

0001 0001 0001 0001

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS

1981.12.18

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS  
FACULDADE DE ENGENHARIA DE CAMPINAS  
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA

DEZEMBRO 1981

COMUNICAÇÃO EM REDES LOCAIS DE COMPUTADORES  
PARA CONTROLE DISTRIBUÍDO DE PROCESSOS

Por : NEWTON ALBERTO DE CASTILHO LAGES

Orientador : MANUEL DE JESUS MENDES

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia FEC - UNICAMP como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do título de Doutor em Engenharia.

UNICAMP  
BIBLIOTECA CENTRAL

## AGRADECIMENTOS

Ao Prof. Manuel de Jesus Mendes pela orientação desta tese.

A Izilda Costa Chaves pelo valioso auxílio prestado no levantamento do material bibliográfico.

A Elza Aoki pela datilografia e por todo o auxílio prestado para edição deste trabalho.

A todos aqueles que colaboraram na realização deste trabalho, em particular ao colega José Marcos Silva Nogueira e ao Prof. Márcio Luis de Andrade Netto pelas discussões, críticas, idéias e sugestões oferecidas.

*A Aparecida,  
Bruno e Daniel*

## RESUMO

Este trabalho descreve os aspectos fundamentais associados à concepção de Sistemas de Comunicação em Redes Locais de Computadores destinadas à aplicações de controle distribuído de processos em tempo real. Inicialmente, as redes de computadores são classificadas e os protocolos e mecanismos de comunicação investigados. Em seguida são descritos os simuladores e as formulações baseadas em modelos da teoria de filas, desenvolvidos para a análise e levantamento das características das estruturas topológicas de anel e de barramento. Com base nos resultados deste estudo, e tendo em vista os requisitos das aplicações de controle de processo, é proposto um sistema híbrido constituído de um anel e um barramento associados; uma interface básica de comunicação é também proposta, e um simulador da estrutura híbrida é construído. Depois, o desempenho e as características do sistema proposto são analisados através de simulação e comparados com outras estruturas múltiplas. Por fim, um sistema típico de controle distribuído de processos, utilizando a estrutura híbrida como sistema de transmissão de dados é descrita e diversas alternativas de projeto, expansões e tendências futuras são analisadas e discutidas.

## S U M Á R I O

### C A P Í T U L O I

1.	<u>INTRODUÇÃO</u> .....	1
1.1.	OBJETIVOS .....	4
1.2.	DESENVOLVIMENTO .....	5

### C A P Í T U L O II

2.	<u>SISTEMAS DE PROCESSAMENTO DISTRIBUÍDO</u> .....	8
2.1.	CONCEITUAÇÃO .....	10
2.2.	CONTROLE DISTRIBUÍDO EM TEMPO REAL .....	12
2.2.1.	Estruturas Multinível .....	13
2.2.2.	Redes de Computadores .....	19
2.2.3.	Característica das Aplicações em Tempo Real .....	22
2.3.	REDES LOCAIS DE COMPUTAÇÃO DISTRIBUÍDA .....	24
2.3.1.	Sistemas de Comunicação .....	26
2.3.2.	Protocolos e Formato das Mensagens .....	30
2.3.3.	Redes com Estrutura de Anel .....	37
2.3.4.	Redes com Estrutura de Barramento .....	39
2.3.5.	Redes com Estrutura Múltipla .....	42
2.3.6.	Exemplos de Sistemas Distribuídos .....	43
2.4.	CONCLUSÕES .....	60

## CAPÍTULO III

3.	<u>MODELAGEM, SIMULAÇÃO E ANÁLISE DE SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO</u> .....	62
3.1.	ESTRUTURA DE ANEL .....	63
3.1.1.	Modelo Adotado .....	63
3.1.2.	Simulador de Anel .....	67
3.1.3.	Formulação Analítica .....	79
3.2.	ESTRUTURA DE BARRAMENTO .....	88
3.2.1.	Modelo Adotado .....	90
3.2.2.	Simulador de Barramento .....	93
3.2.3.	Formulação Analítica .....	99
3.3.	PRINCIPAIS RESULTADOS DA ANÁLISE DE BARRAMENTO E ANEL .....	104
3.4.	PROPOSTA DE UMA ESTRUTURA HÍBRIDA .....	115
3.4.1.	Modelo e Protocolo Adotados .....	119
3.4.2.	Simulador da Estrutura Híbrida .....	125
3.5.	ANÁLISE COMPARATIVA DE ESTRUTURAS MÚLTIPLAS .....	133
3.5.1.	Anel Duplo .....	134
3.5.2.	Estrutura "New-Loop" .....	137
3.5.3.	Barramentos Múltiplos .....	140
3.5.4.	Estrutura Híbrida Proposta .....	142

## CAPÍTULO IV

4.	<u>ANÁLISE DA ESTRUTURA PROPOSTA</u> .....	146
4.1.	ANÁLISE DE DESEMPENHO .....	147
4.2.	ANÁLISE DE SITUAÇÕES EXCEPCIONAIS .....	150

4.3.	PROPOSTA DE UMA INTERFACE BÁSICA DE COMUNI- CAÇÃO .....	157
4.4.	ANÁLISE DE UM SISTEMA TÍPICO DE REDE LOCAL EM EM CONTROLE DE PROCESSOS .....	164

C A P Í T U L O   V

5.	<u>CONCLUSÕES</u> .....	170
----	-------------------------	-----

	BIBLIOGRAFIA .....	174
--	--------------------	-----

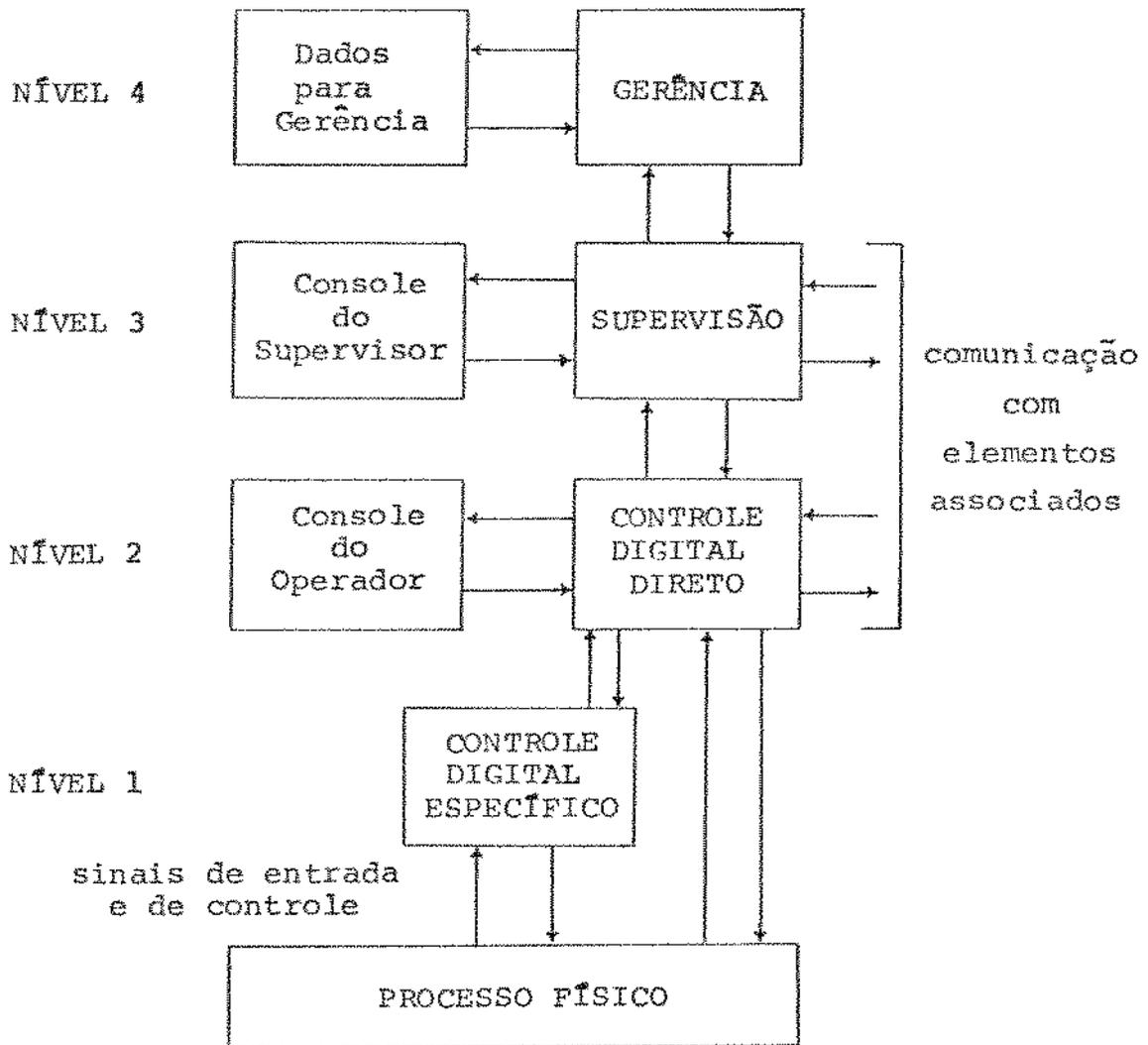
## C A P Í T U L O I

### 1. INTRODUÇÃO

O rápido desenvolvimento da micro eletrônica, possibilitando modelos cada vez mais sofisticados de mini e micro computadores de baixo custo e alto desempenho, resultou nas técnicas atuais de controle distribuído, com a alocação de recursos computacionais sofisticados, onde o processamento é necessário, isto é, junto ao processo. O crescente desenvolvimento dos micro-computadores torna esta tendência irreversível.

Atualmente, o controle de um sistema complexo é baseado nos conceitos de controle descentralizado, aquisição de dados e processamento de informações distribuídos. Muitas instalações tem atividades de produção em diversas localizações. Tal distribuição geográfica justifica a distribuição das funções de modo a adequá-las às características distribuídas da instalação.

Dentro desta tendência geral de processamento distribuído estão as Redes Locais de Computadores interligando diversos elementos de computação, para exercer o controle distribuído e descentralizado de processos em tempo real. Os diversos elementos de computação utilizam um Sistema de Comunicação, com uma determinada estrutura topológica, para a troca de mensagens entre os processos computacionais que implementam as diversas funções de controle. O diagrama a seguir mostra uma organização hierárquica típica utilizada em controle de processos industriais. Esta hierarquia mostra os níveis funcionais normalmente envolvidos na especificação de um sistema para controle de processos.



Os elementos de computação dos níveis 1 e 2 são bastante semelhantes, deferindo basicamente na extensão das funções de controle assinaladas a cada um deles. No nível 1, elementos de computação dedicados e especializados manipulam dispositivos complexos, através de atuadores e sensores diretamente ligados ao processo físico. O nível 2 é o de controle digital direto; os elementos de computação deste nível recebem informação e enviam sinais de controle para os controladores especializados do 1º nível ou diretamente para o processo físico parcial. A periferia dos computadores do nível 2 inclui dispositivos para interações homem-máquina a nível de operação. O 3º nível é o de su

pervisão do controle; sob o ponto de vista de controle inclui funções de otimização de larga-escala, registro das ações de operação (tais como modificações de "set-points", resposta a condições excepcionais) com a finalidade de otimizar a operação. Os computadores deste nível dispõem de dispositivos para interação homem-máquina a nível de supervisão.

Normalmente, tais estruturas hierárquicas apresentam ainda um 4º nível que é o de informações de gerenciamento. Inclui funções de contabilidade não relacionadas com o controle, processamento das ordens de venda e incorporação no escalonamento da produção e outras funções fora de linha, tais como relatórios de desempenho e produção.

Para a especificação e projeto de um sistema de controle é prática comum dividir-se o projeto global em tarefas; normalmente, cada uma delas fica a cargo de uma equipe de pesquisa, e as responsabilidades de cada tarefa são assinaladas em função da estrutura do sistema de computação. Tomando como exemplo um sistema de controle para aplicações em indústrias siderúrgicas, destacam-se as seguintes tarefas básicas:

- . A tarefa 1 preocupa-se com o desenvolvimento do modelo matemático do processo.
- . A tarefa 2 está relacionada com o controle dinâmico dos processos parciais, envolvendo portanto a maior parte do trabalho dos níveis 1 e 2 da hierarquia que são os controles digital direto e digital especializado.
- . A tarefa 3 relaciona-se ao processamento das ordens de serviço e sua incorporação no escalonamento da produção.
- . A tarefa 4 preocupa-se com um estudo das técnicas de otimização mais apropriadas envolvendo então os níveis 2 a 4.

- . A tarefa 5 trata de todos os aspectos de controle relacionados com a supervisão e gerenciamento, isto é, níveis 3 e 4.
- . A tarefa 6 estuda a confiabilidade do sistema de controle global.
- . A tarefa 7 trata das relações homem/máquina a nível de operação, supervisão e gerência.

A seguir são descritos os objetivos, a organização e o desenvolvimento deste trabalho.

#### 1.1. OBJETIVOS

O objetivo deste trabalho é o estudo e análise dos Sistemas de Comunicação de Redes Locais de Computadores, em aplicações de controle distribuído de processos em tempo real, visando a concepção e proposta de uma estrutura que atenda os requisitos básicos de tais aplicações: integridade, extensibilidade e desempenho.

Para atingir este objetivo foram adotadas as seguintes diretrizes:

- . classificação das Redes de Computação Distribuída, buscando categorizar as Redes de interesse deste trabalho, dentre as diversas concepções existentes;
- . análise dos métodos, instrumentos, topologias e protocolos de comunicação mais adequados para as aplicações de controle de processos;

- . estudo através de análise e simulação das estruturas de anel e barramento, que são as mais utilizadas em Redes Locais para controle de processos;
- . proposta de uma estrutura para o Sistema de Comunicação, baseada no estudo anterior, tendo em vista especificamente, as características básicas desejáveis de um sistema para controle de processos; proposta de uma interface básica de comunicação;
- . análise de uma configuração típica para controle de processos, utilizando a estrutura proposta como sistema de transmissão de dados.

No item seguinte são descritas as etapas seguidas no desenvolvimento do trabalho e um resumo dos principais itens tratados em cada capítulo é apresentado.

## 1.2. DESENVOLVIMENTO

O campo de processamento distribuído e redes de computadores está crescendo rapidamente tanto nas comunidades industriais quanto nas governamentais e universitárias. O crescente uso das comunicações de dados conduziram a uma variedade de redes de computadores para suportar processamento distribuído. O sucesso das redes nacionais e internacionais de computadores de grande porte, incentivaram a concepção de redes locais, interligando mini e micro-computadores em escritórios, laboratórios, indústrias.

Tendo em vista a diversidade de concepções de redes e de sistemas de processamento distribuído existentes, procura-se no Cap. II classificar e definir os sistemas de interesse deste trabalho, para as aplicações de controle distribuído de processos em tempo real. Para isto, inicialmente são identificados os principais estágios da aplicação de sistemas de processa-

mento de dados no controle de processos, desde o surgimento dos primeiros computadores até os dias de hoje, com a utilização de sofisticados sistemas de computação distribuída. O conceito de processamento distribuído, no contexto deste trabalho é então definido. Neste ponto os sistemas descentralizados são também caracterizados.

A seguir, as características e requisitos básicos das aplicações em controle de processos em tempo real são levantados. O processo evolutivo, desde os sistemas centralizados até os sistemas totalmente distribuídos e descentralizados, passando pelas estruturas multinível hierárquicas, multinível descentralizada, é tratado e os conceitos envolvidos são definidos.

Depois, as Redes de Computadores são categorizadas em função dos componentes e das características da comunicação e também da separação física entre computadores e da taxa de transmissão associada, definindo as Redes Locais de Computação Distribuída. Tais redes, utilizadas no nível intermediário das estruturas multinível descentralizadas, implementam o controle distribuído de processos. Em particular, o Sistema de Comunicação das Redes Locais constitui o principal objeto de análise e pesquisa deste trabalho. Portanto, todos os seus elementos são bem definidos e caracterizados.

Seguindo no Cap. II, as redes com estruturas topológicas de anel, barramento e múltipla, que são as mais utilizadas em Redes Locais para controle de processos, são definidas, bem como os seus elementos básicos. Concluindo o capítulo, são descritos diversos exemplos de sistemas distribuídos e os aspectos fundamentais associados a concepção de Redes Locais e Sistemas Distribuídos são resumidos.

No Capítulo III, é feito um estudo das estruturas de anel e barramento. Através de análise e simulação, estas estruturas são exaustivamente investigadas, para diversas situações de carga da rede, buscando determinar as características de transmissão de cada uma das vias. Para isto, foram desenvolvidos simuladores de anel e barramento bem como formulações baseadas em modelos da teoria de filas. Os simuladores, as formulações analíticas e os protocolos de comunicação são descritos nos itens 3.1. e 3.2. Seguindo no Capítulo III, é feita uma análise

comparativa das estruturas de anel e barramento e os principais resultados desta análise são apresentados, fornecendo subsídios para a proposta de uma estrutura híbrida.

Esta estrutura, descrita no item 3.4., é constituída de um anel e um barramento associados, para formar a estrutura topológica do sistema de comunicação. No anel são transmitidas as mensagens de dados e no barramento as mensagens de controle e especiais. Um simulador para a estrutura híbrida é desenvolvido, considerando diversas situações de falhas.

Para concluir o Capítulo III, é feita uma análise comparativa entre a estrutura híbrida proposta e outras estruturas múltiplas encontradas na literatura, levando-se em conta os aspectos de desempenho, confiabilidade e custo. As características das aplicações mais adequadas a cada uma das estruturas comparadas são determinadas.

No Capítulo IV, o simulador híbrido é utilizado como ferramenta para a análise da estrutura proposta. Esta análise é feita primeiramente, determinando-se o desempenho da estrutura híbrida na ausência de falhas. Depois, diversas situações de falhas são simuladas e o comportamento do sistema proposto é analisado. Ainda neste capítulo, uma interface básica de comunicação para a estrutura híbrida é proposta e diversas opções de projetos são discutidas. Finalmente, concluindo o capítulo, um sistema típico para controle de processos, que utiliza a estrutura híbrida como sub-sistema de transmissão de dados é analisado.

No Capítulo V, são dadas algumas diretrizes e sugestões para pesquisas e desenvolvimentos futuros, com base neste trabalho e as principais conclusões são apresentadas.

## C A P Í T U L O    I I

### 2. PROCESSAMENTO DISTRIBUÍDO

Processamento distribuído é hoje um dos campos de pesquisa e desenvolvimento de maior significado na aplicação de computadores nas diversas áreas sócio-econômicas. Com o rápido desenvolvimento da tecnologia de circuitos integrados, o hardware de mini e micro computadores é cada vez mais poderoso a um custo decrescente. Por isso, torna-se viável o processamento integrado de sistemas complexos distribuídos física e logicamente. Uma rede de processadores que cooperam entre si tinha como maior obstáculo no passado, o custo. A tecnologia de computação era tal que uma coleção de pequenos computadores custava mais do que um computador de grande porte de capacidade equivalente. Entretanto a situação mudou nos últimos anos. Potência computacional de baixo custo na forma de mini e micro computadores passou a constituir uma alternativa interessante. Esta tendência crescerá no futuro. Pode-se mesmo argumentar que a economia de escala favorece agora, os computadores pequenos.

Desde que surgiram os primeiros computadores em escala comercial (na década de 50), a aplicação de sistemas de processamento de dados no controle de processos passou por diversos estágios, sendo que os mais significativos são resumidos a seguir.

Os sistemas de controle e servo-mecanismos surgiram experimentalmente e foram necessários vários séculos para a solidificação de uma teoria matemática válida para as aplicações industriais. Os métodos teóricos de automação evoluíram de um tratamento no domínio do tempo para um tratamento no domínio da frequência e basicamente utilizáveis em sistemas simples. Os instrumentos envolvidos na aplicação destes métodos eram basicamente de caráter analógico adaptados aos meios tecnológicos caracte

rísticos da década de 50. Nesta época, o papel do computador era o de mero auxiliar dos sistemas de controle analógicos e/ou manuais já existentes. Atingiu-se o fim deste período sem a existência de uma lacuna entre teoria e aplicação.

Seguindo o processo evolutivo, na década de 60 assiste-se ao desenvolvimento da teoria moderna de controle, em grande parte impulsionada pela indústria aero-espacial nos Estados Unidos e União Soviética. Surgem teorias sólidas de otimização e filtragem, que levam a algoritmos somente implementáveis em computadores de porte razoável.

Enquanto que na situação clássica de servo-mecanismos, instrumentos eram usados para o tratamento de tarefas isoladas (em geral simples), nos anos 60 dá-se um passo na automação de processos de uma maneira global. Tal desenvolvimento não seria possível unicamente com a tecnologia antiga de instrumentos, que passam a ser supervisionados e controlados por computadores de processos (mini-computadores). Tais computadores, apesar do desenvolvimento da tecnologia, tinham um custo elevado e esse fato levou ao desenvolvimento de estruturas de controle centralizado, nas quais todas as funções de tratamento de sinais, controle de processos individuais, supervisão e otimização do processo global se faziam num computador de grande porte, característico da década de 60. Tais sistemas tornaram-se pouco confiáveis, dada a concentração de todas as funções numa única central. Surgiram então os sistemas redundantes como por exemplo os sistemas "stand-by", sistemas duplos, "mestre-escravo" e outros. Devido ao rápido desenvolvimento da teoria de controle ótimo estocástico característico desta época, podia-se falar de uma lacuna da teoria em relação à prática.

Assiste-se, nos anos 70, a uma inversão da lacuna teoria-aplicação, devido ao rápido desenvolvimento da micro-eletrônica, possibilitando modelos cada vez mais sofisticados de mini e micro computadores de baixo custo e alto desempenho. Como resultado imediato, as instalações de tipo centralizado, foram gradualmente substituídas por outras ditas de controle distribuído, com a alocação de recursos computacionais sofisticados para onde o processamento é necessário, ou seja, junto ao processo

físico. O crescente desenvolvimento dos micro-computadores torna esta tendência irreversível [46].

Atualmente, o controle de uma instalação industrial complexa é baseada nos conceitos de controle descentralizado, aquisição de dados e processamento de informações distribuídos. Um sistema de controle sofisticado inclui, em adição às funções normais de controle do processo, outras funções de alto nível tais como procedimentos de inicialização, de recuperação, programas de diagnósticos para responder a eventos não previstos, sistemas de alarme e monitoração, além de dispositivos que tornem possível uma interação homem-máquina e homem-processo, rápida e eficiente. Conforme o sistema ou instalação a ser controlado cresce em tamanho, o problema de controle cresce rapidamente em complexidade. Muitas companhias tem atividades de produção em diversas localizações. Tal distribuição geográfica justifica a distribuição das funções de aquisição de dados, processamento da informação e controle, de modo a adequá-las às funções distribuídas da instalação.

## 2.1. CONCEITUAÇÃO

Sistemas distribuídos podem tomar diversas formas, cobrindo uma gama diversa de arquiteturas de sistemas. O termo Processamento Distribuído sendo bastante amplo, pode evocar imagens radicalmente diferentes de tecnologias e de soluções de problemas. É comum encontrar-se na literatura usos diversos e até conflitantes [32] para o conceito de Sistemas de Processamento Distribuído. Sendo o termo bastante amplo, é prática corrente rotular quase tudo que não seja mono-processamento como sistema de processamento distribuído.

Uma definição mais estrita é dada por ENSLOW [6], que utiliza o termo "Sistema Distribuído de Processamento de Dados" e define seus membros como tendo as cinco características essenciais:

- Uma multiplicidade de recursos de uso geral, incluindo recursos físicos e lógicos que podem ser assignados a tarefas específicas numa base dinâmica. (Homogeneidade de recursos físicos não é essencial).
- Distribuição física destes componentes lógicos e físicos do sistema, interagindo através de uma rede de comunicação.
- Um sistema operacional de alto nível que unifique e integre o controle dos componentes distribuídos. Os processadores individuais têm cada um, o seu próprio sistema operacional local, e estes devem ser únicos.
- Transparência de sistema, permitindo que os serviços sejam requisitados apenas pelo nome. O servidor não tem que ser identificado.
- Autonomia cooperativa, caracterizando a operação e a interação dos recursos físicos e lógicos.

No contexto deste trabalho, um sistema de processamento distribuído é aquele no qual as funções computacionais estão divididas entre vários elementos de computação. Tais elementos possuem capacidade de armazenamento e processamento próprios e estão fisicamente distribuídos. Os elementos de computação estão interligados por um sistema de comunicação através do qual cooperam entre si, trocando mensagens para execução de suas tarefas.

É conveniente neste ponto, caracterizar um sistema descentralizado. Enquanto que a distribuição tem relação com a separação física dos recursos computacionais, colocando-os juntos dos processos físicos, a descentralização tem relação com o desmembramento do controle. Assim, num sistema descentralizado, as funções de controle estão distribuídas entre os elementos de computação, não existindo nenhum elemento central responsável por funções vitais do sistema.

Nos itens seguintes, as estruturas para controle

distribuído de processos em tempo-real serão analisadas. Para isto, as Redes de Computadores são divididas em categorias, de modo a caracterizar as redes de interesse deste trabalho dentro da vasta gama de arquiteturas e concepções existentes.

## 2.2. CONTROLE DISTRIBUÍDO EM TEMPO REAL

A aplicação dos princípios de otimização e controle multivariável para o controle de processos industriais complexos segue normalmente, dois aspectos gerais: primeiro deve-se utilizar computadores para manipular os complexos algoritmos matemáticos em tempo real; segundo, os computadores de tempo real de médio porte, os quais são economicamente adequados para aplicações em controle de processo, irão em vários casos atingir os seus limites (quando tratando de um sistema de controle multivariável complexo). Levando também em consideração a baixa confiabilidade dos sistemas centralizados, é natural que os algoritmos de controle sejam desenvolvidos considerando a divisão do sistema de controle global em sistemas parciais e tratem tais sistemas por interação.

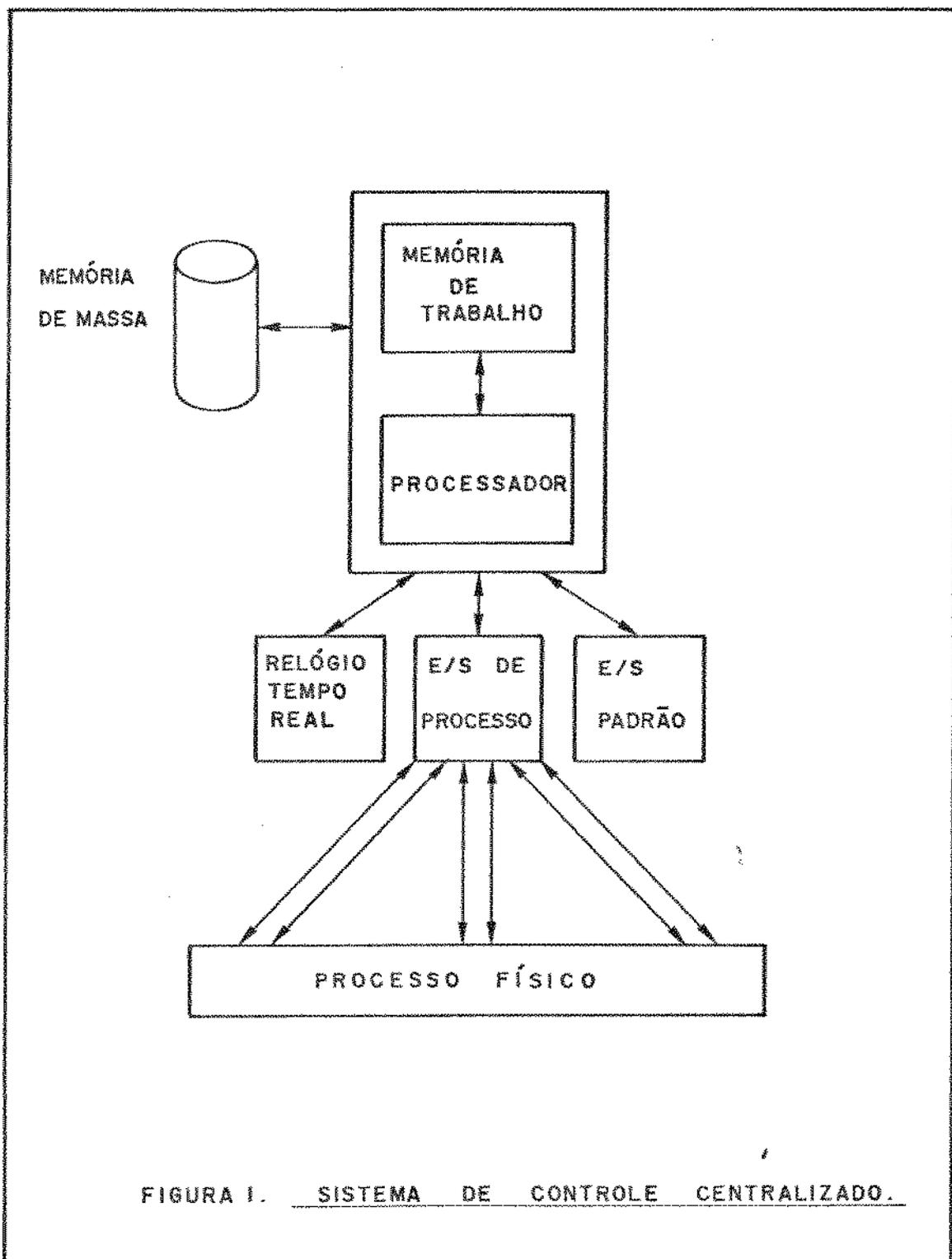
Em 1970, MESAROVIC [42] propôs uma partição multinível hierárquica para os sistemas de controle. Tendo em vista os atributos de extensibilidade, integridade e desempenho essenciais no controle de processos em tempo real, a estrutura hierárquica evolui para uma estrutura multinível descentralizada. Considerando as redes de computadores como parte da tendência geral em torno do processamento distribuído, as estruturas multinível podem ser completamente descentralizadas evoluindo para uma Rede Local de Computação Distribuída. A seguir este processo evolutivo é tratado com detalhes e os conceitos envolvidos são definidos.

### 2.2.1. Estruturas Multinível

Tradicionalmente, os sistemas de controle foram projetados como sistemas geograficamente distribuídos, característica imposta pela aplicação, mas com controle centralizado. Um sistema de controle centralizado é composto, conforme mostra a fig. 1, por um único processador (CPU) e memória de trabalho, controlando diversos sistemas de aquisição de dados e comando, conectados normalmente em configuração estrela. O elemento de computação único, executa todas as tarefas para o controle do sistema. Esta centralização do controle implica em várias limitações:

- . o processador único pode ficar sobrecarregado quando controlando instalações complexas ou de reações rápidas, resultando num baixo desempenho, principalmente nas situações de emergência;
- . dificuldade para o confinamento de falhas, resultando numa operação de reconfiguração mais complexa e mais cara;
- . como o elemento de computação único é quem controla todos os demais subsistemas, uma falha em um de seus componentes implica na degradação total do controle. Portanto, para se obter grau de confiabilidade adequada torna-se necessária a utilização de redundância completa, encarecendo demasiadamente o sistema;
- . pouca flexibilidade impossibilitando o aproveitamento das vantagens funcionais, operacionais e econômicas decorrentes do avanço tecnológico.

A estrutura multinível hierárquica é mostrada na fig. 2. O primeiro nível contém a instalação a ser controlada subdividida em sistemas parciais, alocados a unidades autônomas de aquisição de dados e comando. No segundo nível, os dispositi-



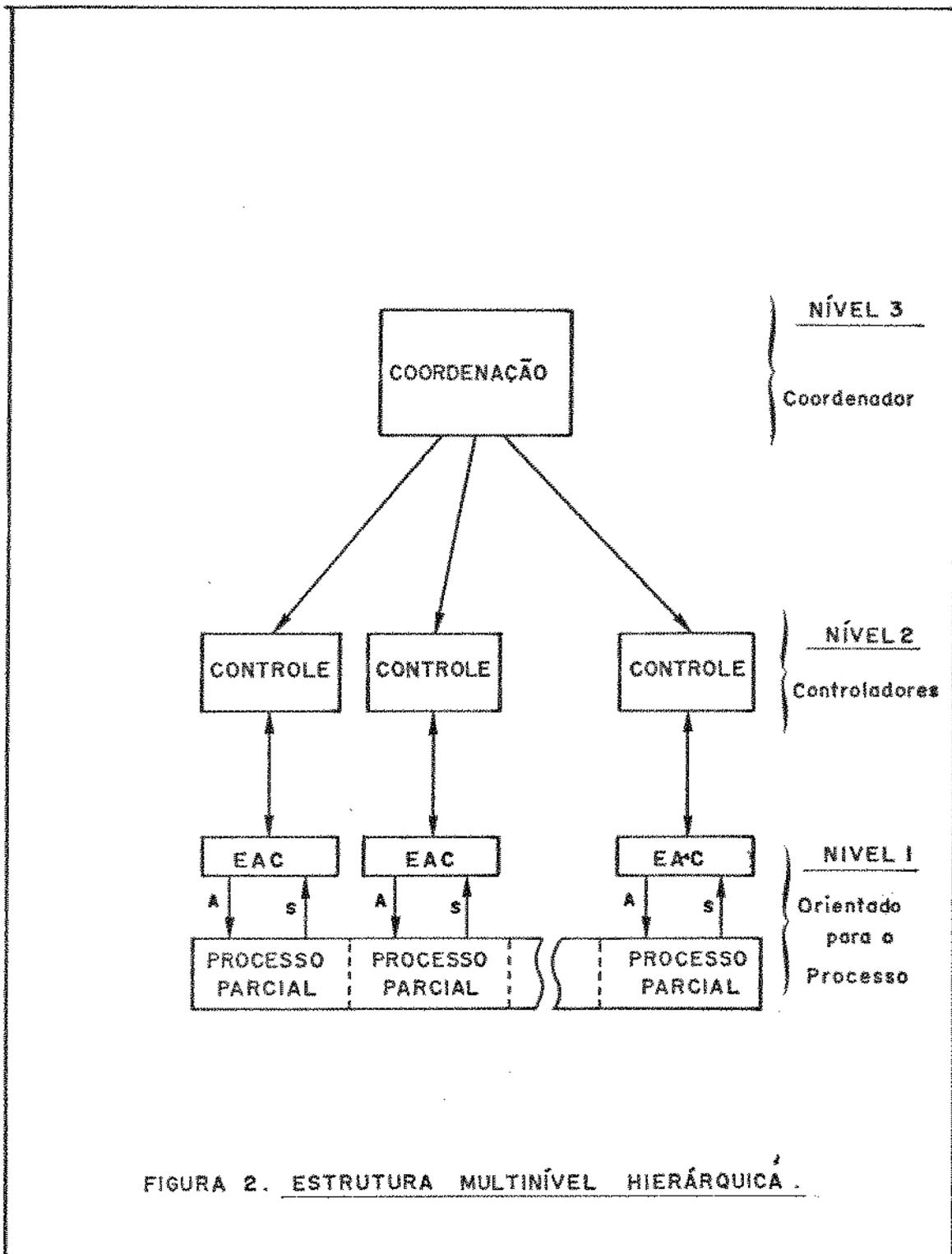


FIGURA 2. ESTRUTURA MULTINÍVEL HIERÁRQUICA.

vos e algoritmos são alocados para cada sistema parcial (NÍVEL DE CONTROLE). Um terceiro nível contém o controle de coordenação que considera o acoplamento dos sistemas parciais para assegurar o desempenho global da instalação de acordo com os objetivos de projeto (NÍVEL DE COORDENAÇÃO). Nesta estrutura, como cada computador de controle trabalha somente em pequenas partes da instalação, uma falha em um dos computadores do nível de controle não irá, em geral, produzir uma parada total do sistema; haverá somente um decréscimo de desempenho do controle. Esta estrutura distribuída, mas centralizada ainda apresenta problemas. O computador de coordenação tem, normalmente três funções:

- (1) Execução dos algoritmos de controle de alto nível e computação de valores de referência para os computadores de controle.
- (2) Contabilidade, supervisão, interação homem-instalação, comunicação homem-processo, tarefas fora de linha.
- (3) Troca de informações entre os computadores de controle.

A segunda função é menos crítica. Falha na primeira função degrada o desempenho do controle e falha na comunicação entre os computadores de controle afeta drasticamente o desempenho do sistema. Este gargalo central resulta da característica hierárquica da estrutura multinível proposta por Mesarovic.

Para se evitar este gargalo central, existem três possibilidades básicas:

- (1) duplicação do computador de coordenação;
- (2) descentralização do controlador de comunicação;
- (3) descentralização do sistema como um todo.

A primeira possibilidade implica basicamente, nos problemas já citados para a estrutura centralizada, além do alto

custo da redundância no nível de coordenação.

A segunda possibilidade resulta na estrutura aqui denominada de multinível descentralizada; esta estrutura descentraliza a comunicação imposta pela característica hierárquica anterior, permitindo a comunicação entre os computadores de controle, diretamente, sem necessidade de intervenção do nível superior. Esta estrutura é ilustrada na fig. 3. O nível inferior é o mesmo da estrutura hierárquica, onde se processam as funções específicas da unidade - aquisição de dados; algoritmos simples de controle e consistência; gerência dos atuadores e sensores - normalmente através de micro-computadores.

No nível intermediário, os computadores de controle processam algoritmos de controle em tempo-real; os computadores podem trocar diretamente mensagens de dados e controle, necessárias a realização de suas tarefas.

No nível superior integra-se o controle de produção, planejamento global e funções de gerenciamento, processamento de algoritmos de controle de alto nível.

A terceira possibilidade resulta num sistema totalmente distribuído e descentralizado, através da divisão das funções vitais ainda executadas no terceiro nível e da alocação das sub-funções resultantes aos elementos de computação do nível intermediário. O terceiro nível, quando existente, ficaria responsável por funções a nível de gerência, como emissão de relatórios, tarefas fora de linha, atualização de informações globais do sistema. Em outras palavras, a propriedade fundamental de tais sistemas é que não existe nenhum elemento que detem o controle total do sistema em caracter permanente, sendo que o controle, a informação e o processamento ficam totalmente distribuídos entre todos os elementos de computação.

O nível inferior das estruturas multinível interliga os elementos atuadores e sensores associados a cada um dos processos físicos parciais, aos elementos de computação deste nível (normalmente micro-processadores). Devido a proximidade destes elementos (no máximo dezenas de metros), as interligações correspondem normalmente, à configurações altamente paralelas. As interligações típicas deste nível já são bastante exploradas

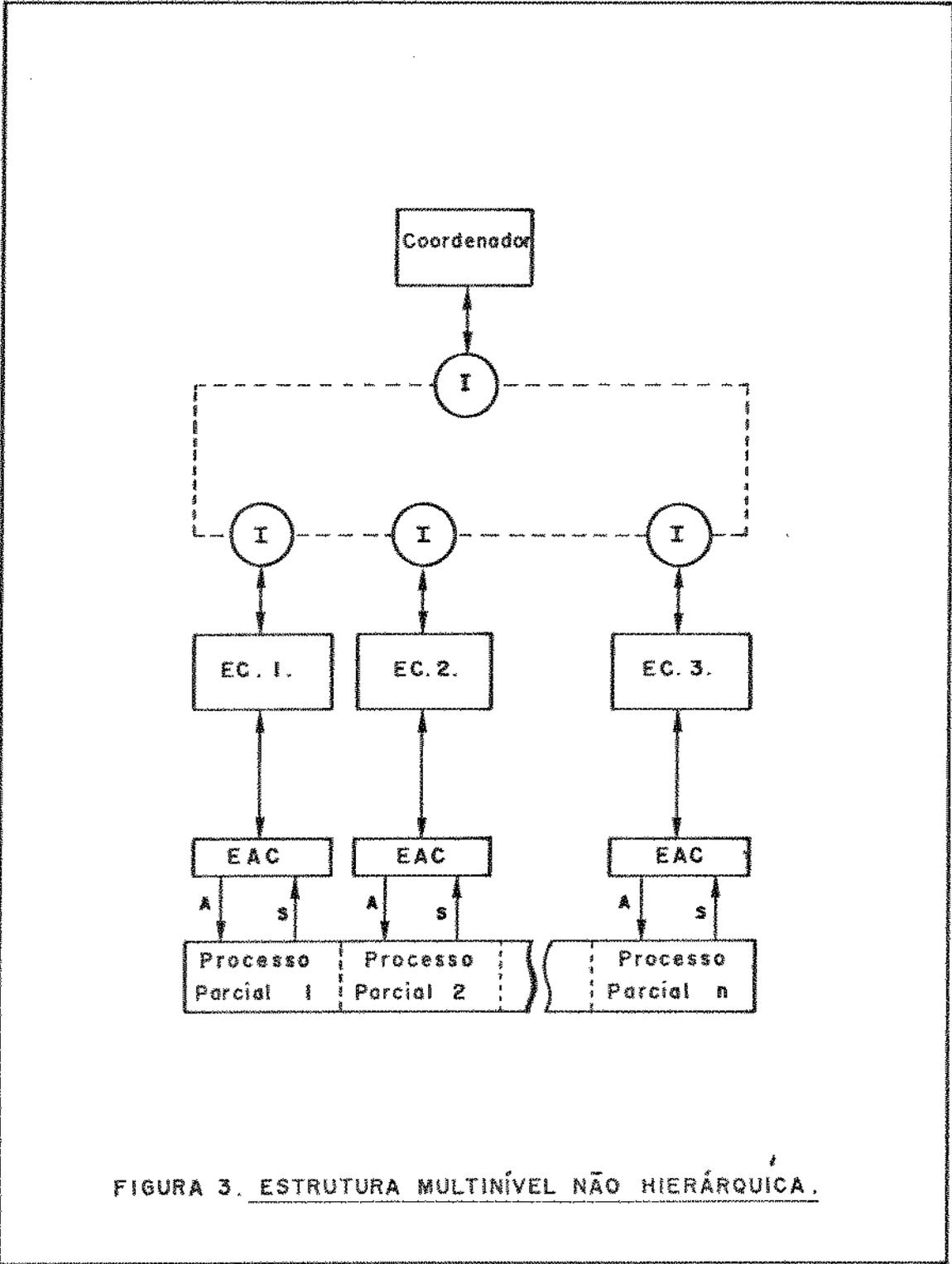


FIGURA 3. ESTRUTURA MULTINÍVEL NÃO HIERÁRQUICA.

na literatura (área de instrumentação), inclusive com propostas de padronização [47].

Por outro lado, o nível intermediário das estruturas multinível e a estrutura distribuída e descentralizada, clamam por um sistema de comunicação seguro e eficiente. É que nestes sistemas, com computadores de porte médio (normalmente mini-computadores de processo) executam os algoritmos de controle em tempo-real, e trocam entre si informações na forma de mensagens de dados e controle, necessárias para execução de suas tarefas. Como as distâncias envolvidas entre os elementos de computação são da ordem de 100 metros a 10 quilômetros, as transmissões são normalmente bit-série.

É oportuno salientar que, dentro desta tendência para sistemas distribuídos e descentralizados, o nível intermediário passa a ser o nível mais importante, pois nos seus elementos de computação é que os sistemas de supervisão e controle são efetivamente implementados. Deste modo, o estudo de sistemas de comunicação para o nível intermediário, constitui o objetivo básico deste trabalho. Para isto, pretende-se a análise dos métodos, estruturas, instrumentos e mecanismos de comunicação entre os elementos de computação do nível intermediário, buscando um levantamento das características das estruturas mais adequadas às especificações básicas das aplicações de controle em tempo-real: segurança na transmissão de dados; respostas em tempo real, condizentes com as necessidades do processo. Como resultado deste estudo de sistemas de comunicação é também objetivo deste trabalho a proposta de uma estrutura que atenda as especificações básicas citadas, além de oferecer degradação parcial na presença de falhas e facilidade para modificação, manutenção e expansão do sistema. Assim, o nível intermediário será considerado como uma REDE LOCAL DE COMPUTAÇÃO DISTRIBUÍDA, que será caracterizada a seguir.

