

# Controle de Admissão Adaptativo para Redes Ad Hoc 802.11

Carlos Henrique Pereira Augusto, Carlos Rodrigo Cerveira e José Ferreira de Rezende

**Resumo**—Este artigo apresenta uma modificação ao Controle de Admissão Adaptativo baseado em medições, associado ao protocolo de roteamento QoS AODV para redes ad hoc 802.11. A modificação proposta calcula a vazão de saturação da rede, e restringe o tráfego entrante de acordo com o tamanho do pacote, de forma a proteger os fluxos pré-existentes.

**Palavras-Chave**—Redes ad hoc, 802.11, QoS, AODV, Controle de Admissão.

**Abstract**—This article presents a modification to the Adaptive Admission Control based in measurements, associated with the routing protocol QoS AODV for ad hoc 802.11 networks. The proposed modification calculates the outflow of saturation of the net, and restricts the incoming traffic in accordance with the packet size, of form to protect the preexisting flows.

**Keywords**—Ad hoc Networks, 802.11, QoS, AODV, Admission Control.

## I. INTRODUÇÃO

A utilização de aplicações multimídias sobre redes ad hoc móveis é cada vez mais desejada, porém a maior parte das estratégias de roteamento somente provêem serviço do tipo melhor esforço, que não é adequado para aplicações de tempo real. Para superar este problema, diferentes soluções de Qualidade de Serviço têm sido propostas.

Estas soluções podem ser introduzidas em diversos níveis, tais como adicionando funcionalidades de QoS na camada MAC, utilizando protocolos de roteamento com busca de rotas que atendam critérios de QoS e através de mecanismo de sinalização com reserva de recursos, controle de admissão e escalonamento de pacotes[2].

QoS na camada MAC pode ser obtido através do protocolo IEEE 802.11e, o qual estabelece diferentes categorias de acesso ao meio, de forma a priorizar determinados tipos de tráfego[7].

O objetivo de roteamento com QoS é encontrar um caminho que satisfaça um requisito de desempenho para o usuário, em termos de atraso fim-a-fim, banda disponível, probabilidade de perda de pacotes e outros. Já os protocolos de sinalização para QoS alocam e liberam recursos na rota escolhida pelo protocolo de roteamento. Sinalização e roteamento são muitas vezes acoplados para aumentar o desempenho de uma estrutura de QoS.

Junto com sinalização e roteamento, utiliza-se o controle de admissão, que tem como propósito prover um caminho do nó

fonte até o nó de destino, contendo largura de banda suficiente para a transmissão de um fluxo à uma determinada taxa, sem interferir com os tráfegos pré-existentes. Basicamente os controles de admissão podem ser baseados em diferenciação de serviços ou em métodos de medição, sendo este último o utilizado no Controle de Admissão Adaptativo no AODV (AAC AODV)[1].

Nele, o descobrimento de rotas, para um determinado fluxo de dados, só é admitido caso a taxa do tráfego combinado com a interferência intra-fluxo seja menor que o menor valor de largura de banda disponível, entre todos os nós pertencentes ao caminho entre o nó fonte e destino.

O AAC AODV garante que um determinado fluxo será transmitido na taxa requisitada pela aplicação, devido a um gerenciamento constante da largura de banda disponível do meio[1], entretanto a avaliação do impacto do novo fluxo na rede é obtida a partir de valores médios de “overhead” da camada MAC e do fluxo “ótimo” possível em redes IEEE 802.11, valores estes que são dependentes do tamanho de pacote utilizado pela aplicação.

Este artigo discute as distorções ocasionadas por estas aproximações do AAC AODV e propõe modificações, chamadas de AAC AODV MOD, para minimizá-las. Para isto, ele está organizado da seguinte forma: a Seção II apresenta alguns aspectos do funcionamento do AODV e do QoS AODV, na Seção III resumimos características do AAC AODV conforme apresentados por [1]; na Seção IV são abordados os problemas constatados no AAC AODV com a variação de tamanhos de pacotes e são sugeridas as modificações ao protocolo e apresentados os aspectos teóricos envolvidos nela; na Seção V apresentamos os cenários utilizados e os resultados alcançados; por último, na Seção VI são expostas algumas conclusões.

