

EDUARDO SILVEIRA OLIVEIRA

**INFLUÊNCIA DO AUMENTO DA UTILIZAÇÃO DA LARGURA DA BANDA
PASSANTE DA REDE DE COMUNICAÇÃO DE UM VEÍCULO AUTOMOTIVO**

**Dissertação apresentada à Escola
Politécnica da Universidade de São Paulo
para obtenção do Título de Mestre em
Engenharia Automotiva.**

**Orientador:
Prof. Dr. Lucas Antônio Moscato**

**São Paulo
2006**

Livros Grátis

<http://www.livrosgratis.com.br>

Milhares de livros grátis para download.

FICHA CATALOGRÁFICA

Oliveira, Eduardo Silveira
Influência do aumento da utilização da largura da banda pas-
sante da rede de comunicação de um veículo automotivo / E.S.
Oliveira. -- São Paulo, 2006.
p.

Trabalho de curso (Mestrado Profissionalizante em Engenha-
ria Automotiva) - Escola Politécnica da Universidade de São
Paulo.

1.Sistema de comunicação veicular 2.Protocolo de comunica-
ção serial digital I.Universidade de São Paulo. Escola
Politécnica II.t.

Dedico este trabalho à minha esposa Fabiana, pela paciência, compreensão e incentivo, à minha filha Laura, que nasceu durante o curso, aos meus pais Antônio e Delúdia e às minhas irmãs Gisele e Rejane, pelo apoio irrestrito. Dedico também a Deus, que sempre está presente em minha vida, direcionando-me para o melhor caminho.

AGRADECIMENTOS

Ao meu orientador, o Prof. Dr. Lucas Antônio Moscato, pela orientação e diretrizes precisas, pela paciência e pela colaboração.

Ao Prof. Dr. Fábio Takase, pela colaboração e sugestões muito importantes para o sucesso do trabalho.

Aos meus amigos de curso Rogério Gimenez, Jairo Lima de Souza, Flávio Liviero e José Maria Muniz, pelo apoio, pelas caronas e pelas horas dedicadas de estudo e trabalho.

Aos amigos da Scania da Suécia, Daniel Thuresson, Niklas Bruce e Jonny Johansson pelo interesse do meu desenvolvimento e suporte ao meu trabalho.

Ao amigo Marcelo Saravalle, pela ajuda nas medições no caminhão e pelo conhecimento em CAN.

Ao Prof. Dr. Roger Johansson, da Universidade Chalmers, em Gotemburgo, na Suécia, pelo profundo conhecimento em sistemas *X-By-Wire*.

Aos meus cunhados Dorival Spolon e Fábio Medeiros, aos meus sogros, o Sr. Gilberto Nascimento e Dna. Lúcia Medeiros, à minha co-cunhada, Carla Nascimento e ao filho do meu cunhado Dorival, Leandro Spolon, pelo suporte e torcida pelo sucesso.

Ao Prof. Dr. Max Mauro, da Universidade Leste de Minas Gerais, pelo profundo conhecimento e suporte em CAN.

Aos demais colegas da Scania, que me ajudaram no desenvolvimento desse trabalho.

RESUMO

A dependência do uso de computadores em veículos automotivos tem crescido muito nos últimos 20 anos, desde o desenvolvimento do primeiro sistema eletrônico de segurança ativa, o ABS. No entanto, novos sistemas e novas funções são adicionadas a cada ano e sistemas de aeronaves, tais como *Fly-By-Wire*, *Brake-By-Wire*, *Steer-By-Wire*, caracterizados por serem sistemas críticos de segurança (*safety-critical*), nos quais os sistemas puramente mecânicos dão lugar a sistemas mecatrônicos, começam a ser utilizados em veículos terrestres, que demandam alta taxa de transmissão de mensagens, determinismos, redundância e mecanismos de detecção de falhas. Um caminhão Scania contém atualmente mais de 20 computadores embarcados ou ECUs (Electronic Control Unit \equiv Unidade Eletrônica de Controle), que controlam as diversas funções utilizadas para sua aplicação. Estima-se que, em dez anos, esse número venha a crescer ainda mais e que, no futuro, sistemas *X-By-Wire* também serão contemplados em veículos pesados, como os caminhões. Sendo assim, faz-se necessária uma avaliação dos protocolos atualmente utilizados pela Scania para saber se as novas demandas serão atendidas. Esse trabalho tem como objetivo estudar a influência do aumento da demanda de mensagens na largura da banda passante do sistema de comunicação de um veículo pesado e propor alternativas para a solução do problema.

ABSTRACT

The dependence of the use of electronics in automotive vehicles has increased a lot in the last twenty years, since the development of the first active safety system called ABS. However, new systems and new functions are developed each year and systems from airplanes, such as *Fly-By-Wire*, *Brake-By-Wire*, *Steer-By-Wire*, characterized as safety-critical, in which systems purely mechanical are replaced by mechatronic ones, start to be implemented in ground vehicles as well, raising demands for fast communication, determinism, redundancy and fault tolerances mechanisms. A Scania truck has more than twenty built-in computers or ECUs (Electronic Control Units), which control all functions used for a truck application. The forecast for the next ten years is that the number of ECUs will increase even more and, *X-By-Wire* systems will also be implemented in trucks. Therefore, it is necessary to evaluate today's communication protocols used by Scania to know whether the new demands will be fulfilled. This thesis has the objective to check the influence of the messages increase in the bandwidth of a heavy truck communication system and propose alternatives to solve the problem.

SUMÁRIO

LISTA DE FIGURAS

LISTA DE ABREVIATURAS

LISTA DE TABELAS

1. INTRODUÇÃO.....	1
1.1. MOTIVAÇÃO	1
1.2 DESCRIÇÃO DO PROBLEMA.....	2
1.3 OBJETIVOS.....	2
1.4 MÉTODO.....	2
1.5 ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO	3
2. SISTEMAS EMBARCADOS DE COMPUTADORES	5
2.1 INTRODUÇÃO	5
2.2 SISTEMAS DE COMPUTAÇÃO	5
2.3 REDES DE COMPUTADORES.....	8
2.4 ESTRUTURA FÍSICA – TOPOLOGIAS.....	9
2.4.1 Linhas de Comunicação.....	9
2.5 TRANSMISSÃO DE INFORMAÇÃO.....	14
2.5.1 Informação e Sinal.....	14
2.5.2 Banda Passante	14
2.5.3 Multiplexação e Modulação.....	16
2.5.3.1 Multiplexação na Frequência.....	17
2.5.3.2 Multiplexação no Tempo	18
2.5.3.2.1 TDM Síncrono	18
2.5.3.2.2 TDM Assíncrono	20
2.5.3.3 Codificação e Transmissão de Sinais Digitais.....	20
2.5.3.3.1 Transmissão Assíncrona	21
2.5.3.3.2 Transmissão Síncrona.....	22

2.5.3.4	Técnicas de Detecção de Erros	23
2.5.3.4.2	CRC	24
2.6	ARQUITETURAS DE REDES DE COMPUTADORES.....	24
2.6.1	Introdução	24
2.6.2	O Modelo OSI da ISO	25
2.6.2.1	Nível Físico.....	26
2.6.2.2	Nível de Enlace de Dados.....	27
2.6.2.3	Nível de Rede.....	27
2.6.2.4	Nível de Transporte	27
2.6.2.5	Nível de Sessão.....	28
2.6.2.6	Nível de Apresentação.....	28
2.6.2.7	Nível de Aplicação.....	29
2.6.2.8	Transmissão de dados no Modelo OSI	29
2.7	PROTOCOLOS DE ACESSO AO MEIO	30
2.7.1	Acesso Baseado em Contenção	30
2.7.1.1	CSMA/CD	30
2.7.2	Acesso Ordenado sem Contenção	31
2.7.2.1	Acesso por <i>Slot</i>	31
2.8	O CAN – CONTROLLER AREA NETWORK	32
2.8.1	Principais Características do CAN	34
3.	ESCALONAMENTO	36
3.1	PROCESSOS.....	36
3.1.1	Modelo de Processos	36
3.1.2	Hierarquia de Processos.....	36
3.1.3	Estados de Processos	37
3.2	THREADS.....	39
3.2.1	Modelo de <i>Thread</i>	39
3.2.2	O uso de <i>Threads</i>	40
3.3	COMUNICAÇÃO INTERPROCESSOS.....	41

3.3.1	Condição de disputa.....	41
3.3.2	Regiões críticas	42
3.3.3	Exclusão mútua com espera ociosa	43
3.3.3.1	Desabilitando interrupções	43
3.3.3.2	Variáveis de impedimento	44
3.3.3.3	Alternância obrigatória	44
3.3.3.4	Solução de Peterson	45
3.3.4	Dormir e acordar	45
3.3.5	Semáforos	47
3.4	ESCALONAMENTO.....	47
3.4.1	Comportamento do Processo	48
3.4.2	Quando escalonar.....	48
3.4.3	Categorias de algoritmos de escalonamento	49
3.4.3.1	Escalonamento por prioridades.....	50
3.4.3.2	Escalonamento em sistemas de tempo real.....	51
3.4.4	Teoria de Escalonamento geral de tempo real	53
3.4.4.1	Escalonamento por Taxa Monotônica	54
3.4.4.2	Escalonamento Prazo Mais Curto Primeiro.....	55
3.4.5	Análise de Escalonabilidade de uma Arquitetura Veicular CAN.....	57
3.4.5.1	Modelo de Mensagens CAN.....	58
3.4.5.2	Análise de Escalonamento	58
3.4.5.3	Cálculo do Tempo de Resposta para o Pior Caso.....	59
3.4.5.4	Pior Tempo de Resposta para Mensagens numa Rede CAN.....	61
4.	CONTROLLER AREA NETWORK.....	64
4.1	INTRODUÇÃO	64
4.2	PROTOCOLO DE NÍVEL SUPERIOR.....	64
4.2.1	Meio Físico	65
4.2.2	Interface Meio-Dependente (MDI).....	65
4.2.3	Meio Físico Anexo (PMA)	66

4.2.4 Sinais Físicos (PLS).....	66
4.2.5 Controle de Acesso ao Meio (MAC - Medium Access Control).....	66
4.2.6 Anexo do Meio Físico de Alta Velocidade (PMA)	66
4.2.7 Sinais Físicos (PLS).....	68
4.2.7.1 Tempo do Bit (Bit Timing).....	68
4.2.7.2 Sincronização do bit.....	69
4.2.7.3 Codificação do bit (Bit Encoding)	71
4.2.8 Controle de Acesso ao Meio (MAC)	71
4.2.8.1 Tipos de Formato de Mensagem.....	71
4.2.8.2 Estrutura da Mensagem – CAN 2.0B 29 Bits (ISO, 2003).....	75
4.1.8.3 Métodos de comunicação.....	77
4.2.8.4 Formato de Código (Bit Adicional – <i>Bit Stuffing</i>).....	78
4.2.8.5 Gerenciamento de Acesso ao Meio	78
4.2.8.6 Mecanismos de Detecção de Erro.....	78
4.2.8.7 Controle Lógico de Enlace – LLC	80
4.2.8.7.1 Filtragem de Aceitação	80
4.2.8.7.2 Notificação de Sobrecarga.....	80
4.2.8.7.3 Gerenciamento de Recomposição.....	81
4.2.8.8 Confinamento de Falha (<i>Fault Confinement</i>)	81

5. ANÁLISE DA INFLUÊNCIA DO AUMENTO DA CARGA DA BANDA

PASSANTE DA ARQUITETURA SESAMM.....	83
5.1 INTRODUÇÃO	83
5.2 ARQUITETURA DISTRIBUÍDA ATUAL - SESAMM.....	84
5.3 CÁLCULO DA LARGURA DA BANDA PASSANTE DA ARQUITETURA ATUAL SESAMM.....	87
5.4 CÁLCULO DO TEMPO DE RESPOSTA NO PIOR CASO (WCRT) DA ARQUITETURA ATUAL SESAMM.....	89
5.5 SIMULAÇÃO DINÂMICA COMPUTACIONAL DA ARQUITETURA ATUAL SESAMM NO TRUE TIME	93
5.6 ANÁLISE EXPERIMENTAL DA ARQUITETURA SESAMM NO FUTURO.....	97

5.6.1 Equipamentos Utilizados	97
5.6.2 Resultados Esperados	98
5.6.3 Coleta de Dados	99
5.6.4 Resultados das medições	100
5.6.5 Discussões.....	101
6. CONCLUSÕES	103
PESQUISAS FUTURAS.....	105
LISTA DE REFERÊNCIAS.....	106

LISTA DE FIGURAS

Figura 1 – Rede de Computadores.....	8
Figura 2 - Tipos de ligação física.....	9
Figura 3 - Comunicação Simplex	10
Figura 4 - Comunicação Half-Duplex	10
Figura 5 - Comunicação Full-Duplex	10
Figura 6 - Topologia em Estrela	11
Figura 7 - Topologia em Barra.	12
Figura 8 - Topologia em Árvore.....	13
Figura 9 - Topologia em Anel.....	13
Figura 10 - Meio físico com banda passante maior que a necessária para o sinal.....	16
Figura 11 - Multiplexação na frequência (FDM).....	17
Figura 12 - TDM síncrono.	18
Figura 13 - Desperdício de capacidade em sistemas com TDM síncrono.....	19
Figura 14 - TDM assíncrono.....	20
Figura 15 - Codificação NRZ.	21
Figura 16 - Caractere na transmissão assíncrona.....	22
Figura 17 - Níveis do Modelo OSI.	26
Figura 18 - Anel de <i>Slots</i> (ou segmentado).....	32
Figura 19 - Exemplo de um sistema multiplexado com diferentes velocidades de transmissão.....	33
Figura 20 - Estados de um processo.	38
Figura 21 - Modelo de escalonamento dos processos.....	38
Figura 22 - (a) Três processos, com <i>thread</i> individual. (b) Um processo com três <i>threads</i> .	40
Figura 23 - Dois processos tentando acesso simultaneamente.	41
Figura 24 - Exclusão mútua utilizando regiões críticas.....	43
Figura 25 - Exemplo de alternância obrigatória de dois processos.	44

Figura 26 - Exemplo de algoritmo de escalonamento agrupado em classes.	51
Figura 27 - Três processos periódicos.	54
Figura 28 - Comparativo entre os algoritmos RMS e EDF.	56
Figura 29 - Exemplo onde RMS falha.	57
Figura 30 - Subdivisões das Camadas de Enlace e Física conforme LNA ISO 8802-2 e ISO 8802-3.	65
Figura 31 - Valores de tensão para os estados “recessivo” e “dominante”.	67
Figura 32 - Modelo de Topologia especificada pela ISO 11898.	68
Figura 33 - Subdivisão de um tempo do bit (<i>Bit Timing</i>).	68
Figura 34 - Princípio da re-sincronização.	70
Figura 35 - Formato de Dados Base CAN 2.0A – 11 Bits.	73
Figura 36 - Formato de Dados Estendido CAN 2.0B – 29 Bits.	73
Figura 37 - Formato de erro.	74
Figura 38 - Espaço Interframe.	75
Figura 39 - Arquitetura veicular distribuída (SESAMM).	85
Figura 40- Implementação da arquitetura SESAMM no TrueTime.	94
Figura 41- Escalonamento de mensagens da arquitetura SESAMM no TrueTime.	95
Figura 42– Ampliação do instante em que há uma preempção maior de uma mensagem ao aumentarmos a carga do barramento.	96
Figura 43 - Equipamentos utilizados nas medições em um veículo Scania.	97
Figura 44 - Conexão da ferramenta de análise (CANalyzer) na central elétrica.	98
Figura 45 – Relatório de teste para a mensagem X.	100
Figura 46 – Número de mensagens perdidas em relação ao aumento da carga do barramento.	102

LISTA DE ABREVIATURAS

ABS	- Antilock Brake System
ACK	- Acknowledge
APS	- Air Processing System
BMS	- Brake Management System
CAN	- Controller Area Network
CAN_H	- CAN High
CAN_L	- CAN Low
COO	- Coordinator
CPU	- Central Processing Unit
CRC	- Cyclic Redundancy Check
CSMA	- Carrier Sense Multiple Access
CSMA/CA	- CSMA with Collision Avoidance
CSMA/CD	- CSMA with Collision Detection
DA	- Destination Address
DLC	- Data Logic Control
DP	- Data Page
DS	- Directory Service
ECU	- Electronic Control Unit
EDF	- Earliest Deadline First
EMS	- Engine Management System
EOF	- End of Frame

E/S	- Dispositivos físicos para entrada e saída
ET-CAN	- Event-Triggered CAN
FCS	- Frame Check Sequence
FDM	- Frequency Division Multiplexing
FMS	- Fleet Management System
FSE	- Format Synchronization Entity
FTAM	- File Transfer, Access and Management
GE	- Group Extension
ICL	- Instrument Cluster
IDE	- Identifier Extension
ISO	- International Organization for Standardization
LLC	- Logical Link Control
MAC	- Medium Access Control
MDI	- Medium Dependent Interface
MHS	- Message Handling System
NRZ	- Non Return to Zero
OSI	- Open System Interconnection
PCI	- Protocol Control Information
PDU	- Protocol Data Unit
PF	- PDU Format
PGN	- Parameter Group Number
PLS	- Physical Signaling

PMA	- Physical Medium Attachment
RAM	- Random Access Memory
RM-OSI	- Reference Model OSI
RMS	- Rate Monotonic Scheduling
RTR	- Remote Transmission Request
SA	- Source Address
SAE	- Society of Automotive Engineers
SDU	- Service Data Unit
SOF	- Start of Frame
TCO	- Tachograph
TDM	- Time Division Multiplexing
TT-CAN	- Time-Triggered CAN
TTP	- Time Triggered Protocol
Vdiff	- Tensão Diferencial

LISTA DE TABELAS

Tabela 1– Largura da banda passante para a arquitetura atual SESAMM (Barramento Vermelho).	89
Tabela 2 - Tempo de resposta para mensagens em uma rede CAN para as taxas de transmissão de 250 e de 500 Kbps.	92
Tabela 3 – Aumento do atraso da mensagem X com o aumento da carga do barramento.	101

1. INTRODUÇÃO

1.1. Motivação

Tem-se visto que, com o passar dos anos, tanto em carros de passeio quanto em veículos comerciais, a quantidade e a sofisticação de sistemas eletrônicos têm crescido em ritmo exponencial. Dentre os sistemas mais conhecidos estão o sistema anti-travamento de freio (ABS), o Airbag e o sistema de injeção eletrônica de motores. Hoje, a quantidade de fios necessários para interligar esses sistemas também tem crescido de forma considerável, chegando, em alguns casos, a atingir 4 km de cabos, se comparado aos 45 metros em veículos fabricados em 1955 (MURPHY, 2004).

Aumentar a quantidade de cabos representa aumento de peso, custo e diminuição da confiabilidade e desempenho dos sistemas eletrônicos, assim como representa a limitação na expansão de funções nos veículos. Do ponto de vista do Pós-Vendas, pode-se destacar a dificuldade de diagnose de falhas, que além de causar irritação, devido ao tempo de parada do veículo, é muito custosa para o cliente.

A partir das dificuldades acima descritas, fabricantes de sistemas eletrônicos começaram a pensar em uma solução que, embora diminuísse a quantidade de cabos, deveria permitir a ampliação de sistemas sem diminuição da confiabilidade, trabalho em condições severas, diagnóstico fácil das falhas e redução do tempo e custo de reparo, além da disponibilidade das informações de sensores e atuadores para todos os módulos eletrônicos do veículo.

À solução encontrada deu-se o nome de CAN (*Controller Area Network*), que é um canal de comunicação serial multiplexado no qual informações entre módulos eletrônicos distribuídos são compartilhadas.

Uma grande empresa de veículos pesados, a Scania, possui atualmente mais de 20 ECUs em seu sistema de comunicação. Muitas outras ECUs serão montadas em um caminhão

Scania. Sistemas inteligentes que “liberem” o motorista de tarefas rotineiras, suportando-o em situações críticas, chamados de sistemas *X-By-Wire* (*Steer-By-Wire*, *Brake-By-Wire*, *Drive-by-wire*), nos quais sistemas puramente mecânicos dão lugar a sistemas mecatrônicos, demonstram ser uma tendência futura. A implementação desses sistemas exige fortes demandas de comunicação, mais rápida, eficiente e previsível.

1.2 Descrição do problema

A Scania utiliza como protocolo de comunicação o ET-CAN com o protocolo de nível alto a SAE J1939, que atualmente trabalham bem. Porém, o ET-CAN e a J1939 possuem limitações, tais como baixa largura de banda e mecanismos de tolerância de falhas.

1.3 Objetivos

Os objetivos desse trabalho são estudar a influência do aumento da utilização da largura da banda passante da rede de comunicação SESAMM de um caminhão Scania e propor soluções para resolver esse problema.

1.4 Método

Para atender aos objetivos do trabalho, uma pesquisa literária foi realizada com as normas que estabelecem as diretrizes para implementação dos protocolos de comunicação, que são a SAE J1939, nos módulos 11 e 21 e a ISO 11898, nos módulos 1, 2 e 4.

Entrevistas com especialistas em sistemas de comunicação embarcada da Scania em sua matriz na Suécia, da Universidade Chalmers, em Gotemburgo, também na Suécia e da Universidade Leste de Minas Gerais, foram usadas para adquirir conhecimento em comunicação veicular.

Foi feito um teste de escalonamento na arquitetura dos veículos Scania (SESAMM) para verificar se as mensagens que são transmitidas e recebidas no barramento atendem seus prazos (*deadlines*) e como a largura de banda está sendo utilizada às taxas de transmissão (baud-rate) de 250 e 500 Kbits por segundo.

Em seguida, efetuou-se uma simulação do barramento, com e sem carga (aumento da carga da banda passante) através da ferramenta Truetime, pelo MatLab/Simulink, e com taxas de transmissão de 250 e de 500 Kbps.

Por fim, um experimento em um caminhão Scania foi realizado na área de Protótipo, na fábrica, em sua planta localizada em São Bernardo do Campo, para examinar o protocolo ET-CAN, permitir que se faça uma validação prática e propor soluções para o problema.

1.5 Organização da Dissertação

Essa dissertação procura analisar como o atraso de mensagens de alta prioridade é influenciado pelo aumento da carga da banda passante em um veículo automotivo.

No capítulo 2 é feito um breve histórico sobre a evolução dos sistemas de computação e das arquiteturas de computadores. São apresentadas as topologias mais comuns utilizadas nas redes de computadores. São discutidos conceitos de banda passante, modulação, multiplexação na frequência e no tempo, codificação de sinais digitais, assim como técnicas de transmissão e detecção de erros. Neste capítulo também é apresentado o modelo OSI da ISO (RM-OSI) e é descrita cada camada do modelo. E por fim, uma introdução é feita para o protocolo CAN (*Controller Area Network*).

No capítulo 3 é detalhado o estudo sobre escalonamento de processos de sistemas operacionais de computadores. Tópicos como regiões críticas e condições de disputa e impedimento são descritos. Algoritmos de escalonamento para sistemas de tempo real são estudados e comparados.

No capítulo 4 o protocolo de comunicação serial digital, por evento (CAN), é descrito, através das normas ISO 11898, em seus módulos 1, 2 e 4, e SAE J1939, em seus módulos 11 e 21.

No capítulo 5 são realizados os estudos de escalonamento para a arquitetura utilizada atualmente, efetuado uma simulação dinâmica do barramento e executados os testes para verificar se os objetivos desse trabalho foram alcançados e os resultados são analisados.

Por fim, no capítulo 6, são apresentadas conclusões, propostas de solução do problema e sugestões para pesquisas futuras.

2. SISTEMAS EMBARCADOS DE COMPUTADORES

2.1 Introdução

A comunicação é uma necessidade da sociedade humana que se iniciou desde os primórdios de sua existência. Várias formas de comunicação foram criadas, tais como sinais de fumaça e pombos-correio, permitindo a aproximação entre povos distantes (SOARES; LEMOS; COLCHER, 1995).

A partir de 1938, com a invenção do telégrafo por Samuel F. B. Morse, iniciou-se uma nova época de comunicação. Com o telégrafo, mensagens eram codificadas em cadeias de símbolos binários e transmitidas manualmente através de pulsos elétricos.

A tecnologia de computadores, iniciada na década de 50, que permitiu um avanço muito grande no tratamento de informações, associada à tecnologia da comunicação de dados, determinou uma revolução nas formas de comunicação que são utilizadas atualmente.

Redes de computadores são hoje uma realidade e suas utilizações são estendidas às áreas industrial, veicular e de aviação, entre outras.

2.2 Sistemas de Computação

A partir dos anos 60, avanços nos sistemas de computadores possibilitaram que seus usuários tivessem acesso remoto ao computador central, dando início aos sistemas chamados de Teleprocessamento (EMBRATEL, 1994), ou seja, permitia a comunicação entre o elemento central, que alojava todas as aplicações, e os terminais remotos.

Mudanças na caracterização dos sistemas de comunicação ocorreram em meados dos anos 70, quando começaram a sair de um modo centralizado para um processo de distribuição do poder computacional. Seguindo essa tendência, a necessidade de interconexão entre vários

sistemas para o uso compartilhado de periféricos tornou-se extremamente importante. Pesquisas de novas arquiteturas foram impulsionadas para encontrar soluções que permitissem que os sistemas se tornassem mais rápidos, mais confiáveis e modulares.

Das várias propostas de arquiteturas apresentadas, a partir dos anos 80, duas são consideradas principais: Sistemas de Multiprocessadores Fortemente Acoplados e Sistemas de Processamento Distribuído (Fracamente Acoplados).

Os Sistemas de Multiprocessadores Fortemente Acoplados são caracterizados por processar instruções de seqüências múltiplas e independentes, sendo compostos por elementos de processamento que compartilham um espaço de memória comum, controlados por um único sistema operacional.

Os Sistemas de Processamento Distribuído, ou Fracamente Acoplados, possuem vários elementos de processamento interconectados, física e logicamente, para executar programas de aplicação de maneira cooperativa e descentralizada.

Assim, várias são as razões para a utilização desses dois sistemas, como seguem:

- **Custo/Desempenho:** O custo dos microprocessadores tem se tornado cada vez mais baixo com o avanço da tecnologia e sua produção em escala, portanto, os sistemas que utilizam microprocessadores se tornam alto potenciais na relação entre o custo e o desempenho;
- **Responsividade:** Como um sistema de múltiplos processadores pode ser moldado à aplicação, ele pode apresentar um grande potencial de responsividade e processamento;
- **Modularidade:** Vários componentes básicos podem ser utilizados para se compor um sistema de computação. Um sistema modular permite sua expansão com a simples inclusão de processadores. Ainda, pode-se adequar o sistema à carga de utilização, ou seja, para um sistema com pouca carga, utilizam-se poucos processadores, e para um sistema com grande volume de carga, utilizam-se mais processadores;

- Confiabilidade: como a redundância é uma necessidade em sistemas confiáveis, uma arquitetura que tenha o máximo de componentes idênticos constitui uma ótima estrutura, sem que ele seja duplicado como um todo;
- Concorrência: para aplicações que exigem alto desempenho de processamento, é necessária a utilização de elementos de processamento concorrentes.

Como principais desvantagens, podemos citar:

- O desenvolvimento de softwares para sistemas de múltiplos processadores pode ser mais complexo e, portanto, mais caro;
- A decomposição do sistema é mais complexa, independente de quem estiver processando, seja pelo software ou pelo programador;
- Um sistema distribuído depende muito do sistema de comunicação;
- A taxa de transmissão deve ser tal que não ultrapasse os limites de tolerância entre os processadores;
- Pode haver reflexão de falha de um processador nos demais que estão acoplados na estrutura de comunicação;
- Em sistemas distribuídos, ocorre uma certa perda de controle, como a dificuldade de gerenciar os recursos, forçar padronizações para o software e gerenciar informações disponíveis.

De maneira resumida, a interconexão de sistemas com poder computacional (sistemas distribuídos) veio a atender duas principais necessidades distintas:

- A construção de sistemas mais confiáveis e com maior desempenho;
- O compartilhamento de recursos.

Alguns autores classificam os sistemas distribuídos de Redes de Computadores para atender somente a primeira necessidade, enquanto outros classificam todos os sistemas

como distribuídos e os subdividem entre Máquinas de Arquitetura Distribuída e Redes de Computadores.

Máquinas de Arquitetura Distribuída são aquelas compostas por um número ilimitado, porém finito de processadores autônomos, interconectados para formar um único sistema, no qual o processamento global é realizado pela cooperação de elementos descentralizados.

Uma Rede de Computadores também é formada por um número ilimitado de módulos autônomos de processamento (ECUs), porém finito, interconectados, mas que possuem independência na tarefa de compartilhar informações e recursos.

