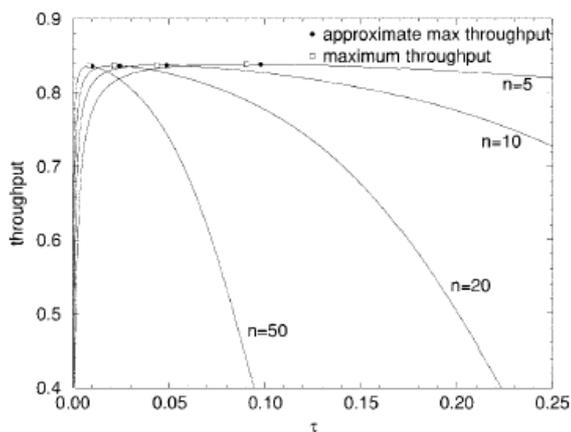


fig 16 throughput versus  $\tau$  – modo RTS/CTS

As figuras 17 e 18 ilustram o comportamento do throughput dos modos básicos e RTC/CTS em função da escolha da janela de contenção inicial. Novamente percebe-se a forte dependência dos parâmetros de sistema que o modo básico sofre. No modo básico para que as colisões sejam evitadas a janela de contenção inicial deve ser muito grande, por exemplo quando  $n=50$  a janela inicial deve ser igual a 1024 com  $m$  igual 6 resultando numa janela máxima igual a  $2^6 \cdot 1024$ . É interessante notar que quando  $W$  é igual a 8 o mecanismo RTS/CTS já atingiu sua vazão máxima isto é bom porque quanto menor é esta janela maior é a probabilidade de uma estação transmitir e conseqüentemente mais pacotes uma estação pode tentar transmitir. A vazão começa a cair porque quando  $W$  é muito grande, as estações se comportam de uma forma muito conservadora subutilizando assim o canal. Se for feita uma análise do tempo perdido com colisões nos dois modos, obtém-se uma outra forma enxergar este problema. A redução do tempo gasto com colisões usando-se o RTS/CTS se torna extremamente eficiente quando os parâmetros  $W$  e  $n$  levam a uma alta taxa de colisões. Esta característica pode ser percebida graficamente a partir da figura 19 onde está representada quantidade de tempo desperdiçada com colisões por transmissão bem sucedida normalizada em relação ao timeslot. No modo básico quanto menor é esta janela de contenção inicial maior é este tempo. Com o mecanismo RTS/CTS este tempo é muito baixo e independente do número de estações e da janela de contenção inicial

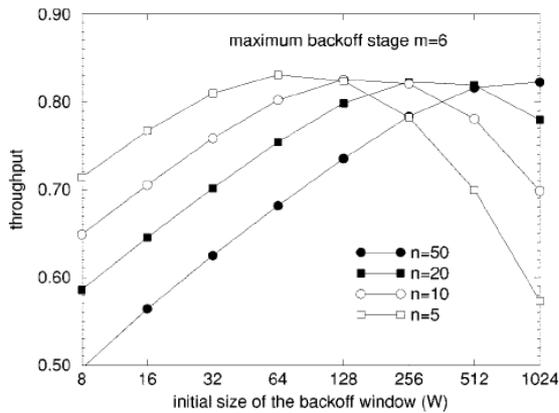


Fig 17 – throughput versus W – modo básico

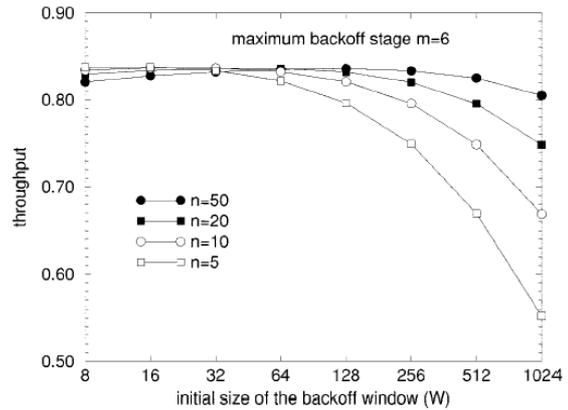


Fig 18 – throughput versus W – modo RTS/CTS

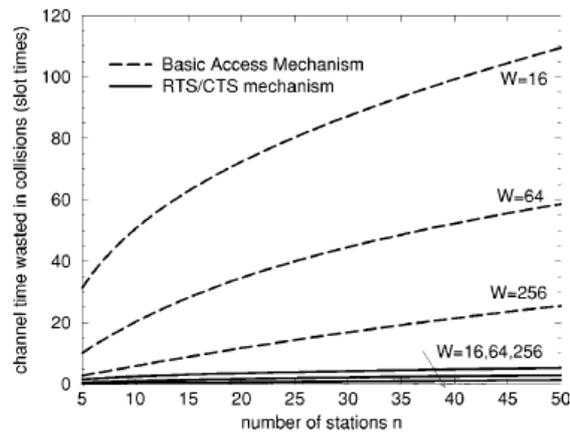


Fig. 19 - % do tempo desperdiçado com colisões versus número de estações

A figura 20 ilustra que a variação do throughput em função do número de estágio de backoff é pequena. No gráfico está representado o throughput em função do maior estágio de backoff possível para ambos os métodos para  $W=32$  (para outros valores de  $W$  este comportamento é semelhante e  $n=10,50$ ). A figura 21 mostra que o sistema é vulnerável mesmo a escolha do valor de  $W$ , a medida que  $W$  diminui e  $n$  aumenta o número de retransmissões aumenta significativamente.

