

## Um estudo comparativo de técnicas de análise de escalonabilidade em um sistema de comunicação tempo-real

Keiko V.O. Fonseca\* Joni Fraga Jean-Marie Farines

Laboratório de Controle e Microinformática - LCMI  
Universidade Federal de Santa Catarina  
Caixa Postal 476 - 88040-900 - Florianópolis-SC  
e-mail: {keiko, fraga, farines} @lcmi.ufsc.br

### Abstract

Scheduling analysis has a central role on configuring real-time communication systems. The analysis indicates through schedulability tests whether or not a set of messages has its timing requirements satisfied under given system operation premises. This paper presents two techniques available to analyze the schedulability of fixed priority messages. Both of them are compared and the main differences on modeling, tests and results are analyzed. A case study shows the use of these techniques and how their results can be applied to set communication parameters and to configure a real-time communication system.

### Resumo

O presente artigo apresenta uma comparação de duas técnicas propostas para análise de escalonabilidade de mensagens com prioridade fixa. A comparação busca avaliar os testes de escalonabilidade montados sobre um conjunto de mensagens com restrições temporais em um sistema de comunicação. Esta comparação permitirá explicitar as principais diferenças entre técnicas utilizadas na montagem dos testes e os resultados obtidos das análises de escalonabilidade. Um estudo de caso ilustra a aplicação destas técnicas e o uso dos resultados destas análises no sentido de influir em parâmetros de serviços e na configuração do suporte de comunicação usado.

## 1. Introdução

O problema da comunicação em tempo-real consiste em garantir a priori que mensagens transmitidas em um dado sistema de comunicação tenham suas restrições temporais atendidas. A solução deste problema implica na realização de uma análise de escalonabilidade das mensagens sobre os recursos de comunicação do sistema. A aplicação dos resultados destas análises podem servir para o correto dimensionamento/ajuste dos recursos do sistema de comunicação ou ainda para definir políticas de escalonamento mais apropriadas para a carga de mensagens considerada.

Entende-se *análise* ou *teste de escalonabilidade* como a utilização do conhecimento da política de escalonamento dos recursos e das propriedades temporais do sistema tempo-real

\* professora do curso de Engenharia Elétrica do CEFET-PR afastada para doutoramento no LCMI-UFSC como bolsista CAPES-PICD

para determinar se as restrições temporais de um dado conjunto de mensagens serão atendidas ou não neste sistema [Leho90]. A análise de escalonabilidade de um conjunto de mensagens tempo-real no suporte de comunicação de um sistema distribuído difere fundamentalmente do problema de escalonamento de tarefas em monoprocessador nos pontos [Sath93]:

- a sobrecarga de preempção de mensagens não é desprezível e nem sempre a preempção de uma mensagem pode ser realizada;
- o acesso aos recursos escalonáveis se faz geralmente com informações incompletas sobre o uso e requisições dos mesmos.

O conhecimento da operação dos protocolos de comunicação que controlam o acesso aos recursos compartilhados do suporte de comunicação é um dos requisitos para a análise de escalonabilidade de mensagens tempo-real. Estes protocolos dependem da arquitetura de comunicação adotada para o sistema. Portanto, conhecidos a arquitetura, os serviços e protocolos, o conjunto de mensagens e a política de escalonamento usada na comunicação, é possível a realização de testes que permitam concluir sobre a escalonabilidade ou não destas mensagens no suporte de comunicação.

Embora sejam muitas as abordagens apresentadas na literatura no sentido da verificação da escalonabilidade de mensagens tempo-real [Malc94] [Kope94], o objetivo neste trabalho é comparar as técnicas propostas em [Tind93] e em [Sath93]. Estas técnicas de análise de escalonabilidade são propostas para modelos de escalonamento com garantia no projeto e baseados em *prioridade fixa* [Sha94]. A flexibilidade destes modelos de escalonamento e sua aceitação na literatura justifica a escolha das técnicas de análise citadas.

O texto parte, inicialmente, definindo hipóteses sobre o sistema de comunicação. Neste sentido, o modelo de escalonamento e as propriedades temporais do sistema de comunicação são introduzidos, formando então uma base conceitual para a comparação das duas técnicas de análise de escalonabilidade. A construção dos testes de escalonabilidade, na ótica de ambas as técnicas, suas abrangências e limitações são objeto de discussão na sequência do texto. Por fim, um exemplo elucidativo da aplicação das técnicas é apresentado. Neste exemplo é usado uma rede local com um protocolo de MAC do tipo "token-passing" distribuído, sujeita então a uma carga de mensagens tempo-real. Com base nisto e usando as técnicas de análise de escalonabilidade são verificadas as condições de garantia no escalonamento das mensagens propostas. Os resultados obtidos nas análises são comparados e interpretados no sentido do uso dos mesmos em ajustes de parâmetros de rede ou ainda na procura de uma política mais adequada de escalonamento.

## 2. Modelo de Escalonamento

O *Modelo de Escalonamento* [Sath93] é tido como uma abstração que permite estudar a correção temporal<sup>1</sup> de um conjunto de atividades (neste caso transmissão de mensagens) que devem ser executadas em um recurso particular (suporte de comunicação). Um modelo de es-

<sup>1</sup> do inglês "timeliness". Refere-se ao tempo em que uma execução programada para o sistema ocorre. Esta execução requer que os limitantes de tempo impostos sejam obedecidos.

calonamento é composto de um modelo de mensagens, um modelo do recurso compartilhado e a política de escalonamento adotada.

## 2.1 O modelo de mensagens

O conjunto de mensagens distribuído entre os nós da rede apresenta características de tráfego envolvendo a geração de mensagens periódicas e esporádicas<sup>2</sup>. Estas mensagens representam então uma carga estática conhecida a priori e portanto suscetíveis à utilização de escalonamentos com garantia em tempo de projeto [Rama94]. No modelo assumido aqui, as mensagens são também independentes entre si.

A representação das restrições temporais de uma mensagem é dado pela tripla  $(T, C, D)$  onde  $T$  é o *período* de chegada da mensagem periódica na fila de transmissão ou, no caso de mensagens esporádicas, é o *intervalo mínimo* conhecido de chegada de mensagens consecutivas;  $C$  é o tempo de transmissão da mensagem expresso como o pior caso de tempo para a sua transmissão completa e sem interrupções. Este tempo é função do comprimento da mensagem em bytes e da taxa de transmissão efetiva entre os nós (vazão); e  $D$  é o *deadline*, o limite máximo para que se complete o serviço de transmissão da mensagem entre os nós de origem e destino. Neste trabalho uma mensagem de prioridade  $i$  de um nó  $k$  da rede é representada como  $m_{i,k}(T_{i,k}, C_{i,k}, D_{i,k})$ .

## 2.2 O modelo do recurso

O modelo do recurso representa as propriedades temporais do sistema de comunicação e a sua influência no atraso fim-a-fim na transmissão de mensagens. O atraso fim-a-fim é função :

- das sobrecargas dependentes do conjunto de protocolos implementados. Isto inclui atrasos devido, por exemplo, à fragmentação de mensagens, montagem (encapsulamento) e transmissão dos quadros, quadros de controle no protocolo, etc.;
- da influência das características físicas da rede: taxa de transmissão das mensagens, a velocidade de propagação no meio físico, as limitações de espaço e da taxa de transferência de "buffers", etc.;
- do bloqueio por inversão de prioridades. Esta inversão ocorre quando a transmissão de uma mensagem de maior prioridade é bloqueada pela transmissão já em curso de uma de menor prioridade e portanto cuja preempção não é mais possível.

## 2.3 As hipóteses sobre as políticas de escalonamento

O escalonamento de mensagens adotado em ambas as técnicas segue a abordagem *prioridade fixa* com garantia no projeto onde, segundo uma política de escalonamento, é associada em tempo de projeto uma prioridade fixa a cada mensagem. Diversas políticas de atribuição de

<sup>2</sup> mensagens esporádicas são classicamente identificadas como mensagens aperiódicas com um intervalo mínimo entre atuações sucessivas.

prioridade que seguem a abordagem adotada podem ser testadas com relação à sua adequação ao atendimento das restrições temporais das mensagens. A Taxa Monotônica [Sha94], a Deadline Monotônica [Auds91] ou ainda os métodos de pesquisa aleatória como o apresentado em [Tind93] são perfeitamente utilizáveis neste caso.