2.3 Redes de Computadores

Uma Rede de Computadores é formada por um conjunto finito de ECUs que compartilham informações e recursos, interligadas através de um sistema de comunicação, como mostra a figura a seguir:

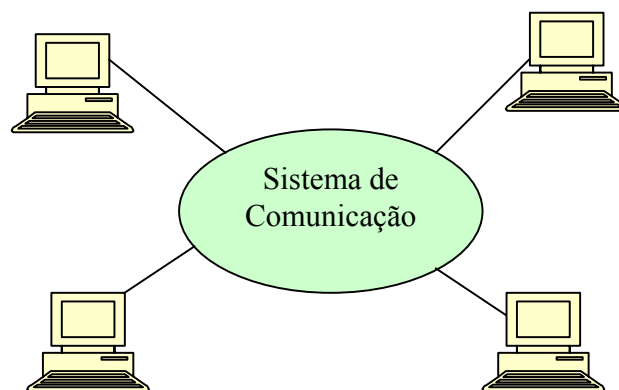


Figura 1 – Rede de Computadores

O sistema de comunicação é um arranjo de topologia que interliga as várias ECUs através de um meio de transmissão (fios, fibra óptica, etc) e de um Protocolo de Comunicação.

Um Protocolo de Comunicação é um conjunto de regras que as ECUs que transmitem e recebem devem seguir para que a correta comunicação se realize. Essas regras são geralmente colocadas em um documento chamado de Protocolo. O protocolo é na verdade um “contrato” entre as ECUs que especifica como a comunicação deve ser feita.

2.4 Estrutura física – Topologias

A topologia de rede descreve a estrutura da conexão física entre as ECUs da rede. A estrutura aplicada será determinante para os custos de implementação, limites de aplicação e parâmetros físicos da rede (ETSCHBERGER, 2001).

2.4.1 Linhas de Comunicação

Há dois tipos de ligações físicas em sistemas de comunicação: ponto a ponto ou multiponto. As ligações do tipo ponto a ponto são caracterizadas pela conexão nas duas extremidades das ECUs e as ligações do tipo multiponto são caracterizadas pela utilização da mesma conexão física (enlace).



Figura 2 - Tipos de ligação física

A comunicação no enlace possui a seguinte classificação:

- Simplex: o enlace é utilizado somente em um dos sentidos de transmissão;

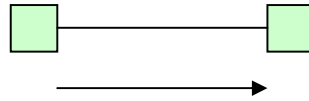


Figura 3 - Comunicação Simplex

- Half-Duplex: o enlace é utilizado nos dois sentidos de transmissão, porém apenas um por vez;

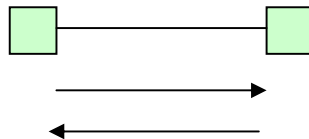


Figura 4 - Comunicação Half-Duplex

- Full-Duplex: o enlace é utilizado nos dois sentidos ao mesmo tempo.

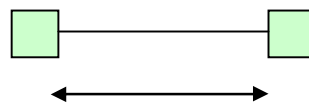


Figura 5 - Comunicação Full-Duplex

As topologias mais importantes são explanadas a seguir (LUPINI, 2004):

Topologia em Estrela - Essa topologia é considerada a mais simples, na qual todos os módulos são conectados no modo ponto-a-ponto.

Como vantagens, temos:

- Cada ECU tem sua própria conexão ao módulo central;
- Integração simples para futuras ECUs;
- Fácil implementação com meio óptico de transmissão (caso seja utilizado).

Como desvantagens, temos:

- O módulo central necessita de tantas interfaces quantas forem as ECUs conectadas a ele;
- A comunicação entre ECUs só é possível via o módulo central e, caso haja problemas nele, não haverá comunicação.

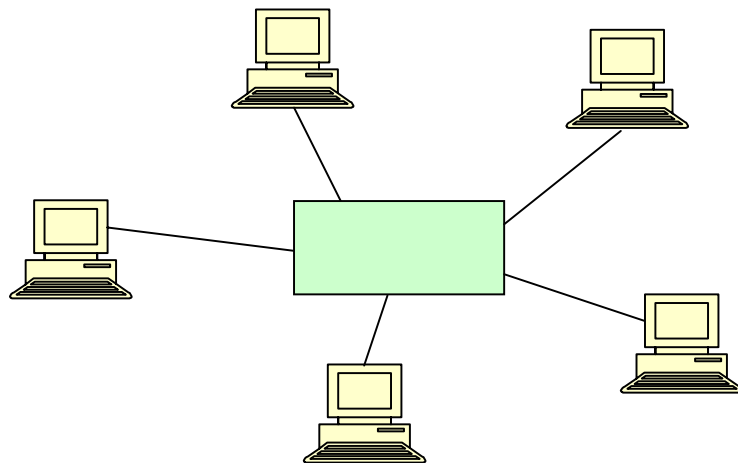


Figura 6 - Topologia em Estrela

Topologia em Barra - Nessa topologia os dados transmitidos por uma ECU estão disponíveis em todas as outras ECUs e possui configuração multiponto.

Existem vários mecanismos para o controle de acesso à barra, que pode ser centralizado ou descentralizado. No caso de controle centralizado, o direito ao acesso é determinado por uma entidade especial da rede. No caso de controle descentralizado, a responsabilidade de acesso é distribuída entre todas as ECUs.

As principais vantagens dessa topologia são:

- Baixo custo de chicotes em aplicações com ECUs geograficamente ordenada em linha;
- Conexão simples de uma ECU;
- Facilidade de aumento de ECUs sem interrupção de operação;
- Em caso de problemas em uma ECU, a comunicação entre as outras ECUs não será afetada.

Seguem as principais desvantagens dessa topologia:

- Comprimento do barramento e número de ECUs limitados em caso da não aplicação de repetidores;
- Limitação do comprimento do tronco (*stub*) da linha para conexão das ECUs.

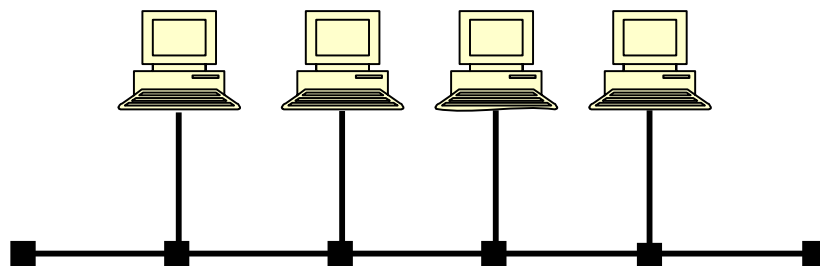


Figura 7 - Topologia em Barra.

Topologia em Árvore - Essa topologia é usada quando ramos arbitrários são possíveis via elementos passivos ou ativos. A grande vantagem dessa topologia comparada à topologia em Barra é a excelente adaptação das ECUs às exigências geográficas no veículo e, conseqüentemente, comprimento pequeno de chicotes e baixo custo.

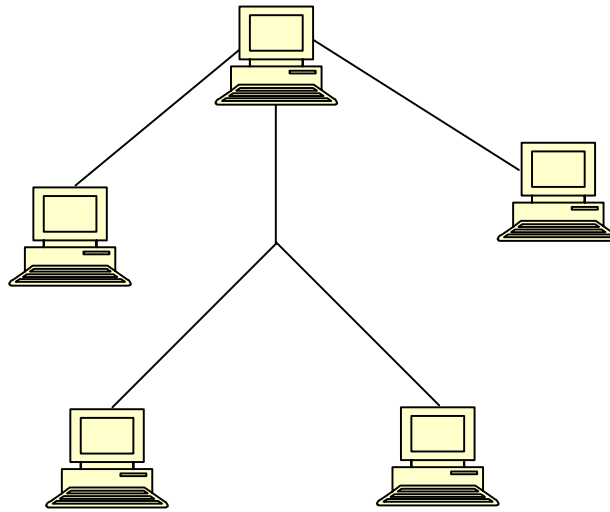


Figura 8 - Topologia em Árvore.

Topologia em Anel - Essa topologia é caracterizada por uma corrente fechada de conexões direcionadas ponto-a-ponto.

Tem como principais vantagens a implementação de ECUs adicionais, já que cada ECU provê regeneração de sinal e excelente uso de meio de transmissão óptico devido à conexão ponto-a-ponto.

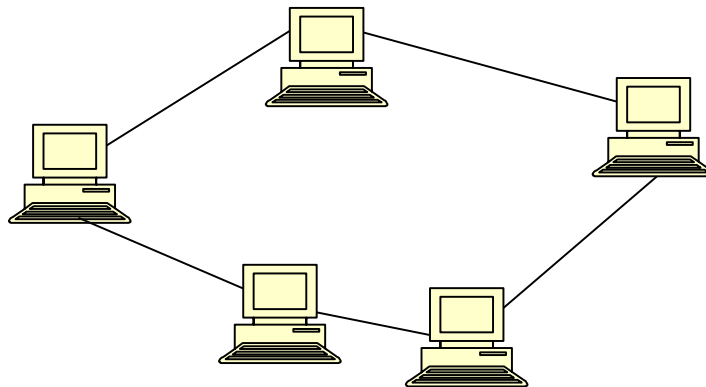


Figura 9 - Topologia em Anel.

2.5 Transmissão de informação

2.5.1 Informação e Sinal

Os processos envolvidos em transmissão de informação de um ponto ao outro são os seguintes:

- A geração da informação a ser transmitida. Pode ser um conjunto de dados armazenados no computador;
- A descrição dessa informação, através de símbolos;
- A codificação desses símbolos para que sejam adequados ao meio físico utilizado;
- A transmissão propriamente dita;
- A decodificação e reprodução desses símbolos;
- A recriação dessa informação pelo receptor – como uma possível degradação de qualidade.

Os sistemas de comunicação utilizam sinais ou ondas eletromagnéticas que trafegam através de meios físicos de transmissão. Sinais são ondas que se propagam através de algum meio físico, seja ele ar ou par de fios. Eles podem possuir amplitude que varia ao longo do tempo correspondendo à codificação da informação transmitida (função do tempo). Informação, no entanto, está associada aos dados que são transmitidos.

2.5.2 Banda Passante

No século XIX, o francês Jean Fourier provou que qualquer sinal periódico, expresso como uma função do tempo $g(t)$, com período T_0 , pode ser considerado como uma soma (possivelmente infinita) de senos e cossenos de diversas frequências. A essa soma deu-se o nome de Série de Fourier, representada como:

$$g(t) = \frac{1}{2}a_0 + \sum_{n=1}^{\infty} a_n \text{sen}(2\pi nft) + \sum_{n=1}^{\infty} b_n \cos(2\pi nft) \quad (1)$$

Os componentes são chamados harmônicos do sinal com as respectivas amplitudes a_n e b_n e frequências nf .

A representação de um sinal periódico pela Série de Fourier é o equivalente à apresentação dos seus vários harmônicos, ou seja, um sinal periódico pode sempre ser descrito de duas formas equivalentes: através de uma representação no domínio do tempo, onde $g(t)$ deve ser escrito em função do tempo, e uma representação no domínio da frequência, onde o sinal é definido em termos de suas componentes.

Na prática, os sinais encontrados nas transmissões raramente são periódicos. Porém, se considerarmos que os dados a serem transmitidos têm duração limitada e que se repetem de tempos em tempos, cuja representação no tempo durante um período é igual ao sinal original, podemos imaginar que se está analisando um sinal periódico.

Caso essas repetições se tornem afastadas por um período infinito, chega-se às fórmulas que representam a Transformada de Fourier $G(f)$, análoga à Série de Fourier para sinais não periódicos, que representa a energia do sinal em cada um de seus componentes:

$$G(f) = \int_{-\infty}^{\infty} g(t).e^{-j2\pi ft} dt \quad (2)$$

A transformada inversa da função $G(f)$ é a própria função $g(t)$, que pode ser obtida da primeira através da seguinte fórmula:

$$g(t) = \int_{-\infty}^{\infty} G(f).e^{j2\pi ft} df \quad (3)$$

Banda Passante de um sinal é o intervalo de frequências que compõem esse sinal. A Largura de Banda é o tamanho de sua banda passante, ou seja, a diferença entre a maior e a menor frequência que compõem o sinal.

Para a transmissão digital, quanto mais harmônicos o sinal transmitido tiver, mais o sinal recebido se aproxima do sinal original (onde todos os harmônicos estão presentes). Da mesma maneira, à medida que a largura de banda do meio se torna mais estreita, a representação do sinal original se torna impossível (com sinal de poucos harmônicos).

Deve-se definir a banda passante, para a transmissão de sinais digitais, como a largura de banda mínima capaz de garantir que a ECU receptora consiga recuperar a informação digital original transmitida.

2.5.3 Multiplexação e Modulação

Geralmente a banda passante utilizada para a transmissão de sinais digitais é menor que a banda passante necessária para o sinal, conforme figura a seguir:

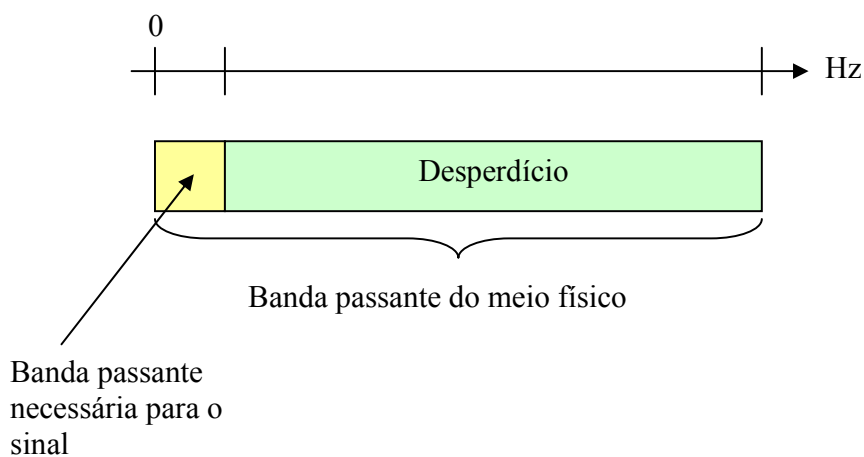


Figura 10 - Meio físico com banda passante maior que a necessária para o sinal.

Como a figura 10 mostra, o sinal está utilizando somente uma pequena parte da banda passante do meio físico, e o restante da banda está inutilizado, representado pelo desperdício.

Para que se possa aproveitar adequadamente a banda passante disponível, com a transmissão de mais de um sinal simultaneamente, uma técnica utilizada é a Multiplexação. Há duas formas básicas de multiplexação: a multiplexação na frequência (*Frequency Division Multiplexing – FDM*) e a multiplexação no tempo (*Time Division Multiplexing – TDM*).

2.5.3.1 Multiplexação na Frequência

A técnica de Multiplexação na frequência consiste em deslocar os sinais que estão ocupando uma mesma banda (técnicas de modulação). Assim, os três sinais podem ser transmitidos no meio físico, cada um deles ocupando uma banda ou canal distinto com tamanho necessário para a sua transmissão.

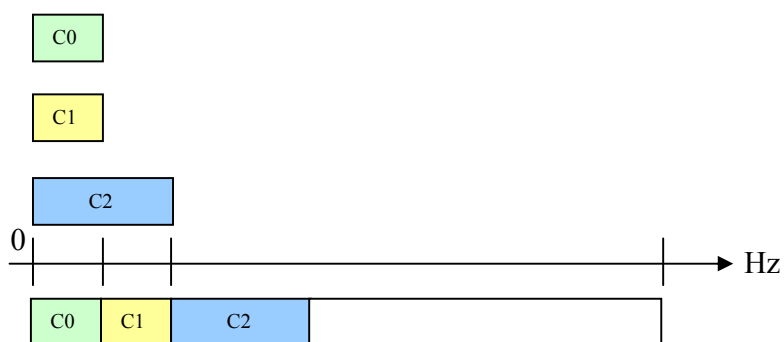


Figura 11 - Multiplexação na frequência (FDM).

2.5.3.2 Multiplexação no Tempo

Há também a possibilidade de compartilhar um meio físico por várias ECUs pela multiplexação no tempo. A multiplexação por divisão do tempo (*Time Division Multiplexing* – TDM) tem a vantagem de a capacidade (em quantidade de bits por segundo) do meio de transmissão exceder a taxa média de geração de bits das ECUs conectadas à rede. Assim, vários sinais podem ser transmitidos por um único caminho físico, intercalando-se porções de cada sinal no tempo. A multiplexação no tempo pode ser classificada como síncrona e assíncrona.

2.5.3.2.1 TDM Síncrono

No TDM síncrono, o domínio do tempo é dividido em intervalos de tamanho fixo T chamados *frames*; cada *frame* é subdividido em N subintervalos $\{t_1, \dots, t_n\}$ denominados *slots* ou segmentos que formam uma partição dos *frames* que, por sua vez, formam uma partição do tempo infinito.

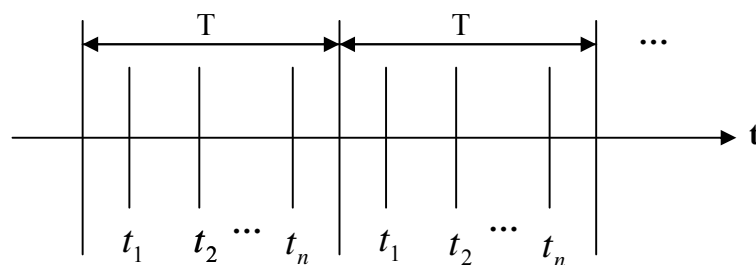


Figura 12 - TDM síncrono.

Assim como canais de frequência em rede são alocados através do FDM, os canais de tempo são alocados às diferentes ECUs, em redes que utilizam TDM.

Os segmentos de tempo dentro de um *frame* não precisam ter o mesmo tamanho. O segmento no frame determinará a taxa de transmissão máxima efetiva no canal correspondente.

No TDM síncrono com canais chaveados, quando um canal é alocado, a conexão permanece à ECU até que a mesma resolva desfazê-la. Quando uma ECU que alocou um canal não estiver transmitindo, há um desperdício de capacidade do meio físico, já que esse canal não poderá ser utilizado por outra ECU até sua desconexão.

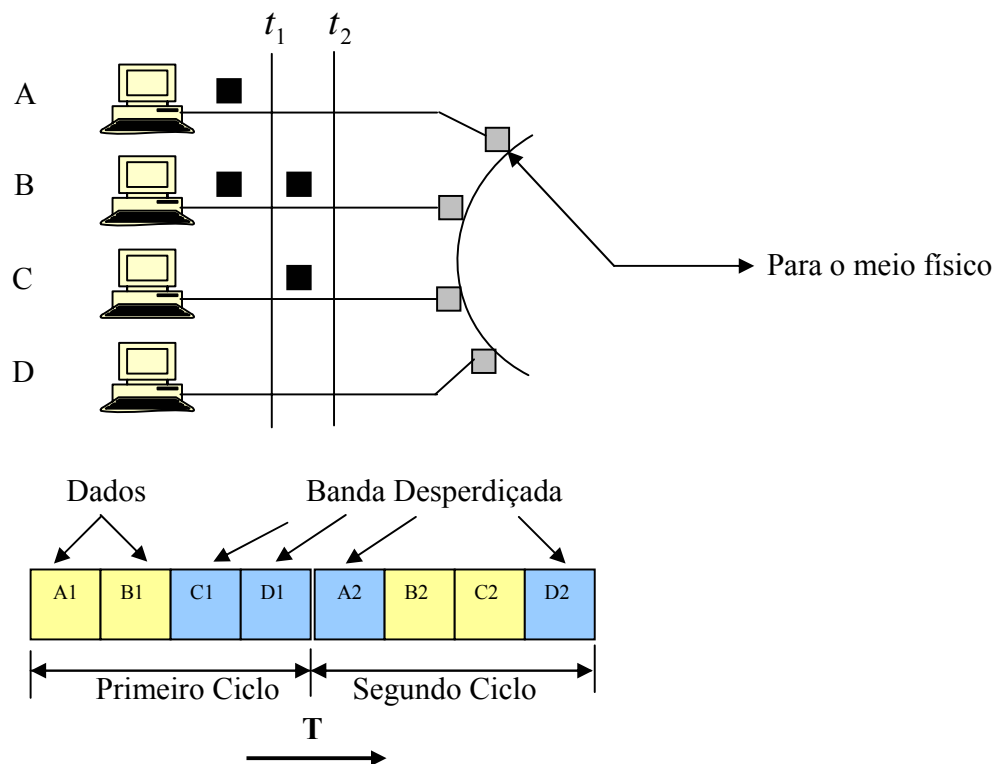


Figura 13 - Desperdício de capacidade em sistemas com TDM síncrono.

2.5.3.2.2 TDM Assíncrono

O TDM assíncrono é uma alternativa ao TDM síncrono para evitar o desperdício de capacidade. Nesse esquema não há alocação de canal nem estabelecimento de conexão. Nenhuma capacidade é desperdiçada, pois o tempo não utilizado está sempre disponível caso alguma ECU queira transmitir. Adesvantagem desta alternativa é que cada unidade de informação transmitida deve conter um cabeçalho com os endereços de origem e destino.

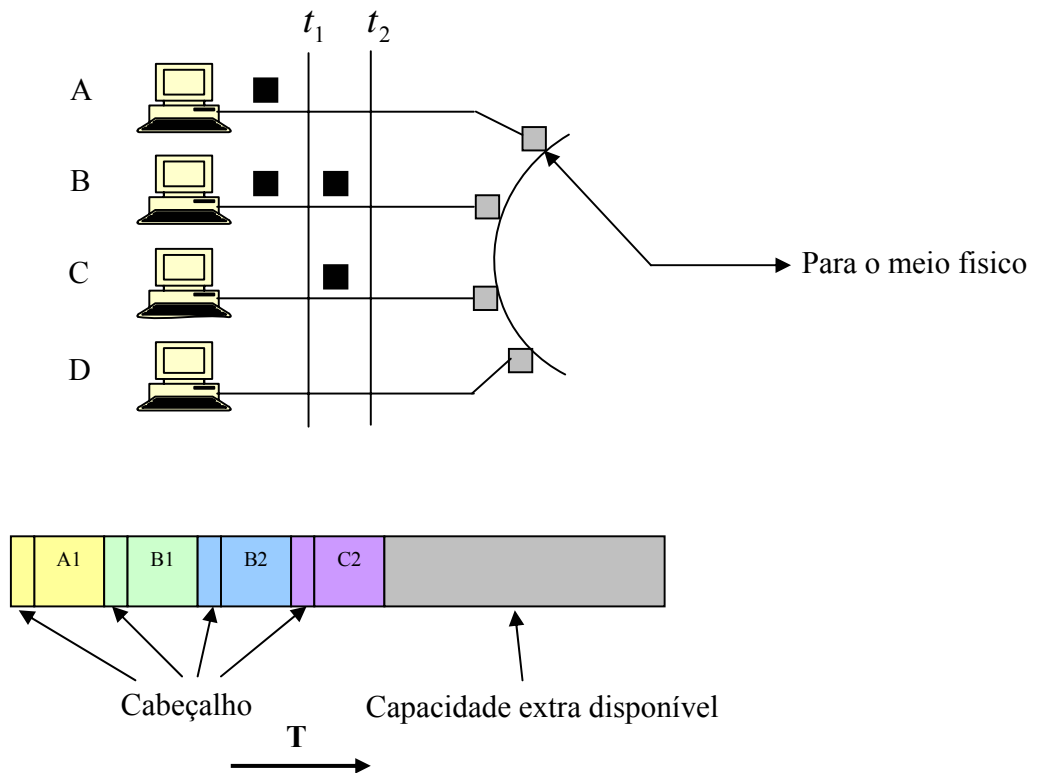


Figura 14 - TDM assíncrono.

2.5.3.3 Codificação e Transmissão de Sinais Digitais

O mais simples e mais empregado sistema de codificação de sinais digitais é conhecido como NRZ (*Non Return to Zero*), no qual dois níveis de tensão ou corrente estão presentes,

o zero (0) e o um (1). Nesse esquema, o nível do sinal é mantido constante durante o período de um bit, ou um segmento de tempo, de forma a caracterizar o bit transmitido.

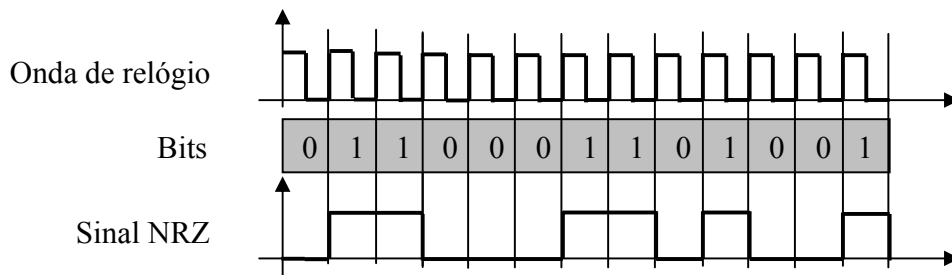


Figura 15 - Codificação NRZ.

2.5.3.3.1 Transmissão Assíncrona

Na transmissão assíncrona, admite-se que a referência de tempo de transmissor e receptor não é única, mas próxima, e tenta-se administrar essa diferença. NRZ é utilizada e a técnica de transmissão é a seguinte:

A frequência de relógio do receptor é múltipla da frequência de relógio do transmissor, ou seja, $f_r = n f_t$. Como consequência, $T_r = T_t / n$. No início da recepção, a amostragem do sinal será feita após $n/2$ pulsos de relógio do receptor. Como o relógio pode apresentar erro de precisão, ocorrerá uma defasagem que não ultrapassará T_t / n . No entanto, essa defasagem será maior à medida que o tempo de transmissão aumenta, mudando o instante de amostragem do centro do intervalo de sinalização. Assim, a transmissão assíncrona é orientada à transmissão de *caracteres* (pequenas unidades de dados que variam, em geral, entre 5 e 8 bits) de forma a não permitir longas seqüências de bits.

Um mecanismo de detecção de início da recepção é necessário para que não haja erro de fase, que possa ter vindo de caractere anterior. Sendo assim, a transmissão assíncrona é

caracterizada pela transmissão de caracteres delimitados por bits, chamados de bit de start e bit de stop, conforme mostra a figura seguinte:

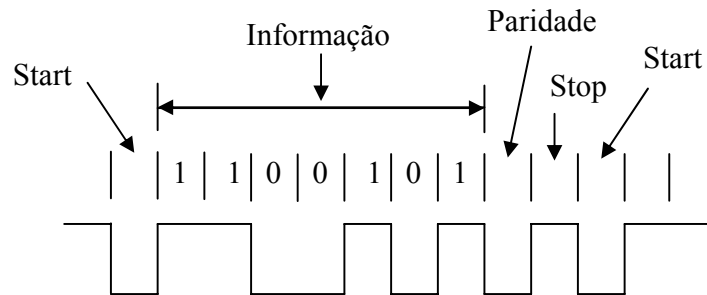


Figura 16 - Caractere na transmissão assíncrona.

O bit de *start* deve sempre ter a transição de 1 para 0 para marcar sua presença e permitir o disparo da contagem no oscilador de recepção (que deve contar $n/2$ pulsos para chegar ao instante de amostragem). No final, um bit de stop é colocado para marcar o fim de um caractere, para permitir que a ECU receptora possa ter acesso ao seu registro de recepção e para garantir a transição para o próximo caractere.

2.5.3.3.2 Transmissão Síncrona

A transmissão síncrona é caracterizada pela existência de uma referência de tempo para as ECUs transmissora e receptora durante uma transmissão. Há duas maneiras de se garantir essa referência:

A primeira consiste em enviar o relógio da ECU transmissora por um canal separado para ser utilizado pela ECU receptora como base para a amostragem correta dos dados transmitidos. Porém, essa técnica incorre na necessidade de dois canais de transmissão, um para dados e outro para o relógio, assim como todo o circuito em duplicidade, aumentando o custo da transmissão. Além disso, as diferenças que os dois relógios possam apresentar determinam a impossibilidade prática do sistema, devido aos retardos de propagação.

A segunda maneira é enviar dados e informação de sincronismo pelo mesmo canal, de maneira que a ECU receptora possa recuperar o sinal enviado. A ECU receptora tem então que separar os dados e a informação de sincronismo e, a partir do relógio recuperado, realizar a amostragem dos dados.

2.5.3.4 Técnicas de Detecção de Erros

Como se torna quase impossível a eliminação total de fenômenos que possam gerar erros, os sistemas de comunicação devem ser contemplados com técnicas que permitam a detecção de possíveis erros para que se possa recuperar o sinal ou informação perdida.

A detecção de erros é imprescindível nos sistemas de comunicação para que, ao perceber um erro, as devidas providências sejam tomadas.

Todos os métodos de detecção de erros são baseados na inserção de bits extras na informação transmitida, que são redundantes. Quando se transmite uma informação, um algoritmo calcula os bits extras e os insere no quadro de mensagem. Ao receber esse quadro, a ECU receptora, reconhecendo o algoritmo de transmissão, recalcula os bits de redundância e os compara com os bits recebidos. Caso sejam diferentes, um erro é detectado.

2.5.3.4.1 Paridade

Essa técnica de detecção de erros consiste na inserção de um bit de paridade no final de cada caractere de um quadro da mensagem. O valor desse bit é determinado de forma que todos os caracteres de um quadro tenham um número par ou um número ímpar de bits. Como exemplo, se uma ECU deseja transmitir o caractere “1110001”, com paridade ímpar, ela deverá acrescentar um bit “1” ao caractere, de forma que o resultado final deverá ter um número ímpar de bits “1” (nesse caso, 5 bits “1”). Na recepção, a ECU deverá encontrar um número ímpar de bits “1”. Caso não seja encontrado, um erro de Paridade ocorrerá.

