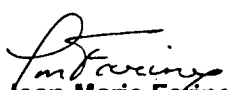


**UMA METODOLOGIA DE CONFIGURAÇÃO DO SUPORTE DE
COMUNICAÇÃO DE SISTEMAS TEMPO-REAL CRÍTICOS**

KEIKO VERÔNICA ONO FONSECA

**ESTA TESE FOI JULGADA ADEQUADA PARA A OBTENÇÃO
DO TÍTULO DE DOUTOR EM ENGENHARIA, ÁREA DE
SISTEMAS DE INFORMAÇÃO E APROVADA NA FORMA FINAL
PELO CURSO DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA
ELÉTRICA DA UFSC**



Prof. Jean-Marie Farines
Orientador



Prof. Adrialdo Raizer
Coordenador do curso de pós-graduação em Engenharia Elétrica

Banca examinadora:



Prof. Joni Fraga



Prof. Julius Leite



Prof. Mauricio Magalhães



Prof. Marcelo R. Stemmer



Prof. Carlos E. Pereira

Uma Metodologia de Configuração do Suporte de Comunicação de Sistemas Tempo-Real Críticos

Keiko Verônica Ono Fonseca

Laboratório de Controle e Microinformática - LCMI

Universidade Federal de Santa Catarina

Caixa Postal 476 - 88.040-900 Florianópolis - SC

Brasil

Telefone: +(55) (48) 231-9202

Fax: +(55) (48) 234-9770

e-mail: keiko@cpgei.cefetpr.br

21 de Março de 1997

Ao Rolf e ao Klaus (por esperar pela defesa)

Agradecimentos

Em primeiro lugar gostaria de agradecer ao meu orientador, prof. Jean-Marie Farines pela sua atenção, suporte e paciência. Agradeço especialmente ao meu co-orientador, prof. Joni Fraga, pela suas críticas construtivas que grandemente contribuíram para este trabalho. Estendo estes agradecimentos aos prof. Alan Burns da Universidade de York e Prof. Jay Strosnider da Carnegie Mellon.

Um especial agradecimento vai para os meus colegas Rômulo e Olinto pelas estimulantes discussões em nossas reuniões informais. Aos colegas Nacamura, Murilo e Alberto pelas frutíferas reuniões no cafezinho da tarde e ao Montez pelas dicas na prévia da defesa meu muito obrigado.

Agradeço aos amigos Edson e Zezé, Sueli, Kátia, Zé e Dóris, Murilo, Ziller, Irene e Zé, Val, Tazza e todos aqueles que me ajudaram a fazer os anos do doutorado cheios de bons momentos e me suportaram nos meus momentos mais difíceis.

Sem a dedicação, compreensão e orientação dos meus pais, minha decisão pela carreira acadêmica não teria ocorrido. O seu apoio foi fundamental e agradeço-os por isto.

Finalmente, agradeço ao CEFET pela oportunidade de realização deste trabalho. Em especial, agradeço ao prof. Tazza pela confiança depositada.

UNIVERSIDADE FEDERAL de SANTA CATARINA
PROGRAMA de PÓS-GRADUAÇÃO em ENGENHARIA ELÉTRICA

**Uma Metodologia de Configuração do Suporte de Comunicação de
Sistemas Tempo-Real Críticos**

**TESE SUBMETIDA À UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA PARA
OBTENÇÃO DO GRAU DE DOUTOR EM ENGENHARIA, ÁREA ENGENHARIA
ELÉTRICA, ÁREA DE CONCENTRAÇÃO SISTEMAS DE INFORMAÇÃO**

Keiko Verônica Ono Fonseca

Florianópolis, 21 de março de 1997

Orientação:

Prof. Jean-Marie Farines

farines@lcmi.ufsc.br

Co-orientação:

Prof. Joni da Silva Fraga

fraga@lcmi.ufsc.br

Laboratório de Controle e Microinformática - LCMI

Universidade Federal de Santa Catarina

Caixa Postal 476 - 88.040-900 Florianópolis - SC

Brasil

Telefone: +(55) (48) 231-9202

Fax: +(55) (48) 234-9770

Resumo

A análise de escalonabilidade de mensagens é fundamental na configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real. Os testes de escalonabilidade indicam se um dado conjunto de mensagens tem os seus requisitos de tempo satisfeitos ou não para um conjunto preestabelecido de premissas de operação do sistema de comunicação. Esta tese apresenta uma metodologia para configuração de sistemas de comunicação tempo-real baseada em duas técnicas de análise de escalonabilidade de mensagens com prioridade fixa. Um “framework” unificado baseado em requisitos de QoS e em uma arquitetura de referência simplifica a construção dos testes de escalonabilidade, a análise de seus resultados bem como o estabelecimento de critérios para modificação da configuração do sistema de comunicação. A metodologia proposta distingue-se das demais citadas na literatura por não impor restrições aos serviços com reconhecimento na configuração do sistema de comunicação - o que permite ao usuário especificar o nível de confiabilidade desejado para a transmissão de suas mensagens. A aplicação da metodologia é apresentada através de recomendações para o seu uso e exemplos de configuração de um suporte de comunicação de um sistema tempo-real crítico.

Palavras-chave: escalonamento tempo-real, configuração de suporte de comunicação, análise de escalonabilidade, sistemas de comunicação tempo-real

Abstract

Scheduling analysis has a central role on configuring real-time communication systems. The analysis indicates through schedulability tests whether or not a set of messages has its timing requirements satisfied under given system operation premises. This thesis presents a methodology to configure real-time communication systems based on two techniques available to analyze fixed priority message schedulability. An unified framework based on QoS requirements, a reference architecture and the schedulability analysis simplifies the schedulability test construction, its result analysis as well the reasoning to establish criteria to modify the communication system configuration. The proposed methodology distinguishes itself from others referred in the known literature by imposing no restrictions to acknowledged services at the system configuration. This feature allows the user to specify the reliability level aimed to its message transmission. The use of the methodology followed by examples are presented through guidelines of its application on a communication system configuration to a critical real-time system application.

Keywords: real-time scheduling, communications support configuration, schedulability analysis, real-time communication system

Índice Analítico

1. INTRODUÇÃO	1
1.1 Introdução	1
1.1.1 Sistemas Tempo-real Críticos	1
1.1.2 Sistemas de Comunicação Tempo-real	1
1.1.2.1 Mensagens em Sistema de Comunicação Tempo-Real	2
1.1.2.2 Os Serviços de Comunicação Tempo-Real	2
1.2 A Motivação do Trabalho	3
1.3 O Objetivo do Trabalho	3
1.4 Descrição do trabalho	4
1.4.1 As hipóteses estabelecidas para a tese	4
1.4.2 O desenvolvimento de trabalho	4
1.4.3 A apresentação do trabalho	5
2. A METODOLOGIA PROPOSTA PARA O PROBLEMA DE COMUNICAÇÃO TEMPO-REAL EM SISTEMAS CRÍTICOS	7
2.1 Introdução	7
2.2 Os requisitos de comunicação	7
2.2.1 A especificação de QoS	7
2.2.2 Os parâmetros QoS	8
2.2.3 O mapeamento dos requisitos de comunicação em parâmetros de QoS assumidos neste trabalho	8
2.3 Influências no atendimento dos requisitos de comunicação	9
2.3.1 A influência da arquitetura	9
2.3.1.1 Parâmetros de QoS como função de parâmetros de sistema de comunicação	9
2.3.1.2 Os limitantes de parâmetro de QoS	10
2.3.1.2.1 A estrutura de níveis de QoS	10
2.3.1.2.2 O mapeamento de parâmetros de QoS em função de parâmetros da carga e do sistema	11
2.3.2 A influência do escalonamento	12
2.4 A metodologia de configuração de um suporte de comunicação tempo-real	13
2.4.1 Hipóteses para a aplicação da metodologia	13
2.4.1.1 Restrições do sistema de comunicação	13
2.4.1.2 Restrições dos modelos adotados	14
2.4.2 Descrição Geral da Metodologia	14
2.4.3 Configuração do suporte de comunicação	15
2.4.3.1 Identificação de protocolos	16
2.4.3.2 Escolha de serviços	16
2.4.3.3 Escolha da política de escalonamento	16
2.4.3.4 Atribuição de valores para parâmetros de sistema	17
2.4.4 Análise de escalonabilidade	17
2.4.5 A interpretação dos resultados da análise	18
2.4.6 A obtenção de uma nova configuração	19
2.4.6.1 Modificações em parâmetros do sistema	19
2.4.6.2 A escolha de serviços	20
2.4.6.3 A escolha da política de escalonamento	21
2.4.6.4 A troca de protocolo	21

2.5 Conclusões	22
3. UMA ARQUITETURA DE REDE LOCAL PARA COMUNICAÇÃO TEMPO-REAL	25
3.1 Introdução	25
3.2 O contexto determinado pela Aplicação	25
3.3 Comparação de Arquiteturas de Comunicação Tempo-Real	26
3.3.1 Características gerais	26
3.3.1.1 A arquitetura RTLAN	27
3.3.1.2 A proposta de arquitetura de [Plei90]	28
3.3.2 Contribuições e limitações das propostas	29
3.4 A Arquitetura Proposta	30
3.4.1 A camada LLC e seus serviços	31
3.4.1.1 O serviço CLS	31
3.4.1.2 O serviço COS	31
3.4.1.3 Outras funcionalidades da camada LLC	32
3.4.2 A camada MAC e seus serviços	33
3.4.2.1 o serviço RWNR	33
3.4.2.2 o serviço RWR	33
3.4.3 As relações entre camadas	34
3.4.4 Garantia e Segurança na ARTC	35
3.4.5 Resumo da Arquitetura Proposta	36
3.5 Avaliação da arquitetura proposta	37
3.6 Conclusão	38
4. ESCALONABILIDADE EM SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO TEMPO-REAL	39
4.1 Introdução	39
4.2 Escalonamento tempo-real de mensagens	40
4.2.1 Conceitos Básicos	40
4.2.1.1 carga de escalonamento	41
4.2.1.2 escala de execução:	41
4.2.1.3 Os algoritmos de escalonamento tempo-real	41
4.2.2 Os testes de escalonabilidade	42
4.2.2.1 modelo de mensagens	42
4.2.2.2 Teste baseado em utilização	43
4.2.2.3 Teste baseado em trabalho cumulativo	44
4.2.2.4 Teste baseado em interferências	45
4.2.3 Escalonamento em redes multi-acesso	47
4.3 Análise de escalonabilidade	47
4.3.1 Modelo de Escalonamento	48
4.3.1.1 Modelo de mensagens	48
4.3.1.2 O modelo do recurso	48
4.3.1.3 As hipóteses sobre as políticas de escalonamento	49
4.3.1.4 Instante Crítico	49
4.3.2 A apresentação das técnicas	49
4.3.2.1 A abordagem baseada em Saturação [Sath93]	49
4.3.2.2 A abordagem baseada em interferências [Tind93]	51
4.3.3 Aplicação das técnicas de análise de escalonabilidade na metodologia proposta	52
4.3.3.1 Hipóteses Iniciais para aplicação das técnicas descritas	52
4.3.3.2 A modelagem dos serviços de comunicação	53
4.3.3.2.1 Fragmentação de mensagens	54

4.3.3.2.2 Controle de fluxo, correção e detecção de erros	55
4.3.4 Proposta de extensão das técnicas para modelagem de serviços com reconhecimento	56
4.3.4.1 A detecção de erros	56
4.3.4.2 Representação da sobrecarga devida ao ACK	57
4.3.4.2.1 o ACK como mensagem de controle	57
4.3.4.2.2 o ACK transmitido com recursos do nó transmissor da mensagem a ser reconhecida	60
4.3.4.3 A correção de erros	60
4.3.4.4 Representação da sobrecarga devida a retransmissão de mensagens	61
4.3.5 Análise da influência da implementação dos serviços com reconhecimento	62
4.3.5.1 O ajuste do temporizador de espera de ACK	62
4.3.5.2 A influência do tamanho da janela de reconhecimento	62
4.3.6 Análise do atendimento do requisito de confiabilidade	63
4.4 Considerações finais	63
4.4.1 Quanto ao uso das técnicas de análise de escalonabilidade na metodologia proposta	64
4.4.2 Contribuições	65
5. UM GUIA PARA A APLICAÇÃO DA METODOLOGIA PROPOSTA	68
5.1 Introdução	68
5.2 Roteiro de aplicação da metodologia	68
5.3 Levantamento dos dados iniciais para a configuração do suporte de comunicação	70
5.3.1 A carga de mensagens e seus requisitos de comunicação	70
5.3.2 O sistema de comunicação	71
5.3.2.1 Os Protocolos de Comunicação	72
5.3.2.2 Os Serviços de Comunicação	74
5.3.3 A Política de Escalonamento	74
5.4 Configuração inicial do suporte de comunicação	75
5.4.1 Identificação de protocolos	75
5.4.2 Escolha de serviços,	75
5.4.3 Escolha da política de escalonamento	76
5.4.4 Atribuição de valores iniciais de parâmetros	76
5.4.4.1 Parâmetro de QoS da subcamada LLC	77
5.4.4.1.1 Tipo de serviço	77
5.4.4.1.2 Tamanho máximo do pacote e número de pacotes da mensagem	78
5.4.4.1.3 Prioridade da mensagem	79
5.4.4.1.4 Interferência devida a mensagens de maior prioridade	79
5.4.4.1.5 Bloqueio LLC	79
5.4.4.2 Parâmetro de QoS da subcamada MAC	79
5.4.4.2.1 Tipo de serviço MAC	79
5.4.4.2.2 Tempo de envio de um quadro MAC	80
5.4.4.2.3 Temporização de espera de resposta imediata	80
5.4.4.2.4 Tempo de acesso ao meio	80
5.4.4.3 Escolha de valores dos parâmetros de sistema	81
5.5 A construção do teste de escalonabilidade	83
5.5.1 Sobrecarga da mensagem	84
5.5.1.1 A influência do tipo de serviço	84
5.5.1.1.1 O problema de múltiplas conexões em um nó	85
5.5.1.1.2 Uma proposta de minimização da carga devida a ACKs	87
5.5.1.2 O controle de erros	89
5.5.2 Sobrecarga do Sistema	89
5.5.3 Bloqueio por inversão de prioridade	90
5.5.4 Aplicação dos critérios estabelecidos	90
5.6 Análise de Resultados	94
5.6.1 Modificação em P_{max}	94

5.6.2 Modificação no tamanho da janela de reconhecimento	96
5.6.3 Modificação no tipo de serviço	97
5.7 Conclusões	99
6. CONCLUSÕES	100
6.1 Introdução	100
6.2 Sumário da Tese	100
6.3 Contribuições	102
6.4 Direções para futuros trabalhos	105
7. ANEXO 1: CARACTERIZAÇÃO DE PARÂMETROS QOS	107
8. ANEXO 2 : ESQUEMAS DE ALOCAÇÃO DE BANDA	108
8.1 Os esquemas de alocação de banda	108
8.2 As restrições para Garantia	108
8.3 A análise de Previsibilidade através de WCAU	109
9. REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	111

Capítulo 1

Introdução

1.1 Introdução

Este capítulo estabelece o contexto em que esta tese se insere, a motivação para o seu desenvolvimento e o objetivo proposto. Para tanto, são apresentados os conceitos básicos de Sistemas Tempo-Real e do suporte de comunicação voltados para estes sistemas. O trabalho desenvolvido e a sequência de apresentação do mesmo nos capítulos posteriores são resumidos neste capítulo.

1.1.1 Sistemas Tempo-real Críticos

Um Sistema Tempo-Real é aquele que deve reagir a estímulos do ambiente (incluindo a passagem do tempo físico) dentro de intervalos de tempo impostos pelo comportamento deste ambiente [Auds92]. Em particular no caso de Sistemas Críticos, onde uma única falha no atendimento às restrições de tempo pode resultar em consequências catastróficas para a integridade do mesmo [Delt91] [Auds92] [Kope92], se faz necessário garantir a **Correção Temporal**. Uma característica desejada para Sistemas Tempo-Real Críticos é a **Previsibilidade** (“Predictability”), a capacidade de se prever uma violação de garantia ou uma incorreção temporal. Esta característica torna possível um tratamento de exceções que minimize a(s) consequências da(s) falha(s) - desde que esta previsão aconteça em tempo hábil para iniciá-lo.

1.1.2 Sistemas de Comunicação Tempo-real

As aplicações em Sistemas Tempo-Real podem ser bastante distintas quanto ao tipo de restrição temporal, a escala de tempo envolvida, a distribuição do seu controle, o âmbito de sua atuação, etc. Estes fatores determinam diferentes requisitos de comunicação e portanto, as formas de atendimento destes requisitos podem exigir várias funcionalidades para o seu suporte de comunicação tais como escalonamento de mensagens, reserva de recursos, controle de tráfego da rede, nem sempre necessárias em um sistema de comunicação usual. Um sistema de comunicação que atende os requisitos temporais de comunicação de mensagens será denominado neste trabalho de *Sistema de Comunicação Tempo-Real* [Arvi91].

1.1.2.1 *Mensagens em Sistema de Comunicação Tempo-Real*

As mensagens em Sistemas de Comunicação Tempo-Real são caracterizadas pelas suas restrições temporais, sua ocorrência no sistema e exigências quanto a sua integridade física. As mensagens com restrições de tempo podem ser classificadas em [Arvi91] segundo as suas exigências de garantia:

- *Mensagens que exigem garantia ("guarantee seeking")*: são mensagens críticas (isto é, essenciais) para a operação correta do sistema tempo-real. O Sistema de Comunicação TR deve incluir uma garantia de que a atividade referida pela mensagem teve execução aceita e suas restrições de tempo foram obedecidas com certeza.
- *Mensagens com restrições de tempo mas que não requerem uma garantia quanto ao seu cumprimento ("best effort")*: neste caso, as restrições de tempo associadas não implicam em alto custo em relação aos benefícios da operação normal ("soft real-time constraints"). O Sistema de Comunicação TR deve então tentar satisfazer suas restrições minimizando o número de mensagens com restrições de tempo violadas; um percentual de perdas ou atrasos é então admitido para este tipo de mensagens.

Outras características importantes das mensagens referem-se a sua ocorrência no sistema e a sua integridade física:

- Quanto à sua ocorrência no sistema, as mensagens são classificadas como periódicas, aperiódicas e esporádicas (aperiódicas cuja ocorrência possa ser especificada por um tempo mínimo entre chegadas consecutivas) [Auds90].
- Quanto à integridade física de uma mensagem (em particular aquelas que exigem garantia de entrega), esta deve ser sempre mantida mesmo em situação de falha no sistema de comunicação.

1.1.2.2 *Os Serviços de Comunicação Tempo-Real*

A Garantia para mensagens tempo-real pode ser obtida a partir do uso de serviços de comunicação onde possa ser negociada uma *Qualidade de Serviço* (QoS) definida em função de parâmetros que expressam a qualidade final desejada para o serviço. Os parâmetros geralmente utilizados para caracterizar a qualidade de serviço, são entre outros: atraso máximo da mensagem, máxima taxa de erros, vazão mínima da rede, máxima variação de atraso de

mensagem, etc.

Um serviço de comunicação tempo-real deve ser capaz de fornecer uma garantia em relação aos parâmetros de QoS que foram especificados para a sua execução [Ferr90].

1.2 A Motivação do Trabalho

Em especial em um ambiente distribuído, a obtenção* de uma “**Garantia de Correção Temporal**” e de “**Previsibilidade**”, exigem diversos cuidados na especificação e configuração do suporte de comunicação. Um dos problemas enfrentados pelo projetista do suporte de comunicação é o de estabelecer uma sistemática para configurá-lo de modo a garantir o atendimento dos requisitos de comunicação impostos pela aplicação do sistema tempo-real crítico. A configuração do suporte requer uma escolha criteriosa dos parâmetros do sistema de comunicação (parâmetros de protocolos e serviços) e da política de escalonamento de mensagens escolhida para as mensagens que se constituem a carga do sistema de comunicação. Obviamente, a configuração do suporte depende da arquitetura de comunicação adotada para o suporte em questão.

Propostas para solução do problema da configuração de um suporte de comunicação para Sistemas Tempo-Real Críticos discutidas na literatura [Plein90][Arvi91][Sath93] são limitadas em:

- (a) não levam em conta as restrições impostas pela arquitetura de comunicação (serviços e protocolo);
- b) quando o fazem, limitam-se aos serviços de comunicação sem conexão ou então aos serviços com conexão mas sem analisar a influência dos procedimentos exigidos para a sua execução tais como reconhecimento e retransmissões de mensagens.

A busca de um método para configurar o suporte de comunicação que cubra as lacunas determinadas pelos pontos acima citados se constitui a principal motivação deste trabalho.

1.3 O Objetivo do Trabalho

O objetivo desta tese consiste no estabelecimento de uma metodologia de configuração do suporte de comunicação de um sistema tempo-real crítico que garanta o atendimento dos requisitos de comunicação de suas aplicações em rede local.

1.4 Descrição do trabalho

1.4.1 As hipóteses estabelecidas para a tese

O problema de configuração do suporte de comunicação é particularizado para aplicações de Sistemas Tempo-real críticos em redes locais. Portanto, define-se uma arquitetura de comunicação de *estrutura clássica de 3 camadas para rede local com protocolos e serviços de comunicação padronizados*. Esta opção se fez em função da disponibilidade de bibliografia e de implementações destes protocolos.

A existência de modelos bem fundamentados de análise de escalonabilidade de tarefas com prioridade fixa [Tind93] [Leho90] [Sha89] motiva-nos a aplicá-los no contexto de sistemas de comunicação para análise de configurações de suportes de comunicação com mensagens de prioridade fixa. Estes modelos de análise foram escolhidos pela flexibilidade dos modelos de escalonamento com garantia em projeto nos quais se baseiam. No entanto, sua aplicação limita os resultados apresentados neste trabalho às redes com *carga estática de mensagens com prioridade fixa*. Definida a arquitetura, um modelo de requisitos dos usuário e impostas restrições ao tipo de escalonamento adotado para uso dos recursos do sistema de comunicação, o problema da configuração do suporte de comunicação é aqui abordado como um problema de escalonabilidade de mensagens. Esta abordagem nos permite, através de uma análise *off-line*, fornecer uma garantia *a priori* do atendimento dos requisitos de comunicação especificados pelo usuário.

1.4.2 O desenvolvimento de trabalho

As etapas definidas para se atingir o objetivo proposto são duas:

1. Numa primeira etapa se estabelece uma arquitetura de comunicação tempo-real para redes locais. A arquitetura é proposta para um suporte de comunicação de aplicações de sistemas tempo-real críticos. Esta arquitetura integra aspectos de QoS e fornece uma visão do fluxo de mensagens no sistema de comunicação, guia o usuário na especificação de requisitos qualidade de serviços, escolha, implementação e utilização do sistema. A adequação desta arquitetura para a comunicação tempo-real é julgada através de exemplos de sua utilização em casos escolhidos.
2. A segunda etapa consiste em estender a aplicação de técnicas de análise de escalonabilidade de mensagens *guarantee-seeking* para os casos não tratados em outras propostas de metodologias de configuração. Para tanto, testes de escalonabilidade são construídos levando

em conta as imposições da arquitetura adotada (características dos serviços e protocolos) bem como os diversos modelos para a implementação dos serviços existentes.

3. O estabelecimento de uma metodologia para configuração do suporte de comunicação tempo-real se constitui na última etapa. Esta configuração corresponde a uma escolha de protocolos, serviços de comunicação da arquitetura proposta e algoritmo de escalonamento que determinem um comportamento temporal previsível do sistema de comunicação. A aplicação do método orienta a seleção de valores de parâmetros de protocolos de modo a garantir a qualidade de serviço solicitada. O atendimento dos requisitos de QoS é comprovado a partir da aplicação de testes de escalonabilidade de mensagens com prioridade fixa em sistemas de comunicação.

1.4.3 A apresentação do trabalho

O capítulo 2 apresenta a metodologia proposta para a configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos.

O capítulo 3 apresenta a proposta de uma arquitetura de comunicação tempo-real: sua estrutura funcional, protocolos, serviços e as relações entre os serviços oferecidos por estas camadas. Um estudo preliminar sobre arquiteturas de comunicação tempo-real bem como uma comparação entre as arquiteturas estudadas e a proposta são apresentados neste capítulo.

O capítulo 4 apresenta as técnicas de análise de escalonabilidade de mensagens com prioridades fixas em sistemas de comunicação. Estas técnicas são comparadas e critérios são discutidos e estabelecidos para escolha da técnica adequada para aplicação no problema de configuração do sistema de comunicação. Extensões das técnicas estudadas são propostas para cobrir aspectos determinados pela arquitetura de comunicação não analisados em propostas anteriores de serviços de comunicação ao nível de enlace de dados.

Um guia na forma de orientações e recomendações de aplicação da metodologia em um sistema de comunicação tempo-real é apresentado no capítulo 5 e compreende as diversas etapas da metodologia descrita nesta tese. São explicitados os critérios de escolha de valores para parâmetros do sistema, identificados os pontos de maior dificuldade na construção do teste de escalonabilidade e na análise do seu resultado e discutidas as modificações geradoras de novas configurações obtidas através do método proposto. Exemplos elucidativos baseados na

arquitetura proposta e em um suporte de comunicação específico são apresentados para ilustrar as etapas citadas.

Finalmente, o capítulo 6 apresenta as considerações finais sobre o estudo realizado, as contribuições e futuras direções para a continuidade deste trabalho.

Capítulo 2

A metodologia proposta para o problema de comunicação tempo-real em sistemas críticos

2.1 Introdução

Este capítulo apresenta uma metodologia para configurar um suporte de comunicação para Sistemas Tempo-Real Críticos. Esta metodologia traz uma solução do problema de fornecimento de garantia a priori do atendimento dos requisitos de comunicação nestes sistemas.

2.2 Os requisitos de comunicação

Os requisitos de comunicação tempo-real do usuário são geralmente especificados de maneira informal - por exemplo, em termos da qualidade do resultado de uma ação a ser executada pelo sistema de comunicação. Estes requisitos são normalmente associados às mensagens que devem ser transportadas pelo sistema de comunicação.

Em função da diversidade de fatores envolvidos (natureza da aplicação, arquitetura, mídia utilizada, etc.), em geral, é muito difícil identificar e classificar os requisitos de comunicação de uma aplicação [Tawb94]. Estes requisitos estão associados a um serviço de transporte de dados oferecido pelo sistema de comunicação, do qual se exige uma determinada qualidade para a sua execução. Assim sendo, uma maneira de representar estes requisitos é expressá-los como requisitos de Qualidade de Serviço (QoS).

2.2.1 A especificação de QoS

O modelo de especificação de requisitos de comunicação do usuário adotado para esta tese é o estabelecido para serviços de comunicação tempo-real, isto é, os requisitos de comunicação identificados são representados como requisitos de QoS. Os requisitos temporais das mensagens cujo atendimento deve ser garantido têm uma correspondência com requisitos de QoS especificados através de parâmetros de QoS conforme definido em [Ferr90].

2.2.2 Os parâmetros QoS

Os parâmetros de QoS usuais de serviços de comunicação tempo-real são apresentados a seguir:

Atraso fim-a-fim: é exigido um limite máximo no atraso que as mensagens podem sofrer desde a sua submissão ao sistema de comunicação até a sua disponibilidade no nó remoto. O atraso fim-a-fim corresponde ao atraso entre a geração da mensagem na fonte e sua apresentação no receptor. Os seus componentes são: o atraso de geração e enfileiramento (empacotamento, codificação, armazenamento temporário), o atraso para acesso ao meio, o atraso de transmissão no meio físico, o atraso de apresentação ao receptor (armazenamento temporário, desempacotamento, decodificação, etc.).

Vazão: geralmente expressa em kilobits por segundo ou em número de pacotes entregues por segundo, a vazão indica a taxa de transferência de pacotes entre a fonte e o receptor. Os pacotes em geral correspondem a fragmentos de mensagens que devem ser fracionadas (por exemplo, por limitação do tamanho máximo de quadros de protocolo, ou para diminuição de bloqueio no sistema de comunicação, etc.). O cômputo da vazão parte dos valores da taxa de geração dos dados na fonte e inclui a influência da ocorrência de erros e perdas de dados, atrasos em filas e propagação no meio físico. O requisito de vazão normalmente especificado pelo usuário do serviço é a vazão mínima.

Confiabilidade: quando a mensagem não pode ter a sua integridade física mantida durante o seu transporte pelo sistema de comunicação, os erros introduzidos neste transporte devem estar limitados em um número máximo aceitável pelo usuário. A medida deste parâmetro é feita geralmente através do número de erros por unidade de tempo, bit (BER) ou pacote (PER).

2.2.3 O mapeamento dos requisitos de comunicação em parâmetros de QoS assumidos neste trabalho

Nesta tese os requisitos de comunicação das mensagens “guarantee-seeking” são mapeados em dois parâmetros de QoS a nível da interface usuário-suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos conforme a seguir:

atraso fim-a-fim - este parâmetro corresponde a especificação de um atraso máximo de mensagem visto como um “deadline” (D).

confiabilidade - o requisito de confiabilidade é especificado em termos de um limite mínimo tal como o limite inferior de probabilidade da mensagem ser entregue corretamente, obtida através da BER (taxa de erro de bit).

2.3 Influências no atendimento dos requisitos de comunicação

Verificar se uma dada configuração do suporte de comunicação pode ou não atender os requisitos de comunicação especificados requer um modelo de análise que represente ambas as influências, a da arquitetura de comunicação e a do tipo de escalonamento adotado para o uso dos recursos de comunicação.

2.3.1 A influência da arquitetura

Os requisitos de comunicação mapeados em parâmetros de QoS devem ser traduzidos em parâmetros do sistema de comunicação para uma análise sobre a garantia. Estes últimos são característicos dos protocolos e serviços definidos pela arquitetura de comunicação adotada para o suporte de comunicação.

2.3.1.1 Parâmetros de QoS como função de parâmetros de sistema de comunicação

O valor de um parâmetro de QoS em geral depende:

- da carga (conjunto de mensagens) - tamanho máximo da mensagem, prioridade da mensagem, período da mensagem e do atraso de sua liberação (“release jitter”);
- do protocolo de acesso ao meio - tipo de acesso ao meio, do esquema de alocação de banda, propriedades temporais do protocolo (por exemplo, THT, TTRT, "token walking time", "jammings", etc.);
- do tipo de serviço - tempo máximo de temporização de espera de resposta, número máximo de retransmissões, tamanho da janela de reconhecimento, etc.;
- do meio físico e hardware - número de nós, velocidade de propagação, capacidade de buffers, taxa de transferência de buffers, etc.

Os parâmetros identificados nas diversas camadas de uma arquitetura de comunicação que influem nos valores dos limitantes de parâmetros de QoS especificados para o sistema de comunicação tempo-real estudado nesta tese são aqui denominados de parâmetros do sistema. Estes, por sua vez, são dependentes dos aspectos da arquitetura de comunicação (protocolos e

serviços escolhidos para o suporte de comunicação). Por exemplo, nos protocolos MAC tipo “Timed-Token” os parâmetros TTRT (Target Token Rotation Time) e o TRT (Token Rotation Time) que são dependentes de HP_k (máximo tempo permitido a um nó k para transmissão de suas mensagens) influenciam diretamente o valor que o atraso fim-a-fim pode assumir em sistemas que implementam este tipo de protocolo. Assim sendo, a arquitetura de comunicação impõe restrições importantes ao suporte de comunicação em termos de valores possíveis de limitantes de parâmetros de QoS.

Estas restrições nos levam a estabelecer uma arquitetura de comunicação específica para sistemas tempo-real críticos em rede local. Esta arquitetura se constitui no tema do capítulo 3.

2.3.1.2 Os limitantes de parâmetro de QoS

O fornecimento da garantia depende do cálculo dos valores limites que os parâmetros de QoS podem assumir para uma dada configuração. Se estes valores estiverem fora do intervalo especificado pelo usuário a garantia não pode ser fornecida.

O valor de um parâmetro de QoS é função dos valores de parâmetros do sistema de comunicação e da sua carga de mensagens. A determinação desta função requer a identificação das restrições impostas pela arquitetura e a quantização da influência destas restrições sobre os valores dos parâmetros de QoS. Uma estrutura e um mapeamento são propostos nesta tese para estabelecer esta função.

2.3.1.2.1 A estrutura de níveis de QoS

A requisição de um serviço a nível da camada de Aplicação que implique em requisições de serviços de outras camadas requer, para cada um dos serviços solicitados, a especificação da sua qualidade através de parâmetros próprios de cada camada. Assim sendo, níveis relevantes de QoS podem ser identificados para uma arquitetura de comunicação cada um com parâmetros de QoS próprios. A tradução de requisitos de comunicação em requisitos de QoS em um sistema de comunicação baseado em uma arquitetura tipo multi-camada supõe a tradução dos parâmetros de QoS a nível do usuário em parâmetros de QoS de cada camada da arquitetura.