A sequência da execução dos envios no suporte de comunicação dessas mensagens é sempre determinada pela ordem de prioridades das mesmas. O tipo de preempção admitido no modelo de escalonamento corresponde à substituição de uma mensagem na cabeça de uma fila de envio de um nó por uma mensagem de maior prioridade recém chegada. Uma vez iniciada uma transmissão a preempção não pode mais ocorrer.

A carga sendo estática, determina a não inclusão de novas mensagens tempo-real no sistema de comunicação. Qualquer alteração de parâmetros ou redefinição do modelo de mensagens durante a operação do mesmo implica na impossibilidade de garantir o atendimento das restrições temporais das mensagens.

### 3. Análise de escalonabilidade

A análise de escalonabilidade tenta responder a questão do atendimento do requisito da correção temporal de mensagens tempo-real quando uma determinada política de escalonamento, e portanto uma atribuição de prioridades para estas mensagens é utilizada em uma certa configuração de serviços do suporte de comunicação. As técnicas de análise aqui apresentadas consideram o *Instante Crítico* [Liu73]. Em um sistema de comunicação o instante crítico corresponde ao pior caso de ocorrência de mensagens para transmissão, isto é, o instante onde todas as mensagens em todos os nós estão prontas para a transmissão.

#### 3.1 A abordagem baseada em Saturação [Sath93]

Esta abordagem de análise proposta em [Sath93][Kett94], baseia-se no tipo de teste de escalonabilidade introduzido em [Leho90] e é fundamentada no conceito de *trabalho cumulativo*  $L_i(t)$  que consiste no cômputo do tempo de utilização do recurso compartilhado (suporte de comunicação) na transmissão das mensagens com prioridades maiores ou iguais a  $i$  durante a janela de tempo  $t$ . Para o caso de mensagens periódicas com deadlines menores ou iguais aos respectivos períodos, o trabalho cumulativo para a prioridade  $i$  considerando o instante crítico [Liu73] é dado por:

$$L_i(t) = \sum_{j=1}^i C_j \cdot \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil \quad [1]$$

Se uma mensagem  $m_i$  tiver uma janela de tempo  $t$  disponível para sua transmissão pelo menos igual ao trabalho cumulativo envolvendo as mensagens mais prioritárias ou de mesmo nível, ou seja, se  $L_i(t) \leq t$  então a mensagem é *garantida*. Portanto um teste de escalonabilidade de um conjunto de mensagens com prioridades  $i$  variando de 1 a  $n$ , necessário e suficiente, é dado pela condição abaixo:

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge D_i \leq T_i \quad \min_{0 < t \leq D_i} \frac{L_i(t)}{t} \leq 1 \quad [2]$$

utilizando a expressão de  $L_i(t)$  a condição [2] pode ser re-escrita :

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge D_i \leq T_i \quad \min_{0 \leq t \leq D_i} \sum_{j=1}^i \frac{C_j}{t} \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil \leq 1 \quad [3]$$

a condição [3] quando satisfeita para um conjunto de mensagens fornece a garantia a priori que todas as mensagens do conjunto são escalonáveis.

O teste baseado em  $L_i(t)$  foi introduzido inicialmente para análise de escalonabilidade de tarefas em processadores. O equivalente para mensagens é o termo *Saturação Máxima* ( $Smax$ ) introduzido em [Sath93] como uma métrica para medir o grau de ocupação de um sistema de comunicação sujeito a uma política de escalonamento e a um conjunto de mensagens tempo-real. Quanto menor  $Smax$ , maior a capacidade do recurso ainda disponível. A *Saturação* ( $Sat_i$ ) garantir Lide uma mensagem  $m_i$  é calculada para uma janela de tempo  $t$  de tamanho máximo igual a  $D_i$  (deadline da mensagem  $m_i$ ). Esta janela está relacionada com o tempo requerido para a transmissão de todas as mensagens prontas de prioridade maior ou igual a  $i$ , isto é, com o trabalho cumulativo  $L_i(t)$  associado com o escalonamento da mensagem  $m_i$ :

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \quad Sat_i = \min_{0 \leq t \leq D_i} \frac{L_i(t)}{t} \quad [4]$$

A avaliação da melhor relação *trabalho\_cumulativo X janela* se faz para todos os valores possíveis da janela  $t$  e para todas as mensagens em todos os nós.  $Smax$  é calculado como o valor máximo de *Saturação* ( $Sat$ ) entre as  $n$  mensagens de todos os nós da rede:

$$Smax = \max_{1 \leq i \leq n} Sat_i \quad [5]$$

$Smax$  corresponde ao pior caso de Saturação de mensagem, ou seja, o pior caso de ocupação da capacidade do recurso de comunicação no escalonamento de uma mensagem no conjunto de mensagens considerado. Obviamente se  $Smax > 1$  existe, pelo menos uma situação de mensagens prontas onde o recurso de comunicação não é suficiente para atender as restrições temporais de uma ou mais mensagens do conjunto analisado. Logo, um conjunto de mensagens é escalonável são para se:

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge 0 \leq t \leq D_i \quad Smax \leq 1 \quad [6]$$

As condições de teste [3] e [6], descritas acima, são desenvolvidas em um modelo de escalonamento dito *ideal* porque não considera custos de preempção de mensagens e sobrecargas dependentes de implementações dos serviços no sistema. As extensões destas condições para um modelo real são tratadas em [Kett95]. A figura 1 sintetiza os passos na passagem de um modelo de escalonamento ideal para um modelo identificado como *genérico* que inclui a representação dos custos decorrentes da implementação do sistema real. Neste modelo são introduzidas:

- a sobrecarga de mensagem ( $Ovh$ ) imposta na execução dos procedimentos de transmissão e recepção da mensagem. O encapsulamento de mensagens é exemplo de sobrecarga dependente da mensagem.

- a sobrecarga dependente das características do sistema ( $Ovh_{sys}$ ). Uma sobrecarga típica de sistema é a decorrente da troca de mensagens de controle (sincronismo de relógios, circulação de ficha, etc.).
- o bloqueio de uma mensagem  $j$  imposto por inversão de prioridades ( $Blocking_j$ ).

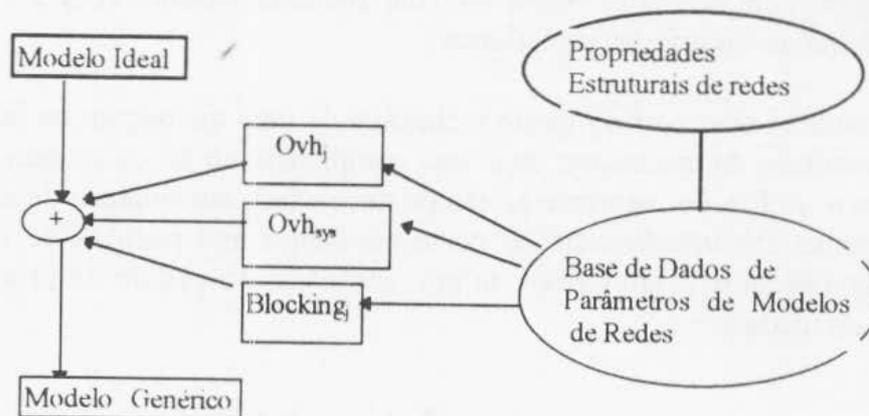


Figura 1 - Modelagem de recursos da rede

No modelo genérico, estas sobrecargas são introduzidas por conta das características do sistema de comunicação considerado. A análise do modelo de escalonamento genérico implica na necessidade de extensão da condição [3], incluindo fatores de quantificação destas sobrecargas na mesma. A condição [7] é o resultado desta extensão para mensagens  $i$  de um nó  $k$  de uma rede com  $N$  nós:

$$\forall i \wedge \forall k. 1 \leq k \leq N \wedge 1 \leq i \leq n \wedge D_{i,k} \leq T_{i,k}$$

$$\min_{0 \leq t \leq D_{i,k}} \sum_{j=1}^i \left\{ \frac{C_{j,k} + Ovh_{j,k}}{t} \cdot \left\lceil \frac{t}{T_{j,k}} \right\rceil \right\} + \frac{Ovh_{sys}}{t} + \frac{(Blocking_{i,k})}{t} \leq 1 \quad [7]$$

### 3.2 A abordagem baseada em interferências [Tind93]

Nesta abordagem, a construção do teste está baseada na idéia de pior caso de *tempo de resposta* introduzida em [Jose86] onde é calculado o tempo entre a liberação e o término da transmissão de uma mensagem, considerando a máxima interferência que a mensagem pode sofrer de mensagens de prioridade maior. A análise feita em [Tind93] representa então o pior caso de interferências (em termos de tempo) sobre os tempos de respostas das mensagens de um conjunto.