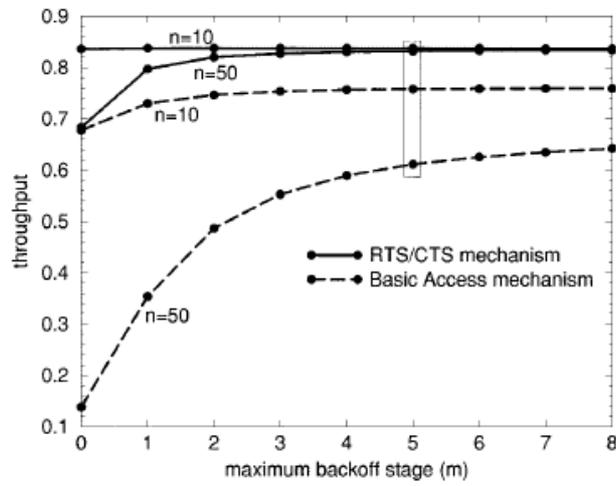


fig. 20 throughput em função de  $m$

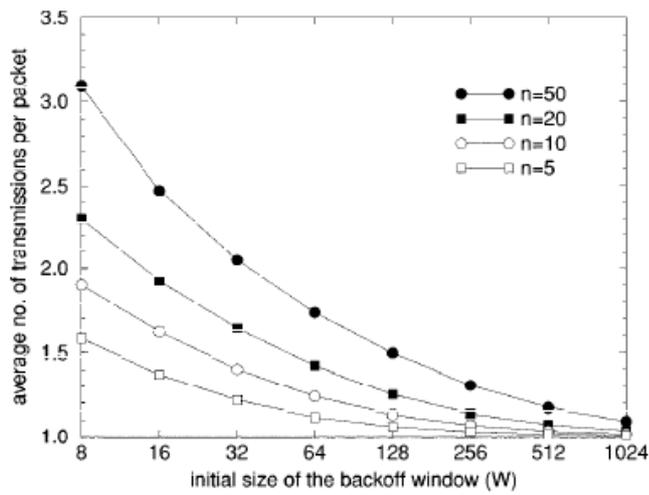


fig. 21 número médio de transmissões em função de  $W$

Finalmente a figura 22 mostra que se o tamanho do quadro exceder um determinado limiar é melhor usar o mecanismo de RTS/CTS.. Este valor é função do número de estações e das especificações da camada física.

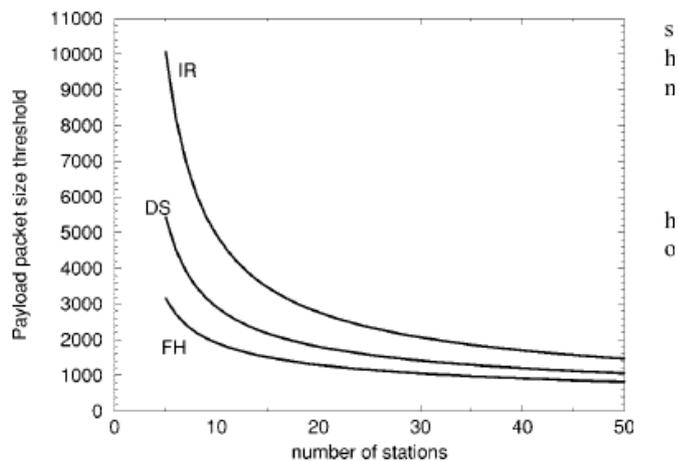


fig 21. Payload Limiar a partir do qual é mais vantajoso usar o mecanismo RTS/CTS

## VII – Conclusão

Neste trabalho foram abordadas algumas características específicas das redes locais sem fio, depois o comportamento do CSMA-CA foi explicado e um modelo avaliando o seu desempenho foi apresentado. A partir deste modelo percebeu-se a forte dependência que o modo de acesso básico tem em relação aos parâmetros de sistema. Se estes valores forem mal escolhidos, a performance pode ser bem menor do que a performance máxima.

A partir deste modelo também foi possível perceber a superioridade do mecanismo de RTS/CTS na maioria dos casos. Além disso o a performance do RTS/CTS não é tão dependente dos parâmetros de sistema. Por isso o mecanismo de RTS/CTS deve ser usado na maioria dos casos.

## Referências:

- [1] G. Bianchi, “ Performance analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function”. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL 18, N0 3 ,pag.535-547, Março 2002.
- [2] F. Cali, M. Conti e E. Gregori, “ Dinamic tuning of the IEEE 802.11 Protocol to Achieve a Theoretical Throughtput Limit “. IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL 8, No 6, pag. 785-799,Dezembro 2000.
- [3] IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) end Physical Layer(PHY) Especifications, Nov 1997. P802.11.
- [4] F.A Tobagi. “ Multiacces Protocols in Packet Communication Systems”. IEEE Transactions on Communications, Vol. Com-28, No.4 ,pág.468-488 Abril 1980.
- [5] L. Kleinrock e F. Tobagi “ Packet Switching in Radio Channels, Part II- The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple Access and the Busy Tone Solution.” IEEE Trans. On Commun., vol. COM 23, No.12, pag 1417-1433, Dezembro 1975
- [6] L.Kleinrock “ On Resource Sharing in a Distributed Communication Environment”, IEEE Commun. Magaz. Vol.17 , No.1, Janeiro 1979. republicado em IEEE Commun. Magaz. 50th Aniversary Commemorative Issue . Maio 2002
- [7] L. Kleinrock “ Queuing Systems, vol. I: Theory”, New York: Wiley, 1975
- [8] L. Kleinrock “ Queuing Systems, vol. II: Computer Aplications”, New York: Wiley, 1976
- [9] T. S. Ho e K.C.Chen ‘ Performance Evaluation and enhancement of the CSMA/CA MAC protocol for 802.11 Wireless LAN’s”. Proc. IEEE PIMRC, Taipei, Taiwan, outubro 1996, pag 392-396