## II. AODV E QoS AODV

O protocolo AODV - Ad Hoc On demand Distance Vector routing - é um protocolo baseado em vetor distância e do tipo reativo ou sob demanda[6], ou seja, que lança uma descoberta de rota somente quando há a necessidade de transferência de dados. Ele baseia-se em mensagens de requisição de rotas, os RREQ, e de resposta de descoberta de rota, os RREP.

Uma solução possível para estabelecimento de QoS no AODV é a utilização de extensões a estas mensagens e também nas Tabelas de Roteamento. Nestas extensões passam a constar as informações de “Máximo Delay” e “Mínima Largura de Banda” aceitáveis para o fluxo que está iniciando[3][4][5].

Durante a descoberta de uma rota, entre o remetente e o destinatário, cada nó intermediário verifica se os requisitos

Carlos Henrique Pereira Augusto, Carlos Rodrigo Cerveira e José Ferreira de Rezende, Grupo de Telemática e Automação, COPPE/UFRJ – Programa de Engenharia Elétrica, Universidade Federal do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, Brasil, E-mails: chenrique@gta.ufrj.br, rodrigo@gta.ufrj.br, rezende@gta.ufrj.br

podem ser satisfeitos, caso contrário o descobrimento da rota é interrompido.

No campo “Mínima Largura de Banda”, no pacote RREQ, o nó remetente insere o menor valor de banda que atende o fluxo até o destinatário. A cada salto os nós intermediários comparam o valor deste campo com a sua banda disponível; sendo menor, eles seguem com a requisição de rota, caso contrário descartam o RREQ.

No campo “Mínima Largura de Banda” no pacote RREP, o nó de destino insere uma banda mínima infinita, e cada nó intermediário vai reencaminhando o pacote para a fonte.

Este funcionamento do QoS AODV permite a descoberta de rota que atenda o requisito estabelecido, entretanto não leva em consideração dois fatores importantes: o impacto no tráfego já existente e a interferência intra-fluxo. Procurando tratar estes aspectos, [1] propõem a adoção do AAC AODV.

### III. CONTROLE DE ADMISSÃO ADAPTATIVO PARA AODV (AAC AODV)

O AAC AODV baseia-se em dois mecanismos principais: a Estimativa de Recursos Disponíveis e a Solução Predictiva para Descoberta de Rota.

#### A. Estimativa de Recursos Disponíveis

1) Cálculo de Banda: para estimar o uso local de banda, simplesmente adiciona-se o tamanho dos pacotes enviados, recebidos e detectados em um período fixo de tempo. Se N é o número de pacotes enviados e recebidos por um nó no período de tempo T e S é o tamanho destes pacotes em bytes, a banda média usada no período T é:

$$BW(bps) = \frac{N*S*8}{T} \quad (1)$$

A precisão do cálculo de banda depende do intervalo T entre medidas consecutivas. Quanto maior T, mais preciso é o resultado. Entretanto, T deve ser pequeno o suficiente para ser transparente à dinâmica do canal. Portanto a escolha de T é um compromisso entre precisão e transparência. Usando este método, pacotes de qualquer tipo transitando através da área de detecção de portadora serão parte do cálculo. Assume-se que o tamanho do pacote é conhecido, mesmo quando ele está fora da área de transmissão, mas pode-se transpor esta suposição através da medição da duração do sinal recebido.

2) Aquisição de Banda: Assumindo-se que dois nós estão dentro da área de transmissão do outro, a banda disponível no enlace entre estes dois nós será a menor banda disponível de todos os nós pertencentes a esta área de detecção. Propõe-se o uso de mensagens de “hello” para se obter a banda disponível para os vizinhos de um salto somente. Cada nó envia a mensagem clássica de “hello” com uma extensão: Banda Disponível. Ela corresponde à banda disponível da fonte da mensagem de “hello”. Cada nó, recebendo esta mensagem, armazena o valor de banda disponível na sua tabela de cache de vizinhos. A decisão do nó se deve propagar as mensagens RREQ e RREP é baseada no mínimo da banda disponível do nó e dos seus nós vizinhos de um salto. Desta forma, a banda adquirida é transparente para qualquer transmissão em andamento, dentro da área de detecção dos vizinhos de um salto.