2.5.3.4.2 CRC

Nesse mecanismo de detecção de erro, um quadro de mensagem de k bits é representado por um polinômio em X , de ordem $k - 1$, sendo que o coeficiente do termo X^i é dado pelo $(i + 1)$ -ésimo bit da seqüência de k bits. Por exemplo, se um quadro de mensagem for 10110001, ele será representado pelo polinômio $X^7 + X^5 + X^4 + 1$.

Ao transmitir, a ECU divide o polinômio em aritmética módulo 2, por um polinômio gerador de ordem n , tendo como resultado um quociente e um resto de ordem $n - 1$. A ECU gera então os k bits originais, seguidos dos bits correspondentes ao polinômio obtido como resto da divisão (chamado de *Frame Check Sequence* – FCS).

Quando a ECU receptora recebe um quadro de mensagem, um processo semelhante é executado. Com os k primeiros bits recebidos, a ECU receptora efetua a divisão do polinômio correspondente, de ordem $k - 1$, pelo mesmo polinômio gerador usado pela ECU transmissora. O resto da divisão é comparado com os n últimos bits recebidos do quadro. Se os bits forem iguais, a ECU receptora assume que não houve erros no quadro. Caso algum bit seja contrário, um erro de CRC será gerado.

Seguem alguns polinômios geradores mais comumente utilizados:

$$\mathbf{CRC - 12} = X^{12} + X^{11} + X^3 + X^2 + X + 1 \quad (4)$$

$$\mathbf{CRC - 16} = X^{16} + X^{15} + X^2 + 1 \quad (5)$$

2.6 Arquiteturas de Redes de Computadores

2.6.1 Introdução

Dos princípios utilizados em projetos de redes, o que mais de destaca é a estrutura de níveis hierárquicos, ou camadas, cada um utilizando os serviços e funções dos níveis inferiores.

Cada camada (ou nível) deve ser implementada por hardware ou software, que se comunica com o processo correspondente na outra máquina. Os dados transferidos de uma máquina para outra “descem”, até o nível físico, para então “subirem” ao mesmo nível (destino). A arquitetura de rede é formada por níveis, protocolos e interfaces (limites entre níveis). Os níveis fornecem aos níveis superiores seus serviços, utilizando suas funções e serviços disponíveis nos níveis inferiores.

Essa é a maneira mais eficiente de se estruturar uma rede. Porém, como cada fabricante de computador criava sua própria estrutura de rede, houve a necessidade de se criar um padrão mundial para definir uma arquitetura única e que fosse aberta e pública. Dessa maneira, a International Organization for Standardization (ISO), definiu o modelo denominado *Reference Model for Open Systems Interconnection* (OSI), que propõe uma estrutura de rede com sete níveis como referência para a arquitetura dos protocolos de redes de computadores.

2.6.2 O Modelo OSI da ISO

O objetivo do padrão internacional 7498, denominado *Open Systems Interconnection Reference Model* (RM-OSI), é fornecer uma base comum para o desenvolvimento coordenado de padrões para a interconexão de sistemas. É também a finalidade do RM-OSI permitir a manutenção da consistência entre os padrões de comunicação de computadores. Como o RM-OSI não especifica os serviços e protocolos de cada camada, mas somente o que cada uma deve fazer, ele não define a arquitetura de uma rede. Pode ocorrer que dois sistemas que seguem o RM-OSI não consigam se comunicar, porque as opções adotadas são incompatíveis. Sendo assim, eles devem escolher opções compatíveis de serviços/protocolos para todas as camadas. A partir dessa necessidade, a ISO elaborou o conceito Perfis Funcionais.

O modelo OSI possui sete camadas de protocolos, que são descritos a seguir (ISO, 2003):

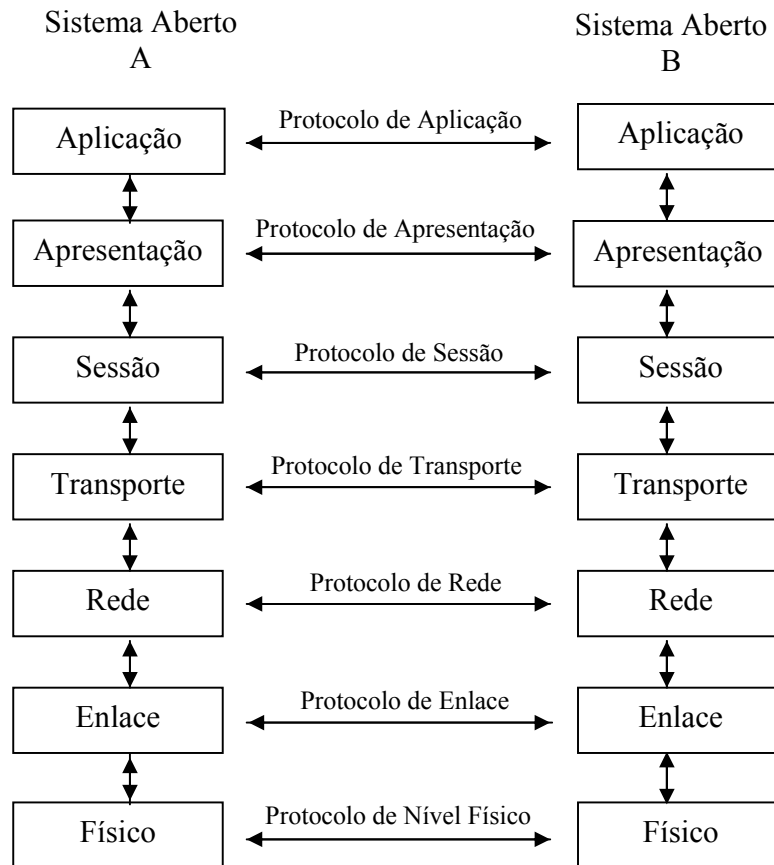


Figura 17 - Níveis do Modelo OSI.

2.6.2.1 Nível Físico

O nível físico especifica as características elétricas e mecânicas de um sistema de comunicação, tais como, tipos de cabos e conectores, além das propriedades elétricas dos sinais, como codificação dos bits, sincronização e sinais de controle. O protocolo de nível físico dedica-se à transmissão de uma cadeia de bits.

2.6.2.2 Nível de Enlace de Dados

Sua principal função é a construção do formato da mensagem. É a camada que controla e protege a comunicação no nível de quadro de mensagem. O formato de mensagem contém informações adicionais que servem para realizar checagem de erros e confirmação da mensagem pela ECU receptora, entre outras.

Outra função principal é o controle de acesso ao meio (barramento). Quando mais de uma ECU tem a intenção de transmitir uma mensagem ao mesmo tempo, a camada de enlace reconhece o caso e resolve o conflito de maneira que uma mensagem não seja perdida.

2.6.2.3 Nível de Rede

Esse nível controla a comunicação lógica através de um sistema de comunicação físico, na qual conecta duas aplicações de comunicação. Ela é responsável pelo transporte apropriado de cada mensagem, sendo que a camada de transporte (próxima camada) será a responsável por ordenar as mensagens recebidas.

Existem duas filosofias quanto ao serviço oferecido pelo nível de rede: datagrama (serviço não-orientado à conexão) e circuito virtual (circuito orientado à conexão).

No datagrama, um pacote não possui nenhuma relação de passado nem de futuro com qualquer outro pacote, devendo carregar seu endereço de destino. No circuito virtual, o transmissor deve enviar um pacote para estabelecer conexão.

2.6.2.4 Nível de Transporte

É a camada responsável pelo controle do fluxo de mensagens empacotadas. Por exemplo, na troca de informação que contém dados de 200 bytes, considerando que um formato de

mensagem do CAN é capaz de transportar somente 8 bytes, a camada de transporte tem a função de “quebrar” tal mensagem antes de enviá-la.

O nível de transporte garante uma comunicação fim-a-fim, ou seja, ele vai isolar dos níveis superiores a parte da transmissão da rede e vai permitir a comunicação entre os níveis de transporte das máquinas de origem e destino.

2.6.2.5 Nível de Sessão

Esse nível fornece a estrutura de controle de comunicação entre aplicações. Ela estabelece, gerencia e termina conexões (sessões) entre aplicações.

Em algumas aplicações em que a troca de informação é half-duplex, circuito que permite a transmissão nos dois sentidos, o nível de sessão utiliza o conceito de *token*, no qual somente o proprietário do *token* pode transmitir seus dados.

2.6.2.6 Nível de Apresentação

É o nível responsável por realizar transformações adequadas nos dados, antes de enviá-los ao nível de sessão.

O nível de apresentação deve conhecer tanto a sintaxe de seu sistema local como a do sistema de transferência. Os serviços oferecidos por esse nível são: transformação e formatação de dados, seleção de sintaxes e estabelecimento e manutenção de conexões de apresentação.

2.6.2.7 Nível de Aplicação

O nível de aplicação oferece meios de utilização dos processos de aplicação para utilização do ambiente de comunicação OSI. Aqui são definidas funções de gerenciamento e mecanismos genéricos para elaboração de aplicações distribuídas.

Além dos elementos genéricos, existem os elementos de serviços específicos de cada protocolo de aplicação. Como exemplo, temos o FTAM (*File Transfer, Access and Management*), o DS (*Directory Service*) e o MHS (*Message Handling System*).

2.6.2.8 Transmissão de dados no Modelo OSI

Quando um usuário no sistema A envia uma mensagem para o usuário no sistema B, no ambiente OSI, o seguinte processo tem início:

Os dados são primeiramente entregues para uma entidade do nível de aplicação, denominada SDU (*Service Data Unit* ≡ Unidade de Dados do Serviço), tornando-se a SDU do nível de aplicação. A SDU reúne aos dados recebidos um cabeçalho chamado de PCI (*Protocol Control Information* ≡ Informação de Controle do Protocolo). O resultado dessa união é chamado de PDU (*Protocol Data Unit* ≡ Unidade de Dados do Protocolo), que é a unidade de informação trocada pelas unidades pares. A PDU é, em seguida, transferida à camada de apresentação.

Recebida a PDU da camada de apresentação, a camada de sessão trata essa unidade da mesma forma, ou seja, adiciona seu cabeçalho, compondo sua PDU. Assim, da mesma maneira, a unidade gerada na camada de apresentação é tratada pelas camadas inferiores até chegar ao nível de enlace, que acrescenta um cabeçalho e um fecho. A PDU desse nível é chamada de quadro, que é transmitido pelo meio físico, através do meio de transmissão.

Quando o quadro chega à outra máquina, o processo é inverso, ou seja, cada camada que recebe o quadro retira o cabeçalho e o fecho que foi acrescentado por sua entidade par na origem até a camada de aplicação, que recebe os dados enviados pelo sistema A.

2.7 Protocolos de Acesso ao Meio

Os protocolos dos níveis inferiores especificam um conjunto de regras para acesso ao meio físico, que é uma das funções do nível de ligação do modelo OSI.

Os métodos de acesso podem ser divididos em dois grandes grupos: os métodos baseados em contenção e os de acesso ordenado sem contenção.

2.7.1 Acesso Baseado em Contenção

Em uma rede baseada em contenção, não existe ordem de acesso e mais de uma ECU pode transmitir ao mesmo tempo, provocando colisão e, possivelmente, a perda da mensagem. A capacidade de detecção e retransmissão da mensagem vai depender do mecanismo adotado pela ECU.

2.7.1.1 CSMA/CD

No método chamado de CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*), quando uma ECU deseja transmitir uma informação, ela “ouve” o meio antes para saber se existe alguma transmissão a caminho. Caso na escuta não haja nenhuma ECU controlando o meio, a transmissão pode ser iniciada. Caso contrário, ela espera por um tempo e tenta transmitir novamente. A ocorrência de colisão acontece caso duas ECUs tentem enviar mensagens no mesmo instante.

O mecanismo CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*) realiza a detecção durante a transmissão. Ao tentar transmitir, uma ECU escuta o meio e, ao detectar uma colisão, aborta a transmissão.

Duas técnicas de retransmissão são utilizadas: espera exponencial truncada (*truncated exponential back off*) e retransmissão ordenada (*orderly back off*).

Na primeira técnica, a ECU, ao detectar uma colisão, espera por um tempo aleatório, que vai de zero a um limite superior, de forma a minimizar a probabilidade de colisões repetidas. Tal limite é dobrado a cada colisão sucessiva. Porém, há um limite máximo para um número de retransmissões. Caso o intervalo de retransmissões se torne muito grande e, após algumas retransmissões as colisões continuem, a transmissão é abortada.

Na técnica de retransmissão ordenada, após uma colisão, as ECUs só podem voltar a transmitir após um intervalo de tempo pré-alocado a cada ECU.

No mecanismo CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*), a rede entra em um modo em que as ECUs só podem iniciar uma transmissão em intervalos de tempos pré-determinados, mesmo tendo ocorrido uma colisão.

2.7.2 Acesso Ordenado sem Contenção

Vários protocolos são baseados em acesso ordenado sem contenção para evitar o problema de colisão. Um dos mais importantes é o acesso ordenado por *Slot*.

2.7.2.1 Acesso por *Slot*

Inicialmente desenvolvido para ser utilizado em topologia tipo anel, esse método consiste em dividir o espaço de comunicação em um número inteiro de pequenos segmentos (*slots*), dentro dos quais as mensagens podem ser armazenadas. Cada segmento contém um bit que

indica se está vazio ou preenchido. Quando uma ECU quer transmitir, ela deve aguardar um *slot* vazio e preenchê-lo com uma mensagem.

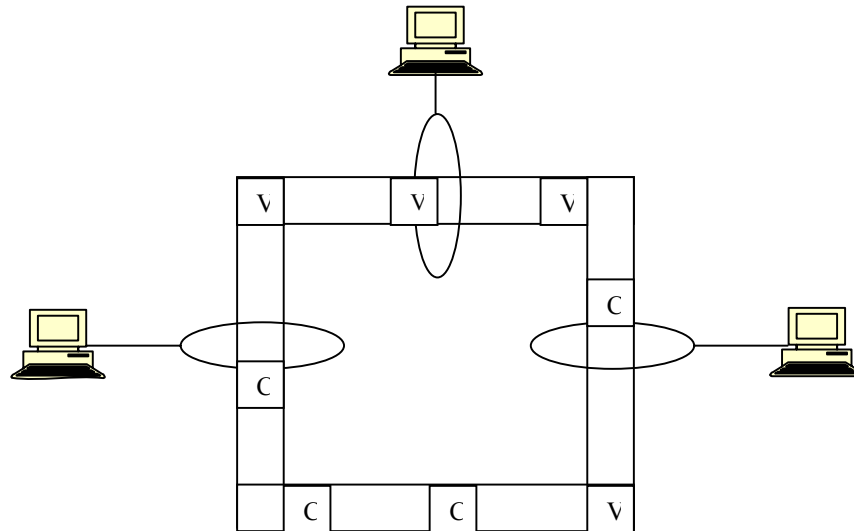


Figura 18 - Anel de Slots (ou segmentado).

Como toda ECU sabe quantos *slots* a rede possui, uma ECU detecta o *slot* que transmitiu e retorna-o ao estado vazio.

2.8 O CAN – Controller Area Network

O CAN é um canal de comunicação multiplexado no qual dados são transferidos ao longo de ECUs em sistemas distribuídos (BOSCH, 2005).

O *Controller Area Network* foi oficialmente apresentado pela Bosch em 1986 em Detroit em uma conferência da SAE, e foi originalmente criado para aplicações automotivas (ETSCHBERGER, 2001), sendo montado pela primeira vez em um veículo Mercedes-Benz Classe S (LEEN; HEFFERNAN, 2001). Depois, várias áreas industriais começaram a aplicar o CAN por causa da sua alta confiabilidade e baixo custo de implementação e, também, devido à disponibilidade de uma infinidade de chips que estão no mercado.

A tecnologia moderna de automação é caracterizada por uma crescente descentralização de processamento de dados. De um lado, o uso de barramentos, ao invés de uma instalação convencional, garante maior flexibilidade em relação a modificações e atualizações. Do outro lado, oferece potencial considerável de redução de custos de instalação.

A conexão entre ECUs via barramento tem prevalecido nas áreas de sistemas eletrônicos internos de veículos. O *Controller Area Network* (CAN) tem assumido um papel extremamente importante nessa referência.

A figura 19 ilustra um exemplo de arquitetura de rede de comunicação baseada no CAN:

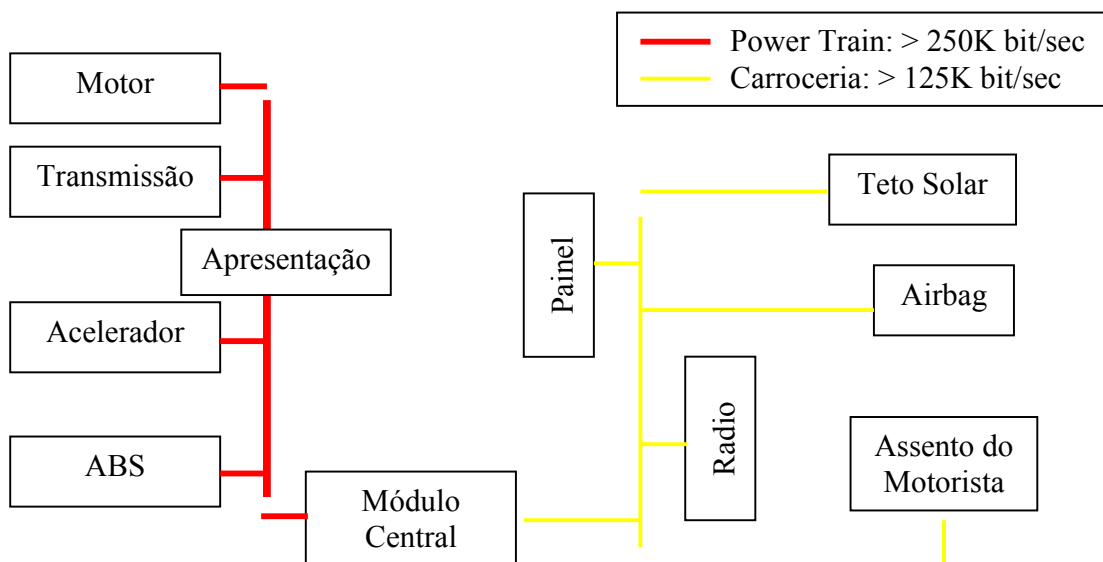


Figura 19 - Exemplo de um sistema multiplexado com diferentes velocidades de transmissão.

Note que existe a possibilidade de interligação de sistemas que exigem diferentes velocidades de transmissão.

2.8.1 Principais Características do CAN

As principais características do CAN são (KOPETZ, 1997); (LAURENZ, 1997):

- Acesso à rede baseado em conceito Multi-mestre - todos os módulos podem transmitir uma mensagem assim que o barramento estiver livre e vários módulos podem solicitar à rede simultaneamente. No momento da transmissão simultânea de vários módulos, o que tiver a mais alta prioridade momentânea recebe o direito de acesso à rede;
- Transmissão do tipo *Multicast*, ou transmissão para todos os módulos ao mesmo tempo. Um filtro é aplicado para selecionar as informações importantes para cada módulo;
- Arbitragem do barramento sem perda - Filosofia de acesso ao meio CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection with Non-Destructive Arbitration*) na qual é feita uma análise da prioridade de transmissão. Aquele que tiver prioridade maior continuará enviando a sua mensagem sem destruição.
- Protocolo de mensagem orientada – O protocolo CAN é baseado na identificação de uma mensagem através de identificadores de mensagem, e não no endereçamento da mensagem. Baseadas nos identificadores, as ECUs verificam se a mensagem é relevante ou não, se interessa ou não, através de filtros de aceitação integrados nos controladores.
- Solicitação remota de mensagem – Uma ECU pode solicitar uma mensagem a uma outra ECU através do envio de mensagem específica (sem dados) chamada de *Remote Request Frame*.
- Confirmação de recebimento de uma mensagem – O CAN fornece, no formato da mensagem, um campo de confirmação que assegura que uma mensagem foi recebida sem erros.
- Codificação do bit – O CAN utiliza a codificação do bit chamada de NRZ, na qual cada bit é transmitido por um valor fixo de tensão.
- Sistemas flexíveis – ECUs podem ser adicionadas à rede de comunicação sem a necessidade de mudança em software e hardware, desde que não sejam transmissoras ou necessitem de mensagens adicionais transmitidas.

- Taxa de transmissão programável entre 5Kbps a 1Mbps.

3. ESCALONAMENTO

Quando um computador é multiprogramado, vários processos podem competir pela CPU ao mesmo tempo, quando tais processos estão prontos. A parte do sistema operacional que faz a escolha é chamada de escalonador e utiliza um algoritmo chamado de escalonamento (TANENBAUM, 2005).

3.1 Processos

Atualmente todos os computadores conseguem executar várias tarefas ao mesmo tempo como, por exemplo, ler um disco e mostrar um texto na tela. Em um sistema multiprogramado, a CPU salta de programa em programa, executando cada um por alguns milissegundos.

3.1.1 Modelo de Processos

Nesse modelo, todos os programas que são executados em um computador são organizados em vários processos seqüenciais, ou somente em processos. Um processo é apenas um programa em execução acompanhado dos valores atuais do contador de programa, dos registradores e das variáveis. Na prática, a CPU troca de um processo para o outro, num mecanismo chamado de multiprogramação. A idéia principal de um processo é constituir uma atividade. Ele possui programa, entrada, saída e um estado. Um único processador pode ser compartilhado entre vários processos, com algum algoritmo de escalonamento utilizado para determinar quando parar o trabalho de um processo e iniciar outro.

3.1.2 Hierarquia de Processos

Quando existem processos criados a partir de outros processos, o processo pai e o processo filho continuam, de uma certa maneira, associados. Há ainda processos filhos que criam outros processos, formando uma hierarquia de processos.

Como exemplo de hierarquia de processos, pode-se citar o sistema operacional Unix, no qual um processo, seus filhos e descendentes formam um grupo de processos. Ao ligar o computador, um processo chamado *init* está presente na imagem de carga do sistema. Quando começa a executar, ele lê um arquivo que diz quantos terminais estão presentes. Então, ele entra no processo de cada terminal, que espera por alguma conexão do usuário. Em caso de conexão, um interpretador de comandos atua para aceitar comandos de usuários. Por sua vez, outros processos podem ser criados a partir desses comandos.

3.1.3 Estados de Processos

Mesmo que cada processo seja independente, há, muitas vezes, a necessidade de que os processos se comuniquem e interajam com outros. Um processo pode gerar uma saída para um outro processo, que o utiliza como entrada.

No entanto, deve-se levar em conta as velocidades de cada processo para que não haja atraso ou adiantamento nos processos, o que pode acarretar bloqueio do processo. Isso ocorre porque ele não pode prosseguir, muitas vezes, porque ele está esperando por uma entrada que ainda não está disponível. Pode ocorrer, também, que um processo seja bloqueado, pois, mesmo estando pronto e disponível, o sistema operacional decidiu alocar a CPU para outro processo por algum tempo. Na figura a seguir há um diagrama de estados mostrando os três estados de um processo:

Em execução (utilização da CPU);

Pronto (executável);

Bloqueado (não executável).

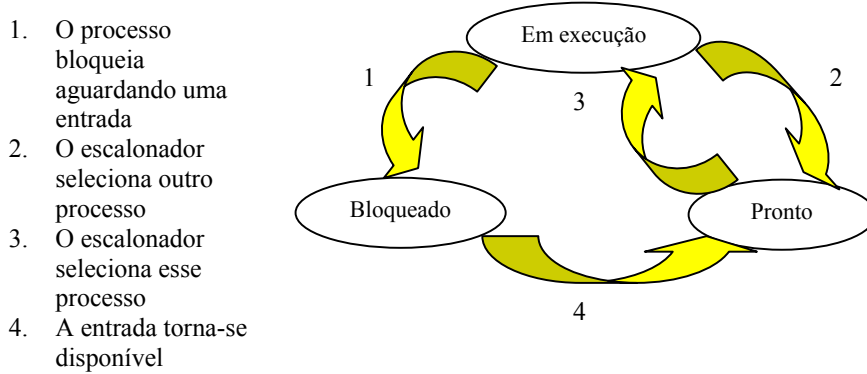


Figura 20 - Estados de um processo.

Conforme mostrado na figura 3.1, há quatro transições possíveis entre três estados de um processo. A transição 1 acontece ao descobrir que o processo não pode prosseguir. As transições 2 e 3 são causadas pelo escalonador de processos, sem que ele saiba disso. A transição 2 ocorre quando o processo que está sendo executado já teve seu tempo suficiente de processamento e que deve passar a executar outro processo. A transição 3 acontece quando todos os processos foram executados e é hora de voltar ao processo 1. Por fim, a transição 4 ocorre quando um evento externo, pelo qual um processo estava aguardando, acontece.

Desta maneira, dá-se o início ao modelo abaixo, onde o escalonador ocupa o nível mais baixo do sistema operacional, com os vários processos acima dele.

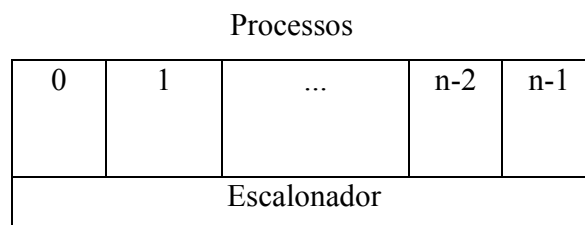


Figura 21 - Modelo de escalonamento dos processos.

3.2 *Threads*

Em sistemas operacionais tradicionais, cada processo tem um espaço de endereçamento e um único fluxo (*thread*) de controle. Na verdade, isso é quase uma definição de processo. No entanto, há situações em que é desejável a utilização de vários *threads* de controle no mesmo espaço de endereçamento, executados quase paralelamente, como se fossem processos separados (exceto para espaços com endereços compartilhados).

3.2.1 Modelo de *Thread*

No modelo de Processo, há dois conceitos separados: agrupamento de recursos e execução. No caso dos *Threads*, esses conceitos são separados. No conceito de processo, pode-se encará-lo como uma forma de agrupar recursos, de modo a facilitar o gerenciamento desses recursos. O *thread* tem um contador de programa que mantém o controle da próxima instrução que ele deve executar. Possui registradores que contêm suas variáveis atuais de trabalho. Possui, também, pilha de histórico de execuções, com estrutura para cada procedimento chamado, mas ainda não retornado. Em suma, o *thread* é a entidade escalonada para a execução sobre a CPU.

Os *threads* acrescentam ao modelo de processo a possibilidade de execução múltipla no mesmo ambiente do processo com independência uma da outra. A execução de múltiplos processos sendo executados em um computador é análoga a ter múltiplos *threads* executados paralelamente, em um processo.

A figura a seguir apresenta três *threads*, porém de duas maneiras diferentes: com três processos diferentes 3.3 (a) e com um mesmo processo 3.3 (b).

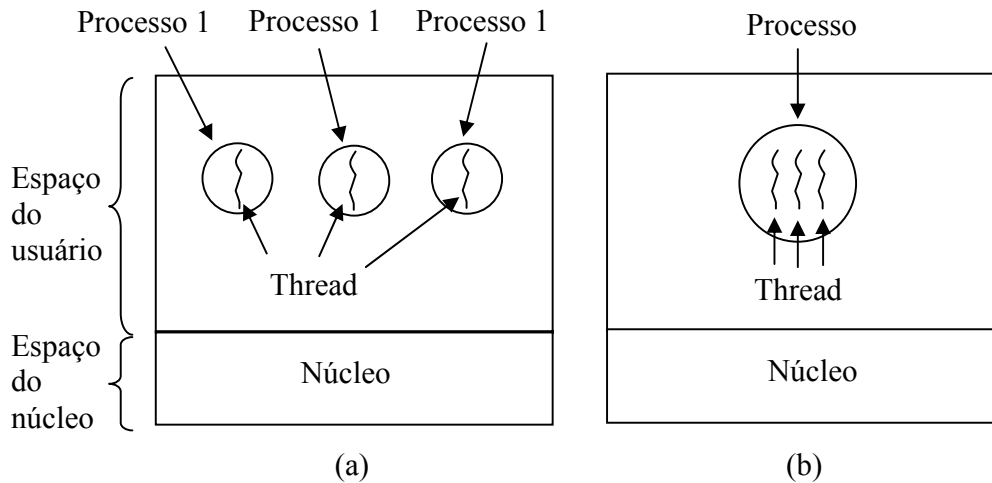


Figura 22 - (a) Três processos, com *thread* individual. (b) Um processo com três *threads*.

3.2.2 O uso de *Threads*

A razão principal da utilização de *threads* é que, em muitas aplicações, podem ocorrer múltiplas atividades ao mesmo tempo, e algumas podem ser bloqueadas de tempos em tempos. Para essas aplicações, os *threads* são essenciais, devido à capacidade das entidades paralelas compartilharem um espaço de endereçamento e todos os seus dados entre elas mesmas.

