

**Israel Lima de Melo**

**Modelagem de Redes de Transdutores Inteligentes  
Utilizando Redes de Petri**

**Recife**

**2005**

**Universidade Federal de Pernambuco**  
**Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica**

**Modelagem de Redes de Transdutores Inteligentes**  
**Utilizando Redes de Petri**

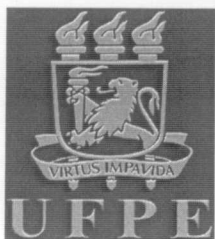
**Dissertação**

submetida à Universidade Federal de Pernambuco  
como parte dos requisitos para obtenção do grau de

**Mestre em Engenharia Elétrica**

Israel Lima de Melo

Recife, Abril de 2005.



**Universidade Federal de Pernambuco**

**Pós-Graduação em Engenharia Elétrica**

PARECER DA COMISSÃO EXAMINADORA DE DEFESA DE  
DISSERTAÇÃO DE MESTRADO ACADÊMICO DE

**ISRAEL LIMA DE MELO**

TÍTULO

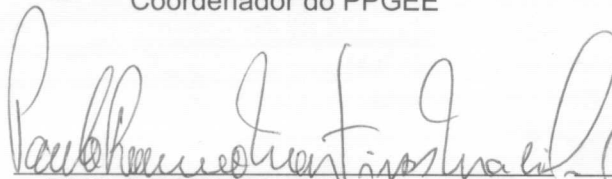
**“MODELAGEM DE REDES DE TRANSDUTORES  
INTELIGENTES UTILIZANDO REDES DE PETRI”**


A comissão examinadora composta pelos professores: TOMAZ DE CARVALHO BARROS, DES/UFPE; EDVAL JOSÉ PINHEIRO SANTOS, DES/UFPE e PAULO ROMERO MARTINS MACIEL, CIN/UFPE, sob a presidência do primeiro, consideram o candidato **ISRAEL LIMA DE MELO APROVADO.**

Recife, 20 de abril de 2005.

  
JOAQUIM FERREIRA MARTINS FILHO  
Coordenador do PPGEE

  
TOMAZ DE CARVALHO BARROS  
Orientador e Membro Titular Interno

  
PAULO ROMERO MARTINS MACIEL  
Membro Titular Externo

  
EDVAL JOSÉ PINHEIRO SANTOS  
Membro Titular Interno

Aos meus pais e irmão

# Agradecimentos

Ao nosso Senhor Jesus Cristo.

Gostaria de agradecer sinceramente a todos aqueles que direta ou indiretamente contribuíram para a elaboração desta pesquisa. De maneira particular, expresso minha gratidão:

- a minha família e, principalmente, a meus pais Thales Barbosa Lima e Maria Betânia Lima de Melo e ao meu irmão David Lima de Melo, pelo incentivo fundamental para que este trabalho fosse realizado, e pelo amor que me sustentam;
- a meu orientador professor Tomaz C. Barros e ao meu co-orientador professor Edval J. P. Santos, pela dedicação, competência e amizade durante todo o desenvolvimento desta pesquisa;
- aos Professores, Funcionários e Colegas do LDN que fazem deste laboratório um ambiente de pesquisa próspero, cooperativo e amigável;
- ao contribuinte brasileiro e ao CNPq, pelo apoio financeiro;

ISRAEL LIMA DE MELO

*Universidade Federal de Pernambuco*

*20 de Abril de 2005*

Resumo da Dissertação apresentada à UFPE como parte dos requisitos necessários para obtenção do grau de Mestre em Engenharia Elétrica.

## **Modelagem de Redes de Transdutores Inteligentes Utilizando Redes de Petri**

Israel Lima de Melo

Abril/2005

Orientador: Tomaz C. Barros, D.Sc.

Área de Concentração: Eletrônica

Palavras-chaves: Redes de Petri, redes de transdutores inteligentes, sistemas petroquímicos, *Foundation Fieldbus*, tempo real, controle de supervisão local

Número de páginas: xii+100

Devido aos requerimentos temporais nos processos industriais, o objetivo é obter informações a cerca do comportamento temporal do sistema de controle (constituído por transdutores inteligentes, barramento de campo e supervisão local) de um processo industrial, de modo a garantir o funcionamento correto. Para isso utilizamos a teoria das redes de Petri para modelar o controle de supervisão local de um processo da indústria petroquímica, levando em consideração o barramento de campo único e compartilhado. O modelo obtido é simulado e como resultado são extraídas informações a cerca do comportamento temporal da comunicação, cujo protocolo de comunicação é o *Foundation Fieldbus*. Informações, como a ocupação do barramento pelas mensagens e a relação entre essa ocupação e número de dispositivos de campo, podem esclarecer algumas condições onde o desempenho tempo real de uma solução *Foundation Fieldbus* é aceitável ou não, e em que termos é aceitável ou não. Esta dissertação é uma contribuição aos trabalhos de Queiroz [1] e Barros [2], pois estes não consideram o barramento de campo único e compartilhado. A simulação do modelo em redes de Petri proporciona a visualização do comportamento temporal do sistema sem a necessidade de uma implementação previa, representando custos menores.

Abstract of Dissertation presented to UFPE as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Master in Electrical Engineering.

## **Modeling of Smart Transducers Nets Using Petri Nets**

Israel Lima de Melo

April/2005

Supervisor: Tomaz C. Barros, D.Sc.

Area of Concentration: Electronics

Keywords: Petri Nets, Smart transducers nets, petrochemical systems, Foundation Fieldbus, real time, local supervision control

Number of pages: xii+100

Due to the temporary solicitations in the industrial processes, the objective is to obtain information about the temporary behavior of the control system (constituted by smart transducers, fieldbus and local supervision) of a process industrial, in manner to guarantee the correct operation. For this reason we used the Petri nets theory to model the local supervision control of a petrochemical industry process, taking in consideration the only and shared fieldbus. The obtained model is simulated and as result are extracted information about the temporary behavior of the communication, whose communication protocol is Foundation Fieldbus. Information, as the occupation of the bus for the messages and the relation between this occupation and the number of field devices, can elucidate some conditions where the real-time performance of a Foundation Fieldbus solution is acceptable or not, and in that terms are acceptable or not. This dissertation is a contribution to the works of Queiroz [1] and Barros[2], because these don't consider the single and shared fieldbus. The model simulation at Petri nets provide the visualization of the system temporal behavior without the necessity of an implementation, representing smaller costs.

# Conteúdo

<b>Agradecimentos</b>	<b>iv</b>
<b>Resumo</b>	<b>v</b>
<b>Abstract</b>	<b>vi</b>
<b>Lista de Tabelas</b>	<b>ix</b>
<b>Lista de Figuras</b>	<b>x</b>
<b>Capítulo 1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 A Indústria Petroquímica no Brasil . . . . .	1
1.2 Objeto de Estudo . . . . .	4
1.3 Objetivos . . . . .	5
1.4 Metodologia . . . . .	7
1.5 Trabalhos Relacionados . . . . .	9
1.6 Organização . . . . .	11
<b>Capítulo 2 Conceitos Básicos</b>	<b>12</b>
2.1 Redes de Petri . . . . .	12
2.1.1 Propriedades . . . . .	15
2.1.2 Análise . . . . .	17
2.1.3 Redes de Petri temporizadas . . . . .	19
2.2 Sensores e atuadores inteligentes . . . . .	20
2.2.1 Sistema operacional de transdutores inteligentes . . . . .	24
2.2.2 O gerenciador de tarefas, objetos e serviços . . . . .	25
2.2.3 Atributos . . . . .	26



2.3	Considerações Finais . . . . .	27
<b>Capítulo 3 Supervisão Local de Sistemas Petroquímicos</b>		<b>29</b>
3.1	Níveis Organizacionais de uma Indústria . . . . .	29
3.2	Sistemas híbridos . . . . .	31
3.3	Sistemas de Controle . . . . .	34
3.4	Interação entre o nível de controle direto da planta e o nível de supervisão local . . . . .	36
3.5	Exemplo de um Processo . . . . .	38
3.6	Considerações Finais . . . . .	48
<b>Capítulo 4 Barramento de Campo</b>		<b>51</b>
4.1	Breve Histórico . . . . .	51
4.2	Barramentos de Campo e <i>Foundation Fieldbus</i> . . . . .	55
4.3	Agendamento de Mensagens no <i>Foundation Fieldbus</i> . . . . .	58
4.3.1	Gerenciador de mensagens . . . . .	60
4.3.2	Utilização do conceito de gerenciador de mensagens . . . . .	70
4.4	Considerações finais . . . . .	74
<b>Capítulo 5 Supervisão com o Barramento de Campo</b>		<b>76</b>
5.1	Estudo de Caso . . . . .	76
5.2	Considerações Finais . . . . .	83
<b>Capítulo 6 Conclusão</b>		<b>92</b>
6.1	Sumário . . . . .	92
6.2	Contribuição . . . . .	93
6.3	Perspectivas . . . . .	94
<b>Bibliografia</b>		<b>95</b>

# Lista de Tabelas

3.1	Descrição dos lugares e transições . . . . .	47
3.2	Descrição dos lugares e transições . . . . .	48
3.3	Descrição das marcações . . . . .	50
4.1	Principais mensagens <i>Fieldbus</i> . . . . .	60

# Lista de Figuras

1.1	Unidade de craqueamento catalítico. . . . .	4
2.1	Rede de Petri utilizada para exemplificar as regras de transição. . . . .	14
2.2	(a) Modelagem de atividades paralelas (b) Conflito ou decisão. . . . .	15
2.3	Redes utilizadas para exemplificar os níveis de vivacidade. . . . .	17
2.4	Árvore de cobertura. . . . .	19
2.5	Grafo de cobertura. . . . .	19
2.6	Arquitetura centralizada. . . . .	21
2.7	Arquitetura distribuída. . . . .	22
2.8	Padrão IEEE 1451. . . . .	23
2.9	Vista de um sistema operacional de um transdutor inteligente. . . . .	24
2.10	Agendamento <i>round-robin</i> . . . . .	26
3.1	Trajatória típica de um sistema a eventos discretos. . . . .	32
3.2	Trajatória típica de um sistema dinâmico com variáveis contínuas. . . . .	33
3.3	Trajatória típica de um sistema híbrido. . . . .	34
3.4	Interação entre os níveis de controle direto da planta e de supervisão local. . . . .	36
3.5	Reatores. . . . .	40
3.6	Único reator. . . . .	41
3.7	Modelo do reator ilustrado na Figura 3.6. . . . .	42
3.8	Modelo para dois reatores da Figura 3.5. . . . .	49
3.9	grafo de alcançabilidade. . . . .	49
3.10	Vetores marcação. . . . .	50
4.1	Modelo <i>OSI</i> . . . . .	56
4.2	Codificação <i>Manchester Biphase-L</i> . . . . .	57

4.3	Esquema de aplicação <i>Foundation Fieldbus</i> . . . . .	59
4.4	Gerenciador de mensagens simples. . . . .	60
4.5	Evolução do gerenciador de mensagens simples. . . . .	61
4.6	Diversos gerenciadores de mensagens. . . . .	62
4.7	Comunicação entre mestre e dispositivo de campo. . . . .	62
4.8	Gerenciador de mensagens simples com transição de tempo de resposta do dispositivo. . . . .	63
4.9	Mensagem periódica. . . . .	64
4.10	Gerenciador de mensagens para mensagem periódica. . . . .	65
4.11	Transito de mensagens no barramento. . . . .	67
4.12	Dois mensagens periódicas disputando o barramento. . . . .	68
4.13	Gerenciador de mensagens para uma mensagem aperiódica. . . . .	69
4.14	Gerenciadores de recurso de mensagens aperiódicas em série. . . . .	70
4.15	Estados da válvula. . . . .	71
4.16	Refinamento da transição de comando "abra válvula" em um gerenciador de mensagens simples. . . . .	72
4.17	Refinamento da transição de comando "feche válvula" em um gerenciador de mensagens simples. . . . .	73
4.18	Modos dinâmicos contínuos do controlador de temperatura. . . . .	73
4.19	Gerenciadores de mensagens simples para modos dinâmicos contínuos do controlador de temperatura. . . . .	74
4.20	Estados do sensor. . . . .	74
4.21	Refinamento da Figura 4.20. . . . .	75
5.1	Reator. . . . .	77
5.2	Dois reatores. . . . .	78
5.3	Modelo do reator ilustrado na Figura 5.1. . . . .	79
5.4	Modelo do reator levando em consideração o barramento de campo e as mensagens que nele circulam. . . . .	85
5.5	Nove gerenciadores de mensagens para mensagens aperiódicas - um para cada dispositivo de campo. . . . .	86

5.6	Usa-se apenas um gerenciador de mensagens para mensagens aperiódicas em vez da rede de Petri da Figura 5.5. . . . .	86
5.7	Modelo completo para simulação. . . . .	87
5.8	Gráficos "número de fichas X tempo" da primeira fase do processo: a)abertura da válvula $V_a$ ; b)monitorando a vazão do produto A; c)perda de ciclo na monitoração da vazão do produto A; d)fechamento da válvula $V_a$ ; e)abertura da válvula $V_b$ ; f)monitorando a vazão do produto B; g)perda de ciclo na monitoração da vazão do produto B; h)fechamento da válvula $V_b$ ; i) mensagens aperiódicas. . . . .	88
5.9	Todas as mensagens no barramento. . . . .	88
5.10	Gráficos número de fichas X tempo da segunda fase: a) o agitador é ligado; b) o agitador é desligado; c)atuador recebe <i>set-point</i> 1; d)atuador recebe <i>set-point</i> 2; e)atuador recebe mensagem para ser desligado; f)monitoração da temperatura do reator; g)perda de ciclo na monitoração da temperatura do reator; h) mensagens aperiódicas. . . . .	89
5.11	Gráficos número de fichas X tempo da terceira fase: a) abertura da válvula $V_c$ ; b) fechamento da válvula $V_c$ ; c) monitoração do nível no reator; d) perda de ciclo na monitoração do nível no reator; e) mensagens aperiódicas. . . . .	90
5.12	Gráficos número de fichas X tempo da primeira fase para dois reatores: a) monitoração da vazão do produto $A$ no reator 1; b) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto $A$ no reator 1; c) monitoração da vazão do produto $B$ no reator 1; d) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto $B$ no reator 1; e) monitoração da vazão do produto $A$ no reator 2; f) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto $A$ no reator 2; g) monitoração da vazão do produto $B$ no reator 2; h) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto $B$ no reator 2; (i) mensagens aperiódicas. . . . .	91

# Capítulo 1

## Introdução

Iniciamos abordando a relevância da indústria petroquímica para o Brasil, expondo os problemas relacionados aos processos de produção desta indústria, assim como, o objeto de estudo desta dissertação de mestrado.

### 1.1 A Indústria Petroquímica no Brasil

O ciclo da indústria do petróleo vai desde a exploração e produção até a utilização final do combustível, passando pelos processos de refino de petróleo.

A indústria brasileira de petróleo vem crescendo a altas taxas, produzindo atualmente em torno de 1,6 milhões de barris de petróleo por dia para um mercado que demanda cerca de 1,8 milhões de barris diários. Prevê-se para fins de 2005 a auto-suficiência no mercado de combustíveis, quando a produção de petróleo atingirá o mesmo nível da demanda.

O petróleo nacional, proveniente majoritariamente das águas profundas da Bacia de Campos, tem características peculiares que proporcionam significativos desafios tecnológicos à indústria e à comunidade científica brasileira.

A exploração de petróleo em região de até 3000 metros de lâmina de água, a produção desse petróleo pesado em condições de difícil escoamento e a transformação desse petróleo através de processos de refino para atender um mercado cada vez mais exigente em termos de qualidade de combustíveis constituem grandes temas de desenvolvimento de tecnologia.

A indústria do petróleo de um modo geral tem basicamente duas fases: a primeira fase trata da exploração de reservatórios petrolíferos, da perfuração de poços e da extração do petróleo; a segunda trata das diversas transformações que o petróleo sofre para se obter

um produto desejado. As indústrias de transformação do petróleo são conhecidas como indústrias petroquímicas.

O petróleo é a fonte primária de combustíveis, tanto para uso em meios de transporte na forma de gasolina ou diesel, como para a geração de calor nas industriais por meio da combustão em caldeiras e fornos. Também do processamento inicial do petróleo provêm as matérias-primas básicas da indústria petroquímica. Partindo geralmente ou da nafta, que é uma fração líquida do refino do petróleo, ou do próprio gás natural tratado, os aprimorados processos petroquímicos têm a capacidade de quebrar, recombinar e converter as moléculas primordiais dos hidrocarbonetos encontradas no petróleo ou no gás, produzindo uma grande quantidade de produtos, os quais irão formar a base química dos mais diversos segmentos da indústria petroquímica. O petróleo é um recurso mineral formado por uma grande mistura de compostos. A partir do seu refino, são extraídos diversos produtos, como gasolina, diesel, querosene, gás de cozinha, óleo combustível e lubrificante, parafina e compostos químicos que são matérias-primas para as indústrias de tintas, ceras, vernizes, resinas, pneus, borrachas, fósforos, chicletes, filmes fotográficos, fertilizantes, tecidos, brinquedos, embalagens e utilidades domésticas de plástico, calçados, alimentos, materiais de limpeza, eletro-eletrônicos, materiais descartáveis e muitos outros.

A primeira etapa do refino do petróleo, que envolve quatro fases, produz através da destilação por pressão atmosférica, além dos combustíveis, a matéria-prima básica para toda a cadeia de produção das resinas plásticas: a nafta. A Petrobrás é a fornecedora exclusiva de nafta no Brasil, atendendo à demanda com a produção de suas refinarias e com importações. A Petrobrás fornece a nafta para três centrais de matérias-primas da indústria petroquímica: a Petroquímica União, de São Paulo, a Copesul, do Rio Grande do Sul, e a Braskem (antiga Copene), da Bahia. Essas centrais decompõem a nafta, produzindo para a segunda geração das indústrias do setor os petroquímicos básicos, como eteno, propeno, benzeno e tolueno, e os petroquímicos intermediários, como o cicloexano e o sulfato de amônia.

Na primeira etapa da decomposição, a nafta vai para fornos de alta temperatura, onde é quebrada. Depois, os gases que saem dos fornos são levados para uma área de compressão; por fim, é feita a separação dos compostos em baixa temperatura, por colunas de destilação ou fracionamento. Um dos produtos dessa fase do processo petroquímico, o eteno - nome comercial do etileno ( $C_2H_4$ ) - é matéria-prima para a produção de polímeros como o poli-

etileno tereftalado (PET) e o policloreto de vinila (PVC), que por sua vez são fornecidos para as indústrias transformadoras de plástico, para as mais diversas aplicações. Através de reatores de polimerização, as moléculas de eteno reagem, se juntam e formam as cadeias de polímeros.

Podemos perceber três estágios industriais na cadeia da atividade petroquímica:

1. As indústrias de primeiro estágio:

Fornecem os produtos petroquímicos básicos, como por exemplo, butadieno, propeno, eteno, etc;

2. As indústrias de segundo estágio:

Transformam os produtos petroquímicos básicos em produtos petroquímicos finais, como é o caso do polivinilcloro (PVC), poliésteres, polietileno (PE), polipropileno (PP), óxido de etileno etc.;

3. As indústrias de terceiro estágio:

Onde os produtos finais são quimicamente transformados em produtos de consumo. O setor que movimenta a maior quantidade de produtos fabricados com materiais petroquímicos é a indústria do plástico.

A atual indústria petroquímica brasileira é resultado do planejamento estatal iniciado em 1965 com a instalação do GEIQUIM - Grupo Executivo da Indústria Química, responsável pelas orientações básicas na criação dos três pólos petroquímicos hoje existentes, que começaram as suas atividades ao longo de 10 anos: (1) pólo de São Paulo (Capuava/Santo André), em 1972; (2) pólo da Bahia (Camaçari), em 1978 e (3) pólo do Rio Grande do Sul (Triunfo), em 1982. Nestes pólos, localizados perto das refinarias da Petrobrás, também está localizada a maioria das indústrias petroquímicas de primeiro e segundo estágios, apesar de existirem algumas instalações de menor porte em outros centros industriais do país [3].

O baixo consumo local em relação aos padrões dos países desenvolvidos e a defesa e preservação do mercado interno de petroquímicos, cuja balança comercial hoje se encontra equilibrada num panorama de expressiva competição internacional, são fortes os fatores de indução à realização de novos investimentos para a expansão da indústria petroquímica no Brasil.



Exemplos sistemas petroquímicos são as unidades de craqueamento catalítico utilizada nas refinarias de petróleo. A Figura 1.1 [4] mostra uma unidade de craqueamento catalítico. A mesma é constituída por: um reator, fracionadora principal, dois compressores de gases operando em paralelo, absorvedoras primária e secundária, retificadora e debutanizadora. A unidade converte hidrocarbonetos de pesos moleculares elevados em basicamente gasolina e gás liquefeito, os quais são os derivados do petróleo de maior valor econômico. Porém, durante este trabalho, consideramos apenas a operação isolada do reator.

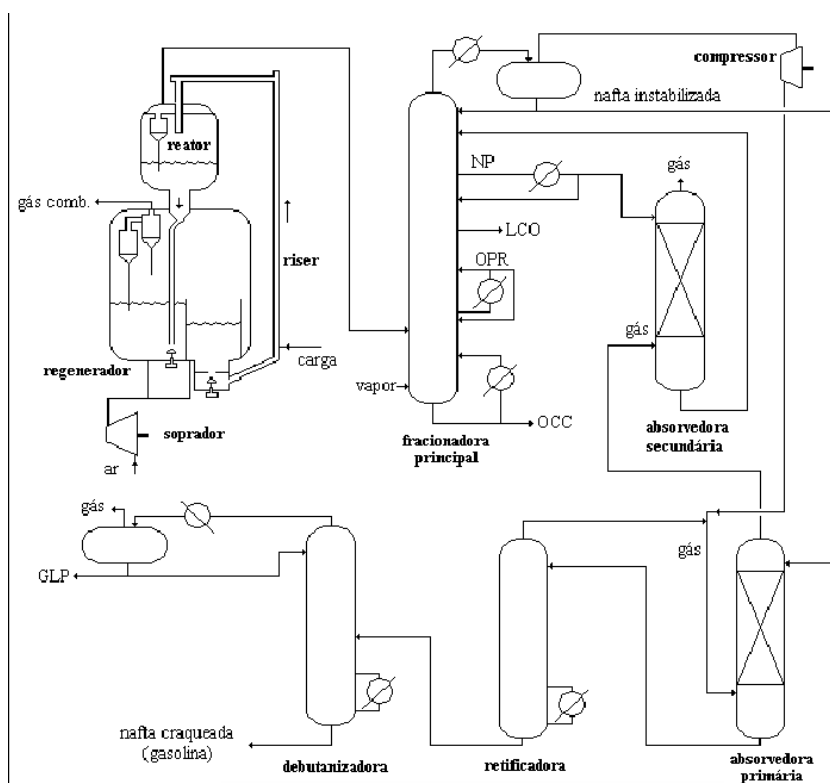


Figura 1.1: Unidade de craqueamento catalítico.

## 1.2 Objeto de Estudo

Os processos industriais da indústria petroquímica são processos que apresentam necessidades tais como: maiores níveis de flexibilidade, menores custos de trabalho, menores perdas materiais e menores custos de capital; maior controle das informações relativas do processo, melhor qualidade das informações e melhor planejamento e controle da produção.

Além disso, a utilização do petróleo e seus derivados trazem grandes riscos para o meio ambiente desde o processo de extração, transporte, refino, até o consumo, com a produção de gases que poluem a atmosfera, resíduos que são lançados em rios.

Ademais as especificações de um processo na indústria, requerem que a atuação sobre este processo (ou planta industrial) seja correta tanto do ponto de vista lógico como também do ponto de vista temporal. Receber a resposta certa mas com atraso é freqüentemente tão ruim quanto não a receber. Os valores provenientes do processo devem ser obtidos dentro de um determinado intervalo de tempo para que sejam válidos. Esses valores devem ser utilizados (juntamente com os valores de variáveis de estado) para calcular os valores destinados ao processo dentro de um determinado prazo de modo que seja útil.

Nos processos da indústria petroquímica é essencial garantir que determinados requisitos temporais sejam atendidos. Muitas vezes os requisitos de tempo são críticos, ou seja, o não atendimento a estes requisitos pode originar acidentes (danos materiais, ecológicos e a seres humanos ou mesmo morte). Como por exemplo, no caso dos reatores utilizados na indústria petroquímica, pode haver superaquecimento em um reator, ou transbordamentos caso uma válvula não seja fechada no prazo previsto ou até mesmo o aumento de pressão além dos limites de segurança.

Portanto, estes são fatores que evidenciam a necessidade do uso de um controle automatizado na indústria petroquímica que é o objeto de estudo desta dissertação de mestrado.

Entende-se por automação industrial qualquer sistema, apoiado em computadores, que substitua o trabalho humano e que vise soluções rápidas e econômicas para atingir os objetivos das indústrias. A automação implica a aplicação de sistemas interligados e assistidos por redes de comunicação [5].

### **1.3 Objetivos**

O objetivo geral deste trabalho é apresentar com base na teoria das redes de Petri, um procedimento de modelagem sistemático e estruturado para a supervisão de sistemas petroquímicos que utilizam as tecnologias *Foundation Fieldbus* e as dos transdutores inteligentes.

O objetivo específico é investigar a operação do *Foundation Fieldbus* em termos de suas características temporais considerando que o barramento de campo é único e comparilhado.

Uma rede de Petri [6] é uma ferramenta de modelagem com uma representação gráfica aplicada a diversos tipos de sistemas, caracterizados como sendo concorrentes, assíncronos e distribuídos. As redes de Petri são apresentadas com maiores detalhes no Capítulo 2 deste trabalho.

O barramento de campo aqui utilizado é o *Foundation Fieldbus*, pois o mesmo adota o modelo produtor-consumidor e é largamente utilizado na indústria [7].

Esta arquitetura de comunicação permite administrar e resolver conflitos quando dois ou mais dispositivos de campo querem transmitir simultaneamente, garantindo o atendimento aos requisitos temporais. *Foundation Fieldbus* [8, 9] é baseada em camadas hierárquicas de acordo com o modelo *Open Systems Interconnection (OSI)* da *International Standardization Organization (ISO)*.

O modelo produtor consumidor utiliza um grupo de *buffers* no caminho de comunicação de cada dispositivo de campo. A comunicação é complementada por três processos, que são independentes e podem operar no modo cíclico ou dirigido por evento:

1. O produtor: deposita o novo valor em um buffer de transmissão.
2. A rede: copia o conteúdo do buffer de transmissão do produtor em um buffer de recepção do consumidor.
3. O consumidor: captura o valor contido no seu buffer de recepção.

O modelo produtor consumidor é adotado neste trabalho. Deste modo, contribuímos para a investigação do comportamento temporal dos barramentos de campo, neste caso o *Foundation Fieldbus*, aplicados à indústria petroquímica.

Para alcançar esses objetivos, a metodologia proposta é aplicada a um estudo de caso, apresentado nos Capítulos 3 e 4 a seguir. Como base no modelo obtido é possível simular e analisar a comunicação no barramento. O programa *Visual Object Nets ++*, versão 2.0a" é a ferramenta de simulação e análise escolhida por ser de livre distribuição e principalmente por dispor de diagramas temporais, ou seja, a cada lugar da rede de Petri pode ser associado um gráfico temporal.

A simulação revela algumas informações interessantes acerca do comportamento temporal do sistema, como: a ocupação do barramento pelas mensagens, e a relação entre essa ocupação e número de dispositivos de campo. A sobrecarga de mensagens no barramento

de campo pode provocar atraso entre a ocorrência de um evento e a comunicação deste para a supervisão local e tornar os requerimentos temporais sob risco de não atendimento.

Estas informações podem esclarecer algumas condições dentro das quais o desempenho tempo real de uma solução *Foundation Fieldbus* é aceitável ou não, e em que termos é aceitável ou não. As informações geradas podem ser úteis tanto para o engenheiro de aplicação avaliar sistemas já implementados, quanto para auxiliar no projeto de novos sistemas.

## 1.4 Metodologia

Controle automatizado implica a implantação de sistemas interligados e assistidos por redes de comunicação, compreendendo sistemas supervisórios, dispositivos de campo e interface homem-máquina que possa auxiliar os operadores no exercício de supervisão e análise dos problemas que por ventura venham a acontecer.

Um sistema de automação pode ser centralizado ou distribuído. Nos sistemas de automação distribuídos o gerenciamento da informação assim como o controle da automação é realizado por dispositivos de campo alocados ao longo da planta industrial, enquanto que nos sistemas de automação centralizado todo o gerenciamento da informação e o controle da automação são realizados em uma única máquina. Como vantagem os sistemas de automação distribuídos viabilizam a utilização de máquinas computacionais de pequeno porte (dispositivos de campo) em detrimento dos computadores de grande porte (geralmente onerosos), e devido a capacidade de aumentar o desempenho gradualmente, torna-se possível adicionar mais dispositivos de campo.

As redes de comunicação distribuídas podem se apresentar sob diversas topologias. Dentre elas: barramento de campo, anel, estrela, ponto a ponto, grafo e árvore. Nos últimos anos, a indústria tem investido em redes distribuídas que utilizam a topologia de barramento de campo. Em uma rede com topologia de barramento de campo (*fieldbus*), a cada instante, apenas um dispositivo de campo pode transmitir. Barramento de campo é uma tecnologia que vem sendo empregada na indústria de modo crescente, e que oferece os benefícios de um barramento de campo, além de ser a uma padronização internacional, que o torna aberto, acessível e interoperável. Para muitos dos sistemas de automação e controle de processos da indústria petroquímica, as exigências de tempo-real são necessárias.