#### B. Solução Predictiva para Descoberta de Rota

Numa rede de múltiplos saltos, cada fluxo transmitido usa recursos que são compartilhados entre os nós vizinhos dentro da região de detecção de portadora (CS nodes). Normalmente este raio é um pouco mais que duas vezes o raio de transmissão, e então ela impacta nós além da região de transmissão. Muitos protocolos de roteamento do tipo sob demanda, como o AODV, mantêm informação sobre seus vizinhos de um salto em suas tabelas de roteamento. Técnicas de sinalização, como mensagens de “hello”, são necessárias para se obter informações de recursos de “CS nodes” fora da área de transmissão. Outra forma é utilizar o retorno da camada MAC para incorporar as transmissões ocorridas na região de detecção de portadora no cálculo de recursos disponíveis.

Além disto, quando a transmissão é feita sobre múltiplos saltos, interferências criadas pelo tráfego se tornam muito grandes. Em um cenário de cinco saltos, a área de sensibilidade dos nós se sobrepõe até um máximo de cinco vezes sobre um dos nós intermediários e a banda disponível para este nó decresce por um fator de cinco vezes a taxa do tráfego. Então outra estratégia é necessária para predizer com precisão, em cada nó, quanto de banda é necessário para uma específica taxa de tráfego. Este efeito é chamado contenção intra-fluxo. O Contador de Contenção (Contention Count – CC), de um nó, pode ser definido como o número de nós, em um caminho de múltiplos saltos, que estão localizados dentro da área de detecção de portadora do nó dado.

Para fornecer uma boa estimativa da contenção intra-fluxo esperada, o Contador de Contenção (CC) tem que ser calculado para cada nó que deseje ser um roteador do tráfego.

A idéia consiste em usar o campo “Hop Count” (Contador de Saltos) dos pacotes RREQ e RREP. Durante o ciclo de descoberta de rota, o RREQ dá o número de saltos entre fonte e o nó corrente, enquanto que o RREP dá o número de saltos entre o destino e o nó corrente.

Sejam  $h_{req}$  e  $h_{rep}$  os números de saltos dados respectivamente pelos pacotes RREQ e RREP. Conforme [1], o Contador de Contenção (CC) é simplificado para:

$$\begin{cases} \text{Se } h_{req} > 2 \rightarrow h_{req} = 2 \\ \text{Se } h_{rep} > 3 \rightarrow h_{rep} = 3 \\ CC = h_{req} + h_{rep} \end{cases} \quad (2)$$

Exemplos de valores de CC, obtidos desta equação, são apresentados na tabela I.

TABELA I  
CONTADOR DE CONTENÇÃO

Saltos	nó 1	nó 2	nó 3	nó 4	nó 5	nó 6
1	1	1	-	-	-	-
2	2	2	1	-	-	-
3	3	3	3	2	-	-
4	3	4	4	3	2	-
5	3	4	5	4	3	2

Como se precisa de ambos  $h_{req}$  e  $h_{rep}$ , o cálculo só pode ser realizado após a recepção do RREP. Então, cada nó verifica se

a banda disponível é grande o suficiente para aceitar um fluxo de  $CC * Taxa$ . Se esta verificação é verdadeira, o pacote de RREP é encaminhado para a fonte. Com esta técnica proposta, um caminho com banda confiável é estabelecido e QoS é garantida. Nenhuma sinalização extra é necessária, e mesmo os pacotes RREQ e RREP permanecem sem modificações.

#### IV. CONTROLE DE ADMISSÃO ADAPTATIVO MODIFICADO (AAC AODV MOD)

Para aceitar um novo tráfego, além das técnicas apresentadas na Seção III, ainda é necessário determinar quanto o possível futuro fluxo irá consumir realmente da banda nominal da rede, isto antes até de se mensurar a interferência intra-fluxo. No AAC AODV isto é feito a partir de valores médios, tais como "banda ótima" de 5,1Mbps e MAC "overhead" de 40% [1]. Esta aproximação reduz a flexibilidade do protocolo, diminuindo a eficiência do mesmo quando são utilizados pacotes menores que os valores médios.

Para superar esta deficiência, é proposto o cálculo do consumo de banda em função do tamanho do pacote. Este cálculo baseia-se na idéia de que se deseja evitar que a saturação da rede seja atingida, e que a mesma significa a ocupação total do meio com a transmissão de pacotes.

Desta forma, o limiar de saturação da rede para um dado tamanho de pacote, considerando uma comunicação simplex, sem saltos, entre dois nós, pode ser obtida através do tempo que cada pacote ocupa no meio.

