

CÁLCULO DO TEMPO DE RESPOSTA DA REDE WORLDIFIP APLICADA AO SISTEMA DE CONTROLE DE UMA UNIDADE HIDROGERADORA DE ENERGIA ELÉTRICA

JOSÉ LUIZ PEREIRA DOS SANTOS*[‡]; RÔMULO SILVA DE OLIVEIRA[†]

* *Itaipu Binacional / Universidade Estadual do Oeste do Paraná
Usina Hidrelétrica de Itaipu / Campus de Foz do Iguaçu
Foz do Iguaçu, Paraná, Brasil*

[†] *Universidade Federal de Santa Catarina
Departamento de Automação e Sistemas
Florianópolis, Santa Catarina, Brasil*

Emails: jlps@itaipu.gov.br, romulo@das.ufsc.br

Abstract— This article presents the results of a case study related to the application of a method for calculating the response time of the WorldFIP fieldbus network used as the communication support for the process level of a large hydroelectrical generator control system. Two alternatives of the network bus arbiter table assembling criteria are considered: one adopts the *Rate Monotonic* scheduling algorithm (RM), based on static priorities, traditionally employed by the industry; the other one employs the *Earliest Deadline First* algorithm (EDF), based on dynamic priorities.

Keywords— Process Control, Real-Time Systems, Industrial Networks, Fieldbus, WorldFIP

Resumo— Este artigo apresenta os resultados de um estudo de caso referente à aplicação de um método de cálculo do tempo de resposta da rede WorldFIP utilizada como suporte de comunicação do nível de processo do sistema de controle de uma unidade hidrogeradora de energia elétrica de grande porte. São consideradas duas alternativas para montagem da tabela do árbitro do barramento da rede: uma adota o algoritmo de escalonamento RM (*Rate Monotonic*), baseado em prioridades estáticas, tradicionalmente empregado na indústria; a outra emprega o algoritmo EDF (*Earliest Deadline First*) baseado em prioridades dinâmicas.

Palavras-chave— Controle de Processos, Sistemas de Tempo Real, Redes Industriais, Barramento de Campo, WorldFIP

1 Introdução

Redes de comunicação denominadas **barramentos de campo** (*fieldbus*), ou simplesmente **redes de campo**, são tipos especiais de redes locais (LAN) empregadas em processos industriais para interconexão de sensores, atuadores e controladores. Em um processo industrial típico, estes componentes são distribuídos em uma área relativamente extensa. Portanto, a rede de campo constitui-se em um recurso essencial para o atendimento das restrições temporais impostas pelo ambiente ao sistema de controle do processo.

Neste contexto, este trabalho apresenta os resultados de um estudo de caso referente à avaliação do tempo de resposta da rede WorldFIP utilizada como suporte de comunicação do nível de processo do sistema de controle de uma unidade hidrogeradora de energia elétrica de grande porte.

O método de cálculo empregado baseia-se na representação da escala de tráfego de variáveis periódicas como uma matriz de elementos booleanos, construída em tempo de projeto. São consideradas duas alternativas para montagem da tabela do árbitro do barramento da rede: uma adota o algoritmo de escalonamento taxa monotônica (RM - *Rate Monotonic*), tradicionalmente empregado em sistemas de controle de processos industriais; a outra emprega o algoritmo EDF (*Earliest Deadline First*), baseado em prioridades dinâmicas (Liu and Layland, 1973).

Cumpra aqui registrar a existência de outros trabalhos que podem ser utilizados como referência para o assunto tratado neste artigo. Por exemplo, (Almeida

et al., 2002) apresentam uma análise integrada de escalonabilidade do tráfego de variáveis periódicas e aperiódicas em redes WorldFIP, enquanto (Tovar and Vasques, 1999) analisam formalmente a habilidade de atendimento dos requisitos de tempo real de sistemas distribuídos pelo protocolo WorldFIP.

2 A Rede WorldFIP

A rede WorldFIP (WorldFIP, 1988) é especificada no volume 3 da norma europeia EN 50170. Em função de seus atributos, a rede WorldFIP é qualificada para prover suporte de comunicação para os níveis mais próximos do chão de fábrica em sistemas de controle de processos.

O protocolo WorldFIP é estruturado em três camadas do modelo de referência OSI: aplicação, enlace de dados e física. A seguir são apresentados, de forma sucinta, alguns atributos de cada uma destas camadas considerados relevantes para a aplicação do método de cálculo descrito na seção 3.