Os dispositivos de campo são sensores e atuadores capazes de realizar processamento

local e comunicar-se entre si. Neste trabalho os dispositivos de campo utilizados são os sensores e atuadores inteligentes, que serão apresentados no Capítulo 2.

Dentre algumas das vantagens proporcionadas por esta abordagem temos: diminuição na quantidade de cabos, mais informações e de melhor qualidade provenientes do processo industrial, flexibilidade de reconfiguração, estratégias de controle mais complexas tornam-se possíveis. Os ganhos funcionais e tecnológicos decorrentes do emprego de barramentos de campo o fazem o atual estado da arte em instrumentação e controle dos processos industriais da indústria em geral e em especial da indústria petroquímica. Sistemas baseados em barramentos de campo são interessantes objetos de estudo visando sua validação em virtude de suas características inovadoras no âmbito da automação industrial e da natureza potencialmente crítica de suas aplicações.

Nos chamados sistemas de tempo real há requisitos de tempo. O atendimento a requisitos de tempo não depende apenas da capacidade computacional do sistema [10]. Sistemas de tempo-real precisam de suporte apropriado, em nível de hardware, projeto de software, sistema operacional, linguagem de programação, e verificação em tempo de execução, devido a suas necessidades de vários níveis de complexidade, de segurança e confiabilidade, controle concorrente, e interação com interfaces de hardware.

Como estamos num contexto de sistemas tempo-real distribuídos, o comportamento das estratégias de controle escolhida está sujeito não apenas ao comportamento do processamento interno nos dispositivos de campo, mas também depende da comunicação entre os dispositivos de campo. Além do processamento e atuação, também é necessário que a comunicação entre os dispositivos de campo atenda aos requisitos de tempo de modo que o sistema global possa assegurar tempo-real.

Os sistemas de controle e automação em tempo-real interagem com a planta industrial sob controle, assim esses sistemas estão intensamente relacionados ao processo que está sendo executado na planta industrial. E seu projeto baseia-se em um conjunto de procedimentos para a operação da planta industrial [11]. Portanto, o comportamento temporal da estratégia de controle pode ser simulado através de um modelo que represente esse conjunto de procedimentos, ou seja a modelagem da planta industrial.

A análise baseia-se na observação das mensagens que ocupam o barramento de campo, já que existem múltiplos dispositivos de campo gerando informação que deve ser transmitida por meio de um barramento de campo único e compartilhado. Com a análise torna-se

possível validar o comportamento temporal e o cumprimento de requisitos temporais. Pela análise será possível identificar requisitos temporais sob risco de não serem atendidos pela ocorrência de alguma condição não prevista.

Portanto, no que se refere o objeto de estudo deste trabalho (ver Seção 1.2), a metodologia proposta consiste nos seguinte passos:

1. Obter o modelo do supervisor do sistema;
2. Obter os modelos que representam as comunicações no barramento *Foundation Fieldbus*;
3. Obter o modelo da rede de transdutores inteligentes, ou seja, o modelo global substituindo as transições do modelo do supervisor pelos modelos obtidos no passo 2;
4. Simular e analisar o modelo global.

Os modelos são obtidos pela teoria de redes de Petri. Outra metodologia bastante utilizada para modelagem são os autômatos finitos. Porém as redes de Petri apresentam as seguintes vantagens:

1. Modelos de Redes de Petri representam uma ferramenta de modelagem hierárquica com uma matemática bem definida e fundamento prático;
2. Bloqueios, conflitos e tamanhos de *Buffers* podem ser modelados de uma maneira fácil e eficiente;
3. Redes de Petri nos permitem representar sistemas, seguindo uma abordagem *top-down*, assim como *bottom-up* em diferentes níveis de abstração e facilitando a sua decomposição em subsistemas funcionais, com uma clara inter-relação entre estes subsistemas;
4. A grande versatilidade das Redes de Petri as torna bem apropriadas para representar unidades de recursos físicos se comparadas com os grafos PERT e GANT.

## 1.5 Trabalhos Relacionados

Os trabalhos relacionados são os seguintes:

Zanin [4] descreve o desenvolvimento e a implementação de um otimizador em tempo real da operação do conversor da unidade craqueamento catalítico em leito fluidizado da refinaria Henrique Lage localizada em São José dos Campos. Deste sistema nós extraímos uma parte (operação de um reator) para o nosso estudo;

Queiroz [1] contribui para a teoria de controle de sistemas a eventos discretos com a proposta de uma abordagem para a síntese de supervisores modulares para sistemas de grande porte. A abordagem desenvolvida baseia-se na modelagem, utilizando a linguagem de autômatos, da dinâmica do sistema em malha aberta;

Marschall [12] desenvolve um modelo de simulação de uma comunicação *Profibus* usando redes de Petri de alto nível.

Noubirl [13] apresenta um modelo de sincronismo para aplicações de barramento de campo.

Diversos trabalhos têm dado atenção ao comportamento das mensagens que trafegam em um barramento de campo em sistemas tempo-real, em função da importância para o desenvolvimento de tais sistemas. Alguns deles são:

O trabalho [CHO91] apresenta uma arquitetura de monitoração das mensagens que trafegam no barramento de campo, que inclui instrumentação de código e um verificador de atendimento de requisitos temporais, baseado na linguagem temporal RTL [JAH86].

O artigo [JOY87] apresenta uma ferramenta de monitoração das mensagens que trafegam no barramento de campo para um sistema de processos que interage apenas pela passagem de mensagens.

Em [MIL86], é descrita uma arquitetura de monitoração para o sistema operacional BSD UNIX com suporte no núcleo do sistema operacional: O monitor inclui registro de tempo (local).

Tokuda e outros, em [TOK88], descrevem um monitorador embutido para ARTS, um sistema operacional tempo-real para aplicações distribuídas.

No entanto, nesses trabalhos, a monitoração das mensagens que trafegam no barramento de campo é feita para sistemas já implementados, enquanto que na presente dissertação a mesma é feita em cima de um modelo de redes de Petri do sistema.

Como resultado complementar, no mesmo contexto de pesquisa desta dissertação de mestrado, participei na elaboração e apresentação dos seguintes trabalhos:

Barros [14] apresenta um procedimento de modelagem sistemático e estruturado dos

níveis de supervisão e coordenação, com base na teoria das redes de Petri. A interação é realizada através da produção e o consumo de mensagens armazenadas em *buffers* de comunicação. Apresentado no Congresso Brasileiro de Automática. No entanto, os autores não levam em conta no modelo obtido o barramento de campo, mas aqui este é considerado.

Melo [15] modela, por redes de Petri, a transmissão de dados entre uma matriz de sensores e um supervisor. O modelo foi construído com o objetivo de analisar sincronismo e a ocorrência de travamento. Apresentado no IV Fórum de Estudantes em Microeletrônica promovido pela Sociedade Brasileira de Microeletrônica e pela Sociedade Brasileira de Computação.

Barros [2] apresenta um modelo, obtido por redes de Petri, que pode ser utilizado para a análise de limitação de receitas para os sistemas de produção em lotes. Da mesma forma o barramento de campo não é considerado.

## 1.6 Organização

Esta dissertação está estruturada da seguinte forma:

O Capítulo 2 apresenta os conceitos básicos de redes de Petri e sistemas operacionais.

O Capítulo 3 apresenta a engenharia do petróleo, os níveis hierárquicos de uma indústria, sistemas de controle, sistemas híbridos e seu controle e um estudo de caso.

O Capítulo 4 apresenta o protocolo *Foundation Fieldbus*, os requisitos temporais, e a modelagem dos gerenciadores de mensagens.

O Capítulo 5 apresenta a composição do modelo global, sua simulação e os resultados obtidos.

E por fim, o Capítulo 6 contém conclusões sobre a presente dissertação e indicação para trabalhos futuros.



# Capítulo 2

## Conceitos Básicos

Este capítulo tem como objetivo servir como referencial teórico para o desenvolvimento desta dissertação de mestrado. Apresentamos aqui as redes de Petri, os métodos de análise conhecidos e alguns conceitos sobre os sensores e atuadores inteligentes.

### 2.1 Redes de Petri

Rede de Petri [16] é uma família de técnicas para a modelagem de sistemas caracterizados como sendo concorrentes, assíncronos, distribuídos, paralelos, determinísticos e/ou estocásticos. Através desta ferramenta é possível modelar e analisar tais sistemas. O modelo de redes de Petri possui tanto uma representação gráfica como uma representação matemática, ambas relacionadas. Formalmente, uma rede de Petri é a quintupla  $N = (P, T, A, w, \mathbf{M}_0)$  onde:

1.  $P = \{p_1, p_2, \dots, p_m\}$  é o conjunto finito de lugares,
2.  $T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$  é o conjunto finito de transições,
3.  $A \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$  é um conjunto de arcos,
4.  $w : A \rightarrow \{1, 2, 3, \dots\}$  é a função de ponderação de arcos,
5.  $\mathbf{M}_0 = [M_0(p_i)]$  é o vetor marcação inicial, onde  $M_0(p_i) \in \mathbb{N}, p_i \in P, i = 1, 2, 3, \dots, m$
6.  $P \cap T = \emptyset$  e  $P \cup T \neq \emptyset$

Em sua representação gráfica uma rede de Petri contém dois tipos de componentes, denominados de lugares e transições, onde os arcos unem esses componentes e são direcionados de um lugar para uma transição ou de uma transição para um lugar. Um número inteiro positivo  $k$ , denominado de peso ou ponderação do arco, está associado a cada arco. Se os pesos de todos os arcos de uma rede de Petri forem unitários, então a rede de Petri é dita ordinária. Os lugares são representados por círculos e as transições por barras ou retângulos. A marcação é a associação de números inteiros não negativos aos lugares da rede. Na representação gráfica a marcação é representada por pequenas marcas, denominadas fichas, desenhadas nos lugares da rede. Por exemplo, se uma dada marcação atribui a um lugar  $p$  um inteiro não negativo  $k$ , então graficamente  $k$  fichas são desenhadas no lugar  $p$ . Considerando que uma rede de Petri possui  $m$  lugares, a marcação desta rede é representada por um vetor de  $m$  componentes, onde cada componente  $M(p)$  deste vetor é igual à marcação do lugar  $p$ . Portanto,  $M(p)$  é igual ao número de fichas no lugar  $p$ . A presença de uma ficha em um lugar indica que a condição associada aquele lugar é verdadeira, pois estamos trabalhando com redes de Petri seguras. Em uma outra interpretação,  $k$  fichas em um lugar indicam que  $k$  recursos ou itens de dados estão disponíveis.

De um modo geral, os lugares representam condições e as transições representam eventos. Os chamados "lugares de entrada" de uma transição (evento) representam as pré-condições do evento, e os "lugares de saída" representam as pós-condições do evento. A marcação de uma rede de Petri é modificada com o disparo de uma ou mais transições de acordo com as seguintes regras de transição:

1. Uma transição  $t$  está habilitada se cada lugar  $p$  de entrada para essa transição  $t$  possuir pelo menos  $w(p, t)$  fichas, onde  $w(p, t)$  é o peso do arco direcionado de  $p$  para  $t$ .
2. Uma transição habilitada pode ser disparada.
3. O disparo de uma transição  $t$  retira  $w(p, t)$  fichas de cada lugar  $p$  de entrada e adiciona  $w(t, p)$  fichas a cada lugar  $p$  de saída, onde  $w(t, p)$  é o peso do arco direcionado de  $t$  para  $p$ .

Em uma rede de Petri podemos encontrar "transições fonte", que são aquelas sem qualquer lugar de entrada e estão incondicionalmente habilitadas. Também pode haver "transições sorvedouro", que são aquelas sem qualquer lugar de saída e o seu disparo consome

fichas sem, no entanto, produzir nenhuma. Em algumas situações poderemos ter um auto-laço, que é a formação de um par constituído de um lugar  $p$  e uma transição  $t$ , sendo que  $p$  é simultaneamente lugar de entrada e saída de  $t$ . Caso a rede de Petri não possua nenhum auto-laço ela é considerada como sendo uma rede de Petri pura.

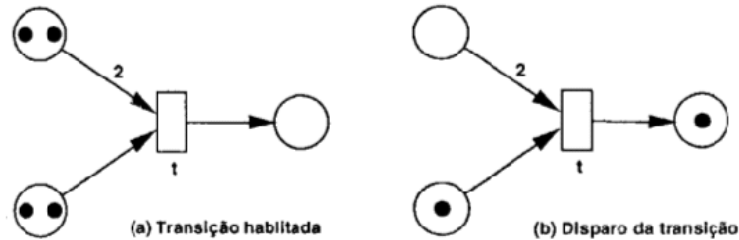


Figura 2.1: Rede de Petri utilizada para exemplificar as regras de transição.

Na Figura 2.1 apresentamos um modelo de rede de Petri para exemplificar as regras de transição. Há duas fichas em cada lugar de entrada, conforme mostra a Figura 2.1(a), portanto a transição  $t$  está habilitada. Após o disparo de  $t$ , a marcação será modificada para aquela mostrada na Figura 2.1(b), onde, a transição  $t$  não está mais habilitada. As seguintes notações são usadas para representar os conjuntos de pré e pós-condições de uma rede de Petri, são elas:

1.  $\bullet t = \{p \mid (p, t) \in A\}$  é o conjunto de lugares de entrada de  $t$ ,
2.  $t\bullet = \{p \mid (t, p) \in A\}$  é o conjunto de lugares de saída de  $t$ ,
3.  $\bullet p = \{t \mid (t, p) \in A\}$  é o conjunto de transições de entrada de  $p$ ,
4.  $p\bullet = \{t \mid (p, t) \in A\}$  é o conjunto de transições de saída de  $p$ .

Por meio das redes de Petri podemos modelar atividades paralelas ou concorrentes, protocolos de comunicação, o controle de sincronização em sistemas distribuídos [17, 18, 19, 20], sistemas híbridos [21], sistemas tolerantes a faltas [22, 23, 24, 25, 26], a base de conhecimento de sistemas especialistas, conflito, etc. Duas transições são ditas concorrentes se uma transição pode disparar antes, em paralelo ou após a outra transição. Por exemplo, como mostrado na Figura 2.2(a), as atividades paralelas ou concorrentes representadas pelas transições T2 e T3 começam após a ocorrência da transição T1 e terminam após a ocorrência da transição T4. Portanto, as transições T1 e T4 sincronizam o início e o fim

das atividades paralelas ou concorrentes representadas pelas transições T2 e T3, respectivamente. Como cada lugar da rede da Figura 2.2(a) possui apenas uma transição de entrada e uma transição de saída, essa rede de Petri é denominada grafo marcado. Esta classe de rede permite modelar apenas a sincronização e a concorrência de atividades paralelas, mas não conflito ou tomadas de decisões. A rede de Petri da Figura 2.2(b) por sua vez modela duas transições que estão em conflito, em que o disparo de uma transição desabilita o disparo da outra, pois as redes de Petri neste trabalho são seguras. É importante salientar que este trabalho adota a semântica de passo.

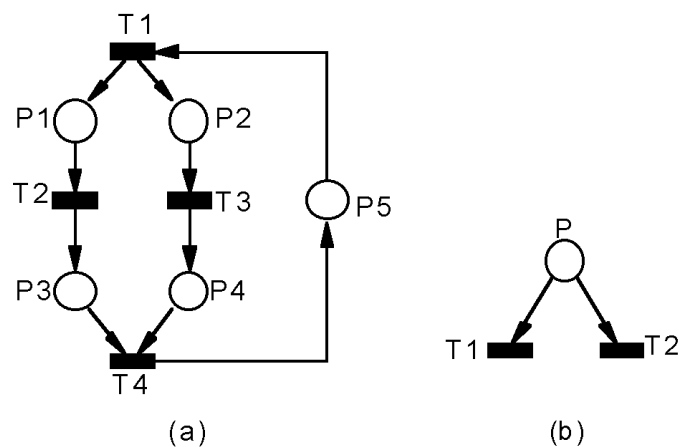


Figura 2.2: (a) Modelagem de atividades paralelas (b) Conflito ou decisão.

### 2.1.1 Propriedades

Seja  $N = (P, T, A, w, M_0)$  uma rede de Petri. Nesta seção apresentamos algumas propriedades das mesmas, ou seja, as propriedades de alcançabilidade, limitação/segurança, conservação, vivacidade ou reversibilidade/recorrência [27], como é visto a seguir:

1. Alcançabilidade: Uma marcação  $M_i$  é dita alcançável a partir da marcação inicial  $M_0$  se existir uma seqüência de disparos de transições  $\sigma$ , que substitui  $M_0$  por  $M_i$ , denotado por  $M_0 [ \sigma ] M_i$ . Denota-se por  $R(N)$  o conjunto de todas as marcações alcançáveis a partir de  $M_0$  e por  $L(N)$  ao conjunto de todas as seqüências de disparo de transições. Então o problema de determinar a alcançabilidade de uma marcação específica  $M_i$ , consiste em determinar se  $M_i \in R(N)$

2. Limitação/Segurança: A análise de limitação é usada para verificar se a capacidade do sistema modelado é excedida ou não [28]. Se o número de fichas em qualquer lugar  $p \in P$  for sempre menor ou igual a  $k$  para cada marcação  $M_i$  alcançável a partir de  $M_0$ , a rede de Petri é dita  $k$ -limitada, onde  $M_i \in R(N)$  e  $k$  é um inteiro positivo. Uma rede de Petri 1-limitada é dita segura.
3. Conservação: Se para qualquer marcação alcançável, a soma das fichas de cada lugar da rede, ponderada pelas componentes de um vetor  $w = (w_1, w_2, \dots, w_j, \dots, w_m)$ , for constante, então temos uma rede de Petri conservativa, onde  $m$  é o número de lugares da rede e  $w_j > 0, \forall j = 1, 2, \dots, m$ . Caso cada componente do vetor  $w$  seja a unidade, a rede de Petri é estritamente conservativa [27].
4. Vivacidade: Trata-se de verificar se existe ou não bloqueios no modelo do sistema [29, 30, 31]. Uma transição  $t \in T$  é dita viva se para qualquer marcação  $M_i \in R(N)$ , a transição  $t$  pode ser disparada em uma seqüência de disparo. Se todas as transições de uma rede de Petri forem vivas, então a rede é viva. Diferentes níveis de vivacidade são definidos, com o objetivo de tornar este conceito mais abrangente possível. Uma transição  $t$  de uma rede de Petri é dita:

- $L_0$  viva: se  $t$  não puder disparar em qualquer seqüência de ocorrência  $\sigma \in L(N)$ .
- $L_1$  viva: se  $t$  puder disparar pelo menos uma vez em alguma seqüência de ocorrência  $\sigma \in L(N)$ .
- $L_2$  viva: se, dado um inteiro positivo  $k$ ,  $t$  puder disparar pelo menos  $k$  vezes em alguma seqüência de ocorrência  $\sigma \in L(N)$ .
- $L_3$  viva: se  $t$  puder disparar infinitamente em alguma seqüência de ocorrência  $\sigma \in L(N)$ .
- $L_4$  viva: se  $t$  for  $L_1$ -viva para cada marcação  $M_i \in R(N)$ .

Considere o exemplo da rede mostrada na Figura 2.3(a) que é estritamente  $L_1$ -viva pois cada transição só pode disparar, nesta seqüência  $t_2t_4t_5t_1t_3$ , apenas uma vez. Note que, as transições  $t_0, t_1, t_2, t_3$  na Figura 2.3 (b) são estritamente  $L_0$  – viva (morta),  $L_1$  – viva,  $L_2$  – viva e  $L_3$  – viva, respectivamente.

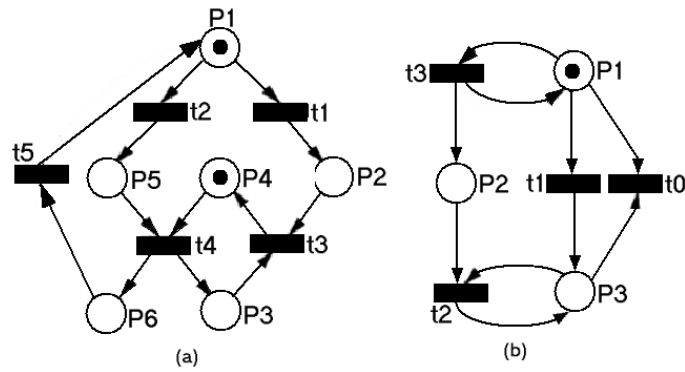


Figura 2.3: Redes utilizadas para exemplificar os níveis de vivacidade.

5. Reversibilidade/Recorrência: Uma rede de Petri, para uma dada marcação inicial  $M_0$ , é dita reversível se para cada marcação  $M_i \in R(N)$ ,  $M_0$  pode ser alcançada a partir de  $M_i$ . Uma marcação  $M_j$  é um estado recorrente se para cada marcação  $M_i \in R(N)$ ,  $M_j$  é alcançável a partir de  $M_i$ .

### 2.1.2 Análise

Podemos analisar uma rede de Petri com relação às propriedades apresentadas na Seção 2.1.1 utilizando a árvore de alcançabilidade, a equação de estado, ou as técnicas de redução [6].

Nesta seção apresenta-se a análise utilizando a árvore de cobertura. Com a construção da mesma é possível enumerar o espaço de estado do sistema. Se o espaço de estado é finito a árvore de cobertura é denominada árvore de alcançabilidade, pois apresenta todas as marcações pertencentes ao conjunto de alcançabilidade  $R(N)$ .

O grafo de cobertura de uma rede de Petri é o grafo orientado  $G = (V, E)$  onde o conjunto de nós  $V$  é o conjunto de todas as marcações distintas obtidas da árvore de cobertura e  $E$  é o conjunto de arcos. Cada arco é rotulado por uma transição  $t_k$  cuja ocorrência transforma uma marcação  $M_i$  na marcação  $M_j$  onde,  $M_i$  e  $M_j \in V$ . Para uma rede de Petri limitada, ou seja, aquela cujo conjunto de alcançabilidade  $R(N)$  é finito, o grafo de cobertura é chamado de grafo de alcançabilidade, pois o conjunto de nós  $V$  possui todos os elementos de  $R(N)$ . Desde que a árvore de cobertura representa um conjunto infinito de marcações, devemos sistematizar a construção deste tipo de árvore por meio do seguinte algoritmo:

1. Denominar de nova a raiz da árvore  $M_0$ .
2. Enquanto existir marcações novas fazer o seguinte:
  - (a) Selecionar uma marcação nova  $M$ .
  - (b) Se  $M$  é idêntica a outra marcação na árvore, então a denominamos como velha a marcação.
  - (c) Se nenhuma transição está habilitada em  $M$ , denominar esta marcação de terminal.
  - (d) Para cada transição  $t$  habilitada na marcação  $M$  fazer o seguinte:
    - i. Obter a marcação  $M'$  que resulta da ocorrência de  $t$  em  $M$ .
    - ii. Se o caminho da raiz até  $M$ , existir uma marcação  $M''$  tal que  $M'(\mathbf{p}) \geq M''(\mathbf{p})$  para cada lugar  $p \in P$ , e  $M'(\mathbf{p}) \neq M''(\mathbf{p})$ , então substitua  $M'(\mathbf{p})$  por  $\omega$  para cada lugar  $p$  onde  $M'(\mathbf{p}) > M''(\mathbf{p})$ .
    - iii. Introduzir a marcação  $M'$  na árvore, desenhando um arco com rótulo  $t$  de  $M$  para  $M'$ , denominar de nova a marcação  $M'$ .

O símbolo  $\omega$  representa um número inteiro arbitrariamente grande, onde para qualquer número inteiro  $k$  temos que  $\omega < k$ ,  $\omega + k = \omega$ ,  $\omega - k = \omega$  e  $\omega \leq \omega$ . As propriedades podem ser obtidas enumerando-se o espaço de estados e analisando os estados alcançáveis e seqüências de eventos (ocorrências de transições). Por exemplo, aparecendo o símbolo  $\omega$  em qualquer nó da árvore, a rede é ilimitada, visto que  $\omega$  representa um inteiro positivo arbitrariamente grande. Caso contrário, a rede é limitada. Se cada nó da árvore contém somente zeros e uns, então a rede é segura. Uma transição é dita morta caso ela não apareça como rótulo em nenhum arco da árvore de alcançabilidade. Se a marcação  $M$  é alcançada a partir da marcação inicial, então existe uma marcação  $M'$  tal que  $M' < M$ . Note que, para uma rede limitada, a árvore contém todas as possíveis marcações alcançáveis a partir da marcação inicial. Para exemplificar o uso do algoritmo acima, considere a rede mostrada na Figura 2.3(b). Na marcação inicial  $M_0 = (1, 0, 0)^T$ , as transições  $t_1$  e  $t_3$  estão habilitadas. A ocorrência de  $t_1$  transforma  $M_0$  em  $M_1 = (0, 0, 1)^T$  que é na verdade um nó terminal da árvore, pois, nenhuma transição está habilitada nesta marcação (ver Figura 2.4).

Disparando  $t_3$  em  $M_0$  resulta em  $M'_3 = (1, 1, 0)^T$ . Note que, esta marcação cobre  $M_0$ . Portanto, a nova marcação introduzida é  $M_3 = (1, \omega, 0)^T$ , onde, as transições  $t_1$  e  $t_3$

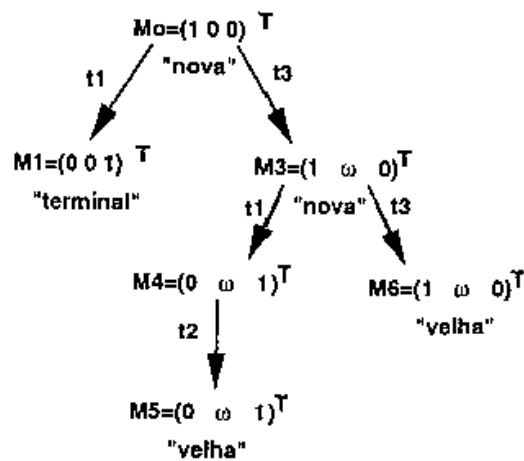


Figura 2.4: Árvore de cobertura.

estão novamente habilitadas. Disparando  $t_1$  transforma  $M_3$  em  $M_4 = (0, \omega, 1)$ , onde,  $t_2$  pode disparar, resultando na marcação velha  $M_5 = M_4$ . Disparando  $t_3$  em  $M_3$  resulta na marcação velha  $M_6 = M_4$ . O grafo de cobertura é mostrado na Figura 2.5.

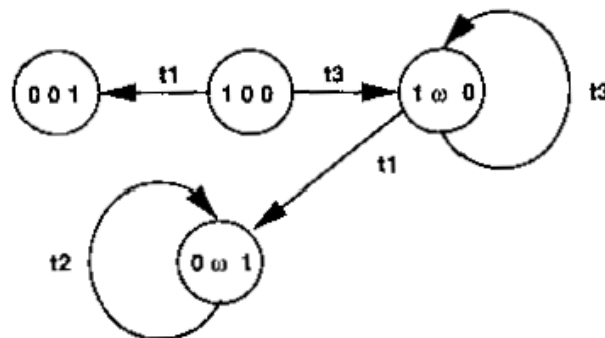


Figura 2.5: Grafo de cobertura.

### 2.1.3 Redes de Petri temporizadas

Para tratar problemas de escalonamento e desempenho é necessário introduzir o conceito de tempo associado a transições [32, 31, 33, 34, 35, 36, 37, 38, 39]. Isto se faz necessário, pois no modelo que iremos desenvolver nos Capítulos 4 e 5 envolve informações a cerca do tempo, como por exemplo, o período de uma mensagem periódica (que serão vistas no Capítulo 5). Uma rede de Petri é dita T-Temporizada se o tempo é associado as transições da rede. Formalmente uma rede de Petri T-temporizada é definida a seguir.



**Definição 2.1** *Uma rede de Petri T-temporizada é a dupla  $N_T = (N, d)$ , onde*

1.  $N = (P, T, A, w, \mathbf{M}_0)$  é uma rede de Petri,
2.  $d : T \rightarrow \mathbb{R}$  é a função de atraso, onde  $d(t_i)$  é o atraso de tempo associado a transição  $t_i \in T$ .

Com base nesta definição, se uma transição  $t_i$  é habilitada está é disparada com um atraso de  $d(t_i)$  unidades de tempo. O disparo da transição é feito de acordo com a regra de transição apresentada na Seção 2.1. Este tipo de rede, conforme definição 2.1, é utilizada neste trabalho.

## 2.2 Sensores e atuadores inteligentes

Geralmente, sensores e atuadores inteligentes tem uma funcionalidade muito maior que os sensores e atuadores convencionais devido ao fato destes terem que atender a requisitos especiais para medir grandezas complexas do monitoramento da usinagem. Sensores e atuadores inteligentes são caracterizados pela capacidade de tomarem decisões. Sistemas inteligentes podem usar a experiência e o conhecimento acumulados com o aprendizado durante as operações passadas para obter melhores resultados [40]. Os sensores inteligentes devem realizar ao menos uma das seguintes atividades:

1. Calibração automática: realizar sozinho a sua calibração;
2. Processamento do sinal: significa que o sensor deve ser capaz de extrair a característica da grandeza do sinal de medição de forma a fornecer o valor final da grandeza;
3. Tomada de decisões: significa que o sistema do sensor pode tomar decisões para realizar ações que lhe permita cumprir adequadamente a sua tarefa sem ter que recorrer ao comando principal da máquina, ou seja, com uma certa independência;
4. Fusão com outros sensores: descreve a habilidade para se combinar ou adicionar ao sinal de medição de outros sensores a fim de obter um resultado mais robusto;
5. Capacidade de aprendizado: capacidade de aprender com operações passadas, usando redes neurais ou outras formas de representação do conhecimento, a fim de aumentar continuamente a sua performance e robustez.