Este tempo  $T$  para transmitir um pacote na rede IEEE 802.11 pode ser resumido da seguinte forma:

$$T = DIFS + Backoff + RTS + SIFS + CTS + SIFS + Preambulo + Data + SIFS + ACK \quad (3)$$

Sabendo-se que  $DIFS$  é  $50 \mu s$ , que  $3 * SIFS$  é  $30 \mu s$ , que o tempo de Backoff é obtido pelo produto de um valor aleatório de 0 a 31 pelo "slot-time" de  $20 \mu s$ , e portanto o Backoff médio será de  $15,5 * 20 \mu s$ , ou  $310 \mu s$ , que  $RTS + CTS + ACK$  possui 120 bytes, ou 960 bits, que transmitidos na taxa básica de 1 Mbps consomem  $960 \mu s$ , que o Preambulo possui 192 bits transmitidos na taxa básica, e que Data é o pacote de dados mais todos os acréscimos de IP e MAC, contabilizados em 72 bytes, tem-se que o tempo médio de pacote  $T_{med}$  em  $\mu s$ , pode ser calculado como:

$$T_{med} = 50 + 30 + 310 + 960 + 192 + \frac{8 * (tampkt + 72)}{11} \quad (4)$$

ou

$$T_{med} = 1542 + \frac{8 * (tampkt + 72)}{11} \quad (5)$$

Onde  $tampkt$  é o tamanho de pacote originado pela aplicação. Nesta equação não foram contabilizados os tempos de propagação, que devem ser inferiores a  $1 \mu s$  para cada uma das quatro transmissões (RTS, CTS, Data, ACK).

Sendo  $V$  a vazão máxima, nesta situação ideal, pode-se calculá-la como o quociente entre o tamanho do pacote e este tempo médio:

$$V(Mbps) = \frac{tampkt * 8}{(1542 + \frac{8 * (tampkt + 72)}{11})} \quad (6)$$

Da equação 6 pode-se construir a tabela II, associando o tamanho de pacote com a vazão de saturação (maior taxa admissível antes de ocorrer enfileiramento) numa comunicação entre dois nós.

TABELA II  
TAMANHO DE PACOTE E VAZÃO DE SATURAÇÃO.

Tamanho do Pacote(bytes)	Vazão de saturação(Mbps)
256	1.150
512	2.082
1024	3.502
2300	5.632

A inclusão da equação 6 no cálculo da banda disponível, ajustando-a de acordo com o tamanho de pacote em uso, permite uma maior acuracidade no procedimento de controle de admissão.

#### V. AVALIAÇÃO

##### A. Cenário

As simulações foram realizadas utilizando-se o ns-2 versão 2.27. O cenário utilizado nas simulações de validação AAC AODV MOD consiste de uma pequena rede com 4 fluxos pré-existentes, do tipo CBR, todos com pacotes de 1000 bytes ou 512 bytes.

O novo fluxo, também CBR com pacotes do mesmo tamanho, inicia-se em nó que estava ocioso, para um destino com o qual não se comunica diretamente, necessitando de um salto através de nó intermediário. Todos os nós são colocados na região de interferência (área de detecção de portadora) entre si. O experimento é repetido diversas vezes, utilizando a cada vez uma taxa diferente para o novo fluxo.

O mesmo cenário é utilizado tanto com o protocolo AODV tradicional, como para o AAC AODV e para o AAC AODV MOD.

##### B. Experimento

A primeira medição, apresentada na figura 1, indica a vazão no nó destino do novo fluxo. O comportamento para o AODV, AAC AODV e AAC AODV MOD é idêntico para as velocidades baixas, de até 300 Kbps. Isto ocorre porque até este ponto a rede não está saturada, e ambos os AAC AODV e AAC AODV MOD ainda fazem a admissão de tráfego. A vazão medida mostra valores bem próximos do nominal, indicando que a perda de pacotes é bastante reduzida. Entretanto com a taxa de 500 Kbps, o controle de admissão do AAC AODV MOD rejeita o tráfego, levando a vazão medida a zero. No AAC AODV isto só ocorre com a taxa de 1Mbps e o AODV, que não faz controle de admissão, permite todos os tráfegos. Observa-se uma vazão estável tanto para 1 Mbps quanto para 1,5 Mbps, sendo que esta vazão limita-se a um valor de próximo de 700 Kbps, evidenciando uma saturação da rede.