#### 2.2.2. Redes de Computadores

Quando o custo de um processador dominava o pensamento de um projetista de sistemas, era natural encarar um compu

tador como o centro do sistema, para o qual convergiam todos os dados e requisições. Tal situação significava o transporte físico de dados, através de cartões ou fitas, do meio exterior para a sala do computador.

Tal enfoque de computação ainda pode ser visto em operação; ele falha quando a distância entre usuário e sistema é grande e na concentração do sistema em uma única unidade.

O problema da distância era o primeiro a ser vencido e os primeiros passos, conduzindo às primeiras redes de computadores, pareciam fáceis. Alguns dos terminais de computadores eram teletipos e estes podiam ser movidos por grandes distâncias e conectados através de linhas de telex ou modems e linhas telefônicas. Tal situação apareceu com os sistemas de "time-sharing", constituindo as primeiras formas de redes, dando acesso remoto a um computador central.

O problema dos sistemas centralizados refletia-se na inflexibilidade para se adicionar novas funções e para operar mais de um computador central para fornecer serviços.

A crescente convergência das tecnologias de computação e telecomunicações, e o rápido desenvolvimento da tecnologia de circuitos integrados, removeu a necessidade de centralização e forneceu incentivos econômicos para a computação distribuída. Com isto, o campo de redes de computadores evoluiu bastante, existindo atualmente diversas arquiteturas amplamente reconhecidas e utilizadas para atender uma vasta gama de aplicações [1], [19] e [20].

As redes de computadores fornecem os serviços de comunicação utilizados pelos sistemas de computação distribuída. Portanto, os requisitos destes sistemas bem como a tecnologia de hardware e software disponíveis devem ser considerados na concepção de estruturas de rede. Analisando-se os requisitos das aplicações distribuídas de acordo com os componentes comunicantes e as características da comunicação, as redes podem ser divididas em três categorias:

- Redes de Recursos Compartilhados - nestas redes, recursos em um computador são colocados à disposição de

outro sistema ou compartilhado com ele. Os recursos podem ser dispositivos físicos como impressoras ou virtuais como arquivos em disco. A rede fornece os mecanismos de comunicação necessários para tornar recursos remotos como que disponíveis localmente. A comunicação nestas redes normalmente ocorre entre um programa em execução num sistema e um gerente de recursos em execução noutro sistema. Exemplos de atividades de compartilhamento de recursos: acesso a arquivos remotos, transferência de arquivos entre computadores, pesquisas em bancos de dados distribuídos, utilização remota de dispositivos de entrada e saída.

- Redes de Computação Distribuída - nestes sistemas, processos em execução em diferentes computadores cooperam entre si através de trocas de mensagens para execução de uma tarefa maior, global. Esta comunicação entre processos é análoga à comunicação através de chamadas entre "procedures" ou sub-rotinas em programas modulares. Nas redes, são utilizadas mensagens para troca de informações enquanto que nos programas modulares são utilizadas listas de parâmetros ou posições de memória compartilhadas. Exemplos de Redes de Computação Distribuída: sistemas de controle de processos em tempo-real, sistemas de processadores múltiplos especializados, estruturas de processamento paralelo.
  
- Redes de Comunicação Remota - o objetivo destas redes é conectar usuários a sistemas remotos. Terminais remotos interativos e estações de processamento "batch" compartilham as facilidades de comunicação da rede, normalmente via concentradores e multiplexadores, movendo informação de ou para os computadores hospedeiros.

A separação física entre os componentes das redes e as taxas de transmissão associadas nas comunicações entre os

componentes podem ser usadas como critérios para uma caracterização adicional das três categorias anteriores:

- Redes Geográficas : separação entre componentes normalmente superiores a 10 kms e taxas de transmissão inferiores a 0,1 Megabits/seg.
- Redes Locais : separação entre componentes da ordem de 0,1 a 10 kms e taxas de transmissão de 0,1 a 10 Mbits/seg.
- Redes Concentradas : separações inferiores a 0,1 km e taxas de transmissão normalmente superiores a 10 Mbits/seg.

As redes de interesse para aplicações de controle de processos em tempo-real, no contexto deste trabalho, são Redes de Computação Distribuída, uma vez que, nestes sistemas, processos em execução nos diversos computadores devem cooperar entre si através de troca de mensagens, com processamento local e distribuído, para realizar uma tarefa global.

As redes são também locais pois, os mini computadores de processo estão fisicamente distribuídos no âmbito de uma instalação, próximos dos sub-sistemas parciais correspondentes, e as distâncias envolvidas são, geralmente, da ordem de poucos kms. A transmissão de mensagens é bit-série, através de cabo coaxial, par trançado balanceado, fibra ótica, numa taxa da ordem de 1 Mbits/seg.

### 2.2.3. Características das Aplicações em Tempo-Real

Um sistema de tempo-real interage com eventos externos e deve responder com velocidade tal que atenda aos requisitos de tempo de todo o processo controlado. Assim, existem características que, embora desejáveis em todos os sistemas de com

putação, são críticos para a maioria das aplicações de controle em tempo-real: extensibilidade, integridade e desempenho.

- Extensibilidade : é o grau em que a funcionalidade e o desempenho do sistema podem variar, sem afetar o projeto do sistema. Este atributo é também referido na literatura como modularidade, expandibilidade, flexibilidade.

Os dois maiores benefícios da extensibilidade são a facilidade de modificação e a de expansão do sistema. No sentido de modificação, a extensibilidade se refere à facilidade de substituição de uma função lógica ou de um elemento de hardware.

Um alto grau de extensibilidade no sentido de expansão permite: configurações de baixo custo; aumento da funcionalidade e desempenho até um limite superior apropriado em pequenos incrementos com pequenos acréscimos no custo associado.

- Integridade : é o grau no qual um sistema pode tolerar defeitos (físicos ou algorítmicos que podem gerar erros), erros (itens de informação que, quando processados por algoritmos normais do sistema, produzem falhas), e falhas (eventos para os quais as especificações do sistema são violados).

A integridade envolve confinamento, detecção e diagnóstico, recuperação, reparo, reinício e relatórios. Este atributo abrange aqueles referidos por tolerância a defeitos, confiabilidade, e outros.

- Desempenho : definido mais frequentemente em termos de vazão ou tempo de resposta. Um outro fator de desempenho é a influência da topologia, latência (atraso máximo tolerado depois de iniciada uma transmissão até o seu término) e faixa de passagem (faixa de frequência das transmissões), na adequação de uma arquitetura a uma dada aplicação.

Para as aplicações de controle em tempo-real tanto os aspectos de modificação quanto os de expansão do atributo extensibilidade, são muito importantes, porque o computador não é uma entidade isolada, mas interligada ao sistema de aplicação. A interface do computador com o sistema e os requisitos de processamento frequentemente continuam evoluindo durante toda a vida do sistema.

A importância da integridade em sistemas de controle em tempo-real é evidente pois as falhas podem trazer consequências catastróficas para a propriedade e para a vida humana. Deve-se ter em conta o fato de que os atuadores e sensores são frequentemente menos confiáveis e mais caros do que o elemento de computação e que nos sistemas fisicamente dispersos eles estão ligados somente ao processador mais próximo.

O desempenho nos sistemas de tempo-real é medido mais em termos de tempo de resposta do que em termos de vazão, uma vez que a violação de uma restrição de tempo normalmente implica numa falha do sistema. Além disso, os eventos tendem a ocorrer em surtos, exigindo portanto um acréscimo imediato no processamento, em relação aquela necessária nas condições de regime.

### 2.3. REDES LOCAIS DE COMPUTAÇÃO DISTRIBUÍDA

Conforme exposto nos itens anteriores, tratando o nível intermediário das estruturas multinível como uma Rede Local de Computação Distribuída, configuramos a estrutura objeto de estudo deste trabalho. Na fig. 4 estão mostrados os elementos envolvidos em tal configuração e que serão definidos a seguir.

O sistema a ser controlado é dividido em SISTEMAS PARCIAIS.

Os sistemas parciais são alocados a ELEMENTOS DE AQUISIÇÃO DE DADOS E COMANDO (EAC), normalmente micro-computadores especializados em tarefas de aquisição de dados e comando através dos ATUA-

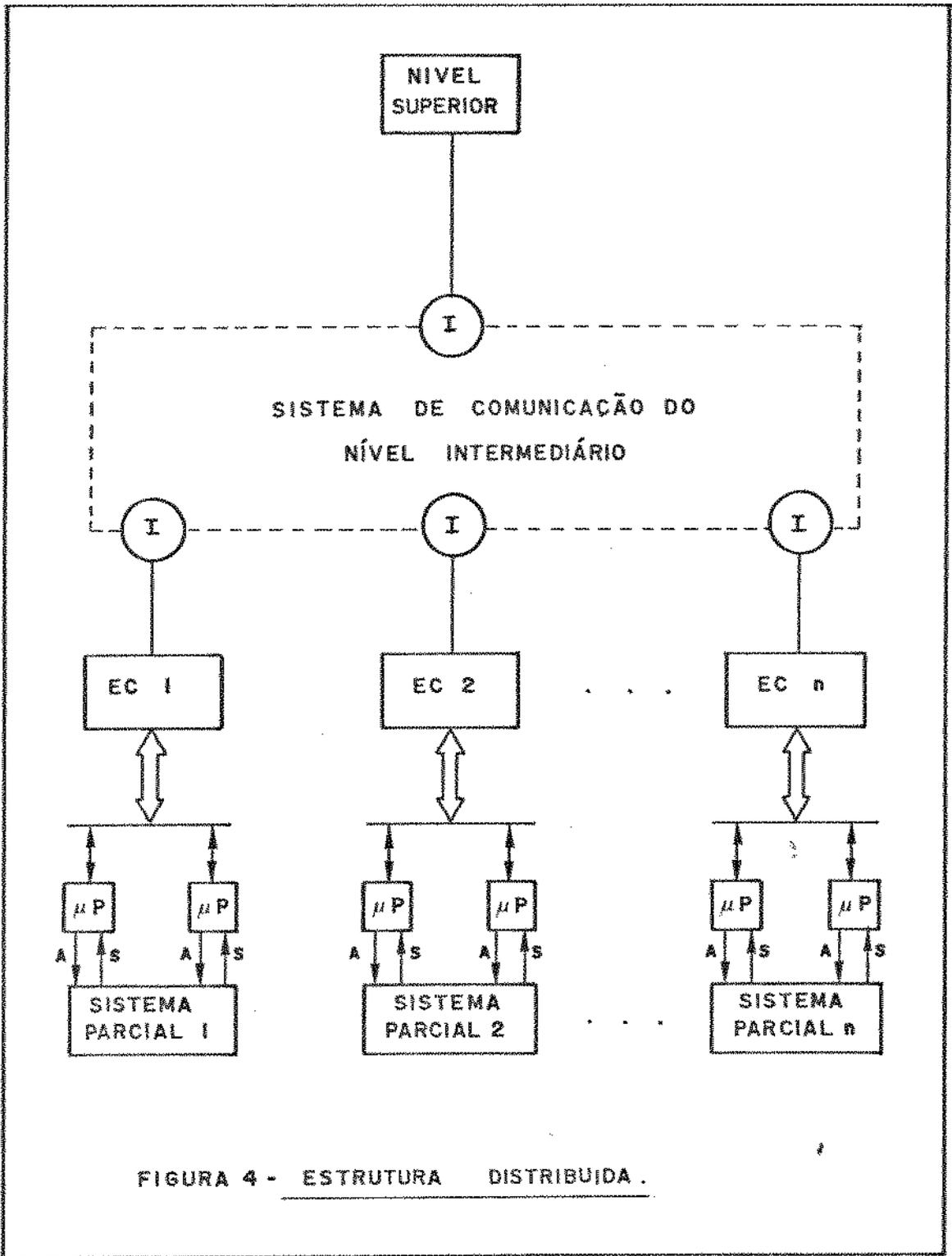


FIGURA 4 - ESTRUTURA DISTRIBUÍDA .

DORES E SENSORES associados aos sistemas parciais. Os EAC por sua vez são ligados a ELEMENTOS DE COMPUTAÇÃO (EC), normalmente mini-computadores onde são executados os PROCESSOS que realizam a computação dos algoritmos de tempo-real necessários para implementar as funções de controle do sistema parcial associado.

Os EC podem ser também de uso geral, não estando ligado a nenhum EAC, como também podem estar ligados através de seu próprio sistema de E/S, diretamente aos atuadores e sensores de um sistema parcial.

Um EC de importância fundamental e presente em todos os tipos de aplicação é a ESTAÇÃO DE OPERAÇÃO, utilizada para implementar as tarefas de comunicação homem-máquina e homem-processo.

Todos os EC estão interligados a um SISTEMA DE COMUNICAÇÃO, através de interfaces apropriadas e que no contexto deste trabalho denominaremos NODO. As interfaces de comunicação (NODOS) ficam responsáveis pelas tarefas de transmissão, armazenamento e recebimento de mensagens, liberando os EC para suas tarefas de tempo-real.

Os processos nos diversos EC podem ser executados concorrentemente e cooperam entre si através de troca de mensagens para exercer o controle do sistema global.

### 2.3.1. Sistema de Comunicação

O sistema de comunicação é responsável pela transmissão rápida e confiável dos dados e comandos que circulam entre os elementos de computação. Ele constitui o canal de comunicação que fornece a infra-estrutura básica para a interação entre os processos nos diversos EC.

O sistema de comunicação é constituído por INTERFACES DE COMUNICAÇÃO interligadas num arranjo topológico através de ENLACES FÍSICOS e um conjunto de regras - PROTÓCOLOS - que coordenam a transferência de informação.

Quando um processo em um determinado EC, deseja

comunicar-se com outro processo em um EC remoto, ele cria uma mensagem endereçada ao processo destino, colocando-a numa fila de saída associada a sua interface. O sistema de comunicação encarrega-se então de transmitir a mensagem. A interface associada ao processo destino, recebe a mensagem numa fila de chegada, tornando-a disponível para o processo destinatário.

Para que a comunicação ocorra da maneira descrita, é necessário estabelecer um elemento de dado padrão, ou seja, deve-se determinar o código, o formato e o conteúdo das mensagens. Além disto, deve-se estabelecer as regras e convenções para a troca de mensagens, ou seja, definir os protocolos de transmissão. No item 2.3.2., os protocolos e formato das mensagens serão analisados.

Tendo em vista os rígidos compromissos de tempo associados aos problemas de controle em tempo-real, que exigem eficiência e respostas rápidas, "o software deve explorar e preservar as vantagens inerentes do hardware, ao invés de torná-las virtuais e o baixo custo do hardware deve ser usado para diminuir o alto custo do software" [22].

A consequência da adoção desta política é um deslocamento de inteligência para as interfaces do sistema de comunicação, de modo que elas assumam as tarefas de transmissão e recebimento de mensagens, armazenamento intermediário, detecção e recuperação de erros, liberando os mini-computadores de processo para suas tarefas de tempo-real.

Para isto, as características básicas da interface são:

- . A interface conta com capacidade de processamento (em geral micro-processador); durante a operação normal de regime, a atuação do processador é pequena mas ele torna-se imprescindível para detecção de erros de transmissão e para o tratamento de situações de falha e/ou emergência.
- . A interface cuida da administração das filas (ou "buffers") de armazenamento intermediário, e dos mecanismos para controle do fluxo de dados.

- . A interface gerencia o acesso à via de comunicação, e forma o bloco de dados para ser transmitido; do mesmo modo, recebe os blocos de dados, verifica o destino e torna a mensagem disponível para o EC associado (caso ela seja endereçada a um processo neste EC) ou despacha a mensagem para outro nodo.
- . A interface oferece mecanismos para tratamento de erros (detecção, correção, notificação) e opções para serviços prioritários.
- . A ligação da interface com o EC associado é feito normalmente através de vias paralelas (devido a proximidade entre eles) e pode usar canal de acesso direto à memória para o recebimento e entrega de mensagens.
- . A lógica de controle da interface para transmissão serial estabelece a velocidade de transmissão através do enlace físico e deve suportar os mecanismos de sincronização definidos pelos protocolos de transmissão.

Um outro elemento do sistema de comunicação é o enlace físico que constitui o meio de transmissão utilizado para as comunicações. A tabela 1 mostra uma variedade de meios de transmissão atualmente disponíveis para sistemas de comunicação. Uma escolha fundamental para a determinação do meio de transmissão é a faixa de frequência na qual as transmissões vão operar. O tamanho das instalações e o custo da fiação impõem para praticamente todos os sistemas distribuídos, transmissão serial bit a bit de alta velocidade (1 a 10 Mbits/seg.). Os meios de transmissão mais utilizados são: par trançado balanceado blindado, cabo coaxial ou fibra-ótica.

Outro aspecto relacionado ao meio de transmissão, diz respeito ao modo de transmissão, ou seja, opção entre comunicação analógica ou digital. Circuitos analógicos permitem comunicação de dados numa ampla faixa de velocidades através de diferentes tipos de circuitos. No entanto, eles exigem modems. Por outro lado, transmissão digital não requer modem e os sinais são

PAR TRANÇADO
<ul style="list-style-type: none"><li>. baixo custo</li><li>. baixas velocidades e distâncias curtas não exigem modems</li><li>. velocidades e distâncias moderadas, com modems</li></ul>
CABO COAXIAL
<ul style="list-style-type: none"><li>. baixo custo</li><li>. pode suportar altas velocidades</li><li>. usado em operação ponto a ponto e difusão múltipla</li><li>. relativamente imune a ruído</li></ul>
FIBRA ÓTICA
<ul style="list-style-type: none"><li>. alta faixa de passagem (B.W.)</li><li>. diâmetro e peso pequenos</li><li>. não há "crosstalk"</li><li>. não há interferência de rádio frequência</li><li>. taxas de erro muito baixas</li></ul>

TABELA 1 - MEIOS DE TRANSMISSÃO

regenerados em cada estação repetidora ao invés de amplificadores (como no caso analógico) e por isso oferecem melhores características de erro. O conjunto de velocidades é mais limitado mas abrange uma faixa útil para diversas aplicações. Deve-se levar em conta que os caminhos de comunicação num sistema distribuído estão frequentemente expostos a ambientes hostis (motores elétricos, campos eletro-magnéticos) que podem alterar bits das mensagens por ruídos elétricos ou de outra natureza.

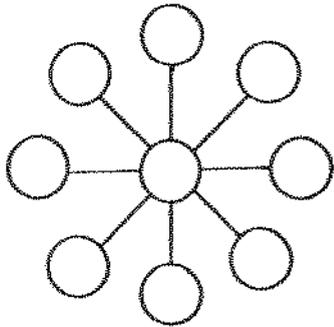
Existem diversas possibilidades para a estrutura topológica da rede, variando desde configurações centralizadas como a estrela, passando por diversas formas de configurações hierárquicas até sistemas totalmente conectados e sistemas distribuídos, conforme ilustra a fig. 5.

Nas aplicações de controle de processos distribuído utilizam-se normalmente estruturas em forma de vias comuns (barramentos) ou anéis de comunicação. Embora estruturas em vias comuns sejam também utilizadas em sistemas centralizados, os sistemas mais recentes utilizam vias comuns com controle de acesso distribuído [19], [20] e [32].

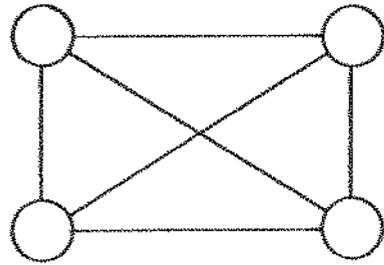
Assim, das diversas arquiteturas propostas para sistemas distribuídos, apenas as estruturas de barramento (compartilhado ou comutado) e as de anel tem sido amplamente empregadas nas aplicações de aquisição de dados e controle [8] e [32]. Os itens 2.3.3 a 2.3.6. tratam destas estruturas e mostram diversos exemplos de sistemas distribuídos.

### 2.3.2. Protocolos e Formato das Mensagens

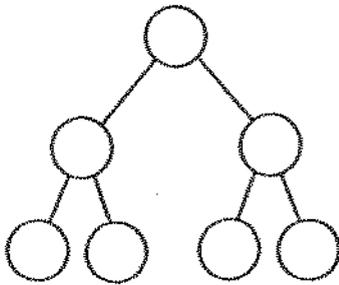
Um protocolo é um conjunto de convenções estabelecidas para a manipulação e troca de informações entre elementos de computação. Um protocolo é uma abstração lógica do processo físico de comunicação. Daí surge o conceito de enlace lógico que é uma abstração do canal de comunicação e representa uma associação entre dois processos identificando um como origem e outro como destino. Uma mensagem é o elemento de dado transmitido de



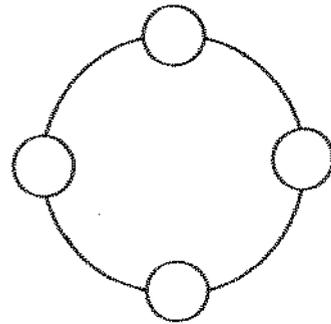
ESTRELA



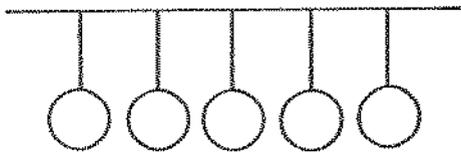
TOTALMENTE CONECTADA



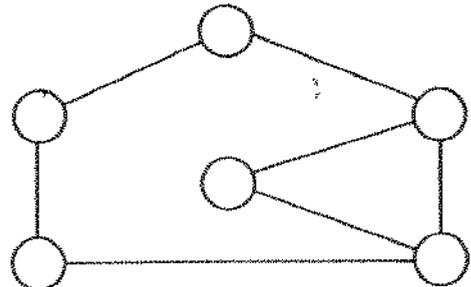
HIERÁRQUICA



ANEL



BARRAMENTO



DISTRIBUIDA GENÉRICA

FIGURA 5. ESTRUTURAS TOPOLÓGICAS DE REDES.

um processo origem a um processo destino através de um enlace lógico.

Um protocolo faz-se necessário por três razões básicas:

- para estabelecer um elemento de dado padrão, ou seja, criar um elemento virtual de dado para troca de informação, por exemplo, caracteres, mensagens, arquivos, serviços;
- para estabelecer as convenções necessárias para a comunicação entre duas entidades como por exemplo, conjunto de códigos, formatos, velocidades, mensagens de controle;
- para estabelecer caminhos de comunicação, criando um meio virtual de comunicação, através de endereçamento, prioridade, controle de erro e de fluxo, início e término de comunicação.

Os protocolos podem ser de um único nível ou de vários níveis arranjados como uma hierarquia. A vantagem do protocolo de um nível é a eficiência e a facilidade de implementação. Este tipo de protocolo é normalmente de uso específico, dependente da aplicação. No entanto, todos os trabalhos mais recentes de protocolos movem-se na direção de uma estrutura multinível hierárquica, com os detalhes de implementação de cada nível transparentes para os demais níveis na hierarquia.

McQUILLAN e CERF [7] descrevem três vantagens fundamentais deste enfoque:

- Separação de funções : facilitando a implementação de sistemas de comunicação maiores e mais complexos.
- Separação de responsabilidades para a gerência dos recursos : cada nível na hierarquia pode ser responsável pelo controle de diferentes tipos de recursos,

por exemplo, capacidade do canal, utilização dos processadores, espaço de endereçamento, etc.

- Suporte para evoluções : como cada nível deve ser transparente para os demais, uma mudança em um nível não deve requerer mudanças no sistema inteiro, permitindo uma evolução modular do sistema de comunicação.

Atualmente não existe um padrão único e uniforme de como decompor os protocolos. No entanto a maioria dos enfoques correntes, tanto na indústria como nos comitês de padronização, adotam basicamente a mesma divisão em camadas [7] e [10]. Uma hierarquia de protocolos típica consiste de vários protocolos do sistema de comunicação, como os protocolos nodo-a-nodo para funções básicas de transmissão e protocolos "end-to-end" para tratar a integridade da transmissão. Depois existem os protocolos entre usuários e a rede e protocolos usuário-usuário. Pode haver diversos níveis de protocolos para a comunicação usuário-usuário, incluindo o nível EC-a-EC, bem como protocolos de aplicação em níveis superiores, conforme ilustra a fig. 6.

Distinguem-se basicamente, os seguintes níveis de protocolos [1], [7], [10] e [14]:

- Nível de controle físico : cria um caminho físico de comunicação através de um meio de transmissão. Preocupa-se com parâmetros tais como taxas de sinalização, características elétricas e mecânicas e controle de equipamentos da interface, como modems. Exemplos de padronizações para este nível incluem EIA, RS-232, RS422 e CCITT X.21.
- Nível de controle de enlace : cria um canal sequencial, livre de erros entre EC conectados ao sistema de comunicação. Preocupa-se com detecção e correção de erros de transmissão, formação dos blocos de mensagem e controle de fluxo de transmissão. Exemplos : ANSI ADCCP, ISO HDLC, DEC DDCMP, IBM SDLC.

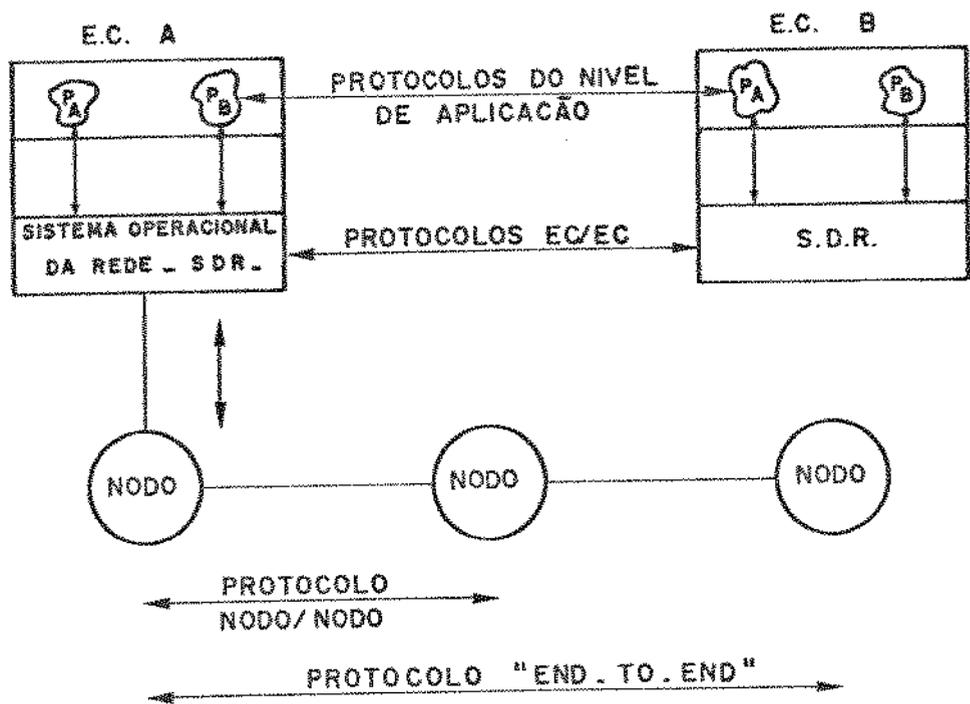


FIGURA 6. MODELO TÍPICO DE HIERARQUIA DE PROTOCOLOS.

- Nível de controle da rede : cria caminhos de comunicação "end-to-end" para os usuários. Responsável pelo transporte de mensagens de um nodo fonte a um nodo destino e pela gerência do mecanismo de comunicação virtual.

Normalmente, este nível inclui o nível de transporte e o nível "end-to-end". O nível de transporte move mensagens entre nodos que se comunicam, enquanto que o nível "end-to-end" move mensagens entre usuários (processos) nestes nodos. Exemplos de protocolos deste nível : DEC-NET NSP, SNA NCP, CCITT X.25.

- Nível de aplicação do usuário : responsável pela execução das funções a nível de aplicações, como por ex., acesso a arquivos, transferência de arquivos, etc.. Exemplos de protocolos deste nível são : DEC-NET DAP, ARPANET VTP.

Recentemente, surgiu a proposta de padronização IEEE-802, para redes locais, e que insere quatro níveis de software entre o programa do usuário e o nível do enlace físico, totalizando sete camadas, conforme pode ser visto em [48] e [49].

Toda vez que um protocolo comunica-se através de um protocolo de um nível mais baixo, este aceita toda a informação de dado e controle do protocolo de nível mais alto e realiza determinadas funções sobre a informação.

Normalmente, o protocolo do nível inferior trata as informações de dado e controle uniformemente como dado e adiciona o seu próprio "envelope" de informação de controle, conforme mostra a fig. 7. No exemplo da figura, o protocolo hospedeiro-a-hospedeiro toma o dado de aplicação do programa do usuário e acrescenta um cabeçalho do protocolo. Quando esta mensagem é enviada para a rede de comunicação, o protocolo EC/NODO adiciona suas próprias informações de controle. Em seguida, o procedimento de controle de enlace adiciona mais informações e depois campos de controle são colocados.

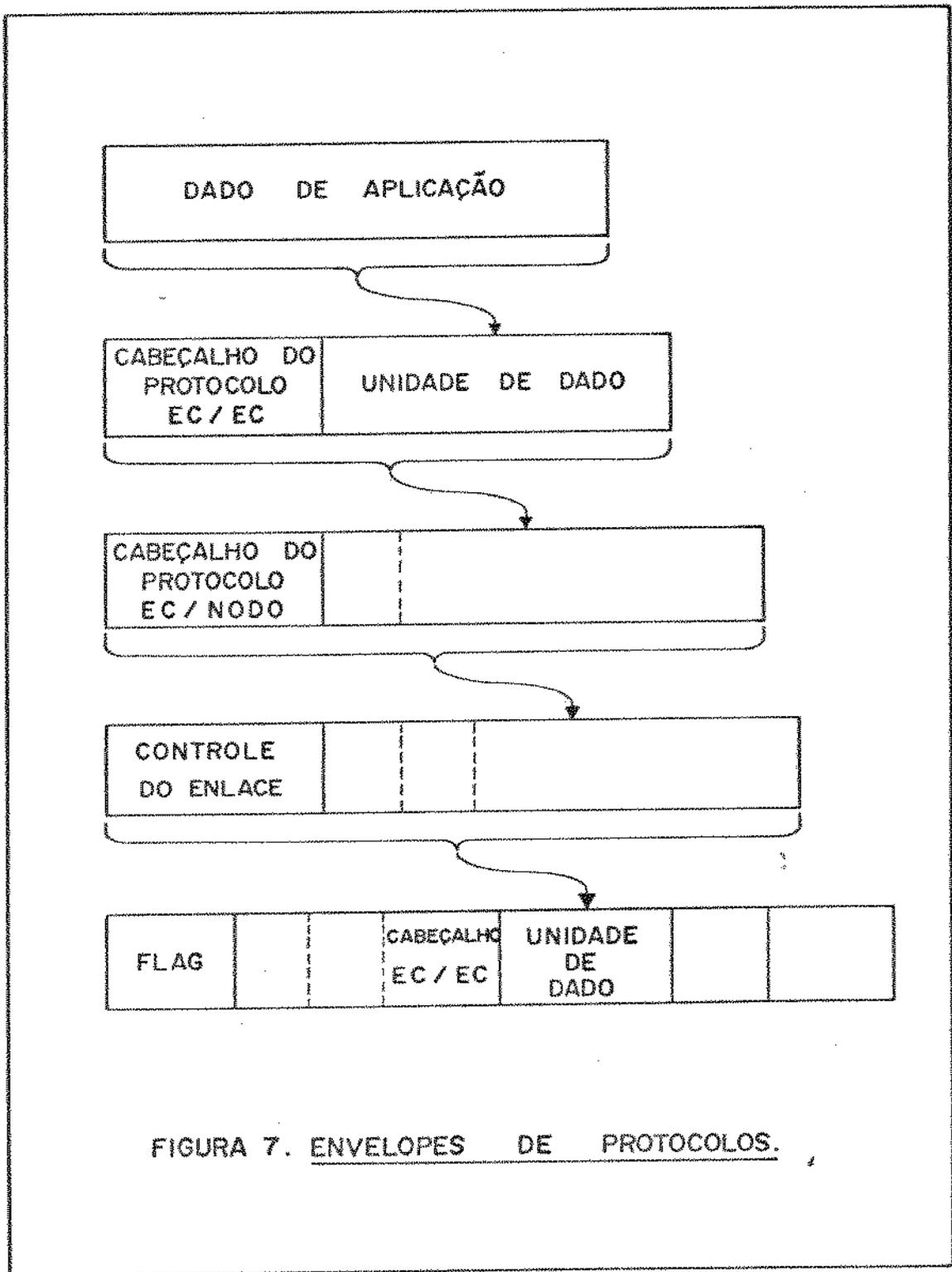


FIGURA 7. ENVELOPES DE PROTOCOLOS.

Portanto, é no formato das mensagens que fluem através do sistema de comunicação, que se manifestam as diferenças nas disciplinas de controle de transmissão e recepção de mensagens.

Nos itens seguintes, as estruturas topológicas mais utilizadas nas aplicações de controle de processos distribuídos serão caracterizadas. As estruturas de anel e barramento que serão descritas, adotam protocolos cuja divisão em níveis depende de um lado da implementação da interface de comunicação e de outro, das primitivas oferecidas pelo sistema operacional distribuído, para a troca de mensagens entre processos. Por isso, a descrição dos protocolos adotados neste trabalho, para cada uma das estruturas, vai consistir num conjunto de procedimentos e regras que regem a transmissão de uma mensagem de um processo origem em um dado EC, a um processo em um EC remoto. Deste modo, a descrição dos protocolos é suficiente para o desenvolvimento da análise e simulação do item 3, e sua implementação fica para ser tratada nos itens 3.4 e 4.3 onde são propostas uma estrutura de REDE LOCAL DE COMPUTAÇÃO DISTRIBUÍDA e uma interface básica de comunicação, respectivamente.

### 2.3.3. Redes com Estrutura em Anel

Uma rede em anel consiste de um canal digital de comunicação, arranjado como uma malha fechada. Elementos de Computação, terminais, e outros dispositivos são conectados ao anel através de interfaces de anel, conforme ilustra a fig. 8. As mensagens são multiplexadas no canal na forma de blocos de dados endereçados. Se uma mensagem vai ser enviada de um elemento local para outro remoto, a interface local forma o bloco de dados, fornecendo o endereço do destinatário e lança o bloco na malha. Cada interface, no sentido de transmissão, recebe o bloco, verifica o endereço de destino e imediatamente libera o bloco para o anel, se o destino não foi atingido. Quando uma interface detecta seu próprio endereço como destino, ela recebe o bloco do

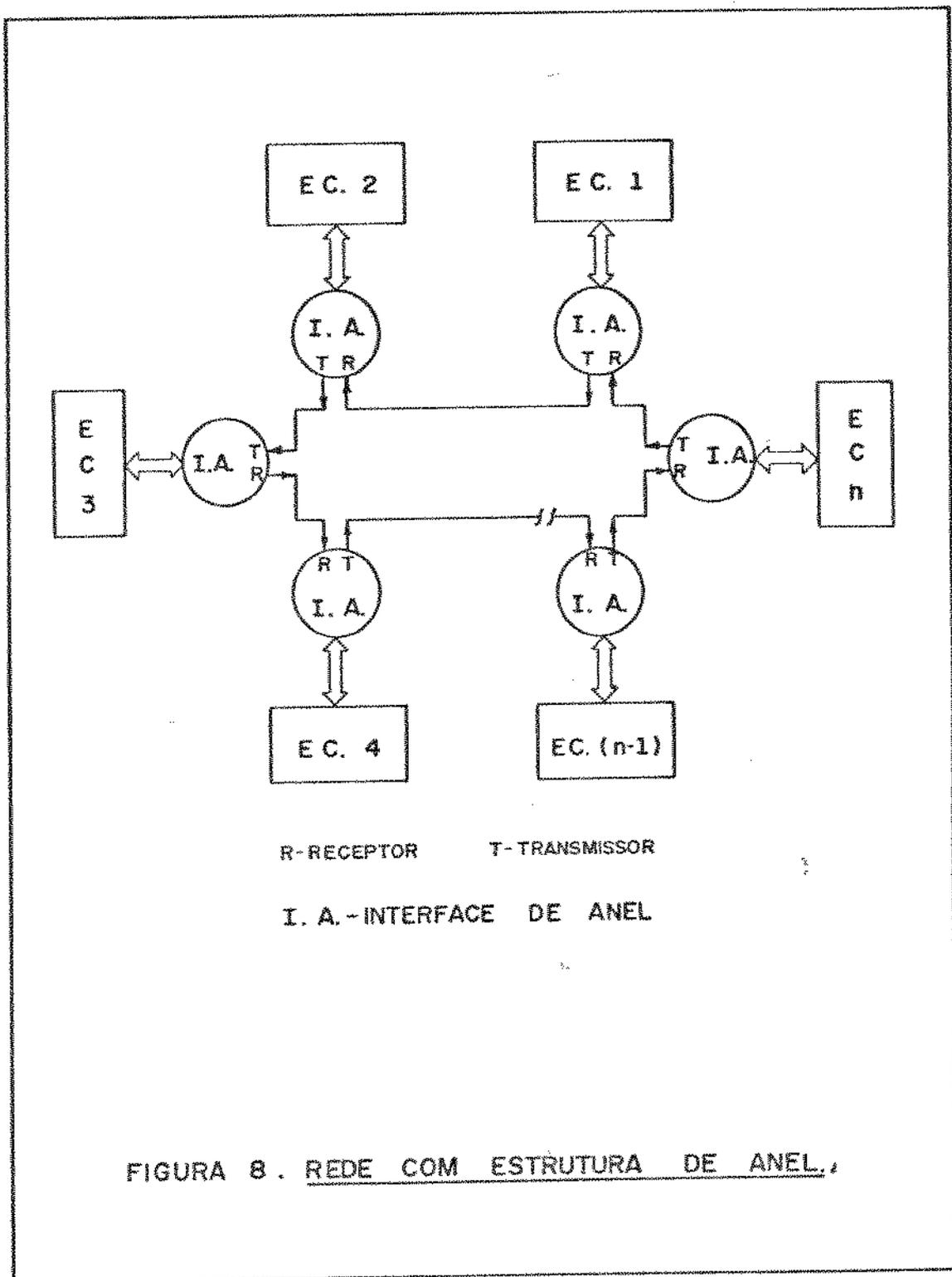


FIGURA 8. REDE COM ESTRUTURA DE ANEL.

anel e entrega a mensagem a seu elemento local. O bloco pode ser retirado na malha pela interface que recebe a mensagem ou pela remetente, dependendo do projeto.

As interfaces de anel são normalmente denominadas ativas, pois elas fazem parte do anel, isto é, todos os bits de cada mensagem passam através do nodo.

As principais características desta estrutura são:

- comunicação nodo-a-nodo irrestrita;
- não existe um mestre central;
- operação assíncrona e autônoma;
- é possível comunicação simultânea entre nodos;
- a interface de anel é padrão, independente de sua função.

Sendo a malha um canal de acesso aleatório compartilhado, a probabilidade de que vários nodos tenham, simultaneamente, mensagens para transmitir, é alta. Portanto, devem haver meios para resolver as disputas. Para isto, as interfaces contam com um protocolo de transmissão para controlar o fluxo de mensagens no anel.

De acordo com o protocolo, existem diversos tipos de mecanismos de transmissão usados nas redes com topologia em anel: redes de controle centralizado [5], redes tipo NEWHALL [5] e [25], redes do tipo PIERCE [5] e [25], redes tipo REAMES [5] e [25]. As três últimas são descritas no item 2.3.6.

#### 2.3.4. Redes com Estrutura de Barramento

A configuração de barramento é aquela na qual todos os nodos da rede compartilham um único canal de comunicação,

onde ocorrem todas as trocas de mensagens entre processos. O canal opera no modo de difusão múltipla onde, uma transmissão por um dos nodos pode ser recebida simultaneamente por todos os restantes. O acesso ao canal é controlado pelas interfaces de barramento através das quais os elementos da rede são conectados à via comum de transmissão.

A estrutura de barramento é mostrada na fig. 9.

As interfaces de barramento são normalmente denominadas passivas, pois elas simplesmente copiam as mensagens que lhes são endereçadas, quando elas "passam" pelo barramento.

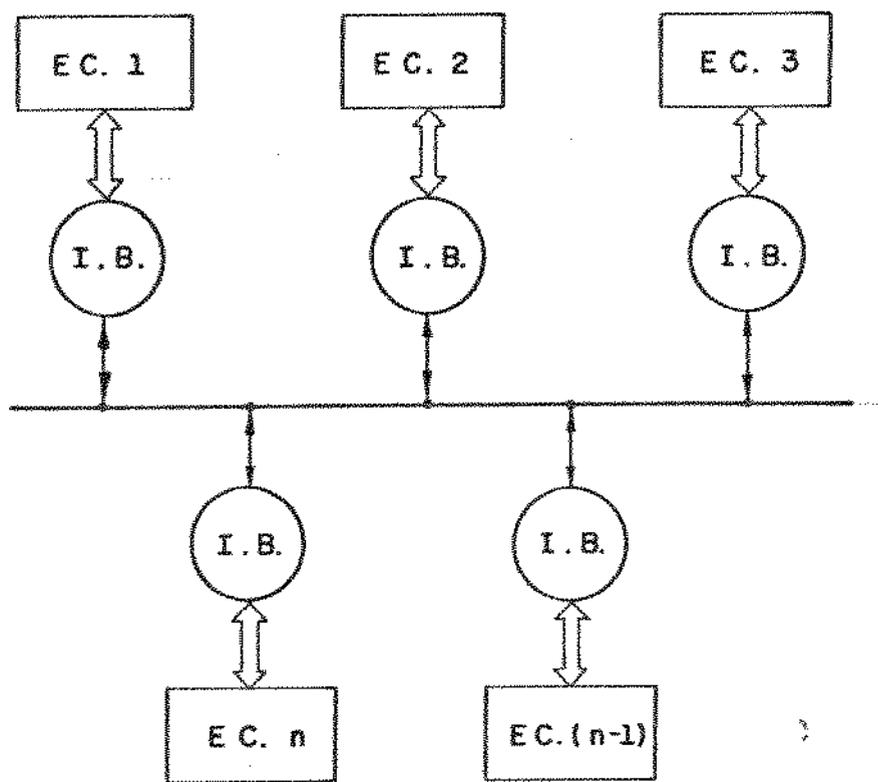
As principais características destas estruturas são:

- facilidade de expansão modular;
- transmissão nos dois sentidos;
- possibilidade de transmissão em difusão múltipla ("broadcast");
- baixo custo;

Diversas técnicas foram propostas para controlar o acesso de um nodo ou grupo de nodos ao canal de comunicação compartilhado. Uma classificação e descrição das diversas técnicas propostas para comunicação através de barramento global é apresentada por LUCZAK [19].

Do mesmo modo que nas estruturas em anel, deve haver um protocolo para especificar os mecanismos de acesso à via comum e de controle das transmissões.