As mensagens, no modelo de mensagens adotado, podem ser atrasadas na sua liberação, enfileiramento e execução (transmissão e entrega da mensagem) e assumem deadlines arbitrários. As ocorrências de mensagens são identificadas e tratadas como ocorrências de tarefas no modelo de escalonamento. As interferências são representadas por tarefas nos cálculos dos tempos de respostas.

No modelo em [Tind93], mensagens que podem ter seus deadlines maiores que o seus períodos, sofrem o que se pode chamar de *interferência interna*, ou seja, uma vez que se pode ter  $D_{i,k} > T_{i,k}$ , os pedidos anteriores de transmissão de uma mensagem  $m_{i,k}$  podem ser acumulados na fila de transmissão. Portanto, a análise deve considerar a interferência das ativações anteriores da mensagem  $m_{i,k}$  na sua ativação corrente. No estudo apresentado neste texto, no sentido de permitir a comparação entre as técnicas de análise, os modelos de mensagens são limitados à mensagens com deadlines menor ou igual aos seus períodos ( $D_{i,k} \leq T_{i,k}$ ). Esta hipótese afasta o problema das interferências internas.

O tempo máximo transcorrido desde a chegada de uma mensagem na fila de transmissão até que a transmissão da mensagem  $m_{i,k}$  seja completada no nó de origem é chamado de *largura<sup>3</sup> de tempo*  $w_{i,k}$ . Ele corresponde ao tempo necessário, em situação de instante crítico, para o processamento das interferências  $I_j$  correspondentes aos pedidos de transmissão de mensagens que antecedem  $m_{i,k}$  em termos de prioridade e o do pedido da própria mensagem  $m_{i,k}$ . A largura  $w_{i,k}$  é dada por :

$$w_{i,k} = C_{i,k} + \sum_{j \in \text{hp}(i)} I_j \quad [8]$$

onde  $\text{hp}(i)$  é o conjunto de prioridades maior que  $i$  e  $I_j$  é a interferência que a mensagem  $m_{i,k}$  pode sofrer de uma mensagem  $m_j$  de prioridade maior durante a largura  $w_{i,k}$ . A interferência  $I_j$  é dada por:

$$I_j = \left\lceil \frac{w_{i,k}}{T_j} \right\rceil \cdot C_j$$

a expressão da largura de tempo  $w_{i,k}$  pode se re-escrita como:

$$\forall i,k \quad w_{i,k} = C_{i,k} + \sum_{j \in \text{hp}(i)} \left\lceil \frac{w_{i,k}}{T_j} \right\rceil \cdot C_j \quad [9]$$

Nesta abordagem a mensagem  $m_{i,k}$  é garantida se  $w_{i,k} \leq D_{i,k}$ . A largura  $w_{i,k}$  aparecendo em ambos os lados da equação [9], determina a necessidade de um método iterativo para resolver a equação. Em [Jose86] é apresentado um método onde se considera

$$w_{i(n+1)} = C_i + \sum_{j \in \text{hp}(i)} \left\lceil \frac{w_{i(n)}}{T_j} \right\rceil \cdot C_j$$

e a solução se faz com o cálculo de  $w_{i(n)}$ , a enésima aproximação de  $w_{i,k}$ , considerando  $w_{i(0)} = 0$ . A convergência ocorre quando  $w_{i(n+1)} = w_{i(n)}$ . Se  $\forall i \quad w_{i(n+1)} \leq D_i$  o conjunto de mensagens tempo-real é dito escalonável.

<sup>3</sup>O conceito *largura de tempo*  $w_{i,k}$  coincide com a noção de *tempo de resposta* somente em situações de  $D_{i,k} \leq T_{i,k}$  [Tind93]

O modelo de escalonamento apresentado até aqui é ideal uma vez que não são computados os custos de preempção, bloqueios e ainda sobrecargas devido a implementação do sistema de comunicação. A exemplo da técnica descrita no item anterior, é necessário estender a equação [9]. O bloqueio ( $B_{i,k}$ ) à transmissão da mensagem de prioridade  $i$  causado pela transmissão de um quadro de uma mensagem em curso e o atraso  $\phi$  devido a propagação elétrica no meio físico são incluídos na equação abaixo:

$$\forall i, k \quad w_{i,k} = C_{i,k} + B_{i,k} + \sum_{j \in \text{hp}(i)} \left[ \frac{w_{i,k}}{T_j} \right] \cdot C_j + \phi \quad [10]$$

## 4. Aplicação das técnicas descritas

Nesta seção, as técnicas de análise descritas nos itens anteriores são utilizadas na verificação da escalonabilidade de um conjunto ordenado de mensagens tempo-real  $M$  que devem ser transmitidas em rede local com um conjunto de  $N$  nós ( $1..k..N$ ). As mensagens têm suas prioridades  $i$  atribuídas segundo uma política de escalonamento escolhida. A escalonabilidade do conjunto de mensagens  $M (m_{i,1} .. m_{i,k} ..)$  será analisada em uma configuração inicial do suporte de comunicação dado; após a análise e a partir dos resultados desta poderá ser sugerido uma outra configuração do suporte ou ainda uma nova política na atribuição de prioridades de mensagens em  $M$  (outra política).

### 4.1 Hipóteses iniciais

A arquitetura: a arquitetura adotada para a rede é a descrita em [Arvi91] que se apresenta com três camadas sobrepostas: Aplicação, Enlace de Dados e Física. A atribuição de prioridades às mensagens e a configuração inicial do suporte de comunicação são determinadas em tempo de projeto. Cabe ao sistema de comunicação, a nível da camada de enlace de dados, a execução e o controle da transmissão da mensagem pronta de maior prioridade. Um protocolo do tipo "token-passing" é o adotado para a subcamada de controle de acesso ao meio (MAC). No estudo a ser apresentado, os serviços de enlace são fixados inicialmente em serviços sem conexão e sem reconhecimento (LLC tipo 1) e depois estendidos a outros tipos de serviços. Considera-se também que a rede em questão é livre de falhas de "software" e de "hardware".

O modelo de escalonamento: o modelo de escalonamento se utiliza inicialmente da política RM (taxa monotônica) na atribuição de prioridades fixas para as mensagens com a prioridade mais alta correspondendo ao menor período. Um outro aspecto que deve ser considerado nos resultados que serão apresentados é que o escalonamento em tempo real no sistema distribuído se dá em dois níveis: no primeiro é definido a banda de cada nó e no segundo, a nível de nó, um escalonamento local com base na taxa monotônica define qual a mensagem que ocupará a banda do nó. Portanto as mensagens de um nó não causam interferências ou atrasos em mensagens dos outros nós e desta forma os resultados de *largura de tempo  $w$*  e de *saturação  $Sat$*  podem ser analisados separadamente por nó.

O modelo de mensagens: o modelo de mensagens se restringe as hipóteses citadas no item 2.1: as mensagens são conhecidas em tempo de projeto (carga estática); têm suas característi-

cas temporais explicitadas na forma de mensagens periódicas ou esporádicas e são de tamanho delimitado. Os deadlines das mensagens são fixados em valores menores ou iguais aos períodos das respectivas mensagens.