2.1 Camada de Aplicação

Em cada uma das estações subscritoras da rede, a camada de aplicação recebe os dados a serem transmitidos e então acrescenta informações de controle para formar as unidades de dados de protocolo (PDU - *Protocol Data Unit*) que são enviadas à camada de enlace.

A rede WorldFIP geralmente transporta os dados em PDUs do tipo compacto. A Fig. 1 mostra a PDU correspondente a um inteiro de 16 bits, destacando o

cabeçalho (2 bytes) e os dados propriamente ditos cuja largura é, neste trabalho, denominada como *VAR_AP*.

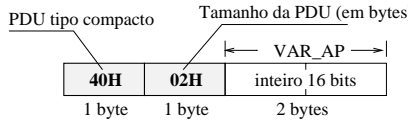


Figura 1: Exemplo de PDU do Tipo Compacto

2.2 Camada de Enlace de Dados

A camada de enlace do protocolo WorldFIP provê dois tipos de serviços de comunicação: **transações de variáveis identificadas** e **transferências de mensagens**.

As transações de variáveis identificadas são utilizadas para intercâmbio de dados entre as entidades do processo que, em certos casos, impõem restrições temporais ao sistema de controle. Os valores correntes das variáveis são armazenados em *buffers* com largura máxima de 128 bytes. Os *buffers* são acessados pelas tarefas locais através dos serviços da camada de aplicação ou remotamente, pela rede, através do serviço denominado **transferência de buffer**. As transferências de *buffers* podem ser **periódicas** ou **aperiódicas**.

As transferências de mensagens são implementadas com base em um subconjunto dos serviços do padrão MMS (*Manufacturing Messaging Specification*) e são utilizadas como suporte para os serviços de configuração e de manutenção da rede.

O acesso ao meio é controlado de forma centralizada por uma tarefa, denominada **árbitro do barramento (AB)**, que reside na camada de enlace de uma das estações subscritoras da rede. O árbitro do barramento, em vez de conceder o direito de acesso diretamente a cada estação como ocorre no modelo mestre-esravo tradicional, faz referência ao identificador da variável e concede o direito de transmissão ao seu **produtor**. As estações que utilizam o dado produzido, denominadas **consumidores**, efetuam a leitura do seu valor através da rede, de forma simultânea.

O campo **informação** da estrutura CAD (*Control and Data*) mostrada na Fig. 2 contém a PDU recebida da camada de aplicação ou o endereço da variável a ser transmitida pela rede. O campo **controle** identifica o tipo de quadro e *FCS (Frame Control Sequence)* contém o CRC de 16 bits. A camada de enlace acrescenta 3 bytes à PDU recebida da camada de aplicação.

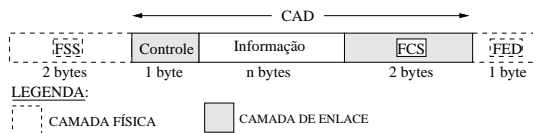


Figura 2: Estrutura de Dados na Camada de Enlace

2.3 Camada Física

A camada física acrescenta os campos *FSS (Frame Start Sequence)* e *FED (Frame End Delimiter)* aos da-

dos contidos na estrutura *CAD*, recebida da camada de enlace. Os sinais são codificados para transmissão através do meio físico com base no método Manchester (ver Fig. 3). A camada física acrescenta 3 bytes à estrutura de dados recebida da camada de enlace.

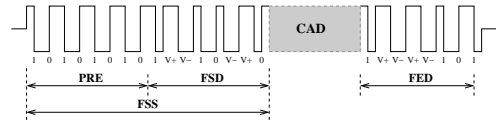


Figura 3: Quadro WorldFIP na Camada Física

3 Método de Cálculo do Tempo de Resposta

Este trabalho considera o modo síncrono de operação do protocolo WorldFIP, no qual o árbitro do barramento controla o tráfego periódico na rede a partir de uma tabela estática, construída com base no algoritmo executivo cíclico (Baker and Shaw, 1988). A **tabela do árbitro do barramento** contém os atributos das variáveis que são varridas seqüencialmente durante todo o ciclo de vida do sistema.

O padrão cíclico resultante da natureza periódica das transações é definido pelo **ciclo elementar** e pelo **macro-ciclo** do sistema, calculados com base nos períodos das variáveis.

