

PROTÓCOLOS DE ACESSO PARA REDES LOCAIS

EM BARRA USANDO FIBRAS ÓTICAS

PAULO HENRIQUE DE AGUIAR RODRIGUES

NÚCLEO DE COMPUTAÇÃO ELETRÔNICA

UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO

Uma família de protocolos de acesso distribuído é apresentada. O meio consiste de um par de barras unidirecionais de fibras óticas às quais as estações se conectam através de taps óticos passivos. Os protocolos provêm acesso round-robin com atraso máximo garantido para todas as estações. Ao contrário da maioria dos esquemas round-robin, pacotes especiais (ou tokens) não são utilizados. O controle das barras se baseia simplesmente na detecção de atividade em cada estação. Resultados de simulação são apresentados mostrando a performance dos protocolos em condições de tráfego desbalanceado e mensagens com pacotes múltiplos.

## 1. INTRODUÇÃO

A implantação de redes locais como instrumento de transferência eletrônica da informação, processamento distribuído, ou racionalização de acesso a recursos escassos torna-se uma realidade necessária, no contexto do desenvolvimento atual da informática, em centros de grande porte, sejam eles universidades, empresas, instituições financeiras ou industriais. Novas aplicações envolvendo voz e vídeo, tempo real, servidores de arquivos, aplicações gráficas, etc., certamente se incorporarão aos serviços oferecidos pelas redes locais. O surgimento destas novas aplicações requer um crescimento da capacidade de transmissão das redes locais, bem como a sua utilização em ambientes não adaptados para redes de comunicações.

No momento a grande maioria das redes locais instaladas utiliza o par trançado ou o cabo coaxial como meio de transmissão para taxas de transmissão pequena ou média (< 10Mbps). O baixo custo dos componentes e o domínio da tecnologia são as principais vantagens oferecidas por estes dois meios de transmissão.

Embora seja uma tecnologia mais recente, a fibra ótica apresenta nítidas vantagens sobre o cabo coaxial para implementação de redes de alta velocidade (> 50MHz). A fibra oferece uma banda de passagem/km mais alta, imunidade a interferências eletro-magnéticas, maior proteção contra vazamento de sinal, baixa atenuação, pequeno diâmetro e menor peso. A grande desvantagem da fibra reside nos componentes ainda caros e de uso restrito. A utilização cada vez maior de componentes óticos na indústria de consumo (eletro-eletrônica, automobilística, etc.) e telefônica sugere um custo reduzido para o futuro e a fabricação de conectores e acopladores com baixa perda viabiliza a implementação de redes óticas passivas com grande confiabilidade. Uma alta confiabilidade com grande disponibilidade é o requisito básico para a implementação de uma rede local de alta velocidade.

Topologias em estrela passiva com protocolo CSMA/CD apresentam limitações para transmissão a alta velocidade [RODR 84]. Para topologias com barramento unidirecional passivo, o barramento du

plo é o mais conveniente porque necessita de apenas dois pontos de conexão por estação por barra. U-net {GERL 84}, Buzz-net {GERL 83} e Fasnet {LIMB 82} são exemplos de redes locais com topologia em barramento duplo. U-net e Buzz-net são redes assíncronas que usam sequências especiais para sinalizar a barra. A necessidade de se reconhecer sequências especiais toma a implementação do hardware mais complexa. Fasnet é uma rede síncrona com tempo discreto, na qual a geração das janelas de tempo é função das estações localizadas nas extremidades. As outras estações mantêm o sincronismo bit a bit através de um sinal de relógio recebido fora da banda de transmissão. A implementação de Fasnet em cabos coaxiais se encontra em andamento nos laboratórios da Bell. As soluções encontradas para a implementação em cabo coaxial não oferecem uma transição imediata para fibras óticas devido a dificuldades em manter o sincronismo da rede.

Este artigo apresenta uma família de protocolos para a topologia passiva assíncrona com barramento duplo. Estes protocolos oferecem acesso round-robin às estações ativas (como qualquer esquema baseado na troca de token), sem utilizar token. O único controle requerido na interface é a detecção dos eventos de fim de atividade (EOA) e começo de atividade (BOA) na barra, o que é facilmente implementado com o meio ótico. Os eventos EOA se propagam nas duas barras alternadamente, comportando-se como tokens virtuais. Por esta razão os protocolos são denominados Token-Less.

A vantagem de se controlar a barra unicamente através de eventos de atividade é uma implementação simples, barata e confiável até mesmo em altas velocidades. Uma outra vantagem destes protocolos é oferecer procedimentos simples de inicialização e recuperação. Os protocolos são completamente distribuídos, não existindo estações mestras ou de controle. Todas as estações executam o mesmo diagrama de estados.

Os princípios operacionais básicos dos protocolos Token-Less são dados na seção 2, enquanto detalhes das diferentes versões são dados na seção 3. Resultados de simulação são apresentados na seção 4 e uma breve conclusão encerra o artigo.

## 2. PRINCÍPIOS DE OPERAÇÃO

Os protocolos Token-Less (TLP) são executados na topologia de barramento duplo mostrada da Figura 1. As estações são conectadas a cada barra via dois taps passivos, um receptor e um transmissor. No tap receptor a estação recebe pacotes e monitora a atividade na barra através dos eventos EOA (fim de atividade) e BOA (começo de atividade). Através do tap transmissor pacotes ou sinal de atividade (AS) são transmitidos. O sinal de atividade mantém a barra ocupada. A sua implementação (portadoras, sequência contínua de 1's, bits randômicos, etc.) pode ser escolhida de acordo com a codificação de transmissão na barra.

Uma reação com atraso máximo de  $d$  segundos é assumida entre a detecção de EOA (BOA) numa barra e o início (interrupção) de uma transmissão em qualquer barra. A detecção de atividade durante uma transmissão provoca o aborto da transmissão. Se um pacote tem um preâmbulo suficientemente longo, este comportamento, chamado deferência, garante que um pacote, uma vez transmitido, é recebido correto por todas as outras estações. O atraso de propagação máximo entre estações é denominado  $\tau$ .

Os protocolos Token-Less são implementados de forma que somente uma barra pode estar ocupada com atividade a qualquer instante. Se as duas barras estão ocupadas simultaneamente então, ou uma falta de sincronismo ocorreu devido a uma falha em uma das interfaces, ou uma nova estação foi inserida na rede. Esta condição desencadeia um procedimento padrão de resincronização entre todas as estações. Este procedimento é também executado na inicialização da rede.

Tempos de espera são utilizados para que uma estação ativa determine se ela está numa posição extrema ou não. Duas variações neste procedimento são executadas pelos protocolos: tempos de espera curtos ( $2d$  segundos) ou longos ( $R=2\tau+2d$ ). Também duas possibilidades existem para definir uma estação ativa: é aquela que tem uma fila de pacotes para serem transmitidos ou que está simplesmente ligada. A varredura do token virtual ocorre sempre entre esta

ções ativas extremas. Estas variações dão origem a quatro protocolos dentro da família Token-Less: TLP-1 (longo, ligada), TLP-2 (longo, fila), TLP-3 (curto, ligada) e TLP-4 (curto, fila).