Os recursos de comunicação neste caso específico impõem certas condições no modelo de escalonamento: assume-se que as mensagens sejam fragmentadas em pacotes de tamanho máximo antes de serem entregues ao nível MAC. Cada um destes pacotes herda a prioridade da mensagem original e os buffers de recepção e transmissão armazenam os pacotes em ordem de prioridade. Uma vez iniciada a transmissão de um pacote esta não pode ser interrompida.

#### 4.1.1 Propriedades Temporais do protocolo "token-passing"

No protocolo "token-passing", o controle do acesso ao meio é realizado através da circulação em ordem pré-programada de uma ficha ("token") entre os nós da rede. Esta ficha é caracterizada por uma sequência única de bits e corresponde a uma permissão ao nó  $k$  de uso do meio por um *tempo máximo de posse de ficha* ( $HP_k$ ). Um parâmetro importante deste protocolo é o *tempo máximo esperado de rotação da ficha* ( $T_{\text{token}}$ ).

Após o recebimento da ficha o nó começa a transmitir suas mensagens na forma de "pacotes" enquanto o tempo máximo de posse da ficha não é alcançado. Transmite-se o maior número possível de pacotes prontos durante este intervalo de tempo. Uma mensagem não necessariamente tem todos os seus pacotes transmitidos ininterruptamente. Dependendo de sua prioridade, estes pacotes podem ser preemptados da fila de transmissão por pacotes de mensagens de maior prioridade. Portanto, o término da transmissão de uma mensagem pode exigir vários ciclos de posse da ficha. Na ausência ou com um número pequeno de pacotes, o nó repassa a ficha mais cedo. Não é permitida a inatividade de transmissão do nó possuidor da ficha, isto é, a ocupação do tempo de transmissão deve ser contínua. Enfim, o nó não iniciará a transmissão de um pacote caso o tempo disponível para transmissão não seja suficiente para completá-la.

A escolha de valores adequados para  $HP_k$  que é parte do escalonamento no suporte de comunicação, constitui-se em um problema de alocação de banda [Zhan94], [Malc94], [Chen92a]. Nos exemplos desenvolvidos neste texto, adota-se como estratégia de alocação o algoritmo *Banda Proporcional Normalizada* definido em [Agraw94]. Na alocação Proporcional Normalizada, os valores de  $HP_k$  são determinados a partir da expressão abaixo:

$$HP_k = \frac{U_k}{U_{\text{net}}} (T_{\text{token}} - t_{\text{wt}})$$

onde  $t_{\text{wt}}$  é o tempo de caminhada da ficha ao longo da rede e  $U_k$ ,  $U_{\text{net}}$  e  $U_{i,k}$  são, respectivamente, a *utilização do nó  $k$* , a *utilização total da rede* e a *utilização da mensagem  $m_{i,k}$*  e são definidas como [Agraw94] com

$$U_{\text{net}} = \sum_k \sum_{i=1}^n \frac{C_{i,k}}{T_{i,k}}, \quad U_k = \sum_{i=1}^n U_{i,k} \quad \text{e} \quad U_{i,k} = \frac{C_{i,k}}{\min(T_{i,k}, D_{i,k})}$$

### 4.1.2 Restrições impostas ao sistema de comunicação

As restrições impostas para o funcionamento do sistema e que dependem da escolha de alguns parâmetros do protocolo [Malc95] são as seguintes:

*Restrição Do Protocolo:* esta restrição impõe que a banda total alocada aos nós da rede seja menor que a banda total da rede, isto é:

$$\sum_{k=1}^N HP_k < T_{token} \cdot T_{wr} \quad [11]$$

*Restrição do Deadline:* é a restrição imposta ao sistema de comunicação tempo-real, doravante denominado sistema de comunicação tempo-real, onde cada mensagem tempo-real deve poder chegar ao seu destino antes do seu deadline. Seja  $A_{i,k}$  o instante de tempo em que a mensagem tempo-real  $m_{i,k}$  tem a sua transmissão completada, a restrição de deadline é dada por:

$$A_{i,k} \leq t_{i,k} + D_{i,k}$$

onde  $t_{i,k}$  é o instante de chegada da mensagem  $m_{i,k}$  para a transmissão e  $D_{i,k}$  o seu deadline imposto pelas restrições da aplicação.

*Restrição de Armazenamento Temporário:* esta restrição previne o problema de “buffer overflow” ao determinar que o tamanho dos “buffers” em cada nó deve ser suficiente para armazenar temporariamente o máximo número de mensagens tempo-real que chegam e saem do nó.

## 4.2 Análise de escalabilidade usando a técnica baseada em interferências

A análise de escalabilidade de um conjunto de mensagens na técnica baseada em interferências se faz baseada no cálculo do tempo máximo de transmissão de cada mensagem (tempo de resposta em pior caso no envio da mensagem considerada) do sistema definido. Calcula-se o tempo máximo de transmissão de cada um dos pacotes da mensagem e obviamente o tempo máximo para a transmissão do último pacote de uma mensagem é o mesmo que o da mensagem completa.

Os envios de mensagens nesta técnica são representados por tarefas. A circulação da ficha e seu uso por outros nós que não o nó  $k$  é modelada como uma tarefa (tarefa *espera de token*). Esta tarefa apresenta período e deadline iguais a  $T_{token}$  e prioridade maior que a tarefa de envio da mensagem  $m_{i,k}$ . O tempo de computação da tarefa *espera de token* é dado por  $T_{token} - HP_k$ . Este tempo de computação, considera todos os nós retendo a ficha  $HP_k$  unidades de tempo que é a situação de carga máxima do suporte de comunicação.  $T_{token}$  é obtido atendendo a restrição de [11].

A interferência da tarefa *espera de token* sobre a tarefa envio da mensagem  $m_{i,k}$  é dado por :

$$\left[ \frac{w_{i,k}}{T_{token}} \right] \cdot (T_{token} - HPk)$$

Observe que a transmissão de  $m_{i,k}$  se faz usando pacotes e é sujeita à preempção por outras mensagens de prioridade maior no nó  $k$  (a nível local). A interferência local das mensagens  $m_{hp,k}$  de prioridade maior que  $m_{i,k}$  no envio da mesma é dada por:

$$\left( \sum_{\forall hp \in hp(m_{i,k})} I_{hp} \right) \cdot \rho \quad e \quad I_{hp} = \left[ \frac{w_{i,k}}{T_{hp,k}} \right] \cdot Cpac_{hp,k}$$

onde  $hp(m_{i,k})$  é o conjunto de mensagens de prioridade maior que  $m_{i,k}$  do nó  $k$ ;  $\rho$  é o pior caso de tempo de transmissão de um pacote;  $I_{hp}$  é a interferência da mensagem  $m_{hp,k}$  no envio de  $m_{i,k}$ ;  $T_{hp,k}$  é o período da mensagem  $m_{hp,k}$  e  $Cpac_{hp,k}$  corresponde ao número de pacotes da mensagem  $m_{hp,k}$ .

O tempo de resposta para o último pacote de uma mensagem  $m_{i,k}$  corresponde ao tempo de resposta de  $m_{i,k}$  (tempo máximo de transmissão). Supondo a decomposição dessa mensagem em  $x$  pacotes, o tempo de resposta é obtido conhecendo-se o tempo gasto para o envio do último pacote.

O pior caso de tempo de envio do  $x$ -ésimo pacote de  $m_{i,k}$  é dado por :

$$w_i^x = (x-1)\rho + \xi + B_i^x + \rho + \left( \sum_{\forall hp \in hp(m_{i,k})} I_{hp} \right) \rho + \left[ \frac{w_i^x}{T_{token}} \right] (T_{token} - HPk)$$

Conhecendo-se o atraso devido à propagação no meio físico  $\xi$  e o bloqueio  $B_i^x$  resultante de uma transmissão em curso de um pacote que é igual a  $\rho$ , a equação acima é reescrita de modo a fornecer o tempo de resposta para a mensagem  $m_{i,k}$ :

$$\forall i,k \quad w_{i,k} = \left( x+1 + \sum_{\forall hp \in hp(m_{i,k})} \left[ \frac{w_{hp,k}}{T_{hp,k}} \right] \cdot Cpac_{hp,k} \right) \rho + \left[ \frac{w_{i,k}}{T_{token}} \right] (T_{token} - HPk) + \xi \quad [12]$$

a condição [12] tem que ser verificada no sentido de garantir a escalonabilidade das mensagens definidas no conjunto  $M$  com  $w_{i,k} \leq D_{i,k}$ , considerando o modelo de escalonamento do suporte de comunicação introduzido na seção 4.1.