3.1 Janelas de Tempo do Ciclo Elementar

O ciclo elementar típico de uma rede de campo é formado por uma **fase síncrona** e uma **fase assíncrona** (Pleinevaux and Decotignie, 1988). A Fig. 4 representa um ciclo elementar de duração e no qual a fase síncrona é identificada como *PW (janela periódica)*. A fase assíncrona, denominada *janela aperiódica (AW)*, acomoda três subjanelas das quais duas podem ser alocadas para o tráfego de variáveis aperiódicas com prioridade urgente e normal (*UAW, NAW*) e a terceira (*MW*), quando necessário, poderá ser utilizada para a transmissão de mensagens.

Se ainda restar algum tempo no final de cada ciclo elementar (subjanela *X*) a camada de enlace emite sinais denominados **identificadores de preenchimento (padding identifiers)** empregando a técnica de **inserção de tempo ocioso (inserted idle time)** (Howell and Venkatrao, 1995).

3.2 Tempo de Resposta de Uma Transação

O árbitro do barramento inicia todas as transações através da rede a partir da difusão de um quadro do

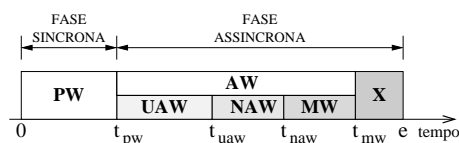


Figura 4: Janelas do Ciclo Elementar

tipo ID_DAT (pergunta) contendo um determinado identificador. O produtor da variável associada ao identificador responde à requisição transmitindo um quadro RP_DAT contendo o dado solicitado. O quadro RP_DAT contém ainda um bit que é utilizado para sinalizar ao árbitro do barramento que existem variáveis aperiódicas pendentes de transmissão.

Os quadros do tipo ID_DAT têm largura fixa de 64 bits e o quadro RP_DAT acrescenta 48 bits à PDU enviada pela camada de aplicação. Com base nestes atributos e em certas características do meio físico, o tempo consumido para realização de uma transação de variável identificada pode ser calculado como:

$$C = \frac{k_1 \cdot VAR_AP + k_2}{tx_rate} + 2 \cdot t_r \quad (1)$$

A Eq. (1) tem como variáveis VAR_AP , a estrutura de dados descrita na subseção 2.1, expressa em bytes; a taxa de transmissão da rede (tx_rate) em Mb/s e o tempo de circulação (t_r - *turnaround time*), em microssegundos. A constante k_1 , com valor de 8 bits/byte, é utilizada para converter VAR_AP em bits; k_2 representa a somatória das informações de controle acrescentadas pelas camadas de aplicação, enlace e física, totalizando 128 bits.

3.3 Tráfego Periódico

O modelo adotado para as variáveis periódicas (vp_i) tem três parâmetros: o identificador do produtor (k), a duração da transação (Cp_i) e o período (T_i).

$$vp_i = (k, Cp_i, T_i) \quad (2)$$

Os dados listados na Tab. 1 representam um sistema distribuído no qual seis variáveis periódicas, com largura de 126 bytes (VAR_AP), são transacionadas por uma rede WorldFIP com taxa de transmissão de 2,5 Mb/s e $t_r = 8 \mu s$. Os tempos de transmissão das variáveis podem ser calculados através da Eq. (1).

Variável	Período (ms)	C_i (μs)
vp_1	4	470,4
vp_2	8	470,4
vp_3	8	470,4
vp_4	12	470,4
vp_5	12	470,4
vp_6	12	470,4

Tabela 1: Atributos das Variáveis Periódica

A principal dificuldade encontrada na aplicação do algoritmo executivo cíclico é a construção da escala, cuja complexidade cresce exponencialmente em relação ao número de tarefas do sistema. Entretanto, o escalonamento do tráfego periódico pode ser representado por uma matriz de elementos booleanos a_{ij} , onde i representa a variável periódica (vp_i) e j indica o ciclo elementar. O elemento a_{ij} da matriz será verdadeiro (**1 lógico**) se a variável vp_i for escalonada para

transmissão no ciclo elementar j ; caso contrário a_{ij} será falso (**0 lógico**). A matriz poderá então ser montada com o suporte de uma ferramenta computacional, tendo como base um algoritmo de escalonamento convenientemente escolhido.