### 3. O PROCEDIMENTO BÁSICO

Ao descrever o procedimento básico da família Token-Less, a variável  $A$  designa uma barra e  $\bar{A}$  designa a barra oposta. Eventos na barra  $A$  são indicados por EVENTO ( $A$ ).

O procedimento básico de acesso é o seguinte: assuma que a estação  $S_i$ , com pacotes para transmitir, detete a barra  $A$  ocupada.  $S_i$  então espera por EOA ( $A$ ). Se EOA ( $A$ ) ocorre,  $S_i$  começa a transmitir o sinal de atividade AS na barra  $A$  somente durante  $d$  segundos ("probing"). Se durante este período um evento BOA ( $A$ ) ocorre,  $S_i$  aborta a transmissão AS e espera pelo próximo EOA ( $A$ ). Se BOA ( $A$ ) não ocorre dentro dos  $d$  segundos,  $S_i$  inicia a transmissão do pacote em ambas as barras. Observa-se que na barra  $A$  forma-se uma sequência de pacotes separados por  $d$  segundos (denominada trem.) , enquanto que na barra  $\bar{A}$  os pacotes se sucedem separados por intervalos de atividade cujo tamanho depende do tempo de propagação entre estações.

O procedimento de "probing" evita que uma transmissão ocorra na barra  $\bar{A}$  gatilhada por um intervalo entre pacotes num trem. Esta transmissão poderia colidir com a transmissão de outra estação, destruindo a propriedade de inexistência de colisão dos protocolos. A transmissão de um pacote só ocorre ao fim de um trem de pacotes, nunca durante o trem. O acesso básico é representado pelos estados WFT, TTT, ST e TXD.

Depois que o pacote é transmitido, a estação inicia um procedimento para determinar se ela é uma estação extrema na barra  $A$  ou não (estados ES, ES0 ou ES1). A estação dispara um tempo de espera ES enquanto transmite continuamente o sinal de atividades AS na barra  $\bar{A}$ . O sinal é transmitido na barra  $\bar{A}$  até que BOA ( $\bar{A}$ ) seja

detetado ou o fim de ES ocorra. Se BOA ( $\bar{A}$ ) é detetado,  $S_i$  cancela ES e repete o procedimento de acesso à barra acima com  $\bar{A}$  ao invés de A. Se o fim de ES é alcançado,  $S_i$  conclui que ela é uma estação extrema naquele ciclo, seta variável de estado se for o caso (E (A) em TLP-4), e executa um de dois procedimentos. No caso de TLP-1 e TLP-3, como toda estação ativa participa do ciclo, a estação extrema simplesmente reinicia esse novo ciclo transmitindo um pacote, se existente, ou reinicia o ciclo com o procedimento da determinação de estação extrema na barra  $\bar{A}$ . No caso de TLP-2 e TLP-4, como somente estações com pacotes para transmissão participam dos ciclos, se a estação não tem mais pacotes para transmitir ela simplesmente vai para o estado IDLE, à espera de um novo pacote. Neste estado, com a chegada de um novo pacote, a estação dispara um tempo de espera, esperando entrar em sincronismo com a rede pela deteção de um evento BOA. Se nenhum BOA ocorre, a estação reinicializa a rede. Ao final de ES se a estação tem um novo pacote para transmitir, ela transmite o pacote em ambas as barras e prossegue com o protocolo normal, testando se ela é uma estação extrema na barra  $\bar{A}$ .

Se ambas as barras estão inicialmente desocupadas o procedimento de inicialização é invocado. A estação dispara um tempo de espera (R segundos para TLP-1,3 e 2R segundos para TLP-2,4) e aguarda a ocorrência de BOA no estado I. Se BOA (A) ocorre, a estação cancela o tempo de espera e procede como se a barra A estivesse sido detetada ocupada desde o início. Se BOA não ocorre ao final do tempo de espera, a estação inicia o procedimento de recuperação da rede através dos estados  $R_1$  e  $R_2$ . O procedimento de recuperação é padrão para todos os protocolos e em {RODR 84} mostra-se que este procedimento é suficiente para garantir a resincronização da rede em caso de perda de sincronismo ou eventualmente no caso de inserção de uma nova estação.

#### 4. OS PROTOCOLOS TLP

Em TLP-1 uma estação que está ligada sempre participa do ciclo, independente da existência de pacotes para transmitir. Isto

implica que o Token virtual circule entre as estações fisicamente extremas. Se o tráfego é desbalanceado e somente umas poucas estações estão transmitindo, este modo de operação gera um atraso desnecessário.

Em TLP-2 o atraso desnecessário observado em TLP-1 é eliminado deixando o Token virtual circular somente entre estações que tenham pacotes para transmitir. Neste caso porém, existe um processo de inicialização mais lento que pode acarretar em circunstâncias de tráfego muito baixo, uma performance pior que a verificada para TLP-1.

Tanto TLP-1 como TLP-2 observam um tempo de espera de  $R=2\tau+2d$  segundos entre ciclos. TLP-3 é similar a TLP-1, com a exceção de reiniciar ciclos com espera de  $2d$  segundos apenas. Este intervalo  $2d$  é suficiente para garantir que uma nova estação possa se associar à rede em tempo finito. Somente em condições extremas, em que estações são ligadas e desligadas em prazos curtíssimos, este protocolo pode vir a ser inferior a TLP-1 ou TLP-2. Ainda neste caso, o Token virtual circula sobre toda a extensão da rede.

TLP-4 combina características de TLP-2 e TLP-3. A varredura do Token é confinada às estações com pacote para transmissor (como um TLP-2) e os ciclos são reiniciados após  $2d$  segundos (como em TLP-3). A característica principal de TLP-4 é que estações extremas preservam o estado delas (variável  $E(.)$ ) após retornarem ao estado IDLE. Esta característica, aliada ao fato de que estações com o estado extrema iniciam transmissões sem esperar pelo processo normal de inicialização (veja transições do estado B), faz com que TLP-4 se comporte como um protocolo de acesso randômico (sem atraso) em tráfego leve e se adapte para protocolo round-robin com o aumento de tráfego.

Para tráfego intermediário, a performance de TLP-4 pode degradar consideravelmente. A varredura do Token pode estar confinada a uma seção pequena da rede, de modo que uma nova estação, externa à varredura, causa colisões quando quer transmitir. A reinicialização da rede provoca atrasos. Numa outra circunstância, uma nova

estação pode se sincronizar com a rede em uma barra e, se ela na outra barra mantém o estado de extrema, ela reverte o ciclo ao fim da sua transmissão, antes que as outras estações que lhe sucedem possam transmitir. Esta reversão incorreta causa colisões e dispara o mecanismo de resincronização da rede, gerando atrasos.

Os diagramas de estado dos protocolos descritos acima são mostrados nas figuras 2, 3, 4 e 5 para TLP-1, TLP-2, TLP-3 e TLP-4, respectivamente. Como regra geral, as transições entre estados são representadas por: EVENTOS - AÇÕES. Maiores detalhes do funcionamento dos protocolos são encontrados em {RODR 84}.