Nesta tese utiliza-se uma estrutura de N níveis de QoS, $1 \leq n \leq N$ tal que N é o número de níveis de QoS e corresponde ao de camadas da arquitetura de comunicação. Esta estrutura possibilita a definição de parâmetros de QoS de um nível n como função dos parâmetros de QoS do

nível imediatamente inferior $n-1$, o que permite uma abstração de problemas inerentes dos demais níveis.

Em cada nível da estrutura, os parâmetros de QoS são caracterizados em função das particularidades dos protocolos e serviços implementados na camada equivalente da arquitetura de comunicação. As principais influências sobre os valores assumidos pelos parâmetros de QoS de cada camada consideradas aqui são:

- a influência do tipo de serviço executado e o seu modelo de implementação: Os valores dos parâmetros de QoS de uma camada dependem do tipo de serviço a ser executado nesta e são diretamente afetados pelo modelo de implementação adotado para o serviço. Por exemplo, no caso de serviços com reconhecimento, considera-se o tempo de espera de ACK para a definição do parâmetro de atraso fim-a-fim de uma mensagem enquanto no caso de serviço sem reconhecimento este tempo não existe. Por outro lado, o modelo de implementação adotado para o serviço com envio de reconhecimento afeta de diferentes maneiras o cálculo do tempo de espera de ACK ou de envio de um reconhecimento de mensagem: por exemplo, um modelo de implementação é o piggy backing , isto é, o reconhecimento de um recebimento de mensagem é enviado de “carona” com uma mensagem do nó receptor para o nó emissor da mensagem a ser reconhecida.
- a influência do protocolo: Dependendo da implementação adotada, a execução do protocolo pode impor uma série de sobrecargas não relacionadas diretamente com a execução do serviço mas que influem significativamente nos valores dos parâmetros de QoS das camadas. Exemplos destas sobrecargas são as devidas aos procedimentos de sincronização; “bit stuffing” em quadros de protocolos; “overrun” em protocolos “Timed-Token”; etc. Estas sobrecargas são consideradas aqui genericamente como sobrecargas do sistema e devem estar devidamente relacionadas na função que determina o valor do parâmetro de QoS.
- a influência das características das mensagens: características tais como: o tamanho da mensagem pode determinar a segmentação ou não da mesma e introduzir atrasos a serem computados na camada em que esta ocorre; a prioridade da mensagem - que determina a posição da mensagem na fila de transmissão também influi no atraso.

2.3.1.2.2 O mapeamento de parâmetros de QoS em função de parâmetros da carga e do sistema

O mapeamento tem por objetivo caracterizar os parâmetros de QoS de cada nível da estrutura de níveis de QoS como uma função dos parâmetros de QoS da camada imediatamente

inferior e das características da carga de mensagem (parâmetros de carga) e dos parâmetros de sistema (protocolo, tipo de serviço e sistema). Os parâmetros de QoS de um nível são mapeados em parâmetros de QoS do nível imediatamente inferior na estrutura de níveis de QoS e assim sucessivamente para cada nível mantendo-se somente os parâmetros de sistema e da carga. Esta sistemática possibilita estabelecer uma relação direta entre o limitante de parâmetro de QoS especificado a nível de serviço de Aplicação com os parâmetros de carga e de sistema.

O anexo 1 apresenta um exemplo de como parâmetros de QoS das camadas LLC e MAC de uma arquitetura podem ser caracterizados e mapeados.

2.3.2 A influência do escalonamento

O outro fator que influencia no atendimento dos requisitos de comunicação está relacionado com o atraso que a transmissão de uma dada mensagem causa sobre as transmissões das demais mensagens do sistema. Esta influência depende do tipo de escalonamento adotado para o uso de recursos de comunicação na transmissão de mensagens.

Para uma carga estática e conhecida de mensagens de prioridade fixa, o escalonamento por prioridade fixa adotado neste trabalho dispõe de modelos e técnicas de análise que permitem calcular a priori o atraso máximo que uma dada mensagem pode sofrer. No entanto, a aplicação destes modelos e técnicas exige a identificação de cada uma das interferências que a transmissão desta mensagem pode sofrer. Estas interferências dependem não somente da prioridade da mensagem mas também das restrições impostas pela arquitetura de comunicação adotada para o suporte de comunicação (serviços e protocolos utilizados).

O mapeamento de requisitos de comunicação em parâmetros de sistema de comunicação baseado no modelo de requisitos de QoS apresentado anteriormente simplifica a identificação das interferências que influem no atraso máximo que uma mensagem pode sofrer. Uma vez estas identificadas, o problema de análise de atendimento do requisito de atraso máximo pode ser tratado como um problema de escalonabilidade de mensagens com a aplicação das técnicas e modelos de análise de escalonabilidade ao cálculo do atraso máximo.

A apresentação e aplicação destas técnicas de análise de escalonabilidade constituem o tema do capítulo 4.

2.4 A metodologia de configuração de um suporte de comunicação tempo-real

A configuração de um suporte de comunicação tempo-real consiste em determinar:

- os serviços necessários para atender os requisitos de QoS especificados para o transporte do conjunto de mensagens submetido;
- a política de escalonamento adotada a nível local e global;
- o conjunto de valores de parâmetros do sistema (em particular, de protocolos MAC e LLC).

Esta configuração do sistema de comunicação define um conjunto único destes valores.

O objetivo visado em propor uma metodologia de configuração de um suporte de comunicação tempo-real é estabelecer uma sistemática de escolha entre as opções possíveis de configuração tal que o sistema de comunicação atenda os requisitos de comunicação especificados pelo usuário.

2.4.1 Hipóteses para a aplicação da metodologia

No problema que se pretende resolver neste trabalho, partindo da premissa que a frequência ou densidade de erros máxima é conhecida, a hipótese assumida quanto aos requisitos de comunicação é de um atraso máximo para a entrega das mensagens menor que o “deadline” especificado para cada mensagem do conjunto de mensagens do sistema. Uma garantia de atendimento deste requisito é exigida do sistema de comunicação.

2.4.1.1 Restrições do sistema de comunicação

Carga do sistema de comunicação - a carga deve apresentar características de tráfego determinadas por um conjunto de mensagens periódicas e esporádicas distribuídas entre os nós da rede. As mensagens devem ser independentes entre si e configurar uma carga estática.

Política de escalonamento e sua execução - as mensagens devem ser escalonadas segundo uma política de escalonamento que associa em tempo de projeto uma prioridade fixa a cada mensagem. A execução do escalonamento requer um escalonador preemptivo que escolhe para enviar a mensagem de maior prioridade pronta para executar. Com este tipo de preempção substitui-se uma mensagem na cabeça de uma fila de envio de um nó por uma mensagem de maior prioridade recém chegada. Uma vez iniciada uma transmissão, a preempção não pode

mais ocorrer. No caso de ser necessária a fragmentação de uma mensagem para a sua transmissão, os pacotes que compõem a mensagem fragmentada herdam a prioridade da mensagem original.

Suporte de comunicação - este deve apresentar um comportamento determinista quando submetido a uma carga estática de mensagens com prioridade fixa. Este comportamento é determinado pelo uso de protocolos de comunicação deterministas, isto é, cujas propriedades temporais sejam conhecidas ou dedutíveis.

2.4.1.2 Restrições dos modelos adotados

O modelo de sistema de comunicação é estabelecido a partir da arquitetura de comunicação adotada para o suporte de comunicação. As restrições impostas pelo modelo adotado se referem àquelas determinadas pelos protocolos e serviços sobre os parâmetros do sistema no atendimento dos requisitos de comunicação de sistemas tempo-real. No capítulo 3 desta tese é apresentada uma arquitetura de comunicação, a ARTC¹ do tipo multi-camada com 3 camadas, que atende as exigências impostas para a aplicação da metodologia com relação ao suporte de comunicação.

O modelo de mensagens representa a carga estática de mensagens periódicas de prioridade fixa e as mensagens esporádicas a partir do intervalo mínimo entre chegadas consecutivas destas mensagens.

2.4.2 Descrição Geral da Metodologia

A metodologia proposta está estruturada em 4 etapas distintas: a *configuração inicial do suporte de comunicação*, a *análise de escalabilidade*, a *interpretação dos resultados* e a *obtenção de uma nova configuração*. A figura 2.1 ilustra o relacionamento das etapas descritas nos tópicos a seguir. A sistemática adotada em cada uma das etapas é descrita em detalhes nas seções seguintes.

Para a *configuração inicial do suporte de comunicação*, são escolhidos os serviços de comunicação a serem utilizados, os protocolos que os implementam, os valores iniciais dos parâmetros locais e selecionada a política de escalonamento local/global para o sistema de comunicação.

¹ A metodologia não se limita a esta arquitetura e se aplica também a outras desde que atendidas as exigências impostas.

A *análise de escalonabilidade* consiste na obtenção do modelo de escalonamento do sistema de comunicação para uma configuração conhecida e na aplicação de um teste de escalonabilidade do conjunto de mensagens que determina a carga estática da rede. O teste de escalonabilidade é construído a partir do modelo obtido.

Os resultados do teste são avaliados na fase de *interpretação dos resultados* do teste de escalonabilidade. Caso o conjunto de mensagens seja não escalonável, é necessária uma *nova configuração*. A *interpretação dos resultados* orienta os ajustes de parâmetros de protocolos ou a escolha de outra política de escalonamento, serviços e até mesmo de protocolos quando possível.

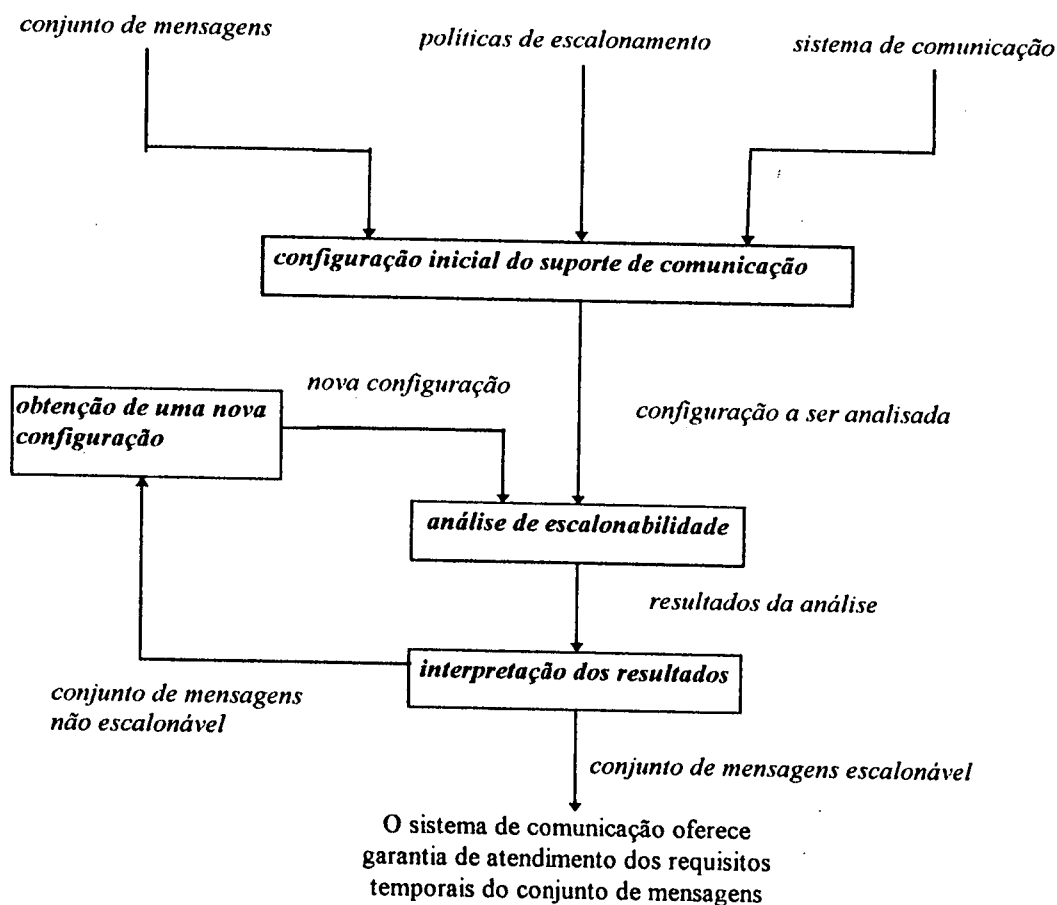


Figura 2.1 - Etapas da metodologia proposta

2.4.3 Configuração do suporte de comunicação

A configuração² do suporte de comunicação, isto é, a escolha dentre as opções disponíveis depende em geral da experiência do projetista. A metodologia proposta busca limitar esta dependência estabelecendo uma sequência de procedimentos para a primeira escolha

² A identificação de uma dada configuração se fará através do índice z em *Config*.

(*Config*). Esta seqüência envolve: a identificação de protocolos, a escolha de serviços, a escolha da política de escalonamento e a atribuição de valores para parâmetros locais de protocolos.

2.4.3.1 Identificação de protocolos

A configuração inicial do suporte de comunicação requer a identificação dos protocolos MAC e LLC utilizados na rede, os serviços que estes implementam e os detalhes da operação do protocolo e da execução dos serviços. Em geral é suficiente conhecer as propriedades temporais do protocolo, isto é, como a operação do mesmo pode influenciar no atendimento do requisitos de atraso (por exemplo, no caso de protocolos MAC, o tempo máximo de acesso ao meio). Cabe aqui lembrar que uma das exigências da aplicação da metodologia é a de protocolos deterministas de comunicação.

2.4.3.2 Escolha de serviços

São identificadas quais são as combinações de serviços MAC e LLC para o envio das mensagens na rede. Estas combinações dependem da arquitetura adotada e dos protocolos que implementam os serviços. Se faz necessária uma classificação destes serviços conforme a sua confiabilidade. A configuração inicial deve escolher a combinação de serviços que ofereça a maior confiabilidade.

2.4.3.3 Escolha da política de escalonamento

Pode ser escolhida qualquer política de escalonamento local de mensagens, desde que esta siga a abordagem *prioridade fixa* e seja *preemptiva*. O capítulo 4 descreve esta abordagem bem como alguns exemplos de algoritmos de atribuição de prioridade às mensagens tais como o Deadline Monotônico (DM) e Taxa Monotônica (RM).

Dependendo do tipo de protocolo de acesso ao meio escolhido, políticas de escalonamento global quanto ao acesso ao meio podem ser implementadas no sistema. Neste caso, esquemas de alocação global de recursos podem ser necessários. Para o auxílio nesta escolha são importantes os trabalhos de classificação destas políticas para protocolos de comunicação como os apresentados no anexo 4 para os esquemas de alocação de banda em protocolos do tipo “Timed-Token” e em [Zhan95][Vasq96][Zheng93].

2.4.3.4 Atribuição de valores para parâmetros de sistema

A lista de parâmetros cujos valores têm forte influência no atendimento dos requisitos especificados pelo usuário é obtida a partir da estrutura de níveis de QoS e do mapeamento de parâmetros descritos neste capítulo. A partir desta lista, os valores a serem atribuídos aos parâmetros listados são escolhidos levando em conta o impacto que estes podem causar sobre a escalabilidade das mensagens do sistema. Esta escolha é orientada para:

- minimizar a sobrecarga imposta pela preempção de mensagens;
- minimizar a sobrecarga imposta pelo bloqueio de transmissão de mensagens por inversão de prioridades;
- minimizar a sobrecarga imposta pela arquitetura adotada (protocolos e serviços) tais como a execução de procedimentos de detecção e correção de erros que disputam os mesmos recursos da rede compartilhados pelas mensagens.

A escolha de valores de parâmetros deve levar em conta restrições impostas pelos protocolos implementados definidas pelas relações de dependência entre seus parâmetros. É extensa a literatura sobre dependência de parâmetros (em termos de comunicação tempo-real) entre os quais destacam-se trabalhos envolvendo os protocolos tipo “Timed-Token” [Zhan95] [Vasq96] [Zhen93] [Malc95], [Malc95a], “Priority Buses” [Tind93], DQDB [Carmo94], “Token Ring” [Sath93].

O capítulo 5 apresenta as linhas guias e exemplos para a escolha de valores iniciais de parâmetros de protocolo.

2.4.4 Análise de escalabilidade

A análise de escalabilidade de um conjunto de mensagens tem por objetivo verificar se, para uma dada configuração, o requisito de QoS de atraso fim-a-fim das mensagens pode ser garantido. A construção dos testes de escalabilidade se faz a partir dos modelos de escalonamento considerando os serviços definidos pela arquitetura adotada para o suporte de comunicação. Assim sendo, estes modelos devem ser capazes de representar as propriedades temporais do suporte de comunicação, da carga de mensagens bem como as relações temporais estabelecidas para o uso dos recursos de comunicação.

A metodologia apresentada faz uso simultâneo das técnicas de análise de escalonabilidade propostas em [Sath93] e [Tind93]: a primeira se caracteriza pela visão global da escalonabilidade do sistema que fornece e a segunda pela facilidade de representar aspectos de implementação do sistema de comunicação como por exemplo retransmissão de mensagens quando da detecção de um erro.

O capítulo 4 é inteiramente dedicado aos modelos de escalonamento e técnicas de análise de escalonabilidade de mensagens que são objeto deste trabalho.

Nas próximas seções são apresentadas as hipóteses assumidas para a construção dos testes de escalonabilidade e discutido como os resultados dos testes de escalonabilidade são interpretados e utilizados para a obtenção de novas configurações.

Hipóteses assumidas para a construção do teste de escalonabilidade:

Quanto a conexão: considera-se para a modelagem de um serviço com conexão que a fase de estabelecimento da conexão se faz em tempo de configuração. Assim sendo, o tempo despendido nesta fase não é levado em conta no cálculo da garantia de entrega de mensagens.

Quanto a fragmentação de mensagens: uma mensagem pode ou não ser fragmentada antes de ser transmitida. Considera-se aqui que cada um dos seus fragmentos (pacotes) da mensagem original carrega a prioridade desta mensagem.

Quanto ao “release jitter”: uma mensagem m_i pronta para transmitir pode ter a sua liberação para transmissão propositadamente atrasada aguardando um intervalo J_i (“release jitter”) antes de ter a sua transmissão iniciada.

Quanto a retransmissão de mensagens ou pacotes recebidos com erros: nos serviços com correção de erros, uma vez constatado erro na recepção de uma mensagem ou pacote transmitido, uma cópia desta é imediatamente enfileirada para retransmissão.

2.4.5 A interpretação dos resultados da análise

A indicação do tempo disponível para a utilização dos recursos da rede para envio de uma mensagem m_i é avaliado através de um parâmetro Sat_i que indica o grau de saturação de tempo disponível para a sua transmissão. O maior grau de saturação encontrado entre todas as mensagens da rede é $Smax$. As mensagens são escalonáveis para uma dada configuração se $Smax < 1$. Neste caso a metodologia encerra neste ponto e a configuração atual é adotada. Caso

contrário, a configuração atual é rejeitada pois significa que pelo menos uma mensagem m_i tem o seu grau de Saturação maior que a unidade ($Sat_i > 1$). A definição e o cálculo de grau de saturação é descrita no capítulo 4.

A análise de escalonabilidade deve se prender aos fatores que determinam $S_{max} > 1$ na configuração testada; portanto, inicialmente identificam-se as mensagens cujo grau de saturação ultrapassa a unidade. Os resultados da comparação dos valores de saturação das configurações anteriores já testadas (se houverem) e da última configuração testada (mais recente) deve conduzir a modificação da configuração para obter a garantia.

Para cada uma das modificações na configuração inicial, os valores de Sat devem ser organizados em tabelas ou gráficos que permitem acompanhar a tendência de valores para Sat das diversas configurações já testadas. Os pontos importantes a serem observados quando da modificação de parâmetros, serviços, política de escalonamento e protocolo referem-se à influência desta modificação nos termos individuais da equação que calcula a Saturação.

2.4.6 A obtenção de uma nova configuração

Os dados da configuração atual e os valores de Saturação calculados para todas as mensagens para a configuração testada constituem o ponto de partida para a obtenção de uma nova configuração. Uma nova configuração $Config_{z+1}$ é gerada a partir de $Config_z$ através de uma única modificação nesta última.

O método de geração de uma nova configuração é estruturado em 5 fases: a modificação de parâmetros independentes, a modificação de parâmetros dependentes, a modificação de serviços, a modificação da política de escalonamento e, por último opcionalmente, a modificação do perfil da arquitetura através da escolha de outro protocolo MAC.

Justifica-se a seqüência escolhida para as modificações na configuração inicial analisando-se cada um dos passos desta seqüência.

2.4.6.1 Modificações em parâmetros do sistema

A modificação dos parâmetros do sistema é feita primeiro por ser determinante, em geral, na não escalonabilidade das mensagens. O tamanho máximo de um fragmento de mensagem (pacote LLC) em termos de sobrecarga de mensagem devida à sua preempção e o bloqueio que este causa à transmissão de outras mensagens é um exemplo típico desta

influência. O estabelecimento de critérios para a modificação de parâmetros de sistema é fundamental nesta etapa.

As exigências para a execução desta modificação são a lista de parâmetros que podem ser modificados, a lista de parâmetros pertencentes a esta lista que são dependentes entre si, os critérios para a modificação da configuração obtidos a partir de uma análise do grau de Saturação das mensagens e as restrições impostas para o funcionamento do sistema como, por exemplo, restrições impostas pelo protocolo.

A lista de parâmetros que podem ser modificados é obtida do levantamento dos parâmetros de sistema que influem nos parâmetros de QoS especificados pelo usuário. A lista de parâmetros dependentes entre si é obtida a partir dos dados do protocolos implementados no suporte bem como a lista de restrições.

2.4.6.2 A escolha de serviços

Uma vez esgotadas as opções de modificações de parâmetros de sistema é razoável imaginar que a próxima tentativa para garantir a escalabilidade consiste em diminuir a complexidade dos procedimentos de execução de serviços.

A escolha dos serviços se faz em ordem decrescente de confiabilidade. Os tipos de serviços que oferecem maior confiabilidade são também aqueles que apresentam maior complexidade na sua execução e portanto, impõem maiores atrasos às mensagens transmitidas através destes serviços. Assim sendo, uma vez não atingida a escalabilidade com determinado tipo de serviço, um outro de menor confiabilidade é escolhido por sua menor imposição de sobrecarga ao sistema quando da sua execução. Por outro lado, o teste de escalabilidade é também modificado; estas simplificações, por sua vez, determinam mudanças no grau de influência das diferentes sobrecargas na escalabilidade das mensagens que por sua vez, justificam testes de novos valores para parâmetros de sistema na busca da escalabilidade.

A lista que contém as combinações de serviços a serem utilizadas em uma configuração do suporte de comunicação é obtida uma vez conhecida a arquitetura de comunicação adotada para o suporte. O critério para a escolha de uma combinação de serviços da lista é o da confiabilidade, portanto esta lista é ordenada em termos de confiabilidade (a combinação de serviços mais confiável primeiro). A cada combinação de serviço escolhida, o modelo de escalabilidade correspondente a esta combinação deve ser obtido. Os dados da nova

configuração são substituídos no modelo obtido no passo anterior e o teste de escalonabilidade é construído baseado neste modelo de escalonamento.

2.4.6.3 A escolha da política de escalonamento

A escolha da política de escalonamento está limitada por duas restrições impostas para a aplicação da metodologia: prioridade fixa para as mensagens e preempção da transmissão de mensagens em função da prioridade. Portanto, as alterações na política se fazem em termos dos algoritmos de atribuição de prioridades às mensagens, isto é, alterações na seqüência de transmissão de mensagens.

Uma nova seqüência de transmissão de mensagens implica em mudanças nas relações de sobrecargas de mensagens, ou seja, o conjunto de mensagens de prioridade maior que j que interfere sobre a mensagem de prioridade j pode ser diferente daquele determinado pela nova política de escalonamento. Estas novas relações de sobrecarga justificam testes de novos valores para parâmetros de sistema na busca da escalonabilidade.

Uma nova política de escalonamento é escolhida dentre as que atendem as restrições de prioridade fixa de mensagem e preemptividade. Uma lista (*Pol*) contém as políticas de escalonamento a serem testadas. As alterações de prioridade das mensagens em função da escolha são consideradas na construção do teste de escalonabilidade correspondente à nova política de escalonamento.

Observe que alcançado o número máximo de modificações de políticas de escalonamento sem que a escalonabilidade tenha sido alcançada não significa que o sistema seja não escalonável pois restam as mudanças de protocolo MAC e as mudanças em características físicas da rede (por exemplo: número de nós, redistribuição de processos de aplicação, distribuição física dos nós) que ainda poderiam ser feitas.

2.4.6.4 A troca de protocolo

Neste trabalho optou-se por não explorar a troca do protocolo MAC. Esta opção baseia-se no fato da escolha do protocolo MAC ser em geral determinada por uma série de fatores independentes da escalonabilidade do conjunto de mensagens que se pretende transmitir. Tais fatores são o custo do hardware, a disponibilidade de placas, assistência técnica e características da rede já instalada.

2.5 Conclusões

O atendimento garantido dos requisitos de comunicação do usuário requer uma configuração adequada do suporte de comunicação. No entanto, esta configuração nem sempre é simples de ser obtida pois depende da arquitetura de comunicação adotada para o suporte de comunicação, da escolha adequada de valores dos parâmetros do sistema de comunicação, da carga de mensagens e da política adotada para o seu escalonamento.

A abordagem desta tese para o problema de configuração de um suporte de comunicação tempo-real estabelece três subproblemas a se resolver:

- (1) Quais são os requisitos de comunicação do usuário a serem atendidos com garantia?
- (2) Quais parâmetros do suporte de comunicação influem no atendimento destes requisitos?
- (3) Que valores estes parâmetros podem assumir em conjunto de modo que os requisitos de comunicação tenham atendimento garantido?

A solução descrita neste capítulo para estes três problemas pode ser resumida como:

- (1) o problema da identificação dos requisitos de comunicação do usuário é resolvido da maneira clássica em sistemas tempo-real [Ferr90][Tawb94] com a especificação de requisitos de comunicação do usuário em termos de limitantes de parâmetros de qualidade de serviço de comunicação. São escolhidos parâmetros de QoS, estabelecida a sua semântica e as funções associadas aos pedidos de serviço de comunicação tempo-real.
- (2) É estabelecida uma relação entre os parâmetros de QoS e os parâmetros do sistema de comunicação. Para tanto uma estrutura de níveis de QoS e um mapeamento entre parâmetros são propostos. Ambos representam uma contribuição desta tese para a abordagem do problema tempo-real: a estrutura é proposta para a representação dos requisitos de QoS em todos os níveis da arquitetura de comunicação adotada para o sistema e o mapeamento entre parâmetros de QoS e os parâmetros locais do sistema de comunicação caracteriza a influência destes últimos sobre os parâmetros de QoS especificados pelo usuário. Desta forma, se estabelece uma relação entre parâmetros do sistema e os parâmetros de QoS especificados.
- (3) Conhecida a configuração do suporte de comunicação, isto é, os valores assumidos pelos parâmetros deste suporte, a política de escalonamento adotada e os serviços de comunicação utilizados para a transmissão das mensagens é possível obter o valor limite (limitante calculado) para o parâmetro de QoS analisado. A comparação entre este limitante calculado e o valor

especificado pelo usuário para o parâmetro de QoS determina se é possível ou não atender de forma garantida o requisito de comunicação analisado.

A solução deste terceiro problema assume que para uma dada configuração do suporte de comunicação de comportamento temporal conhecido submetido a uma carga estática de mensagens de características de tráfego conhecidas a priori, um teste de condições pode ser realizado “off-line” para verificar se um dado parâmetro de QoS especificado pode ser violado ou não. Este teste considera o uso de políticas de escalonamento para o envio das mensagens de prioridade fixa na execução do serviço aceito. As possíveis modificações da configuração são conduzidas pela análise do resultado da aplicação deste teste de escalonabilidade de mensagens.

As respostas a estes problemas formam o tripé da metodologia de configuração descrita neste capítulo. As contribuições importantes identificadas como resultado do estabelecimento desta metodologia são:

- (i) O estabelecimento de um “framework” para abordagem do problema de comunicação tempo-real baseado numa arquitetura de referência e no mapeamento de requisitos de comunicação tempo-real em requisitos de QoS.
- (ii) A identificação das restrições impostas pela arquitetura de comunicação quando da configuração do suporte de comunicação.
- (iii) Um método de escolha, aplicação e extensão de um modelo de análise de escalonabilidade de mensagens em redes locais levando em conta as restrições impostas pela arquitetura de comunicação.
- (iv) Uma abordagem estruturada para a configuração do suporte de comunicação que garanta atendimento dos requisitos de comunicação especificados pelo usuário.

Em comparação com outras metodologias de configuração de suporte de comunicação tempo-real, a metodologia proposta contribui no sentido de não se limitar a somente um aspecto da configuração do suporte como é o caso da metodologia proposta em Tindell (limitado à troca do algoritmo de escalonamento), ou das de Sathaye e Zheng (limitados aos parâmetros de protocolo) ou mesmo a análise de um único tipo de serviço [Ferr90]. A metodologia proposta possibilita a configuração do suporte em termos de serviços de comunicação determinados pela arquitetura de comunicação, o que permite ao projetista contar com as diferentes opções de confiabilidade oferecidas pela arquitetura adotada para o suporte.

Observe-se ainda que a aplicação da metodologia descrita requer uma arquitetura de referência a ser descrita no capítulo 3 e familiaridade com as técnicas de análise de escalonabilidade para o estabelecimento dos critérios de modificação da configuração, apresentados no capítulo 4.

Capítulo 3

Uma Arquitetura de Rede Local para Comunicação Tempo-Real

3.1 Introdução

O estabelecimento de uma arquitetura de referência para sistemas tempo-real críticos tendo em vista a aplicação da metodologia requer um cuidadoso estudo das restrições que devem ser impostas aos protocolos que implementam os serviços de comunicação de modo que os limitantes de parâmetros de QoS estejam dentro dos intervalos desejados.

Neste capítulo, num primeiro tempo, são comparadas duas arquiteturas de comunicação tempo-real existentes, principalmente do ponto de vista dos aspectos de garantia e previsibilidade. Esta comparação e a análise das propostas se configuram no ponto de partida para a proposição da Arquitetura de Rede Local para Sistemas Tempo-Real Críticos (ARTC) feita neste trabalho e na definição dos protocolos e serviços correspondentes.

3.2 O contexto determinado pela Aplicação

A arquitetura de comunicação tempo-real está em dependência direta da aplicação do usuário. Por exemplo, quando a aplicação exige troca de mensagens entre nós de múltiplas redes a arquitetura recomendada deve apresentar funções de roteamento entre redes e de controle da comunicação ponto a ponto entre nós de redes diferentes. No caso de aplicações multimídia, mídias diferentes precisam ser sincronizadas entre si e o sistema de comunicação deve oferecer serviços de sincronização que permitam o controle do atraso entre fluxos de dados destas mídias.

O problema de comunicação abordado nesta tese é aquele encontrado em sistemas tempo-real críticos que exigem o atendimento garantido dos requisitos especificados. Em particular, a transmissão de mensagens periódicas e esporádicas requer o atendimento garantido do requisito de atraso fim-a-fim menor que o deadline da mensagem especificado pela aplicação. Outros requisitos importantes dizem respeito a confiabilidade (taxa máxima de erros) e a ordenação das mensagens transmitidas.

A partir da análise destas restrições, é possível identificar serviços e protocolos necessários e informação de controle. Neste capítulo, propõe-se uma arquitetura de rede local

adaptada aos requisitos e limites fixados neste trabalho e que serve de referência para a metodologia proposta.

3.3 Comparação de Arquiteturas de Comunicação Tempo-Real

3.3.1 Características gerais

Em arquiteturas de estrutura multi-camada, a Garantia e a Previsibilidade são função da execução combinada de serviços de comunicação das diferentes camadas e dos protocolos que os implementam. Em geral, esta Garantia se baseia na implementação de protocolos deterministas de controle de acesso ao meio, na escolha adequada de serviços das subcamadas de controle de enlace lógico (LLC) e de controle de acesso ao meio (MAC), no ajuste de parâmetros de protocolos MAC e LLC e no escalonamento de mensagens que compõem a carga de mensagens.

Dois exemplos de arquiteturas multi-camadas para comunicação tempo-real [Plein90] [Arvi91] são apresentados na tabela 3.1. Ambas são do tipo multicamada reduzida em relação ao modelo OSI/ISO [Day83] e estabelecidas para uma rede local.