A seguir são apresentadas duas alternativas de montagem da matriz de escalonamento do tráfego periódico: MTP_{RM} utiliza o algoritmo RM e MTP_{EDF} emprega o algoritmo EDF:

O algoritmo RM adota um esquema de atribuição de prioridades na razão inversa dos períodos das variáveis - quanto menor o período, maior será o valor da prioridade. Isto é, $\forall i, j : T_i < T_j \Rightarrow P_i > P_j$.

A grade de transmissão das variáveis listadas na Tabela 1, escalonadas com base no algoritmo RM, corresponde à seguinte matriz MTP_{RM} :

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

O mecanismo de escalonamento empregado pelo algoritmo EDF atribui prioridade mais elevada à tarefa cujo prazo estiver mais próximo de se expirar. Assim, cada elemento da matriz MTP_{EDF} será representado por um par ordenado ($a_{ij}; b_{ij}$), onde a_{ij} é um valor booleano que indica a transmissão da variável vp_i no ciclo elementar j e b_{ij} é um número inteiro não negativo que define a sua prioridade, ou seja, a posição relativa de atendimento da variável vp_i no ciclo elementar j . O valor ($a_{ij}; b_{ij}$) = (0;0) indica que a variável vp_i não será transmitida no ciclo elementar j .

A grade de transmissão das variáveis listadas na Tabela 1, escalonadas com base no algoritmo EDF, corresponde à seguinte matriz MTP_{EDF} :

$$\begin{bmatrix} (1, 1) & (1, 1) & (1, 1) & (1, 1) & (1, 1) & (1, 1) \\ (1, 2) & (0, 0) & (1, 3) & (0, 0) & (1, 2) & (0, 0) \\ (1, 3) & (0, 0) & (0, 0) & (1, 2) & (1, 3) & (0, 0) \\ (0, 0) & (1, 2) & (0, 0) & (1, 3) & (0, 0) & (0, 0) \\ (0, 0) & (1, 3) & (0, 0) & (0, 0) & (0, 0) & (1, 2) \\ (0, 0) & (0, 0) & (1, 2) & (0, 0) & (0, 0) & (1, 3) \end{bmatrix}$$

3.4 Tráfego Aperiódico

O tempo de resposta à requisição de transmissão de uma variável aperiódica depende de diversos fatores, tais como o volume de tráfego periódico alocado em cada ciclo elementar e as requisições aperiódicas pendentes de atendimento nas filas do árbitro do barramento (Fig. 5).

A Eq. (3) descreve o modelo matemático das variáveis aperiódicas, onde k identifica o produtor da variável, Ca_i representa a duração da transação, Pa_i a prioridade e Da_i o prazo máximo de atendimento.

$$va_i = (k, Ca_i, Pa_i, Da_i) \quad (3)$$

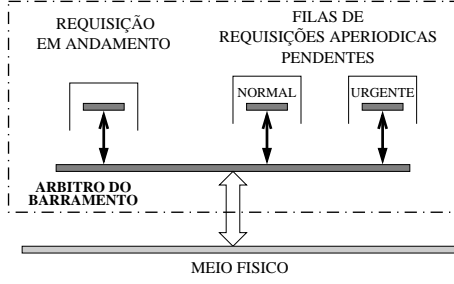


Figura 5: Filas de Requisições Pendentes

O método de cálculo apresentado neste trabalho considera que o árbitro do barramento incorpora uma função baseada no seguinte algoritmo:

```

Início da janela aperiódica
while [há tempo para transferência aperiódica] do
  if ["fila" de req. em andamento vazia] then
    if [há req. de transf. aperiódicas pendentes]
      then
        AB emite quadro ID_RQ
        produtor de  $vp_i$  emite quadro RP_RQ
      else
        while [há tempo disp. no ciclo elementar]
          do
            [emite identif. de preenchimento]
          end while
        [fim da janela aperiódica]
      end if
    else
      AB emite quadro ID_DAT
      produtor de  $vp_i$  emite quadro RP_DAT
    end if
  end while

```

O quadro *ID_RQ* é emitido pelo árbitro do barramento, para solicitar ao produtor de uma variável periódica que envie a sua lista de variáveis aperiódicas pendentes. O produtor, então, emite um quadro *RP_RQ* com os identificadores das variáveis.

As variáveis periódicas têm prioridade mais elevada que as variáveis aperiódicas. Por isso, no pior caso, o tempo de resposta à requisição de transmissão de uma variável aperiódica produzida pela estação k deve incluir a interferência causada pelas variáveis periódicas, ou seja:

$$Ra^k = I_p^k + W_a^k \quad (4)$$

Na Eq. (4) I_p^k é o limite superior da interferência causada pelo tráfego periódico e W_a^k representa a demanda na rede devida ao tráfego aperiódico.