## 5. RESULTADOS DE SIMULAÇÃO

Para se estudar a diferença em performance das várias versões de TLP, quatro exemplos foram selecionados onde as condições da rede favorecem os protocolos diferentemente. Uma análise mais completa e outros exemplos são encontrados em {RODR 84}. Para todas as simulações assumimos uma rede com 15 estações ( $N=15$ ), extensão de 10 Km, fila de entrada infinita por estação, taxa de transmissão de 1 Gbps, e tamanho fixo de mensagem com tempo entre chegadas de mensagens distribuído exponencialmente. O preâmbulo de cada pacote foi estipulado em 100 bits. Intervalos de confiança de 95% foram coletados, embora não sejam mostrados.

### 5.1 - Exemplo 1: Tráfego Balanceado, Mensagens de um Pacote

Este primeiro exemplo serve de base para comparação com os outros casos. As mensagens são pacotes únicos de 100 bits (preâmbulo não incluído). A figura 6 mostra o atraso da espera em fila versus a utilização da barra para os vários protocolos. O atraso de espera em fila é o intervalo desde a chegada do pacote na fila de transmissão até o instante em que o pacote é inicialmente considerado para transmissão. Comparando as curvas de TLP-3 e 4, observamos



que TLP-3 oferece atrasos menores exceto para tráfego leve, quando o atraso de TLP-4 é desprezível. TLP-1 e TLP-2 mostram atrasos iguais para carga crescente, embora TLP-2 ofereça o pior atraso em baixa carga. Em baixa carga TLP-2 incorre em muitas reinicializações devido à falta de tráfego na rede. Em geral, TLP-3 e 4 oferecem melhor performance do que TLP-1 e 2.

## 5.2 - Exemplo 2: Tráfego Pesado em uma Estação, Mensagens de um Pacote.

Neste exemplo, como no anterior, as mensagens são um único pacote de 1000 bits. A estação 8 (estação mediana) oferece tráfego crescente, enquanto as outras estações oferecem um tráfego de fundo constante de 5 Mbps. A figura 7 mostra os atrasos de espera em fila e inserção (QD e ID) para TLP-4. Os atrasos para a estação 8 para TLP-1, 2 e 3 são mostrados na figura 8. Os atrasos para as outras estações são mostrados na figura 9. O atraso de inserção é definido como o tempo decorrido desde o instante em que o pacote é inicialmente considerado para transmissor até o início da sua transmissão bem sucedida.

Dentre todas as versões de TLP, TLP-4 é claramente a melhor. A máxima utilização alcançada pela estação 8 com TLP-4 é aproximadamente 10 vezes aquela alcançada com TLP-3 (a segunda melhor). Em TLP-4, o atraso de inserção da estação 8 é uma função decrescente do tráfego para altos valores de carga, mostrando que o protocolo dá toda a banda de passagem necessária à estação com tráfego pesado. Este comportamento é consequência da existência de um atraso máximo para todos os pacotes e da condição de tráfego leve em que se encontra as estações de fundo ( $\neq 8$ ). Nas estações de fundo, quando um pacote chega, o pacote anterior já foi transmitido. Daí a igualdade entre os atrasos de inserir e esperar em fila. Porque os atrasos de inserção e fila das outras estações ( $\neq 8$ ) são praticamente iguais e constantes com o tráfego oferecido para todos os protocolos, uma interferência desprezível ocorre entre o tráfego pesado e o tráfego de fundo.

Ao contrário do caso anterior, TLP-2 apresenta atrasos menores que TLP-1 para tráfego acima de 4.2 Mbps.

### 5.3 - Exemplo 3: Tráfego Pesado em uma Estação, Mensagens com Pacotes Múltiplos.

O efeito de pacotes múltiplos é investigado neste exemplo. Assumimos as mesmas condições do exemplo 2 exceto que o tráfego da estação 8 consiste da mensagem com 10 pacotes ou 1000 bits cada, sendo que os pacotes são colocados em fila de transmissão simultaneamente. O atraso em fila de mensagem é o atraso em fila do seu último pacote. O atraso de inserção da mensagem é definida como o intervalo entre a chegada do primeiro pacote à frente da fila de transmissão e do início da transmissão bem sucedida do último pacote. As figuras 10 e 11 mostram os atrasos para este exemplo. Os atrasos para as estações de fundo com TLP-1, 2 e 3 não são mostrados por serem semelhantes ao caso anterior.

Comparando a figura 10 com a figura 7 do exemplo anterior para TLP-4, notamos que a estação 8 é muito pouco afetada com o tráfego de pacotes múltiplos, e, surpreendentemente, o atraso para as estações de fundo até melhora. Em TLP-4 uma mensagem com pacotes múltiplos é enviada como uma sucessão de transmissões se as estações de fundo não tem nada a transmitir. Entretanto, um período de atividade longo aumenta a probabilidade de colisão com o tráfego de fundo. O tempo adicional para resincronizar os ciclos em caso de colisão justifica a pequena perda na utilização máxima da barra.

Para TLP-1, 2 e 3, comparando com o exemplo anterior, os atrasos para a estação 8 são 10 vezes maiores. Os atrasos para as estações de fundo não mostram diferença de exemplo anterior e não são mostrados. TLP-2 apresenta agora melhor performance do que TLP-1 para toda a faixa de tráfego.

#### 5.4 - Exemplo 4: Tráfego Balanceado, Posicionamento Assimétrico

Este exemplo investiga a performance de TLP quando o conjunto das estações ativas é menor que o número total de estações na rede, ou, equivalentemente, quando as estações não estão localizadas simetricamente. Assumimos que as estações de 8 a 15 estão inativas. O tráfego é igualmente distribuído entre as estações ativas, e as mensagens são pacotes simples de 1000 bits (sem contar preâmbulo).

A figura 12 mostra os resultados para TLP-3 e 4, e os resultados para TLP-1 e 2 são mostrados na figura 13. Comparando a figura 12 com a figura 7, a máxima utilização para TLP-4 aumenta com a redução do conjunto de estações ativas, mas a máxima utilização para TLP-3 decresce. TLP-3 não é adaptivo, de maneira que um número menor de pacotes por ciclo deve compartilhar o atraso de propagação que continua constante (função da extensão máxima da rede). Mais uma vez TLP-4 adapta-se bem às novas condições. TLP-3 tem uma performance melhor que TLP-4 na faixa de 25 a 95 Mbps.

A figura 13 mostra que as utilizações máximas de TLP-1 e 2 são muito limitadas. TLP-2 apresenta melhor performance que TLP-1 para carga acima de 20 Mbps, mostrando melhor adaptação.

#### 5.5 - Comparando as Diversas Versões

TLP-3 e 4 decididamente apresentam performance superior a TLP-1 e 2 em todos os exemplos. Para tráfego balanceado e posicionamento simétrico, TLP-3 é superior a TLP-4, e TLP-1 a TLP-2. Entretanto, o tráfego desbalanceado e o posicionamento assimétrico favorecem às versões adaptáveis TLP-2 e 4.