Características	Arquitetura	
	Real-Time LAN [Arvi91]	Perfil de notificação periódica [Plein90]
garantia para mensagens periódicas	SIM, através de serviço COS	SIM, através de análise de escalabilidade
garantia para mensagens esporádicas	NÃO, mensagens tratadas como "best-effort"	SIM, através de servidor periódico
especificação de requisitos de mensagens	SIM	NÃO
especificação de QoS	NÃO	NÃO
escalonamento de mensagens	SIM	SIM - com o taxa monotônica
número de camadas	3	4
protocolos	protocolos MAC deterministas Protocolos LLC com escalonador de mensagens tempo-real	protocolos MAC deterministas protocolos LLC com escalonador baseado no taxa monotônica

Tabela 3.1 - Arquiteturas de comunicação tempo-real

As propostas que determinaram as arquiteturas da tabela 3.1 são a seguir comparadas sob dois pontos de vista: o da metodologia proposta para determinação destes protocolos e serviços em função dos requisitos de comunicação das aplicações de sistemas tempo-real críticos e o das características impostas pela sua estrutura (camadas, protocolos e serviços).

3.3.1.1 A arquitetura RTLAN

A arquitetura RTLAN (Real-Time Local Area Network) descrita em [Arvi91] é do tipo reduzida de 3 camadas [MAP] e oferece Garantia para mensagens periódicas através do controle de conexões tempo-real [Arvi91][Ferr90]. Isto implica na existência de serviços de comunicação com conexão (serviços COS nível LLC) sendo que a escolha dos protocolos que implementam estes serviços depende da abordagem adotada para o controle de admissão, monitoração e manutenção da conexão tempo-real. Serviços sem conexão são reservados para transmissão de mensagens do tipo “best-effort”.

[Arvi91] descreve um método para escolha da combinação de protocolos MAC e LLC a partir da classificação de abordagens adotadas em protocolos de comunicação conforme o princípio utilizado para garantia da conexão tempo-real. A classificação das abordagens é apresentada na tabela 3.2 para a camada LLC.

Os protocolos MAC que oferecem serviços necessários à implementação das abordagens especificadas na tabela 3.2 são classificados na tabela 3.3.

Abordagens LLC para garantia de conexões tempo-real		
Nome	Princípio	Implementação
Atribuição de Prioridade	Atribuição de prioridades às mensagens ou nós	- escalonamento com: <ul style="list-style-type: none"> • “taxa monotônica” • ou “deferrable server”
Circuito Virtual	Estabelecimento de um canal lógico com limitante superior de tempo de serviço para um pacote na fila de serviço do canal	escalonamento de mensagens na fila garantida com uma política do tipo: “FIFO” ou “Minimum Laxity First”
Reserva de Recursos	reserva de recursos para envio de mensagens	fila global única de transmissão para acesso ao canal

Tabela 3.2 - Classificação de Protocolos LLC quanto a abordagem para garantia de conexões

Abordagem LLC	Abordagem MAC	Protocolos MAC
Atribuição de Prioridades	<i>Resolução de Prioridades</i> (seleciona para transmissão sempre o pacote de maior prioridade)	<ul style="list-style-type: none"> modelos baseados em <i>anel por ficha</i>: [IEEE802.5][IEEE802.4] modelos baseados em <i>barramento</i>: "Deference Delay", "Preamble Lenghts", "Forcing Headers"
Circuito Virtual Tempo Real	<i>Garantia de Tempo Limitado de Serviço de Pacote</i> (determina um tempo máximo para transmissão de pacotes por vez a partir de um nó)	TDMA, barramento por ficha, 802.3D, "Waiting Room", Divisão de janela
Reserva	<i>Reserva</i> (exige o conhecimento global de todas as requisições de reserva aceitas em qualquer nó do sistema)	PODA [Arvi91] [Arvi91]

Tabela 3.3 - Protocolos MAC e LLC

3.3.1.2 A proposta de arquitetura de [Plei90]

Pleinavaux estabelece uma metodologia para o levantamento de requisitos de comunicação cujo resultado aponta para os três perfis de arquitetura apresentados na figura 3.1. Em cada perfil e para cada uma das camadas são levantados os serviços de comunicação necessários e protocolos para implementação dos mesmos.

Perfil (a) Notificação Periódica	Perfil (b) Notificação de Eventos	Perfil (c) Comando	Camadas
<i>PMS</i>	<i>EventNotification</i>	MMS	Aplicação
vazia	vazin	ISO	Apresentação
vazia	vazia	ISO	Sessão
<i>Transporte cíclico</i>	<i>mTp</i>	Transporte classe 4	Transporte
vazia	<i>mNi</i>	CLNP	Rede
LLC 1	<i>mLLC3</i>	LLC 1	Enlace de Dados
IEEE 802.5			LLC MAC
IEEE 802.5			Física

○ SAP

Figura 3.1- Perfis de arquitetura de [Plein90]

A obtenção de um destes “perfis” de arquitetura corresponde a uma configuração de protocolos de uma estrutura multi-camadas e se faz a partir dos requisitos de comunicação do usuário. Estes requisitos são identificados a partir de um estudo de relações genéricas entre os processos de aplicação e do conhecimento das características da carga do sistemas tempo-real. O método para a configuração consiste em:

- (a) Identificar as relações genéricas entre processos de aplicação definidas em três classes identificadas como comando, compromisso de evento e compromisso de estado;
- (b) Apontar quais funções elementares de comunicação são necessárias em cada uma das relações;
- (c) Identificar os serviços que a arquitetura deve oferecer ao nível da interface de aplicação;
- (d) determinar os perfis da arquitetura de comunicação.

Os perfis são estabelecidos em função do tipo de relação existente entre os processos de aplicação de sistemas tempo-real. No caso da relação de comando, um processo dito mestre envia as ordens à um processo dito escravo que executa a ordem e retorna um relatório da execução. Para a relação de compromisso de evento (ou estado) um processo A estabelece um contrato com um processo B para receber uma notificação quando da ocorrência de um dado evento (ou estado) que pode ser periódica ou não. Os requisitos de comunicação destes 3 tipos de relações determinam os perfis da figura 3.1.

Em todos os perfis propostos pelo autor a Garantia é fornecida a partir da configuração de parâmetros do protocolo MAC determinista IEEE 802.5 que se faz pelo método proposto por Strosnider [Stros89] onde se aplica o teste de escalabilidade de mensagens. Em especial, interessa-nos o perfil de Notificação Periódica por sua adequação à transmissão de mensagens periódicas a nível de rede local (apesar de não abranger a troca de mensagens entre segmentos diferentes de redes).

3.3.2 Contribuições e limitações das propostas

A RTLAN têm como principal contribuição o esquema proposto para escolha de protocolos MAC e LLC a partir da sua classificação pelo tipo de abordagem utilizada para a garantia. As restrições temporais das mensagens podem ser especificadas e um mapeamento destas restrições em parâmetros de serviço COS pode ser feito de forma a garantir o seu atendimento. Assim sendo, as mensagens “guarantee-seeking” estão associadas somente aos serviços com conexão enquanto mensagens do tipo “best-effort” ficam limitadas ao serviços sem

conexão. O impacto na escalonabilidade das mensagens do controle de erros associado ao serviço COS não é discutido em [Arvi91].

O método proposto por [Plei90] conduz a 3 perfis diferentes de arquitetura e implica no chaveamento entre diferentes perfis para atendimento de diferentes tipos de aplicações mas a dificuldade de implementação deste chaveamento não é discutida pelo autor. A Garantia é fornecida a partir da configuração da rede baseada nos resultados do teste de escalonabilidade de mensagens a nível do MAC IEEE 802.5. O teste aplicado e apresentado originalmente por [Stros89] é estendido em [Plei90] para incluir a sobrecarga devida a sincronização de relógios e a transmissão de alarmes através de um servidor periódico.

Em termos de rede local, o perfil Notificação Periódica por [Plei90] é interessante por oferecer, a partir de serviços de Transporte, o envio de mensagens de tamanho maior que o limitado pelo quadro de protocolo MAC³ e também a correção de erros através de retransmissões de mensagens. No entanto, o impacto das sobrecargas impostas pela execução destes serviços não é considerado na análise de escalonabilidade de mensagens a nível MAC.

3.4 A Arquitetura Proposta

Dentro do contexto de aplicações de sistemas tempo-real críticos, é proposta o que chamaremos a seguir de ARTC - Arquitetura de Rede local para sistema Tempo-Real Crítico- cuja estrutura é apresentada na figura 3.2.

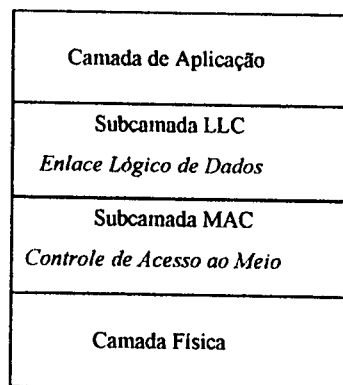


Figura 3.2- A estrutura em camada da ARTC

³ Mensagens limitadas ao tamanho máximo do campo de dados do quadro MAC constituem uma limitação imposta pelas arquiteturas EPA e fieldbuses.

A estrutura da ARTC baseia-se na arquitetura IEEE 802, no uso de protocolos de comunicação MAC deterministas e no fornecimento de garantia na comunicação de maneira estática através do escalonamento de mensagens com prioridade fixa. Por focar principalmente o transporte das mensagens na rede, esta apresentação se concentrará nas subcamadas LLC e MAC.

3.4.1 A camada LLC e seus serviços

Os serviços de comunicação definidos para a camada LLC da ARTC compõem duas classes: os serviços com conexão (COS- Connection-oriented Service) e os sem conexão (CLS- Connectionless Service). Estes serviços são definidos segundo os conceitos clássicos de redes de comunicação [Day83] [Tann89] e sua apresentação aqui concentra-se somente em conceitos novos e detalhes representativos para a caracterização da ARTC.

As seguintes funcionalidades são oferecidas pela camada LLC da ARTC: gerenciamento de conexões, fragmentação, controle de erros, controle de fluxo, controle de duplicação de mensagens e execução da política de escalonamento.

3.4.1.1 O serviço CLS

Dois tipos de serviços CLS típicos de camadas LLC de arquiteturas de rede local são definidos na ARTC: sem reconhecimento (Tipo 1) e com reconhecimento (Tipo 3).

3.4.1.2 O serviço COS

Na ARTC, o serviço COS (Tipo 2) permite ao seu utilizador especificar os parâmetros de QoS e em particular os que dizem respeito aos requisitos temporais em tempo de estabelecimento de conexão tais como atraso fim-a-fim, BER, delay jitter. O provedor do serviço deve conferir se é possível estabelecer uma conexão que atenda os requisitos de qualidade solicitados e retornar um identificador de conexão no caso positivo ou um código de erro em caso contrário;

A execução do serviço LLC COS está ainda associada à execução dos serviços de fragmentação, controle de fluxo e correção de erros descritos a seguir.

3.4.1.3 Outras funcionalidades da camada LLC

Outras funcionalidades oferecidas através de serviços LLC são a fragmentação, o controle de fluxo, o controle de erros e a execução da política de escalonamento. Por não apresentar nenhum conceito novo, o controle de fluxo não é detalhado.

A fragmentação ou segmentação em pacotes consiste na transformação das mensagens fornecidas pela camada de aplicação para um formato e tamanho adequado à camada de controle de acesso ao meio. A mensagem é dividida em “pacotes” menores de modo a satisfazer as restrições de comprimento máximo de quadro de protocolo MAC e também de controle do bloqueio por inversão de prioridade e de preempção da mensagem. Quando a mensagem possuir restrições de tempo associadas, estas restrições são herdadas pelos seus pacotes [Arvi91] e, no caso da ARTC, cada pacote herda ainda a prioridade da mensagem original (os parâmetros associados à fragmentação são a prioridade e o tamanho máximo do pacote).

O controle de erros é realizado através do controle de recebimento correto de cada pacote no caso de serviços com reconhecimento (ACK) e reenvio do mesmo pacote quando o reconhecimento não for recebido a tempo. Este controle de erros (redundância temporal) exige ajustes de temporizadores de espera de reconhecimento e um estudo cuidadoso do número máximo de reenvios que podem ser realizados sem que haja prejuízo às garantias fornecidas para as demais mensagens. Os parâmetros associados ao controle de erros são a prioridade da mensagem e a taxa máxima de erros por bytes.

A *execução da política de escalonamento* consiste na execução da ordenação das mensagens na fila de mensagens a serem transmitidas pelo MAC. Na ARTC esta ordenação obedece a prioridade fixa da mensagem. A prioridade da mensagem é checada quando da chegada do pedido de serviço LLC e após a sua fragmentação cada um dos seus pacotes são incluídos na fila de transmissão conforme a sua prioridade. A chegada de uma nova mensagem cuja prioridade seja maior que qualquer das mensagens já escalonadas requer o reordenamento desta fila. Neste caso, excetuando-se o pacote já em transmissão, qualquer um dos pacotes já ordenados de uma mensagem pode ser deslocado de sua posição na fila. Na ARTC, independente do tipo de serviço COS ou CLS, esta função é implementada.

A imposição de prioridades fixas das mensagens permite ao projetista, para uma dada configuração do sistema, fornecer em tempo de projeto uma garantia de atendimento dos requisitos associados a estas mensagens. Esta garantia se baseia nos resultados de um teste de

escalabilidade destas mensagens a nível MAC levando em consideração o tipo de serviço LLC utilizado para o seu envio, conforme será apresentado e discutido no capítulo 4.

3.4.2 A camada MAC e seus serviços

A camada MAC têm como função principal arbitrar o acesso ao canal compartilhado por todos os nós através de um protocolo de acesso ao meio. Em termos de comunicação tempo-real, os protocolos MAC devem fornecer um tempo de acesso ao meio limitado [Arvi91], [Malc95], [Malc95a], [Fons93]. O protocolo MAC escolhido para a ARTC deve permitir a implementação do serviço de resposta imediata, como por exemplo, o IEEE Token Bus 802.4 e o FDDI ou outros da família de protocolos com fichas temporizadas.

O serviço de transmissão de mensagem com detecção de erros através de checagem de redundância cíclica (CRC) é oferecido pela camada MAC da ARTC. Duas opções de serviço estão disponíveis: sem ou com resposta imediata, respectivamente RWNR- Request With No Response e RWR- Request With Immediate Response. O conjunto de operações e primitivas definidos para estes serviços também seguem o modelo tradicional ISO/OSI.

3.4.2.1 o serviço RWNR

Este serviço oferece o transporte de dados entre duas entidades MAC. Erros de transmissão podem ser detectados através de checagem de CRC mas nenhuma ação corretora é prevista neste serviço. Uma confirmação local do envio dos dados ao usuário remoto é retornada à entidade solicitadora do serviço MAC.

3.4.2.2 o serviço RWR

Neste serviço a entidade MAC iniciadora do serviço aguarda o recebimento de uma resposta válida proveniente do nó destino sobre o recebimento do dado enviado. A implementação deste serviço prevê a existência de um temporizador e de um contador de retransmissões. Assim que solicitada a transmissão de um quadro de dados, o temporizador inicia a contagem do tempo de espera de uma resposta válida e retorna ao estado inativo quando do recebimento desta. Enquanto não houver o recebimento de uma resposta válida, a temporização continua até o final do tempo máximo programado para esta espera. Alcançado o limite de espera, uma retransmissão é efetuada e o contador de retransmissões tem o seu valor ajustado. Desta forma, a subcamada MAC controla o transporte dos dados quanto a perda de dados durante a transmissão.

3.4.3 As relações entre camadas

As relações existentes entre as subcamadas MAC e LLC dependem dos tipos de serviço utilizados. As diversas combinações de serviços LLC e MAC estão na figura 3.3 e são discutidas a seguir.

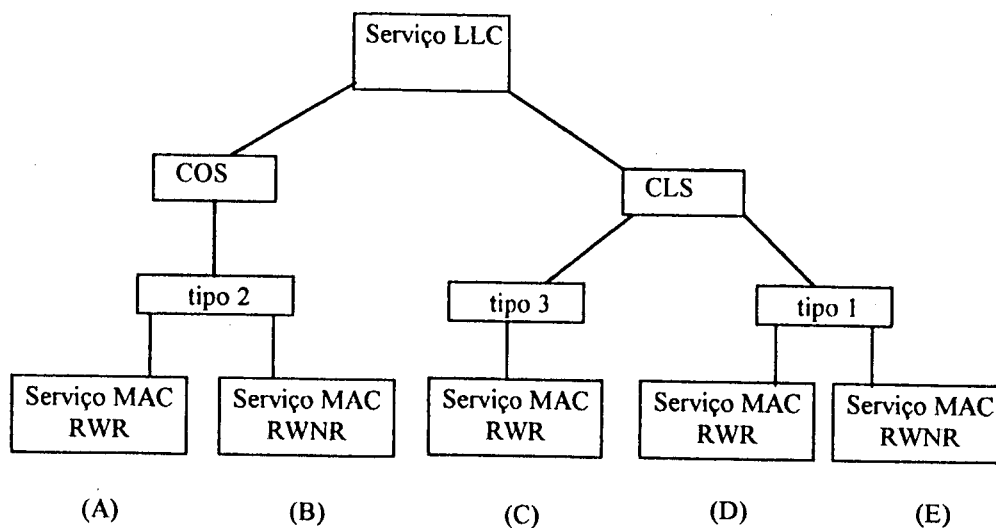


Figura 3.3 - Combinações de serviços MAC e LLC

- Serviço LLC tipo COS

Combinações A e B: quando o serviço LLC solicitado é do tipo 2, estão disponíveis para o controle da transferência dos dados as funções de controle de fluxo e controle do número de quadros já transmitidos e recebidos sem erros de transmissão. O controle e detecção de erros de transmissão se faz através do reconhecimento de recebimento da mensagem a nível LLC.

- Serviço LLC tipo CLS

Combinação C (tipo 3): o serviço LLC sem conexão e com reconhecimento requer um serviço MAC que forneça a informação sobre o recebimento do dado enviado no nó remoto. Somente o serviço MAC RWR pode prover esta informação através de uma confirmação de recebimento.

Combinações D e E (tipo 1): a principal característica deste serviço LLC é a sua simplicidade se refletindo em um baixo custo de implementação e em rapidez para a sua execução. A combinação D oferece uma detecção de erros a nível MAC através do serviço MAC RWR mas um controle de duplicação de dados se torna necessário quando da sua utilização.

3.4.4 Garantia e Segurança na ARTC

A classificação das combinações de serviços em termos de confiabilidade oferece ao usuário diversas opções para a execução do serviço de transporte de seus dados. A tabela 2.5. resume as combinações dos serviços da ARTC e as classifica em função da confiabilidade oferecida.

Combinação	Característica	Observações
A (mais confiável)	- a transmissão é controlada a nível de msg. -provê controle de fluxo, detecção e controle de erros de transmissão, controle de duplicação, sequência e ordenação	controle de erros a nível LLC controle de perda de dados a nível MAC
B	idem a combinação (A)	controle de erros a nível LLC
C	- a transmissão é controlada a nível do pacote. - provê controle de erros de transmissão	controle de perda de dados a nível MAC
D	- a transmissão é controlada a nível do pacote	- requer algum tipo de controle de dados duplicados na camada de Aplicação
E (menos confiável)	a transmissão é controlada a nível do pacote	não há controle de erros

Tabela 3.4. - Classificação das combinações de serviços da ARTC

Existe um compromisso entre segurança e atendimento dos requisitos temporais do usuário pois quanto maior a segurança requerida no transporte dos dados, maior é o número de procedimentos a executar e maior o tempo envolvido para a execução dos serviços. As combinações B, C e E correspondem às combinações da ARTC para a implementação dos serviços LLC tipo 2, tipo 3 e tipo 1 respectivamente. As razões desta escolha são:

- A *Combinação A* é a mais confiável por apresentar redundância no controle de erros mas pode impor uma alta sobrecarga de ACKs e retransmissões. Nesta combinação cada um dos fragmentos da mensagem passa por um controle de erros de transmissão oferecido pelo serviço MAC RWR além daquele a nível de mensagem realizado pelo serviço LLC tipo 2.
- A *Combinação B* realiza o controle de erros somente após a chegada de todos os fragmentos da mensagem a nível LLC.

- *Combinação C* permite que o controle de perda de dados se faça a nível MAC para cada fragmento de mensagem. Cada fragmento é considerado uma mensagem independente já que não há uma conexão estabelecida.
- O LLC não tem uso para a informação gerada pelo serviço MAC RWR sobre o estado da transmissão na *Combinação D* e um controle de duplicação de mensagens é requerido neste caso.
- A *Combinação E* é interessante para o envio de mensagens de forma simples e rápida. No entanto, nenhum controle de erros é oferecido.

3.4.5 Resumo da Arquitetura Proposta

Excetuando-se o escalonamento de mensagens que não é usual em protocolos padronizados, praticamente todos os demais serviços especificados para a ARTC podem ser implementados por protocolos clássicos de redes locais, em especial aquelas encontradas nas arquiteturas para ambientes industriais (MiniMAP, Fieldbus). As principais características da arquitetura ARTC são apresentadas na tabela 3.5:

Características	Arquitetura ARTC
garantia para mensagens periódicas e esporádicas	SIM, através de configuração do suporte de comunicação e análise de escalonabilidade
especificação de requisitos de mensagens	SIM, através da especificação de QoS
escalonamento de mensagens	SIM - com algoritmos de escalonamento por prioridade fixa
número de camadas	3
protocolos e serviços	protocolos MAC deterministas que implementem o serviço RWR protocolos LLC com escalonador baseado em prioridade fixa e que implemente serviços dos tipos 1, 2 e 3

Tabela 3.5- Resumo da arquitetura ARTC

A ARTC apresenta-se como uma opção interessante para sistemas de comunicação tempo-real por oferecer serviços de comunicação que permitem ao usuário a especificação da qualidade desejada para a execução dos mesmo (QoS). Esta qualidade é obtida através da execução combinada de serviços implementados através de protocolos deterministas em termos de tempo de execução e também da execução de uma política de escalonamento de mensagens a nível LLC. A qualidade do serviço é garantida para mensagens com prioridade fixa e esta

garantia se baseia no teste da configuração do suporte de comunicação para uma carga estática de mensagens, conforme descrito na metodologia proposta.

3.5 Avaliação da arquitetura proposta

Nas arquiteturas de comunicação tempo-real de [Plei90],[Arvi91] e na presente proposta é permitido ao usuário especificar os seus requisitos de comunicação. O atendimento garantido destes requisitos depende da abordagem adotada para a garantia na execução dos serviços, bem como da combinação das funcionalidades oferecidas pelas diversas camadas. Os protocolos escolhidos para a implementação dos serviços devem ser deterministas em termos de tempo de execução pois a configuração do suporte de comunicação deve poder ser testada “off-line” com relação ao atendimento garantido. O teste deve considerar todos os aspectos temporais da execução combinada dos serviços de comunicação envolvidos. Para mensagens com prioridade fixa e carga estática de mensagens, testes de escalabilidade permitem verificar a priori o atendimento do requisito de atraso máximo fim-a-fim [Plei90][Stros90].

[Arvi91] e [Plei90] pregam a importância da correta identificação e especificação dos requisitos de comunicação, mas ambas as propostas não explicitam como estes requisitos devem ser representados. Da mesma forma, a importância da execução combinada de serviços em diferentes camadas é discutida em termos do atendimento dos requisitos de comunicação de mensagens tempo-real mas não é considerada a influência da política de correção de erros (determinada pelo serviço de Transporte no perfil Notificação Periódica em [Plei90] e pelo serviço LLC COS na RTLAN em [Arvi91]).

As arquiteturas de [Plei90] e [Arvi91] apresentam limitações de escolha de serviços LLC garantidos para transmissão de mensagens: em [Arvi91] a garantia só existe para serviços COS e em [Plei90] só para serviços CLS. No primeiro, caso não seja possível garantir o envio de mensagens através de um serviço COS, só existe a opção de enviá-la como “best-effort”, o que é inaceitável em termos de sistemas críticos. No segundo caso, só existe garantia do atendimento do requisito de atraso máximo e o controle de erros se faz a nível de Transporte mas não é considerada a sobrecarga imposta por este controle na análise de escalabilidade.

A ARTC avança em relação às arquiteturas citadas ao explicitar em seus serviços a especificação de parâmetros de QoS tal como descrito classicamente em [Ferr90] e também ao considerar a combinação das funcionalidades oferecidas pelos diversos serviços de comunicação para o atendimento dos requisitos especificados. As combinações de serviço oferecidos pela

ARTC não limitam o grau de confiabilidade e segurança para o transporte de mensagens permitindo ao projetista da rede a escolha daquela que melhor atenda as suas especificações de qualidade.

3.6 Conclusão

Neste capítulo é estabelecido o modelo de sistema de comunicação adotado para a metodologia apresentada nesta tese. O fluxo dos dados, os serviços de comunicação, as principais relações entre estes serviços e a recomendação de protocolos são definidos na arquitetura de comunicação ARTC proposta para comunicação tempo-real. A arquitetura proposta procurou atender os aspectos não cobertos pelas propostas apresentadas em [Plei90] e [Arvi91] bem como incorporar suas contribuições.

As principais contribuições identificadas para a solução do problema de comunicação tempo-real através do adoção da ARTC são:

- permitir ao usuário a especificação dos seus requisitos de comunicação através de parâmetros de QoS;
- não impor restrições ao tipo de serviço utilizado, isto é, as mensagens do tipo *guarantee-seeking* não são limitadas a serviços com conexão como nos casos de abordagens de canal tempo-real ou circuito virtual;
- permitir a escolha de diferentes graus de confiabilidade para a transmissão de mensagens do tipo *guarantee-seeking*
- oferecer garantia de QoS a priori (em tempo de configuração) às mensagens do tipo *guarantee-seeking*.

Capítulo 4

Escalonabilidade em Sistemas de Comunicação Tempo-Real

4.1 Introdução

Vimos anteriormente que o fornecimento de uma garantia a priori de atendimento das restrições temporais de mensagens em um dado sistema de comunicação implica na realização de uma análise de escalonabilidade destas mensagens sobre os recursos de comunicação do sistema. Esta análise é uma das etapas importantes da metodologia apresentada no capítulo 2.

Entende-se por *análise* ou *teste de escalonabilidade* a utilização do conhecimento da política de escalonamento dos recursos e das propriedades temporais do sistema tempo-real para determinar se as restrições temporais de um dado conjunto de mensagens serão atendidas ou não neste sistema [Leho90]. A análise de escalonabilidade de um conjunto de mensagens tempo-real no suporte de comunicação de um sistema distribuído difere fundamentalmente do problema de escalonamento de tarefas em monoprocessador nos seguintes pontos [Sath93]:

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

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

Embora sejam muitas as abordagens apresentadas na literatura no sentido da verificação da escalonabilidade de mensagens tempo-real [Malc94], [Malc95], [Malc95a], [Kope94], este capítulo limita-se as técnicas propostas em [Tind93] e em [Sath93]. Estas técnicas de análise de

escalabilidade são propostas para modelos de escalonamento com garantia no projeto e baseados em *prioridade fixa* [Sha94]. A flexibilidade destes modelos de escalonamento e sua aceitação na literatura justifica a escolha das técnicas citadas.

A apresentação do capítulo se faz definindo inicialmente os conceitos de escalonamento tempo-real com exemplos em redes multi-acesso e algumas hipóteses sobre o sistema de comunicação. O modelo de escalonamento e as propriedades temporais do sistema de comunicação são introduzidos, formando uma base conceitual para a comparação das duas técnicas de análise de escalabilidade. A construção dos testes de escalabilidade, na ótica de ambas as técnicas, suas abrangências e limitações são objeto de discussão na sequência do texto. Finalmente, são apresentadas e discutidas extensões dos testes que permitem analisar a escalabilidade das mensagens quando utilizados outros tipos de serviços de comunicação. Estas extensões são fundamentais para a metodologia proposta pois permitem ao usuário a configuração do sistema considerando a existência de serviços de comunicação com diferentes graus de confiabilidade.

4.2 Escalonamento tempo-real de mensagens

4.2.1 Conceitos Básicos

O escalonamento para Garantia em sistemas de comunicação tempo-real baseia-se na Teoria de Escalonamento de Tarefas em processadores, devidamente adaptada para mensagens e recursos de comunicação. Neste caso, *Escalonamento* é a denominação do processo de alocação de recursos às mensagens para seu envio.

Em sistemas de comunicação tempo-real, o escalonamento é aplicado para ordenação de mensagens “guarantee-seeking” e/ou “best-effort” a fim de ter um melhor uso dos recursos de comunicação compartilhados pelas mesmas. O problema de ordenamento consiste em definir uma ordem de execução de envio de mensagem. Esta ordenação deve ser tal que determine o atendimento de um critério estabelecido a priori. Este critério pode ser a minimização de atrasos fim-a-fim entre receptor e transmissor de mensagens, o atendimento dos requisitos temporais de mensagens, etc. Quando o critério é atendido para todas as mensagens do sistema através desta ordenação, o conjunto de mensagens é dito escalonável.

O escalonamento de um conjunto de mensagens inclui um *teste de escalonabilidade* para verificação do atendimento do critério estabelecido e a geração da *escala* de execução (ordenamento) das mensagens.

4.2.1.1 carga de escalonamento

O conjunto de mensagens a ser escalonado caracteriza a *carga* a ser suportada pelos recursos do sistema de comunicação. A carga pode ser classificada em estática ou dinâmica-*estática* se for limitada e permitir um tratamento de pior caso em tempo de projeto e *dinâmica* quando for ilimitada, isto é, quando não permite executar este tratamento [Oliv95].

4.2.1.2 escala de execução:

O escalonamento em sistemas de comunicação pode ser classificado ainda como global ou local, conforme a abrangência da escala de execução obtida. No caso *global*, a ordenação para uso do recurso se faz baseada em uma visão global da rede, isto é, envolvendo todos os nós e mensagens da rede. Esquemas globais de alocação de banda aos nós em protocolos “Timed-Token” e alocação de prioridades únicas para as mensagens da rede em protocolos “Priority Bus” são exemplos de escalonamento global.

No caso *local*, a ordenação para uso de um recurso é baseada em uma visão local do recurso e só tem significado a nível local. A alocação de prioridades locais para mensagens de um nó para acesso a fila de transmissão do próprio nó é um exemplo de escalonamento local.

4.2.1.3 Os algoritmos de escalonamento tempo-real

Os algoritmos de escalonamento freqüentemente citados na literatura de sistemas de comunicação tempo-real são o RM (Rate Monotonic- taxa monotônica), o DM (Deadline Monotonic) e o EDF (Earliest Deadline First). Os dois primeiros pertencem a abordagem conhecida como *prioridade fixa* e a regra de ordenação atribui a maior prioridade à mensagem de menor período no RM e ao menor deadline no DM. O EDF atribui dinamicamente a maior prioridade à mensagem cujo deadline esteja mais próximo de ser alcançado). A tabela 4.1 resume as características dos três algoritmos citados.

	Algoritmo		
	RM	DM	EDF
Princípio	atribui a maior prioridade à mensagem de menor período	atribui a maior prioridade à mensagem de menor deadline	atribui a maior prioridade à mensagem cujo deadline esteja mais próximo de ser alcançado
Abordagem	prioridade fixa alocação estática de prioridade	prioridade fixa alocação estática de prioridade	prioridade não fixa alocação dinâmica de prioridade
Garantia	fornecida estaticamente - teste baseado em utilização	fornecida estaticamente - teste baseado em instante crítico e interferências	fornecida estaticamente - teste baseado em utilização
Restrições	- mensagens periódicas e esporádicas (tratadas por servidores periódicos); - período da mensagem igual ao seu deadline - carga estática	- mensagens periódicas e esporádicas - período da msg menor ou igual ao deadline - carga estática	- mensagens periódicas - período da mensagem igual ao seu deadline - carga estática

Tabela 4.1. - Utilização de algoritmos de escalonamento em sistemas de comunicação tempo-real

4.2.2 Os testes de escalonabilidade

O teste de escalonabilidade verifica o atendimento do critério estabelecido a priori. Os testes de escalonabilidade são classificados em [Kope92][Oliv95] como:

- *suficiente mas não necessário*: todo o conjunto de mensagens aprovado no teste é escalonável mas nada pode ser dito sobre os conjuntos reprovados;
- *necessário mas não suficiente*: todo conjunto de mensagens reprovado não é escalonável mas nada pode ser dito sobre os conjuntos aprovados;
- *exato* (necessário e suficiente): todo conjunto aprovado é escalonável e todo conjunto reprovado não escalonável.

Três tipos de teste de escalonabilidade de mensagens aplicados em sistemas de comunicação têm seus conceitos básicos descritos a seguir para o modelo de mensagens abaixo.