Um sensor inteligente pode ser visto, desta forma, como a combinação de sensores convencionais e processamento de sinais. A partir da última década é que os sensores foram agrupados com sistemas inteligentes de processamento para, em vez de realizar medições isoladas, construir um sistema de monitoramento global do processo de fabricação.

Sistemas de controle podem ser implementados usando muitas estruturas diferentes. No passado uma das mais populares estruturas foi a arquitetura centralizada [41]. Estes sistemas usam a configuração mestre-escravo. O controlador é o mestre de todas as comunicações através da rede, como mostrado na Figura 2.6.

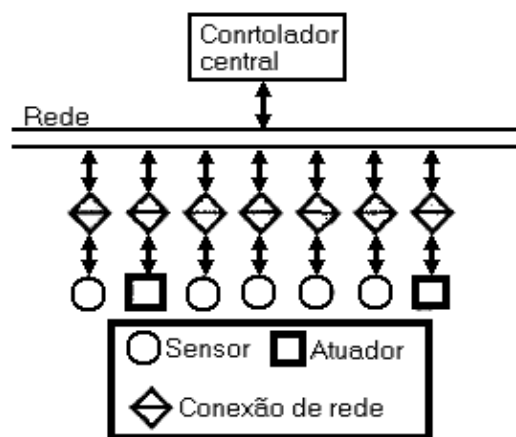


Figura 2.6: Arquitetura centralizada.

Ele elege diferentes sensores para obter a informação necessária, processa essa informação, e controla todos os atuadores. Cada transdutor é conectado a uma rede comum, sendo o controlador central o mestre da rede. Quando se trata de um processo em malha fechada de tempo real, a quantidade de informações que o controlador administra pode aumentar bastante. Portanto, usando esta estrutura a "sobrecarga" é usualmente a "largura de faixa" da rede ou até mesmo a quantidade de processamento necessário no controlador. Confiabilidade também é uma preocupação, pois se o controlador central falhar, o sistema global sai de controle. Além disso, qualquer contingência que aparecer em qualquer parte do sistema deve ser gerenciada pelo controle central.

A fim de evitar essas desvantagens, as estruturas de controle distribuído [41] estão se tornando as topologias mais usuais. O baixo custo de dispositivos digitais possibilita esta migração, enquanto que a inteligência está se tornando cada vez mais distribuída. A idéia é controlar cada sub-sistema localmente. A fim de fazer assim, os algoritmos de con-

trole devem está localizados nos nós de rede. Por essa razão, as simples conexões de rede são substituídas por nós de rede inteligentes (sensores ou atuadores inteligentes), como mostrado na Figura 2.7.

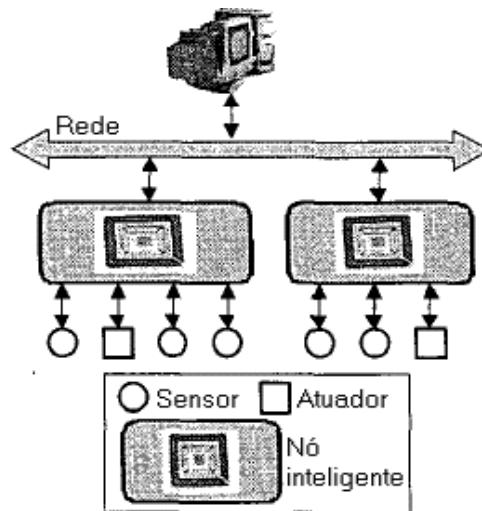


Figura 2.7: Arquitetura distribuída.

Esses nós coletam as informações dos sensores, processam estas informações e controlam os atuadores localmente. A comunicação com o nível superior é limitada a enviar a evolução do processo para o supervisor ou armazenamento de dados, e para receber regras de controle geral, tais como novos *set-points*. Contudo, a malha de controle é localmente fechada, sem a interferência do supervisor. Desta maneira, a comunicação em rede é altamente reduzida.

Como mostrado na Figura 2.7, cada nó inteligente pode ser responsável por um ou mais transdutores. Essa arquitetura é vantajosa devido aos nós inteligentes. Esses nós também oferecem seus serviços à rede. Por exemplo, se a informação de um certo sensor é necessária a um atuador, essa informação pode ser enviada ao atuador através da rede. Além disso, o controlador central é substituído por um supervisor, que controla os processo que envolvem o sistema como um todo.

A arquitetura distribuída, ilustrada na Figura 2.7, é utilizada neste trabalho. Para exemplificar considere a operação de enchimento de um tanque. O controle de abertura da válvula de enchimento é executado pelo nó inteligente em resposta a um comando do supervisor. No final da operação, o nó inteligente solicita ao supervisor permissão para

fechamento da válvula, ou seja, quando um determinado *set-point* (valor de referência) é alcançado. O comando de fechamento é enviado e um outro processo é iniciado.

São definições da IEEE [42]:

1. Sensor: Um componente que provê uma saída útil em resposta a um fenômeno físico, químico, ou biológico. Este componente pode já ter algum condicionamento de sinal associado com ele. Exemplos: detector de temperatura a resistência de platina, sensor de umidade com saída de voltagem, sensor de luz com saída de frequência, sonda de pH, e ponte piezoresistiva;
2. Atuador: Um componente que provê uma saída física em resposta a um estímulo de variável ou sinal;
3. Transdutor: Um dispositivo que converte energia de um domínio a outro, calibrado para minimizar os erros no processo de conversão. Um sensor ou um atuador;
4. Transdutor inteligente: Um transdutor provê as funções necessárias para gerar uma representação correta de uma quantidade física monitorada ou controlada. Estas funções simplificam a integração do transdutor em aplicações no ambiente em rede.

Com relação ao projeto de nós inteligentes, uma família de padrões chamada IEEE1451 vem sendo desenvolvida. O padrão IEEE1451 é mostrado na Figura 2.8 [41]. Nesta figura podemos ver os seguintes componentes:

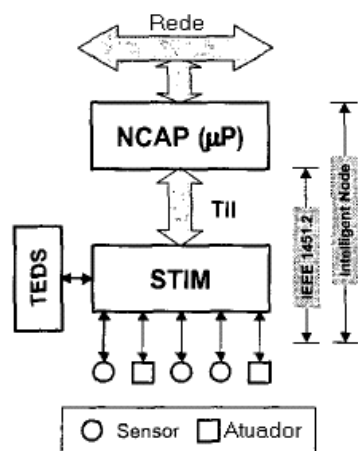


Figura 2.8: Padrão IEEE 1451.

1. TII (*Transducer Independent Interface*) que oferece os serviços de transdutor para o microprocessador;
2. TEDS (*Transducer Electronic Data Sheet*), uma memória não volátil que contém informações a cerca do STIM e seus transdutores. Usado para auto-identificação;
3. NCAP (*Network Capable Application Processor*) que pode ler informações a TEDS através de instruções padrões. Estas informações incluem o número de transdutores, a magnitude medida por cada transdutor, e formato de dados de cada sensor;
4. STIM (*Smart Transducer Interface Module*), encarregado de prover os serviços demandados através da interface TII;

Toda essa funcionalidade é implementada pelo sistema operacional do transdutor inteligente.

### 2.2.1 Sistema operacional de transdutores inteligentes

Segundo LI [43] o sistema operacional de um transdutor inteligente gerencia a sua execução, os recursos do sistema, e provê uma base consistente para o desenvolvimento do código de aplicação no transdutor inteligente. Esses sistemas operacionais são de tempo real, pois os transdutores inteligentes têm que responder à eventos externos em tempo-real.

O sistema operacional do transdutor inteligente compreende um "núcleo", que provê lógica mínima, agendamento, e algoritmos de gerenciamento de recurso. Além do núcleo, temos: pilhas de protocolos de rede, dispositivos de entrada e saída, e outros componentes requeridos para uma aplicação particular, como ilustrado na Figura 2.9.

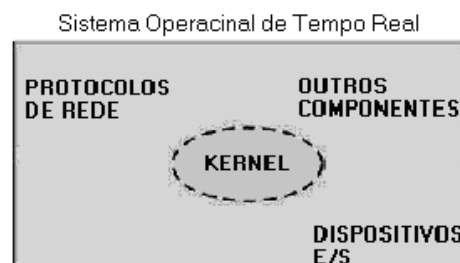


Figura 2.9: Vista de um sistema operacional de um transdutor inteligente.

O núcleo contém os seguintes componentes:

1. Gerenciador de tarefas: segue um conjunto de algoritmos que determina qual tarefa executar e quando.
2. Objetos: são construções especiais do núcleo que ajudam os desenvolvedores a criarem aplicações de tempo real para o transdutor inteligente. Exemplos de objetos são tarefas, semáforos, e filas de mensagem.
3. Serviços: são operações que o núcleo executa sobre um objeto, tais como cronometragem, manipulação de interrupção, e gerenciamento de recursos.

### 2.2.2 O gerenciador de tarefas, objetos e serviços

O gerenciador de tarefas controla os estados de cada tarefa e provê os algoritmos necessários para determinar qual tarefa executa e quando. Os seguintes conceitos estão relacionados com o gerenciador de tarefas [43] [44]. São eles:

1. **Multitarefa:** Multitarefa é uma técnica do sistema operacional para manipular múltiplas tarefas. Onde uma tarefa é uma linha independente de execução que contém uma seqüência de instruções, que pode competir pelo tempo de execução do microcontrolador do transdutor inteligente.

O gerenciador de tarefas atua sobre as tarefas de tal modo que muitas linhas de execução parecem estar executando ao mesmo tempo; porém, o núcleo está na verdade intercalando as execuções das tarefas. O gerenciador deve assegurar que a tarefa apropriada execute no momento certo.

2. **Troca de contexto:** Cada tarefa tem seu próprio contexto, que é o estado dos registradores do microcontrolador. O contexto de uma tarefa é requerido no momento em que a tarefa é agendada para executar. Uma troca de contexto ocorre quando o gerenciador troca uma tarefa por outra na execução.
3. **Algoritmos de agendamento de tarefas:** O algoritmos de agendamento mais comum utilizador para transdutores inteligentes é o agendamento *round-robin*. Aqui cada tarefa recebe uma parte igual do tempo de execução da CPU. Quando a tarefa completa, ela é colocada no fim do ciclo. Devido ao fato das tarefas em um sistema de tempo real executarem trabalhos de diferentes importâncias, somente agendamento

*round-robin* pode não satisfazer os requerimentos de sistema de tempo real. Podemos combinar agendamento *round-robin* com agendamento preemptivo baseado em prioridade. Cada tarefa de mesma prioridade executa em *round robin*. Veja Figura 2.10.

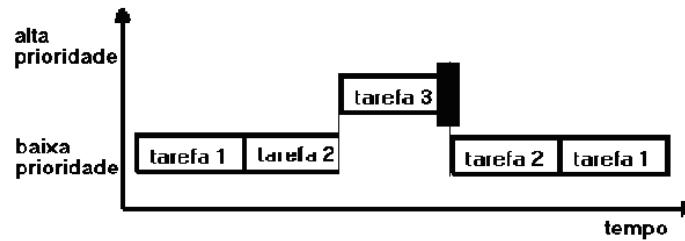


Figura 2.10: Agendamento *round-robin*.

Objetos do núcleo são os blocos de construção para o desenvolvimento de aplicações para sistemas de tempo real do transdutor inteligente. Os objetos mais comuns do núcleo são:

1. Tarefas: descritas no início da Seção 2.2.2.
2. Semáforos: são objetos usados para a sincronização e comunicação entre tarefas.
3. Filas de Mensagem: são estruturas de dados semelhantes à *buffer* que podem ser usadas para sincronização, exclusão mútua, e troca de dados pela passagem de mensagens entre tarefas.

Podemos combinar estes objetos básicos do núcleo para projetar aplicações de tempo real para o transdutor inteligente.

Os serviços ajudam na criação de aplicações para sistemas embarcados de tempo real. São conjuntos de camadas usadas para realizar operações sobre os objetos do núcleo ou para facilitar o gerenciamento de cronômetro, manipulação de interrupção, dispositivos de Entrada/Saída, e gerenciamento de memória.

### 2.2.3 Atributos

Nesta seção apresentamos os atributos dos sistemas operacionais dos transdutores inteligentes [43], estes são os seguintes:

1. **Confiabilidade:** Sistemas operacionais dos transdutores inteligentes devem ser confiáveis, e requerem diferentes graus de confiabilidade dependendo da aplicação.

Contudo, um sistema confiável é aquele que está disponível (continua a prover serviço) e não falha. Uma maneira de categorizar a confiabilidade de sistemas é quantificando o seus tempos de manutenção por ano.

Na verdade, é a combinação de todos os elementos de sistema - incluindo o hardware, sistema operacional, e aplicação - que determina a confiabilidade de um sistema.

2. **Desempenho:** Um sistema operacional deve executar de modo a cumprir seus requerimentos de tempo (*deadlines*). Quanto mais *deadlines* a serem satisfeitos - e quanto menor o tempo entre eles - o mais rápido deve ser o poder de processamento do sistema.

3. **Ser compacto:** Restrições do projeto de aplicação e restrições de custo determinam o quanto compacto um sistema operacional de um transdutor inteligente deve ser. Por exemplo, um sensor inteligente deve ser pequeno, portátil, e de baixo custo. Porém, esses requerimentos de projeto limitam a memória do sistema, que por sua vez limita o tamanho da aplicação e do sistema operacional.

Em tais sistemas, onde o estado real do hardware é limitado devido ao tamanho e custos, o sistema operacional claramente deve ser pequeno e eficiente. Nestes casos, a memória do transdutor inteligente pode ser um fator importante.

4. **Flexibilidade:** Os sistemas operacionais devem ser capazes de ajustar-se a fim de satisfazer os requerimentos específicos à aplicação, para serem usados numa grande variedade de sistemas. Então um sistema operacional possivelmente deve ser capaz de adicionar ou retirar componentes modulares, dependendo da funcionalidade requerida.

## 2.3 Considerações Finais

Apresentamos alguns conceitos básicos dos transdutores inteligentes. Esses transdutores inteligentes devem satisfazer a requerimentos de tempo real. Embora as características



de tempo real de um transdutor inteligente sejam importantes para comportamento do sistema de controle, este comportamento também depende das características temporais da comunicação entre os transdutores inteligentes em rede. Essa comunicação será tratada no Capítulo 4.

Também apresentamos as redes de Petri e os métodos de análise. Posto que, nesta dissertação de mestrado tratamos com os aspectos relacionados com o tempo, apresentamos também as redes de Petri temporizadas. Com essa ferramenta será possível a obtenção do modelo de supervisão de sistemas petroquímicos no Capítulo 3.

## Capítulo 3

# Supervisão Local de Sistemas

## Petroquímicos

Este capítulo serve para nos situarmos dentro dos níveis organizacionais de uma indústria, onde estamos interessados nos níveis de controle direto da planta e de supervisão local. Caracterizamos a natureza do sistema controlado (sistema petroquímico) quanto a sua dinâmica, que pode ser discreta, contínua ou híbrida. Descrevemos os dois tipos de controle (contínuo e discreto) e a interação entre eles. Tomamos como exemplo o processo realizado pelo reator de uma unidade de craqueamento catalítico, e obteremos o modelo em redes de Petri de seu controle de supervisão local. Com este modelo fazemos análise para verificar se o modelo é limitado, vivo e reversível.

O interesse neste capítulo é modelar por redes de Petri um controle de supervisão local a partir de um estudo de caso. Para isso é importante discutirmos sobre as interações que se podem dar entre esses dois níveis.

### 3.1 Níveis Organizacionais de uma Indústria

A tecnologia que conecta todas as operações de uma indústria são os sistemas de informação e controle. Controle representa todos os aspectos de decisão associados à operação de uma indústria, desde controle de processos ou de máquinas à gestão da administração.

Os sistemas de informação e controle são redes interconectadas de sistemas de controle e de informação baseados em computadores. Os sistemas individuais ou subsistemas de rede compartilham dados uns com os outros por meio de vias de comunicação.

Em um sistema de controle existem tarefas associadas a um nível mais baixo de abstração (nível de campo) que são definidas por algoritmos dedicados, implementados por um ou vários programas que possibilitem a operação de, por exemplo, controladores digitais baseados em microprocessadores.

Um sistema de controle requer o desenvolvimento de muitas funções. Algumas das quais extremamente complexas, de forma a transformar os valores de variáveis em comandos ou sinais de controle. O sistema de controle deve informar aos operadores, supervisores, gerentes e diretores o surgimento de tendências e padrões, permitindo a tomada de decisões que melhorem a eficiência e diminuam as perdas.

Dos níveis organizacionais de uma indústria, nós estamos interessados nos níveis de "controle direto da planta" e de "supervisão local"[5].

### **Controle direto da planta**

- É responsável diretamente pelo controle contínuo da planta;
- É a interface entre os dispositivos diretamente conectados à planta (sensores, condicionadores de sinais, atuadores);
- Aquisição de dados, monitoração, anúncio de alarmes;
- Executa cálculos de correção (controle) a serem enviados aos atuadores;
- Processa, armazena e fornece dados aos operadores;
- Coleta informações sobre a produção da unidade, o uso de matérias-primas, insumos, energia e transmite aos níveis superiores;
- Detecta e responde a qualquer condição de emergência que exista nas unidades;
- Realiza auto-diagnóstico.

### **Supervisão local**

- É responsável pelo controle discreto;
- Coleta, processa e mantém dados de produção, matérias-primas, consumo de energia, níveis de estoques de todas as unidades sob seu controle;

- Otimiza localmente a operação das unidades sob seu controle dentro dos limites estabelecidos pelo programa de produção. Estabelece os procedimentos e práticas operacionais relacionadas com o equipamento ou processos;
- Fornece os serviços para as interfaces homem-máquina envolvidas;
- Mantém comunicação com os níveis superiores e inferiores;
- Responde qualquer condição de emergência que exista na área da planta sob seu domínio.

É no nível de controle direto da planta que estão localizados os sensores e atuadores inteligentes. Os níveis de controle direto da planta e de supervisão local interagem entre si por meio de mensagens. O nível de supervisão local recebe do nível de controle direto da planta os eventos que este detecta da planta. Esses eventos permitem a evolução de estado do nível de Supervisão local. O nível de supervisão local por sua vez envia ao nível de controle direto da planta os comandos para que este atue sobre a planta. Em sistemas híbridos, que é o caso, dos sistemas petroquímicos, o nível de controle direto da planta é responsável pelo controle contínuo da planta e o nível de supervisão local é responsável pelo controle discreto da planta.

## **3.2 Sistemas híbridos**

De um modo geral, um sistema é uma parte limitada do universo que interage com o mundo externo através das fronteiras que o delimitam. Este conceito se aplica também aos sistemas petroquímicos tratados na presente dissertação de mestrado. Os sistemas de controle percebem as ocorrências de uma planta através da recepção de estímulos (detectados pelos sensores inteligentes), denominados eventos. São exemplos de eventos o início e o término de uma tarefa (mas não sua execução), a recepção de um alarme entre outros. A ocorrência de um evento causa, em geral, uma mudança no estado do sistema. Além disso, uma mudança pode ser causada pela ocorrência de um evento interno ao próprio sistema de controle, tal como o fim de uma temporização. Em qualquer caso, essas mudanças se caracterizam por serem abruptas e instantâneas: ao perceber um evento, o sistema reage imediatamente, acomodando-se a uma nova situação, onde permanece até que ocorra um

novo evento. Note ainda que a ocorrência desses eventos pode depender de fatores alheios ao sistema de controle, de modo que este não tem, em geral, como prevê-los. Enfim, sistema a eventos discretos ou simplesmente sistema discreto é um sistema dinâmico que evolui de acordo com a ocorrência abrupta de eventos físicos, ou seja, apresentam uma dinâmica discreta.

Entre a ocorrência de dois eventos consecutivos, o sistema permanece num determinado estado. A ocorrência de um evento causa então uma mudança de estado no sistema, de forma que sua evolução no tempo pode ser representada pela trajetória percorrida no seu espaço de estados (veja Figura 3.1). Com a utilização de redes Petri é possível obter a grafo de alcançabilidade que apresenta todas as possíveis trajetórias percorrida no seu espaço de estados.

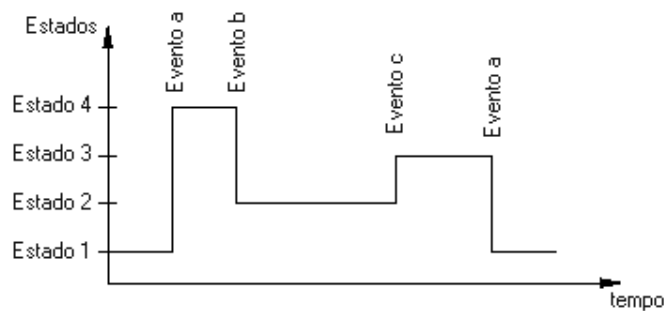


Figura 3.1: Trajetória típica de um sistema a eventos discretos.

Os sistemas a eventos discretos contrastam com os sistemas contínuos que apresentam uma dinâmica contínua, descrita por equações diferenciais. O espaço de estados de um sistemas a eventos discretos é limitado a um conjunto enumerável, enquanto que nos sistemas contínuos o espaço de estados é contínuo e portanto infinito. Estes, em geral, mudam de estado a cada instante, tendo o seu comportamento descrito por equações diferenciais (veja Figura 3.2, onde  $x(t)$ , o estado contínuo, é uma variável dependente do tempo). Já os sistemas a eventos discretos podem permanecer um tempo arbitrariamente longo em um mesmo estado.

Porém um sistema também pode ser híbrido, ou seja, é simultaneamente um sistema a eventos discretos e também um sistema contínuo, pois apresenta ao mesmo tempo uma dinâmica discreta e uma dinâmica contínua. É o caso dos sistemas petroquímicos. Por

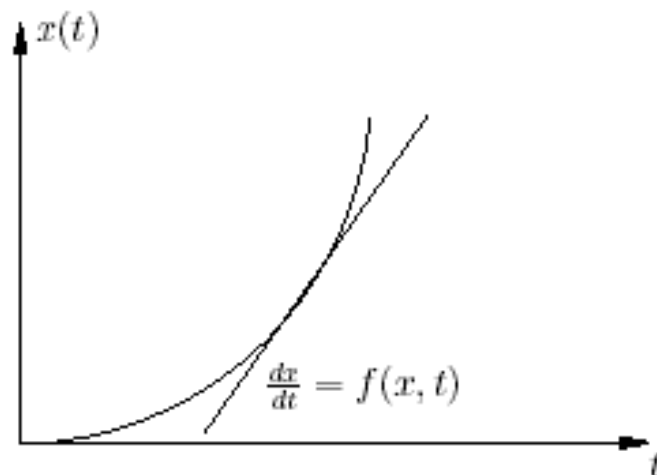


Figura 3.2: Trajetória típica de um sistema dinâmico com variáveis contínuas.

exemplo, em um reator pode haver a necessidade de controlar a sua temperatura. Um sensor continuamente ler a temperatura do reator e transmite este valor para um atuador de modo que este faça correções na temperatura. Este é o caso de um controle contínuo, pois para cada valor de temperatura há uma mudança no estado do sistema. Mas esta dinâmica contínua não é indefinida no tempo. Ela pode ser alterada, pela alteração das equações diferenciais que a descrevem, por exemplo, quando a temperatura alcança um certo *set-point*. Alcançar um *set-point* é um evento discreto que pode alterar a maneira como o atuador inteligente responder às leituras de temperatura do sensor (alteração das equações diferenciais utilizadas pelo atuador inteligente). Há então uma mudança na dinâmica contínua do sistema (veja Figura 3.3). Portanto os sistemas híbridos apresentam tanto uma dinâmica contínua como uma dinâmica discreta.

Em [45] e [46], encontramos uma proposta para a integração em um mesmo modelo de redes de Petri de subsistemas de distinta natureza, mediante a inclusão de lugares associados a algoritmos contínuos ou discretizados.

Como um dos objetivos deste trabalho é apresentar com base na teoria das redes de Petri, um procedimento de modelagem sistemático e estruturado para a supervisão local e considerando que o nível de supervisão local trata somente da dinâmica discreta, ficamos limitados à modelagem de um sistema de controle voltado apenas para a dinâmica discreta. Isso é possível, pois as dinâmicas contínua e discreta de um sistema podem ser modeladas separadamente [47].

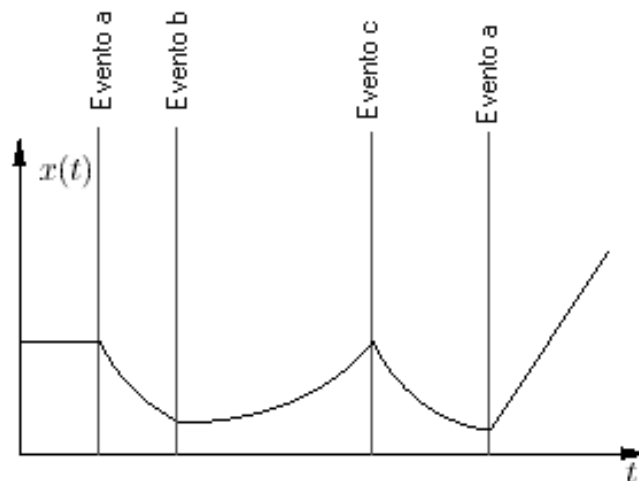


Figura 3.3: Trajetória típica de um sistema híbrido.

### 3.3 Sistemas de Controle

O sistema automatizado de produção de uma indústria petroquímica caracteriza-se por apresentar subsistemas de distinta natureza. Trata-se de sistemas dinâmicos de eventos discretos e sistemas dinâmicos contínuos.

Na implementação e projeto da parte de controle dos sistemas automatizados da indústria petroquímica pode ser observado a inclusão de subsistemas de controle de distinta natureza que interagem entre si: sistemas dinâmicos de eventos discretos e sistemas dinâmicos contínuos. A combinação do controle seqüencial discreto com o controle contínuo forma um sistema híbrido de controle. Nestes casos tem-se a necessidade de coordenação e cooperação entre ambos tipos de controles.

Ferramentas como as redes de Petri [48], [49], ou Grafcet [48], [50], têm provado sua eficácia na modelagem de sistemas de eventos discretos, caracterizando o comportamento e interação de distintos sub processos que cooperam nos objetivos do sistema. O formalismo em conceitos tais como sincronismo, concorrência, exclusão mútua, e compartilhamento de recursos são de especial interesse. No âmbito do controle de processos também existem distintas possibilidades. O controle mais utilizado no âmbito industrial é o PID (Proporcional Integral Derivativo).

Uma estratégia é deixar o controle dinâmico contínuo como responsabilidade dos dispositivos de campo no nível de controle direto da planta e o controle dinâmico discreto a

cargo do nível de supervisão local.

Na automação de um sistema de produção, a principal linha de controle baseia-se em um controle seqüencial, cuja evolução (marcação dos lugares) é função de uma série de eventos e condições. Os sinais de controle são função do estado discreto. Exemplos de sinais discretos de controle são: abrir válvula, ativar bomba, recolher pistão, etc. As ferramentas mais utilizadas para modelar este tipo de controle são os autômatos, os diagramas de Grafcet e as redes de Petri. Mediante estas ferramentas se podem modelar distintos modos de funcionamento: paralelismo e concorrência, sincronização, compartilhamento de recursos, etc. No entanto, na indústria petroquímica assim como, na maioria dos sistemas industriais também existem sistemas dinâmicos contínuos, cujas variáveis de saída se pretende controlar. Para isso se empregam algoritmos de controle contínuo em dispositivos de campo, além do controle discreto.

Uma estratégia é deixar o controle dinâmico contínuo como responsabilidade dos dispositivos de campo no nível de controle direto da planta e o controle dinâmico discreto a cargo do nível de supervisão local.

Suponha o sistema de engarrafamento de um produto químico. O sistema de controle é formado por subsistemas de dinâmica contínua e subsistemas de dinâmica discreta. Os controladores dinâmicos contínuos devem controlar as variáveis contínuas de interesse. Neste caso se trata do nível e da temperatura do produto contido no tanque. O controle discreto deve controlar a chegada e saída das garrafas que devem ser cheias com o produto, a habilitação dos controladores contínuos e a ativação e parada do sistema global.

Do ponto de vista prático, um controle contínuo não funciona de forma indefinida. Dependendo do sistema e das especificações de controle, o controle contínuo atuará em determinados períodos de tempo de ciclo de trabalho.

Nestas aplicações deve-se implementar um controle discreto, o qual evolui em função da ocorrência de uma série de eventos e condições (chegada de garrafa, evento *ON*, etc.), e aplica sinais de controle (para abrir válvula, ativar bomba, etc.) em função da ativação e marcação de seus estados. Quando se projeta o controle discreto deve-se levar em conta em que momentos do ciclo de trabalho os controles contínuos devem atuar. Portanto, uma das saídas de controle discreto é a sinalização de habilitação dos controladores contínuos (sensores e atuadores inteligentes).



### 3.4 Interação entre o nível de controle direto da planta e o nível de supervisão local

Centramos nossa atenção nos sistemas híbridos no sentido da interação entre o nível de controle direto da planta e o nível de supervisão local. A Figura 3.4 ilustra a interação entre esses dois níveis.

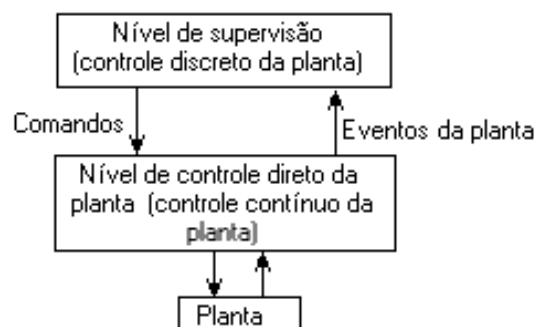


Figura 3.4: Interação entre os níveis de controle direto da planta e de supervisão local.