TLP-4 é a única versão que não se deteriora para o tráfego desbalanceado com mensagens de pacotes múltiplos. A máxima utilização de TLP-4 nestes casos é uma ordem de grandeza maior do que a mais próxima utilização (TLP-3) e os atrasos de espera em fila são muito pouco afetados pelo tipo de tráfego (pacote simples ou múlti

plo).

Para todos os protocolos as estações de fundo não são afetadas pelo tráfego pesado da estação 8. Esta característica mostra equidade no uso da rede.

## 6. CONCLUSÕES

Este artigo descreve quatro versões dos protocolos Token-Less para topologia em barramento duplo. O controle dos protocolos é baseado simplesmente na detecção de atividade nas barras e é completamente distribuído. Os componentes funcionando à velocidade de transmissão da barra são minimizados, e o acesso é livre de colisões, com os pacotes apresentando atraso máximo. Resultados para tráfego desbalanceado e mensagens com pacotes múltiplos são obtidos por simulação. Mostra-se que o tráfego de fundo é insensível ao tráfego pesado e que a versão adaptável TLP-4 apresenta uma melhor performance que os outros protocolos para estas situações de tráfego. O fato que TLP-4 apresenta atrasos de espera em fila ordens de magnitude menor que o oferecido por protocolos simples, como TLP-3, torna TLP-4 uma excelente opção para aplicações onde tráfego com alta banda de passagem e em rajadas ("bursty") ocorre (transferência de arquivos, gráficos, etc.). A insensibilidade do tráfego de fundo ao tráfego pesado garante um atendimento adequado ao tráfego interativo e prioritário.

## 7. REFERÊNCIAS

{GERL 84} - GERLA, M., P.RODRIGUES, AND C.YEH, "U-Net: A Unidirectional Fiber Bus Network", in Proceedings Fiber Optic Communications Local Area Networks (FOC/LAN 84), Las Vegas, NV: September, 17-21, 1984;

{GERL 83} - GERLA, M., P.RODRIGUES, AND C.YEH, "Buzz-Net: A Hybrid Random Access/Virtual Token Local Network", in Proceedings

1983 IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom '83) - Vol. 3, San Diego, CA: Nov 28 - Dec 1, 1983, pp. 1509-1513;

{LIMB 82} - LIMB, J.O. AND C.FLORES, "Description of Fasnet - A Unidirectional Local Area Communications Network", The Bell System Technical Journal, Vol. 61, No. 7, September 1982, pp. 1413-1440;

{RODR 84} - RODRIGUES, P.H.A., "Access Protocols for High Speed Fiber Optics Local Networks", Tese de Doutorado, Computer Science Department, UCLA, Los Angeles, Estados Unidos, 1984, 213 pp.

"DICIONÁRIO PARA FIGURAS"

"Insertion Delay"	-	Atraso de Inserção;
"Queneing Delay"	-	Atraso de Espera em Fila;
"Load"	-	Tráfego Oferecido;
"Background Load"	-	Tráfego de Fundo.