4.2.2.1 modelo de mensagens

As mensagens que constituem a carga do sistema de comunicação são independentes entre si e representadas como um conjunto $M = \{m_1, m_2, \dots, m_n\}$ de mensagens periódicas e

esporádicas onde m_i é a i -ésima mensagem de M . A representação das restrições temporais de uma mensagem m_i é dada pela tripla (T_i, C_i, D_i) onde

- T_i é o *período* de ocorrência de m_i na fila de transmissão do sistema de comunicação para as mensagens periódicas ou o *intervalo mínimo* conhecido de chegada de mensagens esporádicas consecutivas;
- C_i é o *tempo de transmissão da mensagem* expresso como o pior caso de tempo para a sua transmissão completa e sem interrupções. Este tempo é função do comprimento da mensagem em bytes e da taxa de transmissão efetiva entre os nós (vazão);
- D_i é o *deadline* de m_i , o limite máximo para que se complete o serviço de transmissão da mensagem entre os nós de origem e destino. Quando não especificado em contrário, D_i é igual a T_i .

Neste trabalho uma mensagem de prioridade i de um nó k da rede é representada como $m_{i,k}(T_{i,k}, C_{i,k}, D_{i,k})$.

4.2.2.2 Teste baseado em utilização

Este teste de escalonabilidade introduzido em [Liu73] é fundamentado no conceito de *Utilização* para um conjunto M de mensagens periódicas. A utilização U_i representa a porção de tempo necessária para transmitir a mensagem m_i .

$$U_i = \frac{C_i}{T_i} \quad [4.1]$$

e a utilização do conjunto de mensagens M definida como U_M

$$U_M = \sum_{i=1}^n \frac{C_i}{T_i} \quad [4.2]$$

O primeiro teste suficiente mas não necessário baseado em utilização foi apresentado em [Liu73] e limita a utilização de um conjunto de mensagens em 0.69 para valores grandes de n .

Um conceito derivado deste teste é o conceito de WCAU (Worst Case Achievable Utilization- U^*). Ele é aplicado em redes que utilizam a abordagem de prioridades e utilizam protocolos "Timed-Token". U^* define um limitante superior da utilização de um conjunto de mensagens periódicas e leva em conta o bloqueio devido a inversão de prioridades nestas redes. Se a utilização é inferior a este limitante, isto significa que as restrições de protocolo e de

deadline serão sempre satisfeitas. Seja T_{min} o limite inferior dos períodos do conjunto de mensagens e B_{max} o tempo máximo que uma mensagem de maior prioridade pode ser bloqueada por uma mensagem de menor prioridade, U^* deve satisfazer

$$U^* \leq 0.69 - \frac{B_{max}}{T_{min}} \quad [4.3]$$

4.2.2.3 Teste baseado em trabalho cumulativo

O trabalho cumulativo $L_i(t)$ consiste no cômputo do tempo de utilização do recurso compartilhado (neste caso, o suporte de comunicação) na transmissão das mensagens com prioridades maiores ou iguais a i durante a janela de tempo t . Para o caso de mensagens periódicas com deadlines menores ou iguais aos respectivos períodos, o trabalho cumulativo para a prioridade i considerando o instante crítico [Liu73] é dado por:

$$L_i(t) = \sum_{j=1}^i C_j \cdot \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil \quad [4.4]$$

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

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge D_i \leq T_i \quad \min_{0 < t \leq D_i} \frac{L_i(t)}{t} \leq 1 \quad [4.5]$$

utilizando a expressão de $L_i(t)$ a condição [4.5] pode ser re-escrita :

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge D_i \leq T_i \quad \min_{0 < t \leq D_i} \sum_{j=1}^i \frac{C_j}{t} \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil \leq 1 \quad [4.6]$$

a condição [4.6] quando satisfeita para um conjunto de mensagens fornece a garantia a priori que todas as mensagens do conjunto são escalonáveis.

O teste baseado em $L_i(t)$ foi introduzido inicialmente para a análise de escalonabilidade de tarefas em processadores. O equivalente para mensagens é a *Saturação Máxima* (S_{max}) introduzida em [Sath93] como uma métrica para medir o grau de ocupação de um sistema de comunicação sujeito a uma política de escalonamento e a um conjunto de mensagens tempo-

real. Quanto menor $Smax$, maior a capacidade do recurso ainda disponível. A *Saturação* (Sat_i) de uma mensagem m_i é calculada para uma janela de tempo t de tamanho máximo igual a D_i (deadline da mensagem m_i). Esta janela está relacionada com o tempo requerido para a transmissão de todas as mensagens prontas de prioridade maior ou igual a i , isto é, com o trabalho cumulativo $L_i(t)$ associado com o escalonamento da mensagem m_i :

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \quad Sat_i = \min_{0 \leq t \leq D_i} \frac{L_i(t)}{t} \quad [4.7]$$

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

$$Smax = \max_{1 \leq i \leq n} Sat_i \quad [4.8]$$

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

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge 0 \leq t \leq D_i \quad Smax \leq 1 \quad [4.9]$$

4.2.2.4 Teste baseado em interferências

Nesta abordagem, a construção do teste está baseada na idéia de pior caso de *tempo de resposta* introduzida em [Jose86] onde é calculado o tempo entre a liberação e o término da transmissão de uma mensagem, considerando a máxima interferência que a tarefa pode sofrer de tarefas de prioridade maior. Na técnica de análise de escalonabilidade de um conjunto de mensagens apresentada em [Tind93], o conceito de interferências em mensagens é aplicado e um teste estabelecido. Este teste é exato e baseia-se no cálculo do pior caso de interferências (em termos de tempo) sobre os tempos de respostas das mensagens de um conjunto.

Diferentemente do modelo de mensagens dos testes anteriores, no modelo de mensagens adotado em [Tind93] as mensagens podem ser atrasadas na sua liberação, enfileiramento e execução (transmissão e entrega da mensagem) e assumem deadlines arbitrários. As ocorrências

de mensagens são identificadas e tratadas como ocorrências de tarefas no modelo de escalonamento. As interferências são representadas por tarefas nos cálculos dos tempos de respostas.

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

O tempo máximo transcorrido desde a chegada de uma mensagem na fila de transmissão até que a transmissão da mensagem $m_{i,k}$ seja completada no nó de origem é chamado de largura⁴ de tempo $w_{i,k}$. Ele corresponde ao tempo necessário, em situação de instante crítico, para o processamento das interferências I_j correspondentes aos pedidos de transmissão de mensagens que antecedem $m_{i,k}$ em termos de prioridade e o do pedido da própria mensagem $m_{i,k}$. A largura $w_{i,k}$ é dada por:

$$w_{i,k} = C_{i,k} + \sum_{j \in hp(i)} I_j \quad [4.10]$$

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

$$I_j = \left\lceil \frac{w_{i,k}}{T_j} \right\rceil \cdot C_j \quad [4.11]$$

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

$$\forall i,k \quad w_{i,k} = C_{i,k} + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{w_{i,k}}{T_j} \right\rceil \cdot C_j \quad [4.12]$$

Nesta abordagem a mensagem $m_{i,k}$ é garantida se $w_{i,k} \leq D_{i,k}$. A largura $w_{i,k}$ aparecendo em ambos os lados da equação [4.12], determina a necessidade de um método iterativo para

⁴ O conceito largura de tempo $w_{i,k}$ coincide com a noção de tempo de resposta somente em situações de $D_{i,k} \leq T_{i,k}$ [Tind93]

resolver a equação. Em [Jose86] é apresentado um método onde se considera

$$w_i^{(n+1)} = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left[\frac{w_j^{(n)}}{T_j} \right] \cdot C_j \quad [4.13]$$

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

4.2.3 Escalonamento em redes multi-acesso

O escalonamento em redes multi-acesso é um problema de escalonamento multi-nível: um nível global e um local. O *global* é assim denominado pois envolve recursos disputados por todos os nós da rede de comunicação e o *local* envolve somente os recursos do nó. A chegada de uma mensagem a um nó para transmissão e a disputa com outras mensagens do mesmo nó por um lugar na sua fila de transmissão caracteriza um problema de escalonamento local. Uma vez na fila de transmissão do nó, este disputa com outros nós o acesso ao meio físico caracterizando assim um problema de escalonamento global.

O escalonamento local é deixado usualmente para o implementador e o global é ditado pelo protocolo de acesso ao meio. A tabela 4.2 resume alguns exemplos de políticas de escalonamento global e local e a sua relação com alguns protocolos de acesso ao meio [Sath93].

protocolo MAC	escalonamento multi-nível
IEEE 802.3	fila local de mensagens e o acesso global ao meio é randômico
IEEE 802.5	fila local de mensagens organizada por prioridades e o acesso global é arbitrado globalmente por reservas através da prioridade carregadas por uma ficha (token)
FDDI modo síncrono	fila local de mensagens organizada por prioridade e o acesso global ao meio é determinado por slots pré-alocados através de uma multiplexação por divisão do tempo
IEEE 802.6 DQDB	fila local de mensagens organizada por prioridade e o acesso global ao meio é determinado por uma fila virtual global por prioridades formada através de reserva

Tabela 4.2 - Exemplos de políticas de escalonamento e protocolos MAC

4.3 Análise de escalonabilidade

A análise de escalonabilidade tenta responder a questão do atendimento do requisito da correção temporal de um conjunto de mensagens tempo-real quando uma determinada política

de escalonamento, e portanto uma atribuição de prioridades para estas mensagens é utilizada em uma certa configuração de serviços do suporte de comunicação.

Os modelos e hipóteses considerados para apresentação de duas técnicas de análise de escalonabilidade são introduzidos a seguir .

4.3.1 Modelo de Escalonamento

O *Modelo de Escalonamento* [Sath93] é tido como uma abstração que permite estudar a correção temporal de um conjunto de atividades (neste caso transmissão de mensagens) que devem ser executadas em um recurso particular (suporte de comunicação). Um modelo de escalonamento é composto de um modelo de mensagens, um modelo do recurso compartilhado e a política de escalonamento adotada.

4.3.1.1 Modelo de mensagens

O conjunto de mensagens M distribuído entre os nós da rede apresenta características de tráfego envolvendo a geração de mensagens periódicas e esporádicas. Estas mensagens representam então uma carga estática conhecida a priori e portanto suscetíveis à utilização de escalonamentos com garantia em tempo de projeto [Rama94]. No modelo assumido aqui, as mensagens são independentes entre si e a representação adotada é a da seção 2.1.

4.3.1.2 O modelo do recurso

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

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

4.3.1.3 *As hipóteses sobre as políticas de escalonamento*

Os algoritmos de escalonamento:

O escalonamento de mensagens adotado em ambas as técnicas segue a abordagem *prioridade fixa* com garantia no projeto onde, segundo uma política de escalonamento, é associada em tempo de projeto uma prioridade fixa a cada mensagem. Diversas políticas de atribuição de prioridade que seguem a abordagem adotada podem ser testadas com relação à sua adequação ao atendimento das restrições temporais das mensagens. Os algoritmos de escalonamento baseados na abordagem prioridade fixa citados freqüentemente na literatura são o Taxa Monotônica e o Deadline Monotônico.

A política de execução:

Em tempo de execução, um escalonador preemptivo escolhe a mensagem de maior prioridade que esteja pronta para executar, isto é, a sequência da execução dos envios no suporte de comunicação dessas mensagens é sempre determinada pela ordem de prioridades das mesmas. O tipo de preempção admitido no modelo de escalonamento corresponde à substituição de uma mensagem na cabeça de uma fila de envio de um nó por uma mensagem de maior prioridade recém chegada. Uma vez iniciada uma transmissão a preempção não pode mais ocorrer.

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

4.3.1.4 *Instante Crítico*

As técnicas de análise aqui apresentadas consideram o *Instante Crítico* [Liu73]. Em um sistema de comunicação o instante crítico corresponde ao pior caso de ocorrência de mensagens para transmissão, isto é, o instante onde todas as mensagens em todos os nós estão prontas para a transmissão.

4.3.2 *A apresentação das técnicas*

4.3.2.1 *A abordagem baseada em Saturação [Sath93]*

Esta abordagem de análise proposta em [Sath93][Kett94], baseia-se no tipo de teste de escalonabilidade introduzido em [Leho90] fundamentado no conceito de *trabalho cumulativo*

$L_i(t)$ que consiste no cômputo do tempo de utilização do recurso compartilhado (suporte de comunicação) na transmissão das mensagens com prioridades maiores ou iguais a i durante a janela de tempo t . Os conceitos básicos deste teste estão descritos na seção 2.2.3.

Resumidamente

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge D_i \leq T_i \quad \min_{0 < t \leq D_i} \sum_{j=1}^i \frac{C_j}{t} \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil \leq 1 \quad [4.14]$$

a condição [4.14] quando satisfeita para um conjunto de mensagens fornece a garantia a priori que todas as mensagens do conjunto são escalonáveis.

Usando S_{max} , um conjunto de mensagens é escalonável se:

$$\forall i. 1 \leq i \leq n \wedge 0 \leq t \leq D_i \quad S_{max} \leq 1 \quad [4.15]$$

As condições de teste [4.14] e [4.15], descritas acima, são desenvolvidas em um modelo de escalonamento dito ideal porque não considera custos de preempção de mensagens e sobrecargas dependentes de implementações dos serviços no sistema. As extensões destas condições para um modelo real são tratadas em [Kett95]. A figura 4.1 sintetiza os passos na passagem de um modelo de escalonamento ideal para um modelo identificado como *genérico* que inclui a representação dos custos decorrentes da implementação do sistema real. Neste modelo são introduzidas:

- a sobrecarga de mensagem (Ovh_j) imposta na execução dos procedimentos de transmissão e recepção da mensagem. O encapsulamento de mensagens é exemplo de sobrecarga dependente da mensagem.
- a sobrecarga dependente das características do sistema (Ovh_{sys}). Uma sobrecarga típica de sistema é a devida à troca de mensagens de controle (sincronismo de relógios, circulação de ficha, etc.).
- o bloqueio de uma mensagem j imposto por inversão de prioridades ($Blocking_j$).

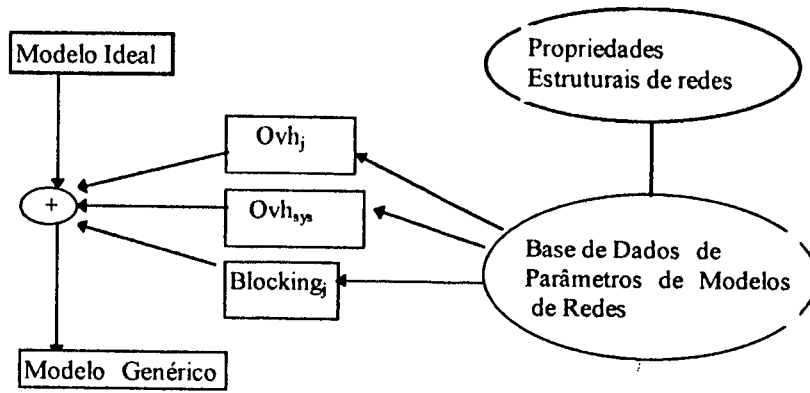


Figura 4.1 - Modelagem de recursos da rede

No modelo genérico, estas sobrecargas são introduzidas por conta das características do sistema de comunicação considerado. A análise do modelo de escalonamento genérico implica na necessidade de extensão da condição [4.15], incluindo fatores de quantificação destas sobrecargas na mesma. A condição [4.16] é o resultado desta extensão para mensagens i de um nó k de uma rede com N nós:

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

$$\min_{0 \leq t \leq D_{i,k}} \sum_{j=1}^i \left\{ \frac{C_{j,k} + Ovh_{j,k}}{t} \cdot \left[\frac{t}{T_{j,k}} \right] \right\} + \frac{Ovh_{sys}}{t} + \frac{(Blocking_{i,k})}{t} \leq 1 \quad [4.16]$$

4.3.2.2 A abordagem baseada em interferências [Tind93]

A análise feita em [Tind93] baseia-se na abordagem introduzida em [Jose86] cujos conceitos básicos do teste de escalonabilidade são apresentados na seção 2.2.4.

O modelo de escalonamento apresentado até aqui também é ideal uma vez que não são computados os custos de preempção, bloqueios e ainda sobrecargas devido a implementação do sistema de comunicação. A exemplo da técnica descrita no item anterior, é necessário estender a equação [4.13]. O bloqueio ($B_{i,k}$) à transmissão da mensagem de prioridade i causado pela transmissão de um quadro de uma mensagem em curso e o atraso \wp devido a propagação elétrica no meio físico são incluídos na equação abaixo:

$$\forall i, k \quad w_{i,k} = C_{i,k} + \sum_{j \in hp(i)} \left[\frac{w_{j,k}}{T_j} \right] \cdot C_j + B_{i,k} + \wp \quad [4.17]$$

4.3.3 Aplicação das técnicas de análise de escalonabilidade na metodologia proposta

Uma característica que distingue a metodologia proposta no capítulo anterior das metodologias citadas na literatura [Sath93][Zhen93][Tind93] é o fato da mesma possibilitar ao projetista a escolha de diferentes serviços de comunicação para envio de mensagens. Portanto, a metodologia proposta nesta tese requer que a análise de escalonabilidade de mensagens considere a transmissão destas através de diferentes tipos de serviços.

Nesta seção são discutidas e propostas extensões que permitem a construção de testes de análise de escalonabilidade de mensagens transmitidas através de serviços com reconhecimento. Estas extensões consideram os efeitos das interferências devidas aos procedimentos de controle de fluxo, detecção e correção de erros típicos destes serviços. As extensões propostas determinam uma contribuição importante para a configuração do suporte de comunicação tempo-real pois permitem a aplicação dos resultados dos testes para análise de atendimento de requisitos de confiabilidade especificados pelo usuário.

As hipóteses iniciais para aplicação das técnicas descritas na metodologia proposta bem como os modelos utilizados na construção dos testes de escalonabilidade estendidos são apresentados a seguir.

4.3.3.1 *Hipóteses Iniciais para aplicação das técnicas descritas*

A arquitetura de comunicação: a arquitetura adotada para a rede é a da ARTC (três camadas sobrepostas: Aplicação, Enlace de Dados e Física). A atribuição de prioridades às mensagens e a configuração inicial do suporte de comunicação são determinadas em tempo de projeto. Cabe ao sistema de comunicação, a nível da camada de enlace de dados, a execução e o controle da transmissão da mensagem pronta de maior prioridade. No estudo a ser apresentado, os serviços de enlace são fixados inicialmente em serviços sem conexão e sem reconhecimento (LLC tipo 1) e depois estendidos a outros tipos de serviços.

O modelo de escalonamento: o modelo de escalonamento atribui prioridades fixas para as mensagens. Dependendo do tipo de protocolo MAC utilizado estas prioridades podem ser locais (referentes somente às mensagens de cada nó) ou globais (referentes a todos nós da rede). O escalonamento em redes multi-acesso em geral se dá em dois níveis: no primeiro é definido a banda de cada nó e no segundo, a nível de nó, um escalonamento local define qual a mensagem que ocupará a banda do nó. Quando este escalonamento duplo, é executado a análise das interferências ou atrasos em mensagens de um nó pode ser feita independentemente das mensagens

dos outros nós e desta forma os resultados de largura de tempo w e de saturação Sat podem ser analisados separadamente por nó.

O modelo de mensagens : as mensagens são conhecidas em tempo de projeto (carga estática); têm suas características temporais explicitadas na forma de mensagens periódicas ou esporádicas e são de tamanho delimitado. Os deadlines das mensagens são fixados em valores menores ou iguais aos períodos das respectivas mensagens.

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

As hipóteses de falhas: considera-se inicialmente que a rede em questão é livre de falhas de "software" e de "hardware". Neste caso, os serviços com reconhecimento se fazem necessários somente para controle do fluxo de mensagens (a hipótese de projeto é de buffers limitados a um tamanho máximo). Numa segunda análise, a rede está sujeita a perda de mensagens e o reconhecimento negativo ou não reconhecimento de uma mensagem implica em uma retransmissão da mesma. Um número máximo admissível de falhas é especificado para a operação da rede.

4.3.3.2 A modelagem dos serviços de comunicação

Os serviços de comunicação a nível de enlace de dados em geral envolvem as funções de fragmentação da mensagem, controle de fluxo e a detecção e correção de erros, executadas dependendo do tipo de serviço requisitado. O impacto da implementação adotada para a execução destas funções pode afetar diferentemente a escalonabilidade das mensagens.

As hipóteses assumidas para análise da influência da execução destas funções sobre a escalonabilidade das mensagens são que um nó a envia para um nó b uma mensagem m_j através de um serviço com reconhecimento e todas as demais mensagens que compõem a carga de mensagens são enviadas através de serviço sem reconhecimento. Inicialmente considera-se a janela de reconhecimento unitária, isto é, cada mensagem recebida corresponde uma mensagem de reconhecimento. Esta restrição é afrouxada e o modelo adaptado para janelas de reconhecimento de tamanho maior que a unidade.

4.3.3.2.1 Fragmentação de mensagens

Em termos de escalonamento, a fragmentação é importante pois permite a interpretação da mensagem como preemptível nas fronteiras de cada um dos seus pacotes em termos de análise de escalonabilidade [Stros89]. O modelo que descreve a preempção na análise de escalonabilidade a traduz como uma interrupção da transmissão de uma mensagem de prioridade i para a inserção de um ou mais pacotes de outras mensagens de maior prioridade que i na fila de transmissão.

A limitação de preempção somente nas fronteiras de pacotes pode determinar atrasos no envio de pacotes de mensagens que devem ser levados em conta na construção do teste de escalonabilidade. Considerando o instante crítico a figura 4.2 ilustra como a mensagem m_1 tem a sua transmissão bloqueada em B por não ser possível interromper uma transmissão já iniciada de um pacote de tamanho P_{max} da mensagem m_2 .

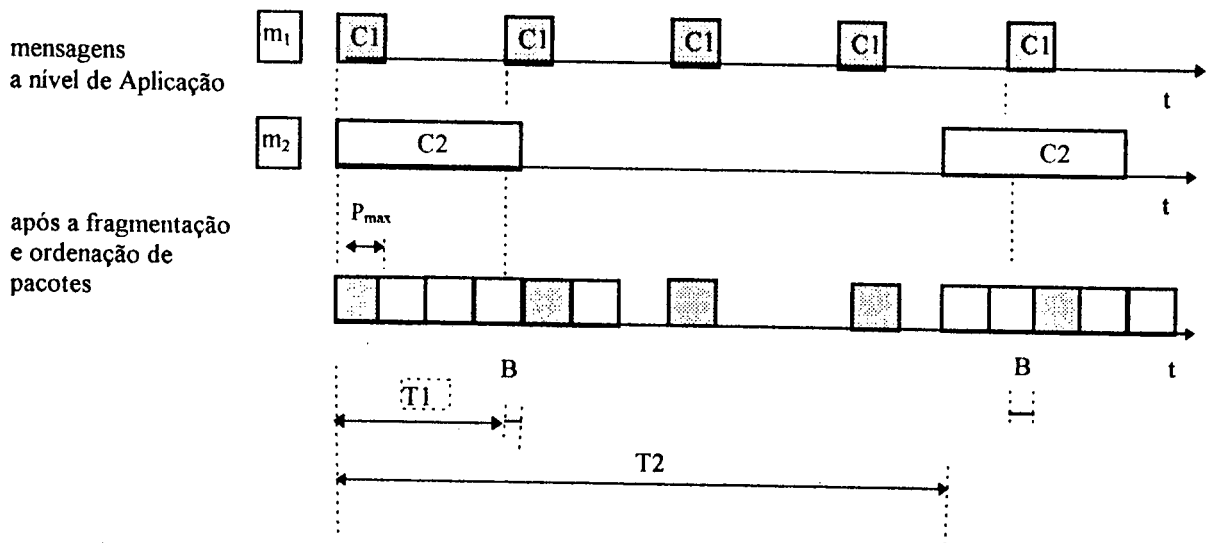


Figura 4.2. Sequência de envio de pacotes de 2 mensagens de prioridades diferentes

No exemplo acima, considera-se o instante crítico, isto é, todas as mensagens do sistema estão prontas para serem transmitidas no instante inicial de operação. Esta condição representa o pior caso de disputa de recursos do sistema. O pior caso de bloqueio B para uma mensagem de prioridade i é igual ao tempo de transmissão do pacote P_{max} , de maior tamanho entre as mensagens de prioridade menor que i .

$$B_i \geq \max_{j \neq i, j \in S_n} P_{max_j} \quad [4.18]$$

O tamanho máximo do pacote determina um maior ou menor número de instantes de tempo onde a preempção pode ocorrer durante a transmissão da mensagem. A sobrecarga

causada por estas preempções deve ser avaliada em termos da sua influência na escalonabilidade do conjunto de mensagens - menor o tamanho do pacote, menor o bloqueio causado sobre as demais mensagens mas maior a sobrecarga de preempção que pode ocorrer durante a transmissão das mensagens.

4.3.3.2.2 Controle de fluxo, correção e detecção de erros

As funções de controle de fluxo, correção e detecção de erros requerem uma informação sobre o estado da execução do serviço. Esta informação é fornecida através do envio e recebimento de uma mensagem de reconhecimento (ACK). A influência da transmissão do ACK no tempo máximo para completar a transmissão de uma mensagem deve ser considerada na análise de escalonabilidade.

Esta influência depende basicamente da maneira como a transmissão do ACK é implementada e do tratamento que se faz da informação de controle de envio e recepção da mensagem (ACK ou “time-out” de espera de ACK). A construção dos testes, portanto, dependem do modelo de implementação utilizado para os serviços a serem executados.

Controle de fluxo:

O controle de fluxo se faz necessário quando existe uma limitação na capacidade de recepção de mensagens (por exemplo, número de buffers insuficiente para receber as mensagens transmitidas a uma determinada taxa). O modelo de implementação usual para este tipo de controle faz uso de mensagens de reconhecimento que indicam se a mensagem transmitida foi recebida corretamente ou não. O recebimento desta informação autoriza ou não o transmissor a prosseguir enviando as mensagens na sequência programada.

Deteção e correção de erros:

A nível de enlace de dados, os dois modelos usuais de implementação de detecção e correção de erros são baseados na codificação dos dados transmitidos - em códigos corretores ou detetores de erros. Quando utilizado códigos corretores, o processo de decodificação permite a correção de um número limitado de erros ocorridos na transmissão. No caso de códigos detetores existe somente a detecção de um número limitado de erros. Uma retransmissão pode ser solicitada quando são detectados erros não corrigíveis pelo receptor. A ausência de um reconhecimento negativo e/ou positivo de recepção em tempo limitado após a transmissão pode ou não ser interpretada como erro.

Observe-se que o envio e recebimento de mensagens de ACK assume papel importante na implementação das funções citadas. Assim sendo, os diferentes modelos de implementação destas funções influenciam a escalonabilidade das mensagens que deve ser analisada a partir da sobrecarga imposta pelas mensagens de ACKs no sistema.

4.3.4 Proposta de extensão das técnicas para modelagem de serviços com reconhecimento

As diversas formas de modelar o reconhecimento de mensagens quando da detecção e correção de erros são apresentadas a seguir. A partir destes modelos, é proposta uma extensão na representação de sobrecargas e interferências que permite a construção de testes mais fiéis de escalonabilidade de mensagens quando estas são transmitidas através de serviços com reconhecimento.

4.3.4.1 A detecção de erros

O modelo de implementação baseado em códigos detetores de erros é o mais simples de ser implementado e portanto mais comum em redes locais [Tann88]. Neste modelo, dois submodelos podem ser identificados para a transmissão do ACK pelo nó receptor:

(a) o nó receptor usa seus próprios recursos para a transmissão do ACK. A implementação se faz de forma que o ACK seja transmitido com recursos do nó receptor da mensagem a ser reconhecida. O nó receptor pode transmitir o ACK como mensagem independente de controle ou por “piggy backing” (reconhecimento de carona). No primeiro, o ACK disputa recursos juntamente com as demais mensagens. Na transmissão por “piggy backing”, o ACK é levado de “carona” por uma mensagem para o nó que aguarda o mesmo.

(b) o nó transmissor reserva recursos próprios para transmissão do ACK pelo nó receptor da mensagem a ser reconhecida;

A principal desvantagem do modo “piggy backing” do ponto de vista de análise de escalonabilidade é que este depende do envio de uma mensagem para o nó que aguarda a mensagem de reconhecimento. Se este envio não ocorrer dentro de um prazo limitado, a temporização de espera de ACK força o envio de uma cópia da mensagem não reconhecida. A solução deste problema consiste em implementar no receptor uma temporização correspondente ao tempo de espera de mensagem para transporte de carona do ACK. Uma vez alcançado o limite determinado de tempo de espera a transmissão do ACK se faz como mensagem independente. Esta solução é mais complexa de ser analisada.

4.3.4.2 Representação da sobrecarga devida ao ACK

As representações da sobrecarga devida ao ACK são discutidas para os modelos de implementação citados apresentados na figura 4.3.

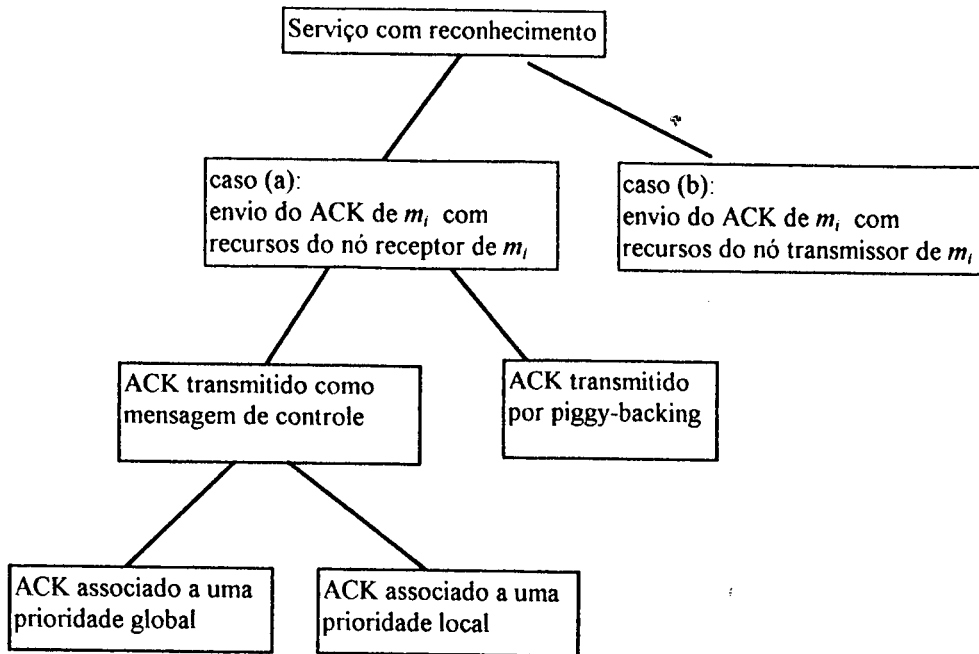


Figura 4.3 - Resumo dos modelos de implementação de serviço com reconhecimento

4.3.4.2.1 o ACK como mensagem de controle

Neste caso o ACK disputa recursos com as demais mensagens do nó, isto é, em termos do nó que o transmite ela é uma mensagem independente. No entanto, o ACK é uma mensagem dependente da mensagem que se pretende reconhecer e uma relação de precedência existe entre ambas as mensagens. Portanto, a premissa simplificadora de considerar o ACK uma mensagem independente no sistema de comunicação não é recomendável no caso de sistema tempo-real crítico.

Exemplo: considere o seguinte caso: nó a envia através de um serviço com reconhecimento uma mensagem $m_{Exemplo}$ de período $T_{exemplo}$. Se adotada a premissa de independência de ACK, o modelo de escalonamento de mensagens do nó receptor desta mensagem poderia ser erroneamente construído acrescentando-se ao conjunto de mensagens deste nó uma mensagem $m_{ACKmExemplo}$ de período $T_{exemplo}$ sem levar em conta a relação de precedência. Esta simplificação permite a ocorrência do caso onde, no nó receptor, um ACK é considerado para a transmissão antes da ocorrência da mensagem que deve ser reconhecida.

Prioridades globais:

Uma forma de se contornar o problema do exemplo acima é através de prioridades globais para as mensagens. Para o instante crítico, ao se atribuir ao ACK uma prioridade global menor do que a prioridade global da mensagem que está sendo reconhecida, uma vez que ambas possuem o mesmo período, o ACK sempre será transmitido após a mensagem a ser reconhecida.

Seja uma carga de mensagens do sistema de comunicação ordenado por prioridade global crescente sendo que os conjuntos de mensagens de cada um dos nós da rede são também ordenados segundo a prioridade destas.