### 4.3 Análise do sistema de comunicação usando a técnica baseada em Saturação

Para o sistema de comunicação considerado, mantendo o mesmo modelo de mensagens e as demais hipóteses sobre política de atribuição de prioridades e fragmentação em pacotes considerado, é construído nesta seção um teste de escalonabilidade usando a abordagem de saturação. O modelo de escalonamento do suporte de comunicação, definido com um protoco-

lo de MAC tipo *token-passing*, tem aqui a sua escalonabilidade verificada fazendo uso da condição [7]:

$$\forall i, k \wedge D_{i,k} \leq T_{i,k} \quad \min_{0 \leq t \leq D_{i,k}} \sum_{j=1}^i \left\{ \frac{C_{j,k} + Ovh_{j,k}}{t} \cdot \left\lceil \frac{t}{T_{j,k}} \right\rceil \right\} + \frac{Ovh_{sys}}{t} + \frac{(Blocking_{i,k})}{t} \leq 1$$

Nesta abordagem é importante a identificação e mapeamento das características temporais do sistema de comunicação em termos de  $Ovh_{j,k}$ ,  $Ovh_{sys}$  e  $Blocking_{j,k}$ :

$Ovh_{j,k}$ : a sobrecarga de mensagem  $j$  do nó  $k$  corresponde aos bits de controle na montagem do quadro de transmissão (encapsulamento). Uma vez a mensagem quebrada em pacotes, acrescenta-se aos bits de informação de cada pacote um cabeçalho  $C_{enc}$  reservado para informações exclusivas do protocolo (informações de controle do protocolo). Considerando o tamanho do pacote delimitado em  $P_{max}$ , a sobrecarga da mensagem é dada por:

$$Ovh_{j,k} = \left\lceil \frac{C_{j,k}}{P_{max} - C_{enc}} \right\rceil C_{enc}$$

$Ovh_{sys}$ : a sobrecarga de sistema, no caso, refere-se ao tempo em que o nó fica impedido de transmitir na ausência de ficha. Este tempo é  $T_{token} - HP_k$  e se repete a cada  $T_{token}$ , logo a sobrecarga de sistema é dada por:

$$Ovh_{sys} = \left\lceil \frac{t}{T_{token}} \right\rceil (T_{token} - HP_k)$$

$Blocking_{j,k}$ : o bloqueio causado por inversão de prioridade é computado somente para mensagens do próprio nó e no máximo corresponde ao tempo de envio de um pacote de tamanho  $P_{max}$  com

$$Blocking_{i,k} = P_{max}.$$

Substituindo nas condições [5] e [7] os valores de  $Ovh_{sys}$ ,  $Ovh_{j,k}$  e  $Blocking_{j,k}$ , determinados acima para o suporte considerado, tem-se o valor de  $S_{max}$  obtido a partir da relação 5

$$\forall i, k, 1 \leq i \leq n \wedge D_{i,k} \leq T_{i,k} \quad \max_{1 \leq i \leq n} \min_{0 \leq t \leq D_{i,k}} \sum_{j=1}^i \frac{C_{j,k} + \left\lceil \frac{C_{j,k}}{P_{max} - C_{enc}} \right\rceil C_{enc}}{t} \left\lceil \frac{t}{T_{j,k}} \right\rceil + \frac{\left\lceil \frac{t}{T_{token}} \right\rceil (T_{token} - HP_k)}{t} + \frac{P_{max}}{t} \leq 1 \quad [13]$$

Observe que todos os valores usados na condição [13] se referem a tempo. Por exemplo,  $P_{max}$  (tamanho máximo em bits de um pacote) refere-se de fato ao valor correspondente em tempo de transmissão deste número de bits na taxa de transmissão<sup>4</sup> da rede. O mesmo vale para cabeçalhos, terminações, tamanho de buffers, etc. Uma vez satisfeita a condição [13], o conjunto de mensagens considerado no modelo de escalonamento do suporte introduzido em 4.1. é escalonável.

<sup>4</sup> neste cálculo são envolvidas a taxa de transferência dos buffers, atraso devido à velocidade de propagação no meio físico, etc.

## 5. Resultados numéricos da aplicação das técnicas

Neste item são apresentados os resultados numéricos obtidos da aplicação das duas técnicas de análise no suporte de comunicação introduzido como exemplo. A escalonabilidade de um conjunto de mensagens é analisada considerando o suporte de comunicação composto por três nós e nas condições especificadas anteriormente (seção 4.1). Neste sentido, as condições [12] e [13] são aplicadas no modelo de escalonamento definido usando o software Mathematica versão 2.2 em micro PC DX4 - 100 MHz com 16 Mbytes de RAM. O modelo de mensagens usado nos testes numéricos é apresentado na tabela abaixo:

Prioridade $i$ de $m_{i,k}$	Nó $k = 1$		$k = 2$		$k = 3$	
	$C_{i,k}$	$T_{i,k}=D_{i,k}$	$C_{i,k}$	$T_{i,k}=D_{i,k}$	$C_{i,k}$	$T_{i,k}=D_{i,k}$
$i = 1$	780	15.000	2700	20.000	382	36.900
$i = 2$	900	40.000	900	40.000	900	40.000
$i = 3$	1049	76.900	1590	76.900	680	76.900
$i = 4$	7256	83.300	1338	83.300	560	83.300

Tabela 1- Dados do conjunto de mensagens

O modelo de recurso envolve propriedades temporais do suporte de comunicação. No caso a configuração que estamos assumindo apresenta  $T_{token} - twt$  igual a 8000 unidades de tempo. Os tempos de retenção de ficha dos nós do suporte, calculados com o uso da alocação *Proporcional Normalizada* (seção 4.1.1), são  $HP_1=3300$ ,  $HP_2=3653$  e  $HP_3=910$  respectivamente. Com estes valores de  $HP_k$  a restrição de protocolo é satisfeita pois

$$\sum_{k=1}^3 HP_k = 7863 < 8000$$

O tempo de transmissão do pacote é equivalente a 100 unidades de tempo (tamanho fixo de um pacote). As informações de controle de um pacote é assumido como equivalente a 10.5 unidades de tempo ( $C_{enc}$ ). O atraso devido a propagação do pacote no meio físico ( $\tau$ ) foi desprezado nas aplicações das técnicas de análise. Os serviços LLC utilizados são apresentados, aumentando-se gradativamente a complexidade dos mesmos.

Os resultados obtidos das análises podem ser utilizados para direcionar alterações na configuração do suporte de comunicação (modificações no tamanho máximo de pacote, no  $T_{token}$ , na alocação de banda ou na escolha de diferentes serviços LLC) visando obter a escalonabilidade do conjunto de mensagens.