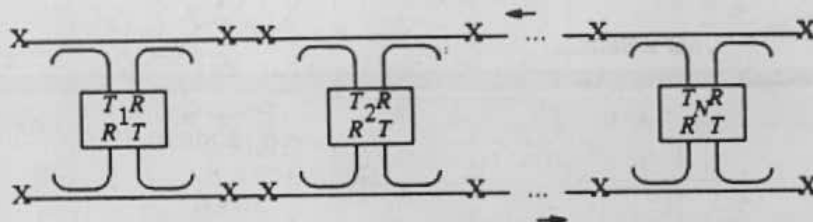


FIGURA 1 - TOPOLOGIA DE BARRAMENTO DUPLO

TLP-1

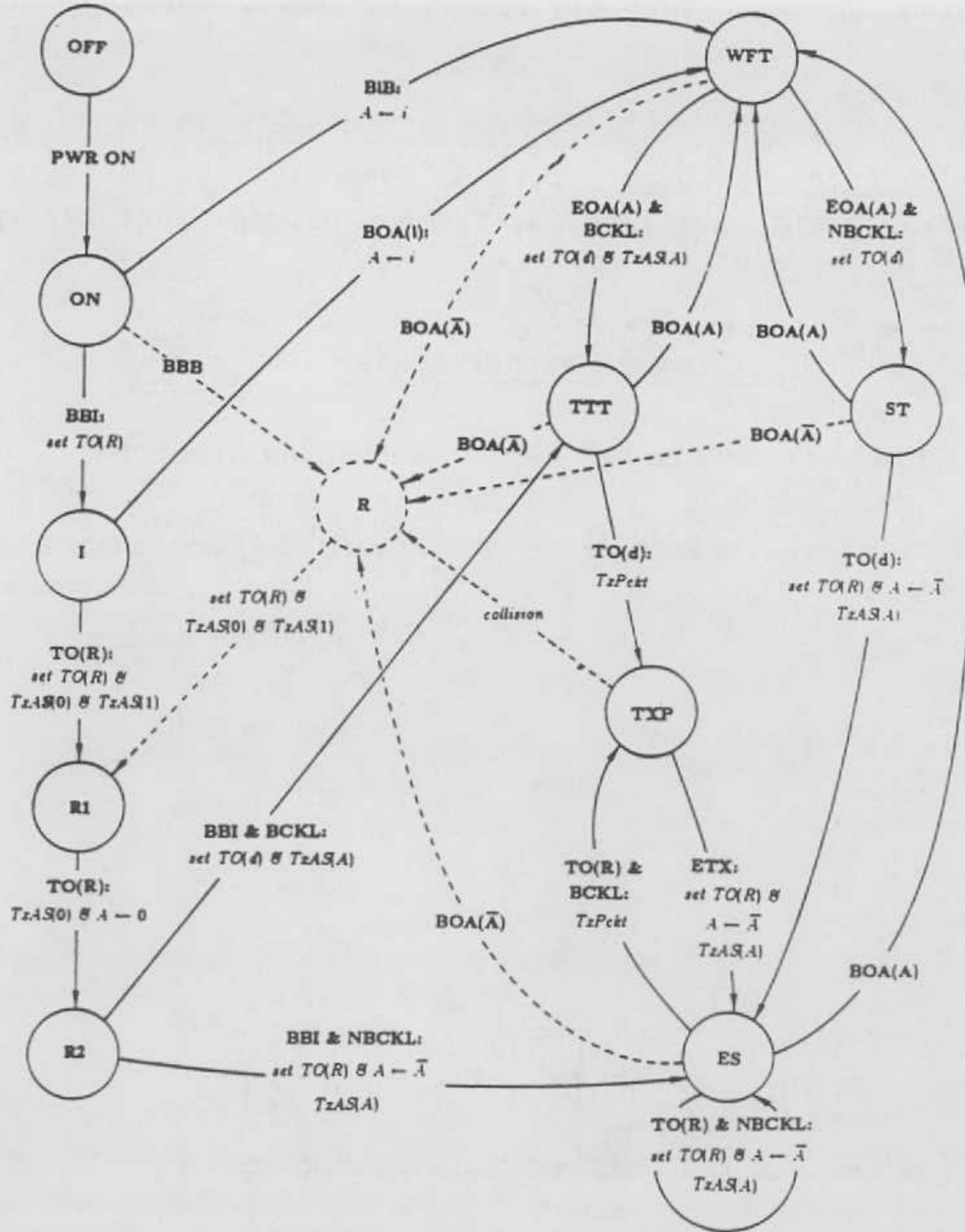


FIGURA 2 - DIAGRAMA DE ESTADOS PARA TLP-1

TLP-2

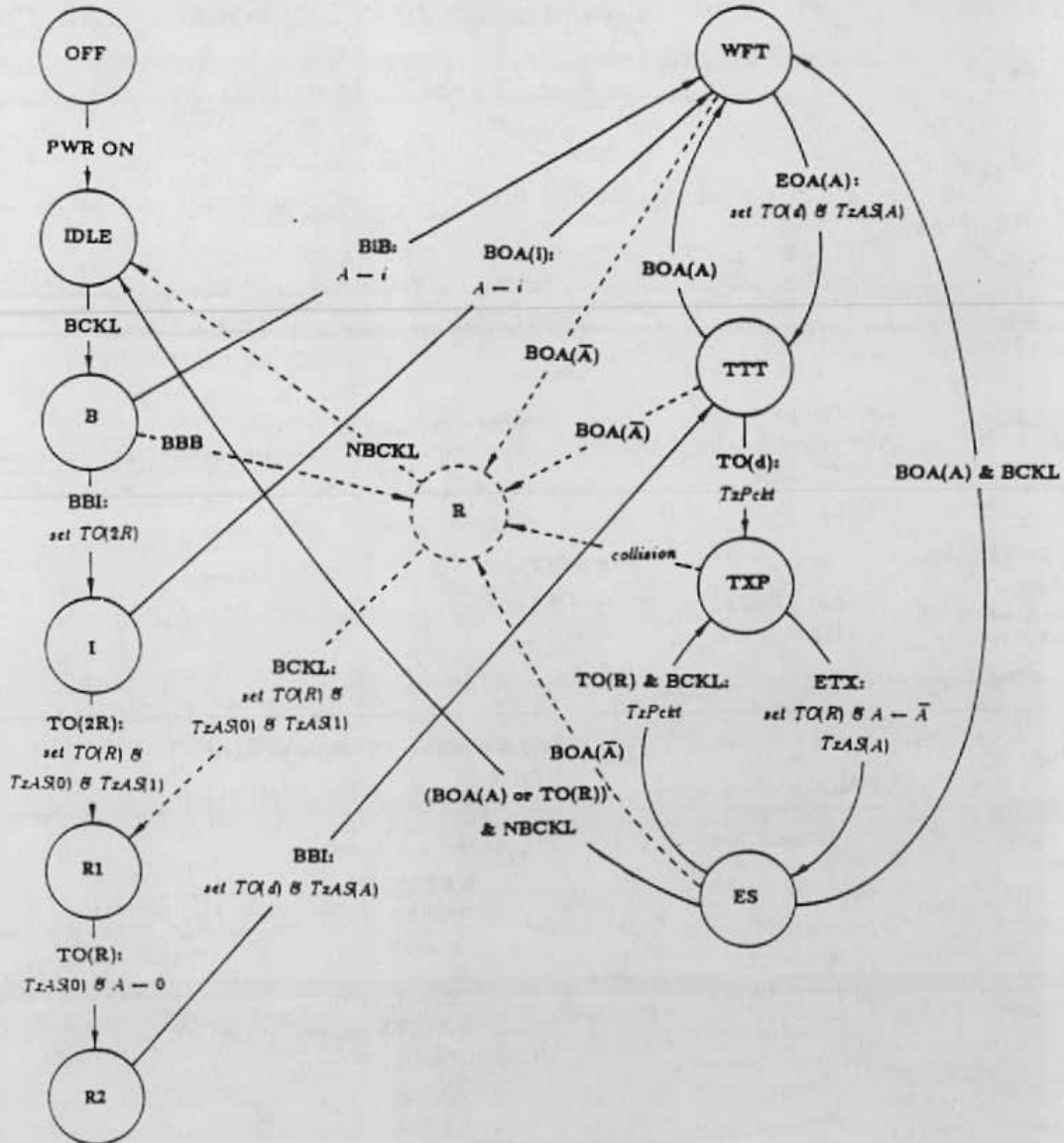


FIGURA 3 - DIAGRAMA DE ESTADOS PARA TLP-2

TLP-3