$M_a: \{m_{1,a}, m_{2,a}, \dots, m_{i,a}, \dots\}$ o conjunto de mensagens de um nó a ,

$M_b: \{m_{1,b}, m_{2,b}, \dots, m_{j,b}, \dots\}$ o conjunto de mensagens de um nó b ,

e $M: \{M_a, M_b, \dots, M_k, \dots, M_n\}$ é o conjunto de mensagens da rede

Considere que a mensagem $m_{i,a}$ deve ser transmitida para o nó b através de um serviço com reconhecimento. O conjunto $M'b$ é o conjunto de mensagens M_b modificado com a inclusão de uma mensagem $m_{ack,b}^{i,a}$ de reconhecimento de recebimento de $m_{i,a}$ (ACK de $m_{i,a}$) tal que a prioridade de $m_{ack,b}^{i,a}$ seja menor que a de $m_{i,a}$ e o seu período igual ao período de $m_{i,a}$, a mensagem que deve ser reconhecida. O modelo de escalonamento deve ser resolvido para

$$M'b: \{m_{1,b}, m_{2,b}, \dots, m_{j,b}, \dots, m_{ack,b}^{i,a}, \dots\}$$

$$M: \{M_a, M'b, \dots, M_k, \dots, M_n\}$$

Para uma janela de reconhecimento unitária, o período da mensagem de ACK deve ser maior ou igual ao da mensagem a ser reconhecida. Portanto, sendo a prioridade do ACK menor do que a da mensagem a ser reconhecida, para o instante crítico, o ACK só pode ser transmitido após sofrer um atraso devido a recepção completa da mensagem a ser reconhecida (normalmente desconsiderado). Ainda deve ser computado o atraso devido a sua propagação no meio físico (ϕ_{ack}) até a sua chegada no nó destino. Este atraso forçado para o cômputo do instante da sua liberação é representado como um “release jitter” J_{ack} .

No modelo de escalonamento de Sathaye este “release jitter” J_{ack} é computado na sobrecarga de mensagem quando esta mensagem é um ACK e é igual a zero para as demais mensagens, isto é, se m_j é uma mensagem de ACK e C_{ack} o seu comprimento expresso em tempo, esta sobrecarga é dada por

$$Ovh_j = C_{ack} + J_{ack}$$

No modelo de Tindell, ele é computado como uma interferência associada à mensagem de ACK, isto é, acrescenta-se na equação 4.17 o termo J_{ack} diferente de zero para as mensagens de ACK e zero para as demais mensagens.

Assume-se para ambos os modelos a seguinte hipótese: o instante de pronto de uma instância subsequente da mensagem $m_{i,a}$ deve ocorrer após o instante de disputa de recursos de comunicação para a transmissão do ACK da mensagem da instância anterior.

Infelizmente prioridades globais nem sempre podem ser implementadas e dependem do protocolo adotado para o acesso ao meio. Os protocolos de resolução de disputa são exemplos de protocolos que adotam prioridades globais para o envio de mensagens.

Prioridade não global:

No caso de prioridades não globais para as mensagens da rede supondo o instante crítico, observa-se que um ACK deve sofrer um atraso forçado para a liberação do seu envio, isto é, um “release jitter” (J_{ack}) no mínimo igual ao pior caso de tempo de envio da mensagem m_i a ser reconhecida (w_i). Isto justifica-se pelo fato que o nó que deve emitir o ACK não tem o conhecimento da prioridade de envio de m_i no nó remoto. Portanto, atribuída uma prioridade local à mensagem do ACK, o início da sua transmissão deve levar em conta w_i . A figura 4.4 ilustra J_{ack} , w_i , m_i e o seu ACK.

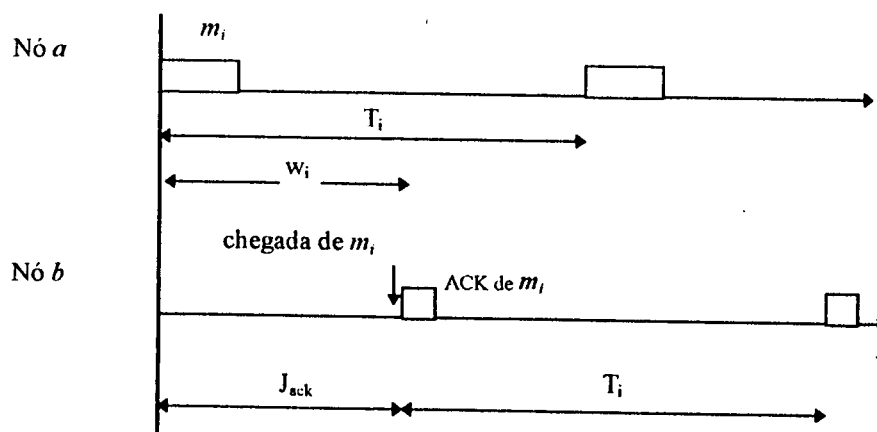


Figura 4.4- representação da relação de precedência entre a m_i e o seu ACK

O escalonamento é resolvido para o conjunto de mensagens M'_b ordenado segundo prioridades locais com $J_{ack} = w_i$.

4.3.4.2.2 o ACK transmitido com recursos do nó transmissor da mensagem a ser reconhecida

Quando um nó A reserva recursos próprios para transmissão do ACK pelo nó receptor da mensagem a ser reconhecida, o envio deste ACK é considerado uma sobrecarga de mensagem e assim representado. Esta sobrecarga é composta do tempo de recepção do pacote da mensagem enviado no nó remoto e o tempo de chegada de um ACK enviado pelo nó remoto (que inclui o tempo de propagação deste ACK até o nó transmissor da mensagem).

Apresenta-se a seguir as modificações sobre o modelo de Sathaye e em particular da equação 4.16.

A sobrecarga devida ao envio do ACK do nó receptor do pacote até o nó transmissor é representado por C_{ack} , o tempo despendido para a transmissão completa de um quadro de reconhecimento e ϕ_{ack} o atraso de propagação de um quadro de ACK. A sobrecarga Ovh_{cj} devida a fragmentação e encapsulamento dos pacotes é dada por

$$Ovh_{cj} = \left[\frac{C_j}{Pmax - C_{enc}} \right] \cdot C_{enc} \quad [4.19]$$

onde C_{enc} é o tempo despendido com a transmissão dos dados de encapsulamento de um pacote de tamanho $Pmax$ e, conforme a notação apresentada na seção 2.1.2 deste capítulo, C_i é o tempo de transmissão da mensagem expresso como o pior tempo para a sua transmissão completa e sem interrupções.

A sobrecarga de uma mensagem m_j é representada por

$$Ovh_j = Ovh_{cj} + J_{ack} + C_{ack} \quad [4.20]$$

O bloqueio das mensagens m_{jlp} de prioridade menor que m_j aumentam em função do tempo de espera do ACK, logo

$$Blocking_{jlp,k} = Pmax + C_{ack} + \phi_{ack}, \quad 1 \leq jlp < j \quad [4.21]$$

4.3.4.3 A correção de erros

A construção dos testes de escalonabilidade aqui descritos se referiram à modelagem da detecção de erros nos serviços com reconhecimento. Os erros detectados e não corrigíveis quando da recepção de uma mensagem eram informados ao transmissor: mensagem corrompida por NACKs ou ausências de ACKs (“time-out” da temporização de espera de ACK). A restrição

imposta nos testes descritos referiam-se apenas à chegada do ACK ao nó que o aguardava antes do deadline da mensagem transmitida a ser reconhecida.

Os modelos apresentados nesta seção são agora estendidos para incluir o tratamento destes erros, isto é, a sua correção através do reenvio da mensagem ou pacote recebido com erros. Neste caso os modelos devem ser atualizados para considerarem as retransmissões das mensagens corrompidas além dos ACKs. A análise de escalonabilidade deve verificar se também a(s) cópia(s) da mensagem chegam dentro do prazo exigido para a entrega da mensagem e a influência destas retransmissões sobre as demais mensagens de menor prioridade.

Este trabalho limita-se aos modelos de implementação baseados em temporização de espera de ACK.

4.3.4.4 Representação da sobrecarga devida a retransmissão de mensagens

O provável limitante superior da sobrecarga devido a erros que podem ocorrer em um intervalo de duração igual a t é denotado aqui como $E(t)$. Esta sobrecarga representa o tempo despendido pela transmissão dos bits adicionais das cópias da mensagem original transmitidas em função dos erros detectados. A função $E(t)$ pode ser definida através de dados coletados no ambiente onde a rede será instalada (amostragem e análise estatística do número de erros ocorridos naquele ambiente para uma dada taxa de transmissão) ou através de dados fornecidos pelo fabricante do “hardware” [Tind95].

A sobrecarga devida à erros de transmissão deve ser incluída como uma sobrecarga de mensagem no modelo de escalonamento. Neste caso $E(t)$ é avaliado para cada transmissão da mensagem m_i no intervalo $0 \leq t \leq D_i$ ⁵ e é função da taxa de transmissão da rede (bits/s) e da taxa de erros medida no ambiente (erros/bits). A equação [4.16] do modelo de Sathaye é estendida para incluir Ovh_{ret} , a sobrecarga devida às retransmissões de mensagens.

$$Ovh_{j,k} = OVh_{enc} + OVh_{ack} + OVh_{ret} \quad e \quad OVh_{ret} = E(t) \cdot C_{j,k}$$

As retransmissões são geralmente limitadas a um número máximo de vezes. Este número deve ser definido de modo a atender o requisito de confiabilidade especificado pelo usuário.

⁵ Na verdade, t só precisa ser avaliado até o pior caso de tempo de resposta de m_i (o w_i da técnica baseada em interferências)

4.3.5 Análise da influência da implementação dos serviços com reconhecimento

4.3.5.1 O ajuste do temporizador de espera de ACK

Assim que ocorre o “time-out” de espera de um ACK, uma cópia da mensagens é imediatamente enfileirada para transmissão. A chegada desta cópia ao seu destino deve obedecer o mesmo prazo da mensagem original - o que limita o número de cópias que pode ser transmitido. O ajuste do temporizador para o “time-out” se faz de tal forma que este não ocorra cedo demais (antes da chegada do ACK) ou tarde demais (tal que a cópia chegue ao seu destino após o deadline da mensagem).

No modelo de escalonamento a ocorrência ou não do “time-out” e, portanto, da geração ou não de uma cópia de mensagem, é representada através da avaliação de $E(t)$.

4.3.5.2 A influência do tamanho da janela de reconhecimento

O tamanho da janela de reconhecimento, doravante denominado *Lack*, determina o número máximo de mensagens transmitidas que podem permanecer no aguardo do reconhecimento de recepção. Até então, discutiu-se somente o caso onde $Lack=1$, isto é, no máximo uma mensagem poderia ficar sem ser reconhecida. Para este caso, a transmissão das demais mensagens da mesma conexão já prontas na fila de transmissão sofre um “release jitter” que depende do tempo máximo transcorrido até a chegada do ACK aguardado. Para uma mensagem m_i este “release jitter” é dado por

$$J_i = w t_{ack}$$

onde $w t_{ack}$ é o pior caso de tempo de espera de um ACK.

Uma aumento no tamanho da janela de reconhecimento para $Lack= m$ suprime este “release jitter” para as primeiras $m-1$ mensagens da fila de transmissão para a conexão em questão se refletindo somente na m -ésima mensagem. Se o número de mensagens a serem transmitidas for maior que m , o “release jitter” ocorre nas mensagens cuja posição na fila tenha um número de ordem múltiplo de m e o pior caso ocorre quando nenhuma das $m-1$ mensagens anteriores recebeu o seu reconhecimento. Neste caso, a chegada de um ACK de qualquer das $m-1$ mensagens já transmitidas já libera o transmissor para o envio da m -ésima mensagem. Portanto, o $w t_{ack}$ é determinado pelo melhor caso de tempo de espera de um ACK entre todas as $m-1$ mensagens

$$i | 1 \leq i \leq m-1, \quad wt_{ack} = \min_i wt_{ack}^i$$

onde wt_{ack}^i é o pior caso de tempo de espera de um ACK da mensagem m_i

Considera-se para $Lack > 1$, que as mensagens de ACK carregam o número de ordem da última mensagem recebida sem erro (esta ordenação é definida em geral pelo tamanho da janela de reconhecimento). Neste caso, um único ACK pode ser utilizado para reconhecer várias mensagens enviadas de um mesmo nó.

4.3.6 Análise do atendimento do requisito de confiabilidade

Foi visto que o usuário pode especificar a confiabilidade requerida através do limitante do número máximo de bits errados por segundo. Esta especificação vai determinar o número de cópias que devem ser geradas e transmitidas para correção de erros em mensagens. Portanto, a análise de escalonabilidade pode também verificar se o requisito de confiabilidade requerido pelo usuário pode ser atendido sem violar o requisito de correção temporal.

Exemplo: seja uma rede cuja taxa de erro medida no ambiente de trabalho seja de 1 erro a cada 10.000 bits transmitidos e para a qual o usuário especificou no máximo 1 erro para cada 20.000 bits. Isto significa que a cada 20.000 bits ocorrem dois erros e pelo menos um deve ser corrigido para que este requisito seja atendido. Portanto, pelo menos uma retransmissão de mensagem deve ocorrer após ou durante a transmissão destes 20.000 bits. O sistema deve ter sua escalonabilidade testada considerando esta retransmissão; no caso de ser escalonável, ambos requisitos, correção temporal e confiabilidade são atendidos. Se a escalonabilidade só for obtida sem a retransmissão necessária, o requisito de confiabilidade não é atendido embora o de correção temporal o seja.

4.4 Considerações finais

Na metodologia proposta a análise de escalonabilidade assume um papel fundamental na configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos. A correta análise dos resultados dos testes de escalonabilidade conduzem as modificações na configuração para se alcançar a garantia dos requisitos especificados pelo usuário.

Em sistemas distribuídos, o escalonamento de mensagens tempo-real no suporte de comunicação, com o objetivo de obter garantia, é normalmente resolvido em dois níveis [Malc95], [Malc95a], [Kope94] : no primeiro nível é atribuída uma banda do suporte de

comunicação a cada nó do sistema e no segundo, as mensagens são ordenadas em um escalonamento local usando uma política de tempo real.

As diversas soluções possíveis para os dois níveis que constituem o escalonamento distribuído podem ser verificadas no sentido da garantia das restrições temporais das mensagens tempo-real através do uso de técnicas de análise de escalonabilidade. Duas técnicas são estudadas quanto à sua aplicação na metodologia, a descrita em [Sath93] e em [Tind93]. As vantagens e limitações de ambas para a sua aplicação na metodologia são discutidas neste capítulo bem como apresentadas extensões das mesmas para possibilitar a análise de escalonabilidade de mensagens transmitidas por serviços com e sem reconhecimento atuando simultaneamente.

4.4.1 Quanto ao uso das técnicas de análise de escalonabilidade na metodologia proposta

A escolha das técnicas descritas aqui com o objetivo de aplicá-las na metodologia baseou-se no estudo das mesmas quanto aos resultados de escalonabilidade. Ambas apresentam similaridades quanto aos resultados e produzem testes exatos. A correção dos resultados de análise depende da identificação correta das propriedades e características temporais do modelo de escalonamento testado tais como interferências e sobrecargas devidas às características da carga de mensagens, execução do protocolo, tipo de serviço utilizado para o envio da mensagem e bloqueio. A identificação destas interferências e sobrecargas envolve o conhecimento prévio do modelo de mensagens, do modelo de recursos e da política de tempo-real.

A técnica baseada em interferências apresentada em [Tind93] é mais flexível no sentido de não se restringir a modelos de mensagens com “deadlines” menores ou iguais a períodos de mensagem. Porém as interferências de sistema nem sempre são facilmente representadas. Esta técnica requer a transformação de uma característica ou propriedade de um protocolo em uma tarefa e a associação correta desta tarefa a uma prioridade, o que não parece ser sempre evidente.

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

O uso de *Smax* permite a rápida identificação de mensagens que estejam próximas do limite de escalonabilidade, o que se configura como uma vantagem em relação à outra técnica. Desta forma, é mais fácil identificar com a técnica de [Sath93] as situações mais críticas que conduziriam a um possível reajuste de parâmetros. Entretanto, a limitação da técnica baseada em *Smax* está no fato de sua aplicação se reduzir às mensagens com deadlines menores ou iguais ao período da mensagem, contrariamente à outra técnica que testa também estes casos. Para os casos onde os deadlines das mensagens sejam menores ou iguais ao seu período, é possível encontrar o valor de w_i através da técnica baseada em *Smax* como um caso particular de *Saturação*. Este caso ocorre quando

$$\frac{L_i(t)}{t} = 1$$

ou seja, o trabalho cumulativo é igual a janela de tempo sob o qual está sendo avaliado e portanto esta janela corresponde à maior carga de trabalho sobre a menor janela de tempo onde a mensagem ainda é escalonável. Como podem existir outros casos onde *Sat* é igual a 1, a busca deve ser limitada à menor janela de tempo encontrada que satisfaça a equação 4.16.

Do estudo realizado fica evidente que a escolha da técnica adequada para análise de escalonabilidade depende das características da carga de mensagens (deadlines maiores ou menores que o período) e da facilidade maior em se identificar corretamente as propriedades e características temporais do modelo de escalonamento, isto é, as interferências ou sobrecargas devidas às características da carga de mensagens, execução do protocolo, tipo de serviço utilizado para o envio da mensagem e bloqueio. Para os casos de deadlines de mensagens menores que o período, a utilização de *Smax* [Sathaye] é preferida pois permite orientar as alterações do suporte de comunicação ou ainda da política de escalonamento visando atingir a escalonabilidade do modelo de mensagens, já que os valores de w utilizado no modelo de Tindell não se traduzem diretamente em termos de proximidade do limite de escalonabilidade.

4.4.2 Contribuições

Neste capítulo, nós apresentamos um estudo de duas técnicas de análise de escalonabilidade de mensagens para o seu uso na metodologia de configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos. O principal problema para o uso das técnicas descritas é a sua limitação quanto a análise de escalonabilidade de mensagens quando transmitidas através de diferentes serviços LLC atuando simultaneamente. Esta limitação é justificada pela complexidade envolvida na caracterização do impacto dos mecanismos de

controle de fluxo, detecção e correção de erros típicos destes serviços quando da construção dos testes. O estudo aqui apresentado contribui no sentido de investigar as particularidades da modelagem e execução dos protocolos que suportam estes serviços e apresentar extensões das técnicas descritas para abranger seus diferentes aspectos.

As contribuições deste capítulo podem ser resumidas em:

- um estudo de análise de atendimento de QoS para dois requisitos (atraso máximo e taxa máxima de erros) a partir de modelos de análise de escalonabilidade de mensagens com prioridade fixa em sistemas com carga estática;
- a extensão dos modelos de Tindell e Sathaye para analisar a escalonabilidade de mensagens transmitidas por diferentes tipos de serviços de comunicação a nível de enlace de dados.
- a extensão do modelo de Sathaye para tratar as sobrecargas devidas a delay-jitter de mensagens e retransmissões de mensagens provocadas por faltas detectadas no sistema.

As técnicas de escalonabilidade estudadas constituem um dos principais suportes da metodologia de configuração apresentada. As extensões propostas ampliam a análise do atendimento dos requisitos de QoS especificados pelo usuário, pois permitem a análise de escalonabilidade de mensagens transmitidas através do uso de diferentes tipos de serviços LLC. Em outras palavras, estas extensões permitem a inclusão do caso de uma rede sujeita a faltas durante a transmissão de mensagens e permitem estender a análise de escalonabilidade para os casos onde a identificação e recuperação de faltas se faz para as transmissões realizadas através de serviço com reconhecimento. Assim sendo, a configuração do suporte de comunicação realizada através da metodologia proposta amplia as opções de serviços de comunicação MAC e LLC que podem ser considerados para a transmissão de mensagens.

As metodologias para configuração do suporte baseadas nas técnicas descritas se resumem:

- em [Sath93] com a alteração nas bandas alocadas a cada nó da rede e de tamanho do pacote máximo da mensagem modificados através da análise de *Smax* no sentido de conseguir a escalonabilidade;
- em [Tind93] através de uma nova atribuição de prioridades ou seja, de uma mudança na política de escalonamento.

A interpretação dos resultados encontrados na análise é importante para direcionar a escolha de um protocolo ou ajustar parâmetros do sistema de comunicação. Entretanto, nem sempre é clara a influência de um dado parâmetro da rede em termos de escalonabilidade de uma mensagem. Na literatura relacionada não foi encontrado nenhum estudo sistemático no sentido de facilitar a identificação das interferências e sobrecargas devidas às características da carga de mensagens, execução do protocolo, tipo de serviço utilizado para o envio da mensagem e bloqueio. A metodologia proposta nesta tese prevê o levantamento destas influências através da estrutura e mapeamento apresentados no capítulo 2 para uma arquitetura de referência, o que facilita a interpretação dos resultados encontrados na análise e a condução de modificações na configuração.

O capítulo seguinte apresenta subsídios para guiar a aplicação da metodologia proposta acompanhados de exemplos do uso das técnicas e extensões apresentadas neste capítulo.

Capítulo 5

Um Guia para a aplicação da metodologia proposta

5.1 Introdução

Neste capítulo são apresentadas as linhas guias (“guidelines”) para a aplicação da metodologia proposta. Este capítulo é organizado segundo o formato de um guia de utilização, aplicável para a configuração de um suporte de comunicação genérico que atenda os requisitos de QoS de atraso máximo e de confiabilidade.

Inicialmente, um roteiro de aplicação da metodologia é novamente apresentado. A seguir, os critérios de escolha de valores para parâmetros do sistema são explicitados e identificados os pontos fundamentais na construção do teste de escalonabilidade e na análise do seu resultado. Um exemplo de configuração de suporte de comunicação de um sistema tempo-real crítico é construído passo-a-passo para ilustração de cada uma das etapas da metodologia e as dificuldades de execução destas são discutidas neste exemplo. Os resultados dos testes de escalonabilidade são obtidos com o uso do software Mathematica versão 2.2 rodando em micro PC 486 DX4-100 MHz e, a partir da interpretação destes resultados, discutidas as modificações geradoras de novas configurações obtidas através do método proposto.

5.2 Roteiro de aplicação da metodologia

Vimos anteriormente que a aplicação da metodologia proposta compreende 4 etapas: configuração inicial do suporte de comunicação, análise de escalonabilidade do sistema de comunicação, interpretação dos resultados análise e obtenção de uma nova configuração. Resume-se a seguir cada uma destas etapas:

- Na *configuração inicial do suporte de comunicação*, são escolhidos os protocolos e serviços, selecionada a política de escalonamento local/global e os valores iniciais dos parâmetros locais do sistema de comunicação. A sequência de procedimentos para execução desta etapas inclui: o levantamento dos dados necessários para a configuração (carga de mensagens, o sistema de comunicação e a política de escalonamento), a identificação de protocolos, a

escolha de serviços, a escolha da política de escalonamento e a atribuição de valores para parâmetros locais de protocolos.

- A *análise de escalonabilidade* consiste na obtenção do modelo de escalonamento do sistema de comunicação para uma configuração conhecida e na aplicação de um teste de escalonabilidade do conjunto de mensagens que determina a carga estática da rede. O teste de escalonabilidade é construído a partir do modelo obtido.
- Os resultados do teste são avaliados na fase de *interpretação dos resultados* do teste de escalonabilidade. Caso o conjunto seja escalonável, pode-se concluir que o sistema de comunicação oferece garantia de atendimento dos requisitos temporais das mensagens;
- Caso o conjunto de mensagens seja não escalonável, é necessária uma *nova configuração*. A seqüência estabelecida pela metodologia para modificação da configuração atual para a obtenção da nova é a seguinte: modificação dos parâmetros de sistema, modificação de serviços, modificação da política de escalonamento e modificação de protocolos.
- A *interpretação dos resultados* orienta os ajustes de parâmetros de protocolos ou a escolha de outra política de escalonamento, serviços e até mesmo de protocolos quando possível.

A figura 5.1 repete aqui a figura 2.1 e ilustra o relacionamento entre as etapas citadas.

Todas as etapas da metodologia proposta são detalhadas neste capítulo, sendo ilustradas a partir do exemplo de configuração de um suporte de comunicação (uma rede local com 3 nós baseada na ARTC com um protocolo MAC do tipo “Token-Bus”) construído passo-a-passo e destacado do texto por uma moldura. Discussões sobre estas etapas facilitam o entendimento dos procedimentos da metodologia.

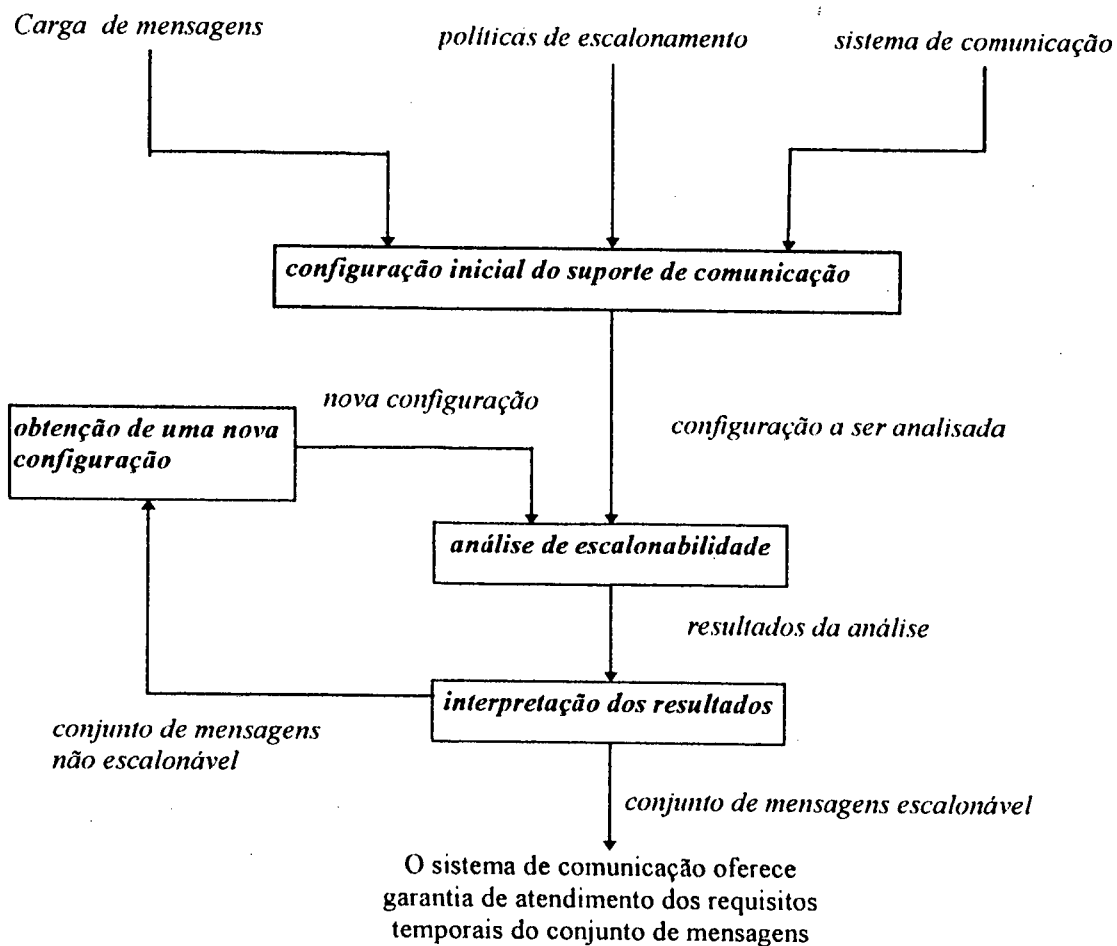


Figura 5.1 - Etapas da metodologia proposta

5.3 Levantamento dos dados iniciais para a configuração do suporte de comunicação

A configuração do suporte requer o conhecimento da carga de mensagens e seus requisitos de comunicação, do sistema de comunicação e da política de escalonamento.

5.3.1 A carga de mensagens e seus requisitos de comunicação

Inicialmente a carga de mensagens e os requisitos de comunicação devem ser definidos pelo usuário.

Exemplo - Carga de mensagens

A tabela 5.1 resume para uma rede local de 3 nós, as mensagens, suas características e destino para cada um dos nós da rede. Os valores de T (período da mensagem) e D (deadline da mensagem) estão em micro segundos e $Comp$ (comprimento da mensagem) em bytes. A notação da tabela para nós, mensagens e suporte de comunicação é a mesma dos capítulos anteriores.

nº da msg	Nó 1			Nó 2			Nó 3		
	Comp _{i,k} (bytes)	T _{i,k} =D _{i,k} (µs)	destino	Comp _{i,k}	T _{i,k} =D _{i,k}	destino	Comp _{i,k}	T _{i,k} =D _{i,k}	destino
1	975	15.000	nó 2	3375	20.000	nó 3	477	36.900	nó 1
2	1125	40.000	nó 2	1125	40.000	nó 3	1125	40.000	nó 1
3	1311	76.900	nó 2	1987	76.900	nó 3	850	76.900	nó 1
4	9070	83.300	nó 3	1672	83.300	nó 2	700	83.300	nó 2

Tabela 5.1 - Exemplo de dados do conjunto de mensagens a ser transmitido pelo suporte

Exemplo - Requisitos de comunicação

Assume-se que os requisitos de comunicação das mensagens “guarantee-seeking” mapeados em dois parâmetros de QoS a nível de interface usuário-transporte de comunicação são: atraso fim-a-fim menor que o deadline das mensagens e confiabilidade especificada por um BER limitado.

5.3.2 O sistema de comunicação

O sistema de comunicação é modelado a partir dos dados fornecidos pelo usuário.

Exemplo - Dados do suporte de comunicação

- Três nós separados entre si por distâncias iguais e o comprimento total da rede totalizando 1 km,
- arquitetura ARTC,
- taxa de transmissão de 10Mb/s e velocidade de propagação no meio físico de 150 Mm/s (valor usualmente encontrado em cabos de cobre [Sath93]).

A tabela 5.2 resume a arquitetura, características dos protocolos e serviços implementados

Camada	Protocolo/Características	Serviços
Aplicação	não especificado	não especificado
Enlace de Dados	ISO 802.2 (LLC)	Tipo 1 - sem conexão sem reconhecimento Tipo 2 - com conexão com reconhecimento Tipo 3 - sem conexão com reconhecimento
	ISO 802.4 (MAC)	RWNR - resposta não imediata RWR - resposta imediata
Física	taxa de transmissão 10 Mb/s velocidade de propagação 150Mm/s	-

Tabela 5.2 - Resumo da arquitetura, protocolos e serviços do exemplo do suporte de comunicação

Exemplo - hipóteses assumidas:

- Todos os nós são ativos e membros permanentes do anel lógico estabelecido a nível MAC.
- o protocolo MAC possui somente uma classe de prioridade para a transmissão.

5.3.2.1 Os Protocolos de Comunicação

O estabelecimento da função que quantifica as influências da arquitetura requer a caracterização temporal dos protocolos de comunicação do suporte bem como dos seus quadros. Esta caracterização temporal deve se ater as etapas da execução do protocolo que impliquem em atrasos das mensagens.

Exemplo - caracterização temporal do protocolo "Timed-Token"

O protocolo "Timed-Token" se caracteriza pela limitação do tempo que um nó pode utilizar para transmissão de suas mensagens. O controle do acesso ao meio, em geral, é realizado através da circulação em ordem pré-programada de uma ficha ("token") entre os nós da rede. Esta ficha é caracterizada por uma sequência única de bits e corresponde a uma permissão ao nó k de uso do meio por um *tempo máximo de posse de ficha* (HP_k). Exemplos de protocolos "Timed-Token" são o FDDI, IEEE 802.4 ("Token-Bus") e demais protocolos do tipo "Token Passing". As propriedades temporais destes protocolos são amplamente descritas na literatura sobre comunicação tempo-real [Zhan94], [Malc95], [Malc95a], [Tind93], [Sath93].

Os principais parâmetros deste tipo de protocolo são a $TTRT$ (Target Token Rotation Time) que fornece o tempo esperado para a rotação da ficha entre todos os nós e a HP_k (também conhecida como largura de banda síncrona), a porção do $TTRT$ associada a cada nó k para transmissão de suas mensagens. A HP_k é o tempo máximo que cada nó pode dispor para transmitir suas mensagens periódicas. A proporção do tempo disponível para transmissão de mensagens em $TTRT$ depende também de τ , o tempo despendido para a circulação somente da ficha entre todos nós da rede ("token walk time"). Portanto, a máxima banda disponível na rede para utilização com transmissão de mensagens é

$$1 - \tau/TTRT.$$

A caracterização temporal deste protocolo MAC é ilustrada na tabela 5.3.