3.4.1 Cálculo da Interferência I_p^k

O valor de I_p^k depende do instante da disponibilização da requisição na fila correspondente (Fig. 5). Na Eq. (5): T_i^k - período da variável vp_i que tem a frequência de ativações mais elevada dentre as produzidas pela estação k ; J_{vp_i} - valor máximo do *Jitter* de

transmissão de vp_i ; l - ciclo elementar a partir do qual serão processadas as transações aperiódicas pendentes; w_p^l - parcela da janela periódica do ciclo elementar l utilizada para transmissão das variáveis periódicas escalonadas para transmissão depois da variável vp_i .

$$I_p^k = T_i^k + J_{vp_i} + w_p^l \quad (5)$$

O valor de w_p^l depende do algoritmo de escalonamento adotado.

A Eq. (6) fornece o valor de w_p^l no caso do escalonamento com base no algoritmo RM. Neste caso: a_{hl} - elemento da matriz MTP_{RM} ; Cp_h - duração de transmissão de vp_h ; np - número de variáveis periódicas.

$$w_p^l = \sum_{h=i}^{np} a_{hl} \times Cp_h \quad (6)$$

Caso seja adotado o algoritmo EDF o primeiro passo para o cálculo de w_p^l deverá ser a ordenação dos elementos da coluna l da matriz MTP_{EDF} de forma crescente em relação às prioridades. Então w_p^l poderá ser calculada como:

$$w_p^l = \sum_{h=b_{il}}^{b_{max}} a_{r(h),l} \times Cp_{r(h)} \quad (7)$$

Na Eq. (7) $r(h)$ representa o índice da variável com prioridade h no ciclo elementar l ; $a_{r(h),l}$ identifica o elemento da matriz MTP_{EDF} que indica o escalonamento da variável $vp_{r(h)}$ no ciclo elementar l ; b_{max} corresponde à prioridade atribuída à última variável periódica a ser escalonada no ciclo elementar l .

3.4.2 Cálculo de W_a^k

A largura da janela periódica do ciclo elementar j é definido pela equação (8).

$$pw(j) = \sum_{i=1}^{np} a_{ij} \times Cp_i \quad (8)$$

O valor máximo da janela aperiódica de um ciclo elementar m qualquer tem a largura definida pela Eq. (9), na qual e quantifica a duração do ciclo elementar e m^* representa a posição relativa do ciclo elementar m no macro-ciclo considerado.

$$aw(m) = e - pw(m^*) \quad (9)$$

Na equação (10) N representa o número de ciclos elementares contidos no macro-ciclo.

$$m^* = m - \left\lfloor \frac{m-1}{N} \right\rfloor \times N \quad (10)$$

O número de transações aperiódicas que podem ser processadas no ciclo elementar m pode ser calculado pela Eq. (11), onde $aw(m)$ é definida pela Eq. (9) e Ca_{max} é determinado pelo critério definido por (Tovar and Vasques, 1999).

$$nap(m) = \left\lfloor \frac{aw(m)}{Ca_{max}} \right\rfloor \quad (11)$$

3.5 Demanda Devida ao Tráfego Aperiódico

O número de ciclos elementares ocupados para o atendimento de todas as requisições aperiódicas pendentes (n_{CE}), contados a partir do ciclo elementar l , pode ser determinado pelo algoritmo a seguir. Este algoritmo também identifica o ciclo elementar (m) no qual ocorrerá a transmissão da última variável aperiódica da fila de requisições pendentes.

```

 $n_{rest} = 2na$ 
 $m = l$ 
while [ $n_{rest} > 0$ ] do
  [calcula  $m^*$  - equação (10)]
  [calcula  $pw(m^*)$  - equação (8)]
  [calcula  $aw(m)$  - equação (9)]
  [calcula  $nap(m)$  - equação (11)]
  [ $n_{rest} = n_{rest} - nap(m)$ ]
  [ $m = m + 1$ ]
end while
 $n_{CE} = m - l$ 

```

A demanda na rede devida ao tráfego aperiódico é dada por:

$$W_a^k = (n_{CE} - 1) \times e + pw(m^*) + nap(m^*) \times C_{a_{max}} \quad (12)$$

Uma vez determinados os valores de I_p^k , W_a^k , n_{CE} e m , o tempo de resposta R_a^k poderá ser encontrado através da Eq. (4).