Outra razão para a utilização é que são mais fáceis de criar e destruir do que os processos, pois não há recursos associados a eles. Além do ganho de desempenho quando o número de entradas e saídas e a quantidade de computação são grandes, eles permitem que essas atividades se sobreponham, aumentando a velocidade da aplicação.

3.3 Comunicação Interprocessos

A necessidade da comunicação entre processos é muito freqüente, porém, deve ocorrer de maneira estruturada e sem interrupções. Há, principalmente, três maneiras de comunicação entre processos:

- Como um processo passa informação para o outro;
- Garantir que um processo não invada o outro em situações críticas;
- Seqüência adequada quando existirem dependências.

3.3.1 Condição de disputa

Em alguns sistemas operacionais, processos que trabalham juntos podem compartilhar algum armazenamento comum, no qual cada processo seja capaz de ler e escrever. Não importa o local da memória compartilhada; pode estar na memória principal ou em um arquivo compartilhado.

Um exemplo comum de como há a comunicação interprocessos é o de um *spool* de impressão, conforme a figura que segue.

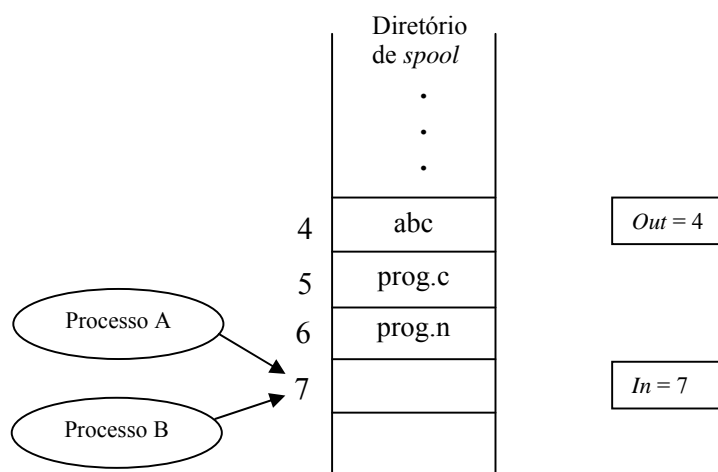


Figura 23 - Dois processos tentando acesso simultaneamente.

Há um número de vagas numeradas para arquivos de impressão a partir de 0 (0, 1, 2, etc) e dois arquivos compartilhados, *out* e *in*, que apontam para o próximo arquivo a ser impresso e para a próxima vaga do diretório, respectivamente. Em um dado momento, as vagas 0 e 6 estão vazias (arquivos já foram impressos) e as vagas de 4 a 6 estão preenchidas (fila de impressão). Quase que simultaneamente, os processos A e B decidem colocar um arquivo na fila de impressão.

O processo A lê *in* e armazena o valor 7. Em seguida, ocorre uma interrupção do relógio, por qualquer motivo, e a CPU decide que o processo A já executou o suficiente e, então, muda para o processo B. Este, da mesma maneira, lê *in* e armazena o valor 7. Ambos agora têm a mesma visão que a próxima vaga é a 7. O processo B executa o mesmo procedimento e atualiza *in* como 8. Ao final, o processo A reinicia de onde parou e armazena o 7, apagando o que o processo B armazenou. Ele calcula a próxima vaga, que é 8, e põe 8 em *in*. Dessa maneira, o processo B nunca receberá nenhuma saída, porque o diretório de impressão não notou nada de errado.

Portanto, são chamadas de condições de disputa, situações como a acima descrita, em que dois processos tentam ler ou escrever algum dado compartilhado e o resultado depende de quem e quando executa precisamente.

3.3.2 Regiões críticas

Para evitar as situações de disputa, é necessário criar mecanismos que impeçam que os processos utilizem arquivos ou variáveis compartilhadas que já estiverem em uso por outro processo.

Durante uma parte do tempo, um processo está ocupado executando outras tarefas, mas, em algum momento, ele necessita acessar uma memória ou arquivo compartilhado. Dessa maneira, a parte do programa em que há acesso à memória compartilhada é chamada de região crítica ou seção crítica.

É necessário satisfazer quatro condições para evitar condições de disputa:

- Nunca dois processos devem estar simultaneamente na região crítica;
- Nada pode se afirmar sobre a velocidade ou sobre o número de CPUs;
- Nenhum processo executando fora da região crítica pode bloquear outros processos;
- Nenhum processo deve esperar eternamente para entrar na região crítica.

A solução ideal seria a descrita na figura a seguir.

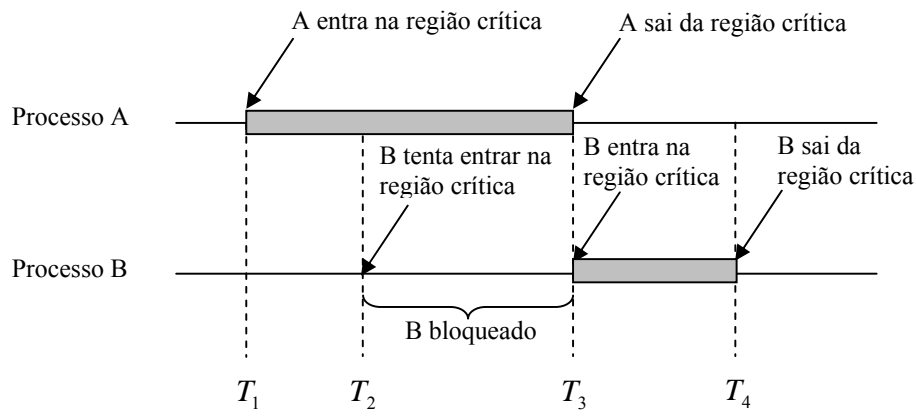


Figura 24 - Exclusão mútua utilizando regiões críticas.

3.3.3 Exclusão mútua com espera ociosa

Segue uma explanação de algumas técnicas de exclusão mútua para evitar que, enquanto um processo estiver ocupando a memória compartilhada em sua região crítica, outro processo venha invadir.

3.3.3.1 Desabilitando interrupções

Essa solução dá aos processos poder de desabilitar todas as interrupções ao entrar na região crítica e desabilitá-las ao sair dela. O grande problema é que podem ocorrer situações em

que um processo desabilite as interrupções e não as habilite mais, podendo ocorrer o fim do sistema.

3.3.3.2 Variáveis de impedimento

É uma solução de software, na qual uma variável única compartilhada (*lock*) permite ou não a entrada na região crítica. Se ela estiver com valor 0 inicialmente, o processo altera para valor 1 e entra na região crítica. Se ela estiver com valor 1, o processo aguarda até que ela se torne 1.

Porém, o mesmo problema pode acontecer para o diretório de *spool* de impressão, ou seja, pode acontecer que um processo altere o valor da variável *lock* antes de outro processo e que o primeiro processo nunca consiga entrar na região crítica.

3.3.3.3 Alternância obrigatória

A terceira técnica para tratar o problema de exclusão mútua é exemplificada pelo fragmento de programa, mostrado abaixo:

<pre>while (TRUE) { while (turn !=0) /*laço */; critical_region(); turn = 1; noncritical_region(); (a)</pre>	<pre>while (TRUE) { while (turn !=1) /*laço */; critical_region(); turn = 0; noncritical_region(); (b)</pre>
---	---

Figura 25 - Exemplo de alternância obrigatória de dois processos.

Nesse exemplo, a variável *vez* (*turn*), inicialmente com valor 0, serve para controlar a vez de quem entra na região crítica e verifica ou atualiza a memória compartilhada. O processo 0 verifica a variável *turn*, encontra o valor 0 e entra na região crítica. O processo 1 faz a

mesma coisa, porém entra em laço (testa continuamente) para esperar que a variável *turn* se torne 1. Ao terminar, o processo 0 põe a variável em 1, permitindo que o processo 1 entre na região crítica.

Caso o processo 1 termine rapidamente sua execução, ele coloca a variável *turn* em 0, deixando os dois processos fora da região crítica. Agora, o processo 0 executa todo seu laço rapidamente, saindo de sua região crítica e pondo a variável *turn* em 1. Assim, a variável *turn* é 1 e os dois processos estão executando em suas regiões críticas. De repente, o processo 0 termina sua região não crítica e volta ao início de seu laço. Então, a ele não será permitido entrar em sua região crítica agora, pois a variável *turn* está em 1 e o processo 1 está ocupando a região não crítica. Ele fica suspenso em seu laço *while* até que o processo 1 coloque a variável *turn* em 0. Assim, alternar a vez não é tão interessante para processos mais rápidos, ou quando um deles for mais lento que o outro.

3.3.3.4 Solução de Peterson

Essa solução, desenvolvida por G.L. Peterson em 1981, consiste em um algoritmo no qual cada processo chama *enter_region* com seu próprio número de processo, 0 ou 1, como parâmetro, antes de entrar em sua região crítica. Dessa maneira, essa chamada fará com que ele fique esperando, se for necessário, até que seja seguro entrar. Após o término do uso da região crítica, o algoritmo usa *leave_region* para permitir que outro processo entre, caso desejar.

3.3.4 Dormir e acordar

As técnicas anteriores verificam se um processo pode entrar ou não na região crítica e caso não possa, ficará em laço ocioso esperando até que seja permitida a entrada. Assim, além de gastar processamento de CPU, pode ocorrer um problema denominado Inversão de Prioridade. Um processo de maior prioridade nunca é escalonado quando um processo de

menor prioridade não consegue sair de sua região crítica, e se o processo de maior prioridade estiver executando, ele entra em um laço infinito.

Um processo simples de bloqueio, em vez de gastar tempo de CPU, é o par *sleep* e *wakeup*. *Sleep* é uma chamada ao sistema que faz com que quem a chama durma, ou seja, fique suspenso até que outro processo o desperte. A chamada *wakeup* tem um parâmetro, o processo a ser despertado. Por outro lado, tanto *wakeup* quanto *sleep* podem ter outro parâmetro, um endereço de memória usado para equiparar os *wakeups* a seus respectivos *sleeps*.

Problema Produtor-Consumidor (ou *buffer* limitado) – Quando dois processos compartilham um *buffer* comum e de tamanho fixo, um deles (o produtor) põe uma informação no *buffer* e o outro (consumidor) a retira. O problema se origina quando o produtor quer pôr um novo item no *buffer* e ele está cheio. A solução é pôr o produtor para dormir e só despertá-lo quando o consumidor retirar um ou mais itens. Esse método também funciona para o consumidor.

Porém, isso acarretará um problema similar ao do diretório de *spool* e, portanto, para resolvê-lo, uma variável deverá ser criada (*count*), um contador de itens do *buffer*. Assim, o consumidor deverá ler este código (que é o número máximo de itens que o *buffer* pode conter) e se o *buffer* estiver cheio, ele deverá dormir. Caso contrário, ele acrescentará um item e incrementará a variável *count*.

Mas ainda há uma situação em que, tanto o produtor quanto o consumidor podem dormir eternamente. Quando o *buffer* está vazio (*count* é igual a 0), o consumidor acabou de ler a variável *count* para verificar se seu valor é 0. Nesse instante, o escalonador decide interromper o consumidor temporariamente e executar o produtor. O produtor insere um item no *buffer*, incrementa a variável *count* e se torna igual a 1. Então, o produtor chama o *wakeup* para o consumidor. Porém, o consumidor não está totalmente adormecido e o sinal de *wakeup* é perdido. Na próxima vez em que o consumidor for executar, ele lerá que o

valor do *count* anterior é 0 e dormirá. Até que chegará uma hora em que o produtor preencherá totalmente o *buffer* e dormirá, então os dois dormirão para sempre.

Para evitar esse problema, devem-se modificar as regras, adicionando um bit de espera pelo sinal de acordar. Quando um processo ainda acordado receber um bit de sinal de acordar, esse bit é ligado. Depois, quando o processo tentar dormir e o bit do sinal de acordar estiver ligado, ele será desligado, mas o processo se manterá acordado.

3.3.5 Semáforos

Essa solução utiliza uma variável inteira para contar o número de sinais de acordar salvos para uso futuro, chamada de Semáforo. Ele pode conter o valor 0 para indicar que não há sinal de acordar salvo e outro valor qualquer para indicar que há sinais de acordar pendentes.

Foram criadas duas operações, a *up* e a *down*. A operação *down* sobre um semáforo verifica se seu valor é maior do que 0. Se for, o decrescerá de 1 e prosseguirá. Se for 0, o processo irá dormir, sem terminar o *down*, por enquanto. É garantido que, uma vez iniciada uma operação de semáforo, nenhum outro processo deverá ter acesso ao semáforo até que tenha terminado ou sido bloqueado. A operação *up* incrementa o valor de um semáforo.

3.4 Escalonamento

Antigamente, quando os computadores usavam sistemas em lote, a entrada se dava por meio de fita magnética e o algoritmo de escalonamento era simples, ou seja, executava o próximo *job* da fita. Com o advento dos sistemas compartilhados, o algoritmo de escalonamento tornou-se mais complexo. E como o tempo de processamento da CPU é um recurso escasso, um bom escalonador faz grande diferença no desempenho da máquina e na satisfação do usuário.

Para os computadores pessoais o escalonamento não deve ser problema, uma vez que, atualmente, eles são extremamente rápidos e raramente um usuário executará duas atividades ao mesmo tempo. Porém, no caso de servidores e estações de trabalho que exigem grande desempenho de rede, a situação é um pouco diferente. Nesses casos, vários processos podem ser executados e estarem competindo pela mesma CPU e, portanto, um bom algoritmo de escalonamento torna-se novamente importante.

Além de escolher o processo certo para executar, um escalonador também deve ser capaz de utilizar a CPU de maneira eficiente, pois alternar processos é muito caro.

3.4.1 Comportamento do Processo

Podem-se dividir os processos em dois: processos orientados à CPU e processos orientados à E/S (de disco). Os processos orientados à CPU apresentam longos surtos de uso da CPU e esporádicas esperas à E/S, enquanto os orientados à E/S apresentam poucos surtos de uso da CPU e esperas frequentes à E/S.

À medida que as CPUs se tornam cada vez mais rápidas, os processos tendem a ficar mais voltados à E/S, ou seja, as CPUs são cada vez mais rápidas que os discos. Basicamente, se um processo orientado à E/S quiser executar, deve ser dada à ele a prioridade, pois assim ele executará suas aquisições de disco, mantendo-o ocupado.

3.4.2 Quando escalonar

Há pelo menos quatro situações para um escalonador tomar uma decisão. A primeira é quando se cria um novo processo, no qual o escalonador deve escolher entre executar o processo pai ou o filho, quando os dois estiverem prontos. A segunda é quando termina um processo e o escalonador deve tomar a decisão de iniciar um outro. Caso não haja mais nenhum outro processo pronto, é executado um processo ocioso gerado pelo sistema. A terceira é a dependência entre processos, quando há um bloqueio sobre um semáforo ou por

alguma outra razão, havendo a necessidade de executar outro processo, mas o escalonador não possui informação necessária sobre essa dependência. A quarta situação é quando ocorre uma interrupção de E/S. É o escalonador que deve tomar a decisão se executa o processo que acabou de ficar pronto depois da interrupção, se continua executando o processo atual ou se seleciona um terceiro processo para executar.

Quanto à tratativa de interrupções de relógio, há duas categorias de algoritmo de escalonamento:

- Preemptivo;
- Não-preemptivo.

Os algoritmos de escalonamento preemptivos escolhem um processo e o deixam em execução por um tempo máximo fixado. Caso ele ainda esteja sendo executado ao final desse tempo, ele será suspenso e o escalonador selecionará outro processo para executar (se houver outro disponível). Esse algoritmo deve contemplar uma interrupção de relógio ao fim do intervalo de tempo para que o controle sobre a CPU seja devolvido ao escalonador.

Os algoritmos de escalonamento não-preemptivos escolhem um processo para executar e o deixam executar até que finalize e libere a CPU ou que haja um bloqueio (à espera de E/S ou de um outro processo). Porém, ele não será compulsoriamente suspenso, mesmo com as interrupções de relógio, que esperam até acabar.

3.4.3 Categorias de algoritmos de escalonamento

Para cada tipo de sistema, devem-se aplicar algoritmos de escalonamento diferentes, pois cada um possui objetivos distintos. Três ambientes merecem especial atenção:

- Lote;
- Interativo;

- Tempo real.

Nos sistemas em lote, podem-se utilizar algoritmos não-preemptivos ou preemptivos de longo intervalo de tempo, uma vez que não há usuários em espera para uma resposta rápida. Para sistemas com usuários interativos, é necessária a utilização de algoritmos com preempção para evitar que um processo tome conta da CPU por um longo período de tempo.

Em sistema de tempo real, a preempção é desnecessária, às vezes, pois os processos sabem que não podem executar por longos períodos e em geral fazem seus trabalhos e bloqueiam rapidamente. Isso porque os programas de tempo real visam somente ao progresso da aplicação.

Vamos descrever aqui, devido à aplicação e objetivo deste trabalho, somente o escalonamento de sistemas de tempo real. Porém, vamos incluir o escalonamento por prioridades, que pertence a sistemas de usuários interativos, por ser utilizado no protocolo CAN.

3.4.3.1 Escalonamento por prioridades

No escalonamento por prioridades é atribuída a cada processo uma prioridade e ao processo executável com a mais alta prioridade é permitido executar.

Para evitar que um processo com a mais alta prioridade execute eternamente, o escalonador pode reduzir a prioridade do processo em execução a cada interrupção de relógio. Dessa forma, a prioridade desse processo cairá abaixo da prioridade do próximo processo com prioridade mais alta, gerando uma alternância de processo. É possível ainda atribuir um quantum máximo que ele poderá executar.

As prioridades podem ser atribuídas estática ou dinamicamente aos processos. Como exemplo de atribuição estática, um centro de computação comercial pode cobrar R\$ 100,00 por hora para trabalhos de alta prioridade, R\$ 70,00 para trabalhos de média prioridade e R\$ 50,00 para trabalhos de baixa prioridade pelo mesmo período.

Dinamicamente, pode-se dar como exemplo processos que são orientados à E/S, em que a espera pela CPU significa ocupar memória desnecessária por muito tempo. Assim, atribui-se $1/f$ à prioridade, sendo f a fração do último quantum que o processo usou. Se esse processo usou 1ms de seu quantum de 50ms, sua prioridade foi de 50, mas se ele usou todo o quantum, ele teve prioridade 1.

É também muito comum agrupar processos em classes de prioridade e usar o escalonamento por prioridade entre as classes. Segue um exemplo de um sistema de quatro classes.

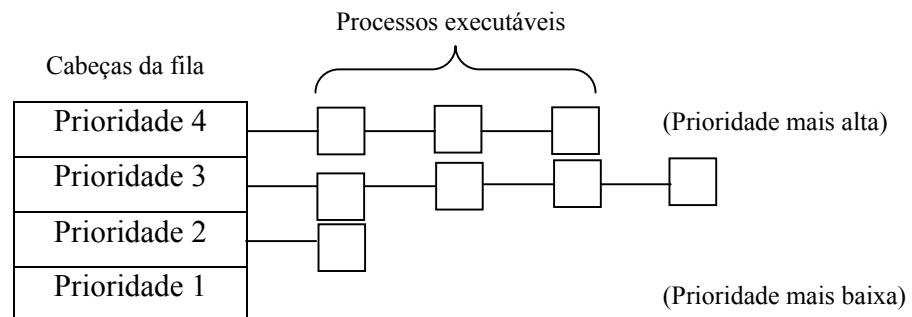


Figura 26 - Exemplo de algoritmo de escalonamento agrupado em classes.

3.4.3.2 Escalonamento em sistemas de tempo real

Num sistema de tempo real, o tempo tem uma função essencial. Nesses sistemas, dispositivos físicos externos geram estímulos ao computador, que deve reagir em determinado intervalo de tempo. Por exemplo, um tocador de CD obtém os bits que chegam do *drive* e precisam convertê-los em música em um intervalo de tempo crítico.

Caso contrário, a música soará diferente. Outros exemplos podem ser o piloto automático de aeronaves e os robôs de controle em fábricas automatizadas.

Sistemas de tempo real são geralmente classificados como Sistemas de Tempo Real Críticos, nos quais prazos absolutos devem ser cumpridos, e Sistemas de Tempo Real Não Críticos, quando o descumprimento de um prazo, ocasionalmente, é tolerável.

Os eventos a que um sistema de tempo real deve responder podem ser divididos em Periódicos (acontecem em intervalos regulares) e Aperiódicos (acontecem de modo imprevisível). Um sistema pode ter de responder a múltiplos fluxos de eventos periódicos. Porém, dependendo do tempo necessário para tratar cada evento, talvez não seja possível tratá-los todos. Por exemplo, caso haja m eventos periódicos e o evento i ocorrer com período P_i e requerer C_i segundos de CPU para cada evento, então a carga poderá ser tratada somente se:

$$\sum_{i=1}^m \frac{C_i}{P_i} \leq 1 \quad (6)$$

Um sistema de tempo real que satisfaça esse critério é chamado de Escalonável.

Os algoritmos de escalonamento de tempo real podem ser:

- Estáticos;
- Dinâmicos.

Nos sistemas estáticos, as decisões de escalonamento são tomadas antes de o sistema começar a executar, ao passo que nos sistemas dinâmicos, as decisões são tomadas em tempos de execução. Em sistema estático, seu funcionamento só se dá quando há informação perfeita disponível sobre o trabalho a ser feito e os prazos que devem ser cumpridos. Os sistemas dinâmicos não apresentam restrições. Os algoritmos estáticos

atribuem antecipadamente uma prioridade fixa a cada processo e então fazem o escalonamento preemptivo priorizado utilizando essas prioridades, ao passo que os algoritmos dinâmicos não apresentam prioridades fixas.

Sistemas multimídias, ou seja, filmes digitais, são um grande exemplo de utilização de sistemas de tempo real, primeiro porque utilizam taxas de dados extremamente altas e segundo porque requerem reprodução em tempo real. A porção de vídeo de um filme digital consiste em alguns quadros por segundo. O sistema NTSC executa 30 quadros por segundo em intervalos de 33,3 ms e o sistema PAL executa 25 quadros por segundo a cada 40 ms. Do contrário, a imagem parecerá fragmentada.

Nos seres humanos, os ouvidos são mais sensíveis que os olhos; assim, uma variação de até mesmo alguns milissegundos na exibição será notada. A variação nas taxas de entrega é chamada de *Jitter* e deve ser estritamente limitada para se obter um bom desempenho. O *jitter* não é o mesmo que atraso. Se a rede atrasar todos os bits por 5 s, de maneira uniforme, o filme começará mais tarde, mas será visto perfeitamente. Porém, se os quadros forem atrasados em 100 ms, ele se parecerá com um filme de antigamente, podendo-se notar as mudanças de quadros.

3.4.4 Teoria de Escalonamento geral de tempo real

Vamos considerar três processos *A*, *B* e *C* competindo pela CPU, cada um com seu trabalho e prazo próprio, conforme a figura 3.8. O processo *A* executa a cada 30 ms (cada trabalho requer 10 ms de tempo de CPU). Caso não houvesse competição, o processo executaria nos surtos A_1 , A_2 , A_3 , etc., cada um iniciando 30 ms depois do anterior. Cada surto da CPU trata um trabalho e tem prazo de terminar antes que o próximo inicie.

O processo *B* executa 25 vezes por segundo e o processo *C* executa 30 vezes por segundo, e o tempo de computação por trabalho é de 15 ms para o *B* e de 5 ms para o *C*.

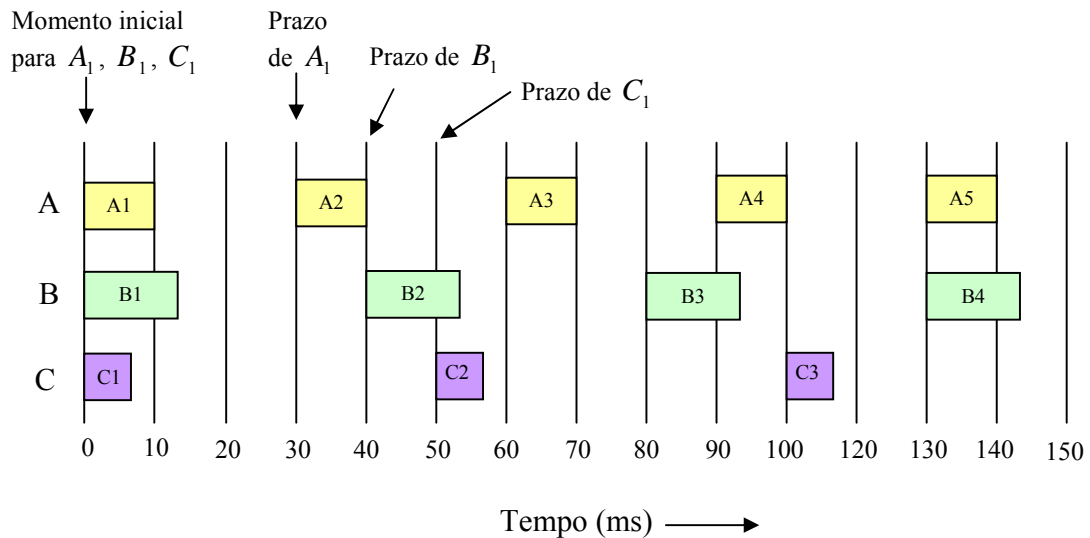


Figura 27 - Três processos periódicos.

Agora, o problema de escalonamento é como fazer que os três processos sejam executados de modo que eles cumpram os prazos determinados. Porém, é necessário saber se os processos são escalonáveis, ou seja, atendem à equação (6). A razão P_i/C_i corresponde a quanto está sendo utilizada a CPU. Nesse exemplo, o processo A está utilizando $10/30$ da CPU, o B está utilizando $15/40$ da CPU e o C está utilizando $5/50$ da CPU. No total, os três processos somam 0,808 de CPU; portanto, o sistema é escalonável.

3.4.4.1 Escalonamento por Taxa Monotônica

O algoritmo clássico de escalonamento estático de tempo real para processos preemptivos e periódicos é o chamado Escalonamento por Taxas Monotônicas (*Rate Monotonic Scheduling – RMS*), definido por Liu e Layland, 1973 (LIU & LAYLAND, 1973 apud TANENBAUM, 2003). As seguintes condições devem ser seguidas pelos processos que utilizam o RMS:

- Cada processo periódico deve terminar dentro de seu período;
- Independência de processos;
- Todo processo utiliza a mesma quantidade de CPU a cada surto;
- Caso o processo seja não periódico, não deve haver prazo estabelecido;
- A preempção ocorre instantaneamente e sem sobrecargas.

O RMS atribui a cada processo uma prioridade igual à frequência de ocorrência de seu evento de disparo, ou seja, as prioridades são lineares em relação à frequência. Por exemplo, um processo que dispara a cada 30 ms (ou 33 vezes por segundo), recebe prioridade 33. Um processo que executa a cada 50 ms (ou 20 vezes por segundo), recebe prioridade 20, e assim por diante. Por essa razão, o processo de escalonamento é chamado Monotônico.

3.4.4.2 Escalonamento Prazo Mais Curto Primeiro

O algoritmo de escalonamento chamado de Prazo Mais Curto Primeiro (*Earliest Deadline First – EDF*) é popular para sistemas de tempo real. O EDF é um algoritmo dinâmico em que os processos não necessitam ser periódicos, como o RMS. Outra diferença em relação ao RMS é que ele não exige o mesmo tempo de execução por surto de CPU. Caso necessite de CPU, o processo anuncia sua presença e seu prazo. O escalonador tem uma lista de processos executáveis, ordenados por vencimentos de prazo. O algoritmo executa sempre o primeiro da lista, cujo prazo é o mais curto, ou o mais próximo de vencer. Caso tenha um outro processo que esteja pronto, o sistema verificará se seu prazo vence antes do prazo do processo que está em execução. Em caso positivo, o novo processo faz a preempção do que estiver executando.

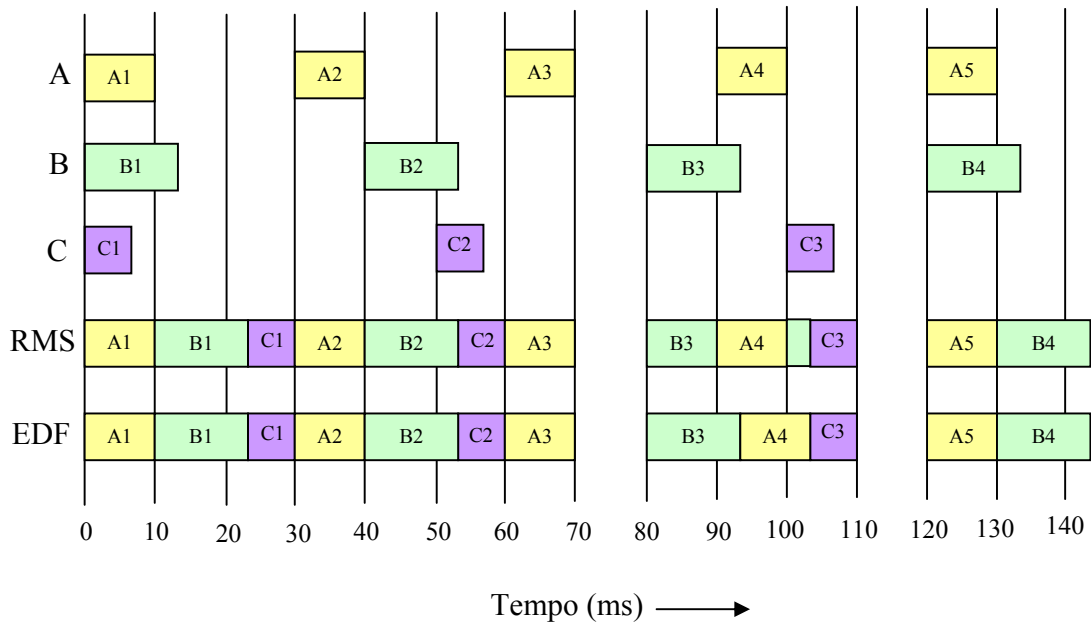


Figura 28 - Comparativo entre os algoritmos RMS e EDF.