Caracterização Temporal	Observação
T_{token} - tempo máximo de rotação da ficha	<i>definição:</i> intervalo máximo de tempo entre chegadas consecutivas da ficha a um mesmo nó.
HP_k - tempo máximo de posse da ficha	<i>definição:</i> máximo intervalo de tempo que um nó pode reter a ficha para transmissão de suas mensagens. Representa a porção do tempo de rotação de ficha alocada para cada nó. Os esquemas de alocação de banda definem este tempo para cada nó.
t_{wt} - tempo mínimo de rotação da ficha	<i>definição:</i> intervalo de tempo correspondente à caminhada da ficha ao longo da rede quando nenhuma estação possui mensagens prontas para transmissão
$\sum_{k=1}^N HP_k \leq T_{token} - t_{wt}$	<i>restrição:</i> relação que deve ser obedecida entre a banda alocada para cada nó e o tempo de rotação de ficha

Tabela 5.3 - Caracterização do protocolo Token-Bus do exemplo

O formato dos quadros do protocolo é também um dado importante a ser levantado para a configuração uma vez que este determina a sobrecarga de encapsulamento dos dados e também a fragmentação de mensagens de comprimento maior que o tamanho reservado para transmissão de dados.

Exemplo - formato do quadro de dados do protocolo MAC "Token-Bus"

A figura 5.1 apresenta o formato do quadro de protocolo MAC para o número de bytes de endereçamento igual a 2. DA e SA correspondem aos endereços de destino e fonte dos dados respectivamente. O tamanho máximo de quadro é 8194 bytes.

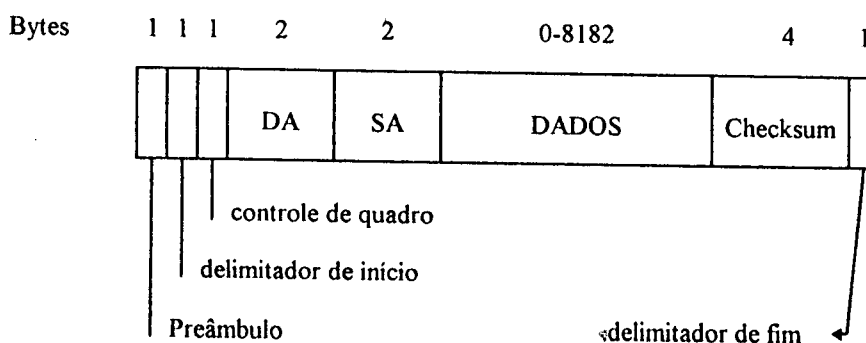


Figura 5.1 - Formato de quadro do protocolo 802.4

Para o suporte do exemplo, o tamanho máximo de quadro convertido em tempo à taxa de transmissão de 10Mb/s corresponde a 6555,2µs. O encapsulamento (12 bytes) corresponde a 9,6µs.

5.3.2.2 Os Serviços de Comunicação

As combinações de serviços implementadas com os protocolos identificados devem ser identificadas e classificadas conforme a sua confiabilidade. Para cada suporte, é importante estabelecer hipóteses e restrições de implementação dos serviços identificados. A tabela 5.4 apresenta as seguintes combinações de serviços para o suporte assumido nos exemplos anteriores.

combinação de serviço por ordem de confiabilidade	serviço LLC	serviço MAC
1 (mais confiável)	LLC tipo 2	RWNR
2	LLC tipo 3	RWR
3 (menos confiável)	LLC tipo 1	RWNR

Tabela 5.4 - Combinações de serviços

Exemplo - hipóteses de implementação de serviços

No suporte assumido, para serviços LLC tipo 2, admite-se que cada nó abre uma conexão para transmissão de mensagens para outro nó e que a fase de estabelecimento de uma conexão se realiza em tempo de configuração. Para serviços LLC tipo 3, o envio do ACK deve ocorrer imediatamente após a recepção da mensagem a ser reconhecida (resposta imediata). Considera-se o ACK no receptor sempre pronto para a transmissão e que não há espera em fila.

A metodologia permite a escolha dos serviços desejados para transmissão de mensagens. Esta característica amplia as possibilidades de atendimento do requisitos de confiabilidade especificado pelo usuário uma vez que serviços de maior confiabilidade podem ser escolhidos no momento da configuração.

5.3.3 A Política de Escalonamento

Os diversos níveis de escalonamento devem ser identificados no suporte de comunicação e dependem da arquitetura adotada. A política de escalonamento adotada em cada nível deve ser identificada.

Exemplo - identificação dos níveis de escalonamento no suporte de comunicação

Dois níveis de escalonamento são identificados para o protocolo MAC "Timed Token": o primeiro envolve a alocação de banda aos nós da rede e o segundo, corresponde ao escalonamento local de mensagens do nó para uso da banda reservada para a transmissão de suas mensagens.

Exemplo - política de escalonamento em cada nível de escalonamento do suporte

A política de escalonamento do primeiro nível depende do esquema de alocação de banda adotado [Zhan95][Malc95], [Malc95a], [Agra][Vasq95]⁶. Reservada uma banda máxima para cada nó, o seu uso é disciplinado pela política de escalonamento local para a transmissão de mensagens.

Os níveis de escalonamento do sistema de comunicação dependem da arquitetura adotada (em especial dos protocolos). No exemplo, observa-se que a alocação de recursos aos nós (primeiro nível de escalonamento) é regido por uma política que independe da prioridade das mensagens de cada nó (esquema de alocação de banda proporcional normalizado). Ao nível local (segundo nível de escalonamento) o uso do meio físico é disciplinado pela prioridade da mensagem por uma restrição imposta pela metodologia.

5.4 Configuração inicial do suporte de comunicação

O projetista deve estabelecer a configuração inicial do suporte escolhendo entre as opções disponíveis de serviços de comunicação, políticas de escalonamento e parâmetros do sistema. A metodologia proposta estabelece a seguinte sequência de procedimentos para esta escolha: identificação de protocolos, escolha de serviços, escolha da política de escalonamento e atribuição de valores para parâmetros locais de protocolos.

5.4.1 Identificação de protocolos

Os protocolos são determinados a priori quando da definição da arquitetura e explicitados no modelo do sistema de comunicação descrito no item 3.2.

Exemplo - Protocolos e Serviços de comunicação

Os protocolos identificados nas subcamadas LLC e MAC da ARTC são respectivamente, o IEEE 802.2 implementando os serviços tipo 1,2 e 3 e um protocolo genérico do tipo "Timed-Token" (IEEE 802.4- um "Token-Bus" simplificado).

5.4.2 Escolha de serviços,

A escolha dos serviços segundo a metodologia obedece o critério da confiabilidade e a escolha inicia-se pelo serviço de maior confiabilidade.

⁶ O anexo I resume alguns esquemas de alocação de banda para protocolos "Timed-Token".

Exemplo - Escolha de serviços

Pela tabela 5.4 a combinação 1 é a mais confiável, portanto todas as mensagens inicialmente devem ser transmitidas se possível através de serviços com conexão e com reconhecimento (LLC tipo 2).

5.4.3 Escolha da política de escalonamento

A política de escalonamento a ser escolhida deve associar prioridades fixas às mensagens e permitir a preempção de mensagens.

Exemplo - Algoritmo de Escalonamento escolhido

Adota-se ao nível local (nós) o taxa monotônica (RM). A tabela 5.6 é a tabela 5.1 modificada com $Comp_{i,k}$ ($C_{i,k}$ convertido em tempo) e as mensagens de prioridade i do nó k ($m_{i,k}$) reordenadas com o RM

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

Tabela 5.6 - Mensagens ordenadas com o RM

5.4.4 Atribuição de valores iniciais de parâmetros

A aplicação da metodologia requer que os requisitos de comunicação das mensagens sejam traduzidos em parâmetros de QoS, por sua vez mapeados em parâmetros de sistema. Esta tradução e mapeamento se baseiam no “framework” apresentado no capítulo 2: conhecida a arquitetura de comunicação e identificadas as restrições impostas pela mesma, as influências destas sobre os valores dos parâmetros de QoS são quantificadas através de funções estabelecidas pela estrutura de níveis de QoS e pelo mapeamento dos parâmetros de QoS em parâmetros do sistema.

Exemplo - Tradução e mapeamento do requisito de atraso máximo da mensagem em parâmetro de QoS

O requisito de correção temporal traduz-se pelo parâmetro de QoS $atraso_i$ (atraso máximo de entrega de m_i) $\leq D_i$ (deadline da m_i). Como não está sendo analisado o atraso devido a execução do serviço da camada de Aplicação, a condição imposta aqui é que $atraso_i \leq atraso_{LLC}$.

5.4.4.1 Parâmetro de QoS da subcamada LLC

Exemplo - Tradução e mapeamento do parâmetro de QoS da subcamada LLC em parâmetros de sistema

Parâmetro de QoS da subcamada LLC: para a rede local baseada na ARTC com um protocolo MAC do tipo “Token-Bus”, o parâmetro da camada LLC $atraso_{LLC}$ é função de

- tipo de serviço,
- bloqueio causado pelo envio de um pacote de mensagem de tamanho máximo com transmissão em andamento,
- prioridade da mensagem,
- parâmetro da camada MAC $atraso_{MAC}$,
- interferência devido ao envio de mensagens de maior prioridade,
- tamanho máximo do pacote LLC e número de pacotes da mensagem a ser enviada.

Nesta fase deve também ser analisado como a implementação adotada influencia cada termo da função que define o parâmetro. Para a função que define o parâmetro $atraso_{LLC}$ os termos analisados são comentados a seguir.

5.4.4.1.1 Tipo de serviço

Serviço LLC tipo 2: a escolha deste serviço implica em um maior número de mensagens na rede, isto é, a carga da rede original composta das mensagens do usuário mais os ACKs de envio destas mensagens. A espera de um ACK implica em um “release jitter” para as mensagens de prioridade menor que a transmitida. O atraso de espera de ACK depende do tamanho da janela de reconhecimento, do pior caso de tempo de resposta da mensagem transmitida e do pior caso de tempo de resposta do ACK que reconhece esta mensagem.

A janela de reconhecimento impõe um número máximo de mensagens que pode ficar sem o recebimento de reconhecimento. O tamanho unitário da janela de reconhecimento corresponde ao pior caso de sobrecarga que um serviço com reconhecimento impõe ao sistema

de comunicação em termos de aumento de carga da rede. Esta sobrecarga é máxima porque para cada mensagem transmitida uma mensagem de reconhecimento (ACK) é gerada e disputa os mesmos recursos da rede para a sua transmissão. Por sua vez, janelas de reconhecimento de tamanho maior que a unidade implicam em uma sobrecarga menor. Neste caso, um ACK pode reconhecer mais de uma mensagem como recebida e conseqüentemente um menor número de ACKs disputa recursos da rede para a sua transmissão. A faixa de valores do tamanho WL_k da janela de reconhecimento associado a um serviço com conexão requisitado no nó k é dada por ⁷

$$1 \leq WL_k \leq \text{número máximo de mensagens no nó } k.$$

Serviço LLC tipo 3: A escolha deste serviço deve levar em conta o tempo despendido com a transmissão da resposta imediata pois a cada envio de pacote LLC uma confirmação de recepção é aguardada pelo MAC. Uma vez confirmada a recepção de todos os pacotes de uma mensagem, um ACK é gerado para confirmar a execução do serviço.

5.4.4.1.2 Tamanho máximo do pacote e número de pacotes da mensagem

Estes termos são função do comprimento da mensagem. Se existe pelo menos uma mensagem i de um nó k cujo comprimento em bits $C_{i,k}$ é maior que o tamanho máximo em bits reservado para envio de dados no quadro definido pelo protocolo MAC, a fragmentação desta mensagem a nível LLC é necessária. Seja $Cenc$, o comprimento em bits do encapsulamento (número total de bits de controle) do quadro de dados do protocolo LLC e $Pmac$ o tamanho máximo em bits do quadro do protocolo MAC reservado para envio de dados, o tamanho que um fragmento de mensagem i do nó k (doravante denominado pacote) pode assumir é dado por $\rho_{i,k}$ onde

$$\rho_{i,k} \leq Pmac - Cenc \quad [5.1]$$

Exemplo - Fragmentação de Mensagens e número de pacotes

Com os dados da tabela 5.1 e o formato do quadro MAC, observa-se que a fragmentação é necessária pois o tamanho máximo do campo de dados (8182 bytes) do quadro de protocolo MAC é menor que o comprimento (9070 bytes) da mensagem 4 do nó 1. Para um tamanho máximo de pacote igual ao tamanho máximo do campo de dados, o número de pacotes desta mensagem é 2.

⁷ Esta condição é válida para o caso específico de deadlines de mensagens menores ou iguais ao seu período

5.4.4.1.3 Prioridade da mensagem

A prioridade da mensagem é fixa por imposição da metodologia e em geral determinada por um algoritmo de escalonamento escolhido a priori.

Exemplo - Prioridade

A prioridade das mensagens é determinada pelo RM e portanto função do seu período de ocorrência no sistema.

5.4.4.1.4 Interferência devida a mensagens de maior prioridade

Depende do número e prioridade das mensagens do próprio nó e do tipo de serviço utilizado para o seu envio.

5.4.4.1.5 Bloqueio LLC

É função do tamanho máximo do pacote LLC, atraso de espera de ACK, atraso em buffers e do protocolo MAC.

Exemplo - Atraso em Buffer

O atraso em buffers será considerado insignificante e o “overrun” na camada MAC não será permitido na implementação do protocolo “Timed-Token”.

5.4.4.2 Parâmetro de QoS da subcamada MAC

O parâmetro da camada MAC *atrasoMAC* depende do protocolo de acesso ao meio especificado para o suporte, das características do meio físico (tempo de envio de um quadro MAC) e do tempo de espera de resposta no caso de serviço MAC com resposta imediata.

Exemplo - Atraso MAC

No exemplo, este atraso depende do esquema de alocação de banda aos nós adotado.

5.4.4.2.1 Tipo de serviço MAC

Pode ser do tipo resposta imediata ou não.

Exemplo - Tipo de serviço MAC

No caso de resposta imediata, esta será enviada no intervalo de tempo alocado ao nó que aguarda, isto é, o nó emissor da mensagem cede parte da sua banda para o nó respondedor que envie a resposta desejada.

5.4.4.2.2 Tempo de envio de um quadro MAC

Além das características físicas do meio, depende do tamanho do fragmento de mensagem proveniente da camada LLC (tamanho máximo do pacote).

5.4.4.2.3 Temporização de espera de resposta imediata

Depende da distância entre os nós, taxa de transmissão, velocidade de propagação, tamanho do quadro de ACK e prioridade atribuída ao ACK.

Exemplo - Tempo de espera de uma resposta imediata

Corresponde a soma do tempo de propagação do último bit do quadro ($6,67\mu\text{s}$), o tempo de transmissão dos 12 bytes do ACK ($9,6\mu\text{s}$) e o tempo da propagação do último bit do ACK ($6,67\mu\text{s}$). O total de $22,94\mu\text{s}$ é arredondado para $25\mu\text{s}$, sendo este valor considerado o intervalo de tempo mínimo calculado para a espera de uma resposta imediata. O limite superior de tempo de espera T_{espera_max} é definido a partir do deadline da mensagem e do pior caso de tempo de envio da mesma.

5.4.4.2.4 Tempo de acesso ao meio

É função das características do protocolo de acesso ao meio tais como alocação de banda aos nós, método de resolução de conflito, método de reserva de recursos, etc.

Exemplo - Caracterização do tempo de acesso ao meio

O tempo de acesso ao meio no exemplo é função de T_{token} , (tempo de rotação da ficha), HP_k , (banda alocada ao nó k) e t_{wt} (tempo de caminhada da ficha ao longo da rede) função da taxa de transmissão, distância entre nós, velocidade de propagação e comprimento do quadro de token. T_{token} é escolhido pelo projetista e um valor inicial de bom senso pode ser obtido baseando-se na amostragem de Nyquist. Adota-se no exemplo, $t_{wt} = 16,27 \mu\text{s}$ e $T_{token} - t_{wt} = 7500 \mu\text{s}$. Para o esquema de alocação de banda *Proporcional Normalizado* sem levar em conta as mensagens de ACK, a proporção de utilização do nó define a banda alocada como $HP_k = \frac{U_k}{U_{net}} (T_{token} - t_{wt})$, onde t_{wt} é o tempo de caminhada da ficha ao longo da rede e U_k , U_{net} e $U_{i,k}$ são, respectivamente, a *utilização do nó k* , a *utilização total da rede* e a *utilização da mensagem $m_{i,k}$* definidas em [Agra94]. Para o suporte do exemplo, a utilização total da rede é dada por

$$U_{net} = \sum_k^N \sum_{i=1}^n \frac{C_{i,k}}{T_{i,k}} = 0.4179, \quad U_{i,k} = \frac{C_{i,k}}{\min(T_{i,k}, D_{i,k})} \quad e \quad U_k = \sum_{i=1}^n U_{i,k}.$$

Portanto, para os valores iniciais da tabela 5.6, os tempos de retenção de ficha dos nós do suporte são $HP_1 = 3145$, $HP_2 = 3485$ e $HP_3 = 868$ μs . Observe que com estes valores a restrição imposta pelo protocolo é satisfeita pois $\sum_{k=1}^N HP_k = 7498 < 7500$.

5.4.4.3 Escolha de valores dos parâmetros de sistema

A partir das informações obtidas na etapa anterior, critérios para escolha da faixa de valores que os parâmetros do sistema podem assumir devem ser estabelecidos no sentido de minimizar a sobrecarga imposta pela preempção de mensagens e pelo bloqueio de transmissão de mensagens por inversão de prioridades. Dois critérios são recomendados neste trabalho para escolha de $\rho_{i,k}$, o fragmento da mensagem i do nó k . Este parâmetro foi escolhido para análise por sua influência na sobrecarga e bloqueio de mensagens uma vez que em um sistema de comunicação a preempção da transmissão de uma mensagem em um nó está limitada somente às fronteiras do pacote da mensagem [Stros89].

Critério 1: o critério para minimizar a sobrecarga imposta pela preempção (e conseqüentemente o envio de bits de encapsulamento como carga adicional ao sistema) é de maximizar $\rho_{i,k}$, isto é, fazer

$$\rho_{i,k} = P_{mac} - C_{enc}.$$

O bloqueio máximo que uma mensagem j de maior prioridade sofre por não poder interromper uma transmissão já iniciada de um pacote da mensagem i de prioridade menor do mesmo nó é no máximo igual ao tempo de transmissão completa deste pacote. Portanto, quanto maior $\rho_{i,k}$, maior é o bloqueio que a mensagem j sofre e conseqüentemente maior o atraso para a sua transmissão. Assim sendo, o critério para minimizar a sobrecarga imposta pelo bloqueio por inversão de prioridade é exatamente o inverso do critério anterior, isto é, $\rho_{i,k}$ deve ser minimizado.

Critério 2: assumindo $\rho_{i,k}$ fixo para todas as mensagens do nó k , não faz sentido ρ_k ser maior que o maior comprimento de mensagem existente no nó k ($\max C_{i,k}$) porque isto causaria um bloqueio indesejável em todas as mensagens sem exceção. Um valor de ρ_k menor que o menor comprimento de mensagem da rede também é indesejável, uma vez que haveriam preempções

em todas as mensagens. Portanto, assumindo o menor comprimento em bits dentre todas as n mensagens do nó k ($\min C_{i,k}$) menor que $P_{mac} - C_{enc}$, é interessante que

$$\min C_{i,k} \leq \rho_k \leq P_{mac} - C_{enc}, \forall i, k \ 1 \leq k \leq N \vee 1 \leq i \leq n \quad [5.2],$$

o que minimiza o tempo de bloqueio para mensagens de comprimento inferior a P_{mac} .

Observe que os dois critérios discutidos são conflitantes entre si. Assim sendo, é proposto aqui um ajuste de compatibilização destes critérios baseado em um limite inferior de ρ_k encontrado para limitar a sobrecarga devida ao envio de bits de encapsulamento por mensagem. Este limite define C_{enc}/X como o menor valor para ρ_k , o que garante que a carga adicional na rede devido ao encapsulamento fique inferior a $X\%$ da carga devida ao envio de um pacote da mensagem. Portanto, para $\min C_{i,k} \leq P_{mac} - C_{enc}$ o critério final de escolha de ρ_k é dado por

$$\max(\min C_{i,k}, C_{enc}/X) \leq \rho_k \leq P_{mac} - C_{enc}, \forall i, k \ 1 \leq k \leq N \vee 1 \leq i \leq n \quad [5.3]$$

Assim sendo, o valor inicial para ρ_k é dado por

$$\rho_k = \max(\min C_{i,k}, C_{enc}/X) \quad [5.4].$$

Esta escolha implica em maior sobrecarga devida aos bits de encapsulamento (maior sobrecarga de preempção) mas também em menor sobrecarga de bloqueio por inversão de prioridade. Caso [5.3] não seja atendida, escolhe-se ρ_k pelo critério 1.

Sendo a fragmentação de mensagens desnecessária para as mensagens do nó, isto é, para $\max C_{i,k} \leq P_{mac} - C_{enc}$, escolhe-se ρ_k pelo critério [5.4]. O algoritmo 1 resume o processo de escolha do valor inicial para o tamanho do pacote LLC.

Algoritmo 1 - valor inicial para ρ_k

$\forall i, k, 1 \leq i \leq n \wedge 1 \leq k \leq N$

$\forall X, 0 \leq X \leq 1$

If $\max C_{i,k} \geq P_{mac} - C_{enc}$

 If $C_{enc}/X \leq \min C_{i,k} \leq P_{mac} - C_{enc}$

$\rho_k = \min C_{i,k}$

 else $\rho_k = P_{mac} - C_{enc}$

else $\rho_k = \max(\min C_{i,k}, C_{enc}/X)$

Critério para minimização da sobrecarga devida ao encapsulamento

Da análise do formato do quadro MAC o encapsulamento de $9,6\mu s$ pode ser aproximado para $10\mu s$ e a sobrecarga devida ao encapsulamento é então definida como $C_{enc} = 10\mu s$ doravante admitida como fixa para todos os pacotes que partem de todos os nós. Considerando os fragmentos de mensagem como de tamanho fixo limita-se a sobrecarga de encapsulamento do sistema de comunicação a um percentual do tamanho do pacote - por exemplo fazendo a relação $C_{enc}/P_{max} < 0.25$, isto é, $X=0.25$. Aplicando-se os critérios descritos

$$\max(382, 10/0.25) = 382$$

$$P_{mac}-C_{enc} = 7256-10 = 7246 \quad \text{logo} \quad 382 \leq \rho_k \leq 7246$$

Esta seção explora somente a atribuição de valor a um único parâmetro de sistema, o tamanho do pacote. Outros parâmetros cujo valor deve ser escolhido tais como tamanho da janela de reconhecimento ou tempo máximo de espera de ACK são discutidos em maiores detalhes quando da descrição da etapa de construção do teste de escalabilidade.

5.5 A construção do teste de escalabilidade

A análise de escalabilidade das mensagens restringe-se em geral ao sistema em regime normal de operação. Neste caso, a construção do teste de escalabilidade deve considerar:

- o modelo de fragmentação de mensagens.
- o modelo do procedimento de reconhecimento de mensagens. Este modelo é distinto para dois casos:
 - * o modelo para controle de fluxo: com o ACK sendo transmitido como uma mensagem de controle que informa se o receptor está pronto para receber o(s) próximo(s) envio(s). O fato da carga ser estática nos permite considerar que não haverá problemas de dimensionamento de buffers de recepção e transmissão, portanto o controle de fluxo aqui tem por objetivo garantir o envio ordenado de mensagens em uma conexão.
 - * o modelo para controle de erros: com o ACK como uma mensagem de recepção incorreta ou não recepção.

Exemplo - Hipóteses para a construção do teste de escalonabilidade

Para a configuração do suporte do exemplo, a hipótese inicial de rede livre de falhas e com conexões estabelecidas em tempo de configuração permite a utilização dos modelos citados acima porque não existe a preocupação de tratar aspectos da operação do protocolo que envolvem recuperação de ficha, manutenção do anel, estabelecimento ou encerramento de conexões.

5.5.1 Sobrecarga da mensagem

A sobrecarga da mensagem conforme definida no capítulo 4 refere-se às sobrecargas devidas a fragmentação e encapsulamento da mensagem. Para um tempo correspondente a transmissão de um quadro de protocolo MAC de tamanho máximo igual a P_{max} e sendo C_{enc} o tempo correspondente à transmissão dos bits de encapsulamento deste quadro, a sobrecarga devida à fragmentação e encapsulamento da mensagem $m_{i,k}$ é dada por

$$\left[\frac{C_{j,k}}{P_{max} - C_{enc}} \right] C_{enc} \quad [5.5]$$

5.5.1.1 A influência do tipo de serviço

A equação [5.5] só é válida quando a transmissão da mensagem ocorre através de um serviço LLC do tipo 1. Quando o serviço utilizado para transmissão é LLC tipo 2 ou 3, uma sobrecarga adicional devida as mensagens de ACKs transmitidas ocorre. A transmissão destes ACKs não são computadas pelos esquemas conhecidos de alocação de banda aos nós [Zhan94] [Vasq95] [Malc94] mas devem ser consideradas na construção do teste de escalonabilidade como uma carga adicional de mensagens do sistema, como discutido no capítulo 4.

É fácil deduzir que o acréscimo de carga do sistema devida a ACKs depende do intervalo mínimo de envio destes em cada conexão ativa. Uma maneira de considerar esta carga na construção do teste de escalonabilidade consiste em arbitrar o intervalo mínimo entre envios de ACKs como igual ao menor período da mensagem da conexão - o que na verdade representa o pior caso de acréscimo de carga devida a ACKs. Este caso pode conduzir a um teste de escalonabilidade suficiente mas não necessário pois não necessariamente existem ACKs a cada menor período da mensagem mas sim ACKs sendo enviados conforme o tamanho da janela de reconhecimento dimensionada para a conexão. Esta última afirmação é válida supondo que no

instante de envio do ACK, este leve o reconhecimento de todas as mensagens da conexão ainda não reconhecidas que chegaram ao nó desde o envio do ACK anterior.

A metodologia prevê a construção de testes que levam em conta vários tipos de serviços LLC quando utilizadas as extensões propostas no capítulo 4. Nas seções seguintes são detalhadas as principais dificuldades de aplicação destas extensões.

5.5.1.1.1 O problema de múltiplas conexões em um nó

Antes de iniciar a sua transmissão uma mensagem pode sofrer atrasos de espera de ACK de outras mensagens transmitidas sob a mesma conexão. Supondo que 3 mensagens, $m_{1,a}$, $m_{2,a}$ e $m_{3,a}$ de um nó a ficam prontas juntas (instante crítico) para transmissão e que $m_{1,a}$ e $m_{2,a}$ pertencem a uma mesma conexão e $m_{3,a}$ a uma conexão diferente. Se $m_{1,a}$ é prioritária em relação a $m_{2,a}$ e se relacionados os tempos nos 2 nós (o que transmite as mensagens (nó a) e o que recebe as mensagens e envia os ACKs (nó b)), o pior caso de atraso de espera de ACK que uma mensagem pode sofrer é dado pelo pior caso de tempo de resposta de um ACK do nó que deve transmiti-lo. Seja $w_{1,a}$ o pior caso de atraso de envio da mensagem $m_{1,a}$, $w_{\text{ack1},b}$ o pior caso de atraso de envio pelo nó b do ACK que reconhece esta mensagem e $I_{1,a}$ o intervalo de tempo máximo desde o instante de pronto da mensagem $m_{1,a}$ e a chegada do seu ACK, a dependência entre estes atrasos é ilustrada na figura 5.2.

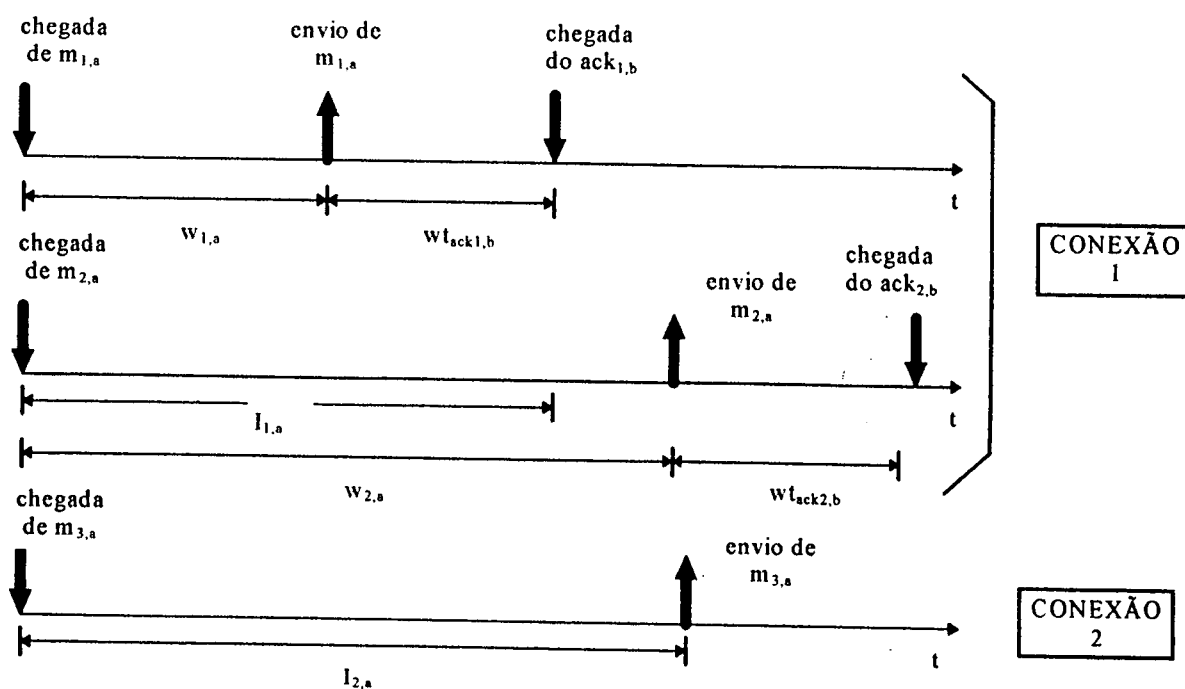


Figura 5.2 - o atraso devido a espera de um ACK de uma mensagem de uma mesma conexão

Observe que a sobrecarga ilustrada deve incidir somente sobre mensagens de uma mesma conexão, portanto uma identificação de conexão deve ser explicitada na expressão do teste. Assim sendo, a notação incorpora um índice x associado a uma conexão x e uma mensagem $m_{i,k}$ de uma conexão x passa a ser $m_{i,k,x}$. Portanto, na avaliação da *Saturação* de uma mensagem, um novo termo denominado $OVHser_{i,k,y}$ expressa a sobrecarga devida ao serviço utilizado na transmissão de uma mensagem i . No caso da figura, a mensagem 2 sofre uma sobrecarga adicional correspondente ao tempo de espera de ACK da mensagem 1, isto é,

$$OVHser_{2,a,1} = wt_{ack1,b}.$$

No caso da mensagem 3 esta não sofre nenhuma influência da espera de ACK da mensagem 2 e portanto o valor de $OVHser_{3,a,2}$ é igual a zero porque as conexões são diferentes.

Resumindo, a sobrecarga em $m_{i,k,x}$ devida a espera de um ou mais ACKs de mensagens anteriores depende do tamanho da janela de reconhecimento e da conexão sob a qual a mensagem está sendo transmitida:

$$OVHser_{i,k,x} = \begin{cases} 0 & , m_{i-1,k,y} \wedge y \neq x \\ wt_{ack,i-1,k} & , m_{i-1,k,y} \wedge y = x \end{cases} \quad [5.6]$$

A sobrecarga total de mensagem avaliada no intervalo $0 < t \leq D_{i,k}$ é dada por:

$$\sum_{j=1}^i \frac{C_{j,k,x} + \left[\frac{C_{j,k,x}}{Pmax - Cenc} \right] Cenc + OVHser_{j,k,x}}{t} \cdot \left[\frac{t}{T_{j,k,x}} \right] \quad [5.7]$$

Resta agora calcular $OVHser$ para as mensagens de todos os nós. Ele corresponde ao modelo de envio de ACK como mensagem de controle descritos nos capítulos 2 e 4. O ACK de uma mensagem $m_{i,k}$ é incluído como $ACK_{i,k}$ no conjunto de mensagens do nó que recebe a mensagem a ser reconhecida e deve ter deadline menor ou igual a $D_{i,k} - \delta$. Ao ACK é atribuída uma prioridade conforme o algoritmo de escalonamento adotado e calculado o pior caso de tempo de envio deste independentemente do seu envio por “piggy backing”. Na construção do teste, um “release jitter” $Jack_{i,k}$ igual a $w_{i,k}$, o pior caso de resposta de $m_{i,k}$ é associado aos ACKs. O $wt_{acki,k}$ é o pior caso de tempo de espera de $ACK_{i,k}$ calculado como $wack_{i,k}$, o pior caso de tempo de resposta de $ACK_{i,k}$, mais δ , o tempo de propagação deste ACK no meio físico, isto é,

$$wt_{acki,k} = wack_{i,k} + \rho \quad [5.8]$$

O termo *OVHser* é incluído no modelo para representar a sobrecarga imposta pela execução de serviços com reconhecimento e tem por objetivo permitir analisar o impacto da sobrecarga imposta pelo envio e espera de ACKs sobre a escalonabilidade das mensagens no sistema.