Deve aqui ser mencionada a necessidade de manutenção de um intervalo mínimo de tempo entre ativações sucessivas das variáveis aperiódicas como uma das condições de garantia de escalonabilidade:

$$Da_i \geq R_a^k \quad (13)$$

4 Resultados da Aplicação do Método de Cálculo

A análise da escalonabilidade do tráfego na rede de campo visa determinar a faixa de valores atribuídos a certos parâmetros de maneira que seja garantido o atendimento das restrições temporais impostas ao suporte de comunicação pelo ambiente.

Neste estudo foram utilizados os dados levantados durante a fase preliminar do projeto do sistema digital de controle (SDSC) das duas unidades geradoras que estão sendo instaladas na Usina Hidrelétrica de Itaipu.

São consideradas apenas as variáveis diretamente associadas às funções de controle do processo. Isto restringe o escopo do trabalho aos sinais periódicos e sinais aperiódicos com prioridade urgente.

4.1 Atributos Físicos do Sistema de Controle

O sistema analisado é formado por oito estações subscritoras da rede: o controlador de célula de automação (A000) e os controladores de E/S (A001 a A007).

Foram adotados os seguintes valores para os parâmetros da rede: taxa de transmissão (tx_rate): 1 Mb/s e 2,5 Mb/s; tempo de circulação (t_r): 20 μ s e 8 μ s, respectivamente.

4.2 Sinais Periódicos e Aperiódicos

Os sinais do processo foram classificados, de acordo com seus atributos funcionais, nos seguintes grupos: *CTL* - controle; *SIN* - sinalização; *ALM* - alarme; *MGE* - grandeza elétrica; *TRD* - transdutor; *RTD* - termômetro de resistência; *STP* - ordem de ajuste. A descrição detalhada de cada um destes sinais encontra-se em (Santos, 2003).

Nas simulações foram atribuídos valores de **12**, **24**, **36**, **48**, **64**, **96** e **126** bytes para a largura da estrutura de dados (*VAR_AP*) transportada pelas PDUs.

4.2.1 Variáveis Periódicas

A Tabela 2 mostra os sinais periódicos associados às respectivas estações produtoras.

Estação Produtora	Grupos de Sinais Periódicos			
	<i>CTL</i>	<i>MGE</i>	<i>TRD</i>	<i>RTD</i>
A000	125	-	-	-
A001	20	-	6	-
A002	112	9	26	32
A003	18	-	8	-
A004	10	-	3	-
A005	60	-	5	-
A006	20	8	7	-
A007	60	-	9	20

Tabela 2: Sinais Periódicos \times Estações Produtoras

A Tabela 3 mostra os períodos dos grupos de sinais considerados no estudo de caso.

Natureza do Sinal	Valores dos Períodos	
	Grupo	Período (ms)
Controle	<i>CTL</i>	T_1
Grandeza Elétrica	<i>MGE</i>	20
Transdutor	<i>TRD</i>	50
Termômetro de Resistência	<i>RTD</i>	250

Tabela 3: Sinais Periódicos - Valores dos Períodos

Foram atribuídos a T_1 , período do grupo das variáveis com maior frequência de ativações (*CTL*), os valores de **5**, **10** e **20** milissegundos. Os períodos das variáveis pertencentes aos grupos *MGE*, *TRD* e *RTD* são considerados como constantes.

4.2.2 Variáveis Aperiódicas

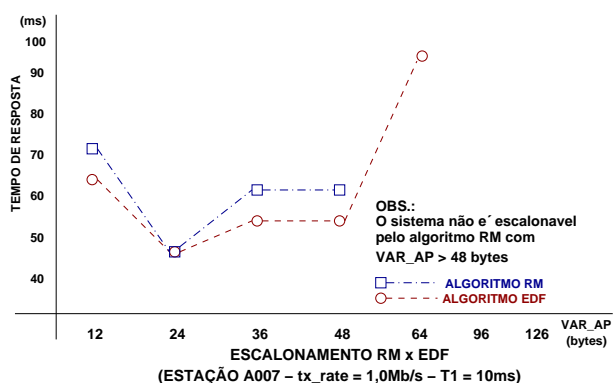
A Tabela 4 mostra os sinais utilizados para compor as variáveis aperiódicas e suas respectivas estações produtoras.