Aparentemente, a figura 28 mostra um comportamento parecido entre os dois algoritmos RMS e EDF, mas não é verdade. No caso de aumentarmos a necessidade de CPU do processo A, de 10 ms para 15 ms, a situação se complica. Nesse caso, a ocupação da CPU passa de 0,808 para 0,975 ($0,500 + 0,375 + 0,100$) e, assim, restam apenas 2,5% da CPU. Entretanto, na prática, ainda é possível fazer um escalonamento razoável.

Como as prioridades iniciais dos processos não mudam, para o RMS, os processos A e B ficam executando e, devido à prioridade baixa de C, C não consegue executar, pois seu prazo vence, determinando assim a falha do algoritmo RMS. No caso do algoritmo EDF, há uma disputa entre A2 e C1. Como o prazo de C1 vence primeiro em 50 ms e de A2 vence em 60 ms, C é escalonado e, portanto, o algoritmo EDF funciona.

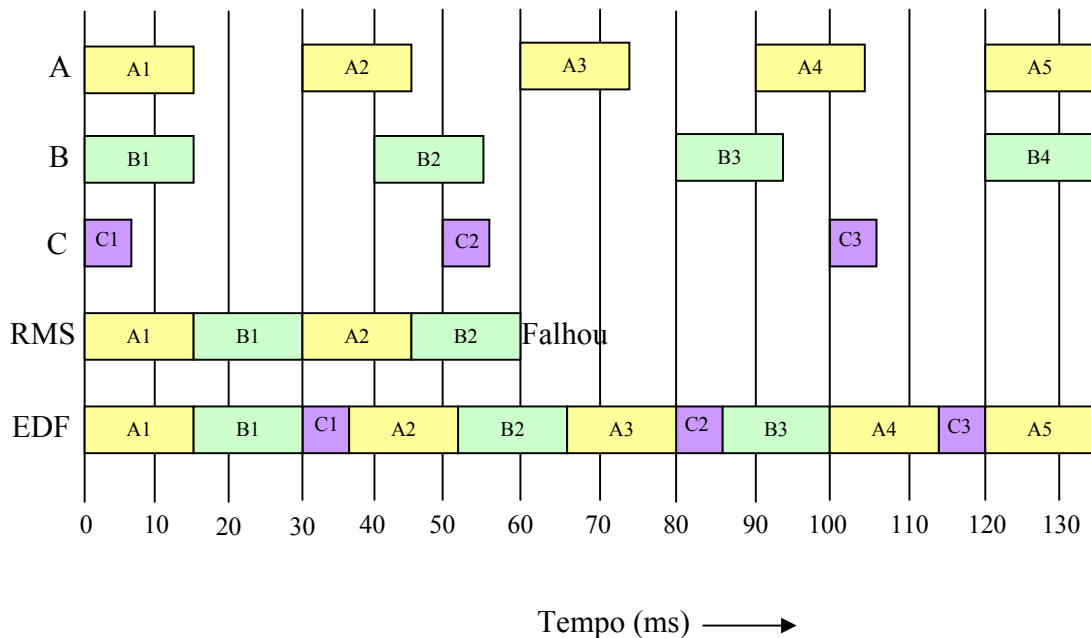


Figura 29 - Exemplo onde RMS falha.

O principal motivo pelo qual o RMS falhou foi porque a utilização de prioridades estáticas só funciona se a ocupação da CPU não for muito grande. Liu e Layland provaram que a utilização máxima da CPU deve ser de 0,780 e o argumento que o exemplo anterior mostrou (utilização de 0,808) foi sorte. No caso do EDF, ele sempre funciona, mesmo com utilização de 100% da CPU.

3.4.5 Análise de Escalonabilidade de uma Arquitetura Veicular CAN

A análise de escalonamento é necessária para verificar se as mensagens que trafegam pelo sistema de comunicação do veículo irão cumprir os prazos estipulados para transmissão, a determinado baud-rate (taxa de transmissão).

3.4.5.1 Modelo de Mensagens CAN

Nós assumimos que uma rede CAN possua r estações e n fluxos de mensagens, sendo cada fluxo definido por:

$$S_m = (C_m, T_m, D_m) \quad (7)$$

Um fluxo de mensagem é uma seqüência temporal de mensagens relativas, por exemplo, à leitura remota de uma variável de processo específico (UNILESTEMG, 2006). Um fluxo de mensagem S_m é caracterizado por um único identificador. C_m é o maior tempo de duração da mensagem do fluxo S_m . T_m é a periodicidade de transmissão considerada como o intervalo de tempo mínimo entre duas chegadas consecutivas de requisições para a fila de saída do fluxo S_m . Finalmente, D_m é a meta temporal relativa de uma mensagem (deadline) do fluxo S_m , que consiste no intervalo de tempo máximo admissível entre o instante em que a requisição da mensagem é colocada na fila de saída e o instante quando cada mensagem é completamente transmitida.

3.4.5.2 Análise de Escalonamento

Analisar (ou testar) a escalonabilidade de um sistema é verificar se todas as suas tarefas irão cumprir seus *deadlines* (intervalo de tempo máximo para início da execução de uma tarefa (MACÊDO et al, 2006)). Utilizam-se, para esse fim, funções matemáticas que exprimem o comportamento temporal do sistema no pior caso.

Segundo MACÊDO et al, duas abordagens são geralmente usadas para analisar a escalonabilidade de sistemas de tempo-real. A primeira foi descrita no Capítulo 4, e é baseada no cálculo da utilização máxima do processador, descrita pela equação (6). A segunda é baseada na verificação se os tempos de resposta das tarefas no pior caso ultrapassam seus *deadlines*.

Liu e Layland (LIU & LAYLAND, 1973 apud TANENBAUM, 2003) introduziram um conceito muito importante para sistemas pre-emptivos de tempo-real, periódicos e com prioridades fixas, que é de Instante Crítico para uma determinada tarefa i : o pior tempo de resposta da tarefa i ocorre quando todas as tarefas com maior prioridade do que i são ativadas simultaneamente à tarefa i . Eles demonstraram que, se as tarefas cumprem as suas metas num instante crítico, as metas serão cumpridas durante o tempo de vida do sistema.

Baseado nesse conceito, Liu e Layland estudam o comportamento do algoritmo de atribuição de prioridades, conhecido como Taxa Monotônica (*Rate Monotonic Scheduling - RMS*). Segundo esse algoritmo, as prioridades das tarefas são atribuídas numa proporção inversa ao seu período (quanto menor o período da tarefa maior a sua prioridade).

3.4.5.3 Cálculo do Tempo de Resposta para o Pior Caso

O tempo de resposta para o pior caso, r_i , de uma tarefa i pode ser calculado usando a seguinte equação:

$$r_i = C_i + B_i + \sum_{\forall j \in hp(i)} \left\lceil \frac{r_i}{T_j} \right\rceil \cdot C_j \quad (8)$$

onde C_i é o tempo de execução para o pior caso da tarefa i e $hp(i)$ o conjunto de tarefas de maior prioridade do que i . O termo somatório expressa a interferência sofrida pela tarefa i devido ao conjunto de tarefas $hp(i)$, que são ativadas com um período T_j e possuem um tempo de execução para o pior caso C_j . O tempo de resposta é calculado no instante crítico. Assume-se que todas as tarefas têm prioridade única e fixa, uma defasagem nula e que as metas não excedem o seu período.

Esse método de análise permite determinar se um conjunto de tarefas é escalonável, comparando o tempo de resposta calculado para cada tarefa à sua meta.

A ocorrência de r_i em ambos os lados da eq.(8) faz com que seu cálculo não seja simples, devendo fazê-lo por iterações sucessivas através da seguinte equação modificada:

$$r_i^{n+1} = C_i + \sum_{\forall j \in hp(i)} \left[\frac{r_i^n}{T_j} \right] \cdot C_j \quad (9)$$

Se a utilização ($U_j = \frac{C_j}{T}$) dos i níveis de prioridade mais elevadas for menor que 1, essa equação certamente irá convergir, devido às sucessivas aproximações a r_i serem monotonicamente crescentes. As iterações começam com $r_i^0 = C_i$ como valor inicial e terminam quando $r_i^{n+1} = r_i^n$ ou $r_i^{n+1} > D_i$.

Quando a meta é igual ou menor ao período, considera-se apenas uma única ativação de cada tarefa. Porém, caso a meta seja maior que o período, há a possibilidade de uma tarefa ser reativada sem que as invocações anteriores tenham terminado, provocando um atraso até que todas as invocações anteriores tenham terminado.

Lehoczky (LEHOCZKY, 1990) estendeu a análise dada pela eq.(8) para suportar tarefas com metas arbitrárias, utilizando o conceito de Períodos Ocupados, que significa que, um período ocupado de nível i é definido como sendo o máximo intervalo de tempo em que um processador está ocupado executando tarefas de prioridade igual ou superior à prioridade da tarefa i . O seu início se dá com o instante crítico para a tarefa i e termina quando todas as ativações pendentes de i forem processadas.

Um período ocupado de nível i , que comece no instante qT_i antes da invocação atual da tarefa i , tem o comprimento:

$$\omega_i(q) = (q+1)C_i + B_i + \sum_{\forall j \in hp(i)} \left[\frac{\omega_i(q)}{T_j} \right] \cdot C_j \quad (10)$$

no qual o termo qC_i considera a contribuição das q instâncias da tarefa i que começam a executar no instante crítico e que ainda possam estar ativas.

O tempo de resposta para o pior caso da tarefa i é o máximo dos valores obtidos ao subtrair do comprimento do período ocupado o tempo qT_i , de forma a obter apenas o tempo de resposta efetivo da invocação da tarefa i :

$$r_i = \max_{q=0,1,2,\dots}(\omega_i(q) - qT_i) \quad (11)$$

São considerados os valores de q , tal que $\omega_i(q) < (q+1)T_i$. É possível ver que, quando $q = 0$, a eq.(11) é equivalente à eq.(8).

3.4.5.4 Pior Tempo de Resposta para Mensagens numa Rede CAN

O CAN (Controller Area Network) possui um mecanismo de acesso não preemptivo ao meio, baseado em prioridades fixas, permitindo que as técnicas de análise para prioridades fixas possam ser utilizadas para o cálculo do pior tempo de resposta para um conjunto de mensagens.

Conforme Tindell (TINDELL et al., 1994), o tempo de resposta no pior caso de mensagens CAN é baseado nos seguintes pressupostos:

- A meta de uma mensagem é menor do que seu período;
- O *queuing jitter* associado à colocação de uma mensagem na fila de mensagens da rede é menor do que o período da mensagem;
- Uma ECU não transmite uma mensagem enquanto existirem mensagens pendentes de maior prioridade.

O pior tempo de resposta m é definido como o maior intervalo de tempo desde o instante em que a mensagem é colocada na fila de mensagens da ECU que irá transmitir (*queuing delay*) e o instante em que chega à ECU de destino (*transmission delay*):

$$R_m = \omega_m + C_m \quad (12)$$

O *queuing delay* ω_m é o maior tempo necessário para a mensagem ganhar acesso à rede, devido à transmissão em andamento de uma mensagem de menor prioridade e devido à transmissão de todas as mensagens de maior prioridade que possam estar pendentes.

$$\omega_m = E(\omega_m + C_m) + B_m + \sum_{\forall j \in hp(m)} \left\lceil \frac{\omega_j + J_j + \tau_{bit}}{T_j} \right\rceil C_j \quad (13)$$

A equação acima é similar à 1, onde $hp(m)$ é o conjunto de mensagens com maior prioridade do que m , com período T_j , *queuing jitter* J_j e um tempo de transmissão C_j (*transmission delay*). O termo τ_{bit} é o tempo de transmissão de um bit na rede CAN.

B_m significa o maior tempo de espera de uma mensagem m devido à transmissão em andamento de uma mensagem de menor prioridade. Esse tempo é igual ao tempo de transmissão da maior mensagem entre as de menor prioridade porque, uma vez iniciada a transmissão, uma mensagem não pode sofrer preempção para a transmissão de outra mensagem:

$$B_m = \max_{\forall k \in lp(m)} C_k \quad (14)$$

onde $lp(m)$ é o conjunto de tramas de menor prioridade do que m .

O termo C_m é o tempo de transmissão para o pior caso, levando-se em conta a máxima inserção de bits adicionais (*stuffed*), que é dado por:

$$C_m = \left(\left\lceil \frac{34 + 8s_m}{5} \right\rceil + 47 + 8s_m \right) \tau_{bit} \quad (15)$$

O termo sm corresponde à dimensão da trama m em octetos. O fator exprime o número máximo necessário de *stuff bits*. Esta equação leva em conta o período mínimo de três bits em que o barramento está livre e que, obrigatoriamente, precede a transmissão de qualquer trama.

O termo $E(\omega_m + C_m)$ representa a sobrecarga causada pela transmissão de mensagens num dado intervalo de tempo, relativo ao mecanismo de recuperação de erros do CAN.

4. CONTROLLER AREA NETWORK

4.1 Introdução

A rede CAN (*Controller Area Network*) é um sistema de comunicação serial concebida inicialmente para aplicações distribuídas de sistemas automotivos. Sua crescente utilização na indústria automotiva foi motivada pelos benefícios técnicos e econômicos, o que posteriormente tornou-se padronizada pela SAE (*Society of Automotive Engineers*) e pela ISO (*International Organization for Standardization*). Com o sucesso obtido nas aplicações automotivas, a comunidade da indústria de processo e transformação não hesitou em adotá-la também em determinadas aplicações industriais.

As ECUs possuem interfaces de comunicação para troca de mensagens com outras ECUs, interfaces medição e atuação em grandezas físicas como velocidade, temperatura, etc, sendo expressos na forma de sinais digitais inseridas em mensagens trocadas entre nós computacionais sob uma rede de comunicação. As ECUs são sistemas computacionais com tarefas que geram mensagens com propriedades temporais, definidas em função da aplicação.

4.2 Protocolo de Nível Superior

Ao se especificar os Protocolos de Nível Inferior, é útil subdividir as duas camadas de acordo com o Standard LAN ISO 8802-2 e ISO 8802-3 (ANDERSSON et al, 1995), como segue:

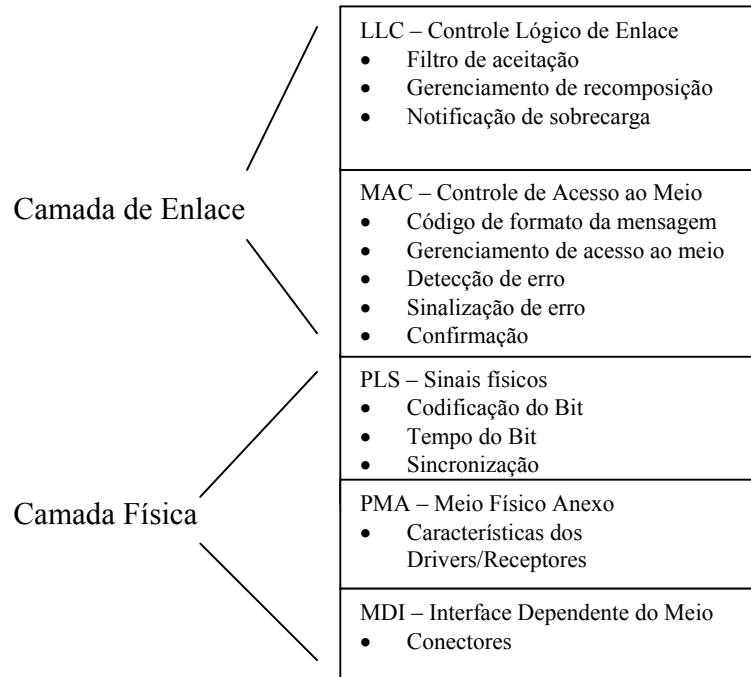


Figura 30 - Subdivisões das Camadas de Enlace e Física conforme LNA ISO 8802-2 e ISO 8802-3.

4.2.1 Meio Físico (ISO, 2003); (SAE, 2003)

O meio de transmissão é o meio em que ECUs são fisicamente conectadas em uma rede e carregam sinais elétricos ou ópticos. Podem ser utilizados vários meios de transmissão, tais como, único fio, dois fios trançados (*unshielded*), dois fios trançados e protegidos (*shielded*), fibra óptica, entre outros.

4.2.2 Interface Meio-Dependente (MDI)

A sub-camada MDI especifica as propriedades dos conectores elétricos, no caso de uso do meio com fios elétricos. Por causa do conteúdo possível de alta frequência e baixa tensão do sinal elétrico, os parâmetros como impedância de transmissão e frequência mínima se tornam importantes.

4.2.3 Meio Físico Anexo (PMA)

A sub-camada PMA especifica as características dos *line-drivers* (dispositivos usados para transferir energia elétrica para um fio ou para um barramento que realiza a parte da função de transmissão do transceptor) e receptores.

4.2.4 Sinais Físicos (PLS)

A sub-camada PLS endereça informações, tais como a representação dos bits, tempo dos bits e sincronização.

4.2.5 Controle de Acesso ao Meio (MAC - Medium Access Control)

MAC ou Controle de Acesso ao Meio é usado para decidir quem ganha acesso à rede para transmitir. Como todas as ECUs podem usar a rede para transmissão, é necessária a utilização de um controle de acesso. Esse mecanismo é situado na sub-camada MAC. Há duas diferentes técnicas de acesso ao meio: CSMA/CD e CSMA/CD-A.

4.2.6 Anexo do Meio Físico de Alta Velocidade (PMA)

As linhas do barramento podem ter dois estados: “recessivo” e “dominante”. O estado “dominante” de uma ECU prevalece sobre o estado “recessivo” de outra. Os dois estados são definidos por uma diferença de tensão entre os dois fios da rede, chamados de CAN_H e CAN_L, conforme figura a seguir:

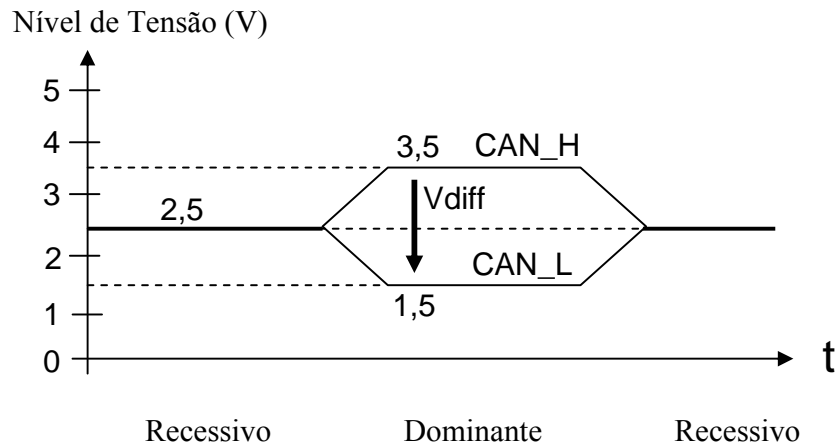


Figura 31 - Valores de tensão para os estados “recessivo” e “dominante”.

Toda ECU deve ser capaz de prover os seguintes valores de tensão de saída diferencial da rede:

- Bit dominante: - 500mV ... +50mV (sem carga)
- Bit recessivo: +1,5 V ... +3,0 V (com 60 Ω de carga)

Uma ECU deve detectar um bit recessivo se a tensão do CAN_H não for maior que a do CAN_L mais 0,5V. Se a tensão do CAN_H for pelo menos 0,9V maior que CAN_L, então um bit dominante deverá ser detectado.

O protocolo CAN especifica um barramento de dois fios terminado em ambos os lados por uma impedância de linha específica, com os seguintes dados:

- | | |
|---|--------|
| - Comprimento máximo da rede a 1Mbits/s | 40m |
| - Máxima distância da rede a ECU | 30cm |
| - Impedância característica da linha | 120Ω |
| - Resistência nominal da linha por m | 70mΩ/m |
| - Atraso de propagação específica nominal | 5ns/m |

A topologia da rede deve ser especificada o mais perto possível de uma estrutura de linha única (*Bus Topology*), conforme especificações abaixo:

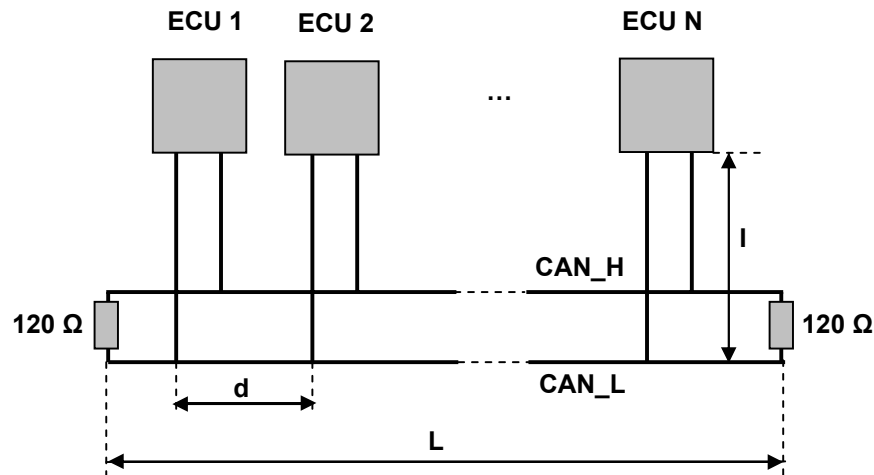


Figura 32 - Modelo de Topologia especificada pela ISO 11898.

4.2.7 Sinais Físicos (PLS)

4.2.7.1 Tempo do Bit (Bit Timing)

O tempo do bit, t_B , é definido como o tempo de duração do bit, conforme figura a seguir:

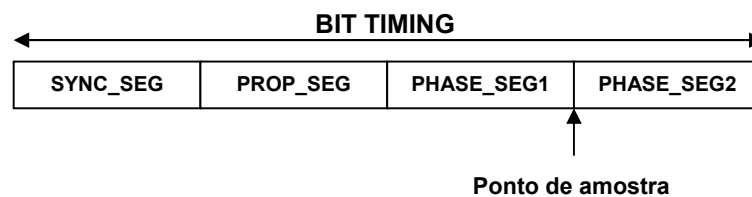


Figura 33 - Subdivisão de um tempo do bit (*Bit Timing*).

Dentro desse formato de tempo do bit, todas as funções de gerenciamento do barramento são executadas, tais como sincronização entre ECUs, compensação de atrasos da rede e posicionamento do ponto de amostra.

Os comprimentos dos diferentes segmentos do bit são definidos como o múltiplo de uma unidade básica de tempo, chamada de *time quantum*, derivado do período do oscilador, programável no circuito de lógica de tempo do bit (250ns with a 16Mhz clock). O tempo do bit para o Protocolo CAN é definido como 4 μ s, correspondendo a 250Kbits/s.

SYNC_SEG significa segmento de sincronização. É a parte usada para sincronizar várias ECUs no barramento. A duração desse segmento é sempre de um *time quantum*. O segmento de sincronização considera que a borda de descida do sinal (*edge*) é esperada logo após uma unidade de tempo básico (*time quantum*) ter passado e, portanto, ser perdida. A distância entre a borda de descida do sinal, que ocorre fora do segmento de sincronização e o mesmo, é chamada de “erro de fase e” daquele *edge*.

PROP_SEG significa segmento de atraso de sincronização e é a parte que compensa tempos de atraso físico dentro da rede, causado por tempos de atraso na propagação das linhas do barramento e circuitos transceptores.

PHASE_SEG1 e 2 significam segmento de fase de *buffer* e são usados para compensar erros de fase e podem ser aumentados e diminuídos através da re-sincronização.

SAMPLE POINT ou Ponto de Amostra é o ponto do tempo no qual o valor da rede é lido e interpretado como o valor daquele respectivo bit.

4.2.7.2 Sincronização do bit

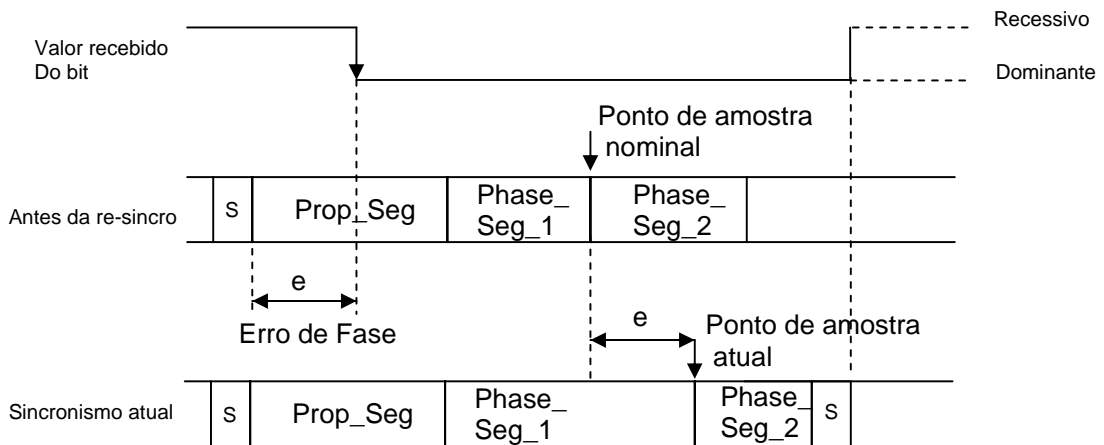
Uma sincronização robusta de tempo de bit pode ser realizada quando a rede estiver livre toda vez que o barramento entra em estado “dominante”, ou seja, o tempo do bit é reiniciado com o final do segmento de sincronização, independente do erro de fase.

Todas as outras transições no formato de “recessivo” para “dominante” serão usadas para re-sincronização, o que provoca o aumento ou redução do tamanho do tempo do bit, de

maneira que a posição do ponto de amostra é mudada em relação à borda de descida do sinal (*edge*). O número máximo permitido de aumento e redução no comprimento dos segmentos de fase de *buffer 1* e *2* (*Resynchronization Jump Width*, SJW), por re-sincronização, é limitado e pode ser programado entre 1 e 4 unidades básicas de tempo (*time quantum*).

Apresenta-se, a seguir, o princípio de re-sincronização (ETSCHBERGER, K., 2001):

a. Transmissor mais lento que receptor (descida do sinal está atrasada)



b. Transmissor mais rápido que receptor (descida do sinal está adiantada)

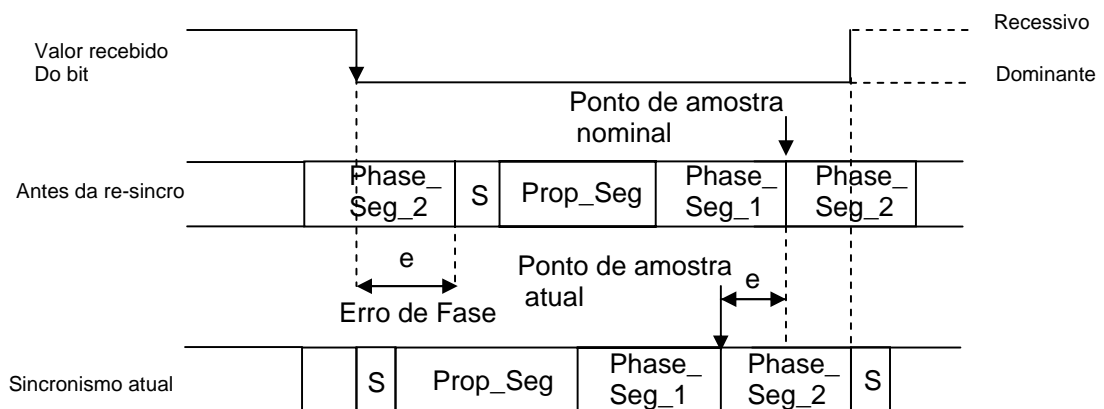


Figura 34 - Princípio da re-sincronização.

4.2.7.3 Codificação do bit (Bit Encoding)

A necessidade da codificação do bit se deve ao fato de que ECUs receptoras devem saber interpretar o sinal enviado para que dados possam ser extraídos. A codificação define as condições (corrente, tensão) que constituem os bits 0 e 1 no barramento. O método utilizado pelo Protocolo CAN para codificação de bits é o chamado NRZ (*Non Return to Zero*), modo Unipolar (LUPINI, 2004).