Da Figura 3.4 vemos que o sistema é formado por dois blocos. O bloco que representa o nível de controle direto da planta é responsável pelo controle da dinâmica contínua da planta, o outro que representa o nível de supervisão local é responsável pelo controle da dinâmica discreta da planta. Mediante as setas se indicam as possíveis interações que se podem dar entre ambos os níveis. Os eventos discretos e os sinais discretos no tempo contínuo afetam a dinâmica do nível de supervisão local. Os sinais contínuos no tempo contínuo e os sinais contínuos no tempo discreto afetam a dinâmica do nível de controle direto da planta.

O nível de controle direto da planta tem como sinais de entrada/saída os sinais contínuos no tempo contínuo e os sinais contínuos no tempo discreto, enquanto que o nível de supervisão local tem como sinais de entrada/saída os eventos discretos e os sinais discretos.

O nível de controle direto da planta tem influência sobre o nível de supervisão local mediante a geração de eventos e sinais discretos.

O nível de supervisão local influencia o nível de controle direto da planta mediante a geração de sinais contínuos ou discretos, contínuos ou discretos no tempo, e mediante a seleção dos modos dinâmicos contínuos.

### **Nível de controle supervísório**

Este nível do sistema é dinâmico de eventos discretos. Existem distintas formas para a modelagem dos sistemas destas características, tais como as máquinas de estados finitos (MEF), as redes de Petri ou os diagramas Grafcet.

Os estados evoluem em função dos sinais de entrada:

- Eventos externos, como por exemplo, um comando dado pelo operador;
- Sinais provindos do nível de supervisão;
- Eventos discretos gerados pelo nível de controle direto da planta,
- Sinais discretos gerados pelo nível de controle direto da planta, na verdade esses sinais são formados pela seqüência dos eventos discretos acima;
- Sinais de entrada contínuas em tempo contínuo/discreto procedentes do nível de supervisão local.

Então o nível de supervisão local assume estados discretos. A evolução dos estados depende do estado anterior, do acontecimento de um evento e de uma condição de transição.

### **Nível de controle direto da planta**

O nível de controle direto da planta apresenta uma dinâmica contínua ou discreta, pois assume estados contínuos ou discretos. No entanto, não pretendemos modelar o comportamento deste nível, pois o tráfego de mensagens no barramento de dados depende da dinâmica discreta do nível de supervisão local.

A dinâmica contínua do nível de controle direto da planta se representa mediante uma série de equações diferenciais e algébricas que são executadas no processamento dos sensores e atuadores inteligentes. Essas equações descrevem a evolução dos estados.

O modo dinâmico contínuo é selecionado mediante os sinais gerados pelo nível de supervisão local.

### **Influência do nível de controle direto da planta sobre o nível de supervisão local**

O nível de controle direto da planta influencia o nível de supervisão local mediante a geração de eventos discretos.

Nem todos os eventos gerados pelo nível de controle direto da planta interessam ao nível de supervisão local. Por exemplo, dos eventos gerados por cada mudança em tempo discreto na temperatura da planta, apenas um valor de *set-point* pode ser de interesse da supervisão local para que ela possa evoluir seu estado discreto. Porém se o nível de supervisão local estiver interessado em, por exemplo, na evolução dos eventos de mudança de temperatura, pode gerar sinais discretos que são constituídos pela seqüência de eventos discretos.

O estado discreto do nível de supervisão local evolui a partir de uma dada marcação quando ocorre um evento.

### **Influência do nível de supervisão local sobre o nível de controle direto da planta**

O nível de supervisão local influencia o nível de controle direto da planta de duas formas: geração de sinais de entrada contínuos em tempo discreto, e troca de modo dinâmico contínuo.

Os modos dinâmicos contínuos são selecionados mediante um sinal discreto do nível de supervisão local para o nível de controle direto da planta. Por exemplo, um atuador pode ter dois modos contínuos. Em um deles o atuador, regido por um controle PI, atua na planta corrigindo a sua temperatura com base em valores de temperatura medidos por um sensor, e em outro modo o atuador não faz nada. Temos dois sinais discretos que estão associados a um modo dinâmico contínuo cada.

Do exposto até agora, podemos perceber que para modelarmos o (controle de supervisão local), pode-se utilizar uma ferramenta de modelagem discreta como redes de Petri ordinárias, pois tratamos de uma dinâmica discreta. Não modelamos a dinâmica contínua. No entanto o controle de supervisão local depende do processo em si, de modo que faz-se necessário um exemplo de processo. Um sistema petroquímico que emprega reatores em seu processo é descrito.

## **3.5 Exemplo de um Processo**

É apresentado um exemplo de um sistema petroquímico, o qual modelaremos o seu respectivo controle de supervisão local. O controle de supervisão local é fundamental (porém não suficiente) para o escalonamento de mensagens no meio usado para comunicação entre os

dispositivos de campo que interagem com o sistema controlado. O controle de supervisão local é modelado como um sistema discreto.

No entanto, neste capítulo, não será levado em consideração o meio de comunicação (barramento de campo) entre o nível de supervisão local e o nível de controle direto da planta, que é único e compartilhado, ficando esta questão para os Capítulos 4 e 5.

Após obtermos o modelo em redes de Petri do controle de supervisão local faremos a sua análise por meio do grafo de alcançabilidade. A análise ajuda na predição do comportamento do sistema observado e pode ser usada para sistemas que estão sendo projetados. Isto resulta na redução de risco, investimento e custos operacionais.

Não modelamos dos aspectos contínuos. Deste modo só cobriremos os aspectos discretos do sistema. Várias interações são negligenciadas pelo controle de supervisão local ou até completamente omitidas, por exemplo, a decisão que deve ser tomada para cada valor de temperatura medido por um sensor fica a cargo de um atuador, sem necessidade da intervenção do controle supervisorio, já que mudanças de temperatura são sinais contínuos. Cabe então ao controle de supervisão local controlar somente os "sinais discretos de tempo discreto" (eventos) e tomar uma decisão com base nesses eventos. Um evento pode ser, por exemplo, uma temperatura de *set-point* sendo alcançada. Em outras palavras o controle de supervisão local toma decisões somente em cima de eventos, cabendo aos atuadores a decisão com relação aos sinais contínuos. Portanto, para modelarmos o controle de supervisão local só precisamos levar em consideração os aspectos discretos do controle.

O exemplo de sistema petroquímico considerado é mostrado na Figura 3.5. Ele consiste de dois tanques de entrada e dois reatores. O tanque de entrada 1 contém uma certa quantidade de um produto A. O tanque de entrada 2 contém uma certa quantidade de um produto B. Nós enfocaremos na operação de um único reator de lote mostrado em detalhes na Figura 3.6. Este exemplo foi extraído de [?]. Outra aplicação de reatores como sistema petroquímico é encontrado em [51].

Da Figura 3.6 os produtos químicos A e B entram para o reator através das tubulações A e B respectivamente. Um produto químico C é produzida dentro do reator pela reação dos dois produtos químicos A e B em uma temperatura específica de *set-point* e tubulação C serve para conduzir o produto químico C para fora do reator. Os produtos químicos A e B podem ser um derivado do petróleo (como a nafta) e um outro responsável pela quebra química do primeiro. O enchimento do reator é controlado pelas válvulas " $V_a$ " e " $V_b$ " que

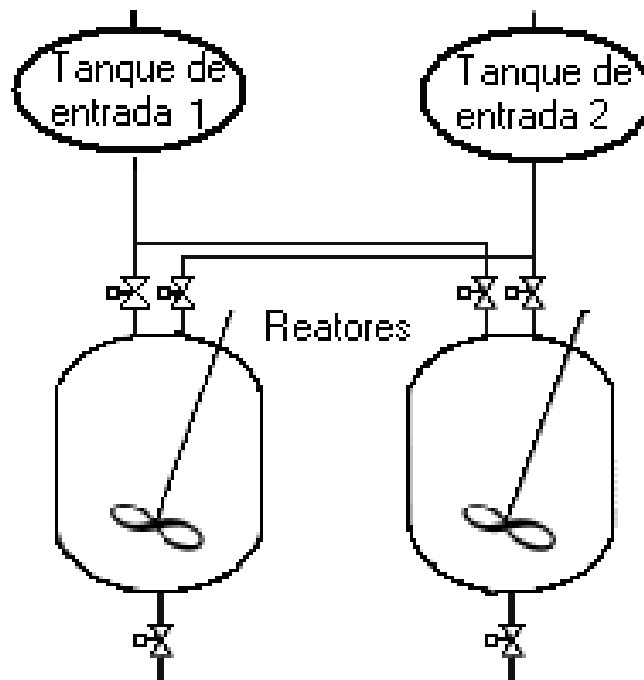


Figura 3.5: Reatores.

podem estar abertas ou fechadas e o esvaziamento é controlado pela válvula  $V_c$  que também só pode estar no estado fechado ou aberto. O nível dos produtos no reator é medido por um sensor de nível SN. A temperatura da reação é controlada por um atuador de temperatura com capacidade de elevar a temperatura e de abaixá-la. A temperatura dos produtos no reator é medida por um sensor de temperatura ST.

Agora descrevemos com detalhes a operação de um único reator (Figura 3.6), onde os lugares e as transições são referentes à Figura 3.7. Obteremos o modelo em redes de Petri para fins de análise.

1. Em primeiro lugar o sistema deve ser iniciado com a abertura das válvulas  $V_a$  e  $V_b$  para que os produtos A e B entrem no reator. Ao mesmo tempo deve haver o monitoramento da vazão de cada um desses produtos para dentro do reator. Os sensores de vazão não só monitoram a vazão como também são capazes de calcular a quantidade de cada produto que já entrou no reator. Assim que a quantidade desejada de cada produto for alcançada os sensores de vazão comunicarão ao controle de supervisão local esse evento. O controle de supervisão local fechará as válvulas  $V_a$  e  $V_b$  e encerrará o monitoramento da vazão. Na rede de Petri da Figura 3.7 o disparo da transição T1

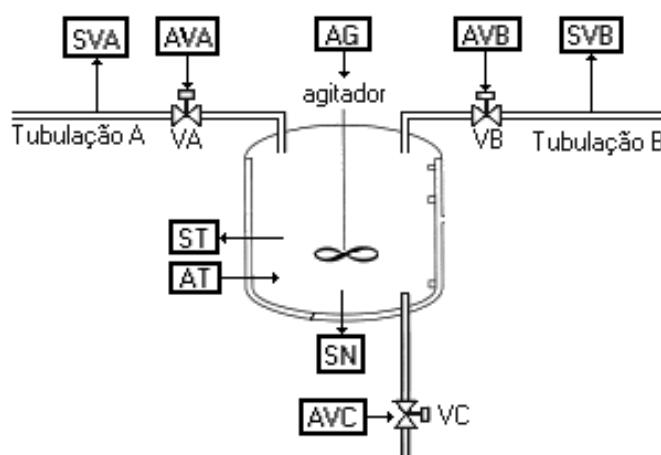


Figura 3.6: Único reator.

representa o início da operação, o qual consome a ficha de P1 (sistema pronto para iniciar) e produz uma ficha em cada um dos lugares P2, P25, P6 e P27. Uma ficha no lugar P2/P6 permite que o supervisor envie o comando para abrir a válvula  $V_a/V_b$  para o atuador da respectiva válvula, em outras palavras, habilita a transição T2/T4 responsável pelo envio de tal comando. Uma ficha no lugar P25/P27 permite que o comando para iniciar a monitoração da vazão do produto A/B para dentro do reator seja enviado pelo controle de supervisão local ao sensor de vazão  $SV_a/SV_b$ , ou seja, habilita a transição T18/T20 responsável pelo envio de tal comando. Esse comando é enviado para o sensor de vazão  $SV_a/SV_b$ . Com o disparo da transição T2/T4 o comando para abrir a válvula  $V_a/V_b$  é enviado, a ficha do lugar P2/P6 é consumida e é produzida uma ficha no lugar P3/P7 que significa que a válvula  $V_a/V_b$  está aberta para o enchimento do reator com o produto químico A/B. O disparo da transição T18/T20 consome a ficha do lugar P25/P27 e produz uma ficha no lugar P5/P9. Uma ficha neste lugar equivale a termos o sensor de vazão  $SV_a/SV_b$  monitorando a vazão do produto A/B ao mesmo tempo que este calcula a quantidade acumulada do produto no reator.

Na ocorrência do evento "quantidade de produto A alcançou o valor desejado", as transições T3 e T19 são disparadas. O disparo de T3, que representa o comando para fechamento da válvula A, consome a ficha de P3 (lugar P3 sem ficha equivale á válvula  $V_a$  fechada) e produz uma ficha para P4. O disparo de T19 que representa o

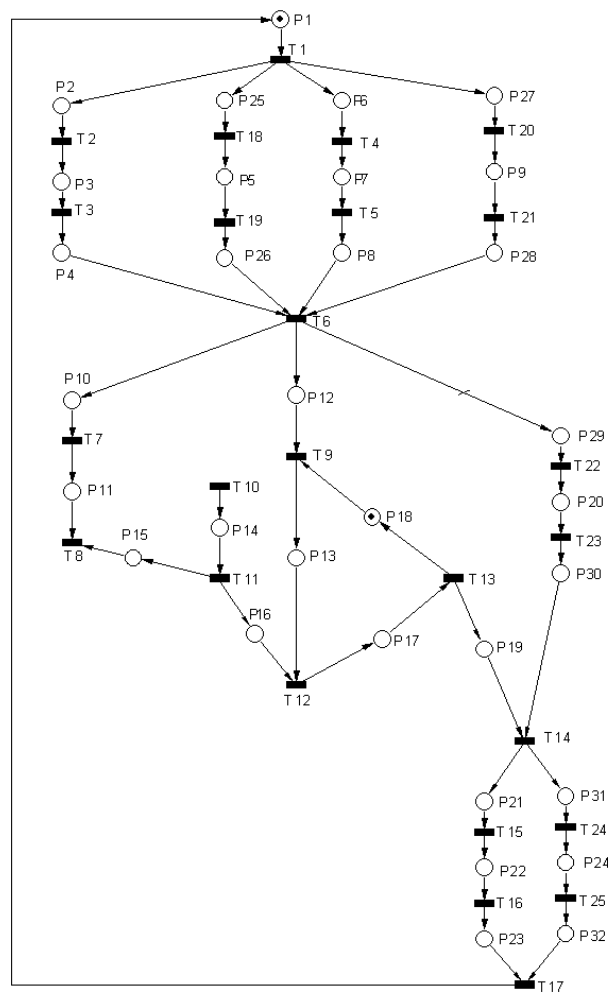


Figura 3.7: Modelo do reator ilustrado na Figura 3.6.

comando para encerrar a monitoração da vazão do produto A, consome a ficha de P5 (a monitoração da vazão do produto B é interrompida) e produz uma ficha para P26. Na ocorrência do evento "quantidade de produto B alcançou o valor desejado", as transições T5 e T21 são disparadas. O disparo de T5 que representa o comando para fechamento da válvula B, consome a ficha de P7 (lugar P7 sem ficha equivale á válvula  $V_a$  fechada) e produz uma ficha para P8. O disparo de T21 que representa o comando para encerrar a monitoração da vazão do produto B, consome a ficha de P9 (a monitoração da vazão do produto B é interrompida) e produz uma ficha para P28. É necessário a ocorrência tanto do evento "quantidade de produto A alcançou o valor desejado" como do evento "quantidade de produto B alcançou o valor desejado"

para a concretização da primeira fase do processo. Ou seja, os lugares P4, P26, P8 e P28 tem uma ficha cada. Fichas nos lugares P4, P26, P8 e P28 habilitam a transição T6 e seu disparo consome as fichas destes lugares. Aqui termina a primeira fase do processo;

2. Na segunda fase do processo, com os produtos A e B nas quantidades desejadas, o agitador é ligado, a temperatura é monitorada por um sensor de temperatura e o atuador de temperatura recebe do supervisor o valor de temperatura em que deve ocorrer a reação química (*set-point* 1). O atuador atuará de modo a elevar a temperatura do reator até atingir o referido *set-point*. Uma vez alcançado o *set-point* 1, o sensor de temperatura informará ao controle de supervisão local a ocorrência deste evento, será iniciado um temporizador do tempo da reação e o atuador agirá de modo a manter a temperatura no valor de *set-point* 1. Quando o tempo especificado para a reação for transcorrido (temporizador zerado), o agitador deverá ser desligado e o atuador de temperatura receberá um novo *set-point* (*set-point* 2). Este *set-point* fará com que o atuador reduza a temperatura do reator até que esta seja igual ao *set-point* 2.

Gráficamente (Figura 3.7) o disparo da transição T6 dá início ao à segunda fase do processo. O disparo desta transição além de consumir as fichas dos lugares P4, P26, P8 e P28, também produz fichas para os lugares P10, P12 e P29. Deste modo é iniciada a segunda fase do processo.

A ficha produzida para o lugar P29 permite o envio do comando ao sensor de temperatura para iniciar o monitoramento da temperatura do conteúdo do reator; A transição T22 dispara consumindo a ficha de P29 e produzindo uma ficha em P20. Neste momento o sensor de temperatura está medindo a temperatura do reator.

A ficha de P12 permite o início da operação do atuador responsável pelo controle de temperatura no reator habilitando a transição T9. A transição T9 representa o envio ao atuador da informação de *set-point*. O disparo desta transição consome a ficha de P18 (indicando que o atuador não está mais desligado) e produz uma ficha para o lugar P13.

A ficha produzida para o lugar P13 indica que o atuador responsável pelo controle da temperatura no reator recebeu o primeiro *set-point* (*set-point* 1). Este *set-point* é a temperatura a qual o conteúdo do reator deve atingir para que a reação se realize. Ao



receber esse *set-point* o bloco lógico de controle de temperatura dentro do atuador de temperatura está mudando seu modo dinâmico contínuo de desligado para aquele regido por uma equação que tem como entradas o *set-point* 1 e a temperatura lida pelo sensor de temperatura.

A ficha em P10 permite o acionamento do agitador, o que ocorrer com o disparo da transição T7. A transição T7 consome a ficha de P10 e produz uma em P11. A ficha de P11 significa que o agitador está ligado.

Então teremos paralelamente o agitador ligado, o sensor de temperatura monitorando a temperatura do reator e o atuador de temperatura aquecendo o conteúdo do reator afim de atingir *set-point* 1. A mistura dos produtos aquecerá até que a temperatura de reação exigida (*set-point* 1) for alcançada. Cada valor de temperatura lido pelo sensor é disponibilizada para o atuador de temperatura responsável. Ao mesmo tempo o sensor de temperatura comparará esse valor com o *set-point* 1.

Quando a temperatura entrar numa faixa de tolerância predefinida em torno do *set-point* 1, o sensor de temperatura disponibiliza em seus *buffers* de saída a informação deste evento. O supervisor então toma conhecimento deste evento e dispara a transição T10. Esta transição está associada ao evento "*set-point* 1 foi alcançado". Após o disparo desta transição o lugar P14 recebe uma ficha e isto habilita a transição T11 que é uma transição temporizada. O tempo desta transição temporizada é igual ao tempo especificado para a duração da reação. Isso representa um temporizador que cronometrar a duração da reação. O atuador de temperatura permanece ligado de modo a manter a temperatura no *set-point* 1.

Após transcorrido o tempo de reação a transição T11 dispara, e consome aquela ficha de P14 e produz ficha em P15 e em P16. Tanto uma ficha em P15 como em P16 indica que o tempo de reação foi transcorrido. Isso habilita as transições T8. O disparo de T8 consome as fichas de P15 e P11. P11 fica sem ficha o que indica que o agitador foi desligado. O disparo de T12 consome as fichas de P16 e P13, e produz ficha em P17. a ficha deste último lugar indica que o atuador recebeu um novo *set-point* (*set-point* 2). de posse desta nova informação de *set-point* o atuador de temperatura irá esfriar o conteúdo de reator até atingir o *set-poin* 2.

Quando a temperatura cair abaixo de um limite predefinido (ocorrência do *set-point*

2), a transição T13 dispara (transição associada ao evento "*set-point* 2 foi alcançado"). Com o disparo desta transição é consumida a ficha de P17 e produzidas fichas para P18 e P19. A ficha em P18 mostra que o atuador de temperatura está desligado e a ficha de P19 indica que a fase 2 do processo está encerrada. A transição T23 também está associada ao evento "*set-point* 2 foi alcançado" e seu disparo consome a ficha de P20, de modo que a temperatura no reator não é mais monitorada. O disparo desta transição também produz uma ficha no lugar P30. Com os lugares P19 e P30 possuindo uma ficha cada, habilita a transição T14, cujo disparo encerra a segunda fase do processo;

3. Na terceira fase do processo a válvula  $V_c$  é aberta para o esvaziamento do reator e o nível deste é monitorado. Quando o nível for zero, a válvula  $V_c$  é fechada e o nível do reator não é mais monitorado. A terceira e última fase é encerrada e um novo ciclo de operação pode ser iniciado.

Pela Figura 3.7, a terceira fase do processo inicia com o disparo da transição T14. Com o disparo de T14 as fichas de P19 e P30 são consumidas e uma ficha é produzida para P21 e outra para P31. A ficha em P21 habilita a transição T15 responsável pelo comando de abertura da válvula  $V_c$  para remoção do produto final do reator. A ficha em P31 habilita a transição T22 responsável pelo comando de monitoração do nível no reator.

Com o disparo de T15 (comando de abertura da válvula  $V_c$ ) é consumida a ficha de P21 e produzida uma ficha em P22 (Válvula  $V_c$  está aberta). O disparo de T22 (comando de monitoração do nível no reator) é consumida a ficha de P31 e produzida uma ficha em P24 (monitoração do nível no reator está sendo realizada). Quando o nível chegar a zero o sensor de nível as transições T16 e T23 (transições associadas ao evento "nível no reator é igual à zero") irão disparar consumindo as fichas de P22 e P24 e produzindo fichas para P23 e P32, respectivamente. Com ambos os lugares P23 e P32 marcados com uma ficha cada, a transição T17 (inicie novo processo) torna-se habilitada. Serão consumidas as fichas de P23 e P32 e produzida uma ficha em P1 com o disparo de T17. um novo processo estará pronto para ser executado.

A controle representado pela Figura 3.6 é realizado por um supervisor, que executa a seqüência descrita. Na fase de aquecimento (fase 2), uma grande quantidade de energia é

exigida para aquecer a mistura, enquanto só uma pequena quantidade de energia é exigida para manter a temperatura de reação da mistura constante (requerimento do sistema). Então se considerarmos dois reatores como mostrado na Figura 3.5 é desejável coordenar a fase de aquecimento entre os dois reatores. A coordenação é uma tarefa para um sistema supervisor.

O atuador de temperatura engloba um controlador PI simples, que é ajustado para dar uma resposta. A entrada para o controlador é a temperatura lida pelo sensor de temperatura.

O modelo de rede de Petri do controle de um único reator é desenhado com base na especificação funcional como mostra a Figura 3.7. O modelo representa uma seqüência de controle aplicada a uma unidade de reator particular.

O modelo da Figura 3.7 foi simulado com o programa "*Visual Object Net ++*" (versão 2.0a), como será detalhado no Capítulo 5. A descrição dos lugares e das transições do modelo da Figura 3.7 é apresentado a seguir.

As transições T3, T5, T10, T13, T16, T19, T21, T23 e T25 da Figura 3.7 são transições associadas a algum evento da planta.

Levando em conta os dois reatores, como um só reator pode está na fase de aquecimento dado o grande consumo de energia, devemos implementar exclusão mútua para essa fase. Isso é feito introduzindo o lugar P0, como mostrado na Figura 3.8.

Nesta modelagem não é levado em consideração que para que ocorra uma evolução nos estados discretos do modelo de controle supervisor é necessária troca de mensagens entre o nível de supervisão local e o nível de controle direto da planta e ainda a troca de mensagens entre os dispositivos de campo no nível de controle direto da planta. Também é desprezado o fato de que o meio para tais comunicações de mensagens é único e compartilhado entre as mensagens. Por isso faz-se necessário detalhar o modelo, de modo que possamos simular o tráfego de mensagens no barramento. Como a simulação é possível analisar como o sistema se comporta com relação aos requisitos temporais e aspectos relacionados à colisão de dados.

O próximo capítulo fornece a metodologia necessária para o aperfeiçoamento do modelo de controle supervisor.

Da rede de Petri da Figura 3.7 extraímos o grafo de alcançabilidade mostrado na Figura 3.9, que mostra todas as marcações ou estados alcançáveis. Cada marcação é descrita pelos vetores da Figura 3.10.

<b>Descrição dos lugares</b>	
p1	Pronto para iniciar novo processo
p2	Permite que o supervisor envie o comando para abrir a válvula $V_a$
p3	Válvula $V_a$ aberta
p4	Válvula $V_a$ fechou
p5	Monitorando a vazão do produto A
p6	Permite que o supervisor envie o comando para abrir a válvula $V_b$
p7	Válvula $V_b$ aberta
p8	Válvula $V_b$ fechou
p9	Monitorando a vazão do produto B
p10	Permite o supervisor enviar o comando para ligar o agitador
p11	Agitador ligado
p12	Permite o supervisor enviar o <i>set-point</i> 1 para o atuador de temperatura
p13	Atuador com valor de <i>set-point</i> 1
p14	Ocorreu o evento " <i>set-point</i> 1 foi alcançado"
p15	Tempo de reação transcorrido
p16	Tempo de reação transcorrido
p17	Atuador com valor de <i>set-point</i> 2
p18	Atuador desligado
p19	Fase 2 do processo está encerrada
p20	Monitorando a temperatura do reator
p21	Permite que o supervisor envie o comando para abrir a válvula $V_c$
p22	Válvula $V_c$ aberta
p23	Válvula $V_c$ fechou
p24	Monitorando o nível dos produtos no reator
p25	Permite o supervisor enviar o comando para monitorar a vazão do produto A
p26	A monitoração da vazão do produto A para o reator encerrou
p27	Permite o supervisor enviar o comando para monitorar a vazão do produto B
p28	A monitoração da vazão do produto B para o reator encerrou
p29	Permite o supervisor enviar o comando para monitorar a temperatura do reator
p30	A monitoração da temperatura do reator encerrou
p31	Permite o supervisor enviar o comando para monitorar o nível do reator
p32	Monitorar o nível do reator encerrou
<b>Descrição das transições</b>	
T1	Inicie processo
T2	Abra a válvula $V_a$
T3	Feche a válvula $V_a$
T4	Abra a válvula $V_b$
T5	Feche a válvula $V_a$
T6	Inicie a segunda fase do processo
T7	Ligue agitador
T8	Desligue agitador
T9	Envie o valor de <i>set-point</i> 1 para o atuador de temperatura
T10	Associada ao evento " <i>set-point</i> 1 alcançado"
T11	Transição temporizada. Seu tempo é igual ao tempo da reação química no reator

Tabela 3.1: Descrição dos lugares e transições

	<b>Descrição das transições</b>
T12	Envie o valor de <i>set-point</i> 2 para o atuador de temperatura
T13	Desligue o atuador de temperatura
T14	Inicie a terceira fase do processo
T15	Abra a válvula $V_c$
T16	Feche a válvula $V_c$
T17	Inicie um novo processo
T18	Monitore a vazão do produto A para o reator
T19	Encerre a monitoração da vazão do produto A para o reator
T20	Monitore a vazão do produto B para o reator
T21	Encerre a monitoração da vazão do produto B para o reator
T22	Monitore a temperatura do reator
T23	Encerre a monitoração da temperatura do reator
T24	Monitore o nível dos produtos no reator
T25	Encerre a monitoração do nível dos produtos no reator

Tabela 3.2: Descrição dos lugares e transições

As marcações da Figura 3.9 são descritas pela Tabela 3.3:

Note que as transições T2, T18, T4 e T27 (que representam comandos enviados pelo supervisor à planta) são disparadas simultaneamente na passagem do estado M1 para o estado M2. O mesmo ocorre com outras transições. Isso se deve ao fato do controle de supervisão local não considerar o barramento de campo. Com o barramento de campo isso não seria possível, pois não há como transmitir os comandos simultaneamente pelo meio de comunicação.

A análise revela que o modelo do sistema petroquímico considerado é limitado, vivo e reversível. Portanto a limitação do sistema é respeitada e o mesmo é livre de bloqueios. A reversibilidade indica a operação do mesmo é cíclica.

### 3.6 Considerações Finais

Modelamos por redes de Petri o controle de supervisão local de um sistema petroquímico apresentado na Seção 3.5 deste Capítulo. No entanto, esse modelo não leva em consideração o barramento de campo único e compartilhado de modo que não podemos simular nem analisar o comportamento temporal das mensagens no barramento. Então, no Capítulo 4, modelaremos o trânsito de mensagens via barramento. Ainda será apresentado um breve tutorial do protocolo "*Foundation Fieldbus*", e serão discutidos os requisitos temporais.