4.3 Apresentação dos Resultados

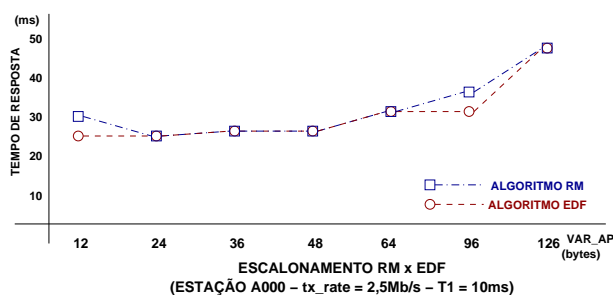
A seguir são apresentados graficamente alguns resultados da aplicação do método de cálculo descrito na seção 3, relativos às variáveis aperiódicas produzidas

Estação Produtora	Grupos de Sinais Aperiódicos		
	<i>STP</i>	<i>SIN</i>	<i>ALM</i>
A000	34	-	-
A001	-	16	170
A002	-	117	146
A003	-	83	45
A004	-	20	22
A005	-	60	30
A006	-	60	120
A007	-	40	80

Tabela 4: Sinais Aperiódicos × Estações Produtoras

Figura 6: Tempos de Resposta - RM × EDF - Estação A000 (1,0 Mb/s - $T_1 = 10$ ms)

pelas estações A000 e A007. Os resultados das demais estações podem ser encontrados em (Santos, 2003).

Figura 7: Tempos de Resposta - RM × EDF - Estação A007 (2,5 Mb/s - $T_1 = 10$ ms)

5 Conclusões

Este artigo apresentou os resultados da aplicação de um método de cálculo do tempo de resposta da rede WorldFIP baseado na representação do tráfego periódico como uma matriz de elementos booleanos. Foram utilizados os dados de um estudo de caso referente a uma planta de geração de energia elétrica. As principais conclusões foram as seguintes:

1. O parâmetro T_1 , correspondente ao período da variável de maior frequência produzida pela estação k , exerce forte influência no tempo de resposta da rede WorldFIP. Este resultado está de

acordo com a fundamentação teórica encontrada na literatura existente.

2. Há uma relação entre o valor de VAR_AP , a largura da janela aperiódica e os tempos de resposta encontrados. Os melhores resultados foram obtidos com estruturas de dados de 24 bytes. Verifica-se também que a atribuição de valores muito pequenos para VAR_AP , ou ainda aproximando-se do seu limite superior (126 bytes), reduz a escalabilidade das variáveis e aumenta o tempo de resposta da rede.
3. Os tempos de resposta produzidos com base no algoritmo EDF são iguais ou melhores que os encontrados com o algoritmo RM. Além disso, caso sejam adotados certos valores para os parâmetros T_1 ou VAR_AP , o algoritmo EDF consegue escalonar conjuntos de variáveis que, nas mesmas condições, não são escalonáveis pelo algoritmo RM.

Referências

- Almeida, L., Tovar, E., Fonseca, J. and Vasques, F. (2002). Schedulability analysis of real-time traffic in worldfip networks: an integrated approach, *IEEE Transactions on Industrial Electronics* **49**: 1165–1174.
- Baker, T. and Shaw, A. (1988). The cyclic executive model and ada, *IEEE Transactions in Software Engineering* pp. 120–129.
- Howell, R. R. and Venkatrao, M. K. (1995). On non-preemptive scheduling of recurring tasks using inserted idle times, *Information and Computation* (117): 50–62.
- Liu, C. L. and Layland, J. W. (1973). Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard real-time environment, *Journal of the Association for Computing Machinery* **20**(1): 46–61.
- Pleinevaux, P. and Decotignie, J.-D. (1988). Time critical communication networks: Field buses, *IEEE Network* **2**(3): 55–63.
- Santos, J. L. P. (2003). *Cálculo do tempo de resposta da rede de campo padrão worldfip do sistema de supervisão e controle de uma unidade hidrogenadora de energia elétrica*, Master's thesis, Universidade Federal de Santa Catarina.
- Tovar, E. and Vasques, F. (1999). Contributions for the worst-case response time analysis of real-time sporadic traffic in worldfip networks, *Proceedings of the RTS'99*.
- WorldFIP (1988). *WorldFIP Protocol*, WorldFIP Organization, Clamart, França.