4.2.8 Controle de Acesso ao Meio (MAC)

Como apresentado anteriormente, a sub-camada MAC, pertencente à Camada de Enlace, é a responsável pelo empacotamento dos dados dentro de Formatos de Mensagem CAN, contendo os bits especificados de diferentes controles. Ela também realiza o gerenciamento de acesso ao meio, tais como serialização, adição *stuff-bits*, detecção erros e reconhecimento de sobrecarga e checagem.

4.2.8.1 Tipos de Formato de Mensagem

O protocolo CAN distingue quatro tipos diferentes de Formato:

- Formato de Dados (*Frame Format*) – no qual dados são transmitidos de um transmissor para um ou vários receptores através da iniciativa da origem (transmissor);
- Formato Remoto (*Remote Frame*) – pelo meio do qual ECUs (receptores) podem requisitar a transmissão de um formato de dados de um mesmo identificador por uma origem;
- Formato de Erro (*Error Frame*) – é usado para sinalizar um erro detectado por uma ECU (transmissor ou receptor) e para destruir o formato;
- Formato de Sobrecarga (*Overload Frame*) – é usado para prover um atraso extra entre um dado que precede e que sucede, ou entre um formato remoto de solicitação, ou ainda sinalizar uma condição específica de erro.

Os formatos de Dados e Remoto são separados de formatos precedentes por um intervalo de tempo de nível recessivo da rede de pelo menos três bits (Campo *Intermission*). O CAN permite dois tipos diferentes de formatos: o “Formato Base”, com 11 bits identificadores, e o “Formato Estendido”, com 29 bits identificadores.

Formato de Dados - O Formato de Dados para transmitir mensagens é composto por sete campos principais: *Start-of-Frame (SOF)*, *arbitration*, *control*, *data*, *CRC*, *acknowledgement* e *End-of-Frame*.

O Formato base começa com o bit inicial chamado de *Start-of-Frame (SOF)*, e é representado por um único bit dominante. Uma ECU só pode iniciar o processo de arbítrio quando o barramento estiver livre (*Idle*). Em seguida vem o campo de arbítrio, contendo o identificador de 11 bits e o bit “*Remote Transmission Request*” (RTR), que indica se é um formato de dados ou formato de solicitação (*request*). O formato de solicitação não possui bytes de dados. O campo de controle (*Control Field*) contém o bit *Identifier Extension (IDE)*, que indica o formato base ou estendido. Contém também um bit reservado para uso futuro (r0) e, nos quatro últimos bits, um indicador de bytes de dados no campo de dados (DLC). O campo de dados vai de zero a oito bytes e é seguido pelo campo *Cyclic Redundancy Check (CRC)*, que consiste em uma checagem de seqüência de 15 bits e um bit delimitador recessivo para detectar erros de bits. O campo *acknowledgement (ACK)* contém a posição (*slot*) do bit ACK e o delimitador ACK. O *slot* do bit ACK é colocado na rede pelo transmissor como um bit recessivo (nível lógico 1). É sobrescrito como um bit dominante (nível lógico 0) pelos receptores que receberam os dados corretamente. Então a ECU que transmitiu assegura-se de que pelo menos uma outra ECU recebeu corretamente a mensagem. Há uma confirmação (*acknowledged*) pelo receptor se é uma mensagem para o receptor ou não. O campo *End-of-Frame* indica o fim da mensagem. Os bits do campo *Intermission (Int)* indicam o número mínimo de períodos de bits que separam mensagens consecutivas. Se não há mais acesso por qualquer outra ECU, o barramento permanece livre (*idle*).

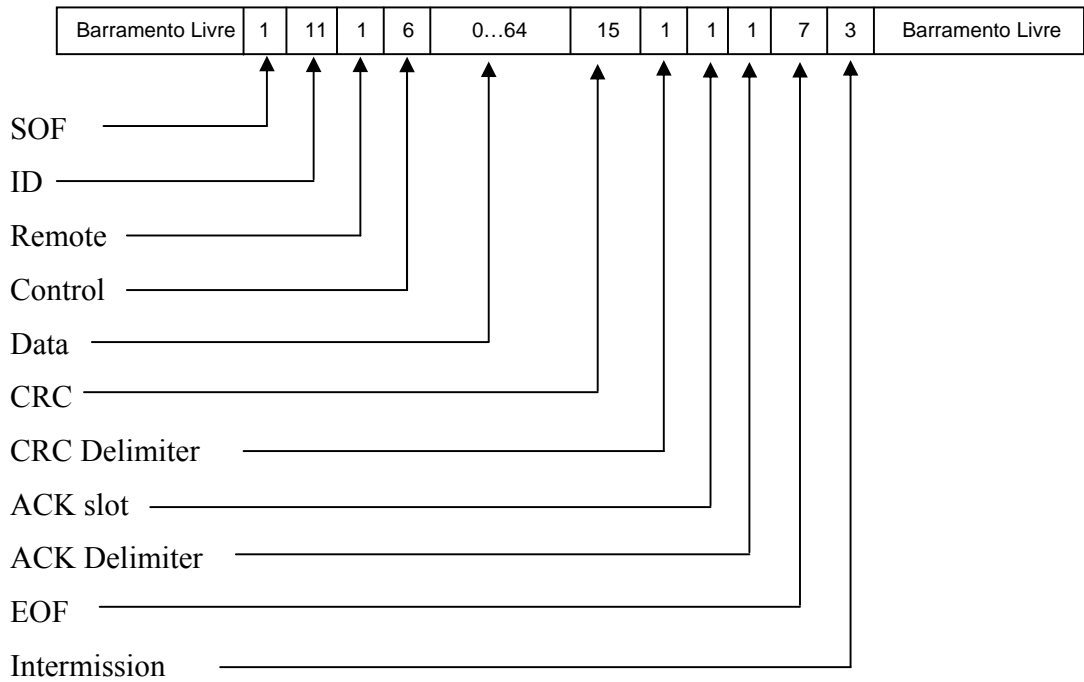


Figura 35 - Formato de Dados Base CAN 2.0A – 11 Bits.

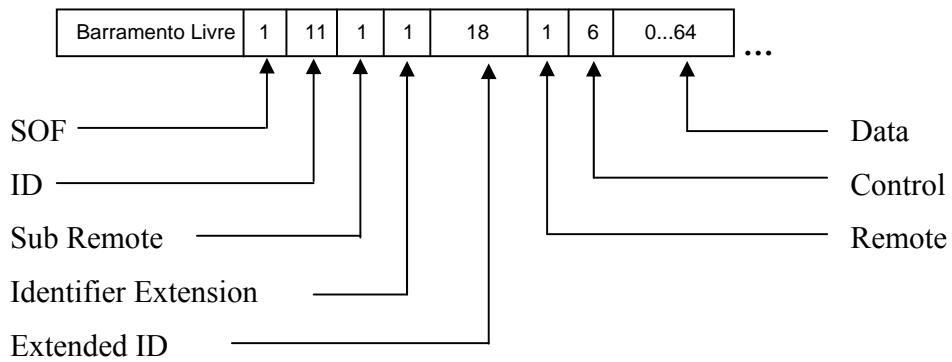


Figura 36 - Formato de Dados Estendido CAN 2.0B – 29 Bits.

Formato Remoto - O formato remoto difere do formato de dados por não conter nenhum campo de dados. Para separar formatos remotos de formatos de dados, o bit RTR localizado no campo Remoto é recessivo para o formato remoto.

O formato remoto é usado por uma ECU para solicitar um formato de dados de uma outra ECU, com o mesmo identificador do formato remoto enviado pela ECU solicitante.

Formato de Erro - A detecção de erro durante a transmissão de dados ou formato remoto é sinalizada por um Formato de Erro, que provoca a retransmissão do formato violando a regra de Bit Adicional (*Bit-Stuffing*), e pode ser detectado por todas as ECUs.

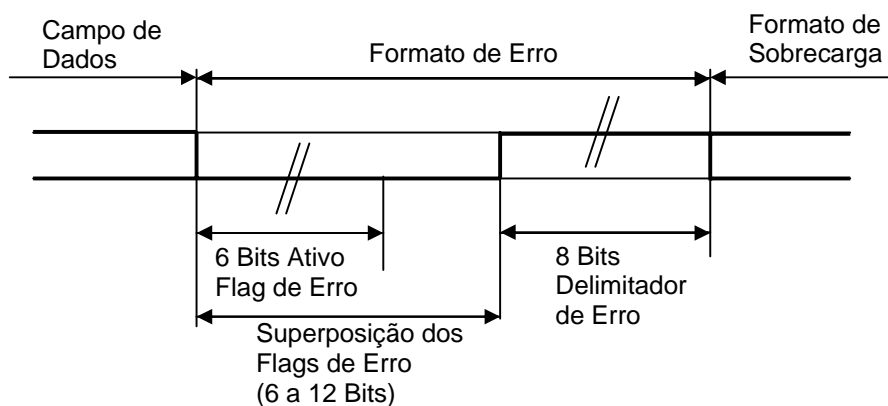


Figura 37 - Formato de erro

O formato de erro consiste em dois campos. O primeiro campo é chamado de Bandeira de Erro (*Error Flag*) e o segundo é chamado de Delimitador de Erro (*Error Delimiter*).

- **Bandeira de Erro** - Pode ser tanto ativo como passivo, dependendo do estado do Confinamento de Falhas (*Fault Confinement*). A bandeira de erro ativo consiste em 6 bits dominantes consecutivos e o passivo consiste em 6 bits recessivos.
- **Delimitador de Erro** - Consiste em 8 bits recessivos. Após a detecção de uma bandeira de erro, cada ECU envia bits recessivos até que elas detectem um bit recessivo no barramento, então elas transmitem mais 7 bits recessivos que criam um delimitador.

Formato de Sobrecarga - O formato de sobrecarga é fornecido para solicitar um atraso de próximas mensagens ou formato remoto pelo receptor de uma ECU ou para sinalizar certas condições de erro relacionadas ao campo *Intermission*, dando tempo para o receptor executar tarefas necessárias. Pode ser iniciado pela sub-camada LLC para indicar uma situação de sobrecarga interna ou pela MAC sobre certas condições de erro.

Consiste em dois campos: bandeira de sobrecarga e delimitador de sobrecarga. A diferença entre os dois é o tempo de transmissão. O formato de sobrecarga começa diretamente após o formato anterior sobrescrevendo o espaço *inter-frame*.

Espaço *Inter-frame* - É o espaço que separa os formatos de dados e remotos de todos os formatos precedentes (dados, erros, sobrecarga, etc). Contém os campos de bits *intermission* e barramento livre (*bus idle*) e de suspender transmissão (*suspend transmission*).

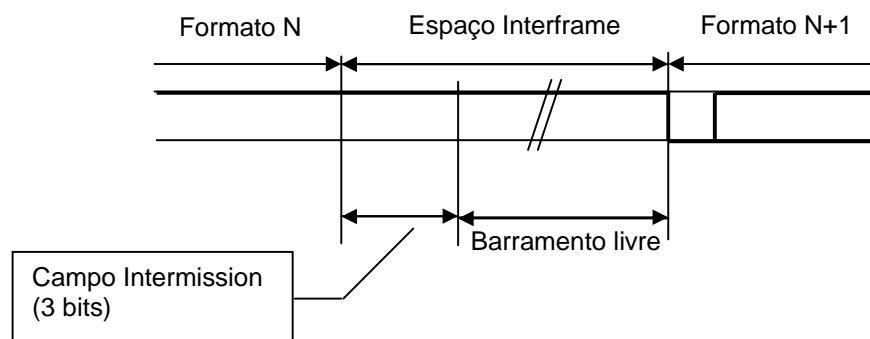


Figura 38 - Espaço Interframe

4.2.8.2 Estrutura da Mensagem – CAN 2.0B 29 Bits (ISO, 2003)

De acordo com a próxima figura, a norma SAE J1939 fornece a definição completa de rede utilizando a estrutura estendida de identificador de 29 bits, informação do comprimento do campo de dados e até 8 bytes de dados.

28..26	25	24	23...16	15...8	7..0
Prioridade	Número do Grupo de Parâmetro				SA
	r	DP	PF	DA/GE	

No qual,

r.....Reservado

DP.....Página de Dados (Data Page)

PF.....Formato PDU

DA.....Endereço de Destino (Destination Address)

GE.....Extensão de Grupo (Group Extension)

SA.....Endereço de Origem (Source Address)

O formato do identificador CAN é dividido nas seguintes partes:

- Prioridade;
- PGN, ou Número de Grupo de Parâmetro, que especifica o tipo de mensagem e os dados transmitidos ou o endereço de destino;
- Endereço de origem da mensagem.

Prioridade - Os três primeiros bits são utilizados para determinar a prioridade da mensagem no processo de arbitragem. O valor 000 é o de maior prioridade, e as mensagens de alta prioridade devem ser usadas para mensagens de controle de alta velocidade, assim como as de baixa prioridade devem ser usadas para mensagens críticas em tempo.

Bit Reservado (r) - Esse bit deve ser definido como 0 e será utilizado para aplicações futuras pela SAE.

Bit de Página de Dados (DP) - É utilizado como um seletor de página. A página 0 indica a mensagem atual que está sendo definida e a página 1 indica o próximo campo PDU (Unidade de Protocolo de Dados).

Formato PDU (PF) - Juntamente com os campos DA/GE forma o PGN (Número do Grupo de Parâmetro), que é usada para definir mensagens, identificar comandos, dados. Como parâmetro, podemos dar o exemplo de rotação do motor (rpm). Há dois PDUs disponíveis para serviços de comunicação para módulo e mensagem, que são PDU1 e PDU2.

PDU específico (DA/GE) - Esses bits são dependentes do valor do PF. Caso o PF estiver entre 0 e 239 (PDU1), esse PDU específico irá conter o endereço de destino (DA), e caso o PF estiver entre 240 e 255 (PDU2), o PDU específico conterá a Extensão de Grupo (GE). A Extensão de Grupo contém um grande número de valores para identificar mensagens que podem ser transmitidas para todas as ECU's na rede. Esse é o conceito de Multicasting.

Endereço de Origem - Esse campo de 8 bits define o endereço específico de quem está enviando a mensagem. Somente deve haver um endereço de origem e, portanto, os identificadores de dois módulos são sempre diferentes.

4.1.8.3 Métodos de comunicação

Três métodos de comunicação são possíveis dentro da Norma e o uso devido de cada tipo permite o uso efetivo dos PGNs (Números de Grupos de Parâmetros), como segue:

- Destino específico, utilizando o PDU1 (valores de PF de 0 a 239). Ainda inclui o uso do endereço de destino global 255.
- Transmissão, utilizando o PDU2 (valores de PF de 240 a 255).
- Propriedade, usando tanto o PDU1 quanto o PDU2.

Cada um dos métodos tem uma utilização apropriada.

A comunicação de Destino específico é utilizada caso as mensagens devam ser direcionadas para um ou outro destino específico e não para ambos.

A comunicação de Transmissão aplica-se em algumas situações, incluindo mensagens enviadas de uma única ou múltiplas origens para um único destino, e também para mensagens enviadas de uma única ou múltiplas origens para múltiplos destinos.

Finalmente, a comunicação de Propriedade é utilizada em duas situações: uma, na qual comunicações padronizadas não são necessárias, e outra, em que a informação de propriedade de comunicação é importante.

4.2.8.4 Formato de Código (Bit Adicional – *Bit Stuffing*)

No protocolo CAN, os bits de um formato são representados fisicamente de acordo com o código NZR, o que significa que, durante o intervalo de um bit, o bit gerado seja ou dominante ou recessivo. Isso garante eficiência máxima em codificação do bit. No entanto, se houver muitos bits seguidos com o mesmo valor (5 ou mais bits), a sincronização pode ser perdida. Então, usa-se a técnica do *bit stuffing*, onde um bit (*Stuff Bit*) é inserido pelo transmissor após a seqüência de bits de mesmo nível. O bit *stuff*, ou bit adicional, é automaticamente eliminado pelo receptor.

4.2.8.5 Gerenciamento de Acesso ao Meio

Sendo o CAN um sistema multimestre, as ECUs que estão transmitindo são consideradas mestres no sistema. Qualquer ECU está livre para acessar o barramento quando o mesmo estiver com status livre. O barramento é considerado livre se o bit do campo *Intermission* não tiver sido interrompido por um bit dominante.

4.2.8.6 Mecanismos de Detecção de Erro

O protocolo CAN provê cinco mecanismos de detecção de erro:

- Checagem de Bit (*Bit Check*);

- Checagem de Formato (*Frame Check*);
- Checagem Cíclica de Redundância (*Cyclic Redundancy Check*);
- Checagem de Confirmação (*Acknowledgement Check*);
- Checagem da Regra de *Stuff* (*Stuff Rule Check*).

Checagem de Bit (*Bit Check*) - Cada ECU que transmite monitora se o nível do barramento transmitido difere do nível real. Se o valor do bit que foi transmitido for diferente do valor do bit que é monitorado, um erro de bit é detectado.

Checagem de Formato (*Frame Check*) - Checa os campos dos bits em relação ao formato fixo, assim como os seus tamanhos. Os erros detectados são chamados de Erros de Formato.

Checagem Cíclica de Redundância (*Cyclic Redundancy Check*) - A checagem CRC guarda a informação do formato adicionando um bit redundante de checagem ao final da transmissão.

Na ECU receptora esses bits são recalculados e comparados aos bits recebidos. Caso eles não forem os mesmos, ocorreu um erro de CRC.

Checagem de Confirmação (*Acknowledgement Check*) - Uma ECU transmissora espera que na janela ACK ao menos uma ECU receptora reconheça o recebimento do formato transmitido. A falta do reconhecimento gera um erro de confirmação.

Checagem da Regra de *Stuff* (*Stuff Rule Check*) - Se uma ECU receber seis bits consecutivos iguais no formato que deveria ser codificado pelo método do bit adicional, um erro de *stuff* é detectado.

4.2.8.7 Controle Lógico de Enlace – LLC

Essa sub-camada corresponde à parte superior da Camada de Enlace do Modelo OSI. Ela endereça tarefas que são independentes do método de acesso ao meio, como filtro de aceitação, notificação de sobrecarga e gerenciamento de recomposição.

A sub-camada provê dois serviços ao usuário do circuito de interface CAN:

- Transferência de dados não-reconhecidos e;
- Solicitação de dados remotos não-reconhecidos.

A interação entre o usuário e o LLC é realizada usando dois formatos: o Formato de Dados LLC e o Formato Remoto LLC

4.2.8.7.1 Filtragem de Aceitação

Se uma ECU quiser enviar uma mensagem a uma ou mais ECUs, ela passa os dados e seu identificador ao processador CAN. A mensagem é construída dentro de um Formato de Dados pelo processador CAN e é transmitida quando o processador receber a alocação do barramento (arbitragem do barramento). Então, todas as outras ECUs se tornam receptoras do formato de dados e cada uma realiza um teste de aceitação para determinar se o formato é relevante para a ECU. Se for, ela aceita o formato de dados, caso contrário, será ignorado. Esse processo é conhecido como filtragem da mensagem. A filtragem pode ser realizada pela CPU, mas há processadores CAN que podem realizar o processo de filtragem para ajudar a CPU.

4.2.8.7.2 Notificação de Sobrecarga

Caso uma ECU receptora gere atrasos antes de aceitar uma mensagem devido a problemas internos, a sub-camada LLC transmite um formato de sobrecarga para aliviar o receptor.

4.2.8.7.3 Gerenciamento de Recomposição

Caso a ECU que estiver transmitindo uma mensagem perder acesso ao barramento devido ao processo de arbitragem, e não for capaz de transmiti-la novamente, a sub-camada LLC realiza a retransmissão automática até que a mensagem seja transmitida com sucesso, quando uma confirmação de envio é enviada ao usuário.

4.2.8.8 Confinamento de Falha (*Fault Confinement*)

As tarefas mais importantes do sistema Confinamento de Falha são a distinção entre falhas temporárias e permanentes e a desconexão de ECUs com falhas. Isso é resolvido usando contadores de erros, um para erros de transmissão e outro para erros de recepção.

Quando um erro é detectado durante a transmissão ou recepção, o contador correspondente será aumentado com o valor de 1 ou 8, de acordo com um conjunto determinado de regras, dependendo do tipo de erro.

Após uma transmissão ou recepção com sucesso, o contador correspondente será diminuído com o valor 1, exceto na situação em que o contador da recepção tiver o valor de 127, então ele terá o valor estabelecido entre 119 e 127. Isso tem o efeito de que os contadores refletem a frequência relativa de distúrbios anteriores. Uma falha permanente é notada quando uma média de uma em oito mensagens não for enviada.

Dependendo de valores predeterminados dos contadores, o comportamento das ECUs é modificado. As ECUs, gerenciadas por Confinamento de Falha, podem estar em um dos três estados seguintes:

- Erro ativo é o modo de operação normal de uma ECU. Neste estado a ECU responde com “formatos de erro ativo” nos erros detectados de transmissão ou recepção.

- Erro passivo é o estado adotado quando o valor dos contadores de erros de transmissão ou recepção estiver acima de 127. Nesse estado as ECUs respondem com “formatos de erro passivo”, quando erros de transmissão ou recepção são detectados. Após transmitir a mensagem, a ECU não inicia uma outra transmissão imediatamente.
- Rede indisponível (*Bus-off*), é o estado assumido caso o valor do contador de erro esteja acima de 255. Nesse estado, à ECU não é permitido ter qualquer influência na rede. Após a reinicialização, ou a recepção do sinal *Normal_Mode_Request* do maior protocolo da ECU, a ECU terá a permissão de adquirir o status “erro ativo”, após 128 ocorrências de 11 bits recessivos consecutivos.

5. ANÁLISE DA INFLUÊNCIA DO AUMENTO DA CARGA DA BANDA PASSANTE DA ARQUITETURA SESAMM

5.1 Introdução

Pesquisas realizadas na Suécia têm mostrado que a utilização da banda passante dos veículos atuais está entre 30 a 40%, com especificação máxima de 20 ECUs (a arquitetura será apresentada nas próximas páginas), e que, em situações de pico, essa utilização pode atingir 70% (JOHANSSON, J., 2006; CLAESSON, 2002).

Assumindo que, no futuro, o número de ECUs aumente consideravelmente, com o desenvolvimento de sistemas de segurança, tanto ativos quanto passivos, e com a utilização de sistemas *By-Wire*, passaremos a ter uma utilização da banda passante entre 50 e 80% (WAERN, 2003). Dessa maneira, é importante saber qual será o comportamento do sistema quando a banda passante atingir tal carga: o sistema continuará sendo previsível? As mensagens sofrerão atrasos com aumento, que poderão causar consequências catastróficas ao veículo, uma vez que estamos falando de sistemas de tempo real rígidos?

Assim, esse trabalho tem como objetivos avaliar analiticamente a arquitetura atual e verificar, através de experimento, simulando uma arquitetura futura (carga do barramento acima de 50%), a influência do aumento da carga da banda passante de um barramento veicular.

Para atender aos objetivos acima, esse trabalho foi estruturado da seguinte forma:

- Cálculo da largura da banda passante da arquitetura atual;
- Teste de escalabilidade de um barramento da arquitetura distribuída;
- Simulação dinâmica computacional da arquitetura através da ferramenta MatLab/Simulink, com e sem carga (do barramento), com a utilização de um programa chamado de TrueTime, desenvolvido pela Universidade de Lund, na Suécia, e;

- Experimentação diretamente em um veículo, simulando o aumento da carga da banda passante e verificando se ocorre atraso de algumas mensagens escolhidas para acompanhamento.

O cálculo da largura de banda tem por objetivo verificar qual é a demanda, em Kbps, do barramento do sistema de comunicação do veículo.

O teste de escalabilidade tem por objetivo mostrar se todas as mensagens que trafegam pelo barramento irão cumprir seus *deadlines* à taxa de transmissão utilizada.

A simulação dinâmica tem por objetivo mostrar a relação teórica do atraso de mensagens com o aumento da carga da banda passante.

A experimentação diretamente em um veículo tem por objetivo comprovar a realidade da simulação dinâmica computacional.

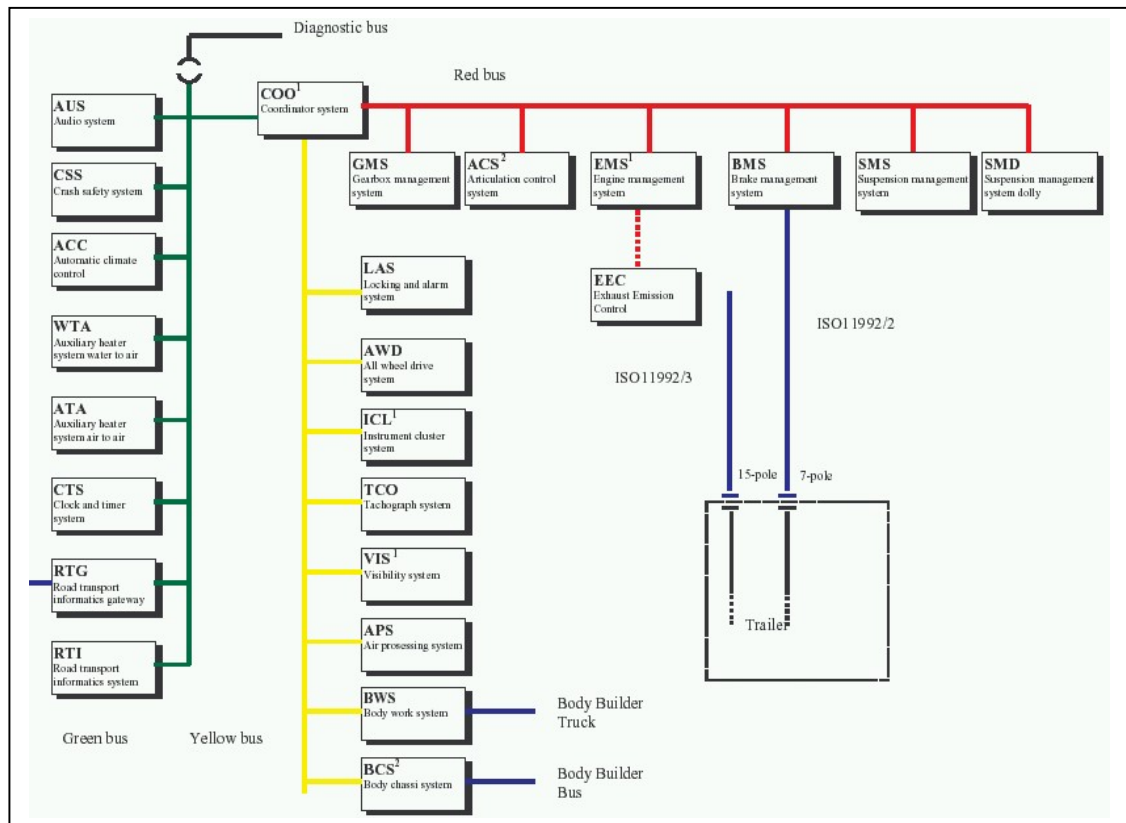
5.2 Arquitetura Distribuída Atual - SESAMM

A Scania utiliza atualmente em seu sistema de comunicação veicular os Protocolos CAN, com taxa de transmissão (*baud-rate*) de 250Kbps, e SAE J1939.

O sistema de comunicação denominado SESAMM (*Scania Electric System Anno 2000*) é dividido em três barramentos, que são conectados através de uma porta (*gateway*) denominada *Coordinator* (COO), conforme a figura 39.

Os barramentos são chamados de Barramento Vermelho (*Red Bus*), Barramento Amarelo (*Yellow Bus*) e Barramento Verde (*Green Bus*) e são classificados de acordo com o grau de criticidade dos sistemas. Dessa maneira, o Barramento Vermelho é o mais crítico, por conter mensagens com informações vitais para o veículo e o Barramento Verde é o menos crítico.

Por esse motivo, os estudos e testes realizados nesse trabalho serão realizados no Barramento Vermelho (*Red Bus*) da Arquitetura SESAMM.



Fonte: JOHANSSON, J. ; 2006

Figura 39 - Arquitetura veicular distribuída (SESAMM).

O número de ECUs do veículo pode variar, mas há um número mínimo de ECUs necessárias para o funcionamento do veículo, que são:

- APS – *Air Processing System* (Sistema de Processamento de Ar);
- ICL – *Cluster* (Instrumento Combinado);
- TCO – Tacógrafo;
- EMS – *Engine Management System* (Sistema de Gerenciamento do Motor);
- COO – *Coordinator* (Coordenador).

O APS é um sistema que gerencia a alimentação de ar utilizada no veículo. Quando o sistema está carregado, ele “avisa” ao compressor de ar que pare de carregar, economizando energia e combustível. O gerenciamento de ar ocorre também em situações quando o veículo está em aclave ou declive, demandando mais ou menos ar para o compressor.

O ICL, ou painel de instrumentos, tem a função de informar ao motorista as condições de funcionamento do veículo, tais como, rotação do motor, velocidade, temperatura do motor e do óleo, entre outras.

O TCO – Tacógrafo, tem a função de gravar as informações de como o motorista está operando o veículo, tais como, velocidade, tempo e distância percorridos, tempo de parada, entre outros, para gerenciamento e controle de frota, verificação pela Polícia Rodoviária, etc.