### 5.1 Caso 1 : Análise de escalonabilidade de mensagens transmitidas usando serviços sem conexão e sem reconhecimento (serviço A: LLC tipo 1)

Considerando o suporte configurado com serviços LLC tipo 1 e ainda os dados citados acima, a aplicação das equações [12] e [13], determinam os resultados de *largura de janela  $w$*  (abordagem baseada em interferências) e de *Sat* (abordagem baseada em saturação) mostrados na tabela abaixo:

$m_{i,k}$	Nó k								
	Nó 1			Nó 2			Nó 3		
Prioridade i	Períodos	$w_{i,k}$	$Sat_{i,k}$	Períodos	$w_{i,k}$	$Sat_{i,k}$	Períodos	$w_{i,k}$	$Sat_{i,k}$
1	15.000	5700	0.699633	20.000	7547	0.763719	36.900	7690	0.906641
2	40.000	6800	0.694975	40.000	12994	0.747538	40.000	15880	0.944625
3	76.900	8000	0.710132	76.900	14794	0.796458	76.900	23770	0.949028
4	83.300	32100	0.835979	83.300	23741	0.816731	83.300	31560	0.959771

Tabela 2-  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  para mensagens transmitidas pelo Serviço A

Os resultados obtidos da equação [13] derivada da abordagem apresentada em [Sath93] devem ser olhados sob a ótica de que a  $Sat_{i,k}$  de uma mensagem  $m_{i,k}$  indica o grau com que o sistema está saturado do ponto de vista de escalonabilidade, passando a informação da inviabilidade ou não da transmissão da mensagem  $m_{i,k}$ . Para o cálculo de  $Sat_{i,k}$  de uma mensagem o número de janelas a serem avaliadas é muito grande (igual ao deadline da mensagem para uma granularidade da variável tempo igual a unidade). Da mesma forma que em [Auds90], observa-se na função  $Sat_{i,k}$  a ocorrência de patamares que dependem de períodos das mensagens de maior prioridade que  $i$ . Esta observação permite então que se diminua o número de janelas a serem avaliadas e desta forma que se reduza o tempo de cálculo de  $Sat_{i,k}$ . O cálculo de  $Smax$ , o pior caso de ocupação do suporte de comunicação, é obtido da tabela:

$$Smax = \max_{1..n..N} Sat_{i,k} = 0.959771 < 1$$

este valor de  $Smax$  é o  $Sat_{4,3}$  da mensagem de prioridade 4 do nó 3 ( $m_{4,3}$ ), apontando a mensagem que se apresenta mais próxima do seu limite de escalonabilidade. Este resultado, por ser muito próximo do limite (unidade) indica que inclusões de novas mensagens de maior prioridade que  $m_{4,3}$  no modelo podem levar a não escalonabilidade desta mensagem no sistema.

Os resultados da tabela 2 referentes a abordagem baseada em interferências, obtidos pela aplicação da equação [12], indicam que todas as mensagens do conjunto têm suas restrições temporais atendidas (ou seja,  $\forall i.w_{i,k} \leq D_{i,k}$ ). Nesta abordagem não é possível concluir sobre o quanto o sistema é ocupado mas somente se as mensagens são ou não escalonáveis. Se a partir dos resultados da tabela 2, assumirmos a normalização dos valores de  $w_{i,k}$  em relação aos deadlines das mensagens correspondentes, nenhum destes valores normalizados de  $w_{i,k}$  ultrapassariam 50% do valor do deadline da mensagem e portanto não poderiam ser usados como medida de ocupação do recurso compartilhado. Deve-se ressaltar que os valores de  $w_{i,k}$ ,  $D_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  não podem ser comparados porque refletem janelas de tempo diferentes.

## 5.2 Caso 2: Análise de escalonabilidade de mensagens transmitidas usando serviços com reconhecimento

As equações [12] e [13] podem ser estendidas para analisar a escalonabilidade de mensagens enviadas através de serviços com reconhecimento ("acknowledgment" - ACK). Entretanto, a forma como este reconhecimento é implementado no sistema deve ser cuidadosamente estudada. Dois serviços com reconhecimento são aqui estudados: serviço sem conexão (*serviço B: LLC tipo 3*) e o serviço com conexão (*serviço C: LLC tipo 2*).

O modelo de recurso incluindo serviços com reconhecimento é assumido como possuindo o tamanho do quadro de ACK (*Pack*) limitado por *Pmax*. O comprimento da mensagem de ACK (*Cack*) é dado em termos de tempo de transmissão e é igual a 20 unidades de tempo.

#### Caso 2a: serviço sem conexão e com reconhecimento

O uso de um *serviço B* (LLC tipo 3) implica no estabelecimento de premissas em relação a mensagem de ACK. O reconhecimento é imediato (fornecido pelo serviço de resposta imediata da subcamada MAC): após a emissão da mensagem o nó transmissor, no seu tempo de posse da ficha, aguarda bloqueado o recebimento do ACK do nó destinatário de sua mensagem, não emitindo novas mensagens<sup>5</sup>. São necessárias algumas modificações simples nas equações [12] e [13] para permitir a análise de escalonabilidade de uma mensagem transmitida por este serviço.

No sentido de ilustrar estas modificações, tomamos o modelo de mensagens do caso 1, modificando somente a mensagem 1 do nó 1 que passa a ser transmitida para o nó 3, usando um serviço sem conexão com reconhecimento. Nas demais mensagens são mantidos os serviços sem conexão e sem reconhecimento (LLC tipo 1). Comparando com o modelo de mensagens do caso anterior, o uso do *serviço B* não acarreta em atraso para a mensagem  $m_{1,1}$ , mas as demais mensagens no nó 1 têm suas transmissões atrasadas pela espera da mensagem de ACK.

Este bloqueio sofrido pelas demais mensagens do nó 1 é representado como um acréscimo no tempo de transmissão da mensagem 1 correspondente ao tempo de transmissão do ACK. Na equação [12], a interferência nas mensagens no nó 1 devida a mensagem  $m_{1,1}$  e ao seu ACK é representada por :

$$\left( \left[ \frac{C_{1,1}}{P_{max} - C_{enc}} \right] + Pack + \psi \right) \cdot \left[ \frac{w_{1,k}}{T_{1,1}} \right] \cdot \rho$$

enquanto na equação [13] a se reflete sobre o  $Ovh_{1,1}$  onde :

$$Ovh_{1,1} = \left( \left[ \frac{C_{1,1}}{P_{max} - C_{enc}} \right] \cdot (C_{enc} + C_{ack} + \psi) \right)$$

As mensagens do nó que recebe  $m_{1,1}$  (nó 3) não têm seus valores de  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  alterados porque o envio do ACK se faz no tempo de posse da ficha do nó 1 (em HP1). Outrossim, porque não ocupa a banda do nó 3 e não é mensagem de aplicação não é atribuído prioridade ao ACK. A tabela 3 apresenta os valores de  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  encontrados para as mensagens do nó 1 quando a mensagem  $m_{1,1}$  é enviada através do *serviço B* descrito. Constata-se uma mudança substancial nos valores de  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  onde as mensagens do nó 1 de prioridade menor que a da mensagem  $m_{1,1}$ .

<sup>5</sup> Estamos assumindo o serviço de reconhecimento imediato fornecido pela subcamada de MAC.

$m_{1,1}$ Prioridade	Nó 1		
	Periodos	w	Sat
1	15.000	5700	0.699633
2	40.000	6822	0.703263
3	76.900	12722	0.717806
4	83.300	36822	0.843653

Tabela 3 -  $Sat_{i,k}$  e  $w_{i,k}$  para o nó 1 quando  $m_{1,1}$  é enviada por um serviço B

### Caso 2b: serviço com conexão

O modelo de mensagens usado neste item é o mesmo da tabela 1, onde a mensagem  $m_{1,1}$  é transmitida para o nó 3 através de um serviço com conexão. As demais permanecem sendo transmitidas com serviços LLC tipo 1 como nos casos anteriores.

O uso de um serviço C (LLC tipo 2) tem algumas implicações diferentes do caso anterior. Neste modelo de mensagens, o ACK é assumido como uma mensagem que ocupará a banda do nó 3 o que é perfeitamente compatível com a idéia de serviço com conexão<sup>6</sup>. No modelo considerado, diferente do caso anterior, do ponto de vista de escalonamento a modificação ocorre somente no nó 3 devido a inclusão de mais uma mensagem neste nó (o ACK).

A dependência em relação a  $m_{1,1}$  implica em um jitter no nó 3, dado por  $Jack = D_{1,1}$ , no escalonamento da mensagem ACK. O valor de 15000, inicialmente atribuído como o deadline de  $m_{1,1}$ , é assumido como uma delimitação para o término do serviço LLC tipo 2; isto implica que as transmissões de  $m_{1,1}$  e ACK deverão se dar dentro do valor citado. Uma redefinição das restrições temporais de  $m_{1,1}$  e ACK precisa ser feita. Considerando a soma dos tempos de transmissão das duas mensagens, calculamos a folga existente dentro do valor de 15000. Esta folga é dividida entre as mensagens, respeitando o tempo máximo de circulação ( $T_{token}=8000$ ), o que resulta nos valores de deadline 8780 ( $T_{token} - C_{1,1}$ ) e 1500 para  $m_{1,1}$  e ACK respectivamente. As restrições temporais assumidas então para o ACK são período e deadline iguais a 15000 e um jitter de 8780.