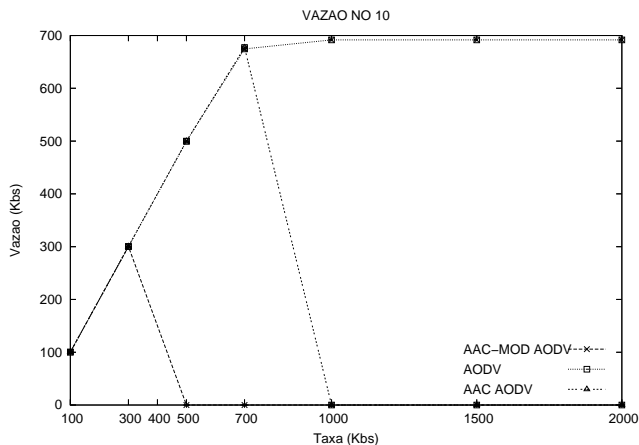


Fig. 1. Vazão no nó de destino - pacote de 1000 bytes

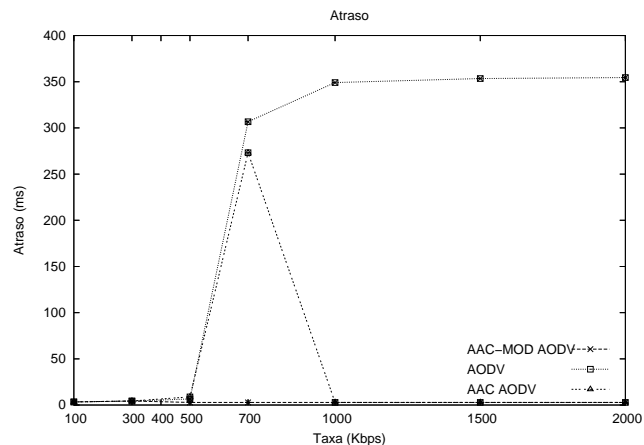


Fig. 3. Atraso para pacotes de 1000bytes

Já no gráfico de vazão agregada da rede, apresentado na figura 2, vê-se novamente um comportamento idêntico entre os três protocolos para as taxas baixas, até 300 Kbps, com todos obtendo uma vazão de 2000 Kbps, referente à soma dos 4 fluxos de 500 Kbps pré-existentes. Para 700kbps, tanto o AODV como o AAC AODV apresentam diminuição da vazão provocada pela saturação da rede. Em 1000 Kbps o AAC AODV rejeita o novo tráfego, e a vazão agregada retorna para 2000 Kbps. Já observa-se neste caso um melhor acerto na escolha de admissão e rejeição de tráfego para o AAC modificado, que mantém a vazão sempre em 2000 Kbps.

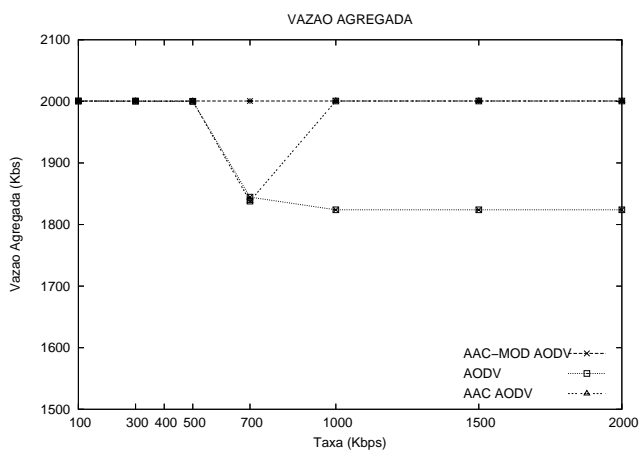


Fig. 2. Vazão Agregada para pacotes de 1000bytes

Outro parâmetro de importante observação é o atraso médio da rede. Na figura 3 nota-se que o atraso para as taxas de até 500 Kbps são bem reduzidos, da ordem de ms. Para fluxos com 700 Kbps ou mais, esses atrasos crescem drasticamente, pois a saturação da rede leva a uma condição de grande enfileiramento em todos os nós. Como o AAC AODV MOD não faz a admissão destes fluxos maiores, a rede mantém-se com baixos retardos.