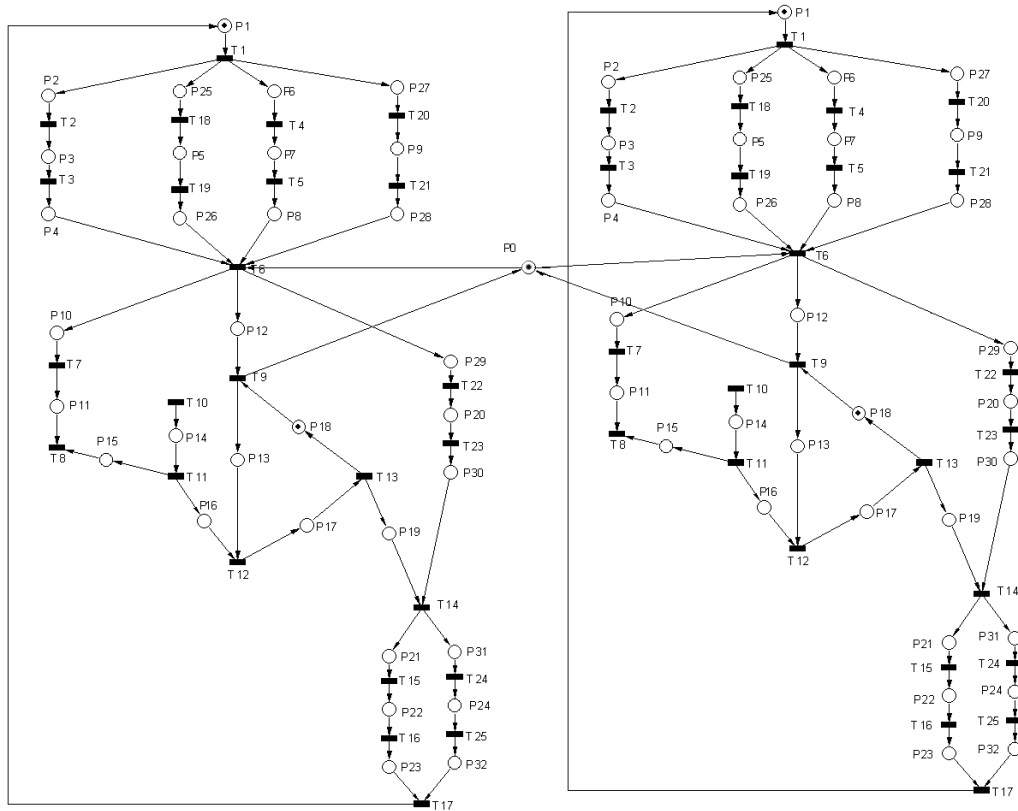


Figura 3.8: Modelo para dois reatores da Figura 3.5.

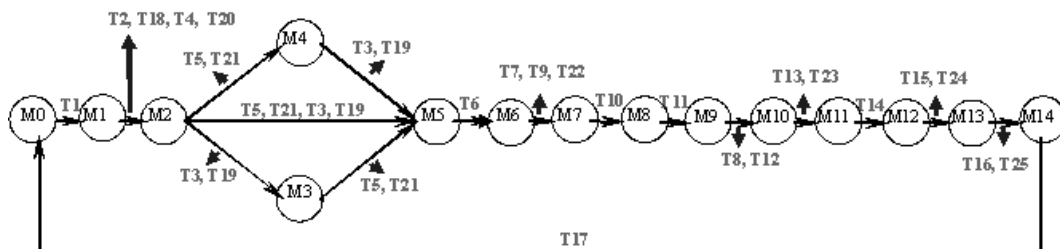


Figura 3.9: grafo de alcançabilidade.



# Capítulo 4

## Barramento de Campo

Neste capítulo apresentamos um breve histórico dos barramentos de campo industriais, em particular o *Foundation Fieldbus* e modelagem dos mesmos utilizando a teoria das redes de Petri.

### 4.1 Breve Histórico

A instrumentação digital introduziu características importantes na utilização de instrumentos de campo. O pré-processamento da medição, através do uso de microcontroladores incorporados aos dispositivos transdutores de campo, tornou as medidas mais confiáveis e precisas, a comunicação digital tornou a informação mais imune a ruídos, e o poder computacional destinado a processar os dados de sensores e atuadores possibilitou a implementação de estratégias de controle mais refinadas, seguras, e velozes. A princípio, a arquitetura utilizada para abrigar a instrumentação digital foi centralizada: um computador central recebendo os dados dos sensores, processando-os e na seqüência enviando os resultados para os respectivos atuadores. Esta arquitetura de fato exige uma alta capacidade computacional da unidade de processamento central. Adicionalmente, todo instrumento possui uma ligação física ao computador central e a reconfiguração ou manutenção de apenas um componente (dispositivo ou seção de programa) frequentemente exige parada de todo o sistema.

A evolução dos dispositivos eletrônicos (os quais ficaram mais resistentes à fatores como temperatura e umidade) assim como o desenvolvimento das comunicações digitais tornou possível um aumento na capacidade de processamento computacional dos disposi-



tivos de campo. Isso impulsionou uma nova proposta em instrumentação de campo: a distribuição do processamento. Isto significa que o programa de controle pode ser fracionado em blocos menores, e computados dentro dos próprios dispositivos de campo. Tais dispositivos são capazes de comunicar-se entre si, tornando possível a sua configuração remota, a transmissão da grandeza medida em unidades de engenharia e a transmissão de informações adicionais importantes para diagnóstico do próprio dispositivo. As variáveis de entrada e saída, incluindo as intermediárias, são passadas entre os dispositivos. Dentre as vantagens devido ao uso de arquiteturas distribuídas [41, 52, 53, 54], nas quais sensores e atuadores com capacidade local de processamento podem comunicar-se através de protocolos industriais, destacam-se:

1. melhor desempenho pelo processamento paralelo (ou equivalentemente, a necessidade de unidades de processamento com menos capacidade computacional);
2. maior disponibilidade pela possibilidade de diversas fontes para a mesma informação;
3. maior confiabilidade, por que o sistema pode se recuperar, ao menos parcialmente, de diversos tipos de falhas; e
4. maior flexibilidade para ampliação ou reconfiguração, por que a manutenção do sistema pode se limitar aos componentes, não atingindo o todo.

A implementação que permitiu essa evolução foi denominada Rede de Chão de Fábrica, sendo inicialmente uma tecnologia proprietária. A tecnologia atual evoluiu dessas implementações, concretizando os chamados Protocolos Abertos de Comunicação Digital, os quais possuem normas bem definidas e de domínio público, que se seguidas, garantem a intercomunicação entre equipamentos certificados, os quais podem ser fornecidos por vários fabricantes diferentes.

Esses protocolos ficaram conhecidos como Barramento de Campo ou *Fieldbus*, sendo os mesmos, classificados quanto ao tipo de dispositivo que comunicam e quanto ao formato dos dados que transportam.

Existem, para os barramentos de campo, vários protocolos de comunicação. Cada fabricante escolhe o tipo de protocolo que seus equipamentos suportarão, isto ocasiona a

não compatibilidade entre equipamentos de diferentes fabricantes, pois utilizam protocolos diferentes.

A indústria tem feito um esforço para desenvolver um padrão na área de comunicação de dados para manufatura e automação industrial. A meta é a chamada comunicação aberta, onde equipamentos e componentes de diferentes fabricantes possam interagir em uma rede heterogênea sem problemas de compatibilidade.

As características esperadas do barramento de campo são:

1. Ser determinístico
2. Simplificação da criação de um processo automático e possibilidade de evolução deste processo possibilitando a ele oferecer: funções de controle do processo, confiabilidade de operação e acesso a variáveis de processo.
3. Simplificação do uso de sensores e atuadores inteligentes de modo a aumentar a capacidade de manutenção de sistemas de produção automatizados e permitir trocar informações.
4. Melhorar as instalações para tornar possível o gerenciamento preventivo, diagnósticos remotos e gerenciamento industrial.

Nos barramentos de campo dispomos dos benefícios provenientes da troca de mensagens entre os sensores e atuadores, do processamento distribuído e da instrumentação digital. Devem suportar sistemas de tempo-real, ou seja, devem satisfazer aos requisitos de tempo impostos pela planta controlada, além de garantir a exatidão dos dados. A comunicação no barramento de campo exerce uma papel crítico no comportamento temporal do sistema. Para agendar as mensagens presentes na comunicação em um barramento de campo é necessário um mecanismo de arbitragem.

Entre os protocolos de comunicação de dados utilizados nos sistemas de controle dos processos da Petrobrás, pode-se destacar os seguintes, exemplificando também algumas unidades onde são empregados:

1. Genyus (Fabricante GE-Fanuc):

Utilizado em unidades como: P-9, P-25, P-26, P-27, P-31, P-32, P-33, P-35, P-47, entre outras;

## 2. ALNET II (Fabricante Altus):

Utilizado em unidades como: P-7, P-15, PPM-1, PCE-1, PNA-1, PNA-2 , PGP-1, entre outras;

## 3. R-NET ou DH+ (Fabricante Rockwell):

Utilizado em unidades como: P-7, P-8, P-20, P-25, PPG-1, PVM-1, PVM-2, PVM-3, PCE-1, entre outras;

Existem também, em várias das unidades relacionadas, outros protocolos, os quais são utilizados em alguns sistemas específicos de menor porte. Entre estes podemos citar o protocolo M-Net (proprietário) utilizado por exemplo, em sistemas de monitoramento e controle de turbo-máquinas, assim como, o protocolo MODBUS (aberto) utilizado, entre outras aplicações, nos sistemas de monitoramento de tanques de lastro.

O protocolo MODBUS foi um dos primeiros protocolos abertos de transmissão digital de dados utilizados na Petrobrás - UN/BC. Suas principais características são a comunicação serial por modelo mestre-escravo, com checagem de erros CRC (Cyclical Redundancy Check) no modo RTU ou LRC (Longitudinal Redundancy Check) no modo ASCII, podendo utilizar interface tipo RS232 (para até 15 metros) ou RS485 (para até 1200 metros).

O outro representante dos primeiros protocolos abertos de transmissão digital de dados utilizado na Petrobrás é o protocolo HART, o qual caracteriza-se como uma espécie de protocolo híbrido, pois apesar de transmitir digitalmente (modulação FSK) as informações de configuração, continua mantendo a transmissão do valor da variável de processo como um sinal analógico de 4 a 20 mA.

O último e maior passo rumo à modernização dos métodos de transmissão de variáveis de processo, foi caracterizado pelo processo de implantação do sistema *Foundation Fieldbus* na plataforma de Namorado 1 (PNA-1), o qual, por implementar uma metodologia de comunicação de dados totalmente digital e utilizar um protocolo aberto, representou uma grande inovação no sistema. Este processo foi assessorado por uma série de experiências efetuadas paralelamente em uma planta piloto de automação, a qual foi, construída especificamente para essa finalidade.

O *Foundation Fieldbus*, é oriundo de uma organização chamada *Fieldbus Foundation* ([8], [9]). As características de padronização "aberta", (não-proprietária) para compatibili-

dade, proposição de um nível de interface de usuário normatizado e abordagem a atendimento a requisitos temporais, fazem *Foundation Fieldbus* uma proposta de interesse para estudo. Serão apresentados tópicos relevantes para a compreensão da estrutura funcional do *Foundation Fieldbus*.

## 4.2 Barramentos de Campo e *Foundation Fieldbus*

Uma das arquiteturas propostas para a distribuição da instrumentação, e sem dúvida a mais difundida, é o barramento de campo - uma rede de comunicação de dados digital, bidirecional, multiponto, serial, associada a protocolos de enlace de dados e de interface com o usuário, utilizada para ligar entre si instrumentos de campo como controladores, sensores e atuadores [55]. Conforme mencionado, a capacidade de processamento local e de comunicação digital proporciona a distribuição do controle e geração da informação, com objetivo de atingir estratégias mais refinadas de controle.

Arquiteturas mais simplificadas, que envolvem apenas sensores, excluídos os atuadores, como *Sensorbuses*, utilizam a possibilidade de comunicação apenas para a passagem de informação ao controle central. Apesar de não possuírem todas as funcionalidades propostas para os barramentos de campo, e de constituírem-se normalmente de protocolos proprietários, são capazes de atingir alguns benefícios importantes: redução dos custos de instalação e aquisição remota de dados. O trabalho [15] modela uma rede de sensores por redes de Petri.

Entretanto, para abordagens mais elaboradas, um passo importante é a padronização: instrumentos de diversas procedências devem comunicar-se entre si, garantindo a compatibilidade. Um barramento de campo padrão garantiria a interconexão de equipamentos de qualquer fabricante entre si, incluindo a possibilidade de redundância entre instrumentos diferentes mas com as mesmas funcionalidades. A padronização dos barramentos de campo passou por diversos estágios, desde as normas alemã e francesa, que resultaram nos protocolos *Profibus* [56, 57] e *FIP* [58, 59], respectivamente, até a proposta de padrão internacional patrocinado pela *ISA (The Instrumentation, Systems and Automation Society)* e *IEC (International Engineering Consortium)* (ISA SP-50 e IEC61158). Esta está ainda em fase de normatização - alguns de seus documentos já foram aprovados e são norma internacional, outros são ainda rascunho. Abordamos o protocolo *Foundation Fieldbus* [8]

(baseado nos trabalhos da *ISA* e *IEC*), que é uma tecnologia desenvolvida pela *Fieldbus Foundation*.

### Características da Tecnologia

A *Foundation Fieldbus* possui um protocolo confiável e determinístico para comunicação em instrumentação e controle de processos, interligando equipamentos como sensores, atuadores e controladores, com a habilidade de operar múltiplos dispositivos, independentemente do fabricante, no mesmo sistema sem a mínima perda de funcionalidade - compatibilidade.

O modelo de referência de comunicação em camadas (modelo *OSI*) é utilizado para modelar os componentes fundamentais da tecnologia *Foundation Fieldbus* (Figura 4.1) [8] [9] nos três seguintes componentes:

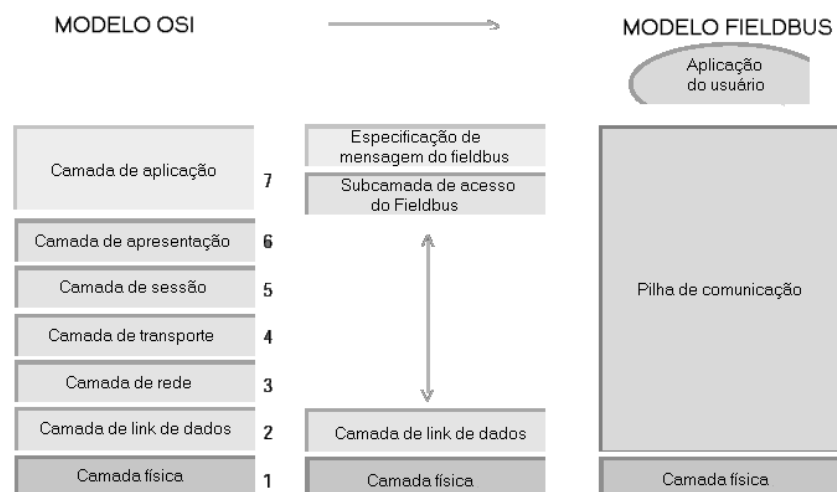


Figura 4.1: Modelo *OSI*.

#### A) Camada Física

A camada física equivale ao nível físico do modelo *OSI*. No nível físico, os sinais *Foundation Fieldbus*, padronizados pelo *IEC* (*International Engineering Consortium*) e pela *ISA* (*The Instrumentation, Systems and Automation Society*), são codificados usando a codificação *Manchester Biphase-L*. Este tipo de sinal carrega junto com os dados a informação de relógio para sincronização.

Os dados da tecnologia *Foundation Fieldbus* podem trafegar junto da energia que alimenta os dispositivos, necessitando então apenas de um par de fios, que poderá

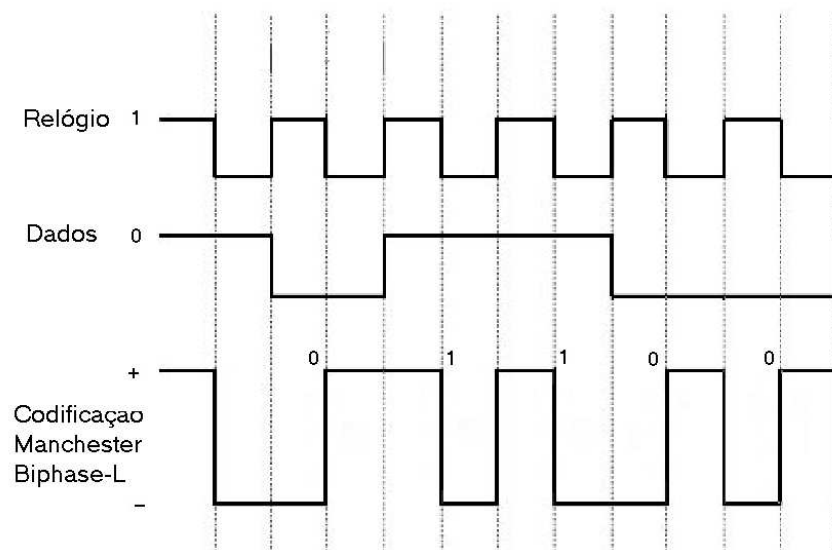


Figura 4.2: Codificação *Manchester Biphase-L*.

ser os mesmos usados em dispositivos 4-20mA. O dispositivo transmissor entrega +10mA a 31.25Kbps para uma carga de até 50 ohms, para criar uma tensão de 1V pico-a-pico modulada acima da corrente direta da fonte de tensão. Para algumas aplicações, a tensão pode variar de 9 a 32 V. O comprimento do cabo é determinado pela taxa de comunicação, tipo e tamanho do cabo e potência da linha [7].

## B) Camada de Comunicação

A camada de comunicação possui basicamente três subcamadas: a subcamada inferior de enlace de dados (controle de erro e política de acesso ao meio), que faz interface com a camada física; a subcamada intermediária de acesso a serviços *fieldbus* (*FAS- Fieldbus Access Sublayer*) e a subcamada superior de montagem de mensagens (*FMS -Fieldbus Message Specification*). As mensagens no *Foundation Fieldbus* são síncronas. A tecnologia *Foundation Fieldbus* define dois tipos básicos de equipamentos disponíveis na camada de comunicação:

1. Dispositivos básicos, que são os sensores, atuadores, entre outros;
2. Dispositivos de enlace Mestre, que preferencialmente será um LAS (*Link Active Scheduler*).

O LAS o "árbitro" que controla de forma determinística os tempos que os dispositivos transmitem (publicam) seus dados através da rede. Quem estiver configurado para receber (assinante) copia estes dados. Geralmente o LAS é implementado num dispositivo especial denominado de *Linking Device*. Entre as transmissões de mensagens periódicas também podem transitar mensagens aperiódicas.

O LAS permite para dispositivo usar o barramento emitindo a mensagem de passagem de *token* (PT). Ao receber este sinal, o dispositivo transmite. Isso significa que esta tecnologia funciona como o protocolo "*token passing*" de barramento [8].

### C) Camada do Usuário

Uma característica única da *Foundation Fieldbus* que assegura compatibilidade de dispositivos é o uso de uma Camada de Usuário, padronizada e completamente especificada, baseada em "blocos" [60] e tecnologia de descrição de dispositivos. A Camada de Usuário define um processo de aplicação de blocos de função usando blocos de recursos, blocos de função, blocos transdutores, gerenciamento de sistema e de rede e tecnologia de descrição de dispositivos.

## 4.3 Agendamento de Mensagens no *Foundation Fieldbus*

A possibilidade de dispositivos de campo realizarem localmente tanto processamento de dados como tomadas de decisão constitui-se em conceito chave em tecnologias de barramento de campo tais como o *Foundation Fieldbus*. Estas características tecnológicas levam a arquitetura de controle à descentralização e à distribuição. Em um barramento de campo com comunicação entre os dispositivos, o controle contínuo de um processo pode ser feito localmente: os sinais contínuos em tempo contínuo provenientes para planta são detectados por um sensor. O sensor transmite esses sinais contínuos em tempo discreto [41] através do barramento de campo ao dispositivo atuador, o qual pode incorporar as funções de controle - ver Figura 4.3.

Em um ambiente assim, os tempos das mensagens são relevantes e devem ser estudados. A comunicação é coordenada em função da ocupação do barramento por cada mensagem, e torna-se importante validar o comportamento temporal do sistema, de tal forma que cada mensagem cumpra seus requisitos de tempo.

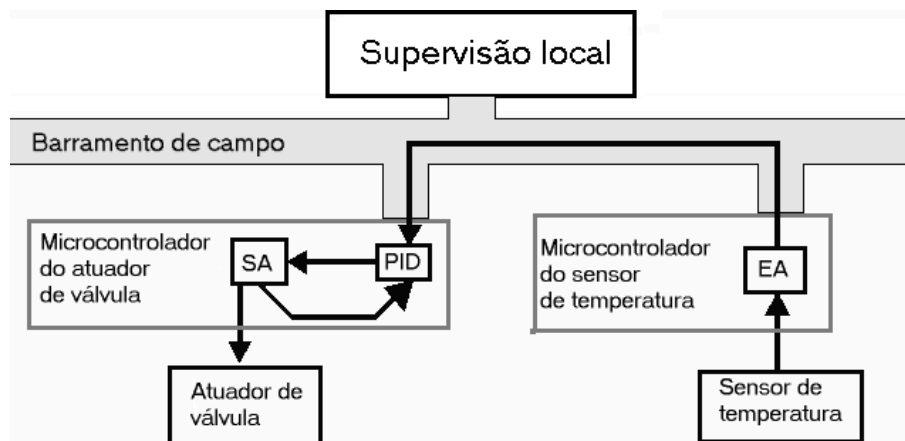


Figura 4.3: Esquema de aplicação *Foundation Fieldbus*.

A arquitetura pode ser melhor compreendida através do exemplo na Figura 4.3. O exemplo apresenta uma aplicação (estratégia de controle) em que uma válvula deve ter sua abertura controlada em função da temperatura medida em um ponto do processo. São necessários para implementar esta estratégia um "sensor temperatura" e um "atuador de válvula". Estando ligados em rede, estes dispositivos implementam esta estratégia através de blocos funcionais. Um bloco funcional "Entrada Analógica" (EA) disponibiliza para o sistema a leitura de temperatura. Um controlador PID calcula o valor de atuação a partir da leitura do sensor. E uma "Saída Analógica" (SA) transfere para a atuador o valor de atuação adequado. Estes blocos são pré-programados, sendo incluídos na aplicação e depois interligados para que passem a informação de um para outro. Por fim, estes blocos são alocados nos dispositivos onde os algoritmos serão efetivamente computados. No exemplo apresentado, o bloco PID é alocado no dispositivo de controle da válvula. É importante observar que o bloco PID poderia também ser alocado para rodar no transmissor de temperatura.

Então o sensor envia as leituras de temperatura ao atuador dentro de um período de tempo. Essa comunicação é arbitrada pelo LAS que deve verificar se o barramento de campo está livre ou não, se é o momento de transmitir a mensagem e impedir que algum dispositivo transmita enquanto o barramento estiver ocupado com alguma mensagem.

A Tabela 4.1 contém um resumo das principais mensagens *Foundation Fieldbus* abordadas neste trabalho, e sua respectiva funcionalidade.



Mnemônico das mensagens	Função das mensagens
CD2	LAS requisita dados periódicos do dispositivo
DT1	Dispositivo responde com dados a passagem de permissão aperiódica
DT3	Dispositivo responde com dados a requisição de dados periódicos
TD	Distribuição de tempo - sincronização de barramento
PN	Teste de endereço
PR	Resposta a teste de endereço
PT	Passagem de permissão aperiódica
RT	Devolução de permissão aperiódica

Tabela 4.1: Principais mensagens *Fieldbus*.

### 4.3.1 Gerenciador de mensagens

Para acessar um dispositivo escravo na rede, o mestre da rede utiliza-se de um gerenciador de recurso específico ao dispositivo desejado pelo mestre e ao tipo de mensagem. O gerenciador de recurso é representado em redes de Petri conforme a Figura 4.4. Uma ficha no lugar de entrada P1 (Figura 4.5 (a)) representa que o mestre deseja enviar mensagem para o dispositivo escravo.

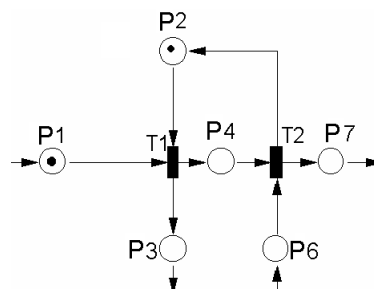


Figura 4.4: Gerenciador de mensagens simples.

Para que a comunicação com o dispositivo seja estabelecida é necessário que neste momento o barramento esteja livre. Uma ficha no lugar P2 representa o barramento livre. Se o mestre estiver interessado em enviar uma mensagem para o dispositivo (ficha em P1) e o barramento estiver livre (ficha em P2), a transição T1 estará habilitada e seu disparo significa o envio da respectiva mensagem. As fichas nos lugares P1 e P2 serão consumidas,

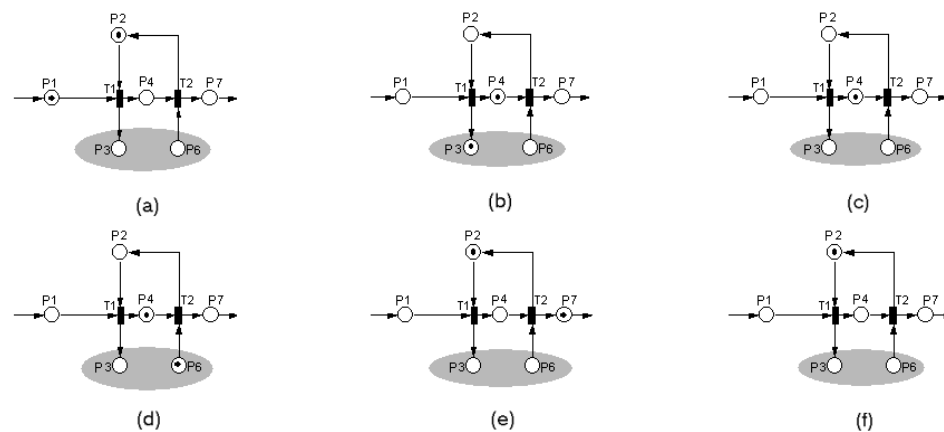


Figura 4.5: Evolução do gerenciador de mensagens simples.

e serão produzidas fichas nos lugares P3 e P4, uma em cada lugar (Figura 4.5 (b)). A retirada da ficha do lugar P2 evita que seja colocada uma outra mensagem no barramento de campo, enquanto o barramento está ocupado pela presente mensagem de algum dos dispositivos de campo. Uma ficha no lugar P4 indica que houve uma emissão de mensagem ao dispositivo e o mestre está esperando por uma resposta do mesmo. O lugar P3 é um lugar de saída do *buffer* para o dispositivo de campo destinatário. O dispositivo destinatário irá consumir esta ficha, significando que o dispositivo recebeu a mensagem (Figura 4.5(c) )

Quando o mestre receber a mensagem de resposta do dispositivo, o lugar P6 será marcado com uma ficha (Figura 4.5(d)). Isso habilitará a transição T2 e seu disparo remove as fichas dos lugares P6 e P4 (Figura 4.5(e)). O mestre não estará mais esperando por uma resposta do dispositivo. Também é produzido uma ficha para o lugar P2, de modo que o barramento é liberado. E a ficha produzida para o lugar P7 permite que o mestre prossiga com outras atividades. O mestre da rede pode realizar outro envio de mensagem ao barramento, repetindo o mesmo processo descrito.

Algo a observar é que cada gerenciador de mensagens possui um *buffer*, que é constituído por dois lugares. O lugar P3 (Figura 4.4) é um lugar de *buffer* que representa uma mensagem que é enviada ao barramento de campo e o lugar P6 (Figura 4.4) representa uma mensagem que é recebida do barramento de campo. Há gerenciadores de mensagens tanto do lado do mestre como do lado do dispositivo de campo, como mostra a Figura 4.6.

Há casos em que os resultados de um dispositivo interessam a outros. Por exemplo, na Figura 4.6 se o dispositivo 1 for um sensor e o dispositivo 2 um atuador e os valores do

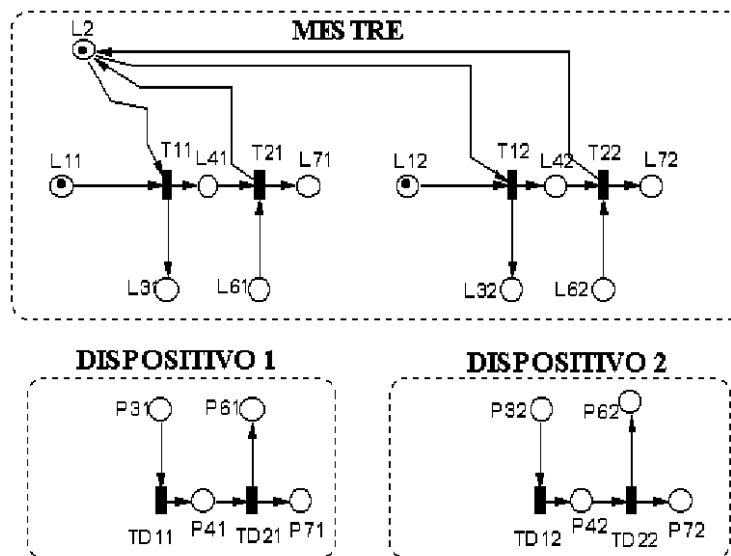


Figura 4.6: Diversos gerenciadores de mensagens.

sensor são fundamentais para a correta ação do atuador, os resultados de leitura do sensor que são disponibilizados no barramento são lidos pelo atuador.

Do ponto de vista da mensagem, cada mensagem tem seu próprio barramento não compartilhado. Porém do ponto de vista temporal só há um barramento que é compartilhado entre todas as mensagens.

A Monitoração do lugar P4 de um gerenciador de mensagens como o da Figura 4.4 revela o comportamento temporal da comunicação da mensagem entre o mestre e um dispositivo de campo. Essa monitoração é mostrada na Figura 4.7.

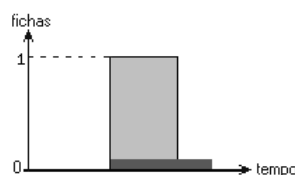


Figura 4.7: Comunicação entre mestre e dispositivo de campo.