Quando um processo em um EC deseja-se comunicar com outro num EC remoto, a interface difunde o endereço do destinatário no barramento; o nodo que se reconhece como destino, recebe a mensagem tornando-a disponível para o elemento associado. As demais interfaces podem simplesmente ignorar a mensagem. No modo difusão múltipla, um nodo remetente pode enviar uma mesma mensagem simultaneamente para todos os demais nodos.



I. B. - INTERFACE DE BARRAMENTO

FIGURA 9. REDE COM ESTRUTURA DE BARRAMENTO.

Existem diversos exemplos de redes que utilizam a estrutura de barramento, com os mais variados tipos de acesso : ETHERNET [28], MITRIX [1] e [20], ALOHA [1] e [20], HXDP [22] e LISA [29]. Algumas destas estruturas serão descritas no item 2.3.6.

### 2.3.5. Redes com Estruturas Múltiplas e Híbridas

Existem propostas e implementações (item 2.3.6.) de estruturas que utilizam, para o sistema de comunicação, vias múltiplas. Tais vias podem ser formadas pela associação de barramentos (barramentos múltiplos), duplicação da estrutura de anel (anel duplo), redes com barramento global associadas a uma estrutura de barramento chaveado, barramento global associado a redes irregulares ponto-a-ponto, e outras associações.

As estruturas de anel e barramento descritas anteriormente, sendo estruturas de via única, apresentam uma tolerância à falhas pequena. Se um enlace físico falha, todo o sistema de comunicação fica comprometido. Uma solução clássica para este problema é a utilização de redundância. No entanto, a utilização de uma via fisicamente redundante mas, funcionalmente única, não traz benefícios extras ao sistema, a não ser em condição de exceção (falha em um enlace).

Por outro lado, vias independentes e funcionalmente ativas além de prover a mesma proteção, podem fornecer benefícios adicionais sob condições normais de operação.

Os benefícios básicos que motivam a concepção de sistemas de comunicação com estruturas duplas e híbridas são:

- melhoria da integridade do sistema, nos aspectos relativos a recuperação de falhas, degradação parcial e possibilidade de reconfiguração dos enlaces físicos quando algum deles falha;

- melhoria no desempenho, oferecendo simultaneidade de comunicação entre nodos para diminuir o atraso médio de transmissão de mensagens e/ou aumentar a vazão;
- fornecer vias separadas para mensagens de controle e mensagens de dados, buscando aproveitar melhor as características de transmissão das vias e aumentar o desempenho.

Diversos exemplos de estruturas duplas e híbridas podem ser encontradas na literatura : "New Loop" [24] e [25], DP/M [36], DDLCN [27].

#### 2.3.6. Exemplos de Sistemas Distribuídos

Neste item serão descritas algumas redes em anel, redes com estrutura de barramento e redes duplas e híbridas com o objetivo de ilustrar e fornecer detalhes de implementação de sistemas distribuídos de controle em tempo real que utilizam as estruturas topológicas caracterizadas nos itens anteriores. O estudo e análise de tais concepções é bastante significativo para que se investiguem as características das estruturas, técnicas de gerência e controle de canal compartilhado, protocolos e formatos de mensagens para troca de informações entre processos, técnicas de tratamento de erros e reconfiguração em situações de falha, filosofias de concepção, que podem fornecer subsídios para a proposta de uma rede local de computação distribuída para aplicações em controle de processos em tempo real.

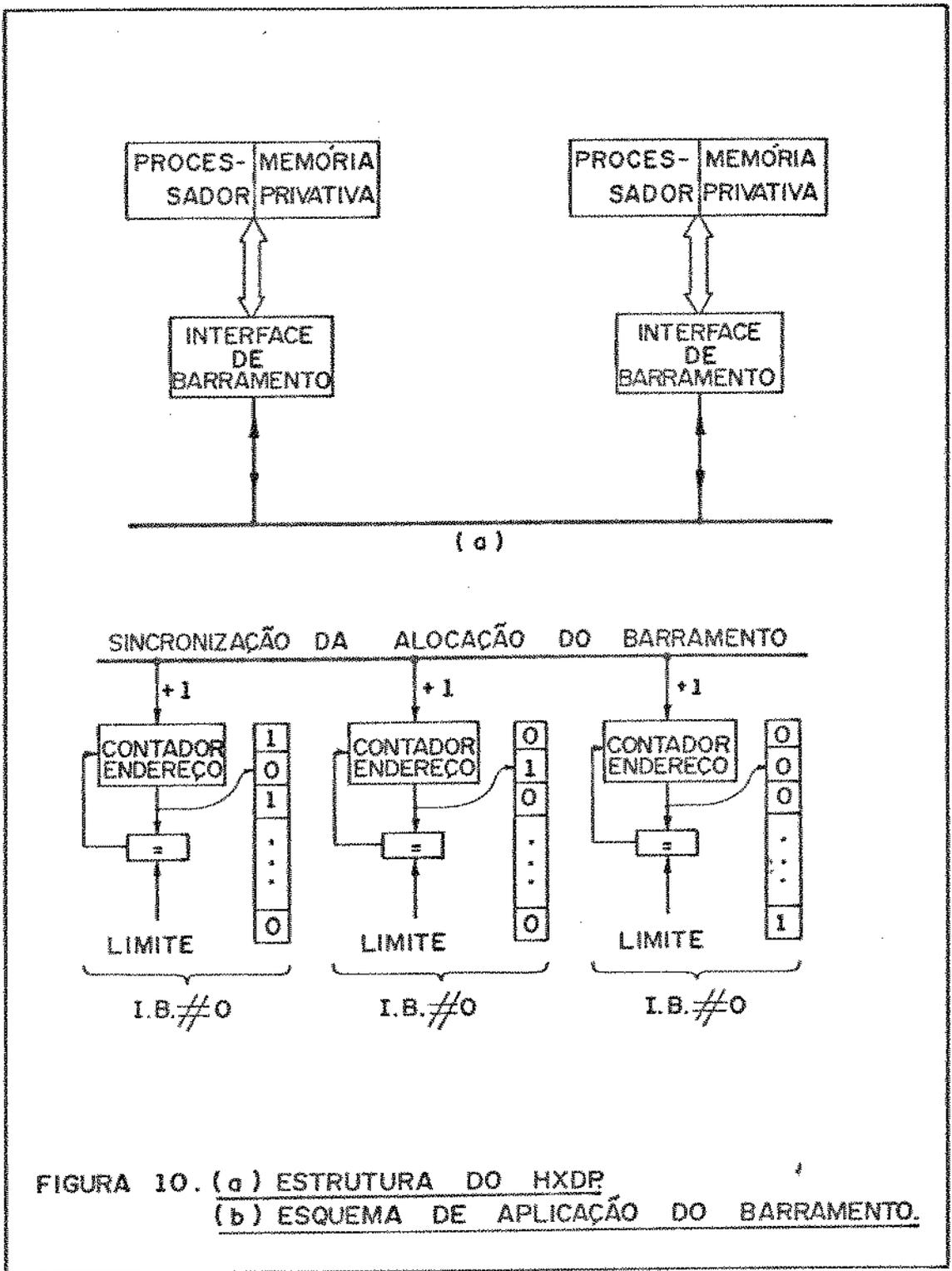
##### (1) HXDP - "Honeywell Experimental Distributed Processor" [22]

- Objetivo: veículo para pesquisa na ciência e engenharia de interconexão de processadores, controle executivo e soft-

ware para sistemas de computadores distribuídos; estes sistemas são definidos como "um conjunto de processadores, interligados física e logicamente para formar um sistema único no qual, o controle executivo geral é exercido através da cooperação de elementos descentralizados do sistema". É dirigido para aplicações de controle em tempo real que exigem dispersão física entre os computadores de até um km entre extremos.

- Filosofia de projeto: utilizar o baixo custo do hardware para diminuir o alto custo do software. Para tal, não dar ênfase à eficiência de um processador individual mas sim à dos processadores como sistema, incluindo mecanismos de controle em hardware para liberar o software para suas atividades em tempo real.
  
- Arquitetura do hardware do HXDP:
  - . até 64 elementos processadores (par memória/processador);
  - . conexão através de barramento global, bit-série, utilizando unidades de interface de barramento que são processadores específicos de comunicação (fig. 10a);
  - . controle descentralizado do barramento;
  - . transmissão serial utilizando par trançado balanceado e blindado, numa taxa de 1,25 Mbits/seg.
  
- Estrutura de comunicação:
  - . comunicação entre processos através de mensagens explícitas;
  - . todos os processos são considerados igualmente remotos, e mesmo mensagens entre processos no mesmo processador são transmitidas no barramento, para facilitar o controle descentralizado;
  - . interface orientada para endereçamento através do nome do destinatário, sendo os nomes definidos por software;

- . cada interface reconhece e recebe mensagens para até oito nomes únicos; as mensagens são recebidas e transmitidas através de filas FIFO ("First-In, First-Out") circulares; cada elemento processador tem uma fila de saída e até oito filas de entrada (uma para cada nome de processo destino);
  - . para enviar uma mensagem, o software coloca-a na fila de saída e a interface de barramento espera sua vez de transmitir; uma interface, quando reconhece o nome de destino, recebe a mensagem e a coloca na fila de entrada associada ao nome, tornando disponível para o software um "flag" e um ponteiro para fila (interrupção é opcional);
  - . a interface e o software do elemento processador tem acesso simultâneo e assíncrono a qualquer fila; a mensagem pode conter até 255 palavras de dado
- Esquema de alocação do barramento: utiliza um sistema denominado "Vetor Driven Proportional Access", ilustrado na fig. 10b. Cada interface possui um vetor binário circular e um índice para o vetor. Inicialmente todos os índices são zerados e simultaneamente incrementados por um sinal no barramento, ao final de cada mensagem. Somente uma interface tem "1" na posição indexada do vetor e que significa sua vez de transmitir. Se existe mensagem na fila de saída ela é transmitida e no final o barramento é liberado e todos os índices são incrementados; se não existe mensagem para transmitir, a interface libera o barramento incrementando todos os índices dos vetores.
- Deteção e recuperação de erros:
- . as interfaces são providas com lógica para deteção e recuperação de vários tipos de erros durante a transmissão de mensagens;
  - . classes de erros incluem: "Cyclic Redundancy Check" (CRC), erros no contador de palavras, espaço insuficiente nas filas; quando a interface deteta um erro ela envia uma "confirmação negativa" ("Negative - ACKnowledg-



- ment") e uma palavra de estado e a interface fonte tenta a retransmissão;
- . as interfaces detetam também vários tipos de erros associados aos protocolos de transmissão de mensagens, como por exemplo, ausência de resposta do destinatário, falha na retransmissão, falha no sinal de relocação do barramento, transmissão não segura, etc.;
  - . mecanismos de correção para os erros citados incluem: "time-out", sincronização através de informações nos blocos de mensagem e outros.

(2) DP/M - "Distributed Processor Systems for Avionics" [36]

Descreve o esquema de interconexão desenvolvido para a "Wright - Patterson Air Force Base", denominado "Distribution Processor/Memory" no qual redes topologicamente irregulares de pequenos computadores são utilizadas para processamento de problemas de aviação.

- Esquema de conexão: envolve a combinação de um barramento global com uma rede irregular ponto-a-ponto para a transmissão de mensagens em sistemas predominantemente homogêneos de 5 a 20 computadores (fig. 11).
- Compromissos de projeto:
  - . custo x velocidade dos barramentos;
  - . complexidade x carga dos recursos computacionais;
  - . confiabilidade dos recursos e seus efeitos na confiabilidade do sistema.
- Principais características:
  - . transmissão serial bifásica;
  - . mensagens endereçadas associativamente;

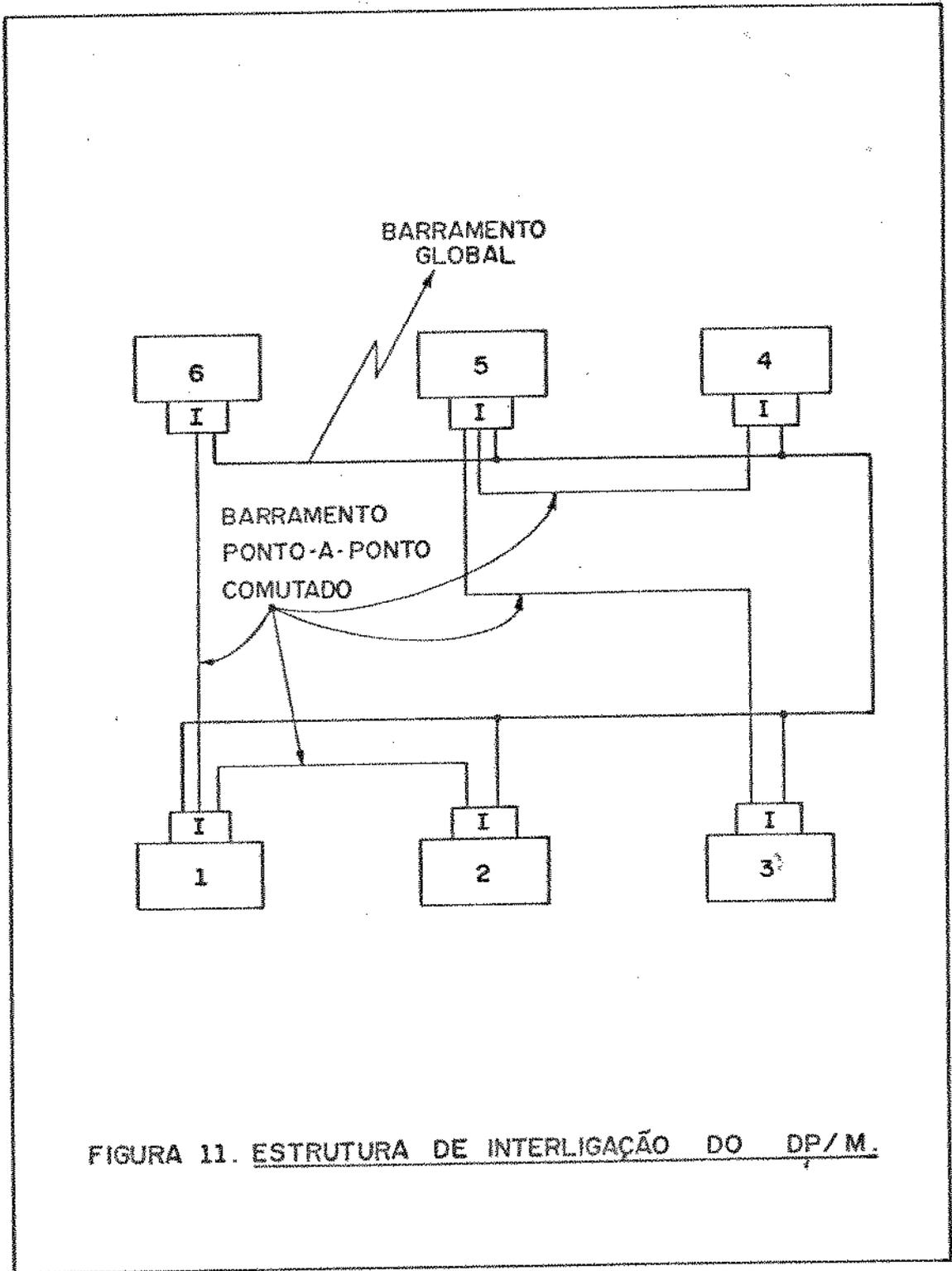


FIGURA 11. ESTRUTURA DE INTERLIGAÇÃO DO DP/M.

- . método para reconfiguração dos caminhos de comunicação ponto-a-ponto sob controle de programa;
- . número de elementos processador/memória (EP): de 5 a 20 elementos idênticos, sendo que cada EP deve possuir memória de 4 K palavras e taxa de processamento de 250.000 instruções/seg.;
- . função básica do sistema de interconexão: permitir a modularidade e garantir a confiabilidade do sistema;
- . a partição da carga de processamento no DP/M é feita em funções relativamente autônomas que se comunicam através de um vetor de estado;
- . as comunicações são de dois tipos: interfuncional, compreendendo mensagens curtas como comandos e informações do vetor de estado e intrafuncional com mensagens longas constituídas de grandes blocos de dados.

- Enfoques do projeto

- . a característica principal da aplicação é a grande quantidade de dados compartilhados;
- . combinação de barramento global que conecta todos os EP e um número de barramentos ponto a ponto, entre EP, de uma maneira irregular; todos os barramentos são bit-série com taxas de transmissão de 1 Mbits/seg.;
- . o barramento global transfere dados interfuncionais e os locais dados intrafuncionais, além de servirem como "back-up" para o barramento global;
- . os barramentos locais são comutáveis sob controle de programa, isto é, os barramentos ligados a um EP, podem ser ligados entre si, ao próprio EP, ou podem estar ociosos;
- . a alocação do barramento é circular e cada EP pode transmitir ou passar a sua vez.

- Detecção de falhas:

- . um EP que perde o controle do barramento pode bloquear usos subsequentes não propagando o sinal para alocação;

- um temporizador na lógica de alocação de cada EP detecta a falha e interrompe o processador indicando falha na alocação do barramento;
- o destinatário detecta bits perdidos durante a transmissão através de um contador de palavras, e interrompe o processador quando verifica perda de informação;
- erros decorrentes de mensagens extraviados ou aceitas por EP errôneo são detectados por software.

(3) "Distributed Computer Control System" [26]

Apresenta uma estrutura de hardware descentralizado para controle em tempo-real. A estrutura básica proposta é mostrada na fig. 12.

- Principais características:

- existem várias estações de computação acopladas através de uma estrutura em anel. Cada estação é conectada à partição da instalação que está controlando por uma unidade Processo - Entrada/Saída;
- para realizar o processo de controle de uma tarefa, cada estação é equipada com uma unidade computacional baseada em micro-processador;
- toda comunicação necessária ao conceito de controle hierárquico é dirigido ao sistema de comunicação; para as aplicações industriais a que se destina, é usada uma taxa de transmissão de 5 Mbits/seg., bit-série; para garantir baixa interferência a estrutura é implementada utilizando condutor de fibra ótica; as distâncias entre estações variam de 300 a 3000 pés;
- em caso de falha do processador da estação, o controle local pode comutar a unidade de processo - E/S diretamente para a linha de comunicação, permitindo que as outras estações tenham acesso à informação, conforme mostra o

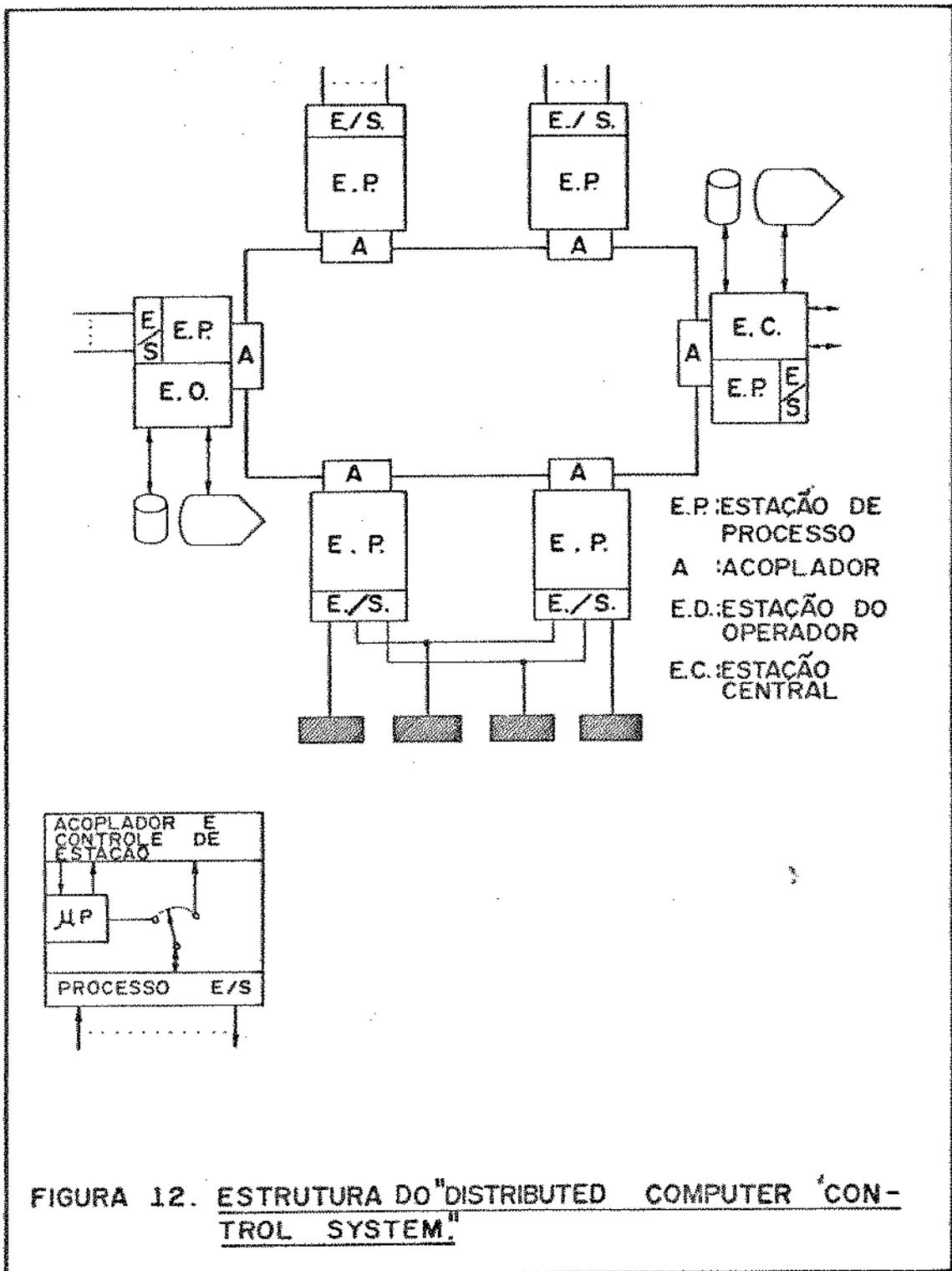


FIGURA 12. ESTRUTURA DO "DISTRIBUTED COMPUTER CONTROL SYSTEM."

detalhe da fig. 12;

- . a estação central é equipada com periféricos padrão e é utilizada para a comunicação homem-máquina; a estação do operador, equipada com memória de massa e terminal gráfico, cuida da tarefa comunicação homem-processo, podendo atuar como coordenador em sistemas de controle hierárquico.

- Técnica de comunicação e endereçamento:

- . utiliza o conceito de mestre-flutuante para a coordenação das comunicações, através da técnica de "live-telegrams" e contadores de time-out, para possibilitar que outra estação assuma as funções de coordenação em caso de falha do mestre corrente;
- . endereçamento através de um endereço global formado pelo código da estação e o endereço real na estação.

(4) Redes em Anel [5] e [25]

Existem tradicionalmente três mecanismos de transmissão usados nas redes que possuem controle distribuído com topologia em anel:

- Redes tipo Newhall: trabalho pioneiro em rede de computadores em anel, foi desenvolvida na "Bell Laboratories" por Newhall e Farmer em 1969, tendo as seguintes características principais:

- . Concebida para tratar de tráfegos "explosivos" (bursty) a rede conecta dois DDP 516, um PDP 9, um disco, uma leitora de cartões, um traçador (plotter) e um teletipo através de um canal de comunicação de 3,156 Mbits/seg utilizando par trançado blindado.
- . Para resolver disputas de acesso ao canal, uma marca de controle ("token") é passada de interface para interface

através da malha, de uma maneira cíclica (fig. 13a). Somente a interface de posse da marca pode transmitir mensagem, de tamanho variável, no anel.

Quando a transmissão é terminada, a marca de controle é passada para a interface seguinte. Se o nó tem mensagem para transmitir, ele remove a marca e começa a enviar sua mensagem; caso contrário ele passa a marca de controle adiante.

- . Desvantagem: o protocolo de passagem de marca de controle limita a transmissão de mensagens a uma única interface por vez, resultando na utilização ineficiente do canal, atrasos de transmissão de mensagens e tempo de espera em fila elevados.

- Redes tipo Pierce: desenvolvida na Bell Laboratories em 1972 por Pierce, que estendeu o conceito de anel para incluir uma interconexão hierárquica de malhas; somente uma malha foi implementada por KROPOL e COBER (1972), com as seguintes características:

- . Na malha Pierce, o espaço de comunicação é dividido em um número inteiro de ranhuras de tamanho fixo de 522 bits. As mensagens são divididas em pacotes de tamanho fixo de 522 bits, de tal modo que uma ranhura pode acomodar um pacote no canal.

- . Cada ranhura contém um bit para indicar se ela está cheia ("F-Full") ou vazia ("E-Empty"), conforme ilustra a fig. 13b. A interface de anel espera pelo início de uma ranhura vazia e a preenche com um pacote. O bit E/F é colocado em F quando a interface coloca um pacote no anel e em E quando ela retira um pacote que lhe é endereçado.

Este mecanismo permite portanto, a transmissão simultânea de mensagens de tamanho fixo (pacotes).

- . Desvantagem: atraso na espera de ranhura vazia; perda de espaço na divisão de mensagens de tamanho variável em pa

cotes de tamanho fixo; atrasos adicionais devido à desmontagem, sequenciamento, armazenamento e montagem de pacotes.

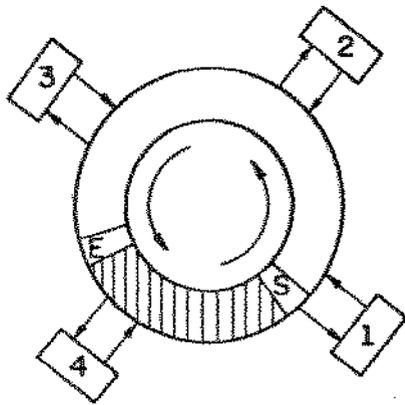
- Redes tipo Reames ("Distributed Loop Computer Network - DLCN"): desenvolvida na Ohio State University (1975-1978), sendo que a rede inicial interliga um IBM 370/168, um DEC-10, um PDP/8-S, um PDP 11/40, um MICRO-1600/21 e alguns dispositivos especiais de E/S.

- . Tendo como objetivo a eliminação das desvantagens dos mecanismos anteriores, foi desenvolvido um protocolo de transmissão denominado "shift register insertion scheme", que permite a transmissão simultânea e direta de mensagens de tamanho variável, sem haver necessidade de se usar controle centralizado.
- . A interface de anel, através de um registrador deslocador, fornece atraso e armazenamento para as mensagens que chegam no nodo durante a transmissão de mensagens geradas localmente. A fig. 13c ilustra o mecanismo.
- . Embora o mecanismo DICN permita uma rápida inserção de mensagens no anel, os atrasos nas filas de mensagens que tentam ir para outros nodos pode ser razoável, em função do tráfego gerado localmente.

(5) "ETHERNET : Distributed Packet Switching for Local Computer Networks [28]"

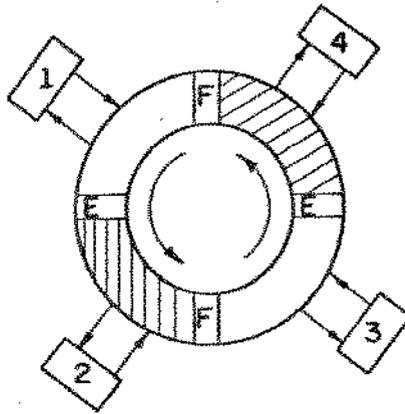
- Principais características:

- . ETHERNET é um sistema para comunicação local entre estações de computação. A rede experimental utiliza cabo coaxial para a transmissão de pacotes de dados digitais de tamanho variável.



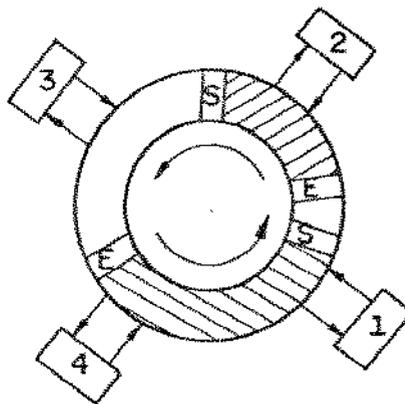
S-"START OF MESSAGE"  
E-"END OF MESSAGE"

(a) REDE TIPO NEW HALL



E-RANHURA VAZIA ("EMPTY")  
F-RANHURA CHEIA ("FULL")

(b) REDE TIPO PIERCE



E-END OF MESSAGE  
S-START OF MESSAGE

(c) REDE TIPO REAMES (DLCN)

FIGURA -13. REDE COM ESTRUTURA DE ANEL.

- . O meio de comunicação compartilhado é um barramento com interfaces passivas. Um pacote difundido no barramento é "escutado" por todas as estações e copiadas por um ou vários destinatários de acordo com o campo de endereços da mensagem.
- . O controle é completamente distribuído entre as estações e a coordenação para transmissão é feita através de arbitração estatística ("barramento anárquico"). Quando duas ou mais estações tentam transmitir simultaneamente, ocorre uma colisão (sobreposição de pacotes no tempo).  
A colisão provoca interferência, de maneira que o pacote não é reconhecido por um dos destinatários.  
Quando uma colisão é detectada, a estação abandona a tentativa de transmissão e retransmite o pacote depois de um intervalo de tempo aleatório, determinado dinamicamente.

- Objetivos de projeto:

- . Concepção de um sistema de comunicação capaz de atender a um crescimento modular para acomodar diversas estações computacionais e as facilidades necessárias para o seu suporte.
- . O sistema de comunicação deve ser de baixo custo. Foi escolhido controle distribuído para eliminar os problemas de confiabilidade de um controlador central ativo.
- . Tamanho máximo da rede da ordem de 1 km de cabo, transmissão serial bit-a-bit numa taxa de 3 megabits/seg. A rede experimental pode conectar até 256 estações.
- . A topologia da rede é a de uma árvore sem raiz. É uma árvore no sentido de que podem existir diversos ramos interligados através de um repetidor para regeneração do sinal; é sem raiz porque pode ser estendido a partir de qualquer de seus pontos em qualquer direção.

(6) "New Modular Loop Architecture - NEWLOOP [24] e [25]"

Proposta por JAFARI na "Oregon State University" (1977), introduz duas inovações principais: utiliza um barramento global separado para a comunicação de mensagens de controle; uma estrutura de barramento seccionado para formar um canal somente para dados, conforme mostrado na fig. 14. As principais características da estrutura NEWLOOP são:

- . Comunicação entre nodos: um nodo que deseja comunicar-se envia mensagem ao controlador pelo barramento de controle, requisitando uma conexão.  
Se a conexão é possível, o controlador envia pelo barramento de controle uma mensagem para que os circuitos de comutação dos nodos envolvidos estabeleçam um caminho entre remetente e destinatário.  
O controlador também informa ao destino que uma mensagem será enviada. Quando a comunicação é completada, os nodos sinalizam o controlador que então desabilita os caminhos. Este tipo de operação permite comunicação simultânea.
- . A estrutura NEWLOOP permite configurações alternativas como por exemplo, duplicação de alguns ou todos os segmentos de barramento entre nodos. Diferentes tipos de algoritmos de escalonamento podem ser implementados no controlador; tais algoritmos estão diretamente relacionados com o desempenho do sistema.
- . Vantagens: interfaces simples; boa extensibilidade; melhoria no tempo de resposta e vazão em relação às estruturas de anel anteriores, de acordo com a comparação de desempenho mostrada em [5] e [25].
- . Desvantagem: problemas de confiabilidade devido a existência de um controlador central; "overhead" grande para a comutação de circuitos (caminhos entre fonte e destino).

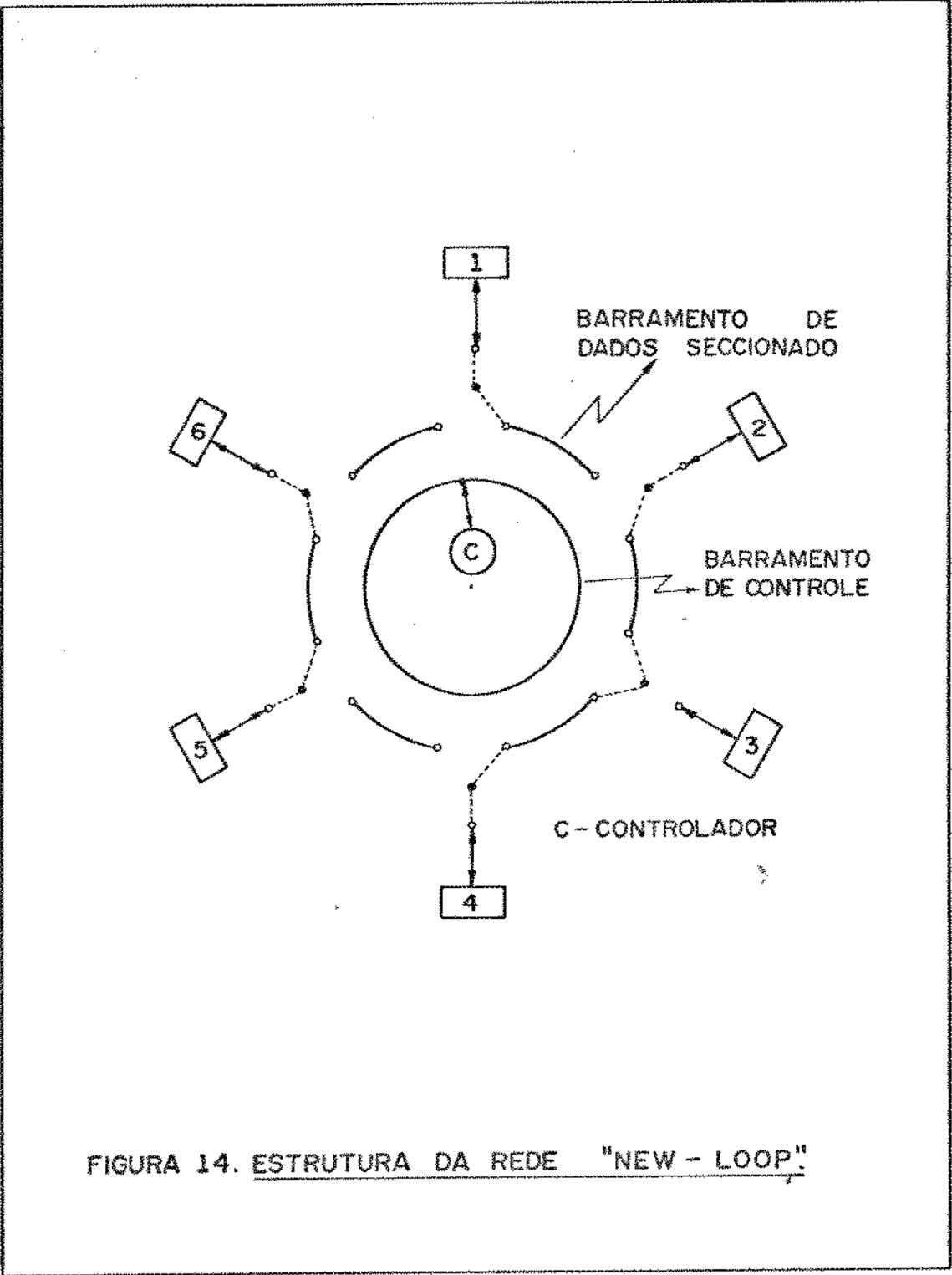


FIGURA 14. ESTRUTURA DA REDE "NEW - LOOP"

(7) "DDLDCN - Distributed Double-Loop Computer Network [27]"

É a estrutura que sucede ao DLCN descrito anteriormente. Um protótipo interligando oito micro-computadores LSI-11 e um DEC-system-20 está sendo implementado no Departamento de Ciência de Computação e Informática da "Ohio State University". As principais características do DDLDCN são descritas a seguir.

- . É um sistema de processamento distribuído, tolerante à falhas e que interliga midi, mini e micro computadores utilizando uma estrutura topológica de anel duplo. A rede é projetada de tal maneira que o usuário "enxerga" um único recurso computacional integrado, com potência computacional grande e vários recursos disponíveis, sem se preocupar com a organização real do sistema.
- . As estruturas de anel único tem baixa tolerância à falhas; se um enlace de comunicação apresenta defeito, as transmissões ficam bloqueadas. A utilização de um outro anel, fornece alguma tolerância à falhas simplesmente através de redundância. No entanto o projeto DDLDCN, busca um maior grau de tolerância a falhas. Para isto, a interface utiliza lógica de três estados permitindo uma reconfiguração dinâmica do enlace físico, quando algum deles falha.
- . O DDLDCN conta com interfaces ativas, e os anéis tem sentidos de transmissão opostos, permitindo reconfiguração para diversas falhas de enlaces físicos, o que dá ao sistema um alto grau de confiabilidade.
- . A pesquisa com o DDLDCN concentrou-se em quatro áreas: concepção do anel duplo e da interface associada; protocolos de comunicação entre processos; modelos de sincronização distribuída e linguagens de programação para sistemas distribuídos.

## 2.4. CONCLUSÕES

Nos itens anteriores deste capítulo foram descritos os aspectos fundamentais associados à concepção de sistemas distribuídos e de Redes Locais de Computadores. Conforme pôde ser visto através das características descritas e dos exemplos mostrados, não existe uma única topologia de rede, esquema de acesso, meio de transmissão, que ofereça a melhor solução para todos os problemas. Por exemplo, os projetistas e usuários devem escolher a configuração mais adequada (estrela, anel, barramento); devem escolher o esquema de acesso (marca de controle, disputa, inserção de atraso, etc.); devem escolher o meio físico de transmissão (cabo coaxial, par trançado, fibra ótica) e devem especificar os protocolos de comunicação para troca de mensagens entre os processos computacionais.

Daí, torna-se importante caracterizar a aplicação controle de processos em tempo real, para que as opções de projeto sejam escolhidas de modo a atender os requisitos básicos da aplicação.

Atualmente existem diversas Redes Locais de Computação Distribuída que são disponíveis comercialmente [48], para aplicações tanto em automação de escritórios como em controle de processos em tempo real. Os requisitos para cada uma das aplicações são totalmente diferentes. Na automação de escritórios as principais características das Redes Locais são simplicidade e baixo custo. Nas aplicações de controle em tempo-real, os requisitos básicos são segurança na transmissão de mensagens e atrasos de transmissão compatíveis com as necessidades de tempo-real do processo sendo controlado. Com isto, os aspectos de simplicidade e baixo custo podem ser comprometidos em função da segurança e eficiência exigidas.

As características típicas das aplicações de controle de processos em tempo-real, de interesse deste trabalho, são dadas a seguir:

- O controle realiza funções específicas, conhecidas na configuração do sistema. Estas funções são implementa

das por processos computacionais que podem ser executados concorrentemente na maioria dos casos.

- As funções são decompostas num total de 10 a 100 processos; tal decomposição ainda é feita manual e heurísticamente.
- Velocidade de processamento requerida pelos processos: 30 k a 300 k instruções por segundo.
- Taxas de comunicação entre processos: 100 até 5000 bits por segundo.
- Tamanho médio das mensagens: de 1 a 100 palavras de dados.
- Atrasos médios de transmissão tolerados: centenas de microssegundos a dezenas de milissegundos.

Portanto, nas aplicações de controle de processos em tempo-real, os aspectos de segurança de transmissão e atrasos permitidos, juntamente com as características da aplicação particular, constituem os elementos básicos que devem ser levados em conta no projeto da rede local. São estes elementos que vão determinar a topologia, método de acesso meio e velocidade de transmissão, e protocolos mais adequados.

### C A P Í T U L O    I I I

#### 3. MODELAGEM, ANÁLISE E SIMULAÇÃO DE SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO

Este capítulo trata do estudo dos sistemas de comunicação com estruturas topológicas de anel e barramento, com controle descentralizado. Conforme mostrado no item 2.3.1., são estas as estruturas mais utilizadas nas aplicações de aquisição de dados e controle em tempo-real.

O objetivo de tal estudo é um levantamento das características do anel e barramento individualmente, buscando-se obter dados relativos aos atributos de desempenho, extensibilidade e dados relacionados à interface de comunicação, como o comprimento das filas de mensagens, tamanho máximo das filas, políticas de atendimento, protocolos de transmissão. Para atender ao atributo integridade, de grande importância nas aplicações de controle de processos em tempo-real, fatalmente será necessária a utilização de uma estrutura dupla ou híbrida uma vez que, falha em um enlace de transmissão pode comprometer todo o sistema, se ele utiliza via única de comunicação.

Para a análise de cada uma das estruturas, será adotado um modelo a partir do qual o anel e o barramento serão estudados e comparados através de simulação e de formulação analítica. Com este estudo, determinam-se as características de cada uma das vias bem como o tipo de mensagem mais adequado para cada uma das estruturas, obtendo-se subsídios para a proposta de um sistema de comunicação no item 3.4.

Neste item, a estrutura proposta é também analisada através de simulação, levando-se em conta agora os aspectos de falhas tais como erros de transmissão, falha nos enlaces físicos e os respectivos mecanismos para detecção e recuperação de estados defeituosos.

No item 3.5 é feita uma análise comparativa entre a estrutura proposta neste trabalho e outras estruturas múltiplas

existentes, destacando-se as vantagens e desvantagens de cada delas em relação ao custo, desempenho, integridade, expansibilidade. Além disso, com base nas características levantadas para o anel e barramento individualmente, serão consideradas as características das aplicações mais adequadas a cada uma das estruturas duplas e híbridas comparadas.

### 3.1. ESTRUTURA DE ANEL

Tomando como base para o estudo das estruturas com topologia em anel, o trabalho de REAMES e LIU [5] e [25], o protocolo adotado permite a transmissão simultânea de mensagens de tamanho variável. O maior desempenho deste mecanismo em relação ao centralizado, ao de Pierce e ao de Newhall, dá-se às custas de uma maior complexidade da interface de anel que necessita de filas e/ou "buffers" para o armazenamento intermediário de mensagens de tamanho variável.

A estrutura de anel descrita no item 2.3.3. e ilustrada na fig.8, será considerada como tendo na sua interface, canais de transmissão e recepção distintos; em outras palavras, uma determinada interface pode estar transmitindo uma mensagem para o nó seguinte e simultaneamente recebendo uma mensagem do nó anterior, no sentido de transmissão do anel.

Com isto, simplifica-se a sincronização para transmissão de mensagens uma vez que, o receptor do nó i está sempre disponível para receber mensagens enviadas pelo transmissor do nó i-1. Assim, o controle é exercido só sob o transmissor de cada interface, e portanto, de maneira descentralizada.

#### 3.1.1. Modelo Adotado

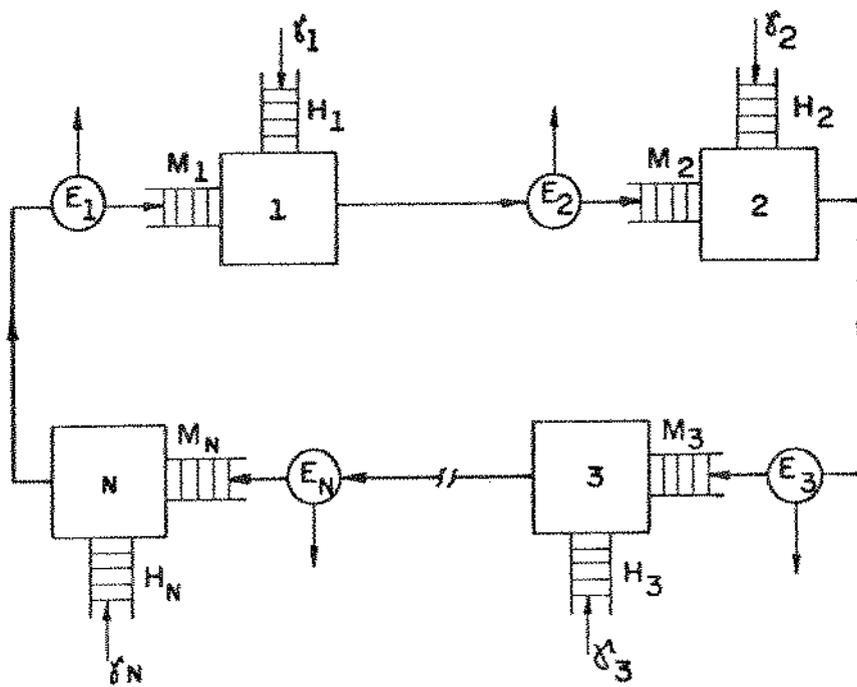
O modelo adotado para a estrutura em anel é mostrado na fig. 15a. A seguir são descritos os elementos e parâme-

tros envolvidos e o protocolo de comunicação adotado.