EMS é a ECU que gerencia o motor. Ela controla a quantidade de combustível a ser injetado nos cilindros, para que haja uma mistura ótima de ar e combustível. Para um controle perfeito, a EMS dispõe de inúmeros sensores e atuadores, tais como sensor de pressão de ar, sensor de temperatura da água, do óleo, injetores de combustível, entre outros.

O COO (*Coordinator*) é a ECU que coordena e gerencia o tráfego de mensagens entre os três barramentos (Vermelho, Amarelo e Verde). Várias ECUs podem precisar e requisitar informações de outras ECUs que estão em outros barramentos, para controle ou outra função. Além disso, vários sensores e atuadores são conectados a ele, como por exemplo, o interruptor de acionamento do freio motor, os interruptores de acionamento do volume do rádio, etc.

5.3 Cálculo da Largura da Banda Passante da Arquitetura Atual SESAMM

O cálculo da largura da banda passante de uma arquitetura tem o objetivo de verificar qual é o requisito mínimo necessário, ou requerido, pelo sistema de comunicação para que ele seja previsível, ou seja, tenha a capacidade de executar tarefas desejadas (através dos atuadores) em tempos determinados (MACÊDO et al, 2006).

O requisito mínimo de largura de banda requerido pela rede será verificado a partir do mapa de mensagens da arquitetura em estudo com as respectivas propriedades temporais.

A Tabela 1, a seguir, mostra as mensagens que trafegam pelo Barramento Vermelho (de 1 a 67), com as ECUs EMS, GMS (*Gear Management System* \equiv Sistema de Gerenciamento de Troca de Marchas) e COO como *Gateway*. Ela contém também os tempos de envio (T_i), tamanho da mensagem (C_i), deadline (D_i), *Jitter* (J_i), tipo de mensagem, se é periódica (P) ou esporádica (E), e os cálculos de bits por mensagem e bits por segundo.

Descrição da Mensagem ¹	C_i (byte)	J_i (ms)	T_i (ms)	D_i (ms)	Tipo	Bits/ mensagem	Bits/ segundo
Mensagem 1	8	1	10	10	P	130	13000
Mensagem 2	8	1	10	10	P	130	13000
Mensagem 3	8	1	10	10	P	130	13000
Mensagem 4	8	1	10	10	P	130	13000
Mensagem 5	8	1	10	10	P	130	13000
Mensagem 6	8	1	10	10	P	130	13000
Mensagem 7	8	1	10	10	P	130	13000
Sub-Total							91000
Mensagem 8	8	1	20	20	P	130	6500
Mensagem 9	8	1	20	20	P	130	6500
Mensagem 10	8	1	20	20	P	130	6500
Mensagem 11	8	1	20	20	P	130	6500
Sub-Total							30000
Mensagem 12	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 13	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 14	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 15	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 16	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 17	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 18	8	1	50	50	P	130	2600

¹ As mensagens foram renomeadas por motivos de sigilo.

Mensagem 19	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 20	8	1	50	50	P	130	2600
Mensagem 21	8	1	50	50	P	130	2600
Sub-Total							6000
Mensagem 22	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 23	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 24	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 25	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 26	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 27	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 28	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 29	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 30	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 31	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 32	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 331	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 34	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 35	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 36	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 37	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 38	8	1	100	100	P	130	1300
Mensagem 39	8	1	100	100	P	130	1300
Sub-Total							3400
Mensagem 40	8	1	200	200	P	130	650
Sub-Total							650
Mensagem 41	8	1	250	250	P	130	520
Mensagem 42	8	1	250	250	P	130	520
Sub-Total							1040
Mensagem 43	8	1	500	500	P	130	260
Mensagem 44	8	1	500	500	P	130	260
Mensagem 45	8	1	500	500	P	130	260
Sub-Total							780
Mensagem 46	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 47	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 48	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 49	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 50	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 51	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 52	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 53	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 54	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 55	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 56	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 57	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 58	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 59	8	1	1000	1000	P	130	130
Mensagem 60	8	1	1000	1000	P	130	130
Sub-Total							1950
Mensagem 61	8	1	5000	5000	P	130	130
Mensagem 62	8	1	5000	5000	P	130	130
Sub-Total							260
Mensagem 63	8	1	-	-	E	130	130
Mensagem 64	8	1	-	-	E	130	130

Mensagem 65	8	1	-	-	E	130	130
Mensagem 66	8	1	-	-	E	130	130
Mensagem 67	8	1	-	-	E	130	130
						Sub-Total	650
						Total	175730

Tabela 1– Largura da banda passante para a arquitetura atual SESAMM (Barramento Vermelho).

A largura de banda passante mínima necessária, calculada, para suportar o conjunto de mensagens apresentado na Tabela 1 é de 175.730 bits/seg. Para uma taxa de transmissão de 250Kbps, que é a taxa utilizada na arquitetura atual, tem-se uma utilização da largura de banda da rede de:

$$= \frac{175.730}{250.000} = 70,3\%, \text{ no pior caso (todas as mensagens enviadas ao mesmo tempo).}$$

Para condições normais de funcionamento, em que a carga do barramento é de 30 a 40%, os *deadlines* são cumpridos.

5.4 Cálculo do Tempo de Resposta no Pior Caso (WCRT) da Arquitetura Atual SESAMM

O tempo de resposta de uma mensagem CAN é o intervalo de tempo entre o instante em que a mensagem é eleita para transmissão até sua confirmação de recebimento por uma ou mais ECUs receptoras. Isso significa que o tempo de resposta corresponde à ocupação total da largura de banda para uma transmissão de uma mensagem com sucesso.

Cada mensagem possui as seguintes atribuições:

- Uma única prioridade, i , como por exemplo, um identificador CAN;
- Tamanho da mensagem i , definida pela SAE J1939;
- O período de tempo da mensagem i , também definida pela SAE J1939.

Podemos considerar o barramento CAN como sendo um recurso indivisível, ou seja, uma vez alocado, não pode ser compartilhado (motivo pelo qual as normas ISO 11898 e SAE J1939 estabelecem o princípio de arbitragem para o Protocolo CAN).

Assumimos também que o tempo de transmissão de uma mensagem é constante, desde que conhecemos o comprimento da mesma, assim como sua taxa de transmissão.

Como explicado no Capítulo 3, a transmissão de uma mensagem é não-preemptiva, ou seja, a transmissão uma vez iniciada, ela não poderá ser interrompida (garantida pelo Protocolo CAN). O escalonamento é determinado pelas prioridades das mensagens, dadas pelos seus identificadores e, dessa forma, pode-se realizar um teste de escalonamento de prioridade fixa para calcular os tempos de resposta para cada mensagem.

Ao examinar os cenários de pior caso, é possível prever situações de risco, na qual a utilização da banda de largura possa ser maior que 1, e acontecer de uma mensagem ser perdida.

A Tabela 2, a seguir, especifica as mensagens que trafegam no barramento e suas características temporais. Os cálculos dos tempos de resposta no pior caso são demonstrados no Capítulo 3, através das equações (7) a (15). As mensagens 63 a 67 são esporádicas e não possuem os tempos de envio (T_i) nem os *deadlines* (D_i). Sendo assim, não é possível calcular o tempo de resposta no pior caso, e dessa maneira, foram retiradas da Tabela 2.

					Tempo de Resposta Rede CAN	
Descrição da Mensagem	C_i (byte)	J_i (ms)	T_i (ms)	D_i (ms)	250 Kbps (ms)	500 Kbps (ms)
Mensagem 1	8	1	10	10	6,7	2,4
Mensagem 2	8	1	10	10	7,2	2,9
Mensagem 3	8	1	10	10	7,9	3,5
Mensagem 4	8	1	10	10	8,1	3,8
Mensagem 5	8	1	10	10	8,6	4,2
Mensagem 6	8	1	10	10	9,3	4,9
Mensagem 7	8	1	10	10	9,8	5,2
Mensagem 8	8	1	20	20	12,1	7,8
Mensagem 9	8	1	20	20	14,6	8,5
Mensagem 10	8	1	20	20	15,5	9,0
Mensagem 11	8	1	20	20	17,1	10,4
Mensagem 12	8	1	50	50	27,6	15,3
Mensagem 13	8	1	50	50	33,2	16,1
Mensagem 14	8	1	50	50	38,7	17,9
Mensagem 15	8	1	50	50	40,6	19,3
Mensagem 16	8	1	50	50	43,8	22,1
Mensagem 17	8	1	50	50	46,6	24,5
Mensagem 18	8	1	50	50	47,1	27,4
Mensagem 19	8	1	50	50	48,9	29,1
Mensagem 20	8	1	50	50	49,1	31,2
Mensagem 21	8	1	50	50	49,8	32,6
Mensagem 22	8	1	100	100	67,1	40,4
Mensagem 23	8	1	100	100	70,4	42,9
Mensagem 24	8	1	100	100	74,1	44,6
Mensagem 25	8	1	100	100	78,8	46,7
Mensagem 26	8	1	100	100	83,4	48,2
Mensagem 27	8	1	100	100	85,3	49,5
Mensagem 28	8	1	100	100	88,7	52,4
Mensagem 29	8	1	100	100	89,2	56,1
Mensagem 30	8	1	100	100	90,5	57,8
Mensagem 31	8	1	100	100	91,7	58,9
Mensagem 32	8	1	100	100	93,2	61,3
Mensagem 33	8	1	100	100	94,5	63,2
Mensagem 34	8	1	100	100	95,0	64,1
Mensagem 35	8	1	100	100	97,2	66,5
Mensagem 36	8	1	100	100	98,9	68,4
Mensagem 37	8	1	100	100	99,3	69,5
Mensagem 38	8	1	100	100	99,6	71,2
Mensagem 39	8	1	100	100	99,8	76,1
Mensagem 40	8	1	200	200	154,8	86,8
Mensagem 41	8	1	250	250	189,5	96,2
Mensagem 42	8	1	250	250	201,4	112,9
Mensagem 43	8	1	500	500	408,6	189,4
Mensagem 44	8	1	500	500	434,8	223,7
Mensagem 45	8	1	500	500	459,2	247,4
Mensagem 46	8	1	1000	1000	864,5	335,1
Mensagem 47	8	1	1000	1000	883,1	346,7
Mensagem 48	8	1	1000	1000	905,0	368,3
Mensagem 49	8	1	1000	1000	923,3	389,3

Mensagem 50	8	1	1000	1000	935,4	405,6
Mensagem 51	8	1	1000	1000	948,2	423,1
Mensagem 52	8	1	1000	1000	961,2	445,5
Mensagem 53	8	1	1000	1000	969,4	449,2
Mensagem 54	8	1	1000	1000	977,1	478,3
Mensagem 55	8	1	1000	1000	985,6	488,2
Mensagem 56	8	1	1000	1000	989,2	497,6
Mensagem 57	8	1	1000	1000	993,7	504,9
Mensagem 58	8	1	1000	1000	995,7	534,3
Mensagem 59	8	1	1000	1000	998,1	547,8
Mensagem 60	8	1	1000	1000	998,5	561,2
Mensagem 61	8	1	5000	5000	4675,3	1583,2
Mensagem 62	8	1	5000	5000	4823,2	1889,5

Tabela 2 - Tempo de resposta para mensagens em uma rede CAN para as taxas de transmissão de 250 e de 500 Kbps.

Conforme a equação (8), R_i é o tempo de resposta de uma mensagem, ou tarefa, no pior caso. E, pelas informações temporais de cada tarefa, da Tabela 2, D_i é o *deadline*, ou prazo máximo em que cada tarefa deve ser executada.

Assim, um sistema é dito *Escalonável* se os *deadlines* (D_i) de todas as mensagens forem menores que os tempos de resposta no pior caso (R_i), ou seja:

$$R_i \leq D_i$$

Portanto, para os resultados apresentados na Tabela 2 e, considerando os cálculos para condições normais de funcionamento, os *deadlines* das mensagens são cumpridos para uma velocidade de transmissão de 250 Kbps (para a utilização da rede em 70,3%, ou 0,703, no pior caso). Podemos concluir, então, que o sistema é *Escalonável*, embora os tempos de resposta no pior caso se aproximem muito dos *deadlines*, o que não acontece com os tempos de resposta para uma taxa de transmissão (baud-rate) de 500Kbps, ou seja, o sistema de comunicação trabalha com maior “folga” com uma baud-rate mais alta.

5.5 Simulação Dinâmica Computacional da Arquitetura Atual SESAMM no TrueTime

São apresentados aqui os resultados de simulação dinâmica para o conjunto de mensagens da arquitetura SESAMM na ferramenta computacional TrueTime. O TrueTime é uma ferramenta computacional na forma de simulador, baseado em Matlab/Simulink[®]. Foi desenvolvido inicialmente para aplicações de sistemas de controle em tempo-real, onde o problema de escalonamento de tarefas, com requisitos temporais e a dinâmica do processo, precisava ser realizado de forma integrada (TRUETIME, 2006).

As versões atualizadas do TrueTime disponibilizam mecanismos para a simulação de kernel de tempo real, redes de comunicação e dinâmica de processos físicos, dando condições ao projetista avaliar o desempenho de forma integrada para diferentes algoritmos de escalonamento em kernel de tempo, diferentes protocolos de redes de comunicação e a implementação de diversos tipos de processos físicos.

O bloco *TrueTime Kernel* implementa um kernel de tempo real que pode utilizar algoritmos de escalonamento de tarefas, tais como executivo cíclico, RM (*Rate Monotonic*), DM (*Deadline Monotonic*) ou EDF (*Earliest Deadline Monotonic*). Cada bloco pode ter interfaces com conversores A/D (Analogico/Digital) e D/A (Digital/Analogico), tratadores de interrupção, monitores para recursos compartilhados, interfaces para redes de comunicação. Estes blocos podem implementar funções de ECU automotivas.

O bloco *TrueTime Network* implementa um tipo de rede de comunicação que interliga os nós computacionais, ou ECUs (Blocos *TrueTime Kernel*), com interfaces de ligação. Podem ser simuladas as seguintes redes de comunicação: Ethernet, CAN, TDMA, FDMA, Round Robin e Switch Ethernet.

A Figura 40 apresenta uma descrição em blocos da arquitetura SESAMM como *setup* de simulação. Para isso, foram implementadas, em software, as propriedades temporais de

mensagens e tarefas geradoras de mensagens. Um descritivo das propriedades temporais das tarefas e mensagens como *setup* de simulação são apresentadas no anexo B.

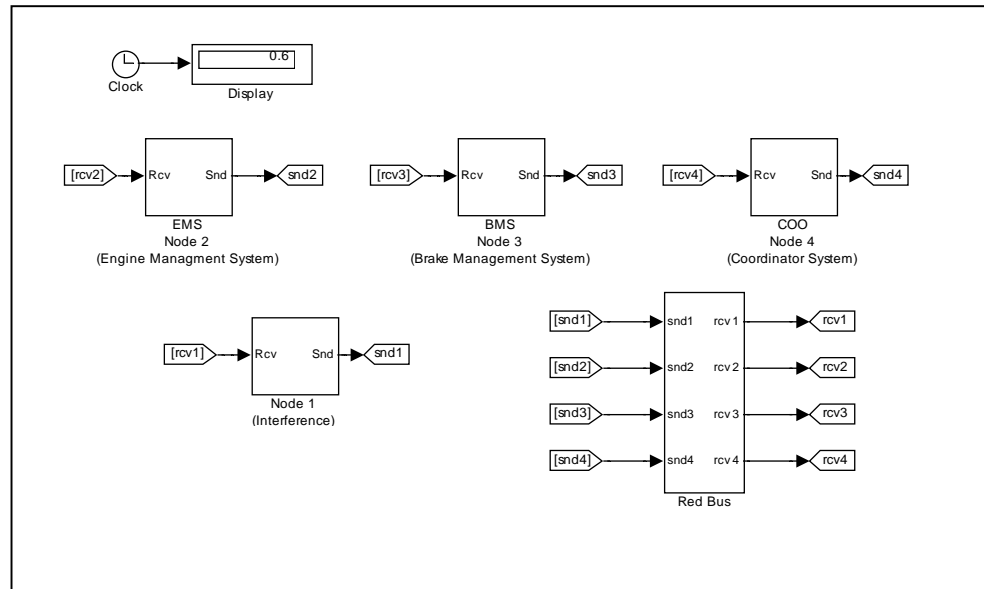


Figura 40- Implementação da arquitetura SESAMM no TrueTime.

Para executar a simulação da arquitetura no Truetime, entrou-se com os dados das mensagens do Barramento Vermelho (*Red Bus*), contidos na Tabela 1.

A Figura 41 apresenta os resultados de simulação, realizados com e sem carga adicional do barramento.

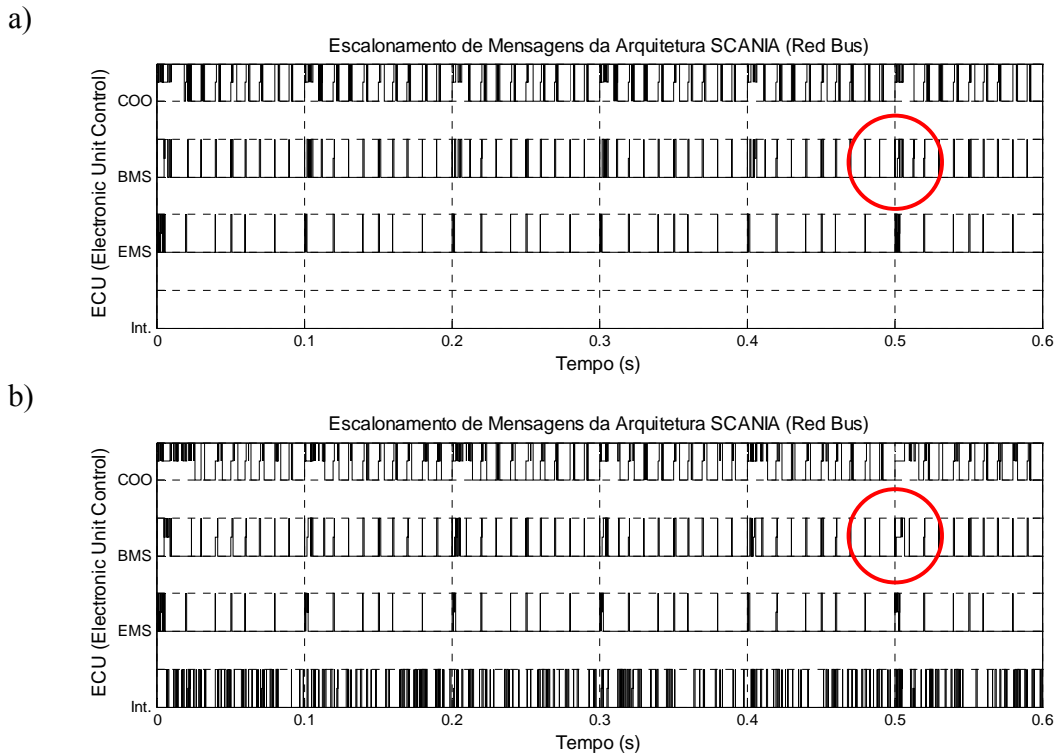


Figura 41- Escalonamento de mensagens da arquitetura SESAMM no TrueTime.
a) Sem carga de interferência b) Com carga de interferência (Bus Load = 82%).

A ECU Int., mostrada na Figura 41, é a ECU que simula o aumento da carga do barramento (no caso em 82%), e é chamada de carga de interferência pelo Truetime.

O nível baixo representa que a ECU não tem mensagem a transmitir, ou seja, o barramento está livre (*idle*). O nível médio representa que a ECU deseja transmitir uma mensagem, porém o barramento está ocupado (preempção). O nível alto representa que a mensagem está sendo transmitida.

Ao ampliarmos os gráficos da Figura 41 a) e b) em 4 vezes (400%), em um instante específico (0,5 ms), conforme os círculos vermelhos, podemos verificar que nesse instante ocorre uma preempção maior de uma mensagem da ECU BMS, na situação de aumento da carga do barramento em 82% (Figura 41 b)), como mostra a Figura 42.

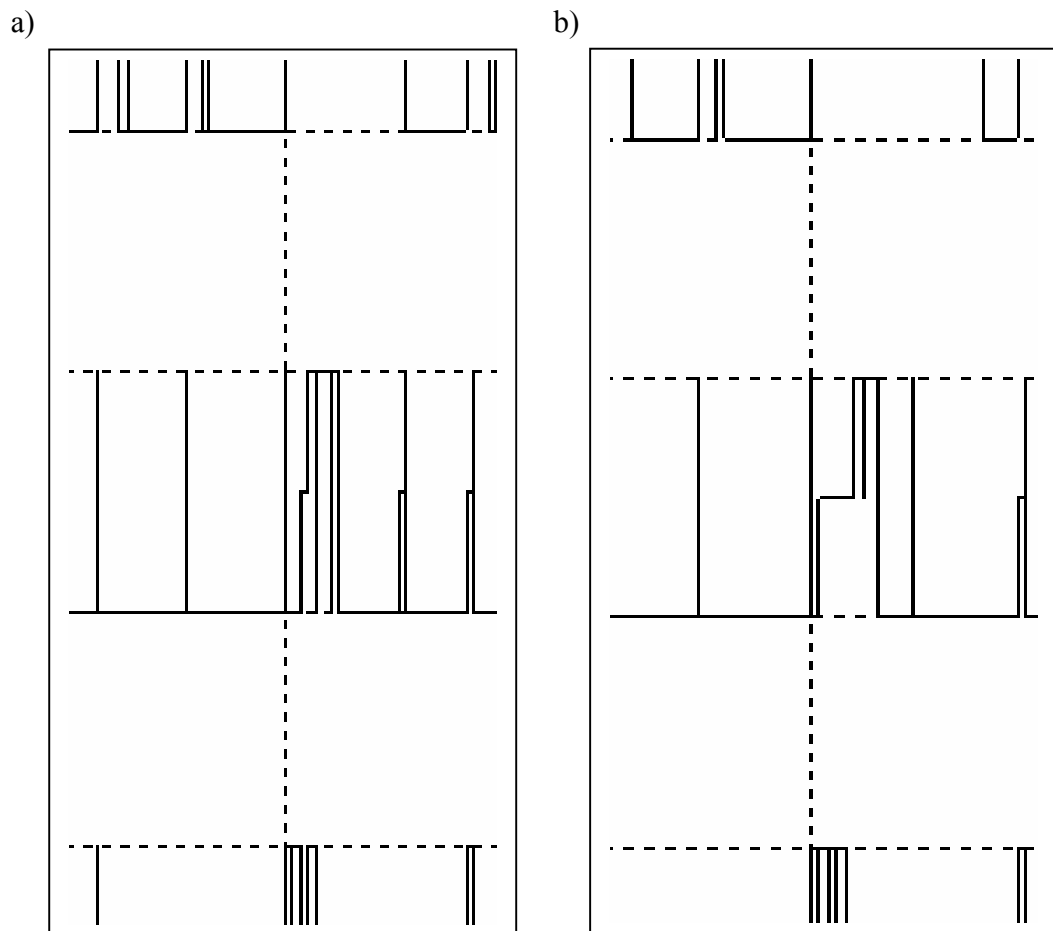


Figura 42– Ampliação do instante em que há uma preempção maior de uma mensagem ao aumentarmos a carga do barramento.

Pode-se dizer que essa mensagem teve que aguardar um instante maior para que o barramento estivesse livre para iniciar a transmissão, a qual pode ter sido bloqueada por uma mensagem de menor prioridade. Sendo assim, podemos dizer que o aumento da carga do barramento, simulando o aumento de ECUs no sistema de comunicação veicular, causa atraso de mensagens periódicas no sistema de comunicação, fazendo com que mensagens de baixa prioridade nunca obtenha acesso ao barramento (não demonstrado nessa simulação).

5.6 Análise Experimental da Arquitetura SESAMM no Futuro

O objetivo dos testes de verificação é confirmar a realidade da simulação dinâmica computacional na análise de como o atraso de mensagens em um barramento de um veículo se relaciona com o aumento da utilização da largura de banda.

5.6.1 Equipamentos Utilizados

Para a realização dos testes, um computador portátil (Laptop) foi utilizado. Ele foi conectado à central elétrica do veículo e uma ferramenta de análise denominada CANalyzer, do fabricante Vector, versão 6.0, de 2006 (VECTOR, 2006), conforme as figuras 43 e 44.



Figura 43 - Equipamentos utilizados nas medições em um veículo Scania.



Figura 44 - Conexão da ferramenta de análise (CANalyzer) na central elétrica.

O CANalyzer pode enviar mensagens *dummy* e apresentar estatísticas de desvios do período de tempo entre duas mensagens.

5.6.2 Resultados Esperados

Espera-se que o atraso em mensagens aconteça à medida que se aumenta a carga do barramento, pois a probabilidade de que elas se bloqueiem é maior.

Uma situação de bloqueio ocorre quando uma mensagem é transmitida no barramento e uma outra ECU tenta enviar uma mensagem antes da anterior ser terminada, sendo que mensagens de alta prioridade devem ter atrasos menores que as mensagens de menor prioridade.

A taxa de envio de mensagens pode ser calculada da seguinte forma (WAERN, 2003):

$$Taxa \ de \ mensagem = \frac{Taxa \ de \ bit}{Comprimento \ de \ uma \ mensagem} = \frac{250.10^3}{130} = \quad (16)$$

= 1.923 mensagens por segundo ou 0,519 ms por mensagem.

Isso significa que o tempo entre duas transmissões de mensagens com a mais alta prioridade pode variar de duas vezes 0,519 ms mais o atraso introduzido pela ECU (aproximadamente zero) que está enviando a mensagem ($\approx 1,04$ ms).

Mensagens com segunda mais alta prioridade podem sofrer atrasos por causa de duas mensagens ($2 \times 2 \times 0,519$ ms). Mensagens com prioridade n podem ser atrasadas de $2.n.0,519$ ms.

5.6.3 Coleta de Dados

A coleta de dados é feita através do seguinte procedimento:

- a. Criar um bloco gerador de mensagens que possui mensagens de acordo com a norma SAE J1939;
- b. Ativar o bloco *Statistics* para cálculo dos desvios-padrão médio, mínimo e máximo;
- c. Selecionar as mensagens de interesse e os períodos de envio de cada mensagem;
- d. Ligar o veículo e permanecer em marcha lenta;
- e. Ativar a janela *Bus Statistics* para verificar qual é a carga do barramento;
- f. Rodar o CANalyzer com as mensagens *dummy*;
- g. Anotar a carga do barramento, em porcentagem;
- h. Parar o CANalyzer. Olhar a janela *Write*. As estatísticas para todas as mensagens estarão informadas no barramento observado. Copiar e colar em uma planilha Excel.
- i. Repetir os itens f, g e h para diferentes cargas do barramento.

Será feito o monitoramento de uma mensagem no barramento:

- Mensagem X, com ID 0x1f0ffb0, de prioridade alta (3), enviado com uma frequência de 200 ms.

5.6.4 Resultados das medições

A figura 45 apresenta o relatório de medição do CANalyzer para a mensagem X.

Conforme o cálculo teórico feito anteriormente (5.6.2), uma mensagem com prioridade n pode ser atrasada de $2.n.0,519$ ms. Podemos calcular que a mensagem X, de prioridade 3, pode ter atraso máximo de $2.3.0,519$ ms, resultando em 3,114 ms.

```

start of measurement 02:21:52 pm
CAN 1 Bus with 250000 BPS.
CAN 2 Bus with 250000 BPS.
Statistics report AR0004, 02:21:52 pm
Statistics for transmit spacing of messages in [ms]

```

	N	Aver	StdDev	MIN	MAX
ffb0P 27 RX	1360	200.01	0.60743	198.11	201.88

```

End of measurement 02:24:28 pm

```

Figura 45 – Relatório de teste para a mensagem X.

Para se calcular o tempo de atraso de uma mensagem a partir do relatório de teste do CANalyzer apresentado acima, deve-se subtrair o tempo máximo (MAX), em ms, que é de 201,88 do tempo mínimo (MIN), em ms, que é de 198,11 ms (círculo vermelho da Figura 45). Chegamos ao valor de 3,77 ms.

Dessa maneira podemos verificar que o tempo entre duas mensagens foi de 3,77 ms, ou seja, ela foi bloqueada por uma mensagem de maior prioridade, devendo aguardar um certo tempo para poder ser transmitida.

Assim, podemos verificar, comparativamente, pela Tabela 3, que o atraso de mensagens de alta prioridade aumenta com o aumento da carga do barramento e que a preempção se inicia a partir de uma carga do barramento de 60%.

- Mensagem X:

Tempos (ms)	Carga do barramento, em %				
	20	40	60	80	100
Min.	198,85	198,84	198,18	198,32	198,11
Máx.	201,33	201,36	201,86	201,84	201,88
Δ	2,48	2,52	3,68	3,52	3,77

Tabela 3 – Aumento do atraso da mensagem X com o aumento da carga do barramento.