Nesta figura, o eixo vertical indica o número de fichas em um lugar monitorado e só pode assumir valores inteiros e o eixo horizontal indica o tempo. Monitorando o lugar P4 da Figura 4.4 com esse tipo de gráfico, uma mudança de nível lógico de 0 para 1 indica que uma mensagem de requerimento proveniente do mestre da rede foi enviada para um

dispositivo de campo no momento do disparo da transição T1 da Figura 4.4, enquanto que uma mudança de nível lógico de 0 para 1 significa que uma mensagem foi enviada pelo dispositivo de campo em resposta à mensagem de requerimento do mestre. Neste mesmo momento a transição T2 da Figura 4.4 torna-se habilitada e dispara como já descrito. Na Figura 4.7, enquanto o nível lógico 1 está ativo indica que há uma ficha no lugar P4 (Figura 4.4). A barra horizontal corresponde ao tempo que o dispositivo de campo tem, a partir do momento que o mestre enviou a mensagem de requerimento no barramento, para responder à mensagem proveniente do mestre com uma mensagem de resposta. Se o dispositivo não cumprir esse compromisso temporal, sua resposta não terá mais importância para o sistema. Esse tempo pelo qual o mestre espera pela resposta é de conhecimento do mestre e pode ser também de conhecimento do dispositivo, de modo que o próprio dispositivo reconhece a sua falha em atender ao requisito de tempo e desista da transmissão. Em caso de falha o mestre pode querer verificar se o dispositivo ainda está em funcionamento (enviando um requerimento de teste de endereço).

Para que o mestre possa reconhecer uma falha de um dispositivo, podemos adicionar uma transição temporizada Tf no gerenciador de mensagens da Figura 4.4, cujo tempo de transição seja igual ao tempo estimado para a resposta do dispositivo de campo. Com isso retira-se a ficha do lugar P4 (Figura 4.8), no caso de falha, e o mestre não mais estará esperando por aquela resposta (veja Figura 4.8). A ficha pode ser reposta no lugar P4 pela transição Tr.

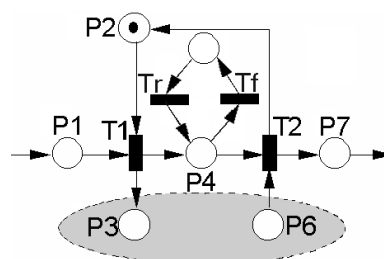


Figura 4.8: Gerenciador de mensagens simples com transição de tempo de resposta do dispositivo.

O protocolo *Foundation Fieldbus* define dois tipos de mensagens: periódicas e aperiódicas. Os dados que possuem algum tipo de restrição temporal, tais como aqueles utilizados em estratégias de controle, são comunicados através de mensagens periódicas. No

exemplo, uma mensagem periódica seria o valor de temperatura que é passado do bloco funcional de Entrada Analógica no sensor de temperatura para o bloco PID no atuador de uma válvula. Todas mensagens periódicas devem ser agendadas em tempo de configuração. Isto é, informações temporais sobre estas mensagens, como duração da mensagem e tempo estimado de processamento do dispositivo para emitir tal mensagem, devem ser previamente conhecidas.

A Figura 4.9 mostra uma mensagem que precisa ser transmitida periodicamente.

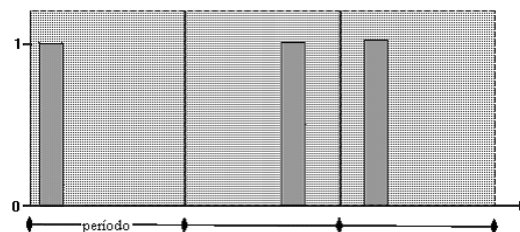


Figura 4.9: Mensagem periódica.

O período de uma mensagem periódica, como está indicado na Figura 4.9, é fixo. Uma mensagem periódica deve ocorrer uma vez para cada período, não importando em que momento dentro do período a mensagem ocorra. Na Figura 4.10 temos o mesmo gerenciador de mensagens da Figura 4.4 com algumas adaptações de modo a modelar mensagens periódicas.

Inicialmente o mestre da rede decide iniciar a transmissão de uma mensagem periódica (uma ficha no lugar P8), isso habilita o disparo da transição T3 que ao disparar consome a ficha do lugar P8 e produz uma ficha no lugar P9 e outra no lugar P10. A ficha no lugar P9 dá início a contagem de tempo correspondente à um período da mensagem (pois esta habilita a transição temporizada T4). A mensagem espera, com uma ficha no lugar P10 (Figura 4.10), durante um período para tentar obter acesso ao barramento. Depois de transcorrido um período a transição T4 dispara e teremos uma ficha no lugar P11, o que habilita a transição T5. Com o disparo de T5 a mensagem passa a esperar (com uma ficha no lugar P1) que o barramento esteja livre (P2 com uma ficha). Estando o barramento livre (ficha em P2) T1 dispara, consumindo as fichas de P1 e P2 e produzindo fichas para P4 (esperando por resposta) e para P3 (mensagem de requerimento transmitida ao dispositivo de campo). Quando o dispositivo de campo envia a mensagem de resposta, esta será colocada

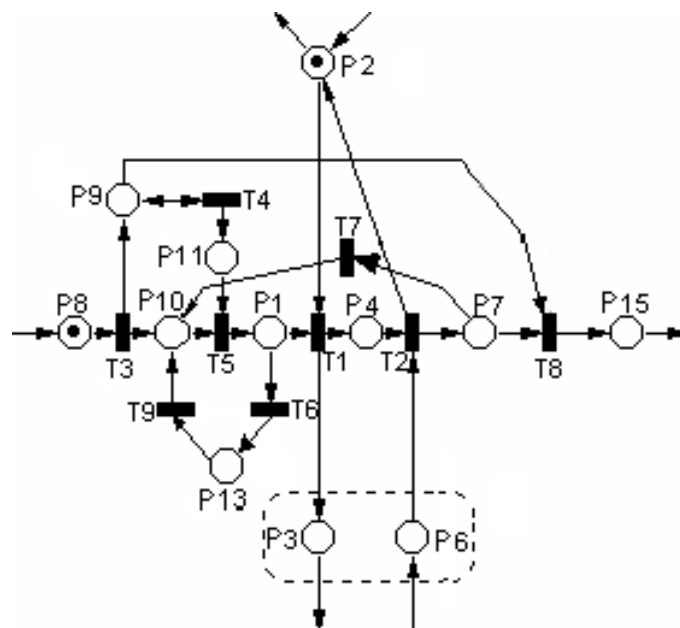


Figura 4.10: Gerenciador de mensagens para mensagem periódica.

no lugar de entrada do *buffer* do mestre (ficha no lugar P6, a transição T2 é disparada). T2 consome as fichas de P6 e P4 e produz uma ficha em P7. A ficha de P7 coloca as transições T7 e T8 habilitadas. É importante observar que as transições T7 e T8 não são temporizadas, de modo que é possível um conflito entre estas duas transições. T8 dispara caso o processo de envio desta mensagem deva ser encerrado e T7 caso contrário. T7 consome de P7 e repõem a ficha de P10. Com ficha em P10 a mensagem periódica passa a esperar pelo próximo ciclo de período para poder ser transmitida novamente. Existe a possibilidade de a mensagem não conseguir obter acesso ao barramento dentro de um determinado ciclo de período. A mensagem espera obter o barramento (ficha no lugar P1) em um tempo igual ao período menos o tempo previsto de resposta do dispositivo. Esse tempo é modelado pela transição temporizada T6. Caso esse tempo seja extrapolado sem a mensagem ter conseguido acessar o barramento, então esse ciclo de período foi perdido. A alternativa é tentar transmitir no próximo ciclo. Isso é conseguido do seguinte modo: com a extrapolação do tempo da transição temporizada T6, essa transição dispara removendo a ficha do lugar P1, passando-a para o lugar P13, o que habilita a transição T9. Com o disparo de T9 a ficha de P13 é consumida e a ficha de P10 é recolocada, de modo que a mensagem passe a tentar obter o barramento no próximo ciclo de período. Os ciclos esta mensagem terminarão quando algum evento externo assim determinar (isso é feito com o disparo da transição T8

que está associada a este evento). O disparo da transição T8 consome a ficha do lugar P9, de modo que a transição T4 não mais poderá gerar novos períodos, e a ficha do lugar P7 também é consumida. Essa é a descrição para o Gerenciador de mensagens para mensagem periódica mostrado na Figura 4.10.

Dependendo das restrições de tempo da planta, o sistema pode tolerar um limitado número de perdas de ciclo para uma dada mensagem periódica. No caso de sistemas de tempo real rígido nenhuma perda de ciclo pode ser tolerada.

Em um barramento pode haver diversas mensagens periódicas transitando, cada uma com seu período de execução e seu tempo esperado de resposta. Portanto, é importante levar esse aspecto em consideração na modelagem da rede de controle supervisão da planta, de modo que sejam respeitados os requisitos temporais de cada mensagem e sem a ocorrência de colisão entre essas mensagens. A Figura 4.11(a) mostra o trânsito da mensagem periódica 1, a Figura 4.11 (b) mostra o trânsito da mensagem periódica 2 e a Figura 4.11 (c) mostra a superposição destas mensagens periódicas para os tempos correspondentes.

Observe que no primeiro período a mensagem periódica 2 foi deslocada do início do seu período para um tempo futuro (para a direita). Isso se deve a um agendamento das mensagens de modo que as mensagens periódicas 1 e 2 não colidam. Sempre que há um deslocamento da mensagem no tempo dentro de seu período, o tempo para que a mensagem ocorra torna-se menor e maior a possibilidade de perda de ciclo. Esse deslocamento, no entanto tem que respeitar os requisitos temporais, pois a mensagem periódica 2 ainda deve estar dentro de seu período. Caso contrário, a mensagem teria que ser descartada.

Na Figura 4.12 temos duas mensagens disputando o mesmo barramento de campo. Como mostrado, a mensagem periódica *B* tem a posse do barramento para comunicação com um dispositivo *B* (lugar PB4 com ficha), enquanto que a mensagem *A* está aguardando a liberação do barramento para que possa ser transmitida ao dispositivo *A* (da Figura 4.12(a) o lugar P1 com ficha e o lugar P2 sem ficha). Somente depois que a mensagem *B* liberar o barramento, a mensagem *A* poderá ser transmitida.

Já os dados que não possuem restrições temporais são comunicados através de mensagens não-periódicas. Na verdade podem ser vistas como mensagens periódicas de períodos longos se comparadas às mensagens periódicas propriamente ditas e possuem prioridades as mais baixas, pois estas não devem "atrapalhar" as mensagens periódicas. Os

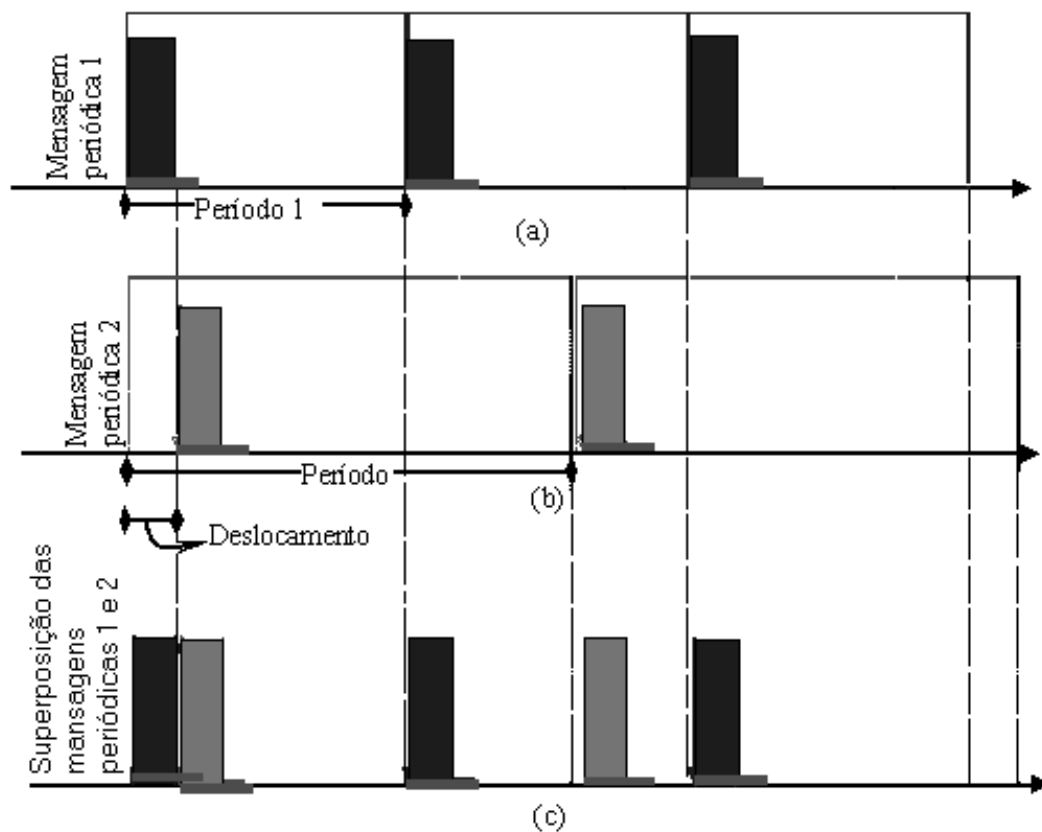


Figura 4.11: Transito de mensagens no barramento.

dados transmitidos por mensagens aperiódicas podem ser informações do processo passado para supervisão. Mensagens não periódicas são agendadas para comunicação durante o tempo de execução, utilizando o recurso do barramento apenas durante os intervalos em que não há mensagens periódicas agendadas.

A gerência da comunicação e de acesso ao meio é responsabilidade do mestre da rede, que além de outras funções, efetua o arbitramento do barramento e as mensagens são agendadas para cada dispositivo de acordo com a aplicação. Mensagens periódicas, tais como os valores de temperatura disponibilizados por um sensor de temperatura, são publicadas no barramento, para que todos os dispositivos que precisam utilizar estes valores possam obtê-los. Isto ocorre de acordo com o seguinte procedimento:

1. O mestre da rede, ao chegar o momento configurado de transmissão, envia ao transmissor a mensagem Invoca Dados ("*Compel Data*", CD) para o sensor (ficha no lugar P3 da Figura 4.10) e passa então a esperar uma resposta deste sensor (ficha no lugar P4 da Figura 4.10);



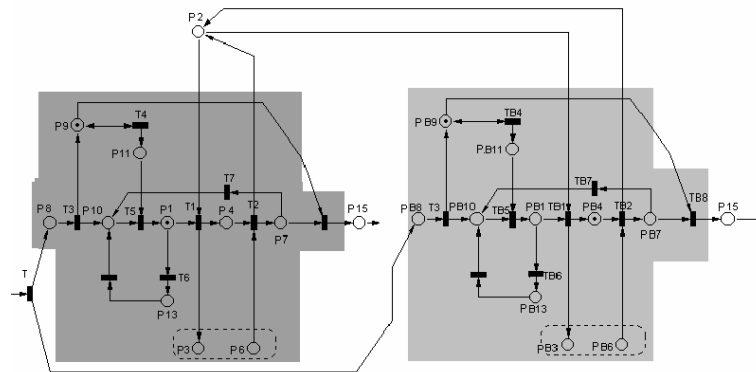


Figura 4.12: Duas mensagens periódicas disputando o barramento.

2. Em resposta a esta mensagem o sensor publica o valor requerido no barramento, utilizando a mensagem Publicação de Dados ("*Data*", DT). Dispositivos de campo interessados receberão a mensagem publicada pelo sensor e o mestre da rede tomará conhecimento deste acontecimento (ficha no lugar P6 da Figura 4.10).

Durante intervalos em que não há mensagens periódicas agendadas, o mestre da rede circula entre os dispositivos presentes no barramento uma mensagem de passagem de permissão ("*Pass Token*", PT), permitindo aos dispositivos que possuam mensagens não periódicas para transmissão que acessem o barramento. O procedimento para a comunicação das mensagens aperiódicas é como segue:

1. O mestre da rede, quando há um intervalo de tempo sem mensagens periódicas agendadas, envia a um sensor a mensagem Passagem de Permissão (PT);
2. Em resposta a esta mensagem o sensor publica os dados configurados para transmissão, utilizando uma ou mais mensagens Publicação de Dados (DT);
3. Após a mensagem DT, ou se não houver nenhum dado a ser transmitido, o transmissor envia ao mestre da rede a mensagem "Devolução de Permissão" ("*Return Token*", RT). O gerenciador de mensagens para uma mensagem aperiódica destinada a um determinado dispositivo de campo é como na Figura 4.13.

Da Figura 4.13, o lugar P2, quando marcado, representa barramento livre. O lugar de saída P3, quando marcado, significa dizer que uma mensagem "passagem de permissão"

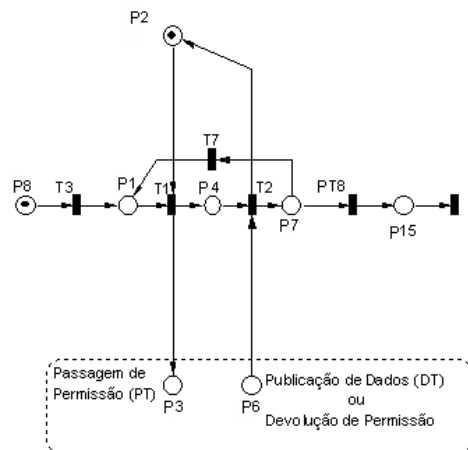


Figura 4.13: Gerenciador de mensagens para uma mensagem aperiódica.

foi enviada. Já uma ficha no lugar P6 pode significar tanto uma mensagem "Publicação de dados (DT)" como uma mensagem "Devoção de permissão". Dependendo de qual dessas duas mensagens tenha chegado pode-se disparar ou a transição T7, no caso da mensagem "Publicação de dados (DT)", ou a transição T8, no caso da mensagem "Devoção de permissão". É importante observar que as transições T7 e T8 da Figura 4.13 não são temporizadas, de modo que é possível um conflito entre essas duas transições. No caso do disparo da transição T7, o gerenciador de mensagens volta a enviar a mensagem passagem de permissão e a esperar novos dados. Com o disparo da transição T8, a ficha no lugar P7 é consumida e é produzida uma ficha no lugar P15 da Figura 4.13.

Mas, os gerenciadores de recurso para mensagens aperiódicas estão em série, formando um ciclo fechado, como mostra a Figura 4.14. Nesta figura cada gerenciador de mensagens serve para a transmissão de mensagens aperiódicas para a um determinado dispositivo de campo.

Além disso, o mestre da rede executa outras tarefas de gerenciamento da rede, tais como manutenção da lista de dispositivos conectados, ativação de novos dispositivos, e sincronização de relógios dos dispositivos. A gerência dos dispositivos conectados ocorre da seguinte forma: existe uma lista de dispositivos correntemente ativos, para os quais o mestre da rede emite mensagens de passagem de permissão aperiódica. De tempos em tempos, o mestre da rede emite mensagens de "Teste de Endereço" aos dispositivos que não estejam nesta lista. Caso este dispositivo tenha sido adicionado à rede, responderá com

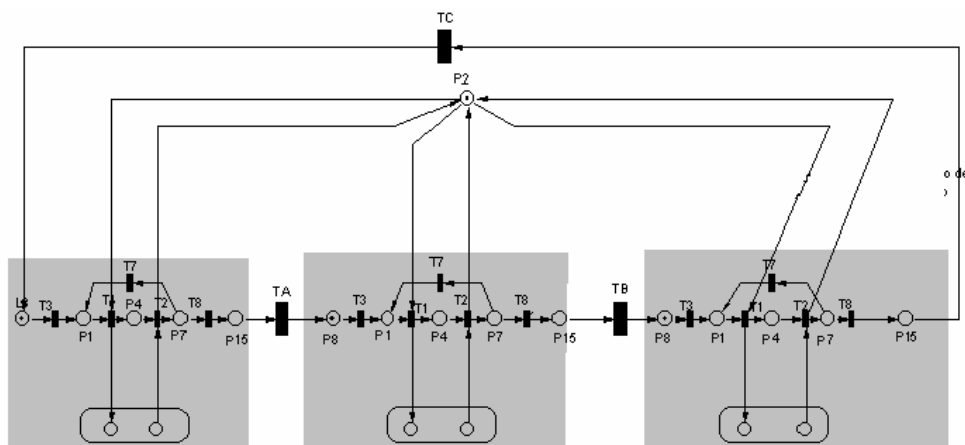


Figura 4.14: Gerenciadores de recurso de mensagens aperiódicas em série.

uma mensagem de "Resposta ao Teste", e será adicionado à lista. Também a intervalos máximos determinados é emitida uma mensagem de sincronização de barramento, para que sejam acertados os relógios internos dos dispositivos de acordo com o relógio do mestre.

O Acesso ao barramento é um conceito fundamental da tecnologia *Foundation Fieldbus*, sendo um passo importante na direção de um comportamento tempo-real determinístico. Como o acesso ao barramento é arbitrado pelo mestre da rede seguindo uma estratégia de agendamento, pode-se garantir o cumprimento dos prazos para as mensagens periódicas.

### 4.3.2 Utilização do conceito de gerenciador de mensagens

Os componentes do sistema apresentam um número de "estados" ou de "modos dinâmicos contínuos" finito, geralmente dois, como é o caso de uma válvula que pode estar no estado aberto ou no estado fechado, ou ainda o estado de um motor que pode estar ligado ou desligado. Para representar o estado de um componente deste tipo utilizamos um lugar específico no modelo de rede de Petri do controle supervisorio. Este lugar é suposto ser seguro, ou seja, só admite ter zero ou uma ficha. Quando marcado por uma ficha significa que o componente está no estado que o lugar representa, enquanto que se não tiver ficha ele estará no outro estado. Por exemplo, para uma válvula que pode assumir apenas dois estados (aberto e fechado), o lugar que representa o seu estado pode conter uma ficha que representa a válvula no estado aberto e ausência de ficha para representar a válvula no estado fechado. O nome do lugar corresponde ao estado quando ele tem uma ficha. Na Figura

4.15, as transições "Abra válvula" e "Feche válvula" representam os comandos dados pelo nível de supervisão ao atuador da válvula (no nível de controle direto da planta) para que ele atue de modo a cumprir o requerido (abrir ou fechar a válvula respectivamente).

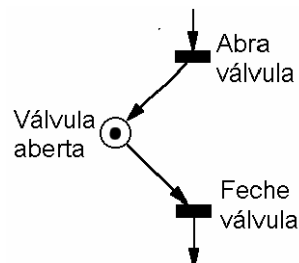


Figura 4.15: Estados da válvula.

No entanto esse procedimento não leva em conta que os comando são transferidos por meio de mensagens, e que o meio de transmissão (no nosso caso um barramento de campo) para as mensagens é único e compartilhado no tempo. Apenas uma mensagem pode ocupar o barramento por vez. Para um dado comando há no mínimo duas mensagens, uma mensagem proveniente do nível supervisorio local para requerer a realização de uma ação de um determinado dispositivo de campo. A outra mensagem é proveniente desse mesmo dispositivo de campo e destinada ao nível de supervisão que espera por ela. Essa última mensagem é uma mensagem de resposta àquela mensagem de requerimento de uma ação. No intervalo entre essas duas mensagens o nível de supervisão só dedica atenção a este dispositivo, pois aguarda a mensagem de resposta. Então para um dado comando faz-se necessário um gerenciador de mensagens. Deste modo a transição que representa um comando, como a transição "Abra válvula" da Figura 4.15 é refinada por um gerenciador de mensagens simples, como mostra a Figura 4.16.

Para uma outra mudança no estado do dispositivo um outro comando é necessário, e portanto mais um gerenciador de mensagens simples deve ser utilizado. Temos o refinamento da transição de comando "feche válvula" na Figura 4.17.

Observe que somente após a mensagem de confirmação de abertura de válvula ter chegado, o lugar "Válvula aberta" pode ser marcado e só depois da mensagem de confirmação de fechamento de válvula o lugar "Válvula aberta" pode ser desmarcado. Embora ambos os gerenciadores de mensagens da Figura 4.17 sejam referentes ao mesmo dispositivo, eles são destinadas à propósitos diferentes (um para abertura e outro para fechamento

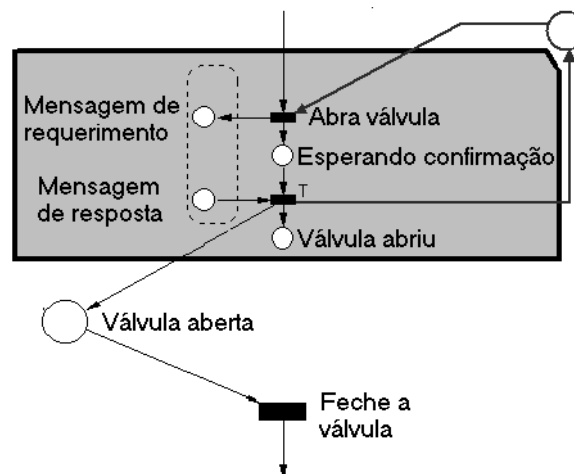


Figura 4.16: Refinamento da transição de comando "abra válvula" em um gerenciador de mensagens simples.

de válvula).

Há dispositivos que podem assumir mais do que dois estados, ou modos dinâmicos contínuos. É o caso de um controlador de temperatura que pode assumir um determinado modo dinâmico contínuo dependendo do *set-point* de temperatura desejado. Neste caso, a mudança de modo dinâmico contínuo do controlador se dá pela transmissão do valor de *set-point* ao controlador de temperatura. Na Figura 4.18 temos como exemplo 3 modos dinâmicos contínuos de um controlador de temperatura representados pelos lugares "*set-point 1*", "*set-point 2*" e "desligado".

Cada uma dessas transições também representa um comando e podem ser refinadas em gerenciadores de mensagens simples como mostra a Figura 4.19.

Como pré-condição para a mudança de modo dinâmico contínuo podemos ter *set-point* alcançados ou alguma outra condição.

Por fim, um sensor inteligente pode assumir dois estados discretos. No primeiro o sensor inteligente está monitorando uma grandeza física da planta e gerando os respectivos sinais contínuos em tempo discreto (que são colocados no barramento de campo). No segundo o sensor não gera tais sinais (não está monitorando). O sensor está neste último estado quando a monitoração não é necessária. Para cada mudança de estado do sensor é necessário um comando. Na Figura 4.20 as transições "Monitore grandeza física" e "Finalize a monitoração da grandeza física" são os comandos enviados ao sensor para que

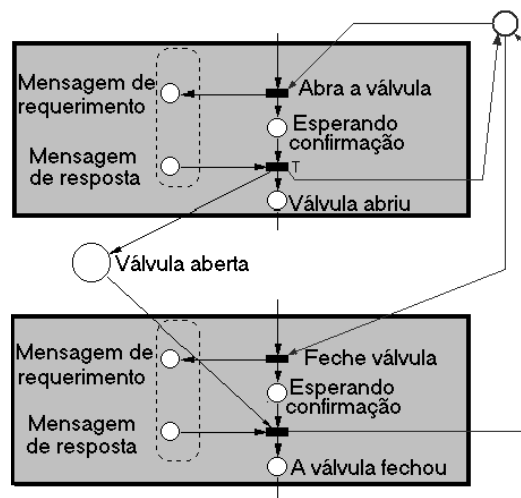


Figura 4.17: Refinamento da transição de comando "feche válvula" em um gerenciador de mensagens simples.

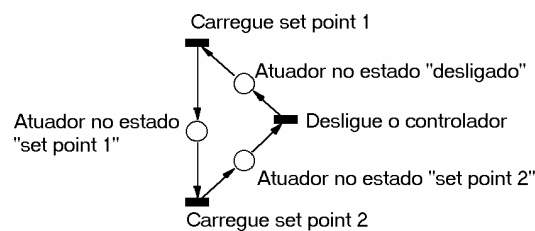


Figura 4.18: Modos dinâmicos contínuos do controlador de temperatura.

este muda de estado. O lugar "Monitorando grandeza física" indica o estado do sensor.

Para levar em consideração a comunicação via barramento de campo refinamos as transições da Figura 4.20 obtendo a Figura 4.21.

A transição "Monitore grandeza física" é refinada por um gerenciador de mensagens periódicas enquanto que a transição "Finalize a monitoração da grandeza física" é refinada por um gerenciador de mensagens simples.

Os gerenciadores de mensagens vistos neste Capítulo são suficientes para a modelagem do LAS.

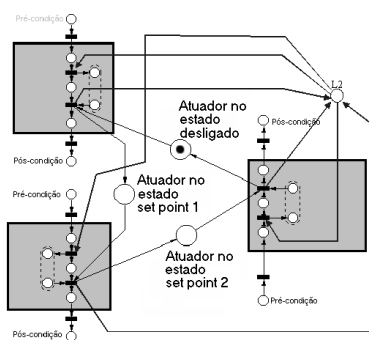


Figura 4.19: Gerenciadores de mensagens simples para modos dinâmicos contínuos do controlador de temperatura.

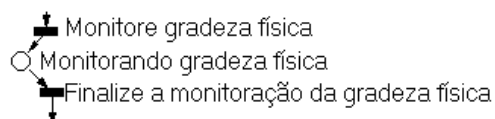


Figura 4.20: Estados do sensor.

## 4.4 Considerações finais

Discutimos o protocolo *Foundation Fieldbus*, os requisitos temporais, e agora podemos obter redes de Petri que representam a comunicação de mensagens periódicas e aperiódicas em um barramento de campo.

No Capítulo 4 apresentamos tanto o modelo em rede de Petri do controle de supervisão, que foi desenhado no Capítulo 3, como as o modelo em redes de Petri do LAS. Com esses dois modelos estaremos possibilitados a simular o trânsito de mensagens no barramento de campo e a fazer uma análise temporal deste trânsito de mensagens.