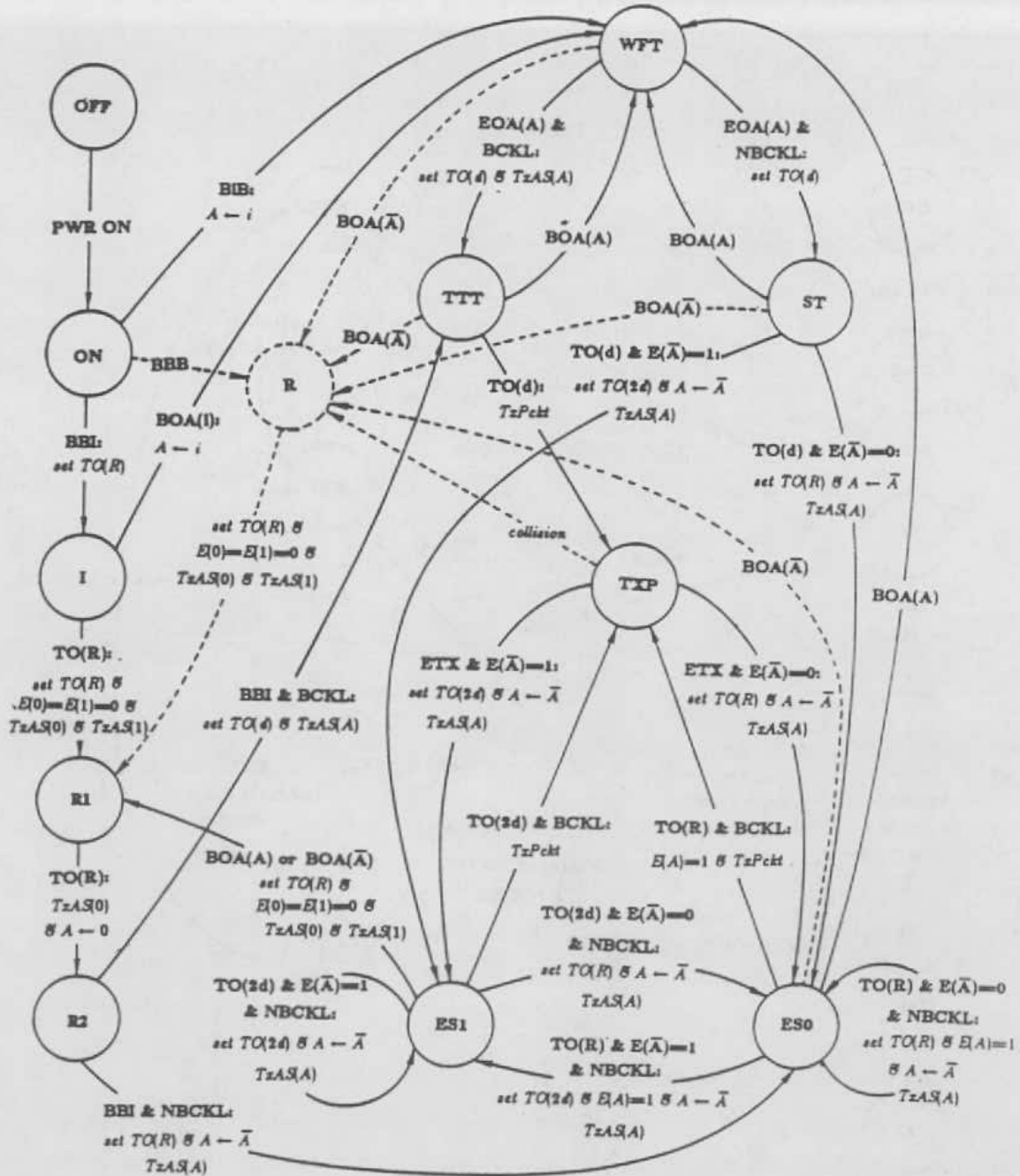


FIGURA 4 - DIAGRAMA DE ESTADOS PARA TLP-3



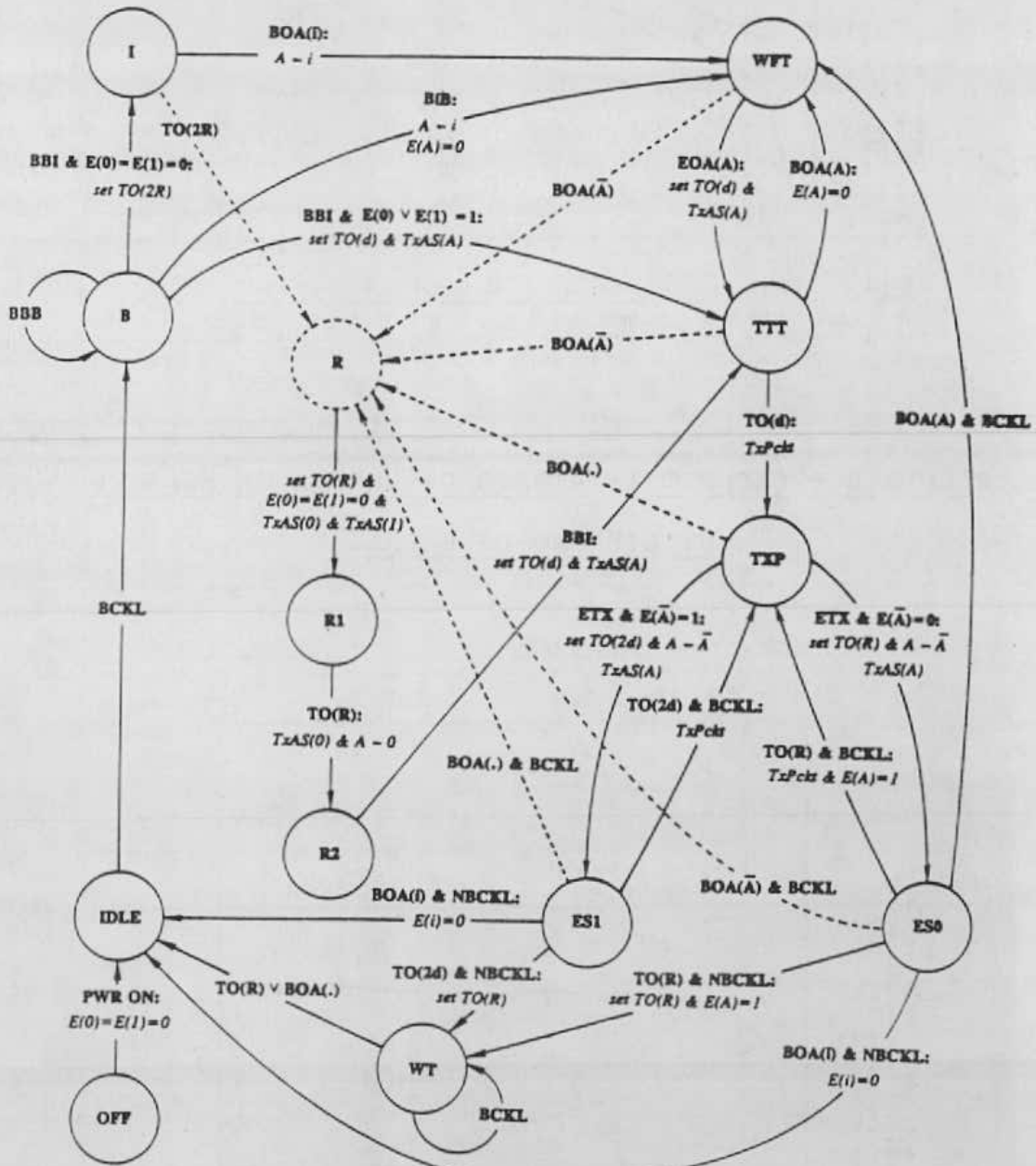


FIGURA 5 - DIAGRAMA DE ESTADOS PARA TLP-4

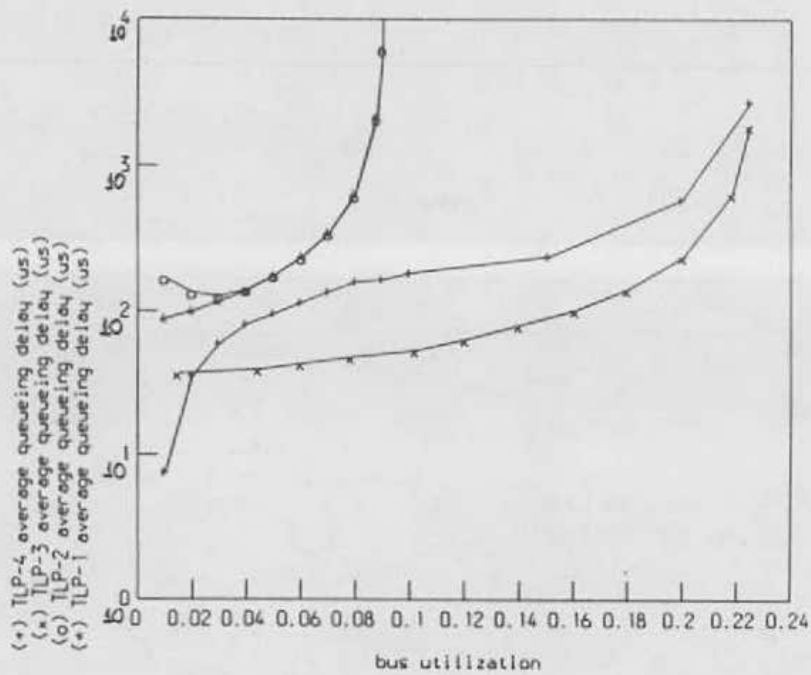


FIGURA 6 - EXEMPLO 1: ATRASO DE ESPERA EM FILA VS UTILIZAÇÃO DA BARRA.