Cada interface conta com uma FILA H de mensagens enviadas pelo EC associado e uma FILA M para as mensagens que circulam pelo anel. Com relação aos parâmetros do modelo, adotaram-se as seguintes hipóteses:

- a taxa de chegada de mensagens em cada nodo  $i$ , obedece a uma Distribuição de Poisson com média  $\gamma_i$ ;
- os destinos das mensagens geradas em cada nodo são uniformemente distribuídos entre os demais nodos;
- o tempo de serviço do canal associado a cada nodo  $i$  é igual ao tempo de transmissão, dado por  $\ell/C_i$ , onde  $\ell$  é o comprimento da mensagem a ser transmitida (em bits) e  $C_i$  é a capacidade do canal do nodo  $i$  (em bits/seg.);
- o comprimento médio das mensagens tem Distribuição Exponencial com média  $L$ ;
- o protocolo de comunicação permite transmissão simultânea de mensagens de tamanho variável;
- cada nodo pode receber mensagem enquanto está transmitindo; as mensagens recebidas são enviadas ao EC associado através de Canal de Acesso Direto à memória e o processo endereçado é sinalizado (ou interrompido);
- o escalonador (E) da interface verifica se a mensagem é endereçada ao nodo correspondente (caso em que a torna disponível para o EC), ou não (caso em que coloca a mensagem na fila M do nodo associado).
- a transmissão de mensagens é serial, bit a bit.

O formato típico de uma mensagem é mostrada na fig. 15b. Os campos de FLAG constituem-se numa sequência especial de bits que indicam o início ou fim de uma mensagem. Os cam-



(a)

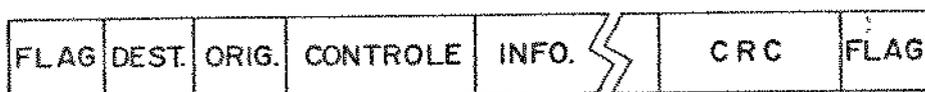


FIGURA 15. (a) MODELO ADOTADO PARA O ANEL.  
 (b) FORMATO TÍPICO DA MENSAGEM.

pos ORIGEM, DESTINO indicam o endereço dos processos remetente e destinatário.

A implementação do endereçamento será discutida no item 4.3. O campo de CONTROLE é dividido em vários sub-campos, dependendo da aplicação e contem, normalmente, bits para controle de tráfego, códigos de funções especiais, bits para sequência de mensagens e comandos de controle, bits para indicar tipo da mensagem, etc..

O campo CRC ("Cyclic Redundancy Check") é utilizado para detecção de erros de transmissão.

O campo de INFORMAÇÃO é de tamanho variável e contem dados transmitidos entre processos.

A análise individual das estruturas de anel e barramento, será feita para a situação de regime, isto é, na ausência de falhas. Estas serão tratadas no Capítulo IV, para o caso específico da estrutura proposta.

O protocolo de comunicação adotado é descrito a seguir:

- (1) Quando um processo em um EC deseja transmitir uma mensagem para outro processo em um EC remoto, ele monta a mensagem e a coloca na FILA H da interface associada. A interface forma o bloco de mensagem, e se o canal estiver livre, transmite a mensagem para o nodo seguinte no sentido de transmissão do anel. Se o canal estiver ocupado, a mensagem aguarda sua vez na FILA H.
- (2) Quando uma interface recebe uma mensagem, ela verifica o endereço do destinatário; se este endereço corresponder a um processo no EC associado à interface, a mensagem é absorvida e encaminhada ao processo no EC. Se o endereço não corresponder, a mensagem deverá ser enviada para o nodo seguinte; se o canal estiver livre, ela é transmitida; caso contrário aguarda sua vez na FILA M da interface.

- (3) Quando um canal está livre para transmissão de mensagens, e as FILAS H e M não estão vazias, a próxima mensagem a ser enviada será decidida por um mecanismo de prioridade entre M e H.
- (4) As mensagens nas filas são atendidas no modo FIFO ("First-In, First-Out").

### 3.1.2. Simulador de Anel

Este item descreve um simulador de um sistema de comunicação em anel, desenvolvido de acordo com o modelo e o protocolo de comunicação descritos no item anterior. O simulador, além de servir como uma ferramenta para o levantamento das características da estrutura de comunicação, foi concebido de maneira a servir como um mecanismo de auxílio no projeto de redes locais de computadores.

Ao projetista de uma rede interessa dispor de uma ferramenta de análise, para verificar os efeitos das escolhas de parâmetros de projeto (topologia, capacidade de enlaces e "buffers") sobre os indicadores de desempenho (vazão, atrasos médios de transmissão), para uma determinada carga do sistema (perfil estatístico das chegadas e comprimento de mensagens). Como os enlaces são normalmente, por razões tecnológicas, os gargalos do sistema de comunicação, os indicadores que se relacionam diretamente com as propriedades estatísticas das filas são índices significativos da qualidade do sistema de comunicação projetado.

Portanto, o objetivo do simulador é a determinação dos seguintes elementos básicos:

- Atraso médio de transmissão de mensagens (ATM) e a utilização (UT) do canal de transmissão, variando-se a taxa de chegada de mensagens em cada nó, o comprimento médio das mensagens, o número de nós da rede,

as capacidades dos canais de transmissão.

- Comprimento médio das filas de mensagens e as variâncias associadas.
- Comprimento máximo das filas para dimensionamento da capacidade dos "buffers" das interfaces.
- Políticas mais adequadas de atendimento às filas.
- Comportamento de regime da estrutura com topologia em anel.

O simulador foi desenvolvido utilizando-se a linguagem ALGOL e implementado no SISTEMA DEC-10 da UNICAMP. A seguir, as variáveis envolvidas no simulador serão definidas e posteriormente o método de geração das variáveis será descrito.

- VARIÁVEIS DE ENTRADA:

- .  $AT_{ij}$  : intervalo de tempo entre as chegadas da  $i$ -ésima e  $(i+1)$ -ésima mensagens, no nó  $j$ .
- .  $DST_{ij}$  : destino da  $i$ -ésima mensagem gerada no nó  $j$ .
- .  $ST_{ij}$  : tempo de serviço para a  $i$ -ésima mensagem gerada no nó  $j$ .
- .  $N$  : número de nós da rede.
- .  $MAXFILA$  : número máximo de mensagens permitido nas filas  $H$  e  $M$ .
- .  $ENDSIM$  : número de unidades de tempo que dura a simulação.

- VARIÁVEIS DE ESTADO: descrevem o estado do sistema sendo simulado e vão sendo contabilizadas durante a simulação para posterior análise e tratamento estatístico.
- .  $ATAC_j$  : somatória dos tempos de chegada das mensagens geradas no nodo  $j$ .
  - .  $TOCUP_j$  : tempo durante o qual o canal do nodo  $j$  está ocupado, transmitindo uma mensagem para o nodo  $(j+1)$ .
  - .  $STAUX_j, DSTAUX_j$  : tempo de serviço e destino da mensagem que está correntemente sendo transmitida do nodo  $j$  para o nodo  $(j+1)$ .
  - .  $WLH_j, WLM_j$  : número de mensagens esperando serviço nas filas H e M respectivamente, no nodo  $j$ .
  - .  $CLOCK$  : controlador do tempo de simulação medido em incrementos unitários de unidade de tempo.
  - .  $TWTH_j$  e  $TWTM_j$  : tempo acumulado de espera por serviço nas filas H e M do nodo  $j$ , respectivamente.
  - .  $TIDT_j$  : tempo ocioso acumulado, do canal do nodo  $j$ .
  - .  $MSGER_j, MSREC_j$  : número de mensagens geradas e recebidas no nodo  $j$ , até o instante corrente.
  - .  $MSFLM_j$  : nº de mensagens que passaram pela fila M do nodo  $j$ .
  - .  $WLHAC_j, WLMAC_j$  : valor acumulado do comprimento das filas H e M, do nodo  $j$ .
  - .  $WLH2AC_j, WLM2AC_j$  :  $\sum (WLHAC_j)^2$  e  $\sum (WLMAC_j)^2$  para cálculo da variância dos comprimentos das filas H e M do nodo  $j$ .

.  $WLHMAX_j, WLMMAX_j$  : nº máximo de mensagens presentes nas filas H e M do nodo j.

- VARIÁVEIS DE SAÍDA: são as variáveis dependentes, geradas através das variáveis de entrada e de estado, de acordo com as características operacionais do modelo.

. Tempo médio de espera na fila H do nodo j:

$\overline{WTH}_j = TWTH_j / MSGER_j$ , ou seja, é o tempo de espera na Fila H do nodo j, dividido pelo número de mensagens geradas no nodo j.

. Tempo médio de espera nas filas H da rede:

$$\overline{WTH} = \sum_{j=1}^N \frac{TWTH_j}{MSGER_j}$$

. Tempo médio de espera na fila M do nodo j:

$\overline{WTM}_j = TWTM_j / MSFLM_j$ , ou seja, é o tempo de espera na Fila M do nodo j dividido pelo número de mensagens que passaram por esta fila.

. Tempo médio de espera nas filas M da rede:

$$\overline{WTM} = \sum_{j=1}^N \frac{TWTM_j}{MSGER_j}, \text{ ou seja, é o tempo de espera em filas M}$$

da rede, dividido pelo nº total de mensagens geradas

$$\left[ = \sum_{j=1}^N MSGER_j \right]$$

- Tempo médio de espera em filas na rede:

$$\overline{WTRE} = \overline{WTM} + \overline{WTH}$$

- Atraso médio de transmissão de uma mensagem:

$$\overline{ATR} = \overline{WTRE} + \sum_{j=1}^N \frac{STAC_j}{MSGER_j}, \text{ ou seja, o atraso médio de trans}$$

missão de mensagem (ATM) é a soma do atraso médio devido a espera nas filas da rede com o tempo médio de serviço de uma mensagem.

- Comprimento médio das filas em cada nódo:

$$\overline{LM}_j = \frac{WLMAC_j}{ENDSIM} \quad \overline{LH}_j = \frac{WLHAC_j}{ENDSIM}$$

$WLMAC_j$  e  $WLHAC_j$  contem o  $\sum$ , de intervalo em intervalo de amostragem, do número de mensagens em cada fila. Como será detalhado mais adiante neste item, o intervalo de amostragem é feito igual à unidade de tempo do CLOCK. Com isto, o comprimento médio é obtido dividindo-se o somatório pelo tempo de simulação.

- Variância do comprimento das filas em cada nódo:

$$\text{Var} \{LH_j\} = WLH2AC_j / ENDSIM - (\overline{LH}_j)^2$$

$$\text{Var} \{LM_j\} = WLM2AC_j / ENDSIM - (\overline{LM}_j)^2$$

- Comprimento máximo das filas em cada nódo:

$$WLHMAX_j \text{ e } WLMMAX_j$$

- Tempo ocioso médio do canal em cada nódo:

$$\overline{IDT}_j = TIDT_j / MSGER_j$$

. Tempo ocioso médio do anel:

$$\overline{IDT} = \sum_{j=1}^N (TIDT_j / MSGER_j)$$

. Utilização média do anel:

$$\overline{UT} = (ENDSIMUL - \sum_j TIDT_j / N) / ENDSIMUL$$

- GERAÇÃO DAS VARIÁVEIS ALEATÓRIAS: na geração de mensagens, considerou-se nesta implementação que o número de mensagens geradas por unidade de tempo em cada nodo, segue a distribuição de Poisson. Esta hipótese será adotada neste trabalho por ser usual na literatura [2], [4], [5], [24] e [25], e espera-se, não muito discrepante da realidade.

Sendo o processo de chegada POISSON, o tempo de chegadas entre mensagens obedece a uma distribuição exponencial [2] cuja função densidade de probabilidade é:

$$f(x) = \gamma e^{-\gamma x} \quad \forall \gamma > 0, x \geq 0 \quad (1)$$

A função de distribuição  $F(x)$  será portanto:

$$F(x) = \int_0^x \gamma e^{-\gamma x} dx \quad \therefore \quad F(x) = 1 - e^{-\gamma x} \quad (2)$$

Para gerarmos variáveis aleatórias, cuja função densidade de probabilidade é  $f(x)$ , usaremos o MÉTODO DA TRANSFORMAÇÃO INVERSA [2]:

(a) Gera-se números aleatórios  $r$  uniformemente distribuídos entre 0 e 1;

(b) Faz-se  $r = F(x) = \int_0^x f(t) dt$  e então:

$$P(X \leq x) = F(x) = P[r \leq F(x)] = P[F^{-1}(r) \leq x].$$

Portanto, se existe  $F^{-1}(r)$  então ela é uma variável aleatória cuja função densidade de probabilidade é  $f(x)$ .

Aplicando este método para a distribuição exponencial, teremos:

de (2), a função de distribuição de probabilidades é  $F(x) = 1 - e^{-\gamma x}$ , com

$$\text{. média } \varepsilon\{x\} = \int_0^x x \cdot f(x) dx = 1/\gamma \quad (3)$$

$$\text{. variância } \text{Var}\{x\} = \int_0^x (x - \varepsilon\{x\})^2 \cdot f(x) dx = 1/\gamma^2 \quad (4)$$

Gerando números aleatórios  $r$ , uniformemente distribuídos, e fazendo  $r = F(x) = 1 - e^{-\gamma x}$ , como a função  $F(x)$  é simétrica  $F(x)$  e  $1 - F(x)$  são intercambiáveis e então

$$r = e^{-\gamma x} \quad \therefore \quad x = (-1/\gamma) \ln r = \varepsilon\{x\} \ln r$$

Portanto, para a geração dos tempos de chegada entre mensagens no nodo  $j$ ,  $AT_j$ , teremos

$$AT_j = -1/\gamma_j \ln r \quad (5)$$

onde o  $\gamma_j$  é a taxa média de chegada de mensagens no nodo  $j$ .

Do mesmo modo, segundo as hipóteses do item 3.1.1. em relação ao modelo adotado, o comprimento médio das mensagens tem distribuição exponencial de média  $L$ .

Portanto, o tempo de serviço de uma mensagem num canal  $j$  depende do comprimento da mensagem e da capacidade  $C_j$  do canal.

O comprimento da mensagem é dado então por  $l = L \ln r$  e o tempo de serviço associado será:

$$ST_j = (-L \cdot \ln r) / C_j \quad (6)$$

O destino de cada mensagem gerada é uniformemente distribuído entre os demais nodos e, portanto:

$$DST = r \text{ mod } N, \text{ onde } N \text{ é o nº de nodos da rede.} \quad (7)$$

- GERAÇÃO DE NÚMEROS PSEUDO-ALEATÓRIOS  $r$ , DE DISTRIBUIÇÃO UNIFORME:

Para a geração de  $r$ , foi utilizado o Método Congruencial Multiplicativo [2], descrito a seguir:

- .  $r_{i+1} = a r_i \text{ mod } 2^b$  onde  $b$  é o número de bits da palavra do computador onde se implementa o gerador (no caso do sistema DEC-10,  $b = 35$ );
- . escolhe-se um número inteiro ímpar como valor inicial  $r_0$ ;
- . escolhe-se um inteiro  $a = 8t + 3$ , onde  $t$  é um inteiro (para  $b = 35$ ,  $a = 2^{17} + 3$ );
- . calcula-se  $a \cdot n_0$ , o produto ocupará  $2b$  bits e os  $b$  bits mais significativos são desprezados, gerando  $r_1$  correspondendo aos  $b$  bits menos significativos;
- . calcula-se  $r_1/2^b$  para obter um número aleatório com distribuição uniforme entre 0 e 1;
- .  $r_{i+1}$  é obtido a partir do produto  $a \cdot r_i$ ;
- . o número de valores aleatórios gerados sem formação de ciclos é  $2^{b-2}$  (no caso  $2^{33}$ ).

- UNIDADE DE TEMPO, INTERVALO DE AMOSTRAGEM, TEMPO DE SIMULAÇÃO

Para mover o sistema sendo simulado no tempo, existem dois mé-

todos gerais [2]: Incremento de Intervalo Fixo e Incremento de Intervalo Variável. O simulador desenvolvido neste trabalho adota o método de Incremento Fixo, devido principalmente a simultaneidade de operações na estrutura sendo simulada.

Neste método, um "CLOCK" é simulado e atualizado em intervalos discretos de tempo (UNIDADE DE TEMPO [u.t.]). O sistema é examinado a cada unidade de "clock" para determinar se existem eventos que devam ocorrer naquele instante particular.

Examinando as expressões (5) e (6) de  $AT_j$  e  $ST_j$ , verifica-se que os intervalos de tempo associados são números reais, e portanto, precisam ser divididos em um número inteiro de unidades de tempo. Para evitar erros de arredondamento significativos, a unidade de tempo deve ser cuidadosamente escolhida.

Neste simulador, considerando comprimentos médios de mensagens da ordem de 100 a 1000 bits e taxas de chegada da ordem de 100 a 1000 mensagens/seg., determinou-se uma unidade de tempo igual a  $10^{-5}$  segundos. Isto equivale a multiplicar as equações 5 e 6 por um Fator de Escala  $F_e = [u.t.]^{-1}$ , e tomar o valor inteiro de  $AT_j$  e  $ST_j$ , agora em número inteiro de unidades de tempo:

$$AT_j = \text{ENTIER} ((-1/\gamma_j) \ln r \times F_e) [u.t.] \quad (8)$$

$$ST_j = \text{ENTIER} (-(L \cdot \ln r/C_j) \times F_e) [u.t.] \quad (9)$$

Na implementação do simulador, o Fator de Escala ( $F_e$ ) é uma variável de entrada do programa.

A maneira exata de se amostrar as frequências dos tamanhos das filas nos nodos seria através do somatório dos intervalos de tempo em que a fila permanece num determinado tamanho, o que não foi feito devido às restrições de área de memória disponível no sistema.

Contudo, para um intervalo de amostragem igual a uma unidade de tempo, o método de amostragem implementado funciona corretamente.

O tempo de simulação é o marco de parada do programa. O CLOCK vai sendo incrementado até atingir o evento "tempo de simulação". Nesta implementação, quando o tempo de simulação especi-

ficado é atingido, a geração de mensagens é bloqueada e a simulação prossegue até que todas as filas das interfaces estejam vazias e, portanto, todas as mensagens entregues. A diferença entre o tempo de simulação requerido para tal e o especificado é um parâmetro importante, pois mede o tempo necessário para "esvaziar" o sistema. Esta situação ocorre em caso de necessidades de reinicialização do sistema após recuperação de uma situação de falha, por exemplo.

Para o simulador implementado, utilizando-se  $F_e = 10^5$ , determinou-se que um tempo de simulação de 100.000 u.t. era suficiente para se ter uma boa precisão dos resultados obtidos pela simulação. Para isto, foi feita uma comparação entre as taxas de chegadas de mensagens especificadas e as obtidas após a simulação e entre os tempos de serviço especificados ( $L/C_j$ ) e os obtidos com a simulação, para diversas situações.

#### - ALGORÍTMO DE ANEL E PRINCIPAIS CARACTERÍSTICAS DO SIMULADOR

No simulador é utilizado uma estrutura de fila, na forma de lista encadeada, e que guarda as informações  $DST_j$  e  $ST_j$  uma vez que, o tempo de serviço está relacionado à mensagem (depende de seu comprimento) e à capacidade do canal. Assim, supondo-se os  $C_j$  iguais, o tempo de serviço de uma determinada mensagem está associada a ela, e não ao canal. Portanto se existe mensagem esperando em Fila H ou Fila M então o simulador deverá contar com uma estrutura de fila para guardar as informações intrínsecas às mensagens.

Supõe-se no simulador, que inicialmente (CLOCK = 0) todos os nodos possuam uma mensagem na fila H.

As variáveis do simulador TOCUP, STAUX e DSTAUX, que vão aparecer no algoritmo descrito a seguir, são variáveis de auxílio para a simulação de transmissão de mensagens de um nodo do anel para o nodo seguinte, e significam:

TOCUP<sub>j</sub> : indica o tempo que falta (em u.t.) para terminar a transmissão da mensagem do nodo j para o nodo (j + 1)

mod N; se  $TOCUP_j = 0$  o transmissor do canal j está livre.

$STAUX_j, DSTAUX_j$  : guardam o ST e DST da mensagem correntemente sendo transmitida pelo canal do nó j; estes campos são necessários porque a mensagem quando recebe serviço, é retirada da fila em que estava.

A implementação dos algoritmos de geração das variáveis aleatórias e dos de manipulação das filas do simulador foi feita em "Procedures" separadas, com o objetivo de modularizar a geração do padrão estatístico das mensagens e a política de tratamento das filas. Caso se deseje que o comprimento das mensagens geradas e as taxas de chegada de mensagens sigam outras distribuições que não a Exponencial e a Poisson, basta modificar a "Procedure" correspondente substituindo-a pela da nova distribuição, sem comprometer outras partes do simulador.

Do mesmo modo, outras políticas de atendimento às filas podem ser adotadas, simplesmente através da alteração das "Procedures" para retirar e inserir itens nas filas de mensagem.

O algoritmo principal do simulador de anel, descrito numa linguagem "ALGOL-like", bem próxima à linguagem de implementação é o seguinte:

```
begin inicialização das variáveis de estado do simulador;  
  for CLOCK := 0 step 1 until ENDSIM do  
    begin for j = 0 step 1 until N - 1 do  
      begin if ATACj = CLOCK and CLOCK < ENDSIM then  
        begin GERA(AT,ST,DST); INSERE(Fila H,j,ST,DST);  
          WLHj = WLHj + 1; ATACj = ATACj + AT;  
          STACj = STACj + ST; MSGERj = MSGERj + 1  
        end;  
        if TOCUPj = 0 then  
          begin k = (j + 1) mod N;  
            if DSTAUXj = k then MSRECk = MSRECk + 1  
            else begin INSERE(Fila M,k,ST,ST,ST,ST);  
              WLMk = WLMk + 1 ;  
            end  
          end  
        end  
      end  
    if CLOCK = ENDSIM  
    then ENDSIM = if  $\sum_j$  MSGERj >  $\sum_j$  MSRECj  
      then ENDSIM else ENDSIM + 1;  
    for j = 0 until N - 1 do  
      begin if TOCUPj ≤ 0 then  
        begin if WLHj = 0 and WLMj = 0  
          then TIDTj = TIDTj + 1  
          else begin if (WLHj ≠ 0 and WLMj = 0) or  
            (WLHj ≠ 0 and WLMj ≠ 0 and prioridade para  
              fila H)  
            then begin RETIRA (Fila H,j,ST,DST)  
              WLHj = WLHj - 1;  
            end  
            else begin RETIRA (Fila M,j,ST,DST)  
              WLMj = WLMj - 1;  
            end  
          end  
          TOCUPj = ST; STAUXj = ST; DSTAUXj = DST;  
        end  
      end  
      TWTHj = TWTHj + WLHj ; TWIMj = TWIMj + WLMj ;  
      TOCUPj = TOCUPj - 1  
    end  
  end  
end
```

Maiores detalhes sobre o algoritmo do simulador de anel, pode ser visto no trabalho descrito em [62]. Diversos resultados de simulação obtidos serão analisados no item 3.3.

### 3.1.3. Formulação Analítica

Consideremos um sistema de Comunicação de uma Rede Local de Computação Distribuída utilizando estrutura topológica em anel. Com base no modelo adotado para a confecção do simulador, será desenvolvida uma formulação analítica para verificar-se a validade do simulador. Para isto seguem as seguintes definições:

- O tráfego que entra na rede a partir de fontes externas (através das Filas H do modelo) constituem um processo de Poisson com média  $\gamma_{jk}$  mensagens por segundo para as mensagens que se originam no nodo j e se destinam ao nodo k.

- O valor médio do tráfego total que entra (e sai) da rede será, portanto

$$\gamma_T = \sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N \gamma_{jk} \quad (A.1)$$

- As mensagens tem o comprimento distribuído exponencialmente com média  $\bar{L}$  bits.

- A capacidade associada a cada canal  $i$  é  $C_i$  bits/seg., de tal modo que o tempo médio de serviço é  $\bar{L}/C_i = 1/\mu_i = \bar{x}_i$ .

-  $\lambda_i$  é o número médio de mensagens por segundo que atravessam o nodo i. Sendo  $\pi_{jk}$  o caminho percorrido por mensagens que se

originam no nodo  $j$  e se destinam ao nodo  $k$ , diz-se que um canal de capacidade  $C_i$  está incluído no caminho  $\pi_{jk}$ , se o canal é atravessado por mensagens que seguem este caminho. Daí, define-se

$$\lambda_i = \sum_j \sum_k \gamma_{jk} \quad \forall j, k / C_i \ni \pi_{jk} \quad (A.2)$$

Para o caso da rede em anel, supondo  $\gamma$  a taxa média de chegada de mensagens em cada nodo, e tendo em vista que os  $(N-1)$  destinos do nodo  $i$  são equiprováveis, teremos:

$$\text{nodo origem } 0 \quad \left[ \begin{array}{l} 1 \quad + \gamma/(N-1) \quad \text{mensagens} \\ 2 \quad + \gamma/(N-1) \quad \text{mensagens} \\ \vdots \\ N-1 \quad + \gamma/(N-1) \quad \text{mensagens} \end{array} \right.$$

analogamente para os demais nodos.

Portanto, de acordo com a expressão A.1, o valor médio do tráfego total externo que chega ao anel será:

$$\gamma_T = \sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N \gamma_{jk} = N \times (N-1) \times \frac{\gamma}{(N-1)} = N\gamma \quad (A.3)$$

Vamos determinar agora o valor médio do tráfego interno  $\lambda_i$  da rede em anel:

$$\text{Nodo } \underline{i} \quad \left[ \begin{array}{l} i \rightarrow (i+1) \bmod N \\ i \rightarrow (i+2) \bmod N \\ \vdots \\ i \rightarrow (i+N-1) \bmod N \end{array} \right] \quad \left. \begin{array}{l} (N-1) \times \frac{\gamma}{(N-1)} \quad \text{mensagens que originam} \\ \text{no nodo } i \text{ e se destinam aos demais} \\ (N-1) \text{ nodos.} \end{array} \right.$$

$$\begin{array}{l}
 \text{Nodo } \underline{i} \left[ \begin{array}{l}
 (i+2) \bmod N \rightarrow (i+1) \bmod N \\
 (i+3) \bmod N \rightarrow (i+1) \bmod N \\
 (i+3) \bmod N \rightarrow (i+2) \bmod N \\
 \vdots \\
 (i+N-1) \bmod N \rightarrow (i+1) \bmod N \\
 (i+N-1) \bmod N \rightarrow (i+2) \bmod N \\
 \vdots \\
 (i+N-1) \bmod N \rightarrow (i+N-2) \bmod N
 \end{array} \right.
 \end{array}
 \frac{(N-1)(N-2)}{2} \times \frac{\gamma}{N-1} \text{ mensagens}$$

que atravessam o canal do nodo  $i$ .

$$\therefore \lambda_i = (N-1) \frac{\gamma}{(N-1)} + \frac{(N-1)(N-2)}{2} \cdot \frac{\gamma}{(N-1)} \quad \therefore \lambda_i = \frac{N}{2} \gamma \quad (A.4)$$

Através da expressão A.4, chegamos ao modelo equivalente de um nodo da rede em anel, mostrado na fig. 16a.

Para calcularmos o atraso médio de transmissão de mensagens ( $T$ ), vamos primeiramente calcular o tempo médio de espera em filas na rede ( $W_{REDE}$ ).

Para a expressão do  $W_{REDE}$ , será feita uma análise para o nodo, determinando-se  $W_{NODO}$ . Depois, de acordo com a análise por decomposição proposta por JACKSON [3] e [4], a partir de  $W_{NODO}$  obtemos  $W_{REDE}$ , pela expressão:

$$W_{REDE} = \sum_{i=1}^N \frac{\lambda_i}{\gamma} W_{NODO} \quad (A.5)$$

As filas H e M podem ter prioridades diferentes. Para tratar o modelo do nodo tal como mostrado na fig. 16a, levando-se em conta a prioridade, utilizar-se-á a formulação desenvolvida por COBHAM [4].

O modelo de Cobham supõe um conjunto de  $P$  diferentes classes de prioridade, indexadas pelo subscrito  $p$  ( $p = 1, 2, \dots, P$ ). Adota-se a convenção de que quanto maior  $p$ , maior a prioridade da fila. Vamos aplicar a expressão de Cobham para o caso presente, onde cada nodo é constituído por uma fila M/M/1, com duas classes de prioridade ( $P = 2$ ).

Sejam  $\lambda_p, x_p$  a taxa de chegada de mensagens e o tempo médio de serviço associados a cada classe de prioridades.

Seja  $\rho_p = \lambda_p \bar{x}_p$ .

A expressão que dá o tempo de espera em cada fila com classe de prioridade  $p$  é:

$$W_p = \frac{W_0}{(1 - \sigma_p)(1 - \sigma_{p+1})}, \quad p = 1, 2, \dots, P \quad (A.6)$$

$$\text{onde } \begin{cases} W_0 = \sum_{i=1}^P \rho_i \bar{x}_i & (\text{para filas M/M/1}) \\ \sigma_p = \sum_{i=1}^p \rho_i & (\text{por definição}) \end{cases}$$

Vamos determinar  $W_p$  para os dois casos, isto é, maior prioridade para a Fila H e depois, maior prioridade para a Fila M.

- Prioridade para a Fila H :

Tendo em vista a fig. 16b e a expressão (A.6), teremos:

$$W_0 = \sum_{i=1}^2 \rho_i \bar{x}_i = \rho_1 \bar{x}_1 + \rho_2 \bar{x}_2$$

$$\rho_1 = \left(\frac{N}{2} - 1\right) \gamma \bar{x}_1, \quad \rho_2 = \gamma \bar{x}_2 \quad \text{e} \quad \bar{x}_1 = \bar{x}_2 = \bar{x} \quad (\text{constante})$$

$$\left[ \begin{array}{l} \therefore W_0 = \left(\frac{N}{2} - 1\right) \gamma \bar{x}_1^2 + \gamma \bar{x}_2^2 = \frac{N}{2} \gamma \bar{x}^2 \\ \sigma_1 = \rho_1 + \rho_2 = \frac{N}{2} \gamma \bar{x}, \quad \sigma_2 = \rho_2 = \gamma \bar{x} \quad \text{e tendo em vista} \\ \text{que } \bar{x} = 1/\mu, \end{array} \right.$$

$$\therefore W_1 = \frac{(N/2) (\gamma/\mu^2)}{(1 - \frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu}) (1 - \frac{\gamma}{\mu})} = W_M \quad \left[ \begin{array}{l} \text{tempo médio de espera} \\ \text{na fila M de um nódo} \end{array} \right] \quad (A.7)$$

$$W_2 = \frac{(N/2) (\gamma/\mu^2)}{(1 - \frac{\gamma}{\mu})} = W_H \quad \left[ \begin{array}{l} \text{tempo médio de espera} \\ \text{na fila H de um nódo} \end{array} \right] \quad (A.8)$$

Mas  $W_{\text{NODO}} = \sum_{p=1}^P \frac{\lambda_p}{\lambda} W_p$  onde  $\lambda = \sum_{p=1}^P \lambda_p$  , daí virá :

$$W_{\text{NODO}} = \frac{\lambda_1}{\lambda} W_M + \frac{\lambda_2}{\lambda} W_H \quad \text{Sendo } \lambda_1 = (\frac{N}{2} - 1)\gamma \quad , \quad \lambda_2 = \gamma \quad ,$$

$$\lambda = \lambda_1 + \lambda_2 = (N/2)\gamma \quad , \quad \text{teremos :}$$

$$\therefore W_{\text{NODO}} = \frac{\gamma}{\frac{N}{2}\gamma} W_H + \frac{(\frac{N}{2} - 1)\gamma}{\frac{N}{2}\gamma} W_M \quad \therefore W_{\text{NODO},H} = \frac{2}{N} W_H + (1 - \frac{2}{N}) W_M \quad (A.9)$$

sendo que  $W_M$  e  $W_H$  são dados pelas expressões (A.7) e (A.8) respectivamente.

- Prioridade para a Fila M :

Tendo em vista a fig. 16c e a expressão (A.6), teremos:

$$W_0 = \frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu^2} \quad , \quad \rho_1 = \gamma \bar{x} \quad , \quad \rho_2 = (\frac{N}{2} - 1)\gamma \bar{x}$$

$$\therefore \sigma_1 = \rho_1 + \rho_2 = \frac{N\gamma}{2\mu} \quad , \quad \sigma_2 = \rho_2 = (\frac{N}{2} - 1)\frac{\gamma}{\mu}$$

$$\therefore W_1 = W_H = \frac{\frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu^2}}{\left(1 - \frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu}\right) \left(1 - \frac{(N-1)\gamma}{2\mu}\right)} \quad (\text{A.10})$$

$$W_2 = W_M = \frac{\frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu^2}}{\left(1 - \frac{(N-1)\gamma}{2\mu}\right)} \quad (\text{A.11})$$

$$\lambda_1 = \gamma \quad , \quad \lambda_2 = \left(\frac{N}{2} - 1\right)\gamma \quad , \quad \lambda = \frac{N}{2} \gamma$$

$$\therefore W_{\text{NODO},M} = \frac{2}{N} W_H + \left(1 - \frac{2}{N}\right) W_M \quad (\text{A.12})$$

com  $W_H$  e  $W_M$  dados pelas expressões (A.9) e (A.12) respectivamente.

As expressões (A.9) e (A.12) fornecem o atraso médio em fila num nodo, dando prioridade para fila H ( $W_{\text{NODO},H}$ ) e depois para a fila M ( $W_{\text{NODO},M}$ ). Substituindo as expressões (A.7) e (A.8) em (A.9) e (A.10) e (A.11) em (A.12), vamos obter

$$W_{\text{NODO},H} = W_{\text{NODO},M} = \frac{N\gamma/2\mu^2}{\left(1 - \frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu}\right)} \quad (\text{A.13})$$

ou seja, o tempo médio de espera independe das prioridades.

Realmente, se os  $\bar{x}_p$  são constantes, o tempo médio de espera em fila é independente da disciplina da fila e, conforme mostra KLEINROCK em [4], vale a lei da conservação, que para a fila M/M/1 fornece:

$$W_{\text{NODO}} = W_0 / (1 - \rho) \quad \text{onde} \quad \rho = \sum_{p=1}^P \rho_p$$

$$\therefore W_{\text{NODO}} = \frac{NY/2\mu^2}{(1 - \frac{N}{2} \frac{\gamma}{\mu})}, \text{ que é o mesmo resultado obtido em (A.13).}$$

Se os  $\bar{x}_p$  são constantes, a expressão (A.13) é utilizada para fornecer o atraso médio em filas, num nodo. O simulador fornece os atrasos médios nas filas H e M da rede, separadamente. Portanto, para teste de validade do simulador, é interessante manter a expressão de  $W_{\text{NODO}}$  na forma das expressões (A.9) e (A.12). Assim, aplicando na expressão (A.5) as equações (A.9) e (A.12), teremos o tempo médio de espera em filas da rede:

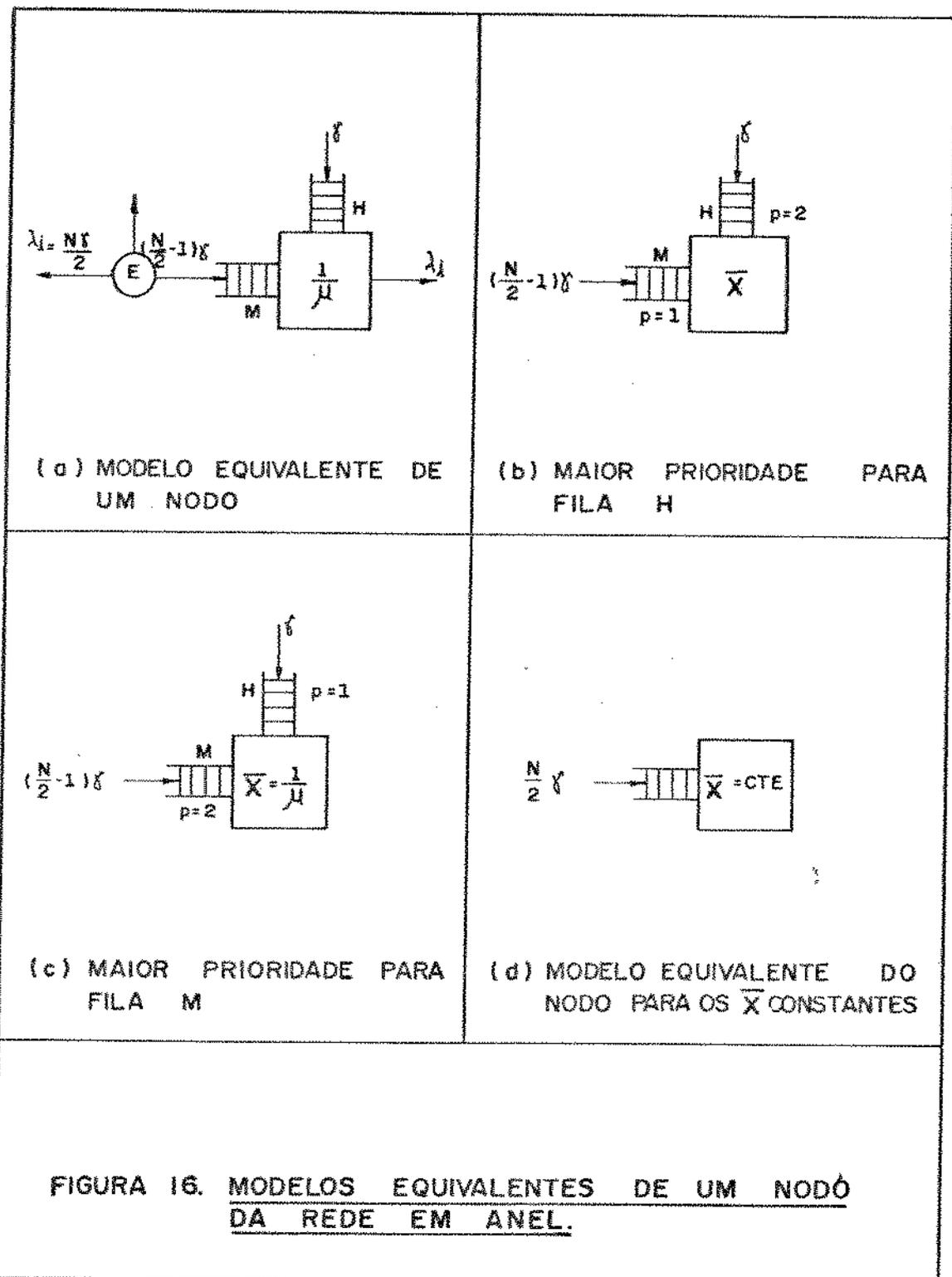
$$W_{\text{REDE}} = \sum_{i=1}^N \frac{(N/2)\gamma}{N\gamma} \left( \frac{2}{N} W_H + \left(1 - \frac{2}{N}\right) W_M \right)$$

$$\therefore W_{\text{REDE}} = W_H + \left(\frac{N}{2} - 1\right) W_M \quad (\text{A.14})$$

onde  $W_H$  e  $W_M$  são dados pelas equações (A.7 e A.8) ou (A.10 e A.11) conforme a prioridade seja para a fila H ou M respectivamente. Se os  $\bar{x}_p$  são constantes, a expressão (A.14) para qualquer dos dois casos anteriores se reduz a:

$$W_{\text{REDE}} = \frac{(N^2\gamma)/(4\mu^2)}{1 - (N/2)(\gamma/\mu)} \quad \therefore \quad W_{\text{REDE}} = \frac{N^2\gamma}{2\mu(2\mu - N\gamma)} \quad (\text{A.15})$$

Se os  $\bar{x}_p$  são constantes, a expressão (A.15) pode ser facilmente obtida a partir do W para as filas M/M/1. Se os  $\bar{x}$  são constantes, não importando a prioridade, o modelo do nodo reduz-se ao mostrado na fig. 16d, com uma fila apenas e com taxa de chegada igual à soma das taxas de chegada em cada uma das filas:



$$W_{\text{NODO}} = \frac{(N/2)\gamma}{\mu(\mu - (N/2)\gamma)} = \frac{N\gamma}{\mu(2\mu - N\gamma)}$$

aplicando a expressão (A.5), obtemos  $W_{\text{REDE}} = \frac{N^2\gamma}{2\mu(2\mu - N\gamma)}$  que é

exatamente a expressão (A.15).

Finalmente, o atraso médio de transmissão é obtido somando-se ao tempo médio de espera nas filas, o tempo médio de serviço na rede  $\bar{x} = \frac{1}{\mu}$

$$\therefore T = \frac{1}{\mu} + W_{\text{REDE}} \quad (\text{A.16})$$

Considerando a expressão (A.15) podemos determinar a taxa máxima de chegada de mensagens em cada nodo  $\gamma_{\text{max}}$ . Com efeito, se o denominador da expressão A.15 tender a ZERO, o  $W_{\text{REDE}}$  tende para infinito. Portanto, para que isto não ocorra, devemos ter:

$$2\mu - N\gamma > 0 \quad \therefore \gamma_{\text{max}} = \frac{2\mu}{N} \quad (\text{A.17})$$

$$\text{e portanto } \gamma_i < \frac{2\mu}{N}$$

A utilização média do anel é dada por

$$U = \frac{N\gamma}{2\mu} \quad (\text{A.18})$$

Para determinar-se a expressão do comprimento médio das filas, utiliza-se a lei de LITTLE [3] e [4]:

$$\bar{L} = \lambda_{eq} W \quad (A.19)$$

onde  $\lambda_{eq}$  é a taxa média de chegada de mensagens por segundo, na fila cujo tempo médio de espera é  $W$ .

A fig. 17a mostra pontos de simulação e a curva teórica dada pela expressão (A.16), para comparação e teste do simulador, para a seguinte situação:

- . Número de nodos da rede  $N = 6$
- . Comprimento médio das mensagens  $\bar{l} = 500$  bits
- . Capacidade dos canais de transmissão: 1 Megabits/seg
- . Fator de escala e tempo de simulação 100.000
- . Foram feitas diversas rodadas do simulador para  $\lambda = 100, 200, 300, 400, 500, 600, 650$

(Obs: o  $\gamma_{m\acute{a}x}$  para este caso é dado por  $\gamma_{m\acute{a}x} = \frac{2 \times \frac{1.000.000}{500}}{6} = 666$ )

A fig. 17b mostra a utilização do anel em função de  $\gamma$ , para a mesma situação, exibindo os resultados teóricos (A.18) e os de simulação.