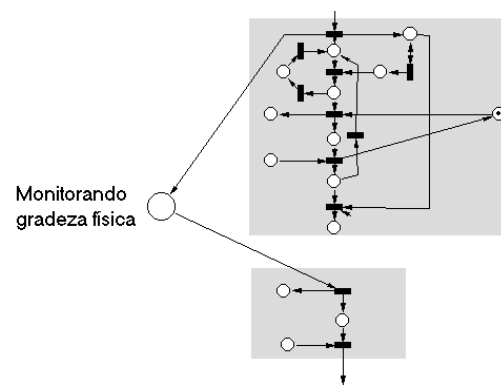


Figura 4.21: Refinamento da Figura 4.20.



# Capítulo 5

## Supervisão com o Barramento de Campo

Neste capítulo, apresentamos a supervisão com o barramento de campo *Foundation Fieldbus*. Para exemplificar a metodologia proposta, utilizamos como estudo de caso o sistema petroquímico apresentado na Seção 3.5 deste trabalho.

A simulação do modelo obtido nos permite avaliar o comportamento temporal do sistema. Também torna possível a geração de informação útil sobre o sistema modelado. O estudo se refere a uma aplicação do *Foundation Fieldbus* para controle de uma planta industrial. Será possível estudar as mudanças no comportamento temporal do barramento em função da quantidade de dados que trafegam no barramento e da complexidade da aplicação. Serão apresentados a distribuição proporcional entre os diferentes tipos de mensagens, a avaliação da periodicidade das mensagens e o comportamento temporal das mensagens aperiódicas.

### 5.1 Estudo de Caso

Inicialmente a metodologia foi utilizada na validação de uma planta mais simples, constituída por um único reator (Figura 3.6). Alguns dispositivos implementam esta aplicação: um sensor de pressão absoluta (manométrica) calibrado para medição de nível (sensor inteligente de nível SN), um sensor inteligente de temperatura (ST); um sensor inteligente de vazão para cada tubulação A e B ( $SV_A$  e  $SV_B$ ); e um atuador inteligente para cada uma das válvulas  $V_A$ ,  $V_B$  e  $V_C$  com a missão de controlar o fluxo do produto para dentro e para fora

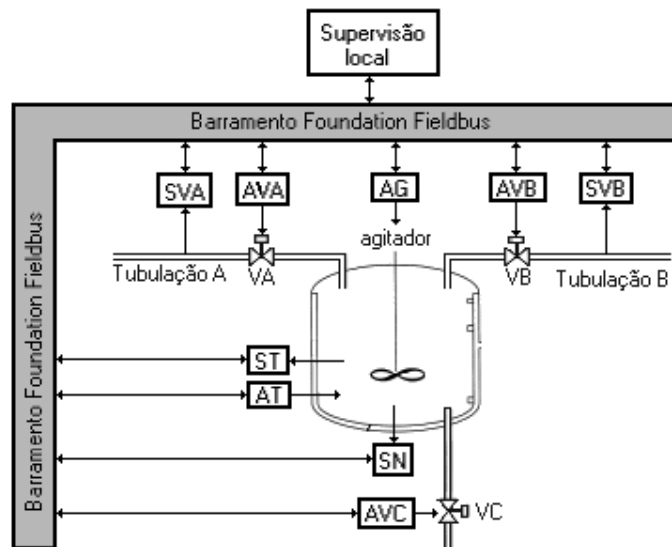


Figura 5.1: Reator.

do tanque ( $AV_A$ ,  $AV_B$  e  $AV_C$ ), um atuador inteligente de temperatura (AT) e um atuador inteligente (AG) para o agitador.

Informações necessárias para a simulação são: o período configurado para cada tipo de mensagem periódica, o tempo que cada dispositivo de campo leva para responder a uma solicitação. No entanto para fins didáticos estas informações são supostas e estão longe daqueles valores mais adequados para a aplicação prática em si (os valores não são reais), mas são suficientes para o nosso objetivo.

Dados em um dispositivo que devem ser comunicados para outro dispositivo são publicados como mensagens periódicas no barramento.

A Figura 5.3 mostra o modelo de controle do reator da Figura 5.1 em redes de Petri. Como dito no Capítulo 3, este modelo é insuficiente para simular o comportamento temporal das mensagens no barramento de campo. Portanto, substituímos as transições que representam comandos enviados pelo mestre da rede aos dispositivos de campo por gerenciadores de mensagens conforme o que foi apresentado na Seção 4.3.2 do Capítulo 4. Teremos como resultado a Figura 5.4.

A mensagem que estiver presente no lugar de saída de um *buffer* da Figura 5.4 será consumida pelo dispositivo de campo. Este mesmo dispositivo produzirá a mensagem de resposta que será colocada no lugar de entrada daquele *buffer*. Cada dispositivo de campo levará um determinado tempo para atender à uma mensagem de solicitação, dependendo de

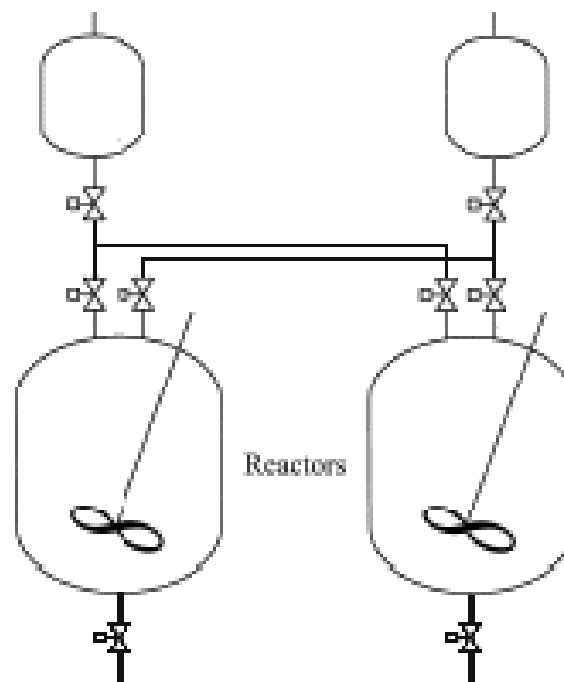


Figura 5.2: Dois reatores.

quantas mensagens há em sua fila de entrada, da sua capacidade computacional e do tempo de transferência da mensagem, de modo que esses tempos de resposta não são previamente conhecidos. No entanto, para fins didáticos consideramos esses tempos sendo fixos. Para representar o tempo em que um dispositivo de campo responde a uma mensagem do mestre da rede, utilizamos uma transição ligada por arcos aos lugares de saída e de entrada dos *buffers* (uma transição para cada *buffer*) conforme Figura 5.4

Como o tempo de resposta de um dispositivo de campo não é conhecido de antemão trabalharemos com o pior caso, em que o dispositivo responde no limite de seu tempo válido. E para fins didáticos, consideraremos que todos os dispositivos levam um tempo igual à  $200ms$  para responder a solicitação do mestre da rede e  $100ms$  para responder a mensagens aperiódicas.

Com relação às mensagens aperiódicas, estas podem ser mensagens para sincronização de relógio, passagem de parâmetros, eventos e teste de endereço. Para representar a comunicação de mensagens aperiódicas utilizamos gerenciadores de mensagens para tal tipo de mensagem como mostrado na Figura 4.13. Como temos nove dispositivos de campo precisaremos de nove gerenciadores de mensagens aperiódicas. Veja a Figura 5.5. Nesta

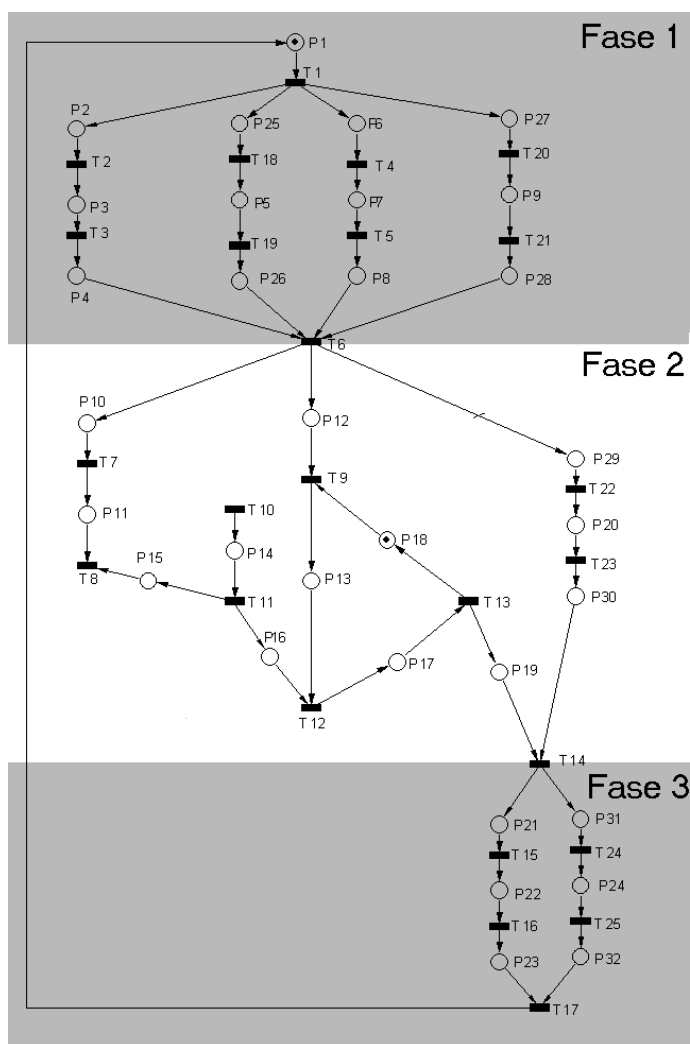


Figura 5.3: Modelo do reator ilustrado na Figura 5.1.

Figura o lugar "bar" representa barramento campo livre.

Mas como consideramos que cada dispositivo de campo leva o mesmo tempo para responder a um requerimento do mestre da rede, podemos substituir o modelo da Figura 5.5 pelo modelo da Figura 5.6. Fazemos assim pois estamos interessados saber apenas quando uma mensagem aperiódica circula pelo barramento de campo, independentemente de que dispositivo a que se destina ou provem a mensagem aperiódica.

Assim o modelo completo de controle de supervisão mais o LAS do sistema petroquímico do Capítulo 3 é mostrado na Figura 5.7. A parte da rede de Petri que está contida dentro dos retângulos pontilhados representa o LAS enquanto que o resto representa o controle de supervisão em si.

Os diversos lugares denotados por "bar" da figura 5.7 representam, na verdade, um só lugar (o lugar "barramento livre"). Portanto deve ser feita a fusão destes lugares para a simulação. No entanto não apresentamos a figura correspondente, por ser demasiadamente sobrecarregada, ficando subentendido tal fusão.

Para a simulação utilizamos o programa de simulação em redes de petri "*Visual Object Net++*". Neste programa a simulação é visual pois mostra o posicionamento das fichas (marcação) na rede de Petri da Figura 5.7 para cada estado discreto do sistema. Além disso é possível monitorar o estado de um determinado lugar ao longo do tempo pelo gráfico temporal "número de fichas X tempo". Cada onda quadrada apresentada por este gráfico representa um comando. A subida desses quadrados pode ser uma mensagem de invocação de dados periódicos (CD), uma mensagem de passagem de permissão (PT) ou uma mensagem de teste de endereço (PN) ou uma mensagem de distribuição tempo (TD). Enquanto que a descida desses quadrados pode ser uma mensagem de retorno de permissão aperiódica (RT), uma mensagem de publicação de dados aperiódicos (DT1) ou uma mensagem de publicação de dados aperiódicos (DT2).

Os lugares que pretendemos monitorar são aqueles que representam a espera por uma resposta do dispositivo de campo e aqueles que representam perda de ciclo

Como o processo do sistema petroquímico da Figura 5.1 está dividido em três fases e em cada uma delas há um conjunto de mensagens circulantes pelo barramento que não interfere nas outras fases do processo, analisaremos cada fase separadamente.

Na primeira fase dá-se início ao processo. As válvulas  $V_a$  e  $V_b$  são abertas e inicia-se a monitoração de vazão dos produtos  $A$  e  $B$ . Quando as quantidades de desses produtos for a desejada as válvulas  $V_a$  e  $V_b$  são fechadas e passa-se para a segunda fase do processo. As mensagens que circulam pelo barramento durante a primeira fase do processo são mostradas na Figura 5.8.

Da Figura 5.8: as transições  $TA$ ,  $TB$  e  $TC$  estão associadas ao evento "quantidade de produto  $A$  alcançou o valor desejado"; e as transições  $TD$ ,  $TE$  e  $TF$  estão associadas ao evento "quantidade de produto  $B$  alcançou o valor desejado". O supervisor toma conhecimento da ocorrência de um evento mediante uma mensagem aperiódica. Ou seja, na ocorrência de um evento um sensor o identifica e coloca a respectiva informação em seu *buffer*. O supervisor só tomará conhecimento quando houver uma passagem de permissão aperiódica (PT) para este sensor e o mesmo responder a esta solicitação com o envio da

informação sobre o evento ocorrido.

Superpondo as mensagens da Figura 5.8 obtemos a ocupação de todas as mensagens no barramento durante a primeira fase do processo como mostrado na Figura 5.9.

Podemos observar pela Figura 5.8 que as mensagens de monitoração da vazão do produto  $A$  (Figura 5.8(b) e 5.8(f) ) sofrem apenas uma perda de ciclo no momento em que há o envio da mensagem para fechamento da válvula  $V_a$  (Figura 5.8(c)). Isso não consiste em um grande problema tendo em vista que o sistema é de tempo real não rígido.

Na segunda fase do processo o agitador é ligado, passa-se a monitorar a temperatura no reator e o atuador passa a aumentar a temperatura do reator a fim de alcançar o *set-point* 1. Após atingido o *set-point* 1 da temperatura, o agitador é desligado e o atuador de temperatura passa a trabalhar de modo a alcançar o *set-point* 2, ou seja, o reator é resfriado a uma temperatura desejada. Quando o *set-point* 2 for obtido, o atuador de temperatura é desligado e não mais será preciso monitorar a temperatura. Passa-se para a terceira e última fase do processo. As mensagens que trafegam pelo barramento de campo durante a segunda fase são como apresentado pela Figura 5.10.

Da Figura 5.10: a transição  $T10$  está associada ao evento "*set-point* 1 alcançado"; a transição  $T11$  está associada ao evento interno "fim da temporização da reação"; e as transições  $TG$ ,  $TH$  e  $TI$  estão associadas ao evento "*set-point* 2 alcançado". Novamente, o supervisor só tomará conhecimento dos eventos através de mensagens aperiódicas quando os sensores responderem à passagem de permissão aperiódica com a informação relativa ao evento.

Novamente as mensagens trafegam sem maiores problemas, pois não há perda de ciclo na monitoração da temperatura do reator, o que pode ser visto pela Figura 5.10(g).

Na terceira e última fase do processo a válvula  $V_c$  é aberta e passa-se a monitorar o nível no reator até que este esteja vazio e a válvula  $V_c$  é fechada. A partir daí o processo industrial é repetido. Na Figura 5.11 temos as mensagens que transitam o barramento de campo na terceira fase do processo. Observamos que não há perdas de ciclo das mensagens de monitoração do nível no reator (Figura 5.11(d) não apresenta nenhum pulso).

Com nove dispositivos de campo ligados ao barramento o sistema não apresenta perdas de ciclo porém está no limite. No caso da primeira fase do processo a adição de uma nova mensagem periódica além das já existentes pode comprometer a comunicação das outras mensagens no barramento. Isso se verifica pela Figura 5.9 onde percebemos que

não há espaço para novas mensagens periódicas. Como o número de mensagens está relacionado ao número de dispositivos de campo ligados ao barramento, o sistema não admite a adição de novos dispositivos de campo sem o comprometimento da comunicação. Caso seja necessário adicionar novos dispositivos, a alternativa é alterar os parâmetros, assim a comunicação não é comprometida. Por exemplo, se aumentarmos os valores dos períodos das mensagens periódicas haverá mais espaço de tempo para que outras mensagens periódicas possam ser executadas além de suavizar os requisitos de tempo. Outro ponto a notar é que o instante de ocorrência de um evento está próximo do instante de comunicação da respectiva mensagem aperiódica que leva a informação do evento ao supervisor local. E o comportamento das mensagens aperiódicas se aproxima do comportamento de uma mensagem periódica.

Consideremos agora o caso para dois reatores como na Figura 5.2. Neste caso temos uma duplicação do modelo da Figura 5.7, ou seja em vez dos nove dispositivos de campo teremos dezoito dispositivos de campo. Porém só dispomos de um único barramento de campo (um só lugar "barramento livre").

Simulando a primeira fase do processo para ambos os reatores, temos o gráfico da Figura 5.12.

Como pode ser notado este gráfico apresenta um aumento considerável na perda de ciclos das mensagens periódicas. Essas perdas são mais intensas no início da simulação quando temos quatro sensores transmitindo mensagens periódicas. Assim que a quantidade de um produto é satisfeita, a vazão do mesmo produto deixa de ser feita. Deste modo haverá menos mensagens circulantes pelo barramento de campo. O barramento de campo torna-se menos sobrecarregado. O sistema torna-se mais eficiente no fim da primeira fase do processo.

Embora possam ocorrer perdas de ciclo na monitoração de qualquer variável proveniente do processo, isso não implica nenhum problema para o processo como um todo, pois trata-se de um sistema de tempo real não rígido. No entanto dependendo da quantidade de perdas podemos ter um problema de sobrecarga de informações no barramento.

Se este fosse um sistema de tempo real rígido as perdas de ciclo seriam um problema para a correta operação do processo. Diante deste fato, o projetista poderia fazer alterações no barramento de campo, por exemplo, rever o tempo dos períodos das mensagens periódicas e torná-los mais longos ou verificar se um ou mais dispositivo de campo está

demorando demasiadamente em responder a mensagens de requerimento. Enfim, estes gráficos representam um apoio para que o projetista avalie o desempenho de seu sistema no que se refere aos requerimentos de tempo.

Levando em consideração que os dois reatores não operam em sincronismo, eles podem estar em fases distintas do processo. Isso acarreta em diversas outras possibilidades além daquela apresentada na Figura 5.12, porém a maior concentração de mensagens no barramento de campo ocorre quando ambos os reatores estão na primeira fase de operação. Nesta fase temos quatro mensagens periódicas, uma de cada sensor de vazão, tendo que serem gerenciadas pelo LAS. Deste modo esta última simulação é suficientemente útil para se perceber a sobrecarga o sistema tomado como exemplo.

Com dezoito dispositivos de campo ligados ao barramento o sistema apresenta perdas de amostragem. No caso da primeira fase do processo a adição de novos dispositivos de campo (e conseqüentemente de novas mensagens periódicas) além dos já existentes comprometeu a garantia de uma perfeita comunicação no barramento. Como não há espaço para todas as mensagens periódicas no barramento algumas não conseguem transmitir no momento certo e o sistema deixa de cumprir os requisitos temporais. Neste caso deve-se alterar os parâmetros. Uma outra observação é que o instante de ocorrência de um evento não está tão próximo do instante de comunicação da respectiva mensagem aperiódica como no caso de um só reator. Isso provoca um atraso na reação do sistema à um evento. Como estamos tratando sistemas de tempo real não rígidos isso não representa um grande problema, mas mesmo para esse tipo de sistema não deve haver grandes perdas de amostras e retardos muito maiores que os desejados.

## **5.2 Considerações Finais**

A simulação do modelo obtido possibilitou a geração de gráficos com informações úteis acerca das mudanças no comportamento temporal do barramento de campo em função da quantidade de dados que trafegam no barramento e do número de dispositivos de campo.

Vale salientar que os valores de período e de tempo de resposta dos dispositivos aqui tomados e o momento de ocorrência dos eventos estão distantes dos valores reais, mas ajudam na obtenção de informações temporais do sistema caso esses valores correspondam aos que se deseja implementar.



Considerando os valores dos parâmetros fixos, o barramento de campo só admite um limitado número de dispositivos de campo de modo a garantir o atendimento a todos os requisitos de tempo. A simulação permite verificar se esses requisitos estão sendo atendidos ou não, observar se o não atendimento a esses requisitos é grave ou não.

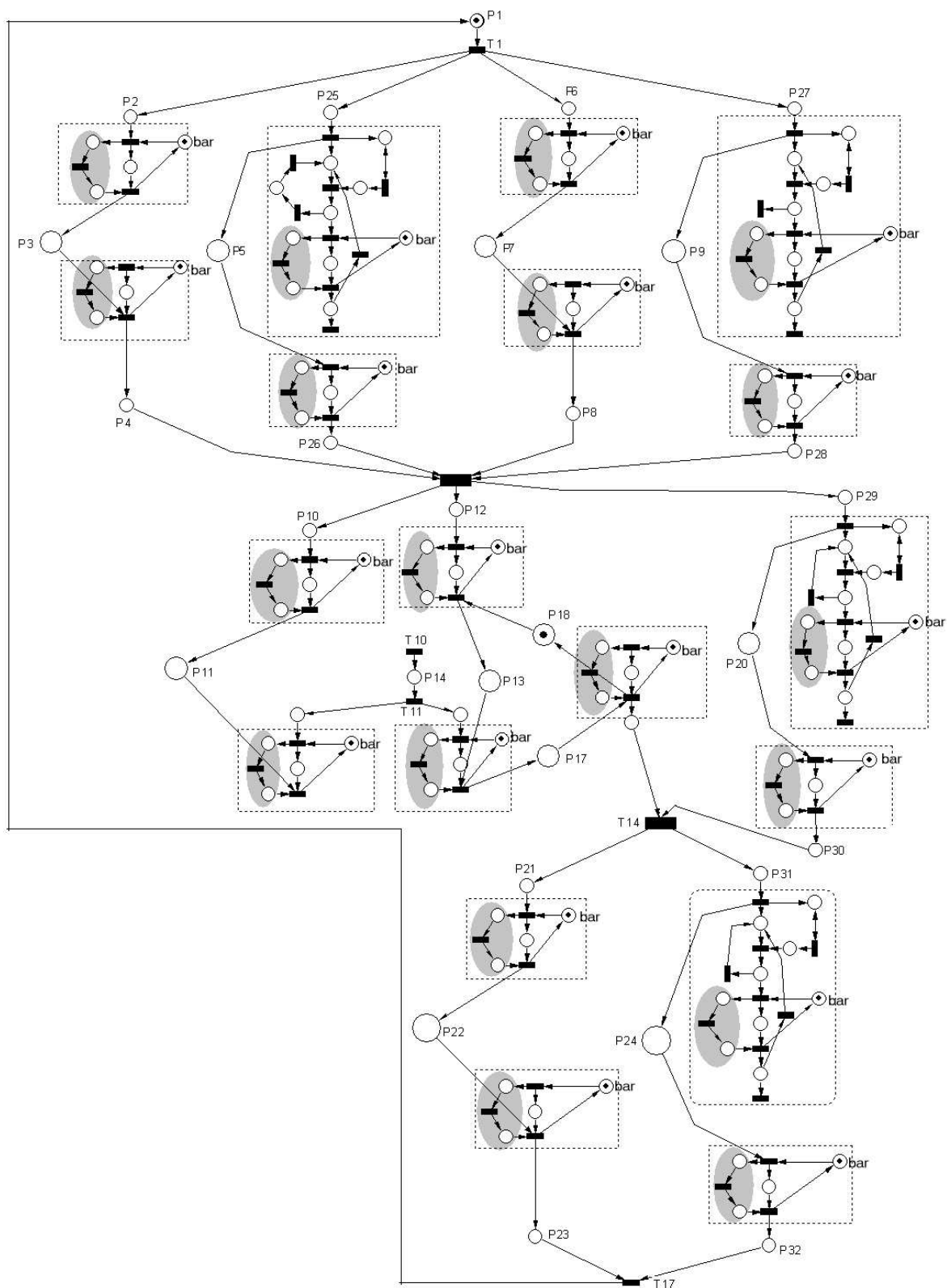


Figura 5.4: Modelo do reator levando em consideração o barramento de campo e as mensagens que nele circulam.

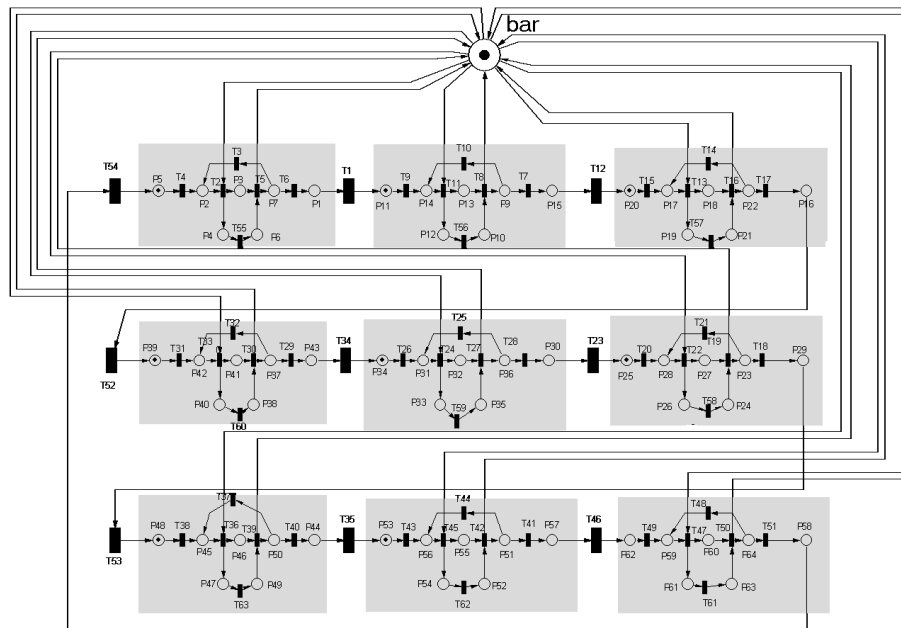


Figura 5.5: Nove gerenciadores de mensagens para mensagens aperiódicas - um para cada dispositivo de campo.

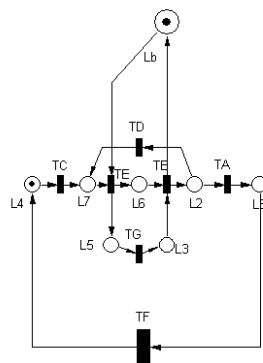


Figura 5.6: Usa-se apenas um gerenciador de mensagens para mensagens aperiódicas em vez da rede de Petri da Figura 5.5.

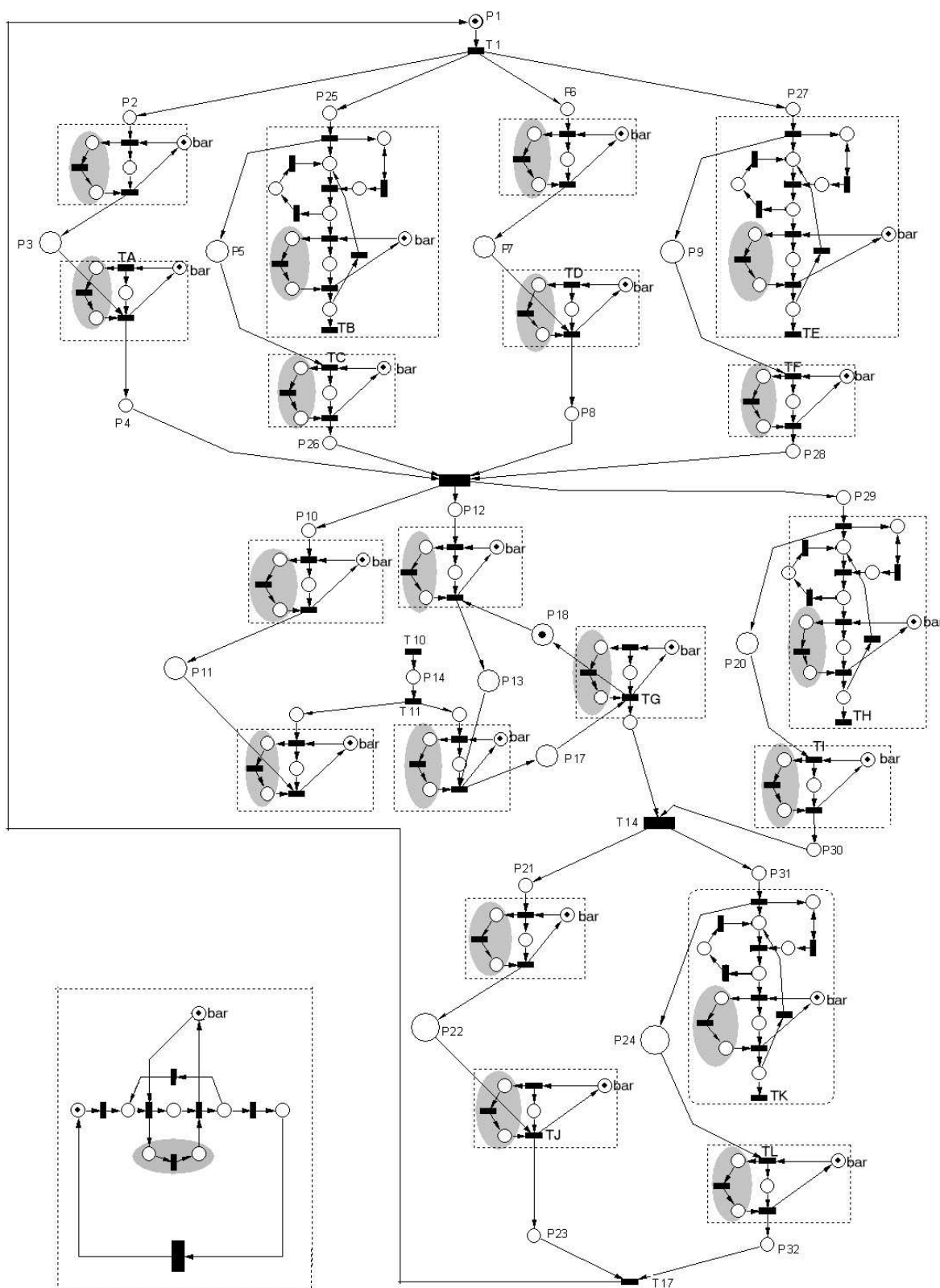


Figura 5.7: Modelo completo para simulação.