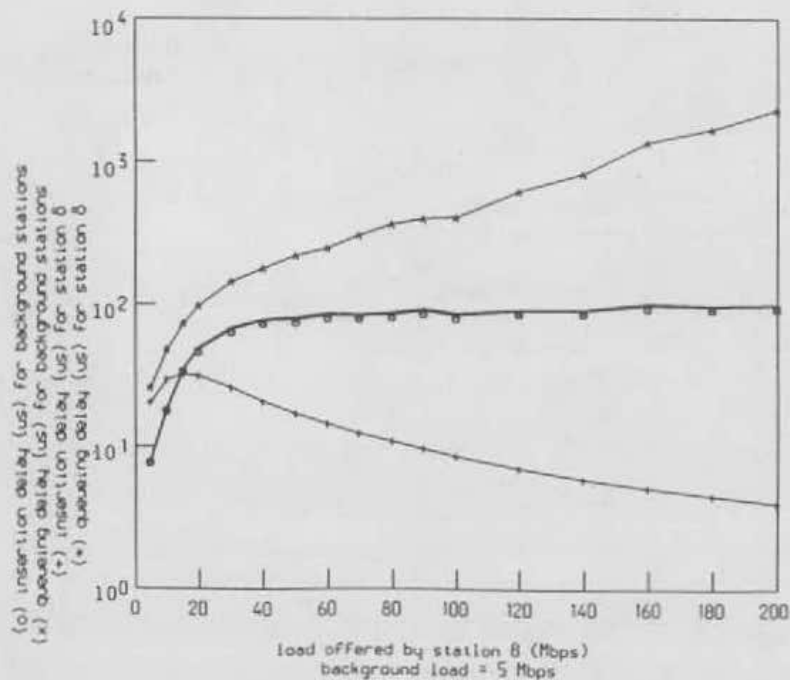


FIGURA 7 - EXEMPLO 2: ATRASO DE ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO DA ESTAÇÃO 8 PARA TLP-4.

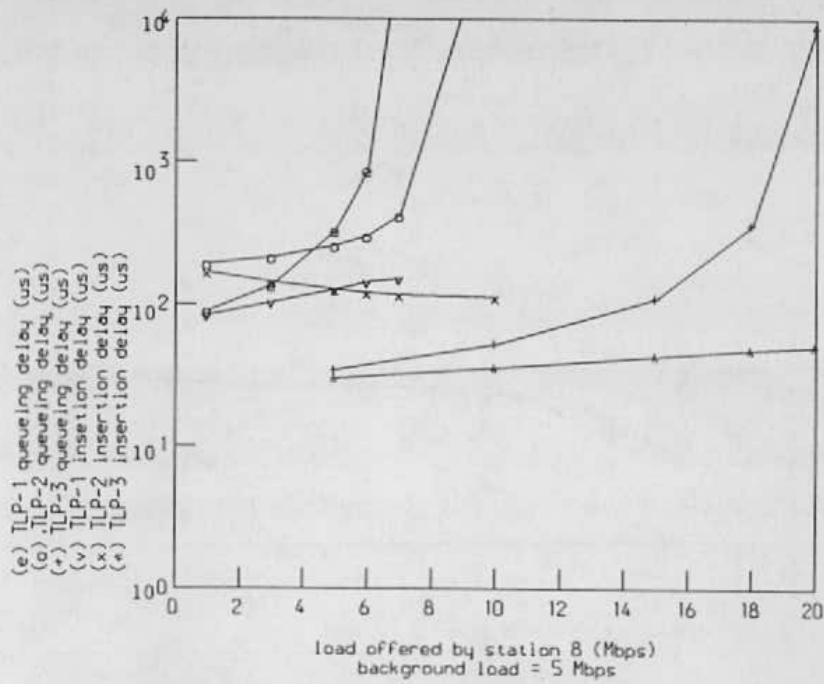


FIGURA 8 - EXEMPLO 2: ATRASOS DE INSERÇÃO E ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO DA ESTAÇÃO 8 EM TLP-1, 2, 3.

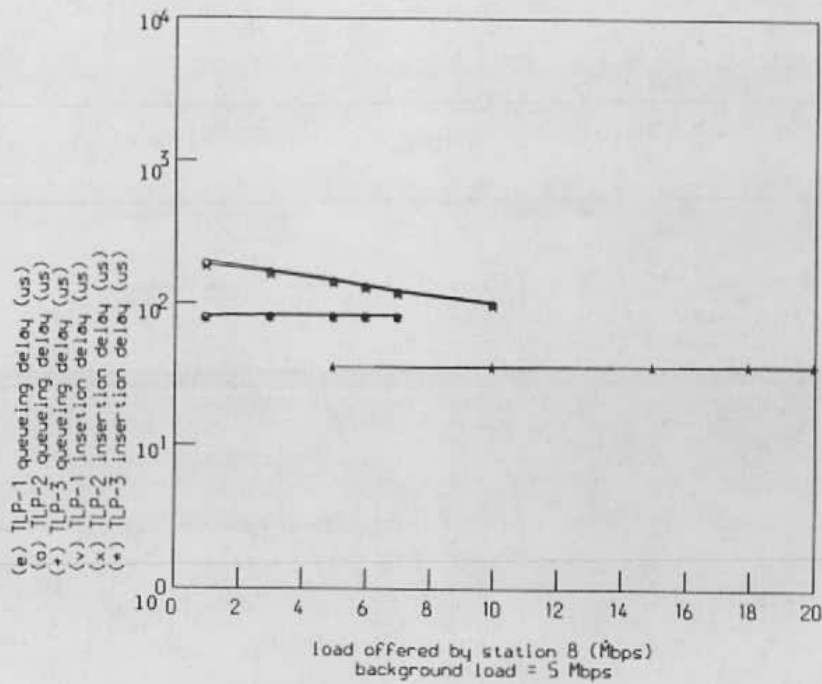


FIGURA 9 - EXEMPLO 2: ATRASOS DE INSERÇÃO E ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO DA ESTAÇÃO 8 PARA ESTAÇÕES DE FUNDO EM TLP-1, 2, 3

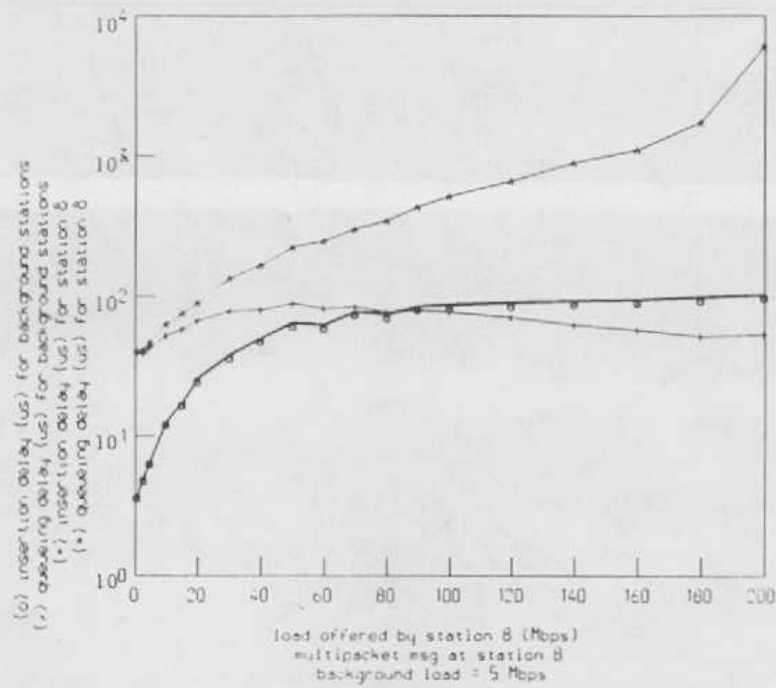


FIGURA 10 - EXEMPLO 3: ATRASOS DE INSERÇÃO E ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO DA ESTAÇÃO 8 PARA TLP-4.