### 3.2. ESTRUTURA DE BARRAMENTO

A filosofia do projeto HXDP [22] que advoga o uso de protocolos simples, orientados para a aplicação, será adotada para a estrutura de barramento. O atributo de integridade é atingido através da simplicidade. Sendo o canal compartilhado passivo, falha em um elemento ativo tende a afetar somente as comuni-

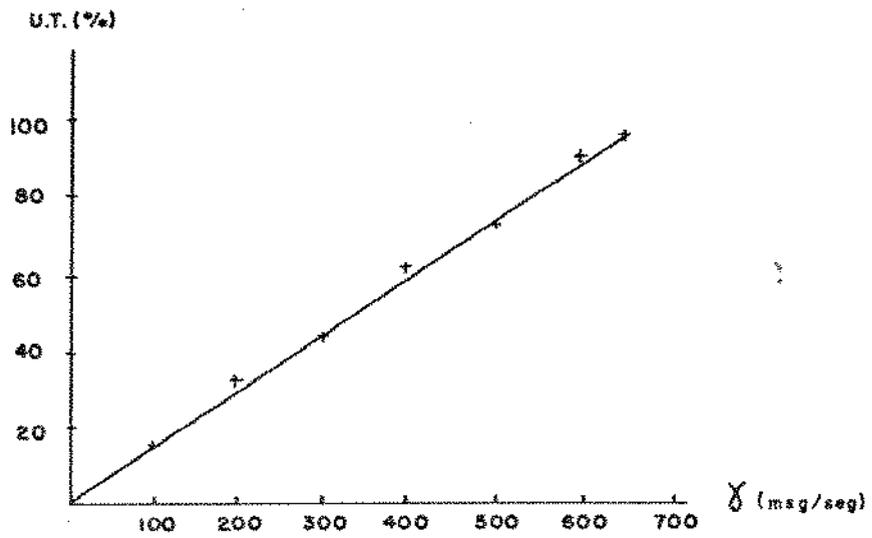
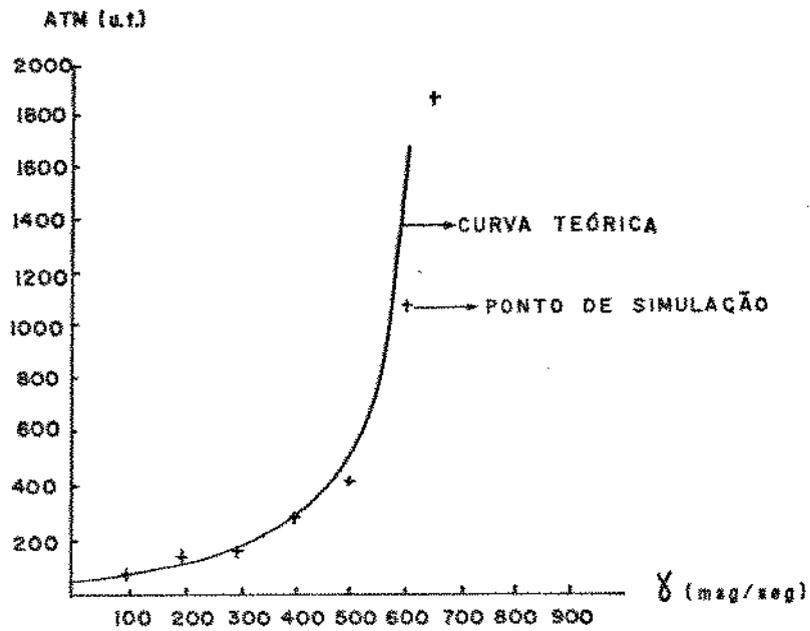


FIGURA 17. ATM e UTILIZAÇÃO x  $X$  PARA O ANEL.

cações de uma única estação. A estrutura é bastante conveniente para expansão modular e reconfiguração com um mínimo de interrupção de serviço.

A estrutura de barramento descrito no item 2.3.4 e ilustrada na fig. 9 permite a transmissão em ambos os sentidos, mas somente uma mensagem de cada vez. No entanto, o barramento permite a transmissão de mensagens em difusão múltipla, ou seja, um processo pode enviar uma mensagem para vários destinatários, simultaneamente. A interface de barramento trabalha, normalmente, com lógica de três estados. Desta maneira, deve existir apenas um nodo no estado TRANSMITIR; os demais nodos ficam no estado RECEBER; se a mensagem é endereçada a um determinado nodo i ou é do tipo difusão, o nodo i continua no estado RECEBER e absorve a mensagem.

Caso contrário, a interface do nodo i fica no estado DESLIGADO e ignora a mensagem.

O controle descentralizado, pode ser implementado utilizando-se marcas de controle ("tokens") tal como descrito em [48] e [49], técnica de "bus" anárquico [28], [48] e [49], ou o esquema VDPA da HONEYWELL [22]. No entanto, como as principais características exigidas da estrutura de barramento, tendo em vista a estrutura híbrida que será descrita no item 3.4., são integridade e capacidade de suportar tráfego mais intenso em situações de falha do anel da estrutura híbrida, o esquema de alocação simples sequencial, através de marcas de controle é o mais indicado. Este protocolo implica numa utilização bastante eficiente do barramento, e a sua natureza determinística vem de encontro as características de confiabilidade requeridas.

### 3.2.1. Modelo Adotado

O modelo adotado para a estrutura de barramento é mostrado na fig. 18. A seguir são descritos os elementos e parâmetros envolvidos e o protocolo de comunicação adotado.

Cada interface conta com uma Fila H. de mensagens geradas pelos processos em execução no EC associado, e que devem ser enviadas através do canal único compartilhado. As seguintes hipóteses foram adotadas em relação ao modelo:

- a taxa de chegada de mensagens em cada nodo  $i$ , obedece a uma Distribuição de Poisson com média  $\gamma_i$ ;
- os destinos das mensagens geradas em cada nodo são uniformemente distribuídos entre os demais nodos;
- o comprimento médio das mensagens tem Distribuição Exponencial com média  $L$ ;
- o tempo de serviço para a transmissão de uma mensagem no barramento é dado por  $l/C$  onde  $l$  é o comprimento da mensagem (em bits) e  $C$  é a capacidade do barramento (em bits/segundos);
- a estrutura de barramento e o protocolo de transmissão associado, resultam na transmissão de uma mensagem diretamente do nodo origem ao nodo destino;
- o escalonador (E) da interface verifica se a mensagem é endereçada a um processo no EC associado (caso em que absorve a mensagem) ou não (caso em que ignora a mensagem sendo transmitida no barramento);
- a transmissão de mensagens é serial, bit a bit.

O formato típico das mensagens é a mesma descrita para o anel (item 3.1.1. e fig. 15b), sendo que as mensagens a serem enviadas no modo difusão múltipla são distinguidas das demais através de bits no campo de controle da mensagem.

Conforme exposto no item 3.1.1., a análise individual da estrutura de barramento será feita para a situação de regime ou seja, na ausência de falhas.

O protocolo de comunicação adotado é descrito a

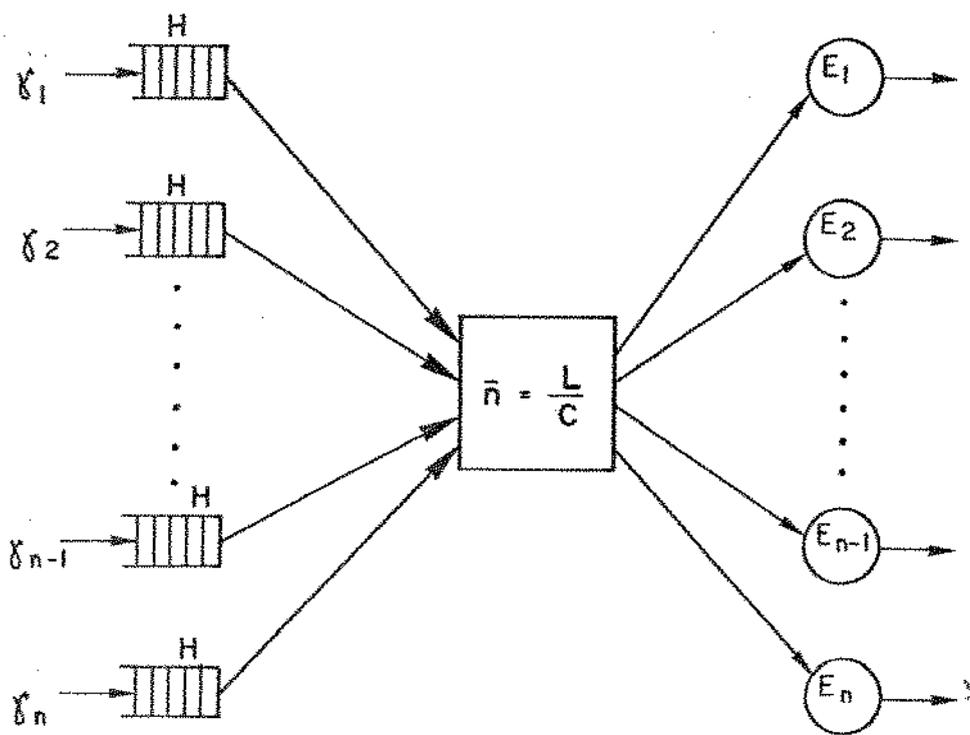


Fig. 18 - Modelo Adofado para a Estrutura de Barramento.

seguir:

- (1) Quando um processo em um EC deseja transmitir uma mensagem para outro processo em um EC remoto, ele monta a mensagem e a coloca na Fila H da interface associada. Quando o nodo recebe o controle do barramento, a interface forma o bloco de mensagem e a transmite no barramento.
- (2) Cada um dos demais nodos verifica simultaneamente o campo de endereço da mensagem, e se ela lhe for endereçada, absorve a mensagem; caso contrário a mensagem é ignorada.
- (3) O controle do barramento é passado ciclicamente de nodo para nodo. Aquela que tem mensagem para transmitir difunde-a no barramento e depois da transmissão passa o controle para o nodo seguinte. Se a Fila H do nodo que ganha o controle do barramento está vazia, a interface passa imediatamente o controle para o nodo seguinte.
- (4) As mensagens nas filas são atendidas no modo FIFO ("First-In, First-Out").

### 3.2.2. Simulador de Barramento

O simulador de barramento foi desenvolvido com base no modelo e protocolo de comunicação descritos no item anterior. As mesmas considerações e objetivos do simulador de anel tratados no item 3.1.2. valem para o simulador de barramento, que também foi desenvolvido utilizando-se a linguagem ALGOL do SISTEMA DEC-10 da UNICAMP. A seguir são descritas as variáveis e parâmetros do simulador:

- VARIÁVEIS DE ENTRADA:

- .  $AT_{ij}$  : intervalo de tempo entre as chegadas da  $i$ -ésima e  $(i+1)$ -ésima mensagens, no nodo  $j$ .
- .  $DST_{ij}$  : destino da  $i$ -ésima mensagem gerada no nodo  $j$ .
- .  $ST_{ij}$  : tempo de serviço para a  $i$ -ésima mensagem gerada no nodo  $j$ .
- .  $N$  : número de nodos da rede.
- .  $MAXFILA$  : número máximo de mensagens permitidas na Fila H.
- .  $ENSIM$  : número de unidades de tempo que dura a simulação.

- VARIÁVEIS DE ESTADO: descrevem o estado do sistema sendo simulado e vão sendo contabilizadas durante a simulação para posterior análise e tratamento estatístico.

- .  $ATAC_j$  : somatória dos tempos de chegada das mensagens geradas no nodo  $j$ .
- .  $TOCUP$  : tempo que resta para terminar a transmissão da mensagem corrente através do barramento.
- .  $STAUX, DSTAUX$  : tempo de serviço e destino da mensagem que está correntemente sendo transmitida.
- .  $WL_j$  : número de mensagens na fila H do nodo  $j$ , aguardando serviço.
- .  $CLOCK$  : controlador do tempo de simulação medido em incrementos unitários de unidade de tempo.

- .  $TWT_j$  : tempo acumulado de espera por serviço na fila H do nó do j.
  - . TIDT : tempo acumulado de ociosidade do barramento.
  - .  $MSGER_j$ ,  $MSREC_j$  : número de mensagens geradas e recebidas no nó j, até o instante corrente.
  - .  $WLHAC_j$  : valor acumulado do comprimento das fila H do nó j.
  - .  $WLH2AC_j$  :  $\sum (WLHAC_j)^2$  para cálculo da variância do comprimento da fila H do nó j.
  - .  $WLMAX_j$  : número máximo de mensagens presentes na fila H do nó j durante o período de simulação.
- VARIÁVEIS DE SAÍDA: são as variáveis dependentes, obtidas através das variáveis de entrada e de estado, de acordo com as características operacionais do modelo.

- . Tempo médio de espera na fila H do nó j:

$$\overline{WTH}_j = TWT_j / MSGER_j$$

- . Tempo médio de espera em filas na rede:

$$\overline{WT} = \sum_{j=1}^N (TWT_j / MSGER_j)$$

- . Atraso médio de transmissão de mensagens:

$$ATR = WT + \sum_{j=1}^N (STAC_j / MSGER_j)$$

- . Comprimento médio da fila em cada nodo:

$$\overline{LH}_j = (WLHAC_j / ENDSIM)$$

WLHAC<sub>j</sub> contem o somatório, de intervalo em intervalo de amostragem, do número de mensagens em cada fila. Como mostrado no item 3.1.2., o intervalo de amostragem é feito igual a unidade de tempo do CLOCK.

Com isto, o comprimento médio é obtido dividindo-se o somatório pelo tempo de simulação.

- . Variância do comprimento das filas em cada nodo:

$$\text{Var} \{LH_j\} = (WLH2AC_j / ENDSIM) - (\overline{LH}_j)^2$$

- . Comprimento máximo da fila em cada nodo:

$$WLMAX_j$$

- . Tempo ocioso médio do barramento:  $\overline{IDT} = \sum_{j=1}^N (TIDT / MSGER_j)$

- . Utilização média do barramento:  $UT = (ENDSIMUL - \sum_j TIDT_j / N) / ENDSIMUL$

A geração das variáveis aleatórias, bem como as considerações sobre a unidade de tempo, tempo de amostragem e tempo de simulação do item 3.1.2., são válidas também para o simulador de barramento.

Assim, as expressões (8) e (9) que fornecem o AT<sub>j</sub> e o ST<sub>j</sub>, passam a ser, para o caso do barramento:

$$AT_j = \text{ENTIER}(-1/\gamma_j \ln r \times Fe) \text{ [u.t.]}$$

$$ST_j = \text{ENTIER}(-(L \times \ln r / C) \times Fe) \text{ [u.t.]}$$

Neste simulador também é utilizada uma estrutura de fila, na forma de lista encadeada, para guardar as informações  $DST_j$  e  $ST_j$ . Supõe-se no simulador, que quando o  $CLOCK = 0$ , todos os nodos possuam uma mensagem na fila H.

Do mesmo modo que no simulador de anel, os algoritmos de geração das variáveis aleatórias e os de manipulação das filas, foram implementados em "PROCEDURES" separadas, com o objetivo de modularizar a geração do padrão estatístico das mensagens e a política de tratamento das filas, sem comprometer outras partes do simulador.

As variáveis do simulador NOSER, NEXTNO, IDLE e a procedure ESCALA, que vão aparecer no algoritmo de barramento descrito adiante neste item, tem o significado seguinte:

NOSER : indica o nodo sendo servido (utilizando o barramento) no instante corrente.

NEXTNO, IDLE : são parâmetros da "procedure" ESCALA, e indicam o próximo nodo a receber serviço (NEXTNO); se IDLE, que é uma variável booleana é "TRUE", então nenhum dos nodos tem mensagem para transmitir e o barramento está ocioso.

procedure ESCALA : determina qual o próximo nodo a receber o controle do barramento. Na versão atual, o algoritmo implementa o protocolo descrito anteriormente, para selecionar o próximo nodo que vai utilizar o barramento para transmitir mensagem.

Embora no caso da estrutura de barramento, apenas uma mensagem seja transmitida de cada vez, o simulador de barramento utiliza o método de Incremento de Intervalo Fixo, tal como o simulador de anel, tendo em vista a análise comparativa que será feita no item 3.3., e para facilitar a confecção do simulador da estrutura híbrida.

O algoritmo principal do simulador de barramento é o seguinte:

```
begin for j = 0 step 1 until N - 1 do
  begin inicialização das variáveis;
    GERA(AT,ST,DST); ATACj = AT; STACj = ST;
    INSERE(j,ST,DST); WLj = 1; MSGER = 1;
  end;
  RETIRA(0,ST,DST); TOCUP = ST;
  DSTAUX = DST; WL0 = WL0 - 1; NOSER = 0;
  for CLOCK = 0 step 1 until ENDSIM do
    begin for j = 0 step 1 until N - 1 do
      begin if ATACj = CLOCK and CLOCK < ENDSIMUL
        then begin GERA(AT,ST,DST); INSERE(j,ST,DST);
          WLj = WLj + 1; ATACj = ATACj + AT;
          STACj = STACj + ST;
          MSGERj = MSGERj + 1
        end;
      end;
      if TOCUP ≤ 0 then
        begin if TOCUP = 0 then
          begin k = DSTAUX;
            MSRECk = MSRECk + 1;
          end;
          ESCALA(NEXTNO, IDLE);
          if IDLE then TIDI = TIDI + 1 else
            begin WLNEXTNO = WLNEXTNO - 1;
              RETIRA(NEXTNO,ST,DST); TOCUP = ST;
              DSTAUX = DST; NOSER = NEXTNO;
            end;
          end;
        TOCUP = TOCUP - 1
        for j = 0 step 1 until N - 1 do TWTj = TWTj + WLj;
        if CLOCK = ENDSIM then
          ENDSIM = if  $\sum_j \text{MSGER}_j > \sum_j \text{MSREC}_j$  then ENDSIM + 1
            else ENDSIM;
        end;
    end;
  end;
end;
```

Maiores detalhes sobre o algoritmo do simulador de barramento, podem ser vistos no trabalho descrito em [62]. Diversos resultados de simulação obtidos serão analisados no item 3.3.

### 3.2.3. Formulação Analítica

O modelo adotado para a confecção do simulador de barramento, mostrado na fig. 18, pode ser encarado como um sistema de fila simples M/M/1. Se existe relação de prioridade entre as filas de cada nodo na estrutura de barramento, então o modelo reduz-se ao de COBHAM [4], conforme ilustra a fig. 19a. Neste caso, a fila de cada nodo passa a constituir uma classe  $p$  de prioridade, valendo a expressão (A.6) desenvolvida no item 3.1.3. para a estrutura de anel.

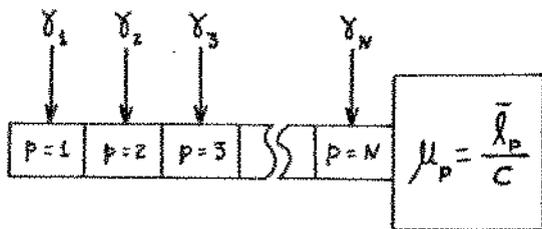
No caso do protocolo adotado para o barramento, cada nodo recebe ciclicamente o controle do bus, e portanto, todas as filas tem a mesma prioridade. Neste caso, o modelo reduz-se ao da fig. 19b, ou seja, uma fila simples M/M/1 com taxa média de chegada de mensagem  $\lambda_T$ , sendo

$$\lambda_T = \sum_{i=1}^N \gamma_i \quad , \quad \gamma_i = \text{taxa média de chegada de mensagens por segundo em cada nodo.} \quad (\text{B.1})$$

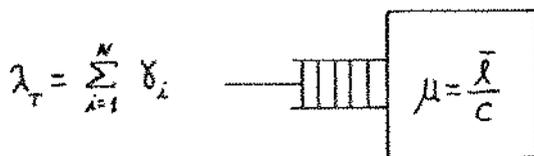
A estrutura de fila simples, é amplamente tratada na literatura [2] e [3], fornecendo as expressões do atraso médio de espera em filas, utilização, atraso médio de transmissão de mensagens, comprimento médio das filas. Tais expressões são fornecidas a seguir, tendo em vista as seguintes definições:

- O valor médio do tráfego total  $\lambda_T$  de mensagens por segundo que chegam na fila é dado por (B.1), para uma rede com  $N$  nodos.

426 Δ / BC



(a) FILA COM CLASSES DE PRIORIDADE



(b) FILA SIMPLES

FIG.19. MODELOS EQUIVALENTES AO DO BUS'

- Os comprimentos das mensagens obedecem a uma Distribuição Exponencial com média  $\bar{L}$  bits.
- A capacidade de transmissão do barramento é C bits por segundo, de tal modo que o tempo médio de serviço é dado por

$$\bar{x} = \frac{\bar{L}}{C} = \frac{1}{\mu} \quad (\text{B.2})$$

Com estas definições, podemos escrever, para a estrutura de barramento, as seguintes expressões:

Tempo médio de espera em fila:

$$W = \frac{\rho}{(1 - \rho)} \quad \text{onde} \quad \rho = \lambda_T / \mu \quad (\text{B.3})$$

Comprimento médio das filas H:

$$L = \frac{1}{N\mu(1 - \rho)} \quad (\text{B.4})$$

Atraso médio de transmissão de mensagens:

$$T = \bar{x} + W = \frac{1}{\mu} + \frac{\rho}{\mu(1 - \rho)} = \frac{1 - \rho + \rho}{\mu(1 - \rho)}$$
$$\therefore T = \frac{1}{\mu(1 - \rho)} \quad (\text{B.5})$$

Utilização média do barramento:

$$U = \rho = \frac{\lambda_T}{\mu} \quad (\text{B.6})$$

Para comparação com os resultados de simulação, as expressões (B.3) e (B.5) devem ser multiplicadas pelo fator

de escala  $F_e$  para obter o resultado na mesma unidade de tempo do simulador.

Da mesma maneira que para a estrutura de anel, podemos determinar a taxa máxima de chegada de mensagens por segundo em cada nodo, para a estrutura de barramento:

Supondo todos os  $\gamma_i = \gamma$  constantes, e tendo em vista a expressão (B.1) e (B.5):

$$\rho = N \gamma / \mu \quad \text{e} \quad 1 - \rho > 0$$

$$\therefore \gamma_{\text{m\`a}x} = \mu / N \quad \text{(B.7)}$$

e portanto  $\gamma_i < \mu / N$

A fig. 20a mostra o atraso médio de transmissão de mensagens em função do comprimento médio das mensagens, comparando a curva teórica dada pela expressão (B.5) com pontos de simulação, para a seguinte situação:

- . Número de nodos da rede  $N = 6$
- . Taxa média de chegada de mensagens por segundo em cada nodo: 500
- . Capacidade do barramento: 1 Megabits/seg.
- . Tempo de simulação: 100.000 [u.t.]

Na fig. 20b a utilização média do barramento é mostrada em função do comprimento médio da mensagem, através da curva gerada pela expressão (B.6) e para pontos obtidos por simulação.

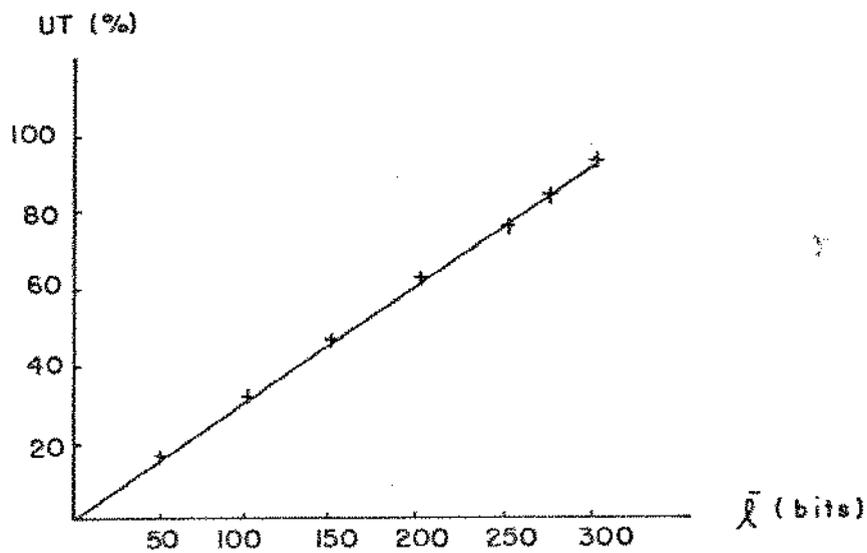
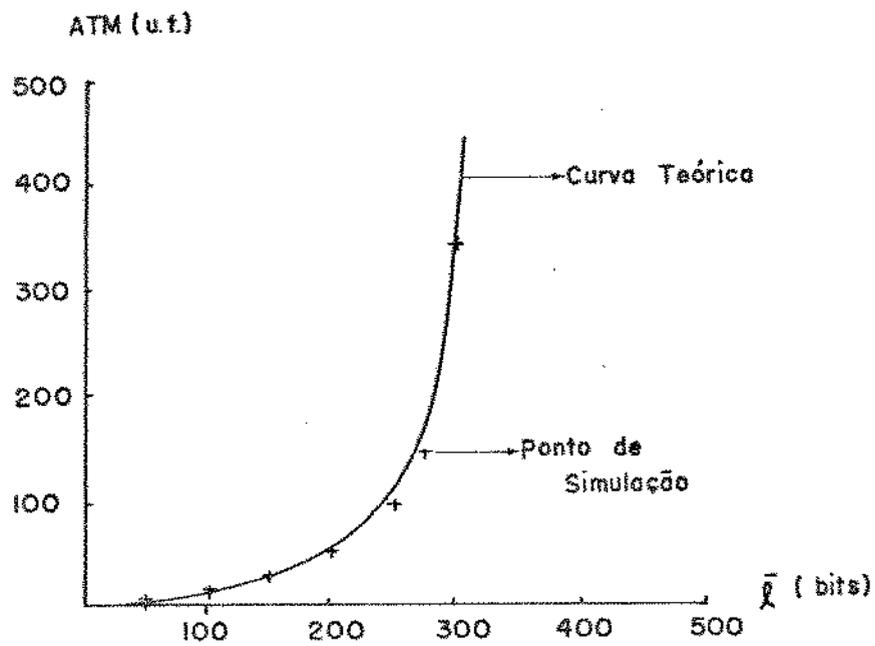


FIGURA 20. ATM e UTILIZAÇÃO  $\times \bar{\lambda}$  PARA O BARRAMENTO.

### 3.3. PRINCIPAIS RESULTADOS DA ANÁLISE DE BARRAMENTO E ANEL

As estruturas de anel e barramento foram exaustivamente investigadas através de simulação e análise, buscando um levantamento das características básicas de cada uma delas. Os protocolos adotados para anel e barramento, levam em conta as características desejáveis da estrutura híbrida que será descrita no item 3.4.

Assim, para o anel, adotou-se um protocolo que permitisse aproveitar a simultaneidade oferecida pela estrutura; tal protocolo, que permite a transmissão simultânea de mensagens de tamanho variável, apresenta um maior desempenho do que o de Newhall (marca de controle) e o de Pierce, conforme mostra o trabalho de LIU [5] e JAFARI [25]. Para o barramento, adotou-se um protocolo que viesse melhor atender ao requisito de confiabilidade. Por isso, optou-se pelo método de acesso através de marca de controle, que é altamente determinístico, e onde os tempos de transmissão de mensagens podem ser determinados a priori. Além disso, este método de acesso não é restringido pelo tamanho da mensagem ou pelas taxas de chegada de mensagens.

O elemento principal de medida de desempenho adotado na análise, foi o Atraso Médio de Transmissão de Mensagens (ATM), tendo em vista a característica de tempo real das aplicações em controle de processos.

As estruturas de anel e barramento foram comparadas em termos do ATM e utilização dos canais de transmissão, variando-se as taxas médias de chegada de mensagens por segundo, os comprimentos médios das mensagens, o número de nodos da rede, a prioridade de atendimento das filas. Uma primeira comparação pode ser deduzida das expressões A.17 e B.7, que fornecem a taxa máxima de chegada de mensagens/seg. em cada nodo, para o anel e barramento respectivamente. Comparando-se as duas expressões, verifica-se que o anel permite uma taxa máxima duas vezes maior que o barramento. Em outras palavras, conforme cresce o tráfego de mensagens, a estrutura de barramento satura-se (ATM elevado) mais rapidamente do que a de anel. Por outro lado, a utilização (expressões A.18 e B.6) do barramento é duas vezes maior do que

a do anel, para a mesma situação de carga da rede.

As figs. 21 e 22 mostram o ATM em função do comprimento médio das mensagens e diversos valores de  $N$  (número de nodos da rede), fixando-se a taxa de chegada em 500 mensagens/seg. em cada nodo, para o barramento e anel respectivamente. As curvas foram traçadas a partir das expressões da formulação analítica desenvolvida nos itens 3.1.3. e 3.2.3.

A tabela 2 mostra o resultado de simulação comparando os comprimentos médios e máximos das filas  $H$  e  $M$  do anel com os da fila do barramento. Como se pode observar, para comprimentos médios e taxas de chegada de mensagens tais que  $\rho \ll 1$  os comprimentos máximos e médios são baixos e se equiparam para as duas estruturas. Conforme aproxima-se da saturação, os comprimentos das filas do barramento crescem mais rapidamente do que os das filas do anel.

Uma outra análise importante é o estudo de como o desequilíbrio da rede (taxas de chegada de mensagens diferentes em cada nodo), altera o ATM e os comprimentos das filas em relação a rede em equilíbrio. A tabela 3 reúne os resultados de simulação, mostrando o ATM e os comprimentos máximos das filas para os seguintes casos:

- (a) taxas de chegadas de mensagens por segundo iguais para todos os nodos;
- (b) taxas iguais para todos os nodos com exceção de um, que tem uma taxa menor;
- (c) taxas iguais para todos os nodos exceto um deles, que tem uma taxa maior.

Conforme podemos observar, a estrutura de anel é mais susceptível ao desequilíbrio, isto é, uma taxa de chegada diferente em um dos nodos afeta os parâmetros associados aos demais nodos, e não só os do nodo em desequilíbrio. Isto se deve ao fato de que uma mensagem para ir da origem ao destino, no anel, atravessa no

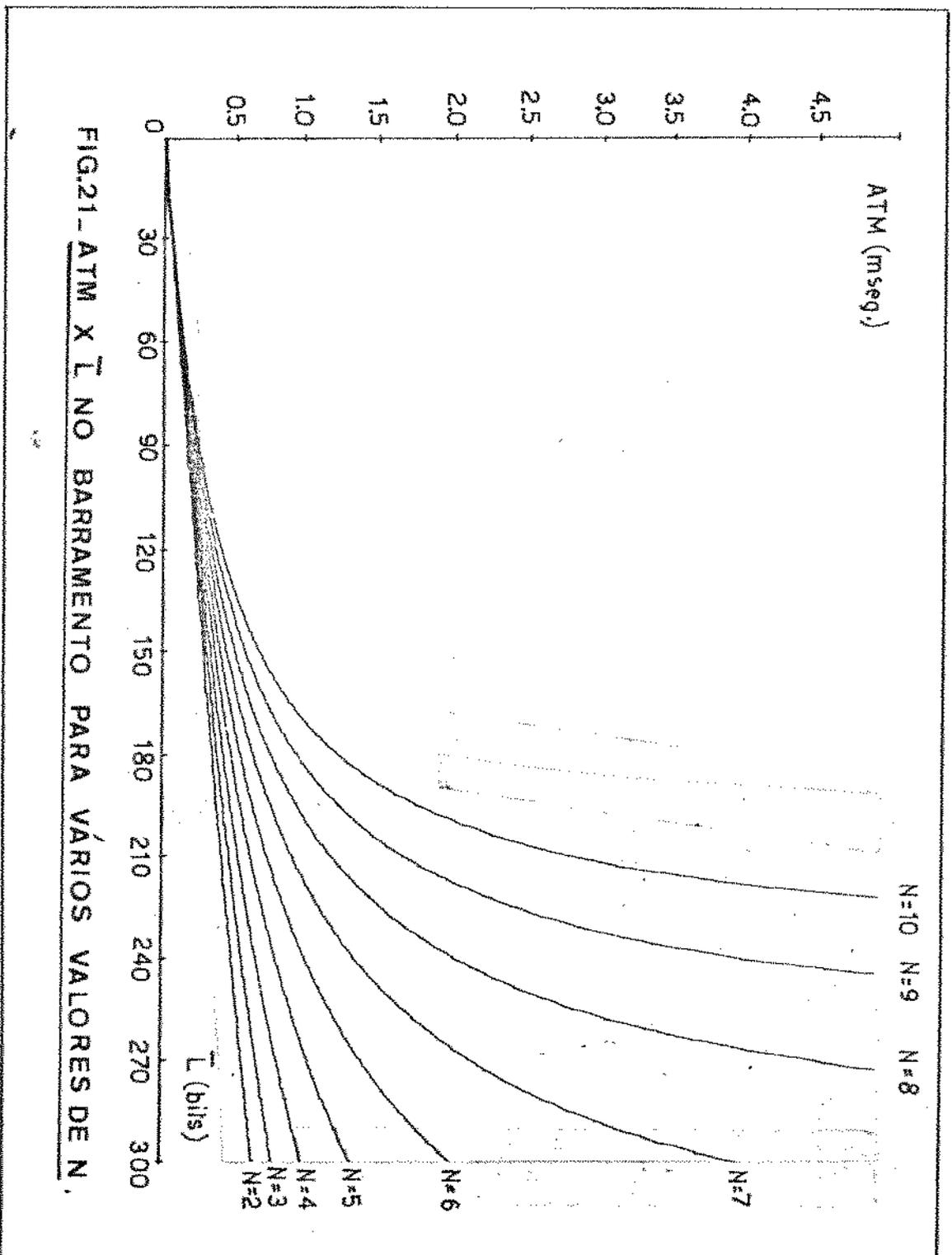


FIG.21- ATM X L NO BARRAMENTO PARA VÁRIOS VALORES DE N.

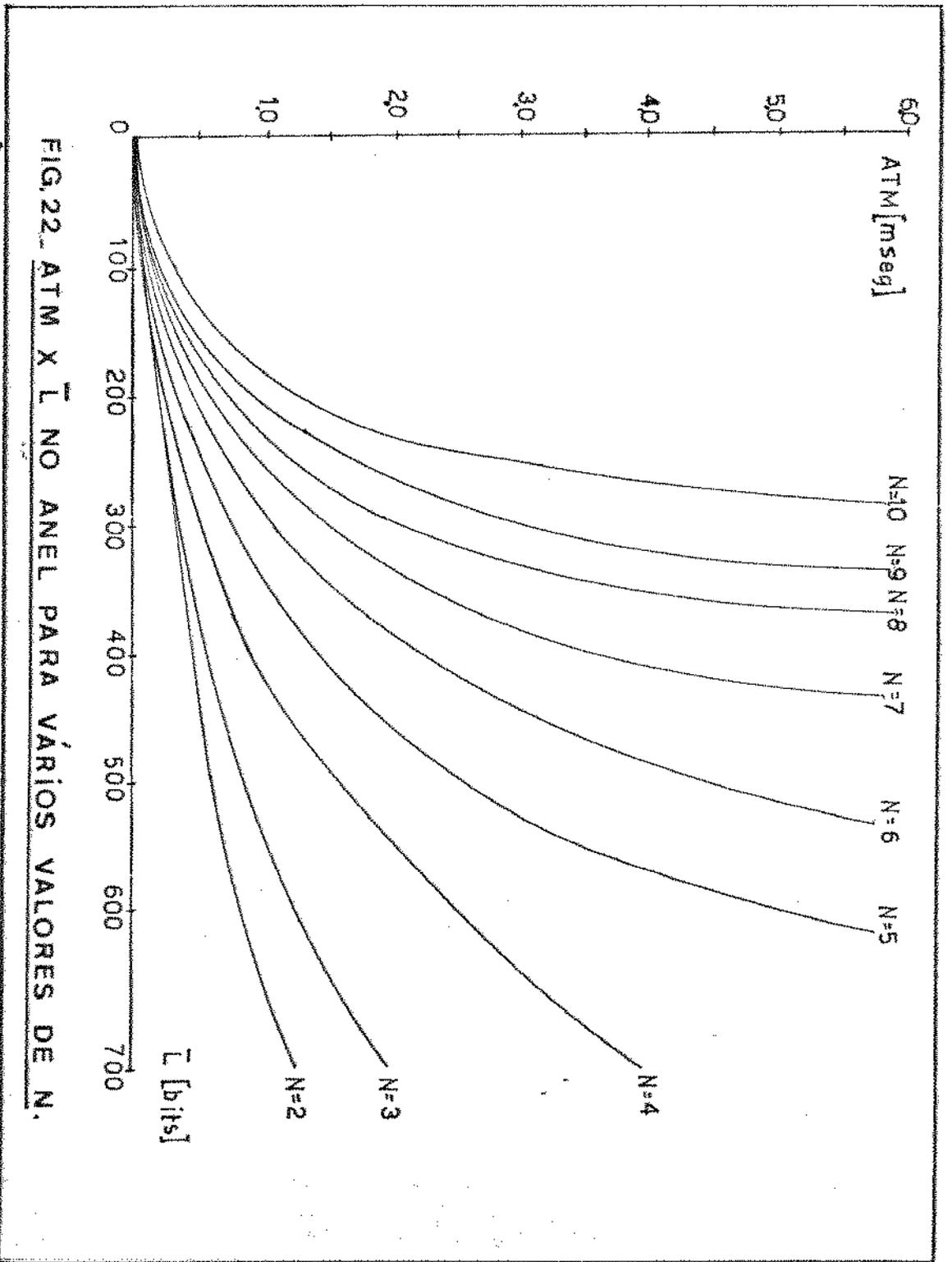


FIG.22. ATM X  $\bar{L}$  NO ANEL PARA VÁRIOS VALORES DE N.

$\bar{\ell}$	WLH <sub>máx.</sub>	WLM <sub>máx.</sub>	WLB <sub>máx.</sub>
50	2	3	2
100	2	4	2
150	3	4	3
200	3	5	4
250	4	5	6
300	5	6	11
500	10	8	150

$N = 6 \quad \gamma_i = 500 \text{ msg/seg}$

$C = 1.000.000 \text{ bits/seg}$

$\bar{\ell}$	$\overline{WLH}$	$\overline{WLM}$	$\overline{WLB}$
50	$2,6 \times 10^{-3}$	$7,9 \times 10^{-3}$	$5,3 \times 10^{-3}$
100	$0,9 \times 10^{-2}$	$2,3 \times 10^{-2}$	$2,1 \times 10^{-2}$
150	$2,5 \times 10^{-2}$	$5,2 \times 10^{-2}$	$6,2 \times 10^{-2}$
200	$5,7 \times 10^{-2}$	$1,0 \times 10^{-1}$	$1,4 \times 10^{-1}$
250	$1,1 \times 10^{-1}$	$1,7 \times 10^{-1}$	$3,4 \times 10^{-1}$
300	$4,3 \times 10^{-1}$	$3,8 \times 10^{-1}$	1,5
500	1,16	6,58	86

TABELA 2 - COMPRIMENTOS MÁXIMOS E MÉDIOS  
DAS FILAS H, M E B

- ANEL -

NODO	$\gamma_i$	WLH m̄ax.	WLM m̄ax.	$\gamma_i$	WLH m̄ax.	WLM m̄ax.	$\gamma_i$	WLH m̄ax.	WLM m̄ax.
0	500	13	9	500	11	7	500	27	9
1	500	8	8	500	10	12	500	17	8
2	500	7	8	500	10	7	500	13	9
3	500	12	8	500	9	8	500	13	6
4	500	11	9	500	13	14	500	17	7
5	500	13	8	250	7	12	1000	44	10
ATM = 4,3 mseg			ATM = 3,9 mseg			ATM = 13,6 mseg			

- BARRAMENTO -

NODO	$\gamma_i$	WLB m̄ax.	NODO	$\gamma_i$	WLB m̄ax.	NODO	$\gamma_i$	WLB m̄ax.
0	300	10	0	300	9	0	300	10
1	300	6	1	300	7	1	300	8
2	300	9	2	300	9	2	300	9
3	300	8	3	300	8	3	300	8
4	300	7	4	300	7	4	300	8
5	300	7	5	150	4	5	450	23
ATM = 4,9 mseg			ATM = 2,8 mseg			ATM = 19,8 mseg		

TABELA 3 - REDES COM DESEQUILÍBRIO DE CARGA

dos intermediários. Já na estrutura de barramento, a transmissão é direta da origem para o destinatário. Como consequência, apenas os parâmetros do nodo em desequilíbrio tendem a sofrer alterações.

Para análise das prioridades entre as filas H e M na estrutura em anel, foram realizadas simulações onde as capacidades dos canais de cada nodo eram diferentes, de modo a obter tempos de serviços distintos em cada nodo. Como resultado, observou-se que o menor ATM era obtido dando-se maior prioridade para as Filas M.

Devido a capacidade limitada da fila de linha do anel, uma mensagem na fila H só é lançada no anel, através do transmissor do nodo, se o seu comprimento é menor ou igual ao espaço disponível na fila M. Isto torna-se necessário para que seja possível que uma mensagem chegando na fila M seja copiada, enquanto o transmissor associado transmite a nova mensagem vinda da fila H.

As expressões deduzidas nos itens 3.1.3. e 3.2.3. permitem uma análise da variação do atraso médio de transmissão de mensagens ATM, quando se altera o comprimento médio das mensagens ( $\bar{l}$ ) e a taxa média de chegada de mensagens por segundo ( $\gamma$ ), por um mesmo fator ( $x$ ).

Para o barramento, a expressão do ATM é:

$$ATM = \frac{1}{\mu - N\gamma} \quad , \quad \text{supondo que a taxa de chegada } \gamma \text{ é a}$$

mesma para todos os nodos. Como  $\mu = C/\bar{l}$ , substituindo na expressão do ATM virá:

$$ATM = \frac{\bar{l}}{C - N\gamma\bar{l}}$$

Seja  $ATM_{\bar{l}}$  o valor do atraso médio de transmissão quando multiplicamos o comprimento médio das mensagens por um fator  $x > 0$  e,  $ATM_{\gamma}$ , o valor do atraso quando multiplica-se a taxa de chegada  $\gamma$  pelo mesmo fator. Teremos então:

$$ATM_{\bar{l}} = (x\bar{l}) / (C - xN\gamma\bar{l})$$

$$ATM_{\gamma} = (\bar{l}) / (C - xN\gamma\bar{l})$$

Tendo em vista as expressões anteriores, resulta que  $ATM_{\bar{l}} = xATM_{\gamma}$ , ou seja, o atraso médio de transmissão de mensagens obtido quando multiplicamos  $\bar{l}$  por um fator  $x > 0$  é  $x$  vezes o ATM obtido quando a taxa de chegada  $\gamma$  é multiplicada pelo mesmo fator.

Se  $x > 1$ , implica que o ATM obtido aumentando o  $\bar{l}$  para  $x\bar{l}$  é  $x$  vezes maior do que o ATM obtido quando a taxa de chegada é aumentada para  $x\gamma$ . Do mesmo modo, se  $x < 1$ , o  $ATM_{\bar{l}}$  é  $x$  vezes menor do que o  $ATM_{\gamma}$ .

Considerando a expressão para o ATM no anel, e aplicando a mesma análise feita para o barramento, chega-se ao mesmo resultado também para a estrutura de anel. Portanto, podemos concluir que o fator preponderante do atraso médio de transmissão de mensagens é o comprimento médio das mensagens. Por exemplo, seja ATM o atraso médio de transmissão de mensagens numa rede (em anel ou barramento), com taxa de chegada  $\gamma$  e comprimento médio de mensagens  $\bar{l}$ . Se a taxa de chegada é reduzida pela metade, mas o comprimento médio é dobrado, o  $ATM_1$  assim obtido é o dobro de ATM. Da mesma maneira, se agora dividimos o comprimento médio pela metade e dobramos a taxa de chegada de mensagens, o  $ATM_2$  obtido é a metade de ATM.