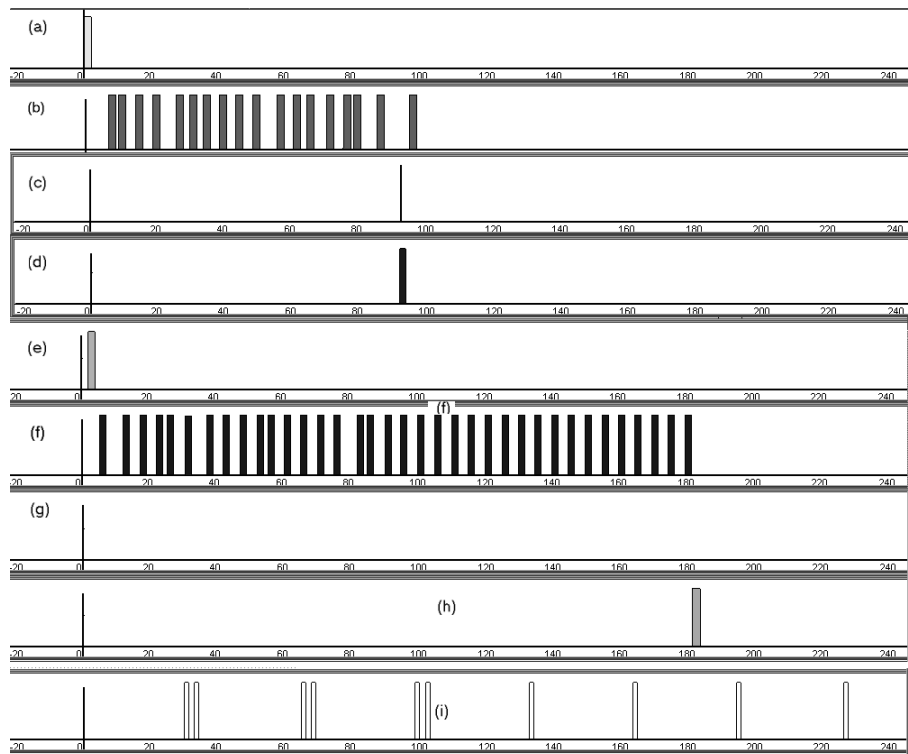


Figura 5.8: Gráficos "número de fichas X tempo" da primeira fase do processo: a) abertura da válvula  $V_a$ ; b) monitorando a vazão do produto A; c) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto A; d) fechamento da válvula  $V_a$ ; e) abertura da válvula  $V_b$ ; f) monitorando a vazão do produto B; g) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto B; h) fechamento da válvula  $V_b$ ; i) mensagens aperiódicas.

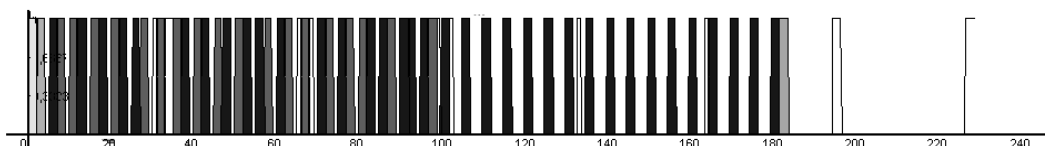


Figura 5.9: Todas as mensagens no barramento.

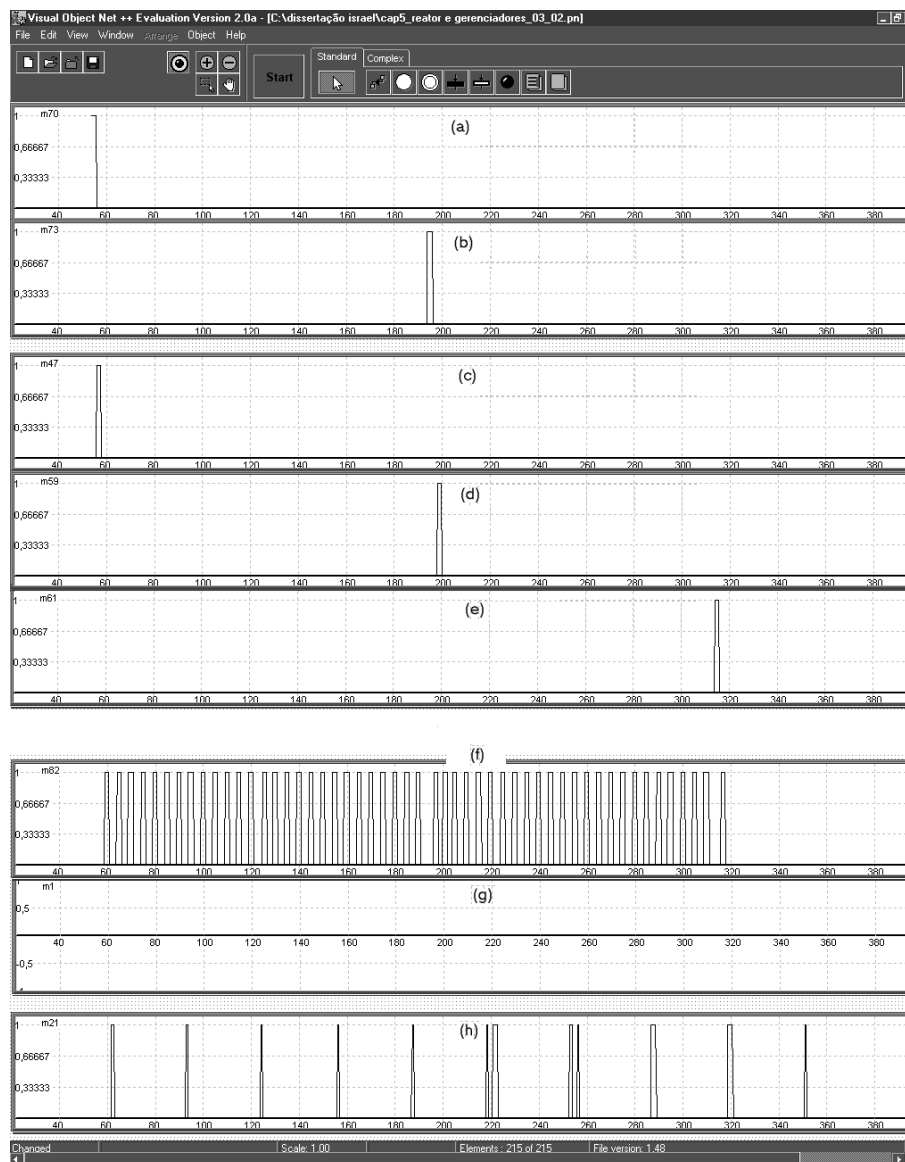


Figura 5.10: Gráficos número de fichas X tempo da segunda fase: a) o agitador é ligado; b) o agitador é desligado; c) atuador recebe *set-point* 1; d) atuador recebe *set-point* 2; e) atuador recebe mensagem para ser desligado; f) monitoração da temperatura do reator; g) perda de ciclo na monitoração da temperatura do reator; h) mensagens aperiódicas.

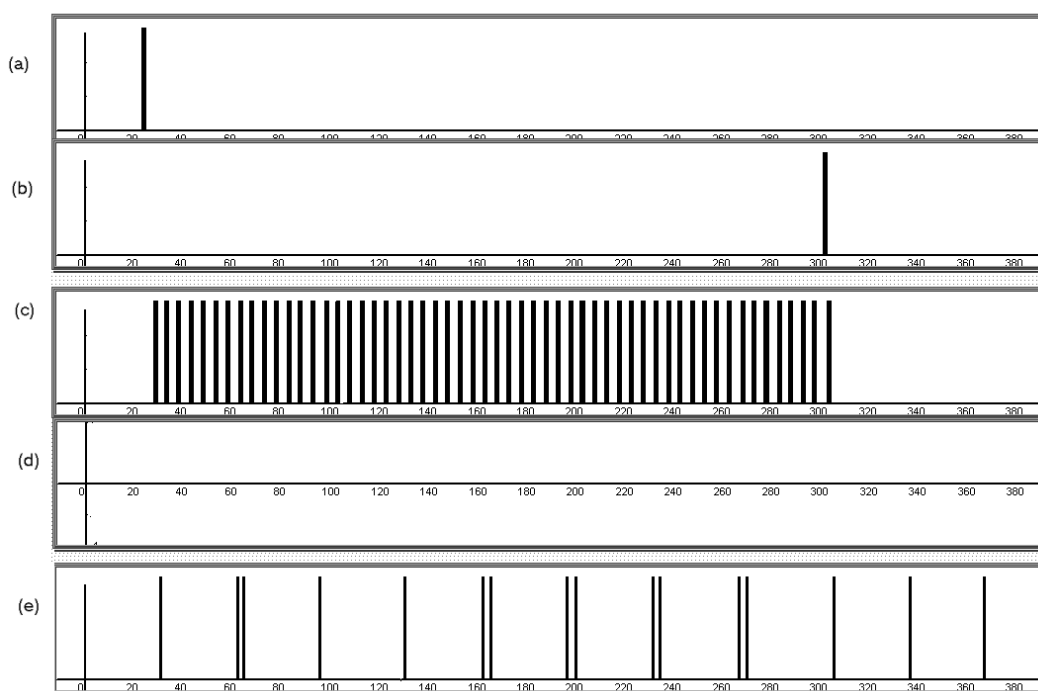


Figura 5.11: Gráficos número de fichas X tempo da terceira fase: a) abertura da válvula  $V_c$ ; b) fechamento da válvula  $V_c$ ; c) monitoração do nível no reator; d) perda de ciclo na monitoração do nível no reator; e) mensagens aperiódicas.

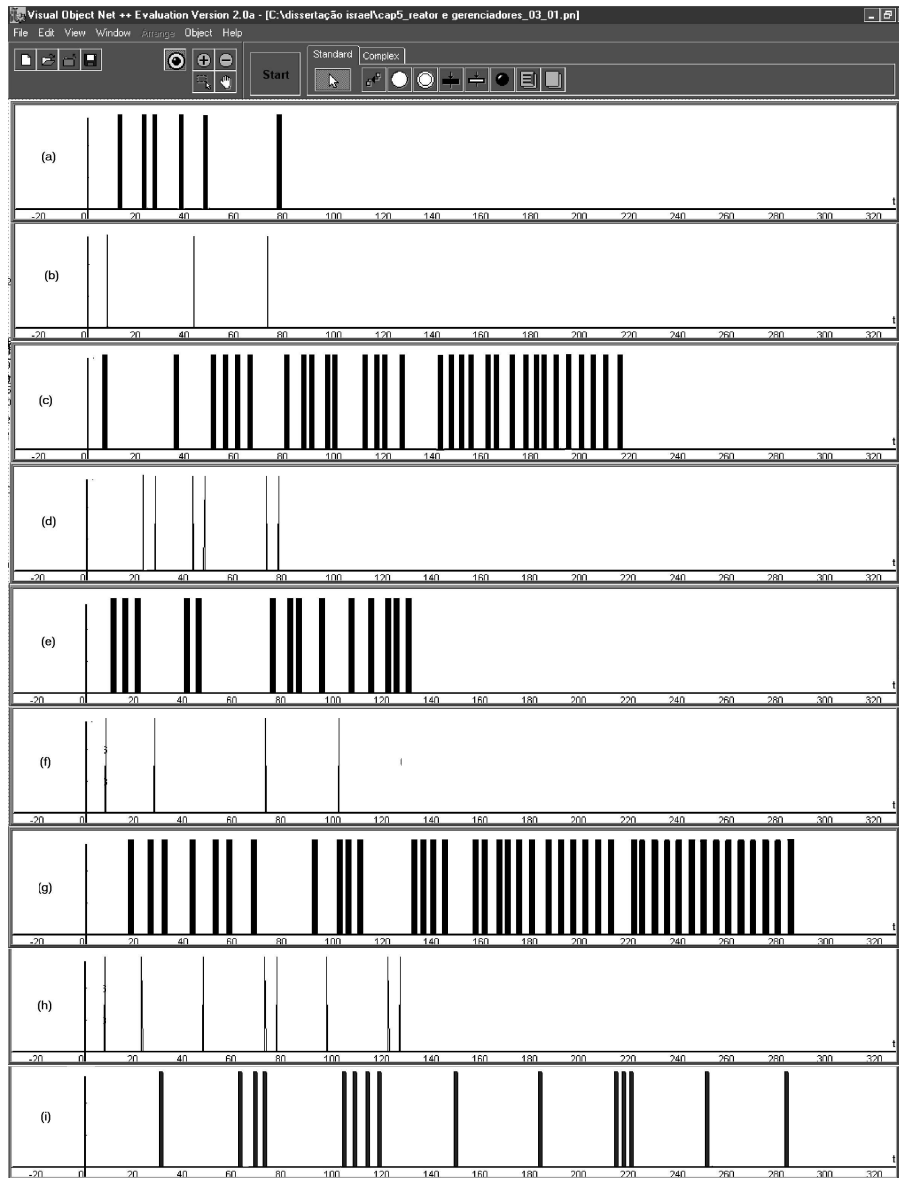


Figura 5.12: Gráficos número de fichas X tempo da primeira fase para dois reatores: a) monitoração da vazão do produto *A* no reator 1; b) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto *A* no reator 1; c) monitoração da vazão do produto *B* no reator 1; d) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto *B* no reator 1; e) monitoração da vazão do produto *A* no reator 2; f) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto *A* no reator 2; g) monitoração da vazão do produto *B* no reator 2; h) perda de ciclo na monitoração da vazão do produto *B* no reator 2; i) mensagens aperiódicas.



# Capítulo 6

## Conclusão

Considerando o barramento de campo único e compartilhado e o problema dos requisitos temporais, esta dissertação de mestrado tratou da modelagem da supervisão local de um processo da indústria petroquímica utilizando redes de Petri. A supervisão local e a comunicação das mensagens via barramento *Foundation Fieldbus* foi tratada ao longo deste trabalho e os resultados obtidos estão sumarizados a seguir.

### 6.1 Sumário

Os sistemas petroquímicos assim como os sistemas de qualquer indústria têm demandado maiores esforços no desenvolvimento tecnológico, a fim de se obter maior produtividade. Dentre os desafios estão as necessidades de automatização dos processos. Ademais tais sistemas requerem que a atuação sobre estes seja correta tanto do ponto de vista lógico como também do ponto de vista temporal. Os valores provenientes do processo devem ser obtidos dentro de um determinado intervalo de tempo para que sejam válidos. Esses valores devem ser utilizados (juntamente com os valores de variáveis de estado) para calcular os valores destinados ao processo dentro de um determinado prazo de modo que sejam úteis.

Foi apresentado com base na teoria das redes de Petri, um procedimento de modelagem sistemático e estruturado para a supervisão local de um processo de reator de uma unidade de craqueamento catalítico sistema petroquímico que utiliza as tecnologias *Foundation Fieldbus* e as dos transdutores inteligentes, e investigamos a operação do *Foundation Fieldbus* em termos de suas características temporais considerando que o barramento de campo é único e compartilhado. O processo de reator considerado é de tempo real não rígido.

A utilização da teoria das redes de Petri neste trabalho se justifica por esta ser uma ferramenta de modelagem com uma representação gráfica aplicada aos sistemas caracterizados como sendo concorrentes, assíncronos e distribuídos. Enquanto que a escolha do barramento *Foundation Fieldbus* se deve ao fato deste adotar o modelo produtor-consumidor e ser largamente utilizado na indústria.

Foram apresentados alguns conceitos básicos dos transdutores inteligentes. Esses transdutores inteligentes devem satisfazer a requerimentos de tempo real. Por esse motivo os transdutores inteligentes são dotados de um sistema operacional de tempo real com os atributos que foram descritos no Capítulo 2. Porém, embora as características de tempo real de um transdutor inteligente sejam importantes para comportamento do sistema de controle, este comportamento também depende das características temporais da comunicação entre os transdutores inteligentes em rede.

A análise feita sobre o modelo do controle de supervisão local do processo de sistema petroquímico no Capítulo 3 revela que este modelo é limitado, vivo e reversível. Portanto a limitação do sistema é respeitada e o mesmo é livre de bloqueios. E a reversibilidade indica que a operação do mesmo é cíclica. No entanto, esse modelo não leva em consideração que o meio de comunicação entre transdutores inteligentes, o barramento de campo, é único e compartilhado. Deste modo que não podemos simular nem analisar o comportamento temporal das mensagens no barramento.

Com os gerenciadores de mensagens apresentados no Capítulo 4 foi possível obter o modelo da rede de transdutores inteligentes, o qual leva em consideração que o barramento de campo é único e compartilhado.

Simulamos o modelo obtido através do programa "*Visual Object Nets ++*, versão 2.0a" do qual extraímos gráficos que revelam o comportamento temporal da comunicação no barramento *Foundation Fieldbus*. Sendo este programa de livre distribuição.

## 6.2 Contribuição

O resultado do trabalho indica ser adequado no que se refere à visualização do comportamento temporal de sistemas de automação baseados em barramentos de campo *Foundation Fieldbus*. Neste sentido, esta dissertação de mestrado representa uma contribuição em relação aos trabalhos de Queiroz [1] e Barros [2], pois estes não consideram o barramento

de campo único e compartilhado. A presente abordagem é atraente, pois proporciona uma possibilidade de reavaliação importante para engenheiros de automação em *fieldbus*, tanto do ponto de vista da implementação de tecnologia quanto para o desenvolvimento de aplicações seguras e eficientes. Os engenheiros de automação podem dispor das informações de comportamento temporal no barramento *Foundation Fieldbus* sem a necessidade de implementação. Isto representa menores custos e menor tempo para conseguir os parâmetros mais adequados.

### 6.3 Perspectivas

Utilizamos as redes de Petri para modelar a supervisão local de um processo petroquímico considerando o barramento *Foundation Fieldbus*. No entanto o barramento mais utilizado pela Petrobrás é o *HART*. Deste modo, é sugerido modelar por redes de Petri a supervisão local de um processo petroquímico considerando o barramento *Hart*. Para isso o modelo em redes de Petri do processo petroquímico do Capítulo 3 permanece, pois este não considera o barramento de campo. No que se refere aos modelos de comunicação das mensagens nos barramentos (gerenciadores de mensagens), apresentados no capítulo 4, estes devem estar de acordo com o protocolo *HART*. Deste modo, ao obter o modelo de supervisão local que considera o barramento *HART* poderemos visualizar seu comportamento temporal. Os resultados com o barramento *HART* podem então serem comparados àqueles do barramento *Foundation Fieldbus*.

Além disso, os transdutores inteligentes também têm grande influência no comportamento temporal do sistema. Assim, também sugerimos a modelagem dos sistemas operacionais de tempo real dos transdutores inteligentes por meio de redes de Petri. Com os modelos tanto dos sistemas operacionais de tempo real dos transdutores como do supervisor local teremos um modelo global mais próximo da realidade do processo considerado e os diagramas temporais serão mais realistas. Também com o intuito de aproximar os resultados da simulação a um caso real, os parâmetros fornecidos devem ser os utilizados. Espera-se assim que este modelo possa fornecer resultados úteis.

# Bibliografia

- [1] QUEIROZ, M. H., “Controle supervísório modular de sistemas de grande porte,” Dissertação de mestrado, Universidade Federal de Santa Catarina, 2000.
- [2] BARROS, T. C.; SANTOS, E. J. P.; MELO, I. L., “Sistemas de produção em lotes: Modelagem e análise com base em redes de petri t-temporizadas e equações diferenciais,” *Sociedade Brasileira de Automática*, 2003.
- [3] PESTANA, A. P., “Petroquímica brasileira: a história do seu desenvolvimento,” *Revista Brasileira de Engenharia Química*, 1995.
- [4] ZANIN, A. C., *Implementação Industrial de um Otimizador em tempo real*, Tese de doutorado, Escola Politécnica da Universidade de São Paulo, 2001.
- [5] MORAES, C.; CASTRUCCI, L., *Engenharia de Automação Industrial*, 2001.
- [6] MURATA, T., “Petri nets: Properties, analysis and applications,” *Proceeding of the IEEE*, vol. 77, no. 4, 1989.
- [7] LOPEZ, R. A., *Sistema de Redes para Controle e Automação*, Bookexpress, 2000.
- [8] FIELDBUS FOUNDATION, *Foundation Fieldbus Technical Overview:FD-043 versão 2.0*, 1998, Disponível em [www.fieldbus.org/pdf/fd-043s.pdf](http://www.fieldbus.org/pdf/fd-043s.pdf).
- [9] FIELDBUS FOUNDATION, *Foundation Fieldbus Specification: Versão 1.4*, 1999.
- [10] STANKOVIC, J., “Misconceptions about real-time computing: A serious problem for next-generation systems,” *Computer*, Oct 1988.
- [11] JAHANIAN, F., *Run-Time Monitoring of Real-Time Systems*, Prentice Hall, 1995.

- [12] MARSCHALL, G., "Petri net simulation of a fieldbus communication application," 2000.
- [13] NOUBIRL, G.; RAJA, P.; DECOTIGNIE, L.D., "Simulating the fieldbus synchronous model by timed petri nets," p. 6.
- [14] BARROS, T. C.; SANTOS, E. J. P.; MELO, I. L., "Supervisão e gerenciamento local de recursos: Uma aplicação das redes de petri aos sistemas de produção em lotes," *Congresso Brasileiro de Automática*, p. 6, 2004.
- [15] MELO, I. L.; BARROS, T. C.; SANTOS, E. J. P., "Modelagem de uma rede de sensores utilizando redes de petri," *IV Forum dos estudantes*, p. 6, 2004.
- [16] MACIEL, P. R. ; LINS, R. D.; CUNHA, P. R., *Introdução as redes de Petri e aplica-coes*, 1996.
- [17] ESOGBUE, A. O.; HEARNES, W. E., "Towards intelligent control of complex manufacturing systems," *IEEE International Conference on Systems, Man and Cybernetics*, 1997.
- [18] WANG, L. C., "The development of an object-oriented petri net cell control model," *International Journal on Advanced Manufacturing Technology*, 1996.
- [19] ZHOU, M. C.; WANG, C. H.; ZHAO, X., "Automating mason's rule and its application to analysis of stochastic petri nets," *IEEE Transactions on Control Systems Technology* 3, , no. 2, 1995.
- [20] PARK, H. G.; MOON, H. J.; KWON W. H., "Feedback control synthesis for a class of controlled petri nets with time constraints," *IEICE Transactions on Fundamentals of Electronic*, , no. 6, 1997.
- [21] CARADEC, M.; PRUNET, F., "A new modeling tool for hybrid flexible systems," *IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 1997.
- [22] PROCK, J., "A new technique for fault detection using petri nets," *Automática*, 1991.
- [23] ZARGHAM, M. R.; DANHOF, K. J., "Toward a definition of fault analysis for petri nets models," *Information Processing Letters*, , no. 6, 1990.

- [24] LEU, S. W.; FERNANDEZ, E. B.; KHOSHGOFTAAR, T., "Fault-tolerant software reliability modeling using petri nets," *Microelectronics and Reliability*, , no. 4, 1991.
- [25] BARROS, T. C.; PERKUSICH, A.; FIGUEIREDO, J. C., "A fault tolerant coloyred petri net resource allocation manager for manufacturing systems," *IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 1997.
- [26] RAMASWAMY, S.; VALEVANIS, K. P., "Modeling, analysis, and simulation of failures in a materials system with extended petri nets," *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetic*, , no. 9, 1994.
- [27] ZURAWSKI, R.; ZHOU, M. C., "Petri nets and industrial applications: A tutorial," *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, , no. 6, 1994.
- [28] PETERSON, J. L., *Petri nets theory and the modeling of systems*, Prentice-Hall, 1st edition, 1981.
- [29] FANTI, M. P.; TURCHIANO, B., "Event control for deadlock avoidance in assembly systems," *IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 1997.
- [30] HASEGAWA, K.; SUGISAWA, M.; BANASZAK, Z. A. et al., "Graphical analysis and synthesis of deadlock avoidance in flexible manufacturing systems," *First International Workshop on Manufacturing and Petri nets*, 1996.
- [31] FERRARINI, L.; MARONI, M., "A control algorithm for deadlock-free scheduling of manufacturing systems," *IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 1997.
- [32] LEE, T.; SONG, J., "Petri net modeling and scheduling for periodic job shops with blocking," *First Internatinal Workshop on manufacturing and Petri nets*, 1996.
- [33] JENG, M. D.; JAW, R. W.; HUNG, P. L., "Scheduling fms with due dates based on petri net atate equations," *IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 1997.
- [34] KORBAA, O.; CAMUS, H.; GENTINA, J. C., "Heuristic for the resolution of the general fms cyclic scheduling problem," *IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, 1997.

- [35] SUN, T. H.; CHENG, C. W.; FU, L. C., “A petri nets based approach to modeling and scheduling for an fms and a case study,” *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, 1994.
- [36] LEE, D. Y.; DICESARE, F., “Integrated scheduling of flexible manufacturing systems employing automated guided vehicles,” *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, , no. 6, 1994.
- [37] HILLION, H. P.; PROTH, J. M., “Using timed petri nets for the scheduling of job-shop systems,” *Engineering Costs and production Economics*, 1989.
- [38] HU, G. H.; WONG, Y. S.; LOH, H. T., “An fms scheduling and control decision support system based on generalised stochastic petri nets,” *International Journal of Advanced Manufacturing*, , no. 1, 1995.
- [39] TANIDA, T.; WATANABE, T.; YAMAUCHI, M., “Priority-list scheduling in timed petri nets,” *IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics*, 1992.
- [40] ABIELMONA, R.; GROZA, V.; PETRIU, E., “Computational intelligence for measurement systems and applications,” *IEEE International Symposium on*, pp. 29–31, July 2003.
- [41] CASTRO, A.; CHAQUET, J. M.; MOREJIN, E., “A system on chip for smart sensors,” *IEEE Instrumentation and Measurement Technology Conference*.
- [42] IEEE Instrumentation and Measurement Society, *IEEE Standard for a Smart Transducer Interface for Sensors and Actuators—Network Capable Application Processor (NCAP) Information Model*, 1999.
- [43] LI, Q.; YAO, C., *Real-Time Concepts for Embedded Systems*, 2003.
- [44] STÉPHANE, J.; Robert, V., “Real time scheduling of batch systems,” *Simulation Practice and Theory*, 2000.
- [45] GARCÍA, E.; MORANT, F.; MASCARÓS, V. et al. , “Petri net place associated to a continuous or discretized control algorithm,” *ADHS'03: IFAC Conference on Analysis and Design of Hybrid Systems*, 2003.

- [46] GARCÍA, E.; MORANT, F.; MASCARÓS, V. et al. , “Pnpacda, petri nets with places associated to continuous or discretized control algorithms for hybrid systems modelling,” *ISIE'03: 2003 IEEE International Symposium on Industrial Electronics*, 2003.
- [47] THEVENON, L.; FLAUS, J. M., “Modular representation of complex hybrid systems: Application to the simulation of batch processes,” *Simulation Practice and Theory (SIMPRA)*, 2000.
- [48] DAVID, R.; ALLA, H., *Petri nets and Grafset: Tools for modeling discrete event systems*, Prentice Hall., 1992.
- [49] MICHEL, A., “Recent trends in the stability analysis of hybrid dynamical systems,” *IEEE Transactions on Circuits and Systems*, 1999.
- [50] GARCÍA, E., *GRAFSET y GEMMA: Herramientas de modelado para sistemas de eventos discretos*, SPUPV, 1999.
- [51] PÉREZ, M.; ALBERTOS, P., “Self-oscillating and chaotic behaviour of a pi-controlled cstr with control valve saturation,” *Journal of Process Control*, pp. 51–59, February 2004.
- [52] MARCENARO, L.; OBERTI, F.; FORESTI, G. L. et al., “Distributed architectures and logical-task decomposition in multimedia surveillance systems,” *Proceedings of the IEEE*, 2001.
- [53] KOPETZ, H., “An integrated architecture for dependable embedded systems,” *Proceedings of the 23rd IEEE International Symposium on*, 2004.
- [54] BEZET, O.; CHERFAOUI, V., “On-line timestamping synchronization in distributed sensor architectures,” *Real Time and Embedded Technology and Applications Symposium*, 2005.
- [55] NETO, E. S.; HASLER, H.; SOUZA, L. et al. , “Comunicação em chão de fábrica: Solução fieldbus,” *CONGRESSO BRASILEIRO DA ISA, 3/CONGRESSO INTERNACIONAL DA ISA*, 1995.



- [56] SEUNG, H. H.; TAE, P. J., “Experimental performance evaluation of profibus-fms in the manufacturing automation systems,” *Proceedings of the IEEE International Symposium on*, 1999.
- [57] Tovar, E.; Vasques, F., “Real-time fieldbus communications using profibus networks,” *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, 1999.
- [58] SABA, G.; MAMMERI, Z.; THOMESSE, J. P., “Some solutions for fip network interconnection,” *IEEE International Workshop on Factory Communication Systems*, 1995.
- [59] DURANTE, L.; SISTO, R.; VALENZANO, A., “Formal specification and verification of the real-time scheduler in fip,” *IEEE International Workshop on Factory Communication Systems*, 1995.
- [60] CHEN, J.; WANG, Z.; SUN, Y., “How to improve control system performance using ff function blocks,” *Proceedings of the 2002 International Conference on Control Applications*, 2002.