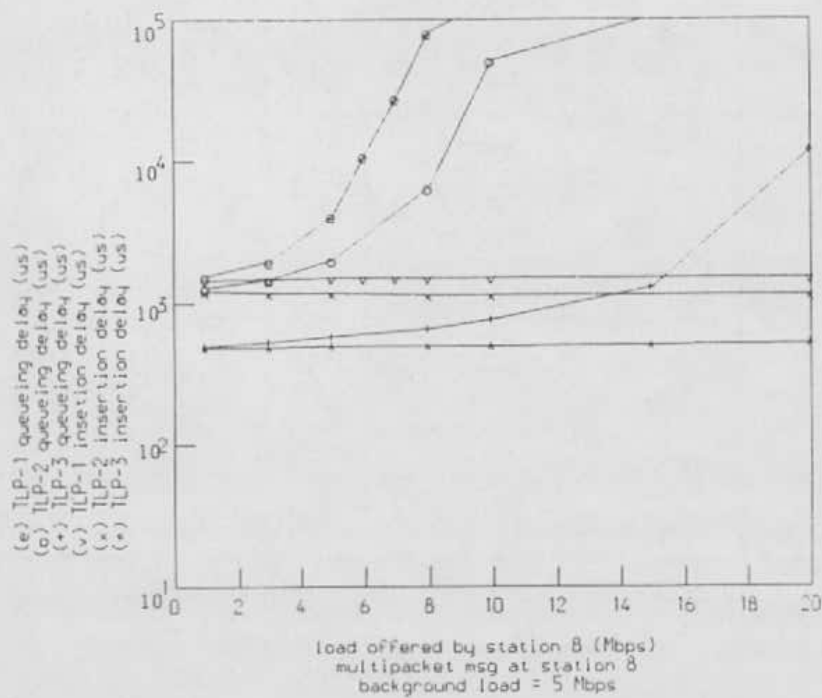


FIGURA 11 - EXEMPLO 3: ATRASOS DE INSERÇÃO E ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO DA ESTAÇÃO 8 PARA TLP-1, 2, 3.

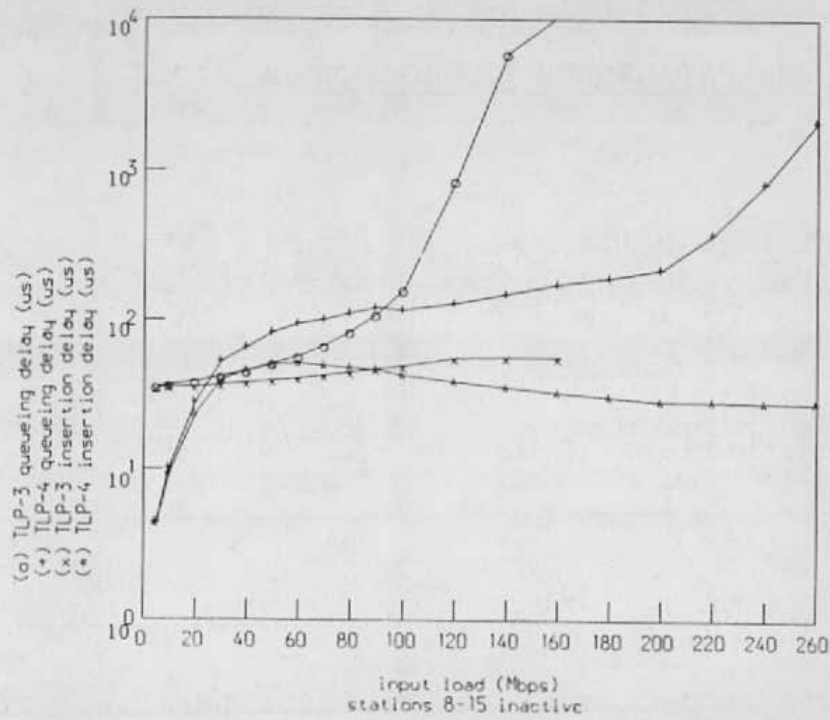


FIGURA 12 - EXEMPLO 4: ATRASOS DE INSERÇÃO E ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO PARA TLP-3, 4.

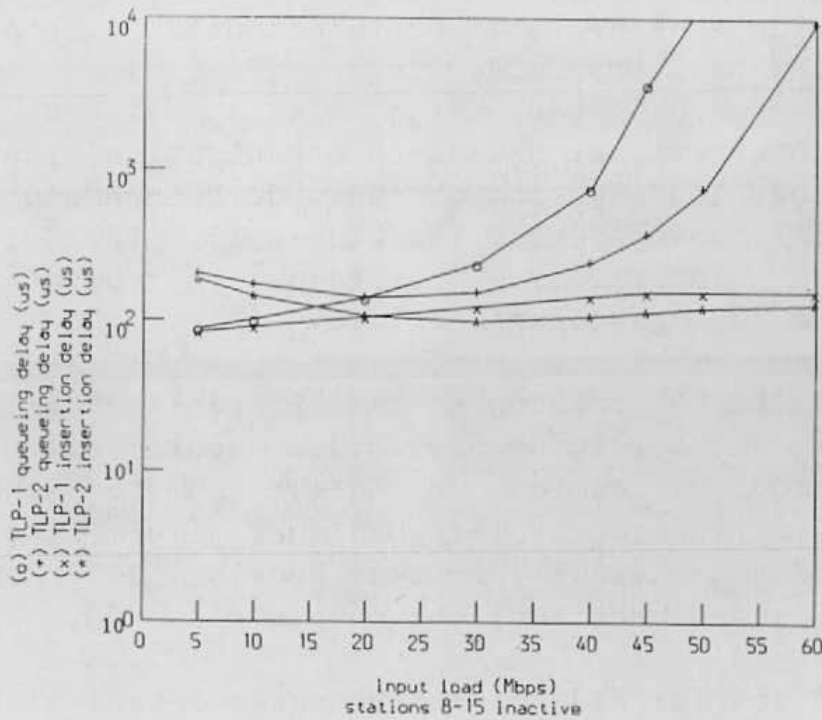


FIGURA 13 - EXEMPLO 4: ATRASOS DE INSERÇÃO E ESPERA EM FILA VS TRÁFEGO PARA TLP-1, 2.