Considerando a taxa de entrega de pacotes, observa-se no AAC AODV MOD que esta entrega é sempre próxima de 100%, pois não é admitido fluxos que levem a uma

situação de grande contenção e perdas por descarte nas filas. No AAC AODV, como a taxa de 700 Kbps ainda é admitida, a entrega se reduz a 95%. No AODV, quanto maior for a taxa do novo fluxo, menor será a taxa de entrega obtida, conforme a figura 4.

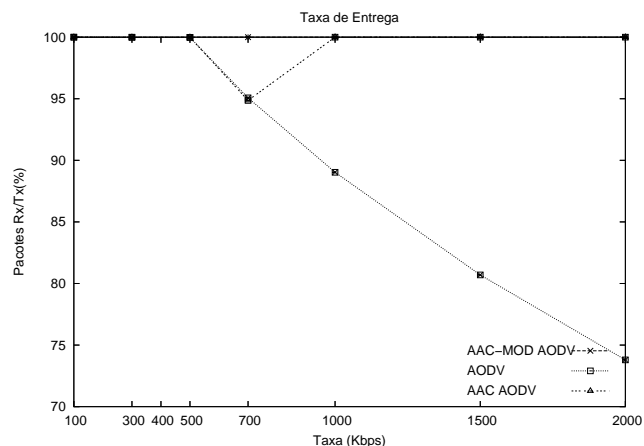


Fig. 4. Taxa de entrega para pacotes de 1000bytes

Quando os mesmos experimentos são repetidos para pacotes de 512 bytes, e os fluxos pré-existentes com taxas de 300 Kbps, pois conforme a tabela II, para pacotes menores temos uma taxa de saturação menor, são observados resultados mais expressivos. Na figura 5 vê-se o atraso para os três protocolos nas diversas taxas do novo fluxo. Como o AAC AODV segue admitindo fluxos de até 1000Kbps, este atraso cresce até valores de mais de 300 ms para 500, 700 e 1000Kbps. No AAC AODV MOD o atraso permanece sempre na ordem de ms, pois os fluxos de 300 Kbps ou mais, são rejeitados, conforme figura 6.

Nas taxas de entrega, observa-se a mesma situação. Na figura 7 observa-se que com 400Kbps já existe perda de pacotes, pois a entrega se reduz para 92% dos pacotes transmitidos, decaindo até 77% para o fluxo com 1000 Kbps no AAC AODV.