Embora o ATM tenha sido adotado como o fator para comparação do desempenho das estruturas de anel e barramento, a vazão (número de mensagens transmitidas por unidade de tempo) é também um fator importante para diversas aplicações. Através de rodadas dos simuladores, podemos determinar a vazão, usando a seguinte expressão:  $VAZÃO = MGETOT/T_T$  onde

MGETOT = número total de mensagens geradas

$T_T$  = tempo total de simulação requerido para que todas as mensagens sejam entregues

A fig. 23 mostra a vazão em função da taxa média de chegada de

mensagens, para  $N=6$  e  $\bar{l}=500$  bits, para as estruturas de anel e barramento.

Tendo em vista os resultados de análise e simulação apresentados, a seguir são resumidas as principais conclusões relativas às características básicas das estruturas de anel e barramento:

- A estrutura de anel apresenta melhor desempenho do que a de barramento, para a transmissão de mensagens maiores e mais frequentes, ficando os ATM em valores compatíveis aos exigidos nas aplicações de controle de processo em tempo real (centenas de microssegundos a dezenas de milissegundos).
- A estrutura de barramento, para taxas de chegada baixas e comprimentos médios de mensagens pequenos, apresenta um desempenho compatível com o da estrutura de anel. No entanto, a medida que crescem estes parâmetros, a estrutura de barramento começa a apresentar atrasos médios de transmissão maiores do que o anel e satura-se ( $\rho \rightarrow 1$ ) mais rapidamente.
- A estrutura de barramento apresenta uma melhor utilização do canal de transmissão do que a de anel, apesar da simultaneidade de transmissão permitida pelo protocolo de comunicação adotado para o anel.
- O tamanho máximo das filas de mensagens no anel e barramento, para  $\gamma$  da ordem de 500 mensagens/seg. e  $\bar{l}$  até 150 bits, é da ordem de 3 mensagens para as duas estruturas. A medida que cresce o  $\gamma$  e/ou  $\bar{l}$ , os tamanhos máximos crescem mais rapidamente para o caso do barramento. No entanto deve-se levar em conta que na estrutura de anel são necessárias duas filas para cada nó enquanto que no barramento, apenas uma.
- Na estrutura de anel, dando-se prioridade às filas  $M$ , obtém-se um ATM menor do que o obtido quando a maior prioridade é dada

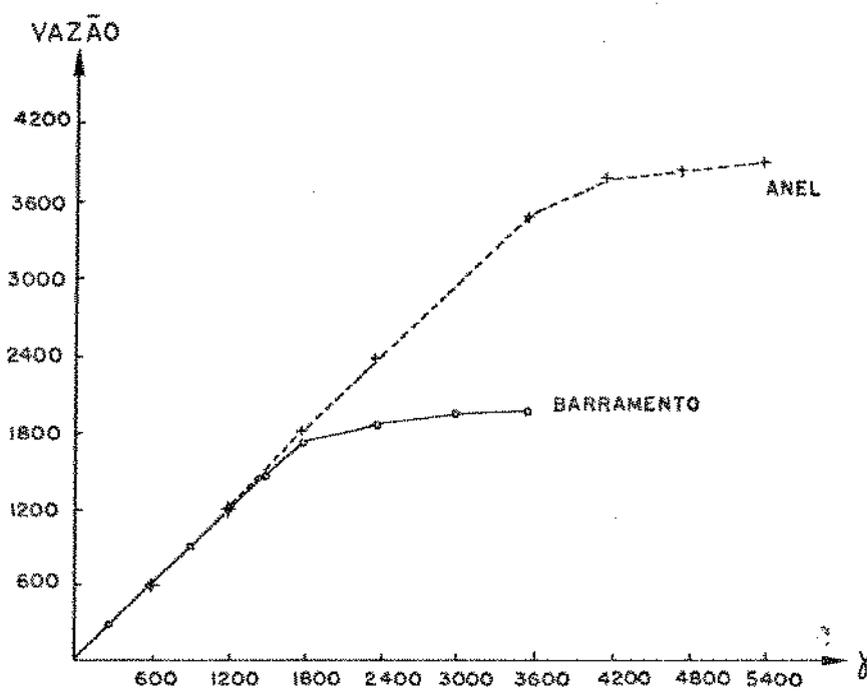


FIGURA 23. VAZÃO x TAXA DE CHEGADA DE MENSAGEM NA REDE PARA ANEL E BARRAMENTO.

às filas H. No entanto, se os tempos de serviço de cada canal são os mesmos, o ATM independe da prioridade das filas (conforme mostrado no item 3.1.3.).

- A estrutura de barramento é menos susceptível ao desequilíbrio da rede ( $\gamma_i$  ou  $\mu_i$  diferentes para cada nodo), uma vez que nesta estrutura as mensagens são enviadas diretamente do nodo origem ao nodo destino. Já na estrutura de anel, uma mensagem para ir do nodo origem ao nodo destino, normalmente atravessa no dos intermediários; com isto, o desequilíbrio em um nodo tende a propagar-se para outros.
- O fator preponderante do ATM para ambas as estruturas é o comprimento médio das mensagens. Isto significa que, se desejamos diminuir o ATM, é mais eficiente diminuir o  $\bar{l}$  do que diminuir a taxa de chegada de mensagens.
- A estrutura de barramento, empregando interfaces passivas, é mais confiável do que a de anel, pois falha em uma interface afeta apenas o nodo associado. Na estrutura de anel, falha em um dos transmissores (ou receptores) ou um defeito no enlace físico afeta drasticamente o desempenho do sistema, pois bloqueia as comunicações.
- A estrutura de barramento permite transmissão de mensagens em difusão múltipla com desempenho bem superior do que a de anel. Com efeito, no barramento a transmissão de uma mensagem de um nodo para vários, toma exatamente o mesmo tempo do que a transmissão de um nodo origem para um nodo destino e independe do número de nodos da rede. No anel, difusão múltipla implica numa mensagem que deve percorrer todos os nodos, resultando num atraso de transmissão elevado e que depende do tamanho da rede.
- A implementação do sinal de confirmação ("Acknowledgment") de mensagens recebidas corretamente é mais eficiente na estrutura

de barramento, devido ao fato de ser a transmissão em ambas os sentidos e diretamente da origem para o destino.

As estruturas de anel e barramento foram estudadas através de análise e simulação e como resultado as características principais de cada uma delas foram determinadas. Tal estudo foi feito supondo a situação de regime, isto é, sem a presença de falhas. Cada uma das estruturas analisadas constitui uma via única de transmissão do sistema de comunicação e, conforme pôde ser visto apresentam um desempenho tal que atende a uma ampla gama de aplicações, tanto na automação de escritórios quanto no controle de processos. Exemplos de sistemas comerciais que utilizam estruturas simples de anel ou barramento podem ser vistos em [48]. No entanto, particularmente nas aplicações de controle de processos em tempo real, uma falha na via única de transmissão, pode degradar drasticamente o desempenho do sistema de controle. Para atender ao atributo integridade, bastante importante nestas aplicações, surgem as estruturas múltiplas e híbridas.

No item seguinte é proposta uma estrutura híbrida para ser utilizada no Sistema de Comunicação de uma Rede Local de Computação Distribuída para controle de processos em tempo real. Esta estrutura surge de uma maneira natural quando se procura adequar as características próprias das estruturas de anel e barramento, aos requisitos básicos da aplicação.

#### 3.4. PROPOSTA DE UMA ESTRUTURA HÍBRIDA

Nas aplicações de controle de processos em tempo real, distinguem-se basicamente, os seguintes tipos de mensagens:

- MENSAGENS DE DADOS: são as mensagens trocadas pelos processos que executam os algoritmos de controle em

tempo real nos diversos elementos de computação da rede. Tais processos, normalmente concorrentes, implementam as funções associadas aos processos físicos parciais correspondentes.

- MENSAGENS DE CONTROLE: são mensagens relacionadas com o controle da transmissão e do tráfego no Sistema de Comunicação.
- MENSAGENS ESPECIAIS: são mensagens prioritárias, que ocorrem em situações de emergência e são normalmente enviadas pela estação de operação da rede. Tal estação corresponde ao elemento de computação utilizado para as comunicações homem-máquina e homem-processo.

As mensagens de dados são mais frequentes, maiores e de tamanho variável. Estas mensagens devem ser transmitidas de um nodo a outro da rede dentro de um tempo tal que atenda aos requisitos da aplicação particular.

As mensagens de controle e especiais são menos frequente e de tamanho fixo. O comprimento delas é bem menor do que o comprimento médio das mensagens de dados.

Tendo em vista as características e requisitos das aplicações em tempo real e considerando os resultados de análise e simulação mostrados no item anterior, a estrutura que se propõe é mostrada na fig. 24, onde são associados um anel e um barramento para configurar a topologia do Sistema de Comunicação. Nesta estrutura híbrida, o anel destina-se à transmissão de mensagens de dados e o barramento à transmissão das mensagens de controle e especiais. Uma interface híbrida conecta os elementos de computação às vias de transmissão, e fica responsável pelas tarefas de comunicação. Para isto, a interface conta com capacidade de processamento e armazenamento próprios. Uma interface básica para a estrutura híbrida é proposta no item 4.3.

A separação de vias, uma para mensagens de dados e outra para mensagens de controle e especiais, impõe-se natural

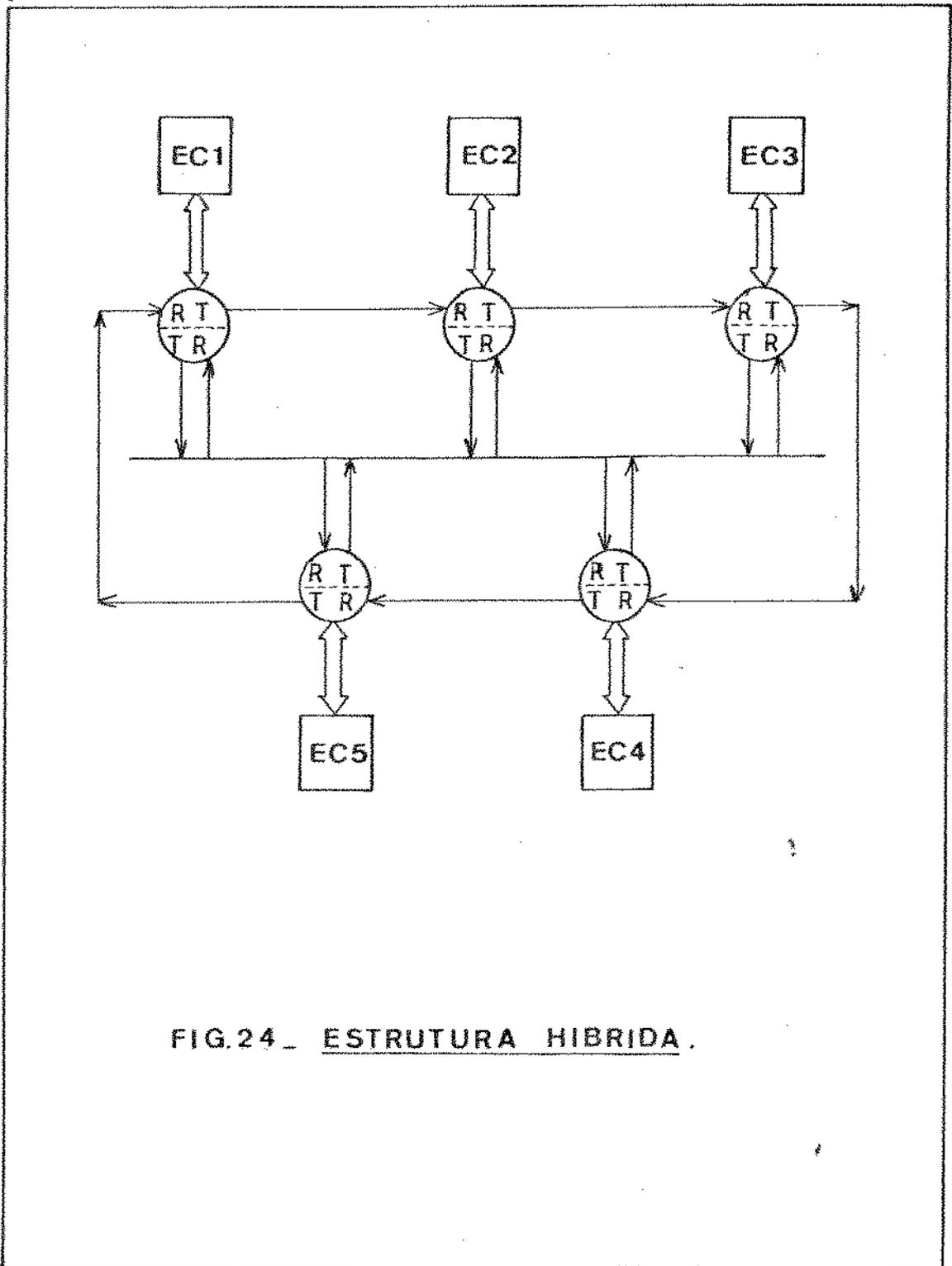


FIG.24 \_ ESTRUTURA HIBRIDA.

mente. Conforme foi mostrado no item 3.3., mensagens maiores e mais frequentes são transmitidas com um menor ATM, através da estrutura de anel com o protocolo adotado, atendendo ao requisito tolerância do tempo de resposta das aplicações de controle em tempo real. Por outro lado, as mensagens de controle e especiais, sendo pequenas e de tamanho fixo são transmitidas no barramento com eficiência (ATM baixo), mesmo para taxas de chegada elevadas. Além disso, a segurança de transmissão requerida é plenamente satisfeita pela estrutura de barramento com o protocolo adotado. As mensagens especiais e de controle tem, normalmente, um caráter de urgência e dirigem-se a todos os nodos; esta característica é bastante adequada para transmissão no barramento, no modo difusão múltipla.

Um defeito num transmissor, receptor ou enlace físico do anel, bloqueia parcialmente as transmissões. Neste caso, o barramento passa a ser utilizado como rota de emergência na região da falha. Em outras palavras, se o caminho da mensagem para ir da origem ao destino não inclui o nodo defeituoso, a transmissão ainda se fará pelo anel. Caso contrário, o nodo transfere a mensagem para ser transmitida pelo barramento. Este mecanismo será tratado com maiores detalhes no item seguinte onde o modelo e o protocolo para a estrutura híbrida são descritos.

A confirmação do recebimento correto das mensagens de dados transmitidas pelo anel, constitui-se numa mensagem de controle enviada através do barramento pelo nodo destinatário da mensagem de dado, ao nodo remetente.

"A priori", a ocorrência de defeitos é mais provável no anel mas, caso ocorra um defeito físico no barramento (o que é pouco provável), o sistema continua operando como uma estrutura simples em anel, com conseqüente diminuição no desempenho.

A detecção de falhas na estrutura de anel é feita pela própria interface, que ao perceber o defeito, gera uma mensagem especial que é enviada a todos os nodos, em difusão múltipla, via barramento. Cada nodo, sabendo da existência do defeito, consulta um algoritmo local para saber por qual das vias deverá enviar a mensagem de dados.

No item seguinte, o modelo e o protocolo de transmissão, agora incluindo as situações de falhas, serão descritos. Para avaliação do desempenho da estrutura híbrida proposta, foi desenvolvido um simulador, que será tratado no item 3.4.2.

### 3.4.1. Modelo e Protocolo Adotados

O modelo da estrutura híbrida proposta é mostrado na fig. 25. Na ausência de falhas, as mensagens de dados são enviadas pelo anel, da mesma maneira descrita no item 3.1.; as mensagens de controle e especiais, são enviadas pelo barramento, da maneira descrita no item 3.2., além da possibilidade de transmissão em difusão múltipla. Os nodos contam com três filas básicas: as filas H e M para as mensagens a serem transmitidas via anel e a fila B para as mensagens transmitidas através do barramento. Quando um nodo recebe uma mensagem de dados, a interface gera uma mensagem de confirmação (ACK) a ser enviada pelo barramento do nodo destino para o nodo remetente. Quando é detectado um erro de transmissão, um sinal de "não confirmação" (NACK) é enviado, provocando uma retransmissão da mensagem de dados pelo nodo origem.

As mensagens que chegam na fila H, geradas pelos processos no EC correspondente, são analisadas pelo elemento A, que transfere para a fila B as mensagens especiais e de controle e mantém na fila H as mensagens de dados. No caso de falha no anel, o analisador consulta um algoritmo de falha para verificar se a mensagem ainda pode ir pelo anel ou se deve ser transferida para a fila B do nodo.

O elemento escalonador (E), recebe as mensagens enviadas pelo barramento e verifica o endereço de destino e o modo de transmissão. Se o endereço é de um processo no EC correspondente ou se a transmissão é em difusão múltipla, a mensagem é encaminhada ao processo no elemento de computação associado. Caso contrário, a mensagem é ignorada pelo nodo. Para as mensagens enviadas pelo anel, o escalonador verifica o endereço do destino

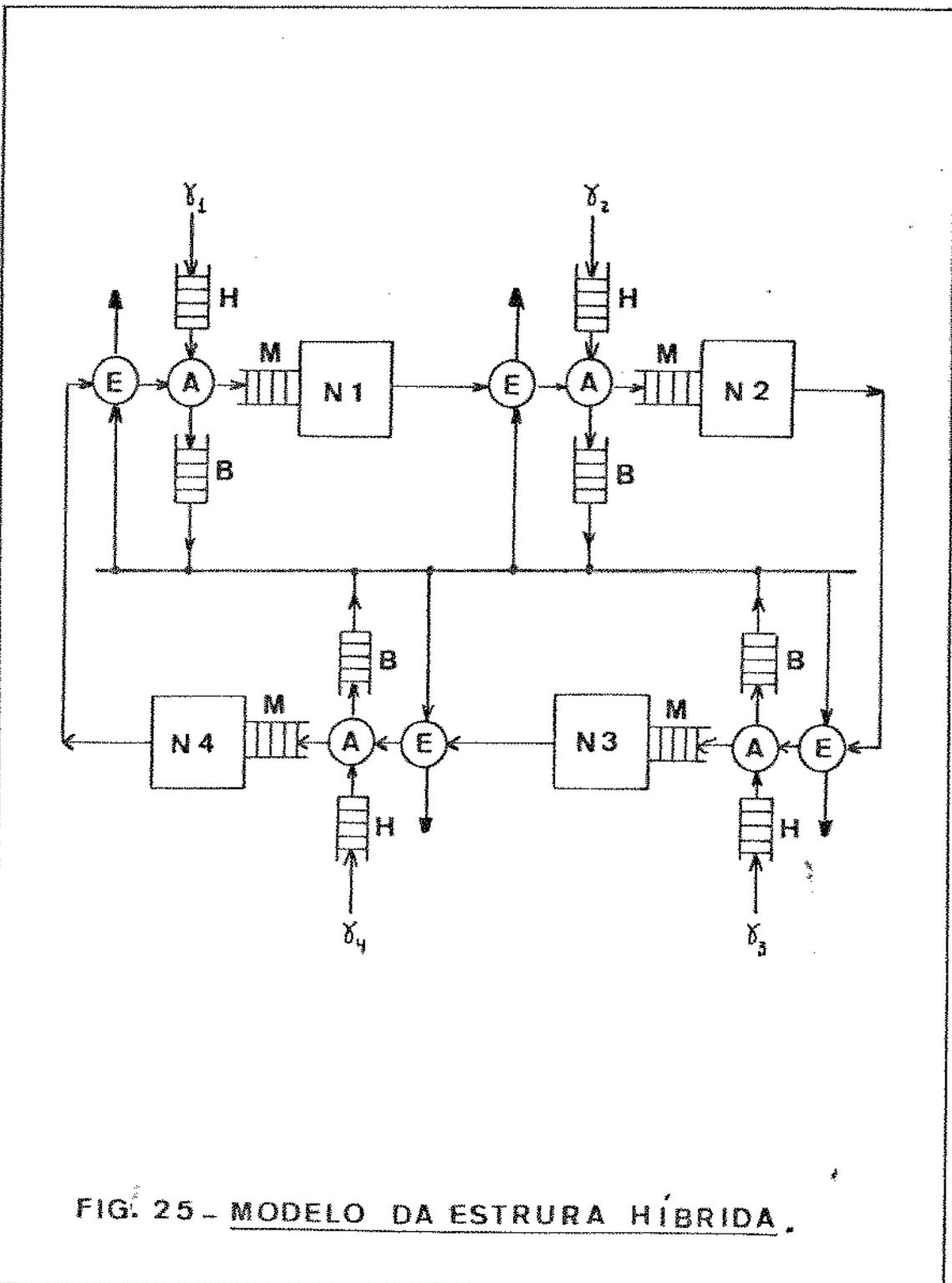


FIG. 25 - MODELO DA ESTRURA HÍBRIDA.

e caso seja o de um processo no seu EC, ele recebe a mensagem; se o endereço não corresponder, a mensagem é colocada na fila M do nodo, para posterior transmissão para o nodo seguinte.

A taxa média de chegada de mensagens por segundo em cada nodo, é  $\gamma_d$  para as mensagens de dados e  $\gamma_c$  para as mensagens de controle e especiais. Além disto, para cada mensagem de dados recebida, uma mensagem de ACK (ou NACK) é gerada pela interface para ser transmitida via barramento.

A seguir são descritas as hipóteses adotadas para o modelo híbrido:

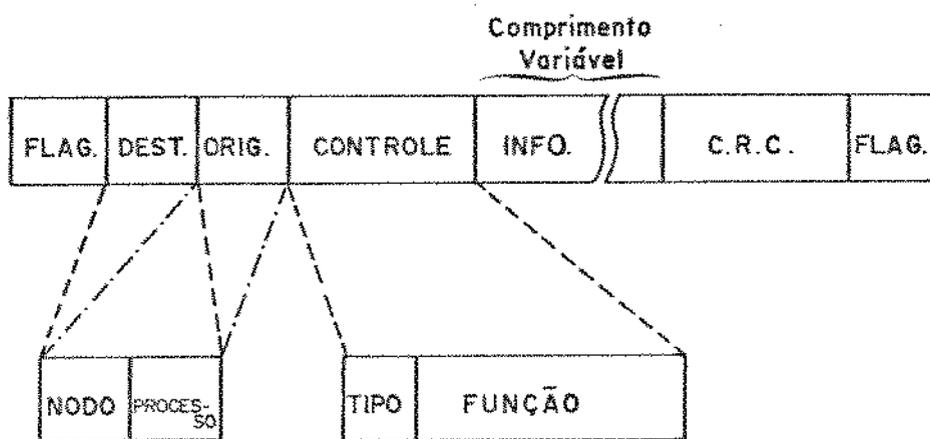
- a taxa de chegada de mensagens em cada nodo, obedece uma Distribuição de Poisson com média  $\gamma_{di}$  para as mensagens de dados e média  $\gamma_{ci}$  para as mensagens de controle e especiais.
- os destinos das mensagens geradas em cada nodo são uniformemente distribuídos entre os demais nodos.
- o comprimento das mensagens de dado tem Distribuição Exponencial com média L; o comprimento das mensagens especiais e de controle é fixo.
- o tempo de serviço para transmissão de mensagens no barramento é  $l/C$ , onde  $l$  é o comprimento da mensagem (em bits) e  $C$  é a capacidade do barramento (em bits/segundo); para o anel, o tempo de serviço do canal de cada nodo é  $l/C_i$  onde  $C_i$  é a capacidade do canal do  $i$ -ésimo nodo.
- os protocolos para transmissão no anel e barramento são os mesmos descritos para as estruturas individuais nos itens 3.1. e 3.2. respectivamente.

O formato das mensagens é mostrado na fig. 26. As mensagens especiais e de controle tem comprimento fixo, pois não

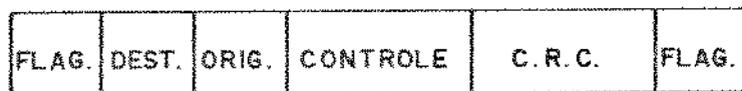
contem o campo para dados, de tamanho variável. Os campos das mensagens são descritos a seguir:

- FLAG - sequência especial de bits que indicam o início ou o fim de uma mensagem.
- DEST - endereço do destino da mensagem; normalmente dividido em dois sub-campos, um especificando o endereço do nodo e outro o do processo no EC associado.
- ORIG - o mesmo que DEST, para o remetente da mensagem.
- CONTROLE - dividido em sub-campos com bits para indicar o tipo de mensagem, bits para mensagens de controle de tráfego ou código de funções especiais, bits para controle das mensagens, bits para comandos especiais, etc.
- CRC - campo para "Cyclic Redundancy Check".
- INFO - campo de comprimento variável e que contem a informação nas mensagens de dados. As mensagens de controle e especiais não contem este campo sendo, portanto, de comprimento fixo.

O protocolo adotado para a estrutura híbrida proposta é, basicamente, uma união dos protocolos adotados para anel e barramento individualmente. Adicionalmente, devem ser especificados os procedimentos para as situações de falhas e/ou emergência e a geração dos sinais de confirmação após o teste de verificação (normalmente CRC - "Cyclic Redundancy Check") da validade da mensagem transmitida (detecção de erros de transmissão). A implementação do protocolo, no escopo deste trabalho, refere-se aos níveis 1 e 2 descritos no item 2.3.2. Supõe-se que o Sistema Operacional da Rede ofereça aos processos nos diversos elementos de computação, as primitivas necessárias para fornecer



- MENSAGEM DE DADOS -



- MENSAGEM DE CONTROLE / ESPECIAL -

FIGURA 26. FORMATO TÍPICO DAS MENSAGENS.

a mensagem no formato e com os campos adequados para o Sistema de Comunicação. A partir daí, a interface fica responsável pela transmissão, adicionando os campos de controle necessários para transmissão de mensagens através do Sistema de Comunicação da Rede Local.

O conjunto de procedimentos que constituem o protocolo para troca de mensagens entre processos, através da estrutura híbrida é dado a seguir:

- (1) Quando um processo deseja transmitir uma mensagem de dado ou de controle/especial, ele monta a mensagem e a coloca na fila H do nodo associado.
- (2) O elemento Analisador, verifica o tipo da mensagem, mantendo na fila H as de dados, para serem transmitidas pelo anel; as mensagens do tipo controle e/ou especial são transferidas para a fila B do nodo, para transmissão via barramento.
- (3) As mensagens a serem transmitidas pelo anel seguem o protocolo descrito no item 3.1.1., e aquelas que irão pelo barramento, o protocolo de marca de controle do item 3.1.2.
- (4) Quando é detetada uma falha no transmissor, receptor ou num enlace físico do anel, uma mensagem é transmitido em difusão múltipla, via barramento, para todos os nodos, acionando o algoritmo de falhas. O Analisador verifica então se uma mensagem do nodo i para o nodo j ainda pode ir pelo anel. Se não, a mensagem é transferida para a fila do barramento, que passa a transmitir mensagens de dados, suprimindo o defeito do anel.
- (5) O elemento escalonador verifica as mensagens que chegam via barramento e anel, verificando se ela é endereçada a um processo no seu EC ou não.

- (6) Para detectar erros de transmissão, a interface faz um teste de verificação (CRC) e envia o sinal ACK ou NACK, conforme o resultado do teste. No caso de NACK, o nodo remetente retransmite a mensagem.
- (7) As mensagens de controle ACK e NACK são geradas pelos nodos e enviadas através do barramento, do nodo destino para o nodo que remeteu a mensagem de dados.
- (8) As mensagens nas filas são atendidas no modo FIFO ("First-In, First-Out").

#### 3.4.2. Simulador da Estrutura Híbrida

Para a análise da estrutura híbrida proposta, foi desenvolvido um simulador, com base no modelo e protocolo de comunicação descritos no item anterior. O simulador da estrutura híbrida, foi concebido a partir dos algoritmos principais dos simuladores de anel e barramento. Basicamente, este simulador engloba a estrutura dos simuladores de anel e barramento, acrescentando apenas os procedimentos que tratam das situações de falhas e de erros de transmissão de mensagens. Para isto, diversas opções foram feitas para a implementação do simulador híbrido:

- O simulador analisa defeitos nos canais do anel, supondo o barramento sem falhas; para analisar defeito físico do barramento, utiliza-se o simulador de anel, supondo uma carga equivalente à do sistema híbrido.
- O sinal de confirmação para as mensagens de dados é enviado apenas quando a mensagem atinge o processo destinatário, e não de cada um dos nodos intermediários do anel para o anterior. Este sinal é da forma de uma mensagem de controle. No simula-

dor, a mensagem de ACK (ou NACK) é gerada através da "Procedure" GERACK, toda vez que um nodo recebe uma mensagem de dados. A mensagem de ACK é colocada na Fila B do nodo que recebeu a mensagem de dados e endereçada ao processo que a enviou.

- Mensagens em difusão múltipla através do barramento, apesar de ser possível, não precisam ser consideradas no simulador, pois o tempo de transmissão de uma mensagem de uma origem para um destino é o mesmo do que de uma origem para todos os demais no dos.
- As mensagens de controle e especiais não tem sinal de confirmação. Normalmente, elas são transmitidas várias vezes, no modo difusão múltipla, através do barramento. No simulador, esta múltipla transmissão pode ser levada em conta aumentando-se a taxa média de chegada de mensagens de controle/especiais  $\gamma_c$ .
- No simulador híbrido, o nodo (ou enlace físico) com defeito é um parâmetro de entrada. Obviamente, o número máximo de falhas admitidas é igual ao número de nodos da rede; neste caso, todas as transmissões passam a ser feitas através do barramento. Falha no receptor ou no transmissor de um nodo  $i$ , ou defeito no enlace físico do nodo  $i$  para o nodo  $i+1$  tem o mesmo efeito para simulação. Falha simultânea no transmissor e receptor de um nodo, apesar de pouco provável, pode também ser considerada na simulação, conforme será mostrado adiante neste item.
- Para efeito de simulação, os erros de transmissão de mensagens e as consequentes retransmissões podem ser levadas em consideração aumentando-se a taxa média de chegada de mensagens de da dos por segundo em cada nodo ( $\gamma_d$ ). Com efeito, como o erro de transmissão é aleatório e não se sabe sobre qual mensagem ele vai incidir, estabelece-se um determinado número de erros de transmissão para teste de desempenho e simula-se uma retransmissão gerando-se uma nova mensagem de dado.

A geração da carga do sistema (frequência e comprimento das mensagens), bem como as considerações sobre intervalo de amostragem, tempo de simulação, unidade de tempo e fator de escala, feitas no item 3.1.2. para o Simulador de Anel, são também válidas para o simulador da estrutura híbrida. A seguir são definidas as variáveis de entrada, saída e de estado do simulador. Depois, o algoritmo principal e o algoritmo de falhas são mostrados.

- VARIÁVEIS DE ENTRADA:

- . N : número de nodos da rede.
- . LBARRA, LCONTR : comprimento médio das mensagens de dados e comprimento (fixo) das mensagens de controle, respectivamente.
- . MAXFILA : comprimento máximo (em número de mensagens) permitido para as filas H, M e B.
- . PRIOR : prioridade das filas H e M (1: maior prioridade para fila H - 2: maior prioridade para fila M - 3: maior prioridade para a fila com maior número de mensagens).
- . ENDSIM : tempo de simulação.
- . ESC : fator de escala (igual ao inverso da unidade de tempo adotada).
- . LAMBDA<sub>i</sub> : taxa média de chegada de mensagens de dados por segundo, no nodo i.
- . LAMBDA<sub>C</sub><sub>i</sub> : taxa média de chegada de mensagens de controle por segundo, no nodo i.

- .  $CAPAC_i$  : capacidade de transmissão (em bits/seg.) do canal do anel, associado ao nodo  $i$ .
  - .  $CAPBUS$  : capacidade de transmissão do barramento (em bits/seg.).
  - .  $NFA$  : número de enlaces do anel, que apresentam defeito.
  - .  $LDE$  : número do(s) nodo(s) cujo enlace associado apresenta defeito.
  - .  $ANEL_{i,j}$  : variável booleana que é FALSA quando uma mensagem de dados não pode ser transmitida de  $i$  para  $j$  pelo anel, devido a defeitos, e VERDADEIRA caso contrário.
- VARIÁVEIS DE ESTADO: incluem as variáveis de estado definidas para os simuladores de anel e barramento (itens 3.1.2. e 3.2.2.). O simulador híbrido aproveita a mesma estrutura desenvolvida para os simuladores anteriores e, portanto, as variáveis que descrevem o estado do sistema híbrido utiliza as variáveis de estado do anel e do barramento que vão sendo contabilizadas para posterior tratamento estatístico.
- VARIÁVEIS DE SAÍDA: a saída do simulador híbrido fornece os resultados de simulação mostrando, separadamente, o comportamento de cada uma das vias da estrutura. Assim, as definições das variáveis de saída são as mesmas dadas para o anel e barramento nos itens 3.1.2. e 3.2.2. O simulador fornece portanto, de acordo com as características operacionais do modelo híbrido, os seguintes resultados de simulação:
- . Tempo médio de espera em cada uma das filas de um nodo  $j$ .
  - . Tempo médio de espera nas filas do anel e nas filas do bar-

ramento.

- . Atraso médio de transmissão de mensagens tanto no anel quanto no barramento.
- . Comprimentos médios, comprimentos máximos e variância do comprimento das filas para cada nodo.
- . Tempo ocioso médio do barramento e do anel.
- . Utilização média do barramento e anel.

O Simulador Híbrido será utilizado como ferramenta para análise de situações de falhas da estrutura proposta. Tal análise será desenvolvida no Cap. IV.

Rodadas do Simulador Híbrido sem a presença de falhas, podem ser utilizadas para comparar o desempenho do sistema híbrido com estruturas simples de anel, de barramento e também com outras estruturas duplas, conforme será discutido no item 3.5.

De acordo com o protocolo descrito para a estrutura híbrida, em caso de falha no anel, o elemento Analisador da interface consulta um algoritmo de falhas para verificar se uma determinada mensagem pode seguir do nodo *i* para o nodo *j*, através do anel, apesar das falhas especificadas no início de uma simulação. Os tipos de falhas mais prováveis e consideradas no Simulador são:

- . falha em um transmissor (ou receptor) de um nodo, no anel;
- . falha em um enlace físico ligando o nodo *i* ao nodo seguinte no sentido de transmissão do anel;
- . falha no transmissor e receptor de um nodo, no anel;
- . falha múltiplas, isto é, em vários nodos ou enlaces;

Para efeito de simulação, todos os tipos de falhas citados podem ser tratados como se fossem de um único tipo. Com efeito, existem as seguintes equivalências:

- . falha no transmissor de um nodo  $i$  é equivalente a uma falha no enlace físico que liga o nodo  $i$  ao nodo seguinte;
- . falha no receptor de um nodo  $i$  é equivalente a uma falha no enlace físico que liga o nodo  $i$  ao nodo anterior;
- . falha no receptor e no transmissor de um nodo  $i$  é equivalente a falhas em dois enlaces: nos que ligam o nodo  $i$  ao nodo anterior e ao nodo seguinte no sentido de transmissão do anel;
- . falhas múltiplas são equivalentes a combinações convenientes de falhas nos enlaces físicos;
- . falhas num transmissor e no enlace físico associado ou de um receptor e do enlace associado são equivalentes a falhas simples no enlace físico correspondente.

Portanto, no simulador são consideradas apenas falhas nos enlaces físicos, uma vez que através delas, podem ser tratados todos os tipos de falhas citados anteriormente. O algoritmo de falhas do simulador, constrói uma matriz booleana  $ANEL_{i,j}$ . Conforme a falha especificada para o simulador, a matriz booleana contém FALSO na posição  $i,j$  se, devido ao defeito, uma mensagem não pode ir do nodo  $i$  para o nodo  $j$  através do anel. A posição  $i,j$  contém VERDADEIRO em caso contrário. Assim, quando existe um defeito, ele é detectado pela interface, que notifica os demais nodos através de uma mensagem de controle em difusão múltipla pelo barramento. A matriz  $ANEL_{i,j}$  é construída em cada nodo, e o elemento analisador consulta a matriz toda vez que uma mensagem é gerada, verificando se ela pode ir pelo anel ou se deve ser transferida para a fila do barramento. O algoritmo para construir a matriz  $ANEL_{i,j}$  é o seguinte:

```
for i = 0 until N - 1 do  
for j = 0 until N - 1 do ANELi,j = true;  
for k = 1 until NFA do  
begin for i = 0 until N - 1 do  
  for j = 0 until N - 1 do  
    if (k = 1) or (k > 1 and ANELi,j) then  
      begin A = i < j ; B = LDEk < i ; C = LDEk > = j ;  
        ANELi,j = (A and B) or (A and C) or (B and C);  
      end;  
end;  
end;
```

Para maior clareza, convem repetir aqui duas definições:

NFA é o número de nodos com defeito;

LDE<sub>i</sub> é um vetor que contém na i-ésima posição o número do nodo cujo enlace associado está defeituoso.

O algoritmo principal do Simulador Híbrido será mostrado a seguir. Ele inclui os algoritmos de anel e barramento descritos anteriormente. O algoritmo principal de anel tem apenas duas alterações:

- (1) toda vez que uma nova mensagem de dados é gerada, verifica-se a matriz ANEL<sub>i,j</sub> sendo i e j iguais a origem e destino da mensagem gerada. Se a mensagem pode seguir pelo anel, ela é inserida na Fila H; se não, ela é inserida na Fila B e será tratada normalmente pelo algoritmo principal de barramento.
- (2) sempre que uma mensagem de dados é recebida no anel, é gerada uma mensagem de confirmação, que é colocada na fila do barramento, tendo como destino o remetente da mensagem de dados.

O algoritmo principal de barramento não apresenta alterações; apenas ele contém as suas próprias variáveis de estado, independentes das do anel, para que sejam fornecidos resultados de simulação separados para cada uma das vias que constituem a estrutura híbrida sendo simulada.

Posto isto, a estrutura do algoritmo principal do simulador híbrido é a seguinte:

```
begin construção da matriz ANELi,j;  
inicialização das variáveis;  
geração de uma mensagem de controle para cada nó e inserção na fila B associada ao nó;  
for j = 0 until N - 1 do  
begin GERA(j,AT,ST,DST); ATACj = AT;  
  if ANELj,DST  
  then begin STACj = ST; MSGERj = 1; DSTAUXj = DST;  
    TOCUPj = STAUXj = ST  
  end  
  else begin INSERE(Fila B,j,ST,DST,ESTOURO);  
    WL.Bj = WL.Bj + 1; TOCUPj = -ST;  
    STAC.Bj = STAC.Bj + ST;  
    MSGER.Bj = MSGER.Bj + 1;  
  end  
end  
for CLOCK = 0 step 1 until ENDSIM do  
begin  


|                                        |
|----------------------------------------|
| Algoritmo principal de Anel Modificado |
|----------------------------------------|


|                                   |
|-----------------------------------|
| Algoritmo principal de Barramento |
|-----------------------------------|

  
end;  
ENDSIM = if MGETOT > MRETOT then ENDSIM + 1  
  else ENDSIM;  
end;
```

Observação: as variáveis com extensão .B, são as mesmas definidas para o barramento no item 3.1.2. A extensão .B é utilizada para distingui-las das variáveis correspondentes definidas para a estrutura de anel.

Maiores detalhes do Simulador Híbrido podem ser obtidas no trabalho descrito em [62], onde é mostrada a listagem de todo o programa tal como foi implementado. Diversos resultados de simulação serão mostrados no Cap. IV, quando o simulador híbrido será utilizado como ferramenta para análise da estrutura híbrida proposta.

### 3.5. ANÁLISE COMPARATIVA DAS ESTRUTURAS MÚLTIPLAS

A motivação básica para o desenvolvimento de estruturas topológicas múltiplas é o aumento da confiabilidade das estruturas simples, uma vez que, o atributo integridade é um dos requisitos mais importantes para as aplicações de controle de processos em tempo real. Apesar da maior complexidade destas estruturas, ganha-se também em desempenho, devido a simultaneidade introduzida quando se utiliza mais de uma via de transmissão.

Conforme foi visto, as estruturas mais utilizadas nas Redes Locais de Computação Distribuída para aplicações em controle de processos, são o anel e o barramento. Para a análise que será desenvolvida neste item, foram selecionadas as estruturas que resultam da combinação destas topologias básicas: Anel Duplo (proposto por LIU [27] e descrito no item 2.3.6.), Barramento Múltiplo (sugerido por JENSEN [23] e que será descrito no item 3.5.2.) e a Estrutura Híbrida proposta neste trabalho. Uma outra estrutura, a "New-Loop" (proposta por JAFARI [24] e descrita no item 2.3.6.) foi também selecionada, pois utiliza técnica de comutação de circuito e vias separadas para mensagens de dados e de controle de tráfego.

As características principais das estruturas selecionadas serão descritas, salientando-se as vantagens e desvantagens de cada uma delas, tendo em vista a confiabilidade, o desempenho e o custo. Desta maneira, as características básicas das aplicações mais adequadas a cada uma das estruturas, podem ser determinadas.

Obviamente, o desempenho das estruturas múltiplas é superior ao das estruturas simples, pois as múltiplas possuem duas ou mais vias de comunicação permitindo simultaneidade de transmissão de mensagens. De fato, o maior desempenho do Anel Duplo em relação a uma Rede em Anel tipo Reames, é mostrado através de resultados de simulação para uma rede com  $N=6$  nodos, no trabalho de LIU [27]; do mesmo modo, a estrutura New-Loop é comparada com uma Rede em Anel tipo Reames em [24]. A comparação direta do desempenho das estruturas múltiplas torna-se difícil pela falta de dados e parâmetros de simulação utilizados para o levantamento das curvas mostradas em [24] e [27]. Por isto, a estrutura híbrida proposta é também comparada com a de Anel, para uma rede com  $N = 6$  nodos. A fig. 27 mostra o atraso médio de transmissão de mensagens em função da taxa média de chegada de mensagens por segundo em cada nodo, para uma rede em anel e para a rede híbrida proposta.

### 3.5.1. Anel Duplo

A estrutura de Anel Duplo (DDL CN) e suas principais características estão descritas no item 2.3.6. A motivação básica para o seu desenvolvimento foi aumentar a confiabilidade das estruturas em anel convencionais. As concepções de Newhall, Pierce e Reames, consistindo de uma via única de transmissão, apresentavam pouca tolerância à falhas.

De fato, tais configurações, com apenas uma falha num enlace físico, tem o serviço de comunicação interrompido, uma vez que ou uma mensagem ou o ACK do destinatário, fica bloqueado. A utilização de dois anéis ao invés de um, provê alguma tolerância à falhas, simplesmente através de redundância. Ainda assim, uma falha dupla de enlace (uma em cada anel), pode tornar o sistema não operacional.

A solução incorporada na interface do DDL CN é a utilização de lógica de três estados conectando a entrada e saída dos "buffers" de atraso, juntas em cada lado na interface.