Nas análises de escalonabilidade, o ACK é visto como uma mensagem do conjunto de mensagens e, portanto, as equações [12] e [13] são aplicadas para calcular os valores de  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  desta mensagem. Estas equações neste caso devem incluir  $Jack_{i,k}$  no cálculo de  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$ :

no caso de  $w_{i,k}$

$$\forall i, k \quad w_{i,k} = \left( x + 1 + \sum_{h \in hp(m)} I_h \right) \rho + \left[ \frac{w_{i,k}}{T_{token}} \left( T_{token} - HPk \right) + \xi \right] + Jack_{i,k} \quad [14]$$

<sup>6</sup> Consideramos no protocolo de enlace que implementa este serviço com conexão que os reconhecimentos não são implementados por meio de técnicas de carona ("Piggybacking") e que portanto é gerado a nível de enlace um quadro de controle para o reconhecimento. A janela de reconhecimento assumida aqui é de valor unitário, ou seja, para cada mensagem enviada na conexão deverá vir em sentido contrário um ACK.

no caso de  $Sat_{i,k}$  o valor de  $Ovh_{j,k}$  é modificado para incluir  $Jack_{i,k}$  e [13] modifica-se para

$$\max_{1 \leq j \leq n} \min_{0 \leq t \leq D_{i,k}} \sum_{j=1}^i \frac{Jack_{i,k} + C_{j,k} + \left[ \frac{C_{j,k}}{P_{max} - C_{enc}} \right] C_{enc} \left[ \frac{t}{T_{j,k}} \right]}{t} \left[ \frac{t}{T_{j,k}} \right] \quad [15]$$

$$+ \frac{\left[ \frac{t}{T_{token}} \right] (T_{token} - Hp_k)}{t} + \frac{P_{max}}{t} \leq 1$$

A tabela 4 apresenta os novos valores de  $w_{i,k}$  e  $Sat_{i,k}$  dos nós 1 e 3, no uso do serviço estudado neste item e do modelo de mensagens descrito acima. Em relação ao nó 1, o envio do ACK não influi na banda do nó 1 (HP1). No modelo de mensagens considerado, as mensagens subseqüentes a  $m_{1,1}$  em termos de prioridade no nó 1 são transmitidas usando serviços LLC tipo 1 o que não acarreta em nenhuma dependência ou bloqueio em relação ao ACK e, portanto, serão transmitidas nas mesmas condições do caso 1.

Prioridade i de $m_{i,k}$	Nó k								
	k = 1				k = 3				
	$T_{i,k}$	$D_{i,k}$	$w_{i,k}$	$Sat_{i,k}$	$C_{i,k}$	$T_{i,k} = D_{i,k}$	$Jack_{i,k}$	$w_{i,k}$	$Sat_{i,k}$
i = 1	15.000	8780	5700	0.699633	20 (ACK)	15000	8780	16070	0.91125
i = 2	40.000	40.000	6800	0.694975	382	36.900	0	7890	0.91437
i = 3	76.900	76.900	8000	0.710132	900	40.000	0	23270	0.94875
i = 4	83.300	83.300	32100	0.835979	680	76.900	0	31160	0.95013
i = 5	-	-	-	-	560	83.300	0	31860	0.95986

Tabela 4 -  $w$  e  $Sat$  para mensagens transmitidas pelo Serviço B

No modelo de mensagens assumido nenhuma das mensagens subseqüentes a  $m_{1,1}$  pertenciam a mesma conexão que ligava os nós 1 e 3. Se fosse o caso e houvessem mensagens da mesma conexão, estas sofreriam o bloqueio nos seus envios na espera do ACK que viria do nó 3. Estas mensagens seriam então dependentes de uma mensagem de outro nó. Quando dos testes de escalabilidade, a dependência destas mensagens deve se fazer refletir nas análises na forma de *um jitter*. Se considerarmos, por exemplo, a mensagem  $m_{2,1}$  como pertencente a mesma conexão de  $m_{1,1}$  então a equação [12] deve quantificar a dependência em relação ao ACK na interferência que  $m_{2,1}$  sofre. O cálculo de  $w_{i,k}$  se faz com [15] para  $Jack$  (no caso  $Jack_{2,1}$ ) igual ao deadline do ACK ( $Dack_{1,1}$ ) da mensagem  $m_{1,1}$ , isto é,  $Jack_{2,1} = Dack_{1,1}$  e

$$I_{hp} = \left[ \frac{w_{i,k} + Jack_{hp,k}}{T_{hp,k}} \right] \cdot C_{pac_{hp,k}}$$

este bloqueio é da ordem do *tempo máximo esperado de rotação da ficha* ( $T_{token}$ ). Na equação [15] é acrescentado o efeito da dependência do ACK como uma sobrecarga de mensagem ( $Ovh_{j,k}$ ) com  $Jack_{2,1} = Dack_{1,1}$ .

Conclui-se então que o desempenho do serviço com conexão pode ser melhorado aumentando-se a janela de reconhecimento do enlace (no caso é igual a uma mensagem por circu-

lação de ficha, ou seja, uma janela unitária). Uma vez que a janela de reconhecimento abrange um número maior de mensagens, o deadline do ACK será igual ao deadline da última mensagem transmitida nesta janela.

## 6. Considerações finais

Em sistemas distribuídos, o escalonamento de mensagens tempo-real no suporte de comunicação, no sentido de garantia, é normalmente resolvido em dois níveis [Malc95], [Kope94]: no primeiro nível é atribuída uma banda do suporte de comunicação a cada nó do sistema e no segundo, as mensagens são ordenadas em um escalonamento local usando uma política de tempo real. Para a aplicação proposta no artigo, o escalonamento é implementado a partir da camada de enlace. O escalonamento foi estudado em um suporte de comunicação que segue uma arquitetura mínima e clássica para comunicação em tempo real (camadas de aplicação, enlace de dados e física). No suporte admitimos diferentes possibilidades de serviços e protocolos de enlace de dados. Um protocolo do tipo "token-passing" é adotado na subcamada de MAC.

As diversas soluções possíveis para os dois níveis citados que constituem o escalonamento distribuído podem ser verificadas no sentido da garantia das restrições temporais das mensagens tempo-real, através do uso das técnicas de análise de escalonabilidade apresentadas. Neste artigo, usamos a atribuição de banda aos nós baseada no algoritmo de alocação Proporcional Normalizada e a política Taxa Monotônica para o escalonamento local de mensagens.

### 6.1 Quanto às técnicas de análise de escalonabilidade estudadas

As duas técnicas estudadas são semelhantes quanto aos resultados de escalonabilidade. Ambas produzem testes exatos. A correção dos resultados de análise depende da identificação correta das propriedades e características temporais do modelo de escalonamento testado (identificação das interferências e sobrecargas). A identificação destas interferências e sobrecargas envolve o conhecimento prévio de vários aspectos do modelo de escalonamento como o modelo de mensagens, o modelo de recursos e a política de tempo-real. Não foi encontrado na bibliografia relacionada nenhum estudo sistemático no sentido de facilitar estas identificações.

A técnica baseada em interferências apresentada em [Tind93] é mais flexível no sentido de não se restringir a modelos de mensagens com "deadlines" menores ou iguais a períodos de mensagem. Porém a representação de interferências de sistema nem sempre é trivial. A transformação de uma característica ou propriedade de um protocolo em uma tarefa e a associação correta desta tarefa a uma prioridade não parece ser sempre evidente.

O modelo de escalonamento proposto em [Sath93] baseia-se na figura de mérito  $S_{max}$ . A vantagem deste modelo está na forma de sua construção: a separação em tipos de sobrecargas facilita a representação no teste das diferentes propriedades dos protocolos e serviços do suporte de comunicação e também, a verificação da influência dos tipos de sobrecarga sobre a escalonabilidade do conjunto de mensagens. Ressalta-se que as sobrecargas consideradas neste

modelo estão também devidamente consideradas na técnica baseada em interferências; a diferença está somente na forma de representação.