5.5.1.1.2 Uma proposta de minimização da carga devida a ACKs

A minimização da carga devida a ACKs pode ser feita através do ajuste do temporizador de espera de resposta. Este ajuste deve ser feito de forma que o pior caso de atraso de espera de um ACK não bloqueie a transmissão de uma mensagem da conexão por falta de informação sobre os buffers no receptor. Esta condição faz com que o tempo máximo de espera do ACK seja o intervalo de tempo desde o instante que a mensagem de maior prioridade fica pronta para a transmissão até o instante em que um envio de mensagem é bloqueado no nó devido ao não recebimento de um ACK. Este instante pode ser determinado através da análise dos instantes de chegada de mensagens para a transmissão como representados na figura 5.2.

Inicialmente, calcula-se qual deve ser o pior caso de atraso de chegada de ACK antes que um bloqueio de envio de mensagens da conexão cause perda de deadline de mensagens. Supondo um tamanho da janela de reconhecimento igual a m , o $(m+1)$ -ésimo envio de mensagem fica bloqueado até a chegada de um ACK que reconheça qualquer uma das mensagens já enviadas. O máximo bloqueio por espera de um ACK ocorre para o instante crítico quando m mensagens escalonadas são enviadas e nenhum ACK chega antes do próximo intervalo de envio destas mensagens. O instante em que este bloqueio ocorre pode ser calculado a partir do instante crítico, considerando o maior intervalo de tempo para m envios de mensagens da conexão a partir dos valores de w_i (pior caso de atraso de envio de uma mensagem m_i).

Se nenhum ACK chega ao nó até o instante $It_{c,m+1}$, que é o instante previsto para o $(m+1)$ -ésimo envio de mensagem pronta na conexão c , este envio fica bloqueado em $It_{c,m+1}$ até a chegada de um ACK. A condição para que o bloqueio não ocorra acontece quando a chegada do ACK se dá entre $It_{c,m}$ e $It_{c,m+1}$, isto é, o maior intervalo de tempo entre a chegada de dois ACKs de qualquer mensagem da conexão deve ser menor que o intervalo desde o instante crítico até $It_{c,m+1}$. O algoritmo abaixo permite a determinação dos $It_{c,m}$.

Algoritmo 2 - Determinação de $It_{c,m}$

Seja IT o intervalo de tempo onde o número de mensagens enviadas é avaliado e z o número de mensagens diferentes da conexão ordenadas por prioridade.

$ChegadasMsg_i$, o conjunto de instantes de chegada da mensagem i

w_i , pior caso de atraso de envio de uma mensagem m_i

$\forall i | 1 \leq i \leq z \wedge \forall q | 1 \leq q \leq m+1$

ache o instante de tempo de chegadas das mensagens de uma conexão ($ChegadasMsgCox$) em uma rede sem bloqueio de espera de ACK:

$$ChegadasMsg_i = \{w_i, 2.w_i, \dots, q.w_i, \dots, (m+1).w_i\}$$

$$ChegadasMsgCox = \{ChegadasMsg_1, ChegadasMsg_2, \dots, ChegadasMsg_z\}$$

ordene no tempo as chegadas das mensagens na conexão: $OrdemdeChegada = \text{Sort}[ChegadasMsgCox]$

ache $It_{c,m}$, a m -ésima chegada de mensagem da conexão c como $It_{c,m} = \text{First}[OrdemdeChegada, m+1]$

A hipótese assumida para a determinação de $It_{c,m}$ é a de que o ACK recebido refere-se somente ao reconhecimento de uma mensagem da conexão - o que libera o transmissor somente para o envio da próxima mensagem pronta para o envio - portanto a análise se fez somente para o $(m+1)$ -ésimo envio de mensagem de uma conexão. O envio da $(m+2)$ -ésima mensagem depende da chegada de um novo ACK. Logo, o número de mensagens reconhecidas pelo ACK recebido determina o número de envios autorizados para transmissão, respeitado o limite de m buffers no receptor remoto. Assim sendo, o atraso de chegada de ACKs deve se basear na **análise dos intervalos de envios de mensagens e do número de mensagens reconhecidas por vez por ACK enviado**. Resumindo, o atraso máximo de envio de ACKs de forma que estes não determinem bloqueio de espera de ACK depende de:

- do intervalo It_{m+1} para o reconhecimento de mensagens da conexão;
- da carga determinada pelas novas mensagens de ACK;
- da alocação de banda para a nova carga de mensagens da rede;
- do escalonamento desta nova carga das mensagens da rede;

A determinação deste atraso se faz considerando a primeira chegada de uma mensagem a ser reconhecida em um nó como o "release jitter" mínimo das mensagens de ACK da conexão. Em geral, este "release jitter" é igual a pior caso de tempo de resposta da mensagem de maior prioridade da conexão (a primeira mensagem que chega ao destino). Compara-se então o pior caso de tempo de envio de ACK ($wack_c$) de uma conexão c com o pior caso de resposta das mensagens que devem ser reconhecidas por este ACK. Se $wack_c > w_{c,i}$, a mensagem m_i pode ser reconhecida na primeira instância do ACK (instante crítico). Caso contrário, este reconhecimento da mensagem m_i ocorre em uma instância posterior do ACK. Esta instância pode ser determinada conhecendo-se os instantes de chegada das demais instâncias do ACK determinados

como $ITack_c^q = q.(Tack_c + wack_c)$, onde q representa a ordem de chegada do ACK. O reconhecimento ocorre para o q -ésimo instante para o primeiro caso onde $ITack_c^q > w_{c,t}$.

5.5.1.2 O controle de erros

Para o caso de ACKs para controle de erros, o tempo máximo de espera de ACK sem que haja perda de deadline da mensagem que o aguarda corresponde ao intervalo desde o envio da mensagem (espera de ACK) até o instante determinado pelo deadline da mensagem enviada menos o pior caso de tempo de resposta para re-envio da mesma mensagem (w'_1). A figura 5.3 relaciona estes intervalos e instantes considerando uma única retransmissão da mensagem.

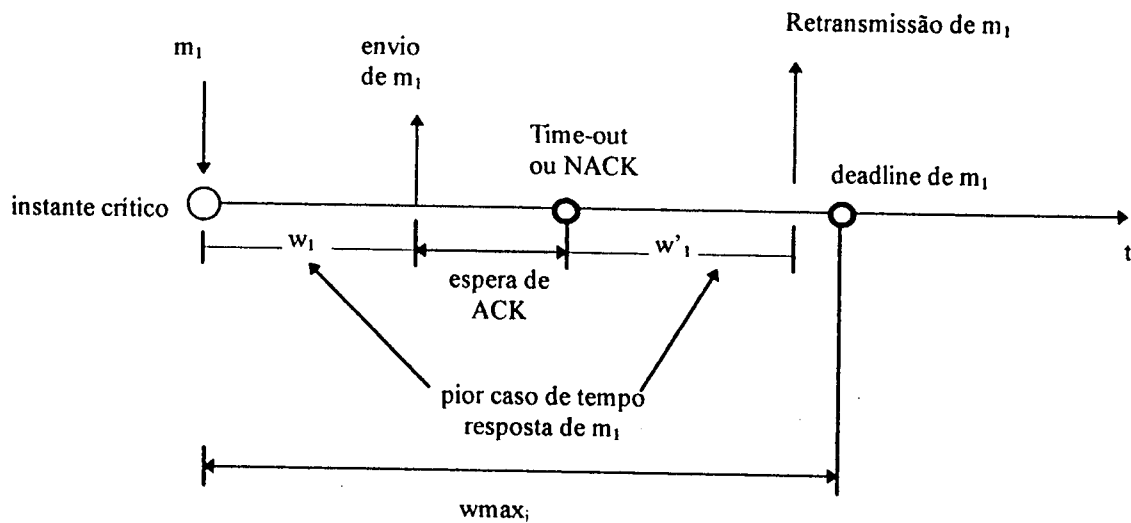


Figura 5.3 - Controle de erros através de retransmissão de mensagem

A mensagem tem seu requisito de comunicação de atraso máximo e de confiabilidade que é atendido se $wmax_i < Di$. O mesmo raciocínio pode ser aplicado para n retransmissões - basta considerar n termos correspondentes a *espera de ACK* e w'_1 . Observe que a verificação da condição deve ser feita através da técnica de análise de escalonabilidade descrita em [Tind93].

O termo *espera de ACK* depende da prioridade do ACK e portanto também da forma como as prioridades são atribuídas às mensagens do sistema (política de escalonamento).

5.5.2 Sobrecarga do Sistema

O cálculo da sobrecarga do sistema Ovh_{sys} corresponde ao tempo em que o nó fica impedido de transmitir por estar bloqueado o seu acesso ao meio.

Exemplo - Sobrecarga do sistema

O nó fica impedido de transmitir quando não tem a posse da ficha. Este tempo de bloqueio é $T_{token} - HP_k$ e se repete a cada T_{token} , logo a sobrecarga de sistema é cíclica e expressa como:

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

No exemplo, é fácil identificar a sobrecarga do sistema uma vez que esta é cíclica e determinada pela alocação de banda e o tempo de rotação da ficha. A dependência desta sobrecarga do esquema de alocação de banda faz com que muitos autores optem por tentar obter a escalabilidade através de modificações na política de escalonamento no primeiro nível [Zhan95], [Malc95], [Vasq96].

5.5.3 Bloqueio por inversão de prioridade

O Bloqueio por inversão de prioridade corresponde ao tempo em que uma mensagem de maior prioridade fica bloqueada pela transmissão já iniciada de uma mensagem de menor prioridade. O pior caso de tempo de bloqueio corresponde ao tempo de transmissão de um quadro de protocolo de tamanho máximo e é dado por $Blocking_{i,k} = Pmax$.

Exemplo - Atraso devido ao acesso ao meio

A figura 5.4 mostra a visão da técnica de análise de Tindell para este atraso. Em [Tind93] ele é interpretado como uma interferência da tarefa “espera do token”. O bloqueio sobre a transmissão da mensagem de prioridade i quando i é a mensagem de maior prioridade do sistema é também ilustrado nesta figura. $Cpac_{j,k}$ corresponde ao número de pacotes da mensagem $m_{j,k}$, ρ é o pior caso de tempo de transmissão de um pacote.

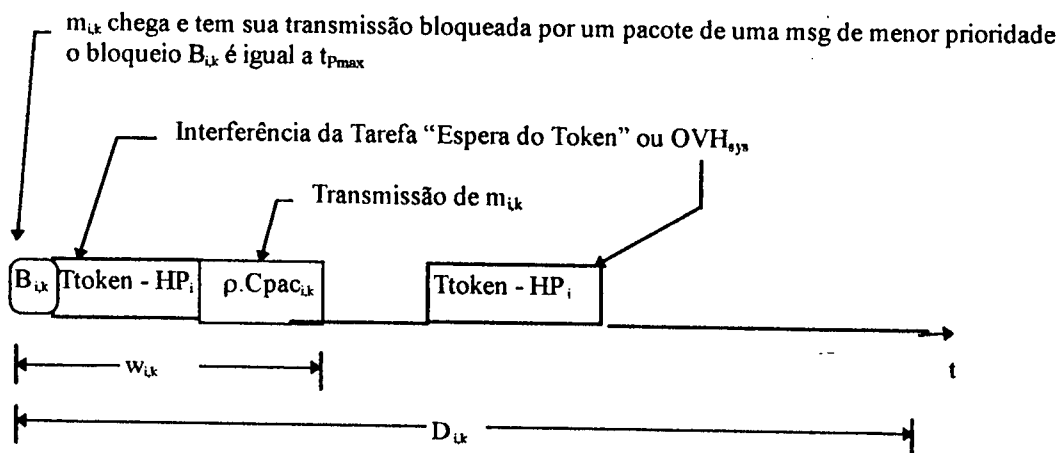


Figura 5.4. - Interferência da tarefa “espera de token” e bloqueio sobre a transmissão de m_i

5.5.4 Aplicação dos critérios estabelecidos

Seguindo as recomendações apresentadas, as configurações iniciais do exemplo podem ser assim caracterizadas:

Configuração para atendimento do requisito de atraso máximo

Objetivo: atendimento do requisito de QoS de atraso máximo para entrega de mensagens. Cada uma das mensagens da carga tem especificado um deadline para a sua entrega e que deve ser respeitado. A configuração do suporte de comunicação deve ser tal que a entrega destas mensagens antes de seu deadline seja garantida.

Hipóteses: neste exemplo considera-se a rede livre de falhas de software e hardware mas existe uma limitação no número de buffers para recepção de mensagens.

Aplicação da metodologia:

- Utilização do modelo de controle de fluxo;
- Condição imposta: as mensagens enviadas por uma conexão não devem ser bloqueadas pela espera de um ACK. Esta condição existe com o objetivo de simplificar a análise de escalonabilidade das mensagens. Se esta não existisse, uma sobrecarga adicional devida ao bloqueio de envio de uma mensagem por espera de ACK ocorreria e consequentemente maiores seriam os atrasos para envio de mensagens na rede. Esta condição é verificada se a partir do instante crítico, o número de buffers livres no receptor é suficiente para receber o número de mensagens prontas a serem enviadas pela conexão estabelecida.
- o atendimento da condição imposta se faz através da escolha adequada do tamanho de janela de reconhecimento. O algoritmo 2 é utilizado para esta escolha.
- o serviço escolhido é o de maior confiabilidade;
- o tamanho inicial da janela de reconhecimento mínimo como igual ao número de mensagens a ser enviado pela conexão (atendimento da condição imposta);
- o tamanho máximo do pacote corresponde ao menor comprimento de mensagem enviada pela conexão;

A tabela 5.7a e 5.7b apresentam a notação e caracterização desta configuração.

conexão c	Enlace	Nº de Mensagens	tamanho máx. do pacote (P_{max})	janela de reconhecimento (m)
1	do nó 1 para nó 2	3	780	3
2	do nó 1 para nó 3	1	780	1
3	do nó 2 para nó 1	1	900	1
4	do nó 2 para nó 3	3	900	3
5	do nó 3 para nó 2	3	382	3
6	do nó 3 para nó 1	1	382	1

Tabela 5.7a - Conexões, mensagens e a configuração inicial

Parâmetros	Configuração Inicial
protocolo	tamanho máximo do pacote é igual ao menor tamanho de mensagem encontrado na conexão, $P_{max}=\{780,900,382\}$
serviço	tipo 2 com o tamanho da janela de reconhecimento (m) igual ao número de mensagens da conexão, $m=\{3,1,1,3,3,1\}$
mensagem	o tempo de rotação de ficha é igual a metade do menor período encontrado entre todas as mensagens da rede ($T_{token}=7500$)

Tabela 5.7b - Caracterização da Configuração

Aplicando-se o algoritmo 2 é possível atribuir uma prioridade inicial ao ACK de mensagens de uma conexão tal que o seu pior caso de atraso de envio não ocasione um bloqueio por espera de ACK. Incluindo este ACK como carga adicional de mensagens tem-se a nova carga da rede explicitada na tabela 5.8. Esta carga determina uma nova alocação de banda para os nós resumida na tabela 5.9 e obtida através das equações apresentadas no exemplo de caracterização do tempo de acesso ao meio (seção 4.4.2.4).

Nó 1			Nó 2			Nó 3		
Comp _{i,k} (bytes)	T _{i,k} = D _{i,k} (μ s)	destino	Comp _{i,k}	T _{i,k} = D _{i,k}	destino	Comp _{i,k}	T _{i,k} = D _{i,k}	destino
780	15.000	nó 2	ACK	15.000	nó 1	ACK	20.000	nó 2
ACK	36900	nó 3	2700	20.000	nó 3	382	36.900	nó 1
900	40.000	nó 2	900	40.000	nó 3	900	40.000	nó 1
1049	76.900	nó 2	1590	76.900	nó 3	680	76.900	nó 1
7256	83.300	nó 3	1338	83.300	nó 1	560	83.300	nó 2
ACK	83300	nó 2	ACK	83300	nó 3	ACK	83300	nó 1

Tabela 5.8 - nova carga de mensagens da rede

Nó 1	Nó 2	Nó 3
3129	3483	887

Tabela 5.9 - Alocação de Banda para $T_{token}=7500$

Configuração para Atendimento do Requisito de Atraso Máximo e de Taxa de Erro Máxima

Objetivo: atendimento do requisito de QoS de atraso máximo para entrega de mensagens e de taxa de erro máxima. Além da entrega de mensagens antes do deadline, a taxa de erro não pode ultrapassar um valor máximo especificado. A configuração do suporte de comunicação deve ser tal que ambos requisitos sejam atendidos de forma garantida.

Hipóteses: neste exemplo considera-se as mensagens sujeitas a erros de transmissão (mensagens corrompidas por ruído, por exemplo) mas não existe uma limitação no número de buffers para recepção de mensagens. A taxa de erro considerada para o exemplo é de 1 erro a cada 10^8 bits transmitidos e a distribuição de erros é uniforme.

Aplicação da metodologia:

- Utilização do modelo de controle de erros;

Condição imposta (tempo mínimo para retransmissão): o ACK de recebimento de uma mensagem deve chegar ao destino em tempo de uma retransmissão chegar antes do deadline da mensagem original, isto é,

$$w_{ack_i} < D_i - w_i$$

- a taxa de erros é convertida em erros/tempo considerando a taxa de transmissão de bits. Com a taxa de transmissão da rede, 10^8 bits equivale a 100s, portanto a taxa pode ser re-escrita como 1 erro a cada 100s.
- Para a distribuição uniforme de erros, a função densidade de probabilidade é dada por $0.01t$ e a função $E_i(t)$, *Sobrecarga devida a retransmissão de mensagens para a mensagem i* , é definida como

$$E_i(w_i) = 0.01 \cdot w_i \cdot \max_{j \in hp(i)} C_j$$

Esta função baseia-se no fato de que o atraso no envio da mensagem i sofre uma sobrecarga devida a retransmissão de qualquer uma das mensagens de maior prioridade já transmitidas e que no pior caso esta retransmissão será a da mensagem de maior comprimento ($\max_{j \in hp(i)} C_j$). A probabilidade de ocorrência desta retransmissão (E_i) é proporcional ao intervalo de tempo correspondente ao pior caso de resposta (w) da mensagem i .

- Os tempos de resposta dos ACKs são calculados tal que a condição imposta sobre a sua chegada seja atendida.

Na configuração acima é apresentado um exemplo do modelo utilizado para análise do problema de atendimento do requisito de taxa de erro máxima. Escolheu-se o serviço tipo 3 para tornar o exemplo de aplicação da metodologia mais simples uma vez que a utilização do serviço do tipo 2 requer o cálculo dos piores casos de resposta de cada uma das mensagens de ACKs nas conexões, o que tornaria este texto enfadonho e pouco elucidativo.

5.6 Análise de Resultados

Os resultados obtidos para cada nova configuração obtida através da modificação de uma configuração já testada devem ser comparados entre eles enquanto o requisito especificado não for atendido. A seqüência de modificações determinada pela metodologia proposta assumida aqui é: modificação em parâmetros do sistema, escolha de serviço de menor confiabilidade, escolha de outra política de escalonamento e troca de protocolo. Os resultados analisados limitam-se ao caso de atendimento do requisito de atraso máximo.

Exemplo - Comparação de resultados

A configuração inicial caracterizada no exemplo do item 5.4 não atende o requisito especificado de atraso máximo de mensagens. Isto observado pelas células em destaque nas colunas denominadas *inicial* das tabelas 5.10 onde o valor da Saturação da mensagem é maior que a unidade. O termo *ack con X*, onde X é um inteiro, representa o menor intervalo estimado de tempo entre ocorrências de ACKs da conexão de número X.

Nó 1	inicial	Nó 2	inicial	Nó 3	inicial
Período da mensagem	Saturação	Período da mensagem	Saturação	Período da mensagem	Saturação
15000	0.793467	20000	1.17733	36900	1.61835
40000	0.905745	40000	1.178	40000	1.56451
76900	0.898821	76900	1.1388	76900	1.53137
83300	0.998496	83300	1.15691	83300	1.54103
36900 (ack con5)	0.911033	15000 (ack con1)	1	20000 (ack con4)	1.69013
(ack con3)	1.26522	(ack con6)	1.55092	(ack con2)	1.93033

Tabela 5.10- Resultado do teste da configuração 1

A seguir mostra-se a influência das modificações dos diversos parâmetros do sistema: o tamanho máximo do pacote, o tamanho da janela de reconhecimento e o tipo de serviço. O critério adotado para avaliação da escalonabilidade foi o de Saturação das mensagens. Nas tabelas, a não escalonabilidade do conjunto é ressaltada através do destaque aos valores de Saturação com valor maior que a unidade.

5.6.1 Modificação em P_{max}

As configurações 1 e 2 são propostas reduzindo-se o valor de P_{max} para todos os nós conforme a tabela 5.11. Os resultados comparados da aplicação do teste entre as configurações são apresentados na tabela 5.12.

	Configuração Inicial	Configuração 1	Configuração 2
Parâmetro do sistema	$P_{max}=\{780,900,382\}$	$P_{max}=\{382,382,382\}$	$P_{max}=\{100,100,100\}$

Tabela 5.11 - modificação introduzida no parâmetro de sistema P_{max}

Nó 1	inicial	Config 1	Config 2	melhor
Período da mensagem	Saturação	Saturação	Saturação	
15000	0.793467	0.741733	0.711067	Config 2
40000	0.905745	0.896043	0.887209	Config 2
76900	0.898821	0.894512	0.889905	Config 2
83300	0.998496	0.995542	0.999201	Config 2
36900(ack con5)	0.911033	0.898433	0.8835	Config 2
(ack con3)	1.26522	1.2566	1.26271	Config 2

Nó 2	inicial	Config 1	Config 2	melhor
Período da mensagem	Saturação	Saturação	Saturação	
20000	1.17733	1.1196	1.1016	Config 2
40000	1.178	1.13787	1.1316	Config 2
76900	1.1388	1.10883	1.1052	Config 2
83300	1.15691	1.1272	1.12504	Config 2
15000 (ack con1)	1	1	1	idem
(ack con6)	1.55092	1.52121	1.51799	Config 2

Nó 3	inicial	Config 1	Config 2	melhor
Período da mensagem	Saturação	Saturação	Saturação	
36900	1.61835	1.37658	1.37815	Config 1
40000	1.56451	1.32477	1.31773	Config 2
76900	1.53137	1.30662	1.30343	Config 2
83300	1.54103	1.31628	1.31393	Config 2
20000 (ack con4)	1.69013	1.39047	1.368	Config 2
(ack con2)	1.93033	1.70235	1.7082	Config 1

Tabela 5.12- Quadro comparativo das configurações testadas

As modificações introduzidas diferenciam as configurações somente pelo tamanho máximo de pacote associado a cada nó. A diminuição do tamanho do pacote implica em uma maior “preemptabilidade” da tarefa associada ao nó que envia as mensagens e uma redução do tempo máximo de bloqueio por inversão de prioridade. Do ponto de vista da Saturação das mensagens, observa-se que os nós 2 e 3 não possuem banda suficiente alocada para a transmissão de suas mensagens e isto implica em não escalonabilidade de suas mensagens. Portanto, as modificações no tamanho do pacote não foram suficientes para atender o requisito de atraso máximo.

5.6.2 Modificação no tamanho da janela de reconhecimento

Modificações no tamanho da janela de reconhecimento são introduzidas (tabela 5.13) e os resultados comparados novamente. Nas tabelas 5.14 (a), (b) e (c) as configurações 3,4,5 são obtidas a partir de modificações no tamanho da janela de reconhecimento. Ressalta-se aqui a cada nova configuração deve ser recalculada a alocação de banda aos nós uma vez que a carga de mensagens do sistema muda.

	Configuração 2	Configuração 3	Configuração 4	Configuração 5
Parâmetros de sistema	m={3,1,1,3,3,1}	m={4,1,1,4,4,1}	m={5,1,1,5,5,1}	m={6,1,1,6,6,1}

Tabela 5.13 - modificações no tamanho da janela nas configurações 3,4 e 5

Nó 1	inicial	Config 3	Config 4	Config 5	melhor
período da msg	Saturação	Saturação	Saturação	Saturação	
15000	0.793467	0.7108	0.7108	0.710667	Config 5
40000	0.905745	0.676133	0.676133	0.676	Config 5
76900	0.898821	0.874733	0.791585	0.68292	Config 5
83300	0.998496	0.98228	0.900881	0.88636	Config 5
(ack con5)	0.911033	0.87208	0.783541	0.778813	Config 5
(ack con4)	1.26522	1.24208	1.16482	1.14608	Config 5

Nó 2	inicial	Config 3	Config 4	Config 5	melhor
período da msg	Saturação	Saturação	Saturação	Saturação	
20000	1.17733	0.742533	0.742267	0.742267	Config 5
40000	1.178	0.9514	0.724933	0.724933	Config 5
76900	1.1388	0.929233	0.890293	0.890267	Config 5
83300	1.15691	0.954033	0.910133	0.910107	Config 5
(ack con1)	1	1	0.868027	0.868	Config 5
(ack con6)	1.55092	1.36139	1.29414	1.29421	Config 5

Nó 3	inicial	Config 3	Config 4	Config 5	melhor
período da msg	Saturação	Saturação	Saturação	Saturação	
36900	1.61835	0.900533	0.9008	0.901067	Config 4
40000	1.56451	0.933867	0.934133	0.9344	Config 4
76900	1.53137	1.12899	1.06433	0.938504	Config 5
83300	1.54103	1.13739	1.07483	1.04251	Config 5
(ack con3)	1.69013	1.12595	1.07575	1.03411	Config 5
(ack con2)	1.93033	1.52842	1.49445	1.43697	Config 5

Tabela 5.14- Quadro comparativo das configurações testadas

As modificações introduzidas diferenciam as configurações somente pelo tamanho da janela de reconhecimento associada a cada conexão. Neste caso, assume-se que os buffers são suficientes para receber o mesmo número de mensagens do tamanho da janela de reconhecimento. O tamanho da janela de reconhecimento inicial é igual ao do número de mensagens na conexão e foi sendo aumentado gradativamente.

Embora o aumento do tamanho da janela signifique uma redução da carga de mensagens e implique em uma melhora dos níveis de saturação individual das mensagens, houve somente redução de saturação abaixo do limite máximo para duas mensagens em relação à configuração anterior. Portanto, as modificações no tamanho da janela não foram suficientes para atender o requisito de atraso máximo.

5.6.3 Modificação no tipo de serviço

Segundo a metodologia, novas configurações devem ser obtidas através de uma mudança no tipo de serviço. Inicialmente escolhe-se para o envio através do serviço de resposta imediata (no caso ACK imediato). As tabelas 5.15, 5.16 e 5.17(a),(b) e (c) caracterizam estas configurações.

	Configuração 5	Configuração 6	Configuração 7	Configuração 8
serviço	tipo 2: conexões 1,2,3,4,5,6 $m=\{6,1,1,6,6,1\}$	<u>resposta imediata:</u> ex-conexões 2, 3 e 6 <u>tipo 2:</u> conexões 1,4 e 5 $m=\{6,6,6\}$	<u>resposta imediata:</u> ex-conexões 1, 4 e 5 <u>tipo 2:</u> conexões 2, 3 e 6 $m=\{2,2,2\}$	<u>resposta imediata</u> para todas as conexões

Tabela 5.15 (a) - Modificações das configurações 6, 7, 8

configuração	Conexão	1	4	5
6	IT_{m+1}	45.000	76900	76900

configuração	Conexão	2	3	6
7	IT_{m+1}	166600	166600	166600

Tabela 5.16 (b) - valores de IT_{m+1} calculados para cada conexão da rede nas configurações 6 e 7

Configuração	Nó 1	Nó 2	Nó 3
6	3140	3483	875
7	3142	3470	886
8	3150	3458	890

Tabela 5.17 (c) - Alocação de Banda para as configurações 6, 7 e 8

A alteração do tipo de serviço com o envio de ACKs de forma imediata evita a ocorrência de “release jitter” associados às mensagens esporádicas (ACKs das mensagens periódicas). Por consequência, tem-se um aumento proporcional no número de mensagens escalonáveis no sistema. Considera-se no caso de resposta imediata que o ACK seja uma extensão da mensagem enviada. Por exemplo, uma mensagem cujo tempo previsto de uso do recurso para sua transmissão seja $780\mu s$ passa a ser $780+25\mu s$ onde $25\mu s$ é o tempo para envio

da resposta reservado para tanto pelo solicitador da resposta. Os resultados dos testes são comparados nas tabelas 5.18 (a),(b) e (c).

Nó 1	Config 5	Config 6	Config 7	Config 8	melhor
período da msg	Saturação	Saturação	Saturação	Saturação	
15000	0.710667	0.710667	0.713733	0.712667	igual 5 e 6
40000	0.676	0.676	0.678567	0.6775	igual 5 e 6
76900	0.68292	0.68292	0.685587	0.68452	igual 5 e 6
83300	0.88636	0.886693	0.793133	0.7924	Config 7
(ack con5)	0.778813	0.778813	0.910836	-	igual 5 e 6
(ack con4)	1.14608	-	-	-	-

Nó 2	Config 5	Config 6	Config 7	Config 8	melhor
período da msg	Saturação	Saturação	Saturação	Saturação	
20000	0.742267	0.742267	0.746333	0.747933	igual 5 e 6
40000	0.724933	0.724933	0.729467	0.731067	igual 5 e 6
76900	0.890267	0.890267	0.752067	0.752333	Config 7
83300	0.910107	0.910573	0.771907	0.77264	Config 7
(ack con1)	0.868	0.868	0.958787	-	igual 5 e 6
(ack con6)	1.29421	-	-	-	-

Nó 3	Config 5	Config 6	Config 7	Config 8	melhor
período da msg	Saturação	Saturação	Saturação	Saturação	
36900	0.901067	0.901067	0.900433	0.8999	Config 7
40000	0.9344	0.9344	0.934933	0.9344	igual 5 e 6
76900	0.938504	0.938504	0.939185	0.752333	igual 5 e 6
83300	1.04251	1.04284	0.947947	0.938652	Config 7
(ack con3)	1.03411	1.03411	1.1293	-	igual 5 e 6
(ack con2)	1.43697	-	-	-	-

Tabela 5.15- Quadro comparativo das configurações testadas

Neste caso, todas as mensagens são escalonáveis para a configuração 8 (todas as mensagens servidas com o serviço LLC tipo 3 e MAC resposta imediata). Com este tipo de serviço, o tempo gasto com o envio de ACKs e o atraso imposto pelo release jitter devido à espera da chegada da mensagem considerados na construção do teste são minimizados porque o envio de mensagens de ACKs se faz na banda alocada para o próprio nó emissor da mensagem a ser reconhecida.

Esta configuração não é a única que atende o requisito de atraso máximo. A busca poderia ser estendida em outras direções como por exemplo, alterando-se ainda a alocação de banda aos nós. No entanto, a premissa deste exemplo de configuração de suporte de comunicação é a de uso de um esquema de alocação de banda único (proporcional normalizado) e de busca de novas configurações a partir do escalonamento ao nível de nós (o segundo nível de escalonamento determinado pela arquitetura escolhida).

5.7 Conclusões

As recomendações apresentadas neste capítulo estabelecem as linhas guias de aplicação da metodologia proposta. Critérios são estabelecidos para um suporte de comunicação genérico e exemplos para um suporte de comunicação específico caracterizam as principais dificuldades para a construção dos testes de escalonabilidade.

A contribuição principal deste capítulo é o detalhamento do processo de construção dos testes de escalonabilidade de mensagens transmitidas através de outros serviços de comunicação que não o sem reconhecimento e sem conexão. São explicitados os problemas oriundos da combinação de serviços MAC e LLC e discutidos os aspectos da sobrecarga devida aos ACKs adicionados à carga de mensagens original do sistema.