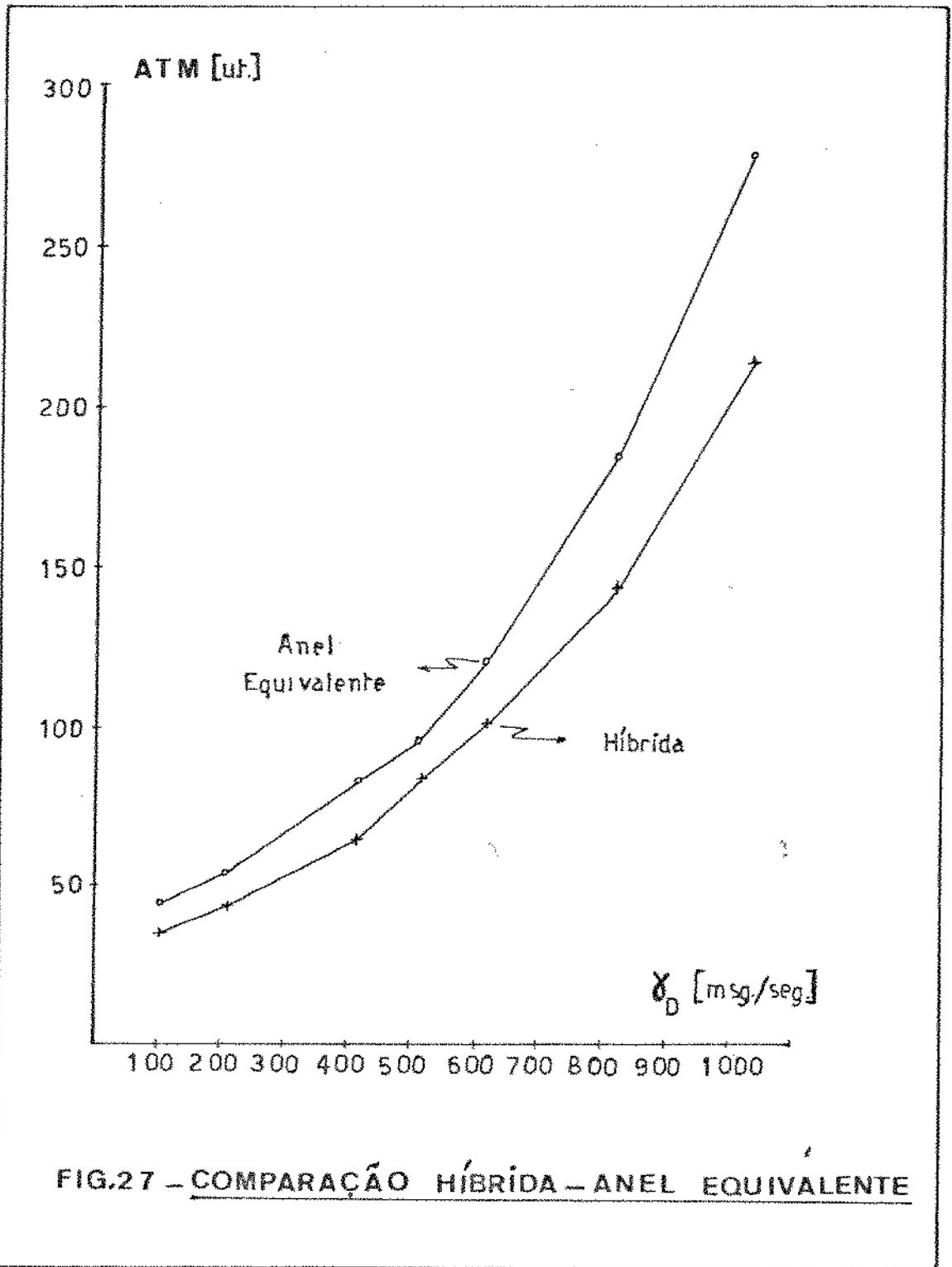


FIG.27 - COMPARAÇÃO HÍBRIDA - ANEL EQUIVALENTE

Este controle, através de lógica de três estados, permite uma re configuração dinâmica dos enlaces físicos, se algum deles falha. Os resultados de simulação apresentados em [27] mostram que, o desempenho do Anel Duplo com qualquer número de falhas simples ou com uma falha dupla, ainda é maior do que o desempenho do Anel Simples (DLCN).

Tendo em vista as características de confiabilidade descritas e considerando o estudo desenvolvido neste capítulo, onde as estruturas de anel e barramento foram analisadas e comparadas, as principais vantagens e desvantagens do Anel Duplo são descritas a seguir:

- Vantagens:

- . Alta confiabilidade, pois a configuração com dois anéis ativos, um em cada sentido, permite que o sistema continue operacional e com bom desempenho, para diversas situações de falhas.
- . Permite taxas de chegada de mensagens elevadas e transmissão de mensagens longas, pois duplica a estrutura de anel que, conforme foi visto, é mais adequada do que a de barramento, para transmissão de mensagens maiores e mais frequentes.
- . Com a interface utilizada para cada elemento de computação, a rede tem controle completamente distribuído sobre ela mesma ou seja, não existe um processador de controle centralizado e cada par EC/Interface trabalha independentemente dos demais.
- . O protocolo de comunicação permite transmissão de mensagens com destinos múltiplos.

- Desvantagens:

- . Custo elevado, comparado com o custo das demais estruturas

múltiplas selecionadas, pois a complexidade de uma interface ativa é maior, e no caso do DDLN, existem dois anéis.

- . Maior complexidade dos algoritmos da interface, nos casos de falhas. Embora a confiabilidade seja alta para casos de falhas nos enlaces físicos, defeitos em elementos da interface podem provocar falhas duplas.
- . Como a estrutura é composta de dois anéis, a eficiência da transmissão de mensagens prioritárias de emergência, no modo difusão múltipla, é menor do que nas que contam com um barramento.
- . Baixa utilização dos enlaces de transmissão.

Com base nos aspectos descritos para a estrutura de anel duplo, as características principais das aplicações mais adequadas para este tipo de estrutura são:

- . Aplicações onde as distâncias entre elementos de computação são grandes (embora ainda caracterizando Redes Locais), e em ambiente hostis (altas temperaturas, ambientes corrosivos); neste caso a probabilidade de falhas nos enlaces é alta, exigindo uma estrutura de alta confiabilidade.
- . A estrutura DDLN utiliza um segundo anel para dados, não usando via separada para mensagens de controle. Com isto, é indicado para aplicações onde os processos trocam entre si um grande número de mensagens de dados e onde as mensagens de controle e especiais são menos frequentes.

### 3.5.2. Estrutura "New-Loop"

A estrutura "New-Loop" proposta por JAFARI [24] e

[25] e suas características principais estão descritas no item 2.3.6. Os principais objetivos para o desenvolvimento desta estrutura foram: fornecer um sistema de comunicação eficiente capaz de transmitir, direta e concorrentemente, mensagens de tamanho variável de um nodo a outro; melhorar a vazão, em relação a das estruturas de anel simples; permitir a construção de uma interface de baixo custo, capaz de automaticamente armazenar, transmitir, receber e controlar mensagens. Para isto utiliza: uma via separada para mensagens de controle entre os nodos e um controlador central; uma estrutura bi-direcional particionável, constituindo uma via separada para dados, com cada segmento entre dois nodos adjacentes tratado como um barramento separado.

Toda comunicação entre nodos é precedida por uma mensagem de controle requisitando uma conexão ao controlador central. Se a conexão é possível, o controlador sinaliza, através de uma mensagem de controle os nodos envolvidos, para que estes comutem adequadamente as chaves, de modo a estabelecer um caminho de comunicação entre dois nodos ("circuit-switching"). Quando a comunicação termina, os nodos sinalizam o controlador central que então desativa o caminho. Este tipo de operação permite a transmissão simultânea de mensagens de tamanho variável entre pares de nodos distintos, desde que os caminhos de comunicação não sejam conflitantes.

Tendo em vista as características do "New-Loop" podemos citar as principais vantagens e desvantagens desta estrutura como sendo:

- Vantagens:

- . Baixo custo comparado com o das demais estruturas múltiplas, pois utiliza interface passiva e simples. (Basicamente uma interface de barramento e um elemento de comutação).
- . Boa modularidade, com facilidade para inserir ou retirar nodos do sistema.

- . Bom desempenho. Com o aumento do número de nodos o desempenho relativo melhora, devido à maior simultaneidade de transmissões. O desempenho também pode ser melhorado através da inclusão de enlaces de dados adicionais entre nodos, o que pode ser desejável para suportar tráfego mais intenso. Para isto é necessário apenas um barramento de dados adicional e pequena alteração no algoritmo do controlador central.
- . Utilização de vias separadas para dados e controle, facilitando as operações de detecção e recuperação de falhas e simplificando os algoritmos para tratamento de situações de emergência.
- . Alta vazão e boa utilização das vias de dados e controle.

- Desvantagens:

- . Integridade comprometida pela possibilidade de defeito do controlador central.
- . Os tempos envolvidos para estabelecer um caminho para transmissão de dados - troca de mensagens de controle e tempo de comutação - aumentam o atraso médio de transmissão de mensagens.

Com base nos aspectos básicos descritos, a estrutura "New-Loop" é mais adequada para as aplicações de controle com as seguintes características principais:

- . Taxas de chegada de mensagens por segundo em cada nodo não muito altas e mensagens contendo volume grande de dados, de tal modo que o tempo necessário para o estabelecimento de um caminho entre um par de nodos origem-destino, seja pequeno em relação ao tempo de transmissão da mensagem.

- . Nas aplicações onde os nodos que mais se comunicam tendem a formar grupos ("clusters"), a estrutura New-Loop é bastante adequada, devido a facilidade e baixo custo para a inclusão de barramentos adicionais entre os nodos que mais se comunicam. Com isto melhora-se bastante o desempenho do sistema.
- . Nas aplicações que requerem um número mais elevado de nodos, a estrutura "New-Loop" oferece um bom desempenho. Isto porque, conforme cresce o número de nodos, aumenta a possibilidade de transmissões simultâneas.

### 3.5.3. Barramentos Múltiplos

Tal configuração é uma extrapolação da estrutura interna de diversos computadores convencionais, que utilizam um conjunto de linhas de controle e dados para interligar memória, processador, dispositivos de entrada/saída e armazenamento secundário.

Normalmente, as redes locais com "multi-bus" utilizam um barramento para transmissão serial bit-a-bit de mensagens de dados, e um conjunto de barramentos para transmissão de sinais de controle. Da mesma forma das demais topologias, cada processador tem sua memória própria e uma interface conectando o elemento de computação ao Sistema de Comunicação.

As estruturas com barramento único, apresentam baixa tolerância a falhas, tornando-se necessária alguma forma de redundância. Um barramento fisicamente redundante mas funcionalmente único, não constitui nenhum benefício para o sistema, até que ocorra uma condição excepcional (falha no barramento). Por outro lado, barramentos idênticos mas independentes, além de fornecer a mesma proteção para os casos de falha, fornecem meios de transmissão adicionais sob circunstâncias normais.

As estruturas com multi-barramentos oferecem várias possibilidades, dependendo da característica da aplicação.

Por exemplo, pode-se utilizar um barramento para dados, e barramentos para os sinais de controle como o ACK, o sinal para transferência de marca de controle (para dar acesso ao barramento de dados), e outros. Além disto, a interface pode fornecer mecanismos para reconfiguração no caso de falha de algum dos barramentos. A categoria de multiprocessadores concentrados, descrita no item 2.2.2., apresenta concepções de estruturas "multi-bus" com várias características que podem ser aproveitadas na concepção de Redes Locais, para aplicações onde a dispersão geográfica é pequena. Por exemplo, ALLISON [60] descreve a padronização de um "backplane-bus" P896, que apresenta diversas características que podem ser utilizadas na concepção de Redes Locais com barramentos múltiplos. Uma estrutura deste tipo para multiprocessadores é também proposta por JENSEN [23].

A seguir, são descritas as vantagens e desvantagens deste tipo de estrutura, e as características das aplicações mais adequadas às Redes Locais com barramentos múltiplos.

- Vantagens:

- . Simplicidade das interfaces de comunicação e facilidade para expansão e modificação do sistema.
- . Baixa complexidade dos algoritmos de tratamento de falhas, pois existem vias separadas para sinalização de controle.
- . Boa confiabilidade e bom desempenho devido a multiplicidade de vias e a possibilidade de reconfiguração dos caminhos de transmissão em caso de falha de algum barramento.

- Desvantagens:

- . Custo cresce rapidamente com o aumento do número de nodos e com a distância entre elementos de computação.

- . Restrito para aplicações onde os elementos de computação estão mais concentrados.

Conforme pôde ser observado, a utilização de barramentos múltiplos como estrutura topológica para o Sistema de Comunicação de Redes Locais, é mais adequado a aplicações onde as distâncias entre elementos é pequena. Com relação ao tráfego e tamanho de mensagens, o barramento é uma via mais adequada para transmissão de mensagens mais curtas; as taxas de chegada podem ser eventualmente altas, dependendo do comprimento das mensagens, de acordo com a análise feita no item 3.3. deste trabalho.

#### 3.5.4. Estrutura Híbrida Proposta

A estrutura proposta está descrita no item 3.4. Posteriormente, no Cap. IV, ela será estudada através de simulação, para levantar as características de desempenho sob diversas condições de falhas. Para a análise comparativa deste item, as vantagens e desvantagens da estrutura híbrida em relação as outras estruturas discutidas, são descritas a seguir:

- . O desempenho da estrutura híbrida é comparável ao da estrutura de anel duplo e ambas ligeiramente superiores ao desempenho do "New-Loop", tendo em vista a comparação das três estruturas com o anel de Reames. No entanto, em condições de taxas de chegada baixas e grande volume de dados, o desempenho da "New-Loop" pode tornar-se superior.
- . A confiabilidade do Anel Duplo é superior à da estrutura híbrida, com relação a falhas nos enlaces físicos, pois oferece caminhos alternativos para uma maior combinação de defeitos. Entretanto, os algoritmos para tratamento de falhas na estrutura

de anel duplo são mais complexos. Além disto, as mensagens especiais e de emergência são transmitidas com maior rapidez na estrutura híbrida. A estrutura "New-Loop", devido ao controlador central, tem uma confiabilidade menor do que a do Anel Duplo e da Híbrida.

- . O custo é menor para o "New-Loop" cujas interfaces passivas apresentam apenas um elemento de comutação adicional, em relação à interface de barramento simples. O anel duplo apresenta o equivalente a duas interfaces ativas, uma para cada anel; a interface híbrida sendo equivalente a uma interface ativa e uma passiva, apresenta um custo menor do que a do anel duplo, que é a mais cara.
- . A fig. 28 mostra uma comparação das estruturas ANEL DUPLO, "NEW-LOOP" e HÍBRIDA, num espaço tridimensional, onde os eixos representam a confiabilidade, o desempenho e o  $(\text{custo})^{-1}$ . A estrutura "multibus" não foi considerada nesta comparação pois ela se restringe a aplicações específicas, onde a dispersão entre os elementos de computação é pequena. Para a comparação entre as três estruturas citadas, supõe-se uma aplicação típica, com os valores de frequência e tamanho das mensagens, distâncias entre elementos de computação, numa faixa intermediária.

Os simuladores desenvolvidos constituíram-se numa ferramenta bastante útil para o levantamento das características do anel e barramento. Os estudos feitos utilizando os simuladores, mostraram a vantagem de se utilizar vias separadas para mensagens de dados (anel) e para mensagens especiais e de controle (barramento), aproveitando as características de melhor desempenho e utilização de cada uma das vias de transmissão. A partir daí, a estrutura híbrida proposta surgiu naturalmente, fornecendo meios para a transmissão segura e eficiente dos diversos tipos de mensagens normalmente existentes nas aplicações típicas de controle de processos em tempo real. Além disto, a separação

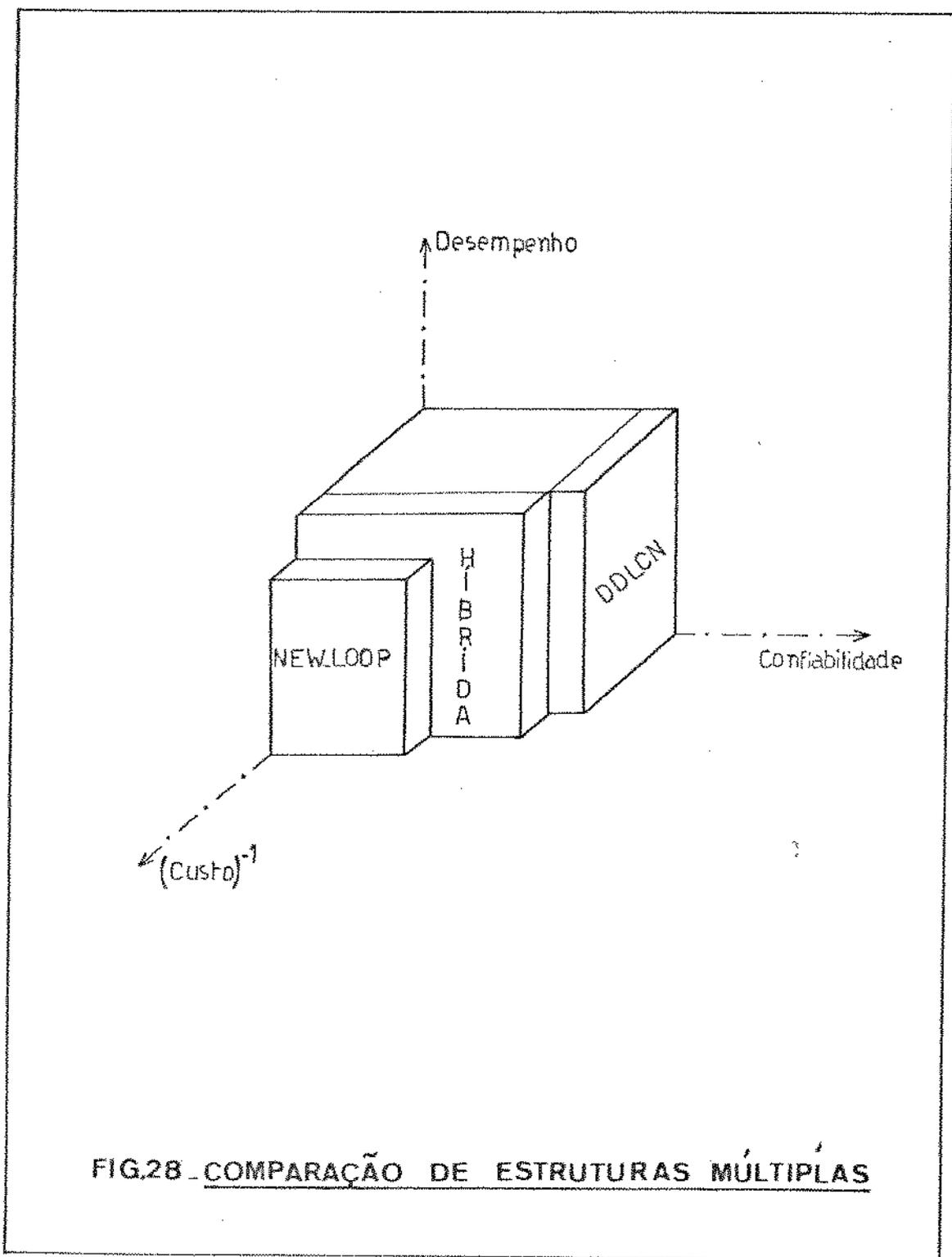


FIG.28 COMPARAÇÃO DE ESTRUTURAS MÚLTIPLAS

de vias na estrutura híbrida, uma para mensagens de dados e outra para mensagens de controle e especiais, facilita a implementação de níveis superiores de protocolos e outras funções básicas, através da troca de mensagens de controle entre os Sistemas Operacionais dos elementos de computação, sem interferência na via de dados. Portanto, a estrutura proposta é bastante geral, sendo capaz de atender com eficiência e segurança aos requisitos de uma vasta gama de aplicações.

## C A P Í T U L O    I V

### 4. ANÁLISE DA ESTRUTURA HÍBRIDA PROPOSTA

Para a análise do desempenho e levantamento das características da estrutura proposta, foi desenvolvido o Simulador Híbrido, descrito no item 3.4.2. Tal simulador é formado basicamente a partir dos algoritmos principais dos simuladores de anel e barramento, tendo sido introduzidos os procedimentos para tratamento de situações excepcionais. Assim, a análise de desempenho que será desenvolvida neste capítulo, levará em conta não somente a situação sem defeitos, como também diversos casos de falhas serão investigados.

No item 4.1., as características de desempenho das duas vias da estrutura híbrida serão determinadas, variando-se a taxa média de chegada e o comprimento das mensagens de dados e de controle e o número de nodos da rede na ausência de falhas. Para esta análise, tanto as formulações quanto os simuladores desenvolvidos para o anel e o barramento podem ser empregados.

No item 4.2., o Simulador Híbrido será a ferramenta empregada para verificação do comportamento da estrutura proposta sob diversas situações de falhas.

No item 4.3. é proposta uma Interface Básica de Comunicação para a estrutura híbrida e diversas opções de projeto são discutidas.

Para concluir este capítulo, no item 4.4. é analisado e discutido um sistema típico de controle de processos que utiliza a estrutura híbrida como sub-sistema de transmissão de dados. Os elementos envolvidos serão caracterizados e diversos aspectos do sistema investigados.

#### 4.1. ANÁLISE DE DESEMPENHO

Neste item é investigado o desempenho da estrutura híbrida, supondo que não existam falhas. O atraso médio de transmissão de mensagens e a utilização, para cada uma das vias, pode ser determinado utilizando-se rodadas já realizadas dos simuladores de anel e barramento. De fato, na ausência de falhas, a estrutura híbrida pode ser considerada como sendo constituída da seguinte combinação:

- uma estrutura de anel para transmissão de mensagens de dados com taxa de chegada por nodo  $\gamma_{Di}$  e comprimento médio  $\bar{l}$ ;
- uma estrutura de barramento, para transmissão de mensagens de controle/especiais, de comprimento fixo  $L$ , e cuja taxa de chegada por nodo é  $\gamma_{Ci}$ ; o barramento também é responsável pela geração do sinal de confirmação (ACK) para cada mensagem de dados recebida pelos nodos, através do anel. O sinal de confirmação (ACK) é de tamanho fixo e igual ao comprimento das de controle/especiais. Portanto, a carga do barramento é equivalente a uma taxa  $\gamma_i = \gamma_{Ci} + \gamma_{Di}$  mensagens por segundo, sendo que as mensagens são de comprimento fixo  $L$ .

Então, na ausência de falhas, os resultados de rodadas do simulador híbrido, com carga  $\gamma_{Di}$ ,  $\bar{l}$  e  $\gamma_{Ci}$ ,  $L$  são os mesmos obtidos através dos simuladores de anel e barramento, com cargas de mensagens  $(\gamma_{Di}, \bar{l})$  e  $(\gamma_{Di} + \gamma_{Ci}, L)$  respectivamente. A fig. 29 mostra o ATM em função da taxa média de chegada de mensagens, para as duas vias da estrutura híbrida, supondo os seguintes parâmetros de entrada para as diversas rodadas do simulador:

- . Número de nodos da rede: 6
- . Comprimento médio das mensagens de dados: 500
- . Comprimento das mensagens de controle: 50
- . Comprimento máximo das filas: 30 mensagens
- . Prioridade entre as filas H e M: maior para as filas M
- . Tempo de Simulação e Fator de Escala: 100.000
- . Taxa de chegada de mensagens de dados por segundo em cada nodo: 100, 200, 400, 500, 600, 800, 1000
- . Taxa de chegada de mensagens de controle por segundo em cada nodo: 100
- . Capacidade de transmissão de cada canal do anel, e capacidade do barramento: 2 Mbits/seg
- . Número de enlaces com defeito: 0.

Conforme podemos observar pelas curvas mostradas na fig. 29, e tendo em vista as considerações de equivalência feitas anteriormente, na ausência de falhas o anel da estrutura híbrida comporta-se como analisado no item 3.3. e o barramento, devido ao pequeno comprimento das mensagens de controle, tem um excelente desempenho, apresentando baixos valores de ATM mesmo para taxas de chegada mais elevadas. O anel da estrutura híbrida, sendo responsável pela transmissão apenas de mensagens de dados, tem um desempenho superior ao de um anel simples com toda a carga de mensagens (dados + controle) para transmitir, conforme foi mostrado na fig. 27 do item 3.5.

A seguir, a estrutura híbrida proposta será analisada através de simulação, considerando diversas situações de falhas.

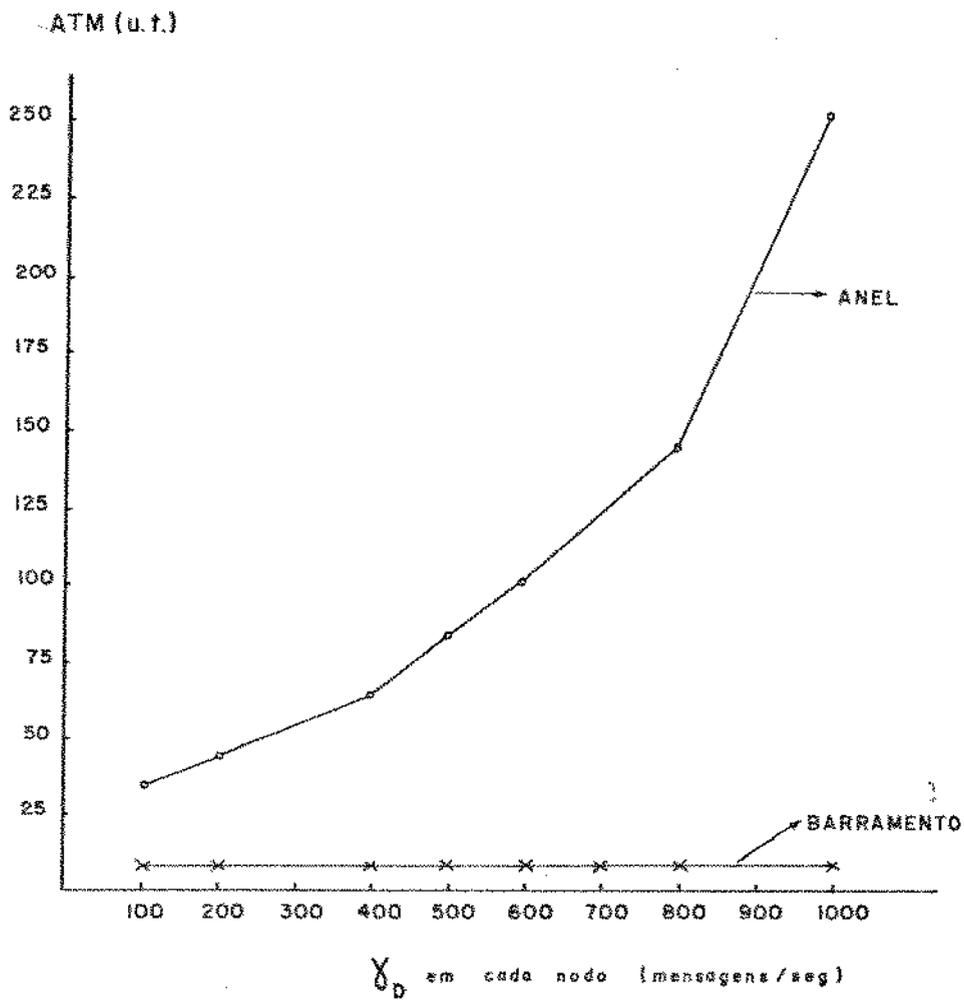


FIGURA 29. ATM x  $\lambda_{\text{dados}}$  PARA A ESTRUTURA HÍBRIDA.

#### 4.2. ANÁLISE DE SITUAÇÕES EXCEPCIONAIS

Uma das motivações básicas para a utilização de estruturas múltiplas nos sistemas de comunicação de Redes Locais é aumentar a confiabilidade do sistema, uma vez que estruturas com uma única via, apresentam uma baixa tolerância à falhas. Neste item, utilizando o Simulador Híbrido como ferramenta, o comportamento da estrutura proposta será analisado. Conforme descrito no item 3.4., uma falha no anel provoca a transferência das mensagens impedidas de transitar, para a fila B correspondente, de modo que tais mensagens de dados sejam excepcionalmente transmitidas pelo barramento. Deste modo, o sistema continua operacional, apesar da falha, embora o desempenho seja menor.

O simulador híbrido considera apenas falhas no anel. Com efeito, uma falha física no barramento reduz a estrutura a uma de anel simples, cujas características e comportamento, para diversas situações de carga já foram levantadas e analisadas nos itens 3.1. e 3.3.

Uma falha no elemento da interface híbrida correspondente ao transmissor ou receptor do barramento, isola apenas este nó, não implicando no bloqueio da transmissão de mensagens pelo barramento. Uma falha deste tipo implica, normalmente, numa reconfiguração a nível de "software", com um outro nó da rede assumindo as funções básicas do nó que saiu. Além disto, o nó não fica isolado, podendo comunicar-se com os demais através do anel.

Conforme foi mostrado no item 3.4., os diversos tipos de falhas que podem ocorrer no anel, são tratados como uma falha num enlace físico associado a um nó, ou uma combinação de falhas de enlace.

Quando o anel não apresenta falhas, cada um dos N nós pode enviar mensagens para qualquer um dos (N-1) nós restantes, via anel. Portanto, na ausência de falhas o número de pares de nós origem-destino possíveis (P) é dado por:

$$P = N \cdot (N - 1)$$

(H.1)

Se existe uma falha num enlace físico (ou num transmissor ou receptor de um nodo), o número de pares origem-destino possíveis passa a ser:

$$P = N \cdot (N - 1) / 2 \quad (\text{H.2})$$

Por indução, determina-se facilmente que, o número de pares origem-destino possíveis quando existem  $F$  enlaces defeituosos, é da do por:

$$P = (N - F) (N - F + 1) / 2 \quad (\text{H.3})$$

Como os destinos das mensagens geradas em cada um dos nodos são equiprováveis, as expressões H.1 e H.3 permitem determinar, em média, o número de mensagens de dados transferidas para transmissão via barramento, quando o anel apresenta  $F$  enlaces defeituosos. Por exemplo, em média, 50% das mensagens de dados são transferidas para o barramento quando o anel apresenta um enlace defeituoso.

Um outro aspecto que merece ser analisado, é o perfil de carga extra de mensagens de dados, nas filas de barramento em cada um dos nodos, quando o enlace associado a um nodo está avariado. Supondo então que o enlace do nodo  $i$  esteja defeituoso, teremos:

- Todas as mensagens geradas no nodo  $i$ , não podem ser transmitidas pelo anel, sendo transferidas para a fila do barramento.
- Todas as mensagens geradas no nodo  $(i + 1) \bmod N$  podem ser transmitidas pelo anel, apesar da falha; nenhuma mensagem de dados é transferida para a Fila B deste nodo.
- A medida que caminhamos do nodo  $(i + 1) \bmod N$  para o nodo  $i$ , no sentido de transmissão do anel, o número de mensagens de dados impedidas de transitar pelo anel será proporcional a:

$$\begin{aligned} \text{nodo } (i+2) \bmod N & \rightarrow \gamma/(N+1) \\ \text{nodo } (i+3) \bmod N & \rightarrow 2\gamma/(N+1) \\ & \vdots \\ \text{nodo } i & \rightarrow \gamma \\ \text{nodo } (i+1) \bmod N & \rightarrow 0 \end{aligned}$$

- A fig. 30 mostra o perfil de carga de mensagens de dados nas filas B, em função dos nodos, supondo defeito no enlace associado ao nodo i.
- Uma mensagem que não pode ser transmitida pelo anel para o seu destino, devido a uma falha num enlace, ainda poderia prosseguir pelo anel por um ou mais nodos intermediários até o ponto de falha. Este procedimento não é vantajoso pois iria sobrecarregar ainda mais, justamente as filas de barramento mais cheias, conforme pode ser visto na fig. 30. Uma maneira de se obter melhor distribuição da carga extra nas filas B dos nodos, é dar prioridades maiores às filas cujos nodos estão mais próximos (no sentido de transmissão do anel) daquele cujo enlace está defeituoso.

As falhas que podem ocorrer no sistema de comunicação enquadram-se em duas categorias principais:

- Falhas de enlaces: podem ser erros de transmissão devido a ruídos na linha de transmissão ou danificação permanente da via (linha aberta ou em curto-circuito).
- Falhas dos nodos: queda de potência ("power-fail") na alimentação dos circuitos do nodo; defeito em um dos elementos do "hardware" do nodo.

A diminuição de desempenho decorrente de erros de transmissão, é equivalente à causada por um aumento na taxa de

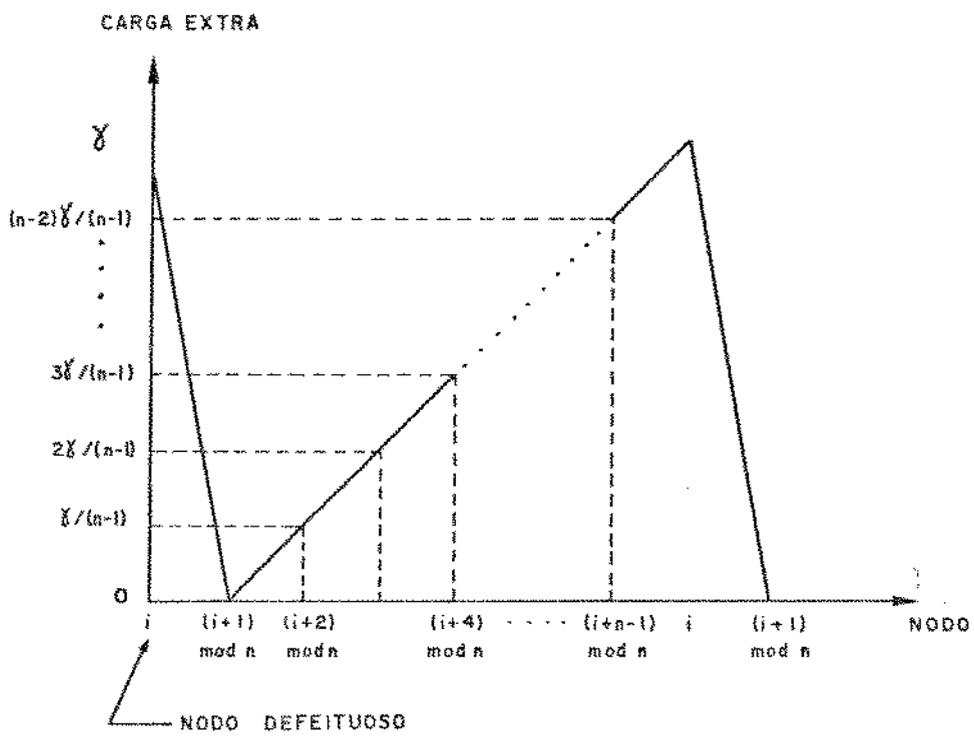


FIGURA 30. PERFIL DE CARGA EXTRA DAS FILAS B.

chegada de mensagens. De fato, uma determinada taxa de erros de transmissão, implica em retransmissão das mensagens com erro; para efeito de simulação, as retransmissões são equivalentes a geração de uma nova mensagem para transmissão. Portanto, o efeito de erros de transmissão no aumento do ATM, pode ser estimado a partir da curva da fig. 29, que fornece o ATM em função da taxa de chegada de mensagens de dados.

As falhas de nodo e as decorrentes de danificação da via de transmissão são tratadas (conforme mostrado no item 3.4.2.) como falha num enlace físico associado a um nodo, ou como uma combinação de falhas de enlaces. Para a determinação da diminuição do desempenho, em função das falhas nas vias e/ou nodos do sistema de comunicação, o simulador híbrido é rodado diversas vezes, supondo inicialmente que não existam falhas, depois falha em 1 enlace, falhas em 2 enlaces, e assim por diante até uma falha total do anel. Como resultado, a fig. 31 mostra o Atraso Médio de Transmissão de Mensagens em função do número de falhas nos enlaces do anel, para as duas vias da estrutura, supondo a seguinte situação:

- . Número de nodos da rede: 6
- . Comprimento médio das mensagens de dados: 500
- . Comprimento das mensagens de controle: 50
- . Comprimento máximo das filas: 100 mensagens
- . Prioridade: maior para as filas M
- . Tempo de simulação: 100.000 [u.t.]
- . Fator de escala: 100.000
- . Taxa de chegada de mensagens de dados: 500 mensagens/seg
- . Taxa de chegada de mensagens de controle: 100 msg./seg.

- . Capacidade de transmissão de cada canal do anel e do barramento:  $2 \times 10^6$  bits/seg.
- . Número de enlaces com defeito: 0, 1, 2, 3, 4, 5.

Tendo em vista os resultados de simulação sob condições de falhas, e as curvas do ATM para anel e barramento em função do número de enlaces defeituosos, mostrados na fig. 31, destacam-se os seguintes aspectos básicos relativos ao comportamento da estrutura híbrida:

- Dimensionando-se a capacidade de transmissão do barramento de modo que  $\rho < 1$  para a pior situação de falhas no anel, obtém-se um atraso médio de transmissão de mensagens bastante satisfatório, como mostra a fig. 31; no entanto, para o caso sem falhas o barramento fica bastante ocioso. Mas considerando a natureza tempo-real das aplicações, o super-dimensionamento da capacidade de transmissão do barramento implica em baixos atrasos de transmissão de mensagens de controle/especial, o que é altamente desejável, bem como permite a utilização do barramento como rota alternativa para aliviar o tráfego no anel, mesmo na ausência de falhas.
- Para as situações simuladas, os comprimentos máximos das filas do barramento foram de 5, 7, 8, 12 e 16 mensagens para 1, 2, 3, 4 e 5 falhas de enlaces respectivamente. Estes valores são também razoáveis, tendo em vista que para o caso de 5 falhas, onde 96% (expressão H.1 e H.3) das mensagens de dados são transferidas para transmissão via barramento, o tamanho máximo das filas B foi de 16 mensagens.
- Comparando a estrutura híbrida com falhas, com o anel simples, para a situação de carga da rede considerada para o levantamento das curvas da fig. 31, observa-se (fig. 27) que o ATM da es

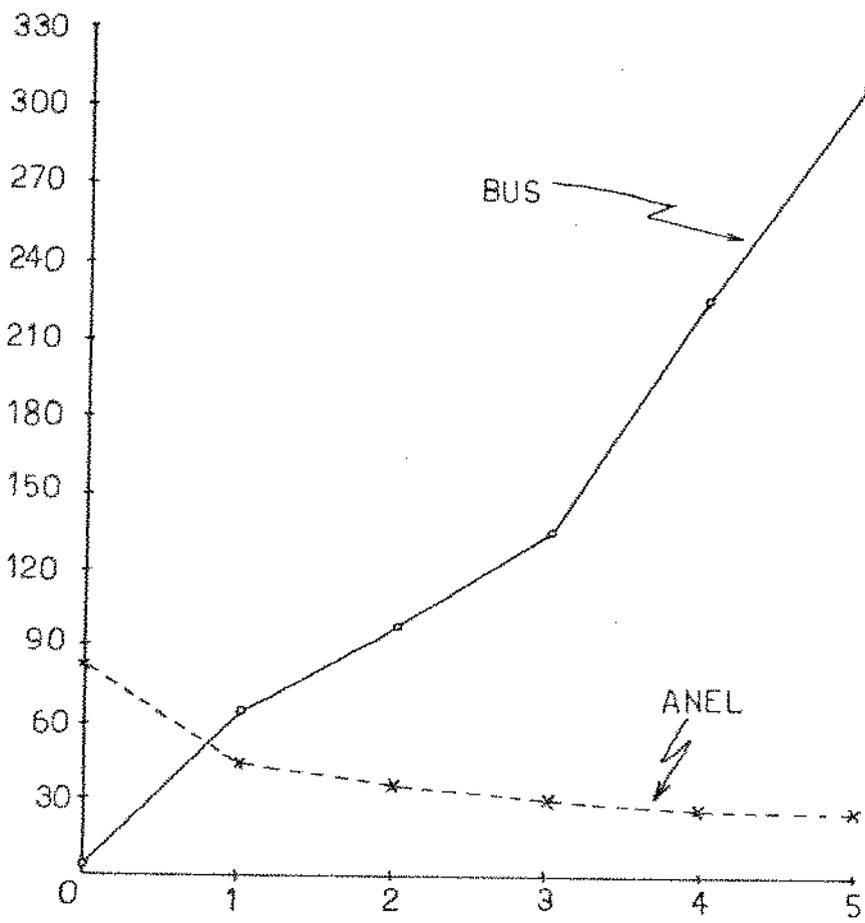


FIG 31. ATM X N° DE FALHAS PARA A ESTRUTURA HÍBRIDA

estrutura híbrida com duas falhas é da mesma ordem do ATM do anel simples equivalente; e deve-se levar em conta que a situação do exemplo favorece o anel simples, uma vez que a taxa de mensagens de controle/especiais considerada, é bastante baixa (100 mensagens/seg.).

- Através das expressões H.1 e H.3, os valores teóricos do número de mensagens transferidas para a fila do barramento, para 1, 2, 3, 4 e 5 falhas nos enlaces, e os respectivos valores obtidos por simulação foram, 1500 - 1488, 2000 - 2029, 2400 - 2429, 2700 - 2736, 2900 - 2948. Estes valores são importantes como uma verificação teórica do mecanismo de tratamento de falhas do simulador híbrido.
  
- A probabilidade de ocorrência de mais de 3 falhas de enlaces do anel da estrutura híbrida é muito pequena. Com isto, e tendo em vista a análise do comportamento em situações de falhas feita anteriormente neste item, podemos concluir que a diminuição de desempenho do sub-sistema de comunicação na presença de falhas é pequeno; mesmo para situações de maior número de falhas nos enlaces e/ou nodos da estrutura do anel, o ATM fica em valores que não comprometem o desempenho do controle.

#### 4.3. PROPOSTA DE UMA INTERFACE BÁSICA DE COMUNICAÇÃO

A interface básica para a estrutura híbrida, que será descrita a nível de blocos funcionais, teve sua concepção orientada segundo as seguintes metas principais:

- (1) Confiabilidade do "hardware" da interface, traduzida principalmente na utilização de canais de transmissão e recepção separados, tanto para o anel quanto para o barramento.

- (2) Utilização de blocos inteligentes que correspondam a circuitos integrados LSI disponíveis comercialmente, de modo a facilitar a implementação e a manutenção da interface.
- (3) Tratando-se de uma proposta, a interface deve ser geral e flexível o suficiente para satisfazer às diversas opções de projeto, algumas das quais serão tratadas mais adiante neste item.

A fig. 32 mostra o diagrama funcional da interface. Inicialmente será dada uma visão de conjunto e posteriormente cada um dos elementos será caracterizado. A inteligência da interface concentra-se principalmente em uma CPU (microprocessador), mas também está distribuída nos outros blocos. Os Controladores de Comunicação (CC) realizam as conversões série-paralela nos dois sentidos e satisfazem os requisitos dos protocolos mais comuns de "Data Link Communication". O bloco de canal de acesso direto à memória (DMA), faz a comunicação entre a interface e o Elemento de Computação Associado. Outra localização de inteligência está nos blocos FIFO - memória em formato de fila com política de acesso "first-in, first-out" - tornando transparente à CPU todo o processo de gerência de filas, tudo se passando como se fosse uma operação de Entrada/Saída. O deslocamento de inteligência para os diversos blocos da interface, tem como resultado o não sobrecarregamento da CPU, simplificando bastante o "software".

As interfaces com as linhas de transmissão são aqui denominadas Seção de Condicionamento de Sinal (SCS).

Para o barramento, apenas um bloco controlador de comunicação pode ser empregado, ao passo que para o anel são utilizados dois CC, uma vez que a interface pode estar recebendo uma mensagem e transmitindo outra simultaneamente, através do anel.