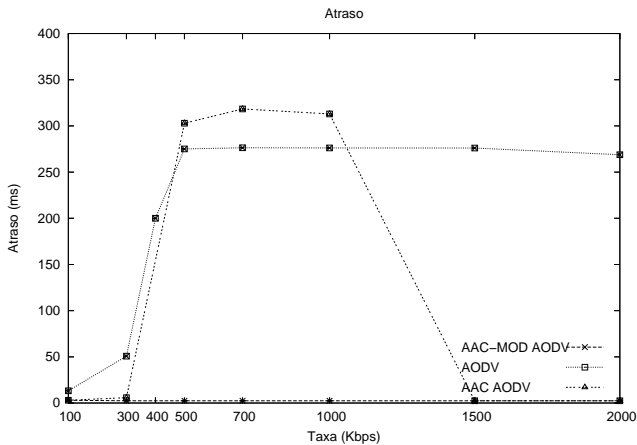


Fig. 5. Atraso - pacotes de 512bytes

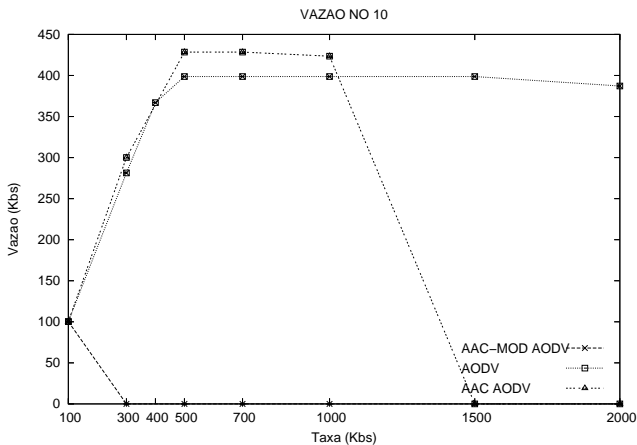


Fig. 6. Vazão no nó de destino - pacotes de 512bytes

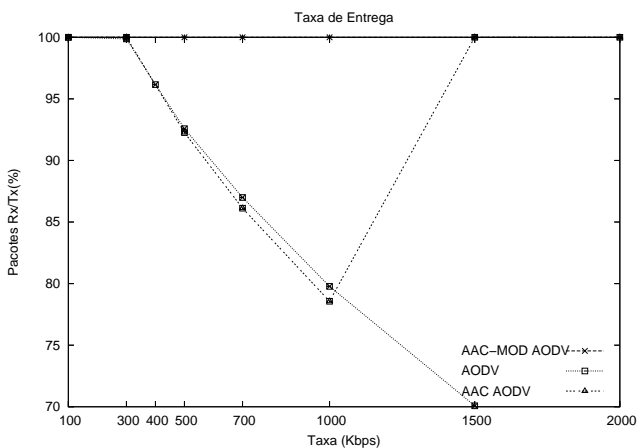


Fig. 7. Taxa de Entrega - pacotes de 512bytes

## VI. CONCLUSÕES

Das simulações podemos observar a importância da adoção de algum mecanismo de controle de admissão e controle de QoS em redes ad hoc, assim como os resultados do efeito de interferência intra-fluxo no desempenho destas redes

e a dependência entre tamanho de pacotes e a admissão de novos fluxos. Podemos constatar também a validade das modificações propostas no protocolo AAC AODV em redes com alto tráfego, nestes cenários simples.

Como trabalhos futuros, são sugeridos:

- a utilização de cenários complexos e aleatórios;
- a utilização de cenários com mobilidade;
- a comparação do comportamento na concorrência de tráfego prioritário do tipo CBR com tráfego de dados sem prioridade do tipo TCP;
- a integração com algum mecanismo de sinalização e/ou reserva;
- a utilização em conjunto com mecanismo de priorização na camada de enlace, como o IEEE 802.11e por exemplo e;
- Ajuste do cálculo dos limites de admissão do tráfego para fluxos com diferentes tamanhos de pacotes.

Esta última sugestão é um trabalho atualmente em andamento, que propõe avaliar não mais a banda disponível para um determinado nó, mas sim o tempo disponível para transmissão. Esta consideração, supõe-se, levará a uma independência em relação a tamanhos de pacotes, tanto entre fluxos pré-existentes quanto para os novos fluxos, permitindo que o controle de admissão funcione adequadamente para variados tamanhos de pacotes nos diversos fluxos.

## AGRADECIMENTOS

Agradecemos a Ronan de Renesse e Mona Ghassemian, do Center for Telecommunications Research, King's College London, UK, pelo relatório técnico[1] que serviu de base para este trabalho.

## REFERÊNCIAS

- [1] R. de Renesse, M. Ghassemian, V. Friderikos, A.H. Aghvami, *Adaptive Admission Control for Ad Hoc and Sensor Networks Providing Quality of Service*. Center for Telecommunications Research, King's College London, UK.
- [2] T. Bheemarjuna Reddy, I. Karthigeyan, B.S. Manoj and C. Siva Ram Murthy, *Quality of service provisioning in ad hoc wireless networks: a survey of issues and solutions*, Elsevier Ad Hoc Networks. 1999.
- [3] Stéphane Lohier, Sidi-Mohamed Senouci, Yacine Ghamri Doudane, Guy Pujolle, *QoS routing in ad hoc networks*, Laboratoire LIP6 Université de Paris VI.
- [4] Stéphane Lohier and Sidi-Mohammed Senouci, *A Reactive Qos Routing Protocol For Ad Hoc Networks*, EUSAI2003.
- [5] Charles Perkins, *Quality Of Service For Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing*.
- [6] Charles E. Perkins, Elizabeth M. Belding-Royer, and Samir Das. *Ad Hoc On Demand Distance Vector (AODV) Routing*, IETF RFC 3561.
- [7] S. Mangols, S. Choi, P. May, O. Klein, G. Hiertz, and L. Stibor, *IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service* (invited paper). In Proceedings of the European Wireless, volume 1, pages 32-39, Florence, Italy, February 2002.