O uso de  $S_{max}$  permite a rápida identificação de mensagens que estejam próximas do limite de escalonabilidade, o que se configura como uma vantagem em relação à outra técnica. Por exemplo, na tabela 2 apesar da mensagem  $m_{2,3}$  apresentar a maior proporção de  $w_{i,k}$  em relação ao seu deadline é a mensagem  $m_{4,3}$  que apresenta a maior saturação ( $S_{max}$ ). Desta forma, é mais fácil identificar com a técnica de [Sath93] as situações mais críticas que conduziriam a um possível reajuste de parâmetros. Entretanto, a limitação da técnica baseada em  $S_{max}$  está no fato de sua aplicação se reduzir às mensagens com deadlines menores ou iguais ao período da mensagem, contrariamente à outra técnica que testa também estes casos.

## 6.2 A utilização das técnicas para configuração e escolha do suporte de comunicação

A correta identificação dos diversos aspectos temporais de um modelo de escalonamento e a análise dos parâmetros de comunicação podem influenciar no sentido de que se consiga o escalonamento de um conjunto de mensagens tempo real.

A procura da escalonabilidade de um conjunto de mensagens é enfrentada diferentemente nas duas técnicas de análise. O uso de  $S_{max}$  possibilita inferências sobre os limites de escalonabilidade do conjunto de mensagens e é extremamente útil para orientar a configuração do suporte de comunicação. Em [Sath93] é sugerido a alteração nas bandas alocadas a cada nó da rede no sentido de conseguir esta escalonabilidade. Estas alterações de banda são conduzidas levando em conta o valor de  $S_{max}$ . Da mesma forma, para o caso do protocolo "token-passing" escolhido,  $P_{max}$  (tamanho máximo do pacote) e  $T_{token}$  (tempo máximo de rotação de ficha) bem como outros parâmetros de podem ser modificados através da análise de  $S_{max}$ . Em [Tind93], para situações onde em conjunto de mensagens cujos tempos de resposta  $w$  superam deadlines, não são discutidos problemas de escolha ou ajustes de parâmetros da rede. A atuação nesta abordagem é no sentido de tentar uma nova atribuição de prioridades ou seja, mudar a política de escalonamento.

Como resultado dos testes, concluímos que, apesar de não ter a abrangência de casos estudados na técnica baseada em interferências, a utilização de  $S_{max}$  é também melhor no sentido de orientar as alterações do suporte de comunicação ou ainda da política de escalonamento visando atingir a escalonabilidade do modelo de mensagens, já que os valores de  $w$  não se traduzem diretamente em termos de proximidade do limite de escalonabilidade.

No entanto, nas técnicas estudadas não há uma preocupação das propostas com os aspectos de serviços ou da arquitetura de comunicação em geral. Neste artigo, nós apresentamos exemplos de testes com diferentes serviços LLC atuando simultaneamente onde são investigadas algumas particularidades da modelagem e execução dos protocolos que suportam estes serviços. Outros aspectos estruturais e de funcionamento de um suporte poderiam ser usados para se obter a escalonabilidade. Podemos citar, no caso do protocolo *token-passing*, o *mode change* (mudanças no caminho virtual do "token") que poderia ser usado no sentido da entrega da ficha mais cedo para determinados nós em de modo a se conseguir a escalonabilidade de certas mensagens. Além disto, outros pontos como o tempo de recuperação de ficha no proto-

colo *token-passing* e o dimensionamento de "buffers" poderiam e deveriam ser investigados nos processos de análise pois têm uma importância considerável nas propriedades temporais de um suporte de comunicação.

A interpretação dos resultados encontrados na análise é importante para direcionar a escolha de um protocolo ou ajustar parâmetros do sistema de comunicação, mas nem sempre é clara a influência de um dado parâmetro da rede em termos de escalonabilidade de uma mensagem. É fundamental o uso de uma metodologia que conduza este processo de configurações e testes até que se encontre uma solução adequada de serviços, protocolos e ainda de política de escalonamento, para atender as necessidades de comunicação tempo-real de uma aplicação. Este assunto é objeto de estudos recentes na literatura [Malc95] [Tind95] e que faz parte do trabalho que estamos desenvolvendo atualmente.

## 7. Referências Bibliográficas

- [Agra94] G.Agrawal, B.Chen, W.Zhao, S.Davari: "Guaranteeing Synchronous Message Deadlines with Timed Token Protocol", *IEEE Transactions on Computers*, March 1994
- [Arvi91] K.Arvind, K.Ramamritham, J.Stankovic: "A Local Area Network Architecture for Communication in Distributed Real-Time Systems", *The Journal of Real-Time Systems*, 3, pp.115-147, 1991
- [Auds91] N.C.Audsley, A.Burns, M.F.Richardson, A.J.Wellings: "Hard Real-Time Scheduling: The Deadline Monotonic Approach", *Proceedings of the 8th IEEE Workshop on Real-Time Operating Systems and Software*, May 1991
- [Auds90] N.C.Audsley: "Flexible Scheduling of Hard Real-Time Systems", *Ph.D. Thesis, University of York*, August 1993
- [Chen92a] B.Chen, G.Agrawal, W.Zhao: "Optimal Synchronous Capacity Allocation for Hard Real-Time Communications with the Timed Token Protocol", *Proceedings of the 13th IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp.198-207, December 1992
- [Jose86] Joseph, M., P.Pandya: "Finding Response Time in a Real-Time System", *The Computer Journal* (British Computer Society), 29 (5), October 1986, pp.390-395
- [Kett94] K.Kettler: "Scheduling Analysis of the Micro Channel Architecture for Multimedia Applications", *IEEE International Conference on Multimedia and Computing Systems*, Boston, 1994
- [Kett95] K.A.Kettler, J.K.Strosnider, E.J.Snow: "Real-Time Scheduling of Bus Structures for Multimedia Applications", submitted to the *IEEE Multimedia Magazine*
- [Kope94] H.Kopetz: "TTP- A Protocol for Real-Time Systems", *IEEE Computer*, pp.14-23, January 1994
- [Leho90] J.Lehoczky: "Fixed Priority Scheduling of Periodic Task Sets with Arbitrary Deadlines", *11th Real-Time Systems Symposium*, December 90
- [Liu73] C.L.Liu, J.W.Layland: "Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard real-time environment". *JACM*, 20, pp.460-461, 1973
- [Malc94] N.Malcolm, W.Zhao: "The Timed-Token Protocol for Real-Time Communications", *IEEE Computer*, pp.35-41, January 1994

- [Malc95] N.Malcolm, W.Zhao: "Hard Real-Time Communications in Multiple-Access Protocols", *Real-Time Systems*, pp. 35-77, January 1995
- [Rama94] K. Ramamritham, J.A.Stankovic: "Scheduling Algorithms and Operatig Systems Support for Real-Time Systems", *Proceedings of the IEEE*, vol.82, n1, pp.55-67, January 1994
- [Sath93] S.Shirish Sathaye, W.S.Kish, J.K.Strosnider: "Responsive Aperiodic Services in High Speed Networks", *DC'S 1993*, Pittsburgh, 1993
- [Sha90] L.Sha, R.Rajkumar, J.Lehoczky: "Priority Inheritance Protocols: An Approach to Real-Time Synchronization", *IEEE Transactions on Computer*, 39 (9), pp.1175-1185, September 1990,
- [Sha94] M. Klein, J.Lehoczky, R.Rajkumar: "Rate-Monotonic Analysis for Real-Time Industrial Computing", *IEEE Computer*, pp.24-32, January 1994
- [Tind93] K.W.Tindell: "Fixed Priority Scheduling of Hard Real-Time Systems", *Ph.D. Thesis, University of York*, December 1993
- [Tind95] K.W.Tindell, A.Burns, A.Wellings: "Analysis of Hard Real-Time Systems", *Real-Time Systems*, 1995
- [Zhan94] S.Zhang, A.Burns: "Timing Properties of the Timed Token Protocol", *Technical Report YCS 243, University of York*, 1994