Nos exemplos apresentados, uma nova alocação de banda ocorre sempre que uma carga adicional for imposta por serviços com reconhecimento. O esquema de alocação de banda foi mantido fixo para todas as configurações (proporcional normalizado) para que estas pudessem ser comparadas sob os mesmos critérios. Do ponto de vista da metodologia, uma mudança no critério de alocação de banda é considerada como uma mudança na política de escalonamento do sistema de comunicação (no caso específico do exemplo, no nível identificado na seção 3.3 deste capítulo como o primeiro nível). Como o tipo de serviço escolhido para a transmissão de mensagens não é levado em conta nos esquemas de alocação de banda citados na literatura, a metodologia proposta nesta tese apresenta-se então como uma importante ferramenta para avaliação desta questão para novos esquemas.

A interpretação dos resultados obtidos nos testes de escalonabilidade e que conduzem as modificações da configuração são exemplificados a partir da aplicação da metodologia. Embora a configuração encontrada a partir do uso da metodologia satisfaça os requisitos do usuário, esta não necessariamente é a única. No entanto, a sistemática proposta para a configuração nos permite avaliar várias configurações em termos da quantidade e do grau de escalonabilidade das mensagens a partir dos valores de Saturação individual destas (ou do pior caso de atraso destas). Esta característica permite ao usuário uma visão geral da carga do sistema. Portanto, a tomada de decisões sobre modificações que devem ser introduzidas na configuração são baseadas na figura de mérito (S_{max}) que possibilita uma avaliação sobre uma degradação ou na melhora do sistema em termos de escalonabilidade.

CAPÍTULO 6

Conclusões

6.1 Introdução

Este capítulo resume as principais contribuições decorrentes do estabelecimento da metodologia de configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos descrita nesta tese. Após um sumário da tese, são apresentadas as suas contribuições e estas discutidas no contexto de sistemas de comunicação tempo-real. Finalmente, são apontadas algumas direções para futuros trabalhos, decorrentes dos resultados obtidos neste trabalho.

6.2 Sumário da Tese

Esta tese apresenta uma metodologia de configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos particularizada para aplicações em redes locais. Ela baseia-se na análise de requisitos de comunicação do usuário especificados em termos de qualidade dos serviços de comunicação e em técnicas de análise de escalabilidade de mensagens. A sistemática proposta para escolha dos parâmetros do sistema de comunicação, política de escalonamento, serviços e protocolos de comunicação permite que modificações sejam efetuadas de forma sistemática a partir de uma configuração inicial visando garantir o atendimento dos requisitos de QoS especificados. Para tanto, um framework unificado é estabelecido nesta tese para análise da influência de cada um dos parâmetros configuráveis do suporte.

O capítulo 1 estabelece o contexto deste trabalho, que trata de sistemas tempo-real críticos e a problemática de configuração do suporte de comunicação destes sistemas. As limitações das metodologias de configuração conhecidas são discutidas, apontando para uma nova proposta de metodologia que supera estas limitações.

A metodologia proposta é apresentada no capítulo 2 e fundamenta-se na relação entre os parâmetros de QoS e os parâmetros do sistema de comunicação e no cálculo dos limitantes destes parâmetros para análise da garantia através de testes de escalabilidade. Esta relação se faz a partir da definição de uma estrutura de níveis de QoS mapeando parâmetros de QoS e do

sistema de comunicação e calculando o valor limite (limitante calculado) para o parâmetro de QoS analisado. O cálculo deste limite se faz para um suporte de comunicação de comportamento temporal conhecido submetido a uma carga estática de mensagens de características de tráfego conhecidas a priori e considera o uso de políticas de escalonamento para o envio das mensagens de prioridade fixa na execução do serviço aceito. Uma comparação do valor calculado com o valor especificado pelo usuário para o parâmetro de QoS determina se é possível ou não atender de forma garantida o requisito de comunicação analisado. A análise do resultado da aplicação do teste de escalonabilidade de mensagens conduz as possíveis modificações da configuração.

O capítulo 3 estabelece uma arquitetura de referência para sistemas tempo-real críticos, a Arquitetura de Rede Local para Sistemas Tempo-Real Críticos (ARTC), tendo em vista a aplicação da metodologia. Um cuidadoso estudo das restrições que devem ser impostas aos protocolos que implementam os serviços de comunicação necessários garante que os limitantes de parâmetros de QoS permaneçam dentro dos intervalos desejados. A arquitetura proposta procurou atender os aspectos não cobertos pelas propostas apresentadas em [Plei90] e [Arvi91] bem como incorporar suas contribuições.

O fornecimento de uma garantia a priori para o atendimento das restrições temporais das mensagens transmitidas em um dado sistema de comunicação implica na realização de uma análise de escalonabilidade destas mensagens para os recursos de comunicação do sistema. O conhecimento da operação dos protocolos que controlam o acesso aos recursos compartilhados do suporte de comunicação é um dos requisitos para a análise de escalonabilidade de mensagens tempo-real. Estes protocolos dependem da arquitetura de comunicação adotada para o sistema. Portanto, conhecidos a arquitetura, os serviços e protocolos, o conjunto de mensagens e a política de escalonamento usada na comunicação, é possível a realização de testes que permitam concluir sobre a escalonabilidade ou não destas mensagens para o suporte de comunicação. O capítulo 4 compara duas técnicas de construção destes testes de escalonabilidade ([Tind93] e [Sath93]) e as estende para abranger aspectos de implementação de serviços de comunicação não contemplados em trabalhos anteriores, tais como os serviços envolvendo reconhecimento.

A interpretação dos resultados encontrados nos testes efetuados é fundamental para direcionar a escolha de um algoritmo de escalonamento de mensagens, protocolo ou serviço de comunicação ou ajustar parâmetros do sistema de comunicação. No entanto, nem sempre é clara a influência de uma dada escolha em termos de escalonabilidade do conjunto de mensagens. Embora as principais influências de parâmetros de sistema sejam devidamente identificadas e

caracterizadas através da estrutura e mapeamento apresentados no capítulo 3, é importante a experiência anterior do projetista no estabelecimento de critérios para a escolha dos valores para os parâmetros do sistema. O capítulo 5 minimiza a necessidade desta experiência através de recomendações que estabelecem as linhas guias de aplicação da metodologia proposta. Critérios são estabelecidos para um suporte de comunicação genérico e um exemplo para um suporte de comunicação específico caracteriza as principais dificuldades para a construção dos testes de escalonabilidade e apresenta alternativas para superá-las.

6.3 Contribuições

No estudo da problemática de configuração do suporte de comunicação tempo-real no capítulo 1 foram identificadas as principais limitações das metodologias conhecidas para a configuração. Em comparação com estas metodologias, a proposta desta tese contribui no sentido de não se limitar a somente um aspecto da configuração do suporte como é o caso da metodologia proposta em [Tind93] (limitado à troca do algoritmo de escalonamento), ou das de [Sath93] e [Zhen93] (limitados aos parâmetros de protocolo) ou mesmo a um único tipo de serviço [Ferr90]. A proposta de metodologia apresentada neste trabalho permite a configuração do suporte em termos de serviços de comunicação determinados pela arquitetura de comunicação, o que proporciona ao projetista diferentes opções de confiabilidade oferecidas pela arquitetura adotada para o suporte.

Inicialmente, como resultado do estabelecimento de uma metodologia, podemos considerar como contribuições deste trabalho:

- o estabelecimento de um “framework” para tratar o problema de comunicação tempo-real baseado numa arquitetura de referência e na modelagem desta (mapeamento de requisitos de comunicação tempo-real em requisitos de QoS).
- a identificação das restrições impostas pela arquitetura de comunicação quando da configuração do suporte de comunicação.
- um método de escolha e aplicação de um modelo de análise de escalonabilidade de mensagens em redes locais levando em conta as restrições impostas pela arquitetura de comunicação

- a extensão de dois modelos de análise de escalonabilidade de mensagens em redes locais levando em conta as restrições impostas pela arquitetura de comunicação.
- uma abordagem para a configuração do suporte de comunicação que garanta atendimento dos requisitos de comunicação especificados pelo usuário.

No que diz respeito à utilização da análise de escalonabilidade na metodologia, destaca-se a elaboração de testes para o caso de transmissão de mensagens através de diferentes serviços LLC atuando simultaneamente como fundamental para a aplicação da metodologia apresentada nesta tese. A solução deste problema requereu a investigação das particularidades da modelagem e execução dos protocolos que suportam estes serviços. A construção dos testes de escalonabilidade de mensagens para que estes levem em conta o impacto do uso de diferentes tipos de serviço para a transmissão das mesmas constitui a contribuição maior. O estudo apresentado inclui o caso de rede sujeita a faltas durante a transmissão de mensagens e permite estender a análise de escalonabilidade para os casos onde a identificação e recuperação de faltas se faz para as transmissões realizadas através de serviço com reconhecimento. Estas contribuições se referem ao estudo apresentado no capítulo 4 e são resumidas abaixo:

- um estudo de análise de atendimento de QoS para dois requisitos (atraso máximo e taxa máxima de erros) a partir de modelos de análise de escalonabilidade de mensagens com prioridade fixa em sistemas com carga estática;
- a extensão dos modelos de Tindell e Sathaye para analisar a escalonabilidade de mensagens transmitidas por diferentes tipos de serviços de comunicação a nível de enlace de dados.
- a extensão do modelo de Sathaye para tratar as sobrecargas devidas a delay-jitter de mensagens e retransmissões de mensagens provocadas por faltas detectadas no sistema.

No processo de construção dos testes de escalonabilidade de mensagens transmitidas através de outros serviços de comunicação diferentes do sem reconhecimento e sem conexão, nem sempre fica evidente a influência dos parâmetros de sistema sobre a escalonabilidade. Esta tese contribui com o estabelecimento de critérios para a escolha de valores de parâmetros de sistema e orientações para a aplicação da metodologia nestes casos. Estes critérios e recomendações são resultado de uma análise detalhada dos problemas oriundos da combinação de serviços MAC e LLC, em particular aqueles advindos da sobrecarga devida aos ACKs

adicionados à carga de mensagens original do sistema. Desta análise resultou um guia de aplicação da metodologia proposta nesta tese, apresentado no capítulo 5 e que permite:

- o estabelecimento de critérios para fragmentação da mensagem a nível LLC;
- o estabelecimento de critério para ajuste do tamanho da janela de reconhecimento;
- propor a caracterização das sobrecargas devidas às mensagens de reconhecimento, serviços de resposta imediata e retransmissão de mensagens;
- a análise do esquema de alocação de banda “proporcional normalizado” em termos de envio de mensagens com serviços LLC com reconhecimento.

Finalmente, no que diz respeito a caracterização de uma arquitetura de comunicação tempo-real, uma estrutura é proposta para a representação dos requisitos de QoS em todos os níveis da arquitetura de comunicação adotada para o sistema. Além do mais, um mapeamento entre parâmetros de QoS e os parâmetros locais do sistema de comunicação caracteriza a influência destes últimos sobre os parâmetros de QoS especificados pelo usuário. Desta forma, se estabelece uma relação entre parâmetros do sistema e os parâmetros de QoS especificados. Da solução do problema de comunicação tempo-real através da adoção de uma arquitetura de referência (ARTC), as contribuições identificadas são:

- permitir ao usuário a especificação dos seus requisitos de comunicação através de parâmetros de QoS;
- não restringir o tipo de serviço que pode ser utilizado, isto é, as mensagens do tipo *guarantee-seeking* não são limitadas a serviços com conexão como nos casos de abordagens de canal tempo-real ou circuito virtual;
- permitir a escolha de diferentes graus de confiabilidade para a transmissão de mensagens do tipo “*guarantee-seeking*”;
- oferecer uma garantia de QoS a priori (em tempo de configuração) às mensagens do tipo “*guarantee-seeking*”.

6.4 Direções para futuros trabalhos

A metodologia estabelecida nesta tese pode ser aplicada para a o estudo de configuração de diferentes suportes de comunicação, embora o escopo de sua aplicação tenha sido limitado à redes locais. Futuros trabalhos devem abranger:

No que diz respeito à ferramentas:

- o desenvolvimento de uma ferramenta para configuração do suporte de comunicação em função da aplicação de sistema tempo-real;

No que diz respeito a metodologia:

- a análise de atendimento de requisitos de comunicação tempo-real com o uso de diferentes protocolos MAC deterministas no suporte de comunicação visando a escolha do suporte adequado para uma dada aplicação de sistema tempo-real crítico [Beus92] [Fons95];
- a análise de atendimento de requisitos de comunicação tempo-real com o uso de diferentes serviços de comunicação [Fons95];
- adaptação da metodologia para o caso de mensagens com “deadlines” maiores que o período, implicando no estudo de todos os casos de testes de escalonabilidade de mensagens para os diferentes serviços da arquitetura de referência.
- a análise de atendimento de requisitos de comunicação tempo-real com o uso de diferentes algoritmos de escalonamento adaptando a metodologia para o caso de mensagens escalonadas com o “earliest deadline first” ou outros não limitados à prioridade fixa. Isto implica em estudar todos os casos de testes de escalonabilidade de mensagens para os diferentes serviços da ARTC aplicando-se a técnica de construção de testes descrita em [Spur96] [Spur96a].
- a análise detalhada do problema de atendimento de outros requisitos de comunicação tais como delay jitter e vazão mínima [Zhen93];
- extensão da metodologia para abranger serviços de camadas superiores à de enlace de dados (ampliando o escopo da mesma inclusive para redes longa distância) desde que seja possível modelá-los em termos do seu tempo máximo de execução [Beus97];

No que diz respeito aos protocolos “Timed-Token”:

- desenvolvimento de novos esquemas de alocação de banda para protocolos “Timed Token” baseados em resultados de análise de escalonabilidade obtidos da aplicação das extensões das técnicas de construção de testes desenvolvidas nesta tese. Fica claro pela análise de escalonabilidade realizada que os esquemas de alocação de banda apresentados na literatura são limitados aos sistemas de comunicação que utilizam somente serviços sem reconhecimento pois não consideram ACKs e respostas imediatas na carga do sistema.

7. Anexo 1: caracterização de parâmetros QoS

O anexo 1 apresenta um exemplo de como parâmetros de QoS das camadas LLC e MAC de uma arquitetura podem ser caracterizados e mapeados. Detalhes sobre os termos que compõem as funções que caracterizam estes parâmetros são fornecidos quando necessários para o seu entendimento. O termo em negrito diferencia parâmetro de QoS de camada dos parâmetros de carga e de sistema.

Exemplo 1

Parâmetros da camada LLC:

atrasoLLC - função de: espera de ACK, bloqueioLLC, prioridade da mensagem, número de pacotes da mensagem, *atrasoMAC*, interferência devido ao envio de mensagens de maior prioridade, tamanho máximo do pacote LLC;

confiabilidade - função de: número de retransmissões a nível LLC;

delay jitter - função de: *atrasoLLC* da amostra anterior, *atraso LLC* da amostra atual.

Parâmetros da camada MAC:

confiabilidade - função de: número de retransmissões a nível MAC;

delay jitter - função de: *atrasoMAC* da amostra anterior, *atrasoMAC* da amostra atual;

atrasoMAC - função de: tempo de acesso ao meio, tempo de envio de quadro MAC, espera de resposta.

Observações:

- o **bloqueioLLC** representa o bloqueio máximo que uma mensagem sofre por inversão de prioridade. Seu valor depende do tamanho máximo do pacote LLC, atraso em buffers e se há overrun na camada MAC;
- a **espera de ACK** depende de como o envio do ACK é implementado e do tamanho da janela de reconhecimento especificada em tempo de estabelecimento de conexão;
- o **tamanho máximo do pacote LLC** é determinado em tempo de configuração do sistema e se o serviço de segmentação é implementado. Caso não haja segmentação, este termo é maior ou igual ao maior tamanho de mensagem encontrado no conjunto de mensagens a ser transmitido na rede;
- o **tempo de acesso ao meio** em *atrasoMAC* é um termo claramente dependente do protocolo de acesso ao meio e do tipo de serviço utilizado. Outros parâmetros específicos de protocolos LLC/MAC ou de uma dada implementação tais como **atraso em buffers** e “**overrun**” na **camada MAC** são encontrados na definição de parâmetros das camadas;
- a **interferência** devido ao envio de mensagens de maior prioridade, doravante denominado **interferência_i**, representa o tempo máximo que a mensagem de prioridade *i* aguarda na fila de transmissão antes ser enviada.

8. Anexo 2 : esquemas de Alocação de Banda

8.1 Os esquemas de alocação de banda

A atribuição do valor de HP para cada um dos nós da rede é determinado por um esquema de alocação de banda. Os esquema de alocação de banda para protocolos “Timed-Token” podem ser classificados como globais ou locais conforme o tipo de informação que utilizam para alocar HP_k .

No esquema local, caso hajam modificações nas características do conjunto de mensagens locais, o cálculo da garantia para estas mensagens não requer dados de outros nós para ser realizado. Portanto, esquema local é preferível do ponto de vista e gerenciamento da rede e recomendado para ambientes onde haja variação dinâmica da carga nos nós.

O esquema global a ocorrência de modificações em parâmetros do conjunto de mensagens de qualquer nó requer o recômputo de HP_k de todos os nós. Embora menos flexível que o anterior, a principal vantagem em relação ao esquema local é a sua capacidade maior de gerenciamento de tráfego.

Os esquemas de alocação de banda para sistemas de comunicação são tema de diversos trabalhos sobre comunicação tempo-real [Agra94] [Chen92a] [Chen94] [Malc93] [Malc94] [Malc95] [Malc95a] [Vasq96] [Zhan94].

8.2 As restrições para Garantia

A escolha de TTRT e HP_k para que haja garantia de entrega de mensagens antes dos seus deadlines requer a satisfação das seguintes restrições [Malc95]:

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

$$\sum_{k=1}^N HP_k < TTRT - \tau \quad [a.1]$$

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

$$\Lambda_{i,k} \leq t_{i,k} + D_{i,k} \quad [a.2]$$

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

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

8.3 A análise de Previsibilidade através de WCAU

Através da abordagem RM e seus testes baseados em utilização é possível avaliar se um esquema de alocação de banda garante o atendimento dos requisitos temporais das mensagens submetidas. Para tanto, a métrica WCAU (Worst Case Achievable Utilization) apresentado no capítulo 4 seção 2.2.2 é utilizada. As vantagens do uso desta métrica são [Zhang95]:

1. possibilita uma avaliação da previsibilidade do sistema - enquanto a utilização das mensagens estiver abaixo do limitante especificado pela métrica, o conjunto de mensagens periódicas têm para as suas mensagens o requisito de atraso fim-a-fim atendido (menor que o deadline da mensagem).
2. oferece uma medida de estabilidade - enquanto a utilização total é mantida abaixo do limitante especificado pela métrica, os parâmetros das mensagens podem ser livremente modificado.
3. simplifica o gerenciamento da rede - se assegurada que a utilização não ultrapassará o limite estabelecido o gerenciamento tem uma garantia que os deadlines das mensagens estão sendo respeitados.

A análise de U^* permite conduzir a configuração do protocolo (escolha de $TTRT$) de modo a se obter um sistema de comunicação que garanta o atendimento das restrições citadas anteriormente. A tabela A.1 resume alguns esquemas de alocação de banda e suas características.

esquema	cálculo de HP_k	WCAU	Escalonamento	Observações
Comprimento Total	$HP_k = C_i$	0	local	a banda alocada é igual ao tempo requerido para a transmissão da mensagem que chega no nó
Proporcional	$HP_k = \frac{C_i}{T_i}(TTRT - \tau)$	0	local	obedece a proporção entre comprimentos e períodos das mensagens
Partição igual (uniforme)	$HP_k = \frac{TTRT - \tau}{n}$	$\frac{1 - \frac{\tau}{TTRT}}{3n - \left(1 - \frac{\tau}{TTRT}\right)}$	global	divide igualmente a banda entre os nós
Proporcional Normalizada	$HP_k = \frac{\frac{C_i}{T_i}(TTRT - \tau)}{U_M}$	$\frac{1 - \frac{\tau}{TTRT}}{3}$	global	idem à proporcional mas normalizada em relação à utilização total da rede
Local 1	$HP_k = \left\lceil \frac{C_i}{\left[\frac{T_i}{TTRT}\right] - 1} \right\rceil$	$\frac{1 - \frac{\tau}{TTRT}}{3}$	local	usa o pior caso de número de vezes que a ficha visita um nó durante o período da mensagem.

Tabela A.1 - Esquemas de Alocação de Banda

9. Referências Bibliográficas

- [Agra94] G.Agrawal, B.Chen, W.Zhao, S.Davari: "Guaranteeing Synchronous Message Deadlines with Timed Token Protocol", *IEEE Transactions on Computers*, March 1994
- [Arvi91] K.Arvind, K.Ramamritham, J.Stankovic: "A Local Area Network Architecture for Communication in Distributed Real-Time Systems", *The Journal of Real-Time Systems*, 3, pp.115-147, 1991
- [Auds90] N.Audsley, A.Burns: "Real-Time System Scheduling", *Technical Report*, Real-Time Research Group, Department of Computer Science, University of York, 1990
- [Auds91] N.C.Audsley, A.Burns, M.F.Richardson, A.J.Wellings: "Hard Real-Time Scheduling: The Deadline Monotonic Approach", *Proceedings of the 8th IEEE Workshop on Real-Time Operating Systems and Software*, May 1991
- [Auds92] N.Audsley, Bhattacharyya, A.Burns, Fohler, Kantz, Kopetz, McDermid, Schutz, Zainlinger; "Timeliness - Summary and Conclusions" - Specification and Design for Dependability -*ESPRIT BRA Proj 3092* vol.2, May 1992
- [Auds93] N.C.Audsley: "Flexible Scheduling of Hard Real-Time Systems", *Ph.D. Thesis*, University of York, August 1993
- [Beus92] L. Beus-Dukic: "Scheduling Time Constrained Messages on MiniMAP", *Ph.D. Thesis*, University of York, July 1992
- [Beus97] L. Beus-Dukic: comunicação pessoal, 1997
- [Carm94] R.Carmo, F. Vasques, G.Juanole: "Real-Time Communication in a DQDB Network", *Proceedings of the Real-Time Systems Symposium*, San Juan- Puerto Rico, 1994
- [Clar92] D.Clark, S.Shenker, L.Zhang: "Supporting Real-Time Applications in a Integrated Service Packet Network: Architecture and Mechanism", *Proceedings of SIGCOMM*, pp.14-26, 1992
- [Chen92] B. Chen, W. Zhao: "Properties of the Timed Token Protocol", *Technical Report* - Texas A&M University, October -92

- [Chen92a] B.Chen, G.Agrawal, W.Zhao: "Optimal Synchronous Capacity Allocation for Hard Real-Time Communications with the Timed Token Protocol", *Proceedings of the 13th IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp.198-207, December 1992
- [Chen94] Biao Chen, Gopal Agrawal, Wei Zhao: "Optimal Synchronous Capacity Allocation for Hard Real-Time Communications with the Timed Token Protocol", - *Technical Report* - Texas A&M University, 1994
- [Day83] J.D.Day, H.Zimmermann: "The OSI Reference Model", *Proceedings of the IEEE*, vol.71,nº12, December 1983
- [Delt91] Delta4- "A generic Architecture for Dependable Distributed Computing", *ESPRIT II P2252*, 1991
- [Elna91] A.E.Elnakhal: "Effiziente Kommunikationsarchitekturen für zeitkritische Anwendungen in lokalen Rechnernetzen", Dr.rer.nat. Dissertation, Institut für systemorientierte Informatik, Fakultät für Informatik, Universität der Bundeswehr München, Dezember 1991
- [Ferr90] D.Ferrari: "Client Requirements for Real-Time Communications Services", *IEEE Communications Magazine*, pp.65-72, November 1990
- [Fons93] K.V.O.Fonseca, J-M Farines: "Uma Análise das Diversas Propostas de Atendimento dos Requisitos de Comunicação para Sistemas Tempo-Real em Sistemas de Manufatura", *Anais do Simpósio Brasileiro de Redes de Comunicação*, Campinas-SP Brasil, 1993
- [Fons94] K.V.O.Fonseca: "Uma proposta de arquitetura de comunicação tempo-real e de metodologia de configuração do suporte de comunicação de sistemas tempo-real críticos", Exame de Qualificação, LCMI- UFSC, Dezembro 1994
- [Fons95] K.V.O.Fonseca, J-M.Farines, J. Fraga: "Um estudo comparativo de técnicas de análise de escalonabilidade em um sistema de comunicação tempo-real", *Anais do Simpósio Brasileiro de Redes de Comunicação*, Fortaleza-CE Brasil, 1995
- [Fons95a] K.V.O.Fonseca: "Schedulability Analysis of a Fibre Channel Communication System", Technical Report - Electrical Engineering Department - Carnegie Mellon University, Junho de 1995
- [Jose86] Joseph, M., P.Pandya: "Finding Response Time in a Real-Time System", *The Computer Journal* (British Computer Society), 29 (5), October 1986, pp.390-395

- [Kett94] K.Kettler: "Scheduling Analysis of the Micro Channel Architecture for Multimedia Applications", *IEEE International Conference on Multimedia and Computing Systems*, Boston, 1994
- [Kett95] K.A.Kettler, J.K.Strosnider, E.J.Snow: "Real-Time Scheduling of Bus Structures for Multimedia Applications", submitted to the *IEEE Multimedia Magazine*
- [Kett96] K.A.Ketler, J.Lehoczky, J.Strosnider: "Modeling Bus Scheduling Policies for Real-Time Systems", *IEEE Real-Time Industrial Applications Symposium*, Chicago, 1995
- [Kope92] H.Kopetz: "Real-Time and Real-Time Systems", *Advanced Course on Distributed Systems*, July 1992, Estoril- Portugal
- [Kope94] H.Kopetz: "TTP- A Protocol for Real-Time Systems", *IEEE Computer*, pp.14-23, January 1994
- [Leho90] J.Lehoczky: "Fixed Priority Scheduling of Periodic Task Sets with Arbitrary Deadlines". *11th Real-Time Systems Symposium*, December 90
- [Leun82] J.Y.Leung, J.Whitehead: "On the Complexity of Fixed-Priority Scheduling of Periodic, Real-Time Tasks", *Performance Evaluation*, 2 (4), pp.237-250, December 1982
- [Liu73] C.L.Liu, J.W.Layland: "Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard real-time environment". *JACM*, 20 , pp.460-461, 1973
- [Malc93] N.Malcolm, W.Zhao: "Use of the Timed Token Protocol for Real-Time Communications" - *Technical Report* - Texas A&M University, 1993
- [Malc94] N.Malcolm, W.Zhao: "The Timed-Token Protocol for Real-Time Communications", *IEEE Computer*, pp.35-41, January 1994
- [Malc95] N.Malcolm, W. Zhao: "Hard Real-Time Communications in a Multiple Access Networks"- *Technical Report* - Texas A&M University, 1994
- [Malc95a] N.Malcolm, W.Zhao: "Hard Real-Time Communications in Multiple-Access Protocols", *Real-Time Systems*, pp. 35-77, January 1995
- [Plei90] P.Pleinavaux: "Architecture de Communication pour le Temps Reel Strict", *Ph.D. Thesis* n°892, Ecole Polytechnique Federale de Lausanne, 1990

- [Rama88] K.Ramamritham, J.A.Stankovic: "Time-Constrained Communication Protocols for Hard Real-Time Systems", *Technical Report*, Department of Computer and Information Science, University of Massachusetts, 1988
- [Rama94] K. Ramamritham, J.A.Stankovic: "Scheduling Algorithms and Operating Systems Support for Real-Time Systems", *Proceedings of the IEEE*, vol.82, n1, pp.55-67, January 1994
- [Ram92] J.Ramaekers, G.Ventre: "Quality of service Negotiation in a Real-Time Communication Network", *Technical Report TR-92-023*, Computer Science, University of California at Berkeley-CA, April 1992
- [Rzeh89] H.Rzehak, A.Elnakhal, R.Jaeger: "Analysis of Real-Time Properties and Rules for Setting Protocols Parameters of MAP Networks", *Real-Time Systems*, 1, 3, pp.221-241, 1989
- [Oliv94] R.S.Oliveira : "O emprego da computação imprecisa em sistemas de tempo-real distribuídos", exame de qualificação, LCMI- UFSC, dezembro 1994
- [Sath93] S.Shirish Sathaye, W.S.Kish, J.K.Strosnider: "Scheduling Real-Time Traffic in Packet-Switched Networks", *Ph.D thesis*, Carnegie-Mellon University, Pittsburgh, 1993
- [Sath93a] S.Shirish Sathaye, W.S.Kish, J.K.Strosnider: "Responsive Aperiodic Services in High Speed Networks", *DCS 1993*, Pittsburgh, 1993
- [Sath94] S.S.Sathaye, J.K.Strosnider: "A Real-Time Scheduling Framework for Packet-Switched Networks", *Proceedings of the 14^o IEEE International Conference on Distributed Computing Systems*, Poznan-Poland, 182-191, June 21-24, 1994
- [Sha90] L.Sha, R.Rajkumar, J.Lehoczky: "Priority Inheritance Protocols: An Approach to Real-Time Synchronization", *IEEE Transactions on Computer*, 39 (9), pp.1175-1185, September 1990
- [Sha94] M. Klein, J.Lehoczky, R.Rajkumar: "Rate-Monotonic Analysis for Real-Time Industrial Computing", *IEEE Computer*, pp.24-32, January 1994
- [Spru89] B.Sprunt, L.Sha, J. Lehoczky: "Aperiodic Task Scheduling for Hard Real-Time Systems", *The Journal of Real-Time Systems*, Vol.1, pp.27-60, 1989
- [Spur96] M. Spuri: "Analysis of Deadline Scheduled Real-Time Systems", *Rapport de recherche n2772*, INRIA, Januar 1996
- [Spur96] M. Spuri: "Holistic Analysis for Deadline Scheduled Real-Time Distributed Systems", *Rapport de recherche n2873*, INRIA, Avril 1996

- [Stem91] M.R.Stemmer: "Einsatzmöglichkeiten digitaler Feldbussysteme in geschlossenen, maschineninternen Regelkreisen- ein Beitrag zur Automatisierung der Qualitätsprüfung", *Dr.ing. Dissertation*, Fakultät für Maschinenwesen der Rheinisch-Westfälischen Technischen Hochschule Aachen, 1991
- [Stros89] J.Strosnider: "Responsive, Deterministic IEEE 802.5 Token Ring Scheduling", *Real-Time Systems*, vol.1, pp.133-158, 1989
- [Tann89] A.S.Tannenbaum: "Computer Networks", 2d edition, Amsterdam, *Prentice-Hall International*, 1989
- [Tawb94] W.Tawbi, E. Horlait, L.F.Daoui : "Distributed Multimedia Systems Quality of Service in Multimedia Systems", *INRIA Rapport n* , 1992
- [Tind93] K.W.Tindell: "Fixed Priority Scheduling of Hard Real-Time Systems", *Ph.D. Thesis*, University of York, December 1993
- [Tind93a] K.W.Tindell, H.Hansson, A.J.Wellings: "Analysing Real-Time Communications: Controller Area Network (CAN)", *Proceedings of the Real-Time Systems Symposium*, San Juan, Puerto Rico, December 1994
- [Tind94] K.W.Tindell, A.Burns, A.Wellings: "Calculating Controller Area Network (CAN) Message Response Times", *Technical Report* - University of York, 1994
- [Tind95a] K.W.Tindell, A.Burns: "Guaranteed Message Latencies for Distributed Safety-Critical Hard Real-Time Control Networks", *Proceedings of the First International CAN Conference*, Mainz, Germany, September 1994
- [Tind95] K.W.Tindell, A.Burns, A.Wellings: "Analysis of Hard Real-Time Communications", *Real-Time Systems*, 1995
- [Zhan94] S.Zhang and A.Burns: "Timing Properties of the Timed Token Protocol", *Technical Report YCS 243*, - University of York, 1994
- [Vasq96] F. Vasques: "Sur l'intégration de mécanismes d'ordonnancement et de communication dans la sous-couche MAC de réseaux locaux temps réel", *Dr.thesis*, LAAS, Setembro1996
- [Zhan94] S.Zhang and A.Burns: "ECMA- An Optimal Synchronous Bandwidth Allocation Scheme for Guaranteeing Synchronous Message Deadlines with the Timed Token Protocol in a FDDI Network" - *Technical Report YCS 244*- University of York, 1994

- [Zhen93] Q.Zheng and K.G.Shin: "Real-Time Communication in Local Area Ring Networks",
Proceedings of the 17th Conference on Local Computer Networks, 1993
- [Zhen93a] Q.Zheng: "Real-Time Fault-Tolerant Communication in Computer Networks", *Ph.D*
Thesis, University of Michigan, 1993