Em relação às filas, uma é destinada à recepção de mensagens do anel para posterior transmissão para o nodo seguinte (caso em que a interface em questão não contem o processo destino da men-

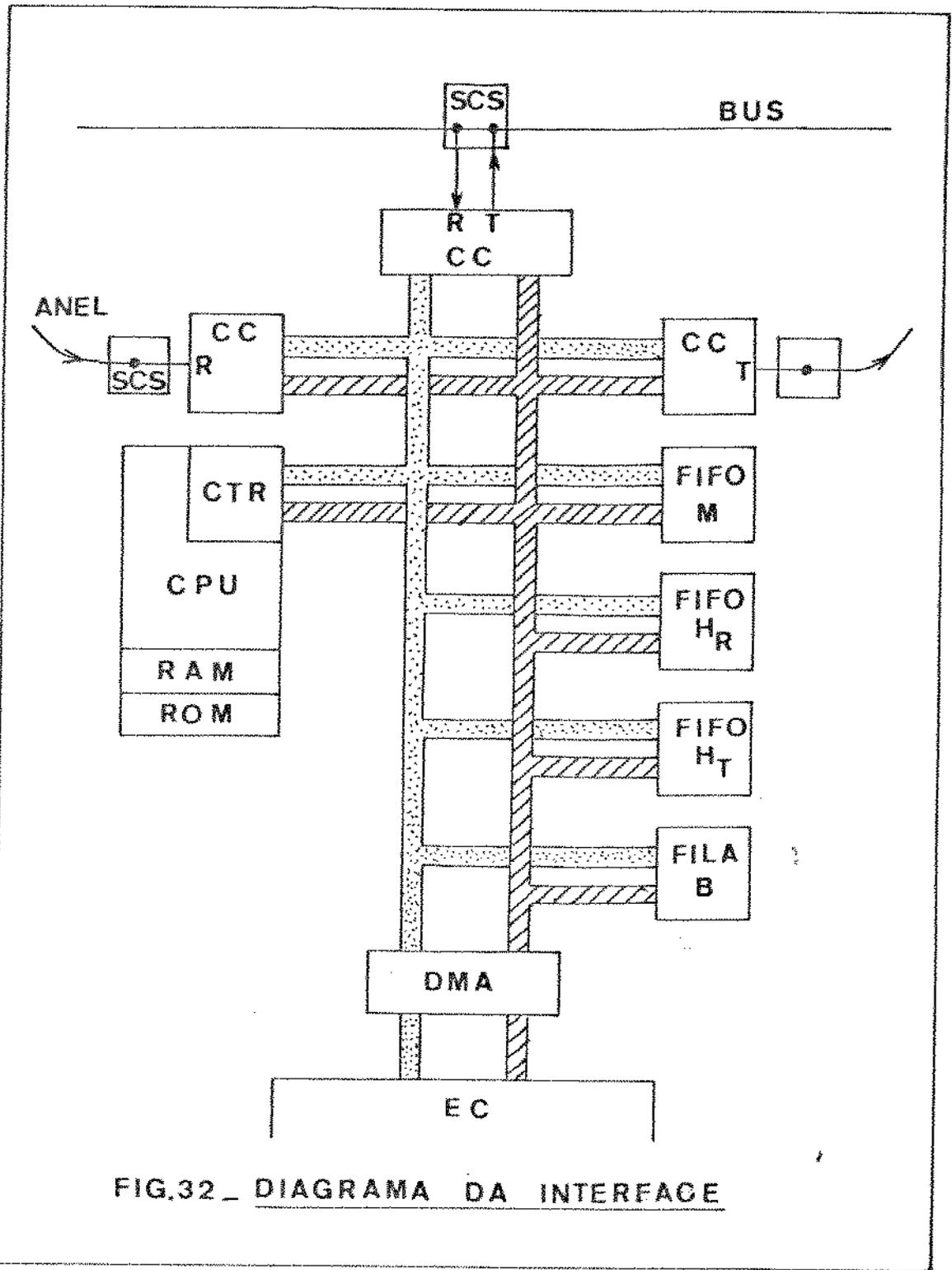


FIG.32 \_ DIAGRAMA DA INTERFACE

sagem); outra fila é destinada à recepção das mensagens cujo destino é um processo no EC associado; e outra ainda para guardar as mensagens geradas pelos processos do EC correspondente à interface.

Para as mensagens através do barramento, é conveniente a existência de uma fila especial para mensagens prioritárias, embora normalmente, as mensagens de controle e especiais sejam geradas na própria interface, ou enviadas pelo hospedeiro para a RAM da CPU, para tratamento adequado.

Em situações de emergência, nas quais o barramento transmite também mensagens de dados, as filas utilizadas são as mesmas do anel, e a CPU controla a via de transmissão, consultando seu algoritmo de falhas.

A seguir, cada um dos blocos da interface será descrito com um pouco mais de detalhes, definindo-se as suas funções básicas.

. Controlador de Comunicações: responsável pelo controle das comunicações, implementa as seguintes funções: conversão série-paralela e paralela-série de caracteres; inserção e remoção de zeros (para implementação de protocolos tipo HDLC); geração e teste de CRC; reconhecimento de caracteres especiais reservados. Dos "chips" disponíveis comercialmente, podemos citar o MPCC 2652 - Signetics, o SPCC F6856 - Fairchild, Z8030 - ZILOG. Maiores detalhes podem ser obtidos em [61].

. Memórias para as Filas: blocos de memória que implementam a gerência de filas FIFO, facilitando bastante o software da interface e tornando a utilização do microprocessador mais cômoda e flexível.

Exemplo de um "chip" comercial é o ZILOG - Z8038, organizado em 128 bytes, com capacidade de ligação em cascata em qualquer profundidade; dispõe ainda de lógica de reconhecimento de padrões de bits para encerrar transferência de dados por DMA ou para interromper a CPU. Suporta operações independentes de leitura e escrita simultâneas.

- . Seção de Condicionamento de Sinal: responsável pela preparação dos sinais para transmissão através do meio físico. Compõe-se de "drivers" e "receivers" para transmissão e recepção de sinais numa taxa de 1 a 10 Mbits/seg.
- . Bloco de Canal de Acesso Direto à Memória (DMA): este bloco não cumpre exatamente a função de um controlador de DMA, já que o processo de transferência de dados será encarado como uma sequência de operações de Entrada/Saída na mesma porta (entre o hospedeiro e a fila em questão). Entretanto, funciona na base de "roubo" de ciclo de memória ("cycle stealing") para não prejudicar o gerenciamento em tempo real pela CPU da interface.

A seguir, diversas alternativas de projeto serão discutidas, tendo em vista as várias opções possíveis para implementação de um Sistema Híbrido de Comunicação.

O primeiro e talvez o mais importante item a ser abordado é a implementação do endereçamento das mensagens transmitidas entre os diversos elementos de computação, através do sistema de comunicação. Os processos computacionais que implementam as funções de controle são conhecidos "a priori", na definição do sistema de controle. Estes processos estão distribuídos nos vários elementos de computação.

É desejável que os processos do usuário sejam capazes de comunicar-se uns com os outros pelo nome lógico do processo, sem ter que se preocupar com as localizações físicas reais. Para que o sistema seja capaz de suportar comunicação entre processos por nome, existem as seguintes alternativas básicas:

- Mapeamento do endereço lógico para o endereço físico. Neste caso, a mensagem dispõe de campos para conter os endereços do nó e do processo dentro do EC associado ao nó. O processo usuário prepara uma mensagem contendo o nome do processo desti

natário, e o sistema operacional da rede, através de trocas de mensagens de controle, trata de substituir o nome pelo endereço físico para então efetivamente transmitir a mensagem de dados. Um exemplo deste tipo de endereçamento pode ser visto em [5].

Este tipo de endereçamento tende a sobrecarregar o sistema de comunicação, pois necessita de trocar mensagens de controle entre processos, para descobrir o endereço físico do destinatário.

- Manter em cada nodo, uma lista dos nomes dos processos assinalados ao elemento de computação associado ao nodo. Neste caso, o campo de endereço da mensagem é preenchido e transmitido diretamente com o nome do processo, sem haver tradução para endereço físico.

Quando a mensagem vai sendo transmitida de nodo a nodo, cada interface verifica se o nome pertence a algum dos processos a ela associado. Aí então, a interface encarrega-se de determinar o endereço físico do processo no EC correspondente, para entregar a mensagem. Se o número de processos em cada EC não é muito grande, a utilização de memória associativa na interface, para o "match" do nome, constitui-se num mecanismo bastante eficiente.

Exemplos deste tipo de endereçamento podem ser vistos em [22] e [36].

Um segundo item relacionado com o projeto e implementação da interface para o sistema de comunicação está relacionado com a localização e gerência das filas de mensagens associadas a cada processo. Basicamente, o problema consiste em determinar se as filas de recepção e emissão de mensagens estão localizadas no elemento de computação ou no nodo associado. A tendência é deslocar as filas, e conseqüentemente a gerência delas, para a interface, liberando os processos no EC para suas tarefas de tempo real. A interface faria a gerência das filas e sinalizaria (ou interromperia) um processo quando recebesse alguma mensaria.

gem a ele destinada. Localizando-se as filas no elemento de computação, simplifica-se a interface e baixa-se o seu custo, em troca de um maior "overhead", pois os próprios processos ficam responsáveis pela gerência das respectivas filas de mensagens.

Outro aspecto importante e diretamente relacionado com o desempenho do sistema de comunicação é o dimensionamento das filas de mensagens. O tamanho das filas nos nodos da estrutura híbrida e de modo geral, nos nodos dos sistemas de comunicação de redes locais é, juntamente com a capacidade de transmissão, fator preponderante para determinação das condições do tráfego de mensagens. Os simuladores desenvolvidos neste trabalho podem ser usados para o dimensionamento das filas. De fato, de posse da carga do sistema de comunicação para uma dada aplicação, os simuladores fornecem os comprimentos máximos, médios e respectivas variâncias dos comprimentos das filas; com estes dados, as filas de mensagens podem ser convenientemente dimensionadas. Deve-se também levar em conta no dimensionamento, a probabilidade de erros de transmissão e de falhas nos enlaces bem como o grau de desequilíbrio de carga, uma vez que estes fatores, conforme foi visto, aumentam os comprimentos das filas de mensagens.

Para evitar queda no desempenho devido a saturação de filas, a interface da estrutura híbrida pode manter um controle local do comprimento das filas. Por exemplo, mensagens de dados nas filas H ou M de um determinado nodo poderiam ser transferidas para transmissão através do barramento, quando alguma destas filas estivesse próxima da capacidade máxima. O problema de controle de parâmetros pela interface, de modo a exercer uma gerência mais apurada sobre o tráfego de mensagens no sistema de comunicação será tratado no item seguinte, onde é analisado um sistema típico para controle de processos, utilizando a estrutura híbrida como sistema de transmissão de dados.

#### 4.4. ANÁLISE DE UM SISTEMA TÍPICO DE REDE LOCAL EM CONTROLE DE PROCESSOS

A fig. 33 mostra um sistema típico de controle de processos, utilizando a estrutura híbrida proposta como sistema de transmissão de dados, permitindo a comunicação entre computadores dos níveis 2, 3 e 4 diretamente; com isto, a hierarquia existe apenas sob o aspecto funcional, uma vez que, sob o ponto de vista de comunicação, os elementos de computação destes níveis são tratados da mesma maneira.

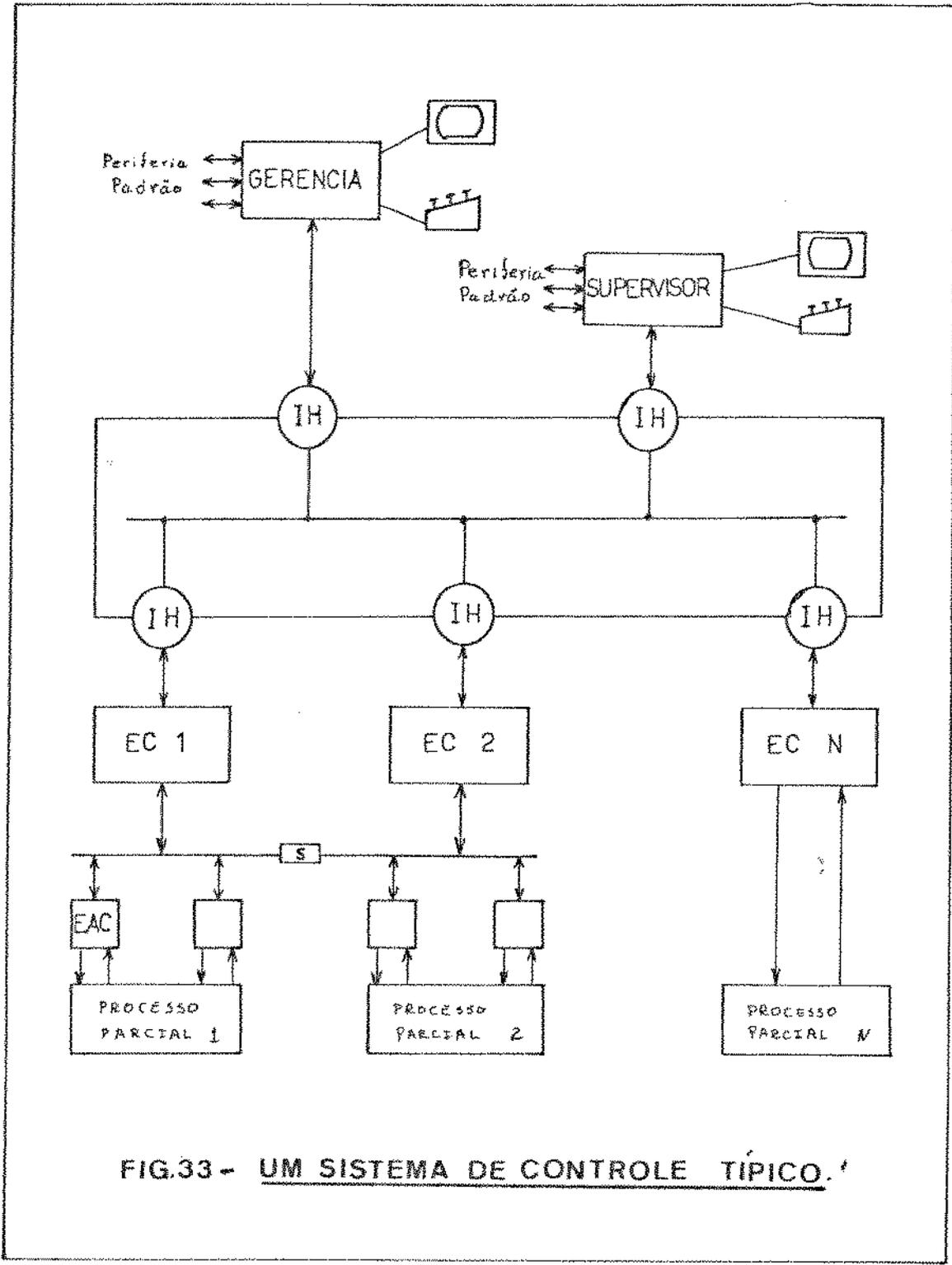
As tarefas associadas à especificação e projeto de um sistema de controle de processos, descritas no Cap. I, implicam em funções assinaladas aos elementos de computação nos diversos níveis. Somando a estas funções aquelas necessárias sob o ponto de vista computacional e do sistema de transmissão de dados, são relacionadas a seguir, as atribuições principais dos elementos nos diversos níveis:

##### - Elementos do 1º nível :

- . Aquisição de dados e geração dos sinais de controle através de atuadores e sensores diretamente ligados ao processo físico parcial correspondente. Dependendo do modelo matemático do processo, os elementos de computação deste nível podem executar algumas funções de controle e/ou enviar informações do processo para o nível superior, como também receber comandos enviados de cima para ativar sinais de controle.
- . Atuar no caso de falha de algum elemento deste nível; fazendo o chaveamento de barramentos (ver figura 33, bloco S), para que não se percam informações correspondentes ao sub-processo cujo elemento está defeituoso.

##### - Elementos do 2º nível :

- . Normalmente constituído de micro-processadores poderosos ou



**FIG.33 - UM SISTEMA DE CONTROLE TÍPICO.**

mesmo mini-computadores de processo, implementam algoritmos de controle mais complexos, recebendo dados dos elementos do 1º nível e gerando sinais de comando para eles. Os elementos de computação deste nível, dependendo a sua periferia e do sub-processo físico associado, podem ter ligações para dados e sinais de controle, diretamente com os elementos sensores e atuadores do sub-sistema físico.

- . Os elementos de computação deste nível comunicam-se entre si e com os elementos dos níveis superiores através de um sistema de transmissão de dados, e interagem com o centro de operação do sistema de controle.

- Elemento do 3º nível :

- . O elemento de computação deste nível tem a função de supervisão do controle; inclui funções de otimização de alta-escala, com base nas informações recebidas do nível anterior e na política estabelecida pelo nível superior de gerência.
- . Outras funções normalmente assinaladas a este nível são: inicialização de operação da rede; reconfiguração e reativação após situações de falhas; controle mais apurado do tráfego de mensagens no sistema de comunicações, baseado em informações enviadas pelos vários nodos.
- . O elemento de computação deste nível também suporta a interação homem-máquina da estação de supervisão.

- Elemento do 4º nível :

- . Normalmente constituído de um computador de grande porte, é responsável pela coleta de dados e estatísticas do sistema global. Recebe as ordens de serviço e implementa uma política de controle e o escalonamento da produção.
- . Este nível executa, normalmente, tarefas fora de linha e suporta dispositivos para apresentação de relatórios a nível

de gerência. Pode incluir também tarefas relacionadas com a preparação e carga dos programas da rede.

- . O elemento do 4º nível pode até não existir, sendo suas funções absorvidas pelo elemento do terceiro nível.

A utilização da estrutura híbrida como sistema de transmissão de dados, facilita a implementação de diversas das funções descritas. Com efeito, a utilização de vias separadas para mensagens de dados e de controle/especiais permite uma comunicação rápida e eficiente dos elementos dos níveis superiores com os inferiores, para geração dos sinais de comando, através de mensagens de controle e especiais via barramento.

Do mesmo modo, mensagens de dados são transmitidas eficientemente entre os elementos de computação do segundo nível, e entre os níveis inferiores e superiores através do anel. A interação homem-máquina, nos níveis de operação e supervisão pode contar com a transmissão no modo difusão múltipla, para mensagens prioritárias em situações excepcionais. Como foi visto no item 4.3., a interface para a estrutura híbrida conta com mecanismos para detecção de erros de transmissão, gerência das filas de mensagens, reconfiguração automática de rotas no caso de falhas nos enlaces ou em componentes do nodo, conferindo um alto grau de confiabilidade ao sistema de controle global.

Tendo em vista as considerações anteriores, o sistema típico para controle de processos mostrado na fig. 33, pode ser descrito da seguinte maneira:

- . É composto por diversos elementos de computação (correspondentes ao 2º nível funcional) interligados por um sistema de comunicação de dados.
- . Cada elemento é responsável pelo controle local do processo parcial associado, estando ligado aos atuadores e sensores diretamente ou através de unidades autônomas especializadas (elementos do 1º nível).

- . No caso de falha de algum elemento do primeiro nível, o acesso à informação do processo parcial pode ser feito por outro elemento, através do chaveamento do barramento.
- . Os elementos de computação são de dois tipos: os EC de controle, que estão localizados próximos aos processos parciais associados; o EC de supervisão, responsável pelas funções dos níveis superiores, é equipado com terminais de vídeo e periféria convencional, para a interação homem-máquina e homem-processo.
- . O EC de supervisão não inclui nenhuma tarefa vital para o sistema de controle, por questões de confiabilidade.

Sistemas de controle mais complexos podem ser constituídos de vários sistemas semelhantes ao da fig. 33, cada um deles responsável por um setor da instalação sendo controlada. Neste caso, os elementos de supervisão seriam interligados por um sistema de transmissão de dados e eventualmente a um computador de grande porte (nível de gerência), conforme ilustra a fig. 34.

Para evitar queda de desempenho do Sistema de Comunicação, devido a saturação das filas dos nodos (que são de tamanho limitado), as interfaces da estrutura híbrida podem utilizar a teoria de controle para exercer uma gerência mais apurada sobre o tráfego no sistema de comunicação. Os nodos podem manter um controle através de observadores locais, e a existência de um nodo supervisor na rede, possibilita a implementação de um observador global, recebendo periodicamente informações sobre o estado dos diversos nodos. A existência de tal elemento com uma visão global do sistema, pode tornar mais efetivo o controle. Estes aspectos de gerência do sistema de comunicação são tratados a seguir com um pouco mais de detalhes.

O comprimento das filas de mensagens nos nodos e o número de mensagens em cada fila, refletem o estado do sistema de comunicação. Um controle local, em cada nodo, pode a partir da identificação dos parâmetros das filas, estimar o comprimento

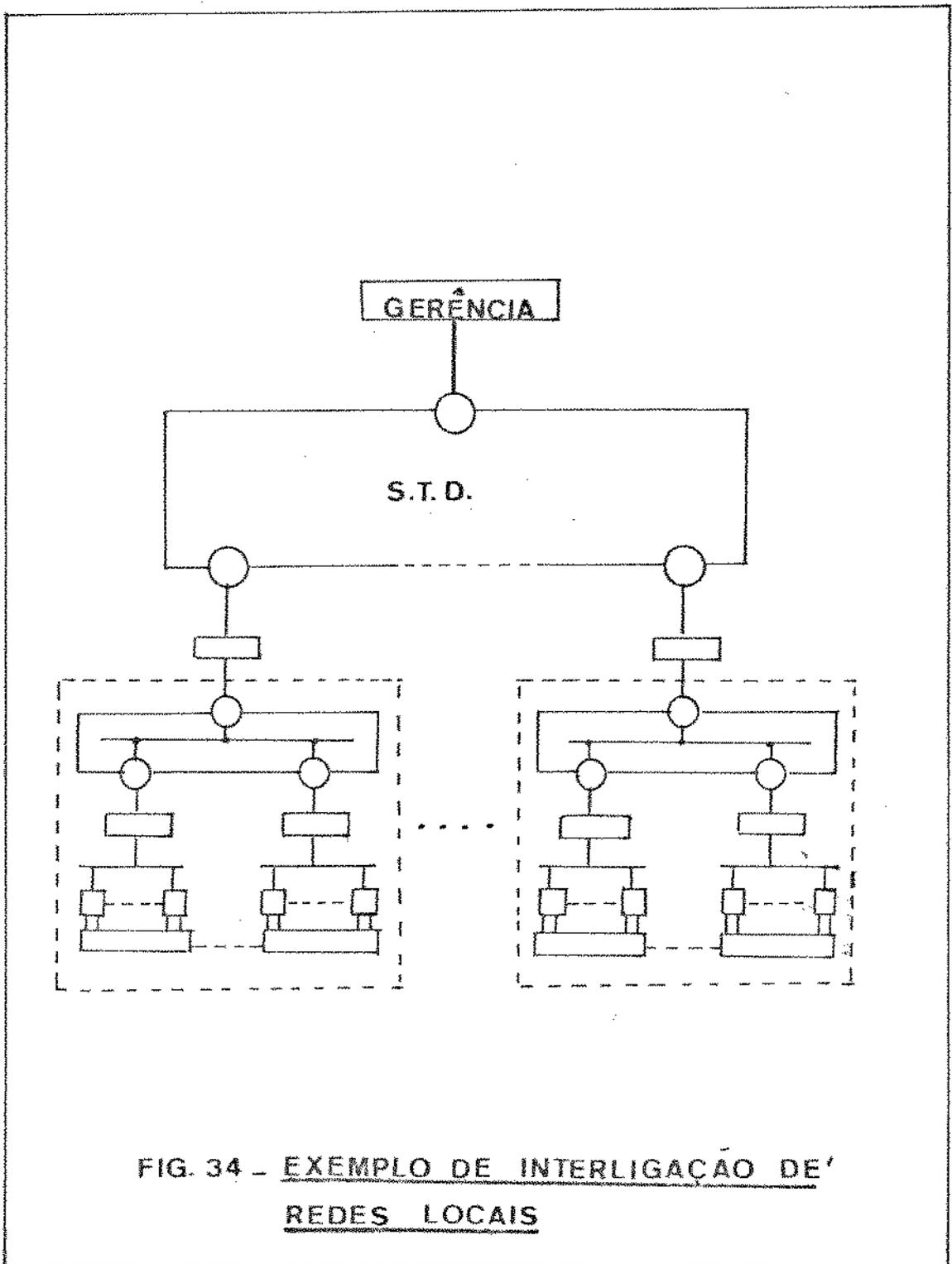


FIG. 34 - EXEMPLO DE INTERLIGAÇÃO DE REDES LOCAIS

delas e executar ações de controle para evitar a saturação, mantendo o atraso médio de transmissão de mensagens dentro dos níveis exigidos pelas aplicações de tempo real. Por sua vez, o nodo supervisor recebendo amostras periódicas dos estados das filas dos nodos, teria uma visão global do sistema, podendo exercer ações de controle mais efetivas, através de mensagens de controle em difusão múltipla para todos os nodos.

As variáveis de estado  $\underline{x}_i$  de cada nodo  $i$  seriam, portanto, o comprimento das filas de mensagens  $H, M$  e  $B(L_H, L_M, L_B)$  e o número de mensagens em cada fila ( $M_H, M_M$  e  $M_B$ ). De acordo com as formulações analíticas desenvolvidas nos itens 3.1.3. e 3.2.3., os parâmetros  $\underline{p}_i$  associados a cada nodo são: taxa de chegada de mensagens em cada fila do nodo; o comprimento médio das mensagens, a capacidade de transmissão de cada canal e o número de nodos da rede. As ações de controle  $\underline{u}_i$  que podem ser tomadas incluem: transferência de mensagens entre as filas de um nodo; sinalização dos processos em cada elemento de computação para que alterem o tamanho ou a taxa de geração das mensagens e a alteração das prioridades de atendimento das filas.

O estado de cada nodo pode ser observado através da medição de algumas variáveis de saída  $\underline{y}_i$ , como por exemplo o número de mensagens em cada fila, tamanho das filas, etc. É válido então o seguinte modelo para cada nodo:

$$\underline{x}_i(k) = \underline{f}_i(\underline{x}_i(k-1), \underline{u}_i(k-1), \underline{p}_i(k-1), k-1) + \underline{w}_i(k-1)$$

$$\underline{y}_i(k) = \underline{g}_i(\underline{x}_i(k), \underline{p}_i(k)) + \underline{v}_i(k)$$

em que os vetores de função  $\underline{f}_i$  e  $\underline{g}_i$  são facilmente estimados a partir do sistema de transmissão de dados. Os vetores de ruído  $\underline{w}_i$  e  $\underline{v}_i$  determinam as características estocásticas do sistema de comunicação.

As ações de controle  $\underline{u}_i$  são determinadas a partir da minimização (ou maximização) de funções de desempenho  $F_i$  :

$$\underline{u}_i \rightarrow \text{Max} \sum_{k=1}^N \epsilon \{F_i(\underline{x}_i(k), \underline{u}_i(k-1))\}, \text{ as quais caracterizam o de-}$$

sempenho do sistema de comunicação, como por exemplo o atraso médio de transmissão de mensagens e a vazão.

Em particular, a determinação de ações de controle  $\underline{u}_i$  vai exigir o cálculo de valores estimados do estado  $\hat{\underline{x}}_i$  (Teoria de Estimadores) e de identificação de parâmetros  $\hat{\underline{p}}_i$ .

Além disto, observa-se que os nodos estão interligados e portanto não são independentes. O problema seria então resolvido de forma ótima considerando o sistema global, com os vetores de estado, controle e das variáveis observadas ( $\underline{x}$ ,  $\underline{u}$ ,  $\underline{y}$ ), compostos a partir dos respectivos vetores locais, associados a cada nodo.

Necessariamente, a existência de um sistema físico de transmissão descentralizado, envolvendo elementos de computação remotos e interfaces inteligentes associadas, praticamente obrigam o uso da teoria de controle descentralizado. A complexidade dos algoritmos envolvidos neste tipo de controle, torna necessária a elaboração de soluções pragmáticas simples, com referência a tais algoritmos, como por exemplo, na forma de um conjunto de ações de controle realizáveis, compatíveis com os requisitos de tempo real das aplicações.

Finalmente, sistemas mais complexos como o mostrado na fig. 34, envolvendo sub-sistemas de transmissão de dados fracamente acoplados, justificam ainda mais a utilização da teoria de controle descentralizado para exercer uma gerência mais apurada dos sistemas de comunicação. Portanto, os sistemas de transmissão de dados em redes locais podem ser considerados como um processo, e a aplicação da teoria de controle para a otimização do tráfego de mensagens em tais sistemas constitui um tema de pesquisa bastante viável e que deve ser investigado.

## C A P Í T U L O   V

### 5. CONCLUSÕES

A análise dos aspectos fundamentais associados à concepção de Sistemas de Comunicação em Redes Locais para controle distribuído de processos em tempo real, conduziram a uma série de resultados e conclusões importantes que serão relacionados a seguir, de modo a fornecer um resumo dos principais pontos investigados no trabalho. Diversos resultados mais específicos e igualmente importantes e várias alternativas e opções de projeto discutidas, podem ser encontradas nos itens pertinentes.

- (a) Os atributos de extensibilidade, integridade e desempenho, desejáveis em todos os sistemas de computação, são essenciais para os sistemas destinados a aplicações de controle distribuído de processos em tempo real.
- (b) Tendo em vista as características das aplicações e as distâncias envolvidas entre os sub-processos físicos a serem controlados, as estruturas topológicas de anel, barramento e múltiplas (associações de anel e barramento), mostraram-se as mais adequadas.
- (c) O estudo individual das estruturas de anel e barramento através de análise e simulação mostraram a maior eficiência do anel para a transmissão de mensagens maiores e mais frequentes; a estrutura de barramento é eficiente para a transmissão de mensagens mais curtas e menos frequente, podendo transmitir com eficiência mesmo para altas taxas de chegada, se o comprimento da mensagem é pequeno.

- (d) As estruturas de via única são suficientes, em termos de desempenho, para a maioria das aplicações. No entanto, elas apresentam baixa tolerância a falhas. De fato, falha em um enlace do anel pode bloquear as transmissões de mensagens. No barramento, falha em um nó afeta somente o elemento de computação associado, sendo portanto mais confiável do que o anel. Entretanto, uma falha física no barramento pode também comprometer todo o sistema de comunicação.
- (e) A estrutura proposta consta de um anel e um barramento para configurar a topologia do sistema de comunicação. Esta estrutura híbrida surgiu naturalmente, tendo em vista os aspectos de confiabilidade e desempenho e os tipos de mensagens trocadas nas aplicações de controle de processos. Assim, as mensagens de dados, maiores e mais frequentes, fluem pelo anel enquanto que as de controle e especiais que são curtas e de tamanho fixo, são transmitidas através do barramento.
- (f) A utilização de duas vias ativas na estrutura proposta confere ao sistema uma boa tolerância a falhas; de fato, falha em um ou mais enlaces do anel podem ser supridas pelo barramento e vice-versa, continuando o sistema operacional, embora com menor desempenho.
- (g) Para a estrutura de anel, o protocolo de comunicação adotado permite a transmissão simultânea de mensagens de tamanho variável. Com isto, aproveita-se o paralelismo intrínseco do anel para atender ao requisito de respostas em tempo real, de acordo com as necessidades do processo. Para o barramento, foi adotado um protocolo de marcas de controle, condizente com a confiabilidade e o desempenho requeridos.
- (h) A disponibilidade de micro-processadores de baixo custo e alto desempenho levam a um deslocamento de inteligência para os nós. Assim, a interface proposta para a estrutura híbrida utiliza micro-processador e outros blocos inteligentes para o controle da comunicação, liberando os elementos de computação associados para suas tarefas de tempo real.

- (i) Os simuladores desenvolvidos, além da grande utilidade na análise das estruturas e protocolos de comunicação, podem ser utilizados como auxílio para a concepção e projeto de redes locais para controle distribuído de processos. Por exemplo, aspectos importantes como o dimensionamento das filas de mensagem, pode ser realizado através de simulação com uma carga da rede correspondente à da aplicação particular.
  
- (j) A estrutura híbrida proposta, aproveitando as características de melhor desempenho e utilização de cada uma das vias de transmissão, e apresentando uma boa tolerância à falhas, fornece meios para a transmissão segura e eficiente dos diversos tipos de mensagens normalmente necessárias nas aplicações de controle distribuído de processos em tempo real. Além disto, a separação de vias para mensagens de dados e de controle/especiais, facilita a implementação de níveis superiores de protocolos e de primitivas do sistema operacional da rede, através de troca de mensagens de controle sem interferência na via de dados. Portanto, a estrutura proposta é bastante geral sendo capaz de atender aos requisitos de uma vasta gama de aplicações.

Este trabalho faz parte de um contexto mais amplo, onde os aspectos relacionados com o "software" básico de comunicação e a confecção do sistema operacional da rede são objetos de outro trabalho relacionado [63]. Além disto, uma especificação mais detalhada da interface híbrida, está sendo levada adiante [61], visando sua implementação de modo a permitir testes mais reais da estrutura híbrida proposta e auxiliar no desenvolvimento do "software" para sistemas distribuídos.

O presente trabalho abre a possibilidade de diversas pesquisas adicionais, utilizando os resultados aqui obtidos. Deste modo, os principais temas para futuras expansões e desenvolvimento incluem:

- Expansão dos simuladores para desenvolver um sistema de auxí-

lio no projeto de Redes Locais de Computação Distribuída, levando-se em conta os aspectos de custo e as características da aplicação particular.

- Desenvolvimento de algoritmos para controle descentralizado aproveitando a tendência tecnológica que permite contar com micro computadores cada vez mais rápidos e poderosos e com sistemas de comunicação cada vez mais eficientes e seguros.
  
- Utilização da teoria de controle distribuído para a gerência do sistema de comunicação, tal como exposto no final do item 4.4., de modo a obter um controle mais apurado sobre o tráfego de mensagens nos sistemas de transmissão de dados das redes locais.

Finalmente, é de importância fundamental que se disponha de uma rede piloto, para que todos os trabalhos citados possam ser efetivamente pesquisados e desenvolvidos.

BIBLIOGRAFIA

- [1] DAVIES, D.W. & BARBER, D.L.A. & PRICE, W.L. & SOLOMONIDES, C.M. - "Computer Networks and their Protocols", John Wiley & Sons, New York, 1979.
  
- [2] NAYLOR, H.T. et. al. - "Computer Simulation Techniques", John Wiley & Sons, New York, 1968.
  
- [3] KLEINROCK, L. - "Queuing Systems - Volume I: Theory", John Wiley & Sons, New York, 1975.
  
- [4] KLEINROCK, L. - "Queuing Systems - Volume II: Computer Applications", John Wiley & Sons, New York, 1975.
  
- [5] LIU, M.T. - "Distributed Loop Computer Networks", Advances in Computers, Vol. 17, pp/163-221, Academic Press, 1978.
  
- [6] ENSLOW, P.H. - "What is a Distributed Data Processing System?", Computer 11 (1), pp/13-21, 1978
  
- [7] McQUILLAN, J.M. & CERF, G.V. - "Tutorial: A Practical View of Computer Communications Protocols" IEEE Catalog n° EHO 137-0, Library of Congress N° 78-61492, 1978.
  
- [8] KAHNE, S. et. al. - "Automatic Control by Distributed Intelligence" Case Institute, May/1980.
  
- [9] CHANDRA, S. "Communication Network for Distributed Data Acquisition and Control in Industrial Plants", IEEE Transactions on IECI, Vol. 25, n° 3, Aug/1978.

- [10] SCHNEIDER, G.M. - "Computer Network Protocols: A Hierarchical Viewpoint", Computer IEEE, Sept/1979.
- [11] FOLTS, H.C. - "Status Report on New Standards for DTE/DCE Interface Protocols", Computer IEEE, Sept/1979.
- [12] SUNSHINE, C. - "Formal Techniques for Protocol Specifications and Verification", Computer IEEE Sept/1979.
- [13] WALDEN, D.C. & MCKENZIE, A.A. - "The Evolution of Host-to-Host Protocol Technology", Computer IEEE, Sept/1979.
- [14] WECKER, S. - "Computer Network Architectures", Computer IEEE, Sept/1979.
- [15] BORSIL, L. & PAVLIK, E. - "The Concepts and Structures of Distributed Process Automation Systems", Process Automation, 1980.
- [16] BÜSING, W. - "Distributed Process Automation Systems", Process Automation, 1980.
- [17] SCHIMIDT, G. & SENDLER, W. - "A Failure Tolerant Multi-Microcomputer Controller for Process Control Applications", Process Automation, 1980.
- [18] ANDERSON, G.A. & JENSEN, E.D. - "Computer Interconnection Structures: Taxonomy, Characteristics and Examples", Computing Surveys, Vol. 7, n° 4, Dec/1975.
- [19] LUCZAK, E.C. - "Global Bus Computer Communications Techniques", Proceedings of the Computer Networking Symposium, IEEE, Dec/1978.

- [20] THURBER, K.J. - "Architecture Considerations for Local Computer Networks", CH1446-6/79/0000 - IEEE, 1979.
  
- [21] ELOVITZ, H.S. & HEITMEYER, C.L. - "What is a Computer Network?", IEEE, NTC - Record, 1974.
  
- [22] JENSEN, E.D. - "The Honeywell Experimental Distributed Processor An Overview", IEEE Computer, Jan/1978.
  
- [23] JENSEN, E.D. - "A Distributed Function Computer for Real-Time Control", Honeywell, Systems and Research Center.
  
- [24] JAFARI, H. et. al. - "A New Modular Loop Architecture for Distributed Computer Systems", Trends and Applications 1978: Distributed Processing, IEEE, 1978.
  
- [25] JAFARI, H. et. al. - "Simulation of a Class of Ring-Structured Networks", IEEE Transactions on Computers, Vol. C-29, n<sup>o</sup> 5, May/1980.
  
- [26] STEUSLOFF, H.U. - "Hardware Structures and Software for Distributed Computer Control Systems", Proceedings of the 3<sup>rd</sup> Annual Advanced Control Conference - Purdue University, Lafayette Indiana, Apr 26-28/76.
  
- [27] LIU, M.T. et. al. - "System Design of the Distributed Double-Loop Computer Network - DDLCN", CH1445-6/79/0000, 1979.
  
- [28] METCALFE, R.M. & BOGGS, D.R. - "ETHERNET: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", Communications of the ACM, Vol. 19, n<sup>o</sup> 7, Jul/1976.
  
- [29] MARINESCU, M. - "LISA: A Communication Mechanism for Local Networks", IEEE CH1445-6/79/0000, 1979.

- [30] SPRAGINS, J.D. - "Loop Transmission Systems - Mean Value Analysis", IEEE Transactions on Communications, Vol. 20, nº 3, Jun/1972.
  
- [31] "DECNET", Digital Equipment Corporation, 1976.
  
- [32] RUGGIERO, W.V. - "Arquitetura de Sistemas Distribuídos para Controle de Processos", Anais do 1º SICOP, Rio de Janeiro 19-22 Maio/1981.
  
- [33] "Computer Networks: A Tutorial", Computer Communications, Vocabulary and Network Hardware Components, IEEE 1976.
  
- [34] HARRIS, J.A. & SMITH, D.R. - "Hierarchical Multiprocessor Organizations", State University of New York, Mar/1977.
  
- [35] ADAMS, G. & ROLANDER, T. - "Design Motivations for Multiple Processor Microcomputer Systems", Computer Design, Inter Corporation, 1978.
  
- [36] ANDERSON, G.A. "Interconnecting a Distributed Processor System for Avionics", First Annual Symposium on Computer Architecture, 1973.
  
- [37] EARL, J.C. - "Distributed Function Computer Systems: Innovative Trends" Digest of Papers, COMPCON, 1974.
  
- [38] BERGLUND, R.G. - "Comparing Network Architectures", Datamation, Feb/1978.
  
- [39] KAHN, R.E. - "Resource-Sharing Computer Communications Networks", Proceedings of the IEEE, Nov/1972.

- [40] MORGAN, D.E. & TAYLOR, D.J. - "A Survey of Methods for Improving Computer Network Reliability and Availability", Computer, Nov/1977.
- [41] BOOTH, G.M. - "Distributed Information Systems", AFIPS Conference Proceedings, 1976.
- [42] MESAROVIC et. al. - "Theory of Hierarchical Multilevel Systems", Academic Press, 1970.
- [43] KOBAYASHI, H. & KONHEIM, A.G. - "Queueing Models for Computer Communications System Analysis", IEEE Transactions on Communications, Vol. 25, nº 1, Jan/1977.
- [44] TRIVEDI, K.S. - "Analytic Modeling of Computer Systems", IEEE Computer, Oct/1978.
- [45] STEUSLOFF, H. et. al. - "Echtzeitrechnersystem mit Verteilten Mikroprozessoren", Institut für Informationsverarbeitung in Technik und Biologie, Karlsruhe, April/1979.
- [46] MENDES, M.J. - "Teoria de Automação de Processos", UNICAMP FEC/DEE, 1979.
- [47] HORELICK, D. & LARSEN, R.S. - "CAMAC: A Modular Standard", IEEE Spectrum, Apr/1976.
- [48] ALLAN, R. - "Local-net Architecture, Protocol Issues Heating up", Electronic Design, Apr/1981.
- [49] SCHINDLER, M. - "Networks May Look Alike, but Software Makes the Difference", Electronic Design, Apr/1981.

- [50] YENCHARIS, L. - "Local-net Communications Improves at both Ends", Electronic Design, Apr/1981.
- [51] McLEOD, J. - "Local-net Terminals Take on New Looks for New Functions", Electronic Design, Apr/1981.
- [52] WILLIAMS, T.J. et. al. - "Computerized Process Control in the Steel Industry", Steel Industry Project Staff, Purdue University, InternacionaI Metals Reviews, Dec/1977.
- [53] WILLIAMS, T.J. - "Hierarchical and Distributed Control Systems for Steel mill applications", Iron Steel Engineer, Apr/1980.
- [54] CLARK, D.D. et. al. - "An Introduction to Local Area Networks", Proceedings of the IEEE, pp. 1497-1517, Nov/1978.
- [55] DENNING, J. et. al. - "Queueing Network Models of Computer Systems Performance", ACM Computing Surveys, Special Issue, Vol. 10, n<sup>o</sup> 3, Set/1978.
- [56] SCRUPSKI, S.E. - "Distributed Processing Grows as its Hardware and Software Develop", Electronics, May/1976.
- [57] ALFORD, M. - "Requirements for Distributed Data Processing Design", Proceedings of the 1<sup>st</sup> Int. Conf. on Distributed Computing Systems, Hunstville, Alabama, Oct/1-5/1979.
- [58] MOTT, D.R. - "A Distributed Computer Architecture for Real-Time System Control and Information Processing", Proceedings of the 1<sup>st</sup> Int. Conference on D.C.S., Hunstiville, Oct/1-5/1979.

- [59] SWAN, R.J. et al. - "C m\* - A Modular, Multi-processor", AFIPS Conference Proceedings, Dallas - Texas, Jun/13-16/1977.
- [60] ALLISON, A.A. - "Status Report on the P896 Backplane Bus" - IEEE MICRO, Feb/1981.
- [61] GEUS, P.L. - "Barramento de Dados na Interconexão de Processadores e Instrumentos de Medida e Controle", Relatório Técnico, UNICAMP - FEC-DEE, Ago/81.
- [62] LAGES, N.A.C. & REIS, F. - "Manual de Utilização de Simuladores de Sistemas de Comunicação de Redes Locais", a ser publicado, FEC-DEE - UNICAMP.
- [63] NOGUEIRA, J.M.S. - "Comunicação entre Processos em Redes Locais Distribuídas", Relatório Técnico, FEC/UNICAMP, Out/81.