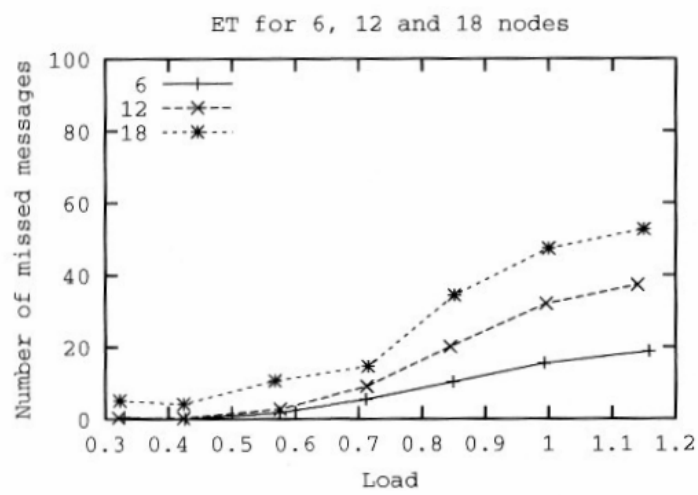
5.6.5 Discussões

Os resultados dos testes são dependentes de vários fatores, tais como frequências de envio de mensagens, número de mensagens enviadas, entre outros. Porém, no veículo, na prática, as situações de envio de mensagens não são “controláveis”, pois variam de acordo com o que os comandos do motorista e as necessidades da utilização do veículo requerem do sistema de comunicação.

O teste prático no veículo demonstra como as mensagens podem se comportar em situações críticas de alta carga do barramento, e que pode ser ainda pior, caso as várias ECUs tentem enviar mensagens ao mesmo tempo e em uma mesma frequência. Assim, à taxa de transmissão especificada atualmente, 250 Kbps, anteriormente analisada por simulação dinâmica computacional e por escalonamento, é esperado que mensagens de menor prioridade sejam bloqueadas por mensagens de maior prioridade, como aconteceu no experimento.

Vilgot Claesson (CLAESSON, 2002) provou que, em sistemas de tempo-real ativados por evento (*Event-Triggered*), como o ETCAN, o número de mensagens atrasadas/perdidas aumenta quando a carga do barramento ultrapassa 70%, conforme a Figura 46. Ele

verificou também que há um número considerável de mensagens com atrasos nos *deadlines* quando a carga do barramento está entre 60 e 70%. Assim, o atraso nos *deadlines*, nos sistemas com ativação por evento, estão relacionados a uma fila com grandes variações nos atrasos, grandes *overheads* de mensagens e aumento do número de mensagens.



Fonte: CLAEISSON, 2003

Figura 46 – Número de mensagens perdidas em relação ao aumento da carga do barramento.

6. CONCLUSÕES

Como conclusão desse estudo, foi confirmado que o aumento da carga da largura de banda passante dos Protocolos CAN e J1939, utilizados atualmente, implica no atraso do envio das mensagens de prioridades mais baixas, simulando situações de aumento do número de sistemas e, conseqüentemente, um aumento na quantidade de ECUs no veículo.

Muitos caminhos podem ser tomados para que esse problema seja resolvido, porém indicarei duas alternativas, descritas a seguir:

1) Aumento da taxa de transmissão

Como hoje a taxa de transmissão de um veículo é de 250Kbps, é possível aumentá-la para 500Kbps, fazendo com que a carga da banda passante diminua de 30% para 15%, conforme demonstrado na análise de escalonamento (Capítulo 5). Aumentar a banda passante significa aumentar os sinais digitais que são transmitidos no barramento, ou seja, aumentar o número de harmônicos de que uma ECU necessita para recuperar o sinal enviado por outra ECU (Capítulo 2).

A desvantagem dessa alternativa é que o aumento da taxa de transmissão implica em maior vulnerabilidade à Interferência Eletromagnética (IEM) na área de emissões irradiadas, onde a taxa de transmissão é a mais crítica. Alguns testes realizados em laboratório têm demonstrado dificuldades em manter o sistema de comunicação imune a IEM (JOHANSSON, J., 2006) com a utilização do meio físico adotado, que é o par trançado de fios sem blindagem (*unshielded*).

Uma maneira de tentar tornar o sistema imune a IEM seria a utilização de um par trançado de cabos blindados (*shielded*) de maneira a cancelar a componente elétrica do campo gerado, aliado ao par trançado de fios, que cancela a componente magnética do mesmo campo (LUPINI, 2004). A outra maneira é a substituição do meio físico de transmissão, de

par trançado para fibra óptica, que não apresenta limitação do aumento da taxa de transmissão.

2) Mudança do Protocolo de Comunicação

A segunda alternativa é a mudança dos protocolos atuais, o CAN clássico e a J1939, caracterizados por serem *Event-Triggered*, como descrito neste trabalho, para um protocolo *Time-Triggered* que, além de operar com uma taxa de transmissão de até 10Mbps, apresenta atrasos mínimos com o aumento da carga da largura de banda, tais como o Flexray, o TTP e o Time-Triggered CAN. Vários testes comparativos foram feitos na Europa e na Scania também comprovando esta teoria (WAERN, 2003; JOHANSSON, J., 2006; CLAESSION, 2002).

Devido à característica de envio de mensagens periódicas em segmentos de tempos (*time slots*), mecanismo TDMA, mesmo mensagens de baixa prioridade serão transmitidas com atraso mínimo, bastante inferior às mensagens do CAN ativado por tempo (protocolo determinístico).

Outra vantagem está na flexibilidade de enviar, além das mensagens periódicas nas janelas exclusivas, mensagens esporádicas do CAN clássico (PALBUS, 2005).

Porém, a migração do CAN ativado por tempo só é recomendada quando o sistema de comunicação de tempo-real ultrapassar a utilização da largura de banda acima de 70%, quando se iniciam atrasos nos *deadlines* das mensagens, ou seja, o sistema não mais garante a previsibilidade do envio.

O lado negativo que considero hoje é o alto custo das ECUs e a falta de maturidade dos protocolos. O Protocolo TTCAN ainda não está disponível no Mercado, até a presente data (CAN-CIA, 2006) e o Flexray já está sendo montado em veículos da BMW na Europa para

testes de conformidade (BMW, 2006). Porém, há uma forte tendência de um Protocolo *Time-Triggered* se tornar o protocolo que substituirá o CAN clássico no futuro.

Pesquisas futuras

É possível migrar do sistema CAN para o TTCAN através da utilização de um *Gateway* (PCB) desenvolvido até que o protocolo seja introduzido no Mercado (ALBERT, A.; STRASSER, R.; TRÄCHTLER, A., 2005). Fabricantes que utilizam hoje o sistema CAN e sentirem necessidade técnica, através da análise de carga da largura de banda passante e da taxa de transmissão, de mudar para um sistema determinístico, podem aproveitar suas características e utilizar o TTCAN, ou seja, suporte de programação estática em tempos pré-definidos e gerenciamento de tempo global.

Porém, ao efetuar a migração do CAN para o TTCAN, deve-se fazer uma análise detalhada da programação das mensagens nas matrizes de tempo (ciclos básicos de transmissão) para cada aplicação, pesada ou leve, para poder extrair o máximo de desempenho com o menor atraso possível. Podemos falar em minimizar o número de ciclos básicos aumentando seu tamanho, ou ainda o contrário, minimizar o tamanho do ciclo básico e aumentar o número de ciclos.

Outra análise deve ser levada em conta: a alocação das mensagens nos sistemas pesados e leves na mesma matriz deve ser observada, pois mensagens regulares CAN (leve) também devem apresentar atraso mínimo. Portanto, o estudo deveria avaliar qual é a penalidade, em porcentagem, se utilizarmos mensagens regulares CAN no TTCAN perdendo largura de banda.

LISTA DE REFERÊNCIAS

ALBERT, A.; STRASSER, R.; TRÄCHTLER, A. **Migration from CAN to TTCAN for a distributed control system**. In: 9th International CAN Conference - Munich. v05. p.9-16. 2003. Disponível em <<http://www.semiconductors.bosch.de/de/20/can/3-literature.asp>>. Acesso em 02 nov. 2005.

ANDERSSON, U. et. al. **Multiplexed vehicle electronics tutorial**. High level protocols. Göteborg: Mecel, 1995. p.8-15.

BMW. **Informações sobre produtos e pesquisas com sistemas *By-Wire***. Disponível em <www.bmw.com>. Acesso em 12 nov. 2006.

BOSCH. Disponível em <<http://www.can.bosch.com>>. Acesso em 15 Nov. 2005.

CAN-CIA. **Informações sobre o Protocolo TTCAN**. Disponível em <www.can-cia.org/can/ttcan>. Acesso em 12 nov. 2006.

CLAESSON, V. **Efficient and reliable communication in distributed embedded systems**. Thesis for the degree of Doctor of Philosophy – Chalmers University of Technology. Department of Computer Science and Engineering. Göteborg, Sweden, 2002. p.1-74.

EMBRATEL. **Arquiteturas de Rede de Computadores – OSI e TCP/IP**. Organização e Coordenação: Tereza Cristina Melo de Brito Carvalho. São Paulo: Makron Books, 1994. p12-30.

ETSCHBERGER, K. **Controller Area Network: basics, protocols, chips and applications**. Germany: IXXAT Automation GmbH, 2001. p431.

HARTWICH, F. et al. **Timing in the TTCAN network**. Disponível em:
<<http://www.semiconductors.bosch.de/de/20/can/3-literature.asp>>. Acesso em 15 set. 2004.

ISO – INTERNATIONAL STANDARD ORGANIZATION.

Controller Area Network (CAN) for high speed communication – ISO 11898. 2003

_____. Road vehicles – Controller Area Network (CAN) – Part 1: Data link layer and physical signaling. **ISO 11898-1**, 2003.

_____. Road vehicles – Controller Area Network (CAN) – Part 2: High-speed medium access unit. **ISO 11898-2**, 2003.

_____. Road vehicles – Controller Area Network (CAN) – Part 4: Time-triggered communication. **ISO 11898-4**, 2003.

JOHANSSON, J. **CAN/J1939**. [Mensagem pessoal]. Mensagem recebida por <eduardo.oliveira@scania.com> em 2 de jun. 2006.

JOHANSSON, R. **On distributed control-by-wire systems for critical applications**. Thesis for the degree of Doctor of Philosophy – Chalmers University of Technology. Department of Computer Science and Engineering. Göteborg, Sweden, 2005. p.145-165.

KOPETZ, H. **Real-time Systems: Design Principles for Distributed Embedded Applications**. ISBN: 0-7923-9894-7. Boston: Kluwer Academic Publishers, 1997.

LAWRENZ, W. **CAN System Engineering: from theory to practical applications**. New York: Springer, 1997. p.81-102.

LEHOCZKY, J. **Fixed Priority Scheduling of Periodic Task Sets with Arbitrary Deadlines**. In: 11th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS), December 1990. p. 201-209.

LEEN, G.; HEFFERNAN, D.; **TTCAN: a new time-triggered controller area network**. Elsevier, 2002. Disponível em: <<http://www.elsevier.com/locate/micpro>>. Acesso em 18 set. 2005.

LIU, C.; LAYLAND, J.; **Scheduling Algorithm for Multiprogramming in a Hard Real-Time Environment**. *Journal of the ACM*, 20 (1), 1973, p.46-61.

LUPINI, C. A. **Vehicle Multiplex Communication: serial data networking applied to vehicular engineering**. Warrendale: SAE International, 2004. p.13-19.

MACÊDO et. al. **Tratando a Previsibilidade em Sistemas de Tempo-Real Distribuídos: Especificação, Linguagens, Middleware e Mecanismos Básicos**. Disponível em <<http://www.ufba.br>>. Acesso em 29 out. 2006.

MURPHY, N. **Embedded Systems Programming: A short trip on the CAN bus**. Disponível em: <<http://www.embedded.com/shared/printableArticle.html>>. Acesso em 28 jun. 2004.

PALBUS. **Validation of Dependable Bus Systems**. Disponível em: <<http://www.sp.se/pne/software&safety/palbus>>. Acesso em 15 jul. 2005.

SAE – The Engineering Society For Advancing Mobility Land Sea Air and Space.
Recommended practice for a serial control and communications vehicle network – SAE J1939. 2003.

_____. Recommended practice for a serial control and communications vehicle network – Part 11: Physical Layer, 250K bits/s, Twisted Shielded Pair. **J1939-11**, 1999.

_____. Recommended practice for a serial control and communications vehicle network – Part 21: Data Link Layer. **J1939-21**, 2001.

_____. Recommended practice for a serial control and communications vehicle network – Part 71: Vehicle Application Layer. **J1939-71**, 2003.

SOARES, L. F.G.; LEMOS, G.; COLCHER, S. **Redes De Computadores. Das LANs, MANS e VANS às Redes ATM**. Rio de Janeiro: Campus, 1998. p. 3-183.

TANENBAUM, A. S. **Sistemas Operacionais Modernos**. São Paulo: Pearson Prentice Hall, 2003. p. 53-115.

TINDELL, et al. **Calculating Controller Area Network (CAN) Message Response Time: In Control Engineering Practice**, 1994, Vol. 3, No. 8, p.1163-1169.

TRUETIME. **Ferramenta de Simulação de Sistemas de Comunicação de Tempo Real desenvolvido pela Universidade Lund, na Suécia**. Disponível em <www.control.lth.se/truetime/>. Acesso em 7 out. 2006.

UNILESTEMG. **Impacto da Comunicação em um Sistema de Controle via Redes CAN**. Disponível em <www.unilestemg.br>. Acesso em 29 out. 2006.

VECTOR. **Ferramenta De Análise De Sistemas De Comunicação CANalyzer, Versão 6.0, de 2005**. Disponível em <http://www.vector-worldwide.com/vi_canalyzer_en_223.html>. Acesso em 12 nov. 2006.

WAERN, M. **Real-Time Communication. Evaluation of protocols for automotive systems.** Master of Science Thesis, Royal Institute of Technology - KTH, Stockholm, Sweden, 2003. p. 67-92.

APÊNDICE A

DADOS DE MEDIÇÃO

A1: Carga da banda passante a 20%.

Busload [%]	23.66
Peakload [%]	23.79
Std. Data [fr/s]	0
Std. Data [total]	0
Ext. Data [fr/s]	409
Ext. Data [total]	19932
Std. Remote [fr/s]	0
Std. Remote [total]	0
Ext. Remote [fr/s]	0
Ext. Remote [total]	0
Errorframe [fr/s]	0
Errorframes [total]	0
Chip state	Active

Start	of	measurement	01:59:18	pm			
CAN	1	Bus	with	250000	BPS.		
CAN	2	Bus	with	250000	BPS.		

Statistics	report	AR0001,	01:59:18	pm			
Statistics	for	transmit	spacing	of	messages	in	[ms]
			N	Aver	StdDev	MIN	MAX
Mensagem a	0	RX	5613	50.001	18.851	45.93	54.27
Mensagem b	0	RX	14030	20	11.322	16.16	23.62
Mensagem c	ee	RX	14029	20.003	18.296	8.68	32.54
Mensagem d	0b	RX	5612	49.999	30.746	40.26	59.93
Mensagem e	10	RX	2806	100	0.44968	98.10	101.03
ffb0P	27	RX	1403	200	0.48298	198.85	201.33
Mensagem f	17	RX	2948	95.187	50.274	78.50	110.73
Mensagem g	19	RX	280	1000.4	0.36329	998.80	1001.74
Mensagem h	19	RX	280	1000.4	0.34249	999.30	1001.29
Mensagem i	0	RX	1123	249.74	259.76	98.66	700.91
Mensagem j	0	RX	280	1000	0.26957	999.41	1001.52
Mensagem k	10	RX	2806	100	0.63295	90.50	108.89
Mensagem l	29	RX	2806	100	0.41085	98.63	101.18
Mensagem m	0b	RX	2806	99.999	0.93213	90.45	109.49
Mensagem n	30	RX	273	1025.4	48.672	1017.38	1033.13
Mensagem o	ee	RX	281	1000.2	11.849	998.80	1010.32
Mensagem p	fe	TX	39130	71.709	41.743	0.59	267.57
Mensagem q	fe	TXRQ	39130	71.709	29.805	0.00	20.00
Mensagem r	fe	DELAY	38892	11.148	0.33333	0.01	7.43

Mensagem s	0	RX	280	1000	0.27299	999.36	1001.50
Mensagem t	17	RX	273	1029.4	169.31	988.92	2000.52
Mensagem u	0	RX	281	1000	0.27554	999.37	1001.50
Mensagem v	17	RX	2948	95.191	44.919	79.37	110.11
Mensagem w	0	RX	280	1000	0.29521	999.37	1001.51
Mensagem x	27	RX	561	500.01	0.41329	498.48	501.52
Mensagem y	0	RX	2806	100	0.43136	98.07	101.35
Mensagem z	0	RX	2806	100	0.42423	98.56	101.31
Mensagem a1	19	RX	280	1000.4	0.38904	999.31	1002.08
Mensagem a2	27	RX	281	1000	0.34333	998.95	1001.05
Mensagem a3	0	RX	561	500.01	0.26567	498.44	501.55
Mensagem a4	27	RX	281	1000	0.37783	999.01	1000.96
Mensagem a5	19	RX	280	1000.4	0.46607	998.95	1002.29
Mensagem a6	0	RX	56	5000.1	0.50086	4999.25	5001.32
Mensagem a7	0b	RX	56	4999.9	11.827	4992.11	5000.81
Mensagem a8	10	RX	56	5000.1	0.51089	4999.25	5001.33
Mensagem a9	27	RX	1122	250.01	0.5495	248.50	251.50
Mensagem b1	1e	RX	281	998.31	36.519	987.02	1002.12
Mensagem b2	27	RX	281	1000	0.33373	999.02	1001.32
Mensagem b3	fe	TX	5497	26.912	167.86	2.39	11052.01
Mensagem b4	fe	TXRQ	5497	26.912	167.78	11.00	11052.69
Mensagem b5	fe	DELAY	5470	10.268	0.35118	0.19	14.53
Mensagem b6	2c	RX	389	722.03	383.43	50.86	1006.10
Mensagem b7	2c	RX	280	1004.4	0.61672	1001.39	1005.99
Mensagem b8	2c	RX	280	1004.3	0.77423	1000.43	1006.02
Mensagem b9	17	RX	282	996.96	48.043	987.61	1011.09
Mensagem c1	ee	RX	281	1000.5	60.223	978.94	1999.91
Mensagem c2	0b	RX	56	4999.9	11.947	4992.09	5001.39
				System	End	of	measurement

A2: Carga da banda passante a 40%.

Busload [%]	41.26
Peakload [%]	47.64
Std. Data [fr/s]	0
Std. Data [total]	0
Ext. Data [fr/s]	712
Ext. Data [total]	116325
Std. Remote [fr/s]	0
Std. Remote [total]	0
Ext. Remote [fr/s]	0
Ext. Remote [total]	0
Errorframe [fr/s]	0
Errorframes [total]	0
Chip state	Active

Bus	with 250	000 BP	S.				
Bus	with 250	000 BP	S.				
stic	s report	AR0002	, 02:11	:21 pm			
stic	s for tra	nsmi	spacing	of messa	ges in [ms]	
			N	Aver	StdDev	MIN	MAX
Mensagem a	0	RX	4969	50.001	13.392	47.86	52.34
Mensagem b	0	RX	12422	20	0.5739	18.24	22.36
Mensagem c	ee	RX	12421	20.003	21.066	5.51	32.10
Mensagem d	0b	RX	4969	49.999	30.745	42.16	57.68
Mensagem e	10	RX	2484	100	0.79908	97.63	102.84
ffb0P	27	RX	1242	200	0.4962	198.84	201.36
Mensagem f	17	RX	2610	95.192	51.717	78.03	113.21
Mensagem g	19	RX	248	1000.4	0.39447	999.40	1001.94
Mensagem h	19	RX	248	1000.4	0.34764	999.41	1001.39
Mensagem i	0	RX	994	249.85	259.84	98.10	701.73
Mensagem j	0	RX	249	1000	0.32108	999.37	1001.88
Mensagem k	10	RX	2484	100	0.82498	96.92	102.94
Mensagem l	29	RX	2484	100	0.40827	98.62	100.77
Mensagem m	0b	RX	2485	99.998	10.198	90.50	108.95
Mensagem n	30	RX	243	1025.3	52.588	1015.76	1035.51
Mensagem o	ee	RX	248	1000.1	14.697	991.87	1009.88
Mensagem p	fe	TX	87258	28.471	46.733	0.59	264.35
Mensagem q	fe	TXRQ	87258	28.471	54.399	0.00	20.00
Mensagem r	fe	DELAY	25041	0.96623	0.55633	0.00	9.74
Mensagem s	0	RX	249	1000	0.26764	999.40	1001.49
Mensagem t	17	RX	248	999.98	6.835	986.16	1013.75
Mensagem u	0	RX	248	1000	0.34474	999.01	1002.04
Mensagem v	17	RX	2610	95.188	46.003	78.86	110.65
Mensagem w	0	RX	249	1000	0.28272	999.34	1001.56
Mensagem x	27	RX	497	500.01	0.57864	497.65	502.36
Mensagem y	0	RX	2485	100	0.39693	98.62	100.78
Mensagem z	0	RX	2485	100	0.39513	98.75	100.72
Mensagem a1	19	RX	248	1000.4	0.77	993.96	1006.93
Mensagem a2	27	RX	248	1000	0.43784	998.58	1001.42
Mensagem a3	0	RX	497	500.01	0.24761	498.91	501.92
Mensagem a4	27	RX	248	1000	0.35933	998.70	1001.30
Mensagem a5	19	RX	248	1000.4	0.77767	994.41	1005.44
Mensagem a6	0	RX	50	5000.1	0.5516	4999.31	5001.32
Mensagem a7	0b	RX	49	4999.9	0.92928	4994.56	5001.21
Mensagem a8	10	RX	49	5000.1	0.53583	4999.15	5001.75
Mensagem a9	27	RX	994	250.01	0.62228	248.42	251.56

Mensagem b1	1e	RX	249	998.29	36.876	985.50	1001.25
Mensagem b2	27	RX	248	1000	0.41516	998.47	1001.47
Mensagem b3	fe	TX	12422	20	5.219	0.60	270.08
Mensagem b4	fe	TXRQ	12422	20	0	20.00	20.00
Mensagem b5	fe	DELAY	12374	34.649	1.628	0.47	13.37
Mensagem b6	2c	RX	456	544.14	402.34	51.20	1005.09
Mensagem b7	2c	RX	250	991.71	96.689	52.34	1009.32
Mensagem b8	2c	RX	247	1004.4	12.931	998.83	1009.78
Mensagem b9	17	RX	249	997.04	51.638	984.31	1011.85
Mensagem c1	ee	RX	249	996.96	50.853	977.95	1013.27
Mensagem c2	0b	RX	49	5000	14.969	4993.69	5005.28
	f me	asurement	02:15	:31 pm			

A3: Carga da banda passante a 60%

Busload [%]	59.40
Peakload [%]	59.68
Std. Data [fr/s]	0
Std. Data [total]	0
Ext. Data [fr/s]	1024
Ext. Data [total]	15262
Std. Remote [fr/s]	0
Std. Remote [total]	0
Ext. Remote [fr/s]	0
Ext. Remote [total]	0
Errorframe [fr/s]	0
Errorframes [total]	0
Chip state	Active

	Bus	with 250	000 BP	S.			
	Bus	with 250	000 BP	S.			
	stic	s report	AR0003	, 02:18:0	9:00 PM		
	stic	s for tra	nsmi	spacing o	f messa	ges in	[ms]
			N	Aver	StdDev	MIN	MAX
	Mensagem a	0	RX	1250	49.992	78.634	38.54 61.67
	Mensagem b	0	RX	3125	19.997	50.314	8.18 31.48
	Mensagem c	ee	RX	3124	20.004	24.788	8.27 31.52
	Mensagem d	0b	RX	1250	49.999	72.237	38.51 61.68
	Mensagem e	10	RX	625	100.01	25.732	90.56 108.84
	ffb0P	27	RX	313	200.01	0.54961	198.18 201.86
	Mensagem f	17	RX	656	95.192	4.918	81.70 102.52
	Mensagem g	19	RX	62	1000.4	0.40295	999.41 1001.15

Mensagem h	19	RX	62	1000.4	0.39167	999.47	1001.14
Mensagem i	0	RX	250	249.36	262.31	90.70	708.71
Mensagem j	0	RX	63	999.92	16.947	992.81	1008.10
Mensagem k	10	RX	625	100.01	13.977	89.96	109.51
Mensagem l	29	RX	625	99.988	31.344	89.92	109.50
Mensagem m	0b	RX	625	99.985	23.586	88.09	111.62
Mensagem n	30	RX	61	1025.3	49.956	1017.68	1034.69
Mensagem o	ee	RX	62	1000.2	1.388	997.62	1007.23
Mensagem p	fe	TX	37487	16.664	34.113	0.59	265.33
Mensagem q	fe	TXRQ	37488	16.662	5.527	0.00	20.00
Mensagem r	fe	DELAY	3098	18.756	0.75362	0.06	16.74
Mensagem s	0	RX	63	999.89	10.115	992.76	1001.50
Mensagem t	17	RX	62	1000.2	96.525	986.00	1013.88
Mensagem u	0	RX	62	999.88	0.98908	992.78	1001.59
Mensagem v	17	RX	656	95.194	45.388	78.18	113.40
Mensagem w	0	RX	63	1000	17.691	993.31	1007.42
Mensagem x	27	RX	125	500	0.53353	498.61	501.19
Mensagem y	0	RX	625	100	38.324	89.89	110.14
Mensagem z	0	RX	624	99.989	47.644	89.40	110.06
Mensagem a1	19	RX	62	1000.5	0.98449	997.67	1005.47
Mensagem a2	27	RX	62	1000	0.52807	998.75	1001.31
Mensagem a3	0	RX	125	500	0.28764	499.10	500.93
Mensagem a4	27	RX	62	1000	0.617	998.45	1002.45
Mensagem a5	19	RX	62	1000.5	0.93457	997.88	1005.28
Mensagem a6	0	RX	12	4999.4	23.183	4992.61	5001.33
Mensagem a7	0b	RX	13	4999.1	32.211	4989.13	5001.33
Mensagem a8	10	RX	13	5000.3	0.61098	4999.52	5001.32
Mensagem a9	27	RX	250	250	1.21	246.01	253.94
Mensagem b1	1e	RX	62	998.23	36.564	986.86	1001.16
Mensagem b2	27	RX	62	1000.1	0.90859	997.06	1003.86
Mensagem b3	fe	TX	9370	66.668	72.773	0.60	267.63
Mensagem b4	fe	TXRQ	9372	66.652	94.281	0.00	20.00
Mensagem b5	fe	DELAY	3098	3.799	19.135	0.04	17.34
Mensagem b6	2c	RX	603	103.65	162.98	48.11	1005.36
Mensagem b7	2c	RX	62	1004.3	12.617	1001.09	1006.74
Mensagem b8	2c	RX	62	1004	16.802	999.38	1007.55
Mensagem b9	17	RX	63	997.14	51.619	985.97	1011.55
Mensagem c1	ee	RX	63	997.08	60.011	978.78	1013.54
Mensagem c2	0b	RX	13	4999	57.962	4988.52	5011.42
	f me	asurement	02:19		:13 pm		

A4: Carga da banda passante a 80%

Busload [%]	81.72
Peakload [%]	82.74
Std. Data [fr/s]	0
Std. Data [total]	0
Ext. Data [fr/s]	1407
Ext. Data [total]	152316
Std. Remote [fr/s]	0
Std. Remote [total]	0
Ext. Remote [fr/s]	0
Ext. Remote [total]	0
Errorframe [fr/s]	0
Errorframes [total]	0
Chip state	Active

CAN 1		Bus	with 250	000 BP	S.			
CAN 2		Bus	with 250	000 BP	S.			
Status	tic	s report	AR0004	, 02:21	:52 pm			
Status	tic	s for tra	nsmit	spacing	of message	s in [ms]	
			N	Aver	StdDev	MIN	MAX	
Mensagem a	0	RX	3106	50	14.714	46.19	53.96	
Mensagem b	0	RX	7765	20	13.791	15.79	23.80	
Mensagem c	ee	RX	7764	20.003	19.742	5.93	33.60	
Mensagem d	0b	RX	3106	49.998	36.683	39.80	60.40	
Mensagem e	10	RX	1553	100	0.51826	97.51	101.77	
ffb0P	27	RX	777	200	0.53979	198.32	201.84	
Mensagem f	17	RX	1632	95.19	51.714	80.23	112.19	
Mensagem g	19	RX	156	1000.4	0.45287	998.86	1001.36	
Mensagem h	19	RX	156	1000.4	0.49558	998.77	1001.85	
Mensagem i	0	RX	621	250.01	260.02	98.27	701.40	
Mensagem j	0	RX	155	1000	0.32616	999.00	1001.39	
Mensagem k	10	RX	1553	100	0.52026	97.84	101.72	
Mensagem l	29	RX	1553	100	0.52145	98.03	101.90	
Mensagem m	0b	RX	1553	99.996	13.393	89.48	111.00	
Mensagem n	30	RX	152	1025.3	5.196	1016.29	1033.95	
Mensagem o	ee	RX	156	1000.1	13.422	997.05	1013.28	
Mensagem p	fe	TX	137480	11.294	16.855	0.58	263.07	
Mensagem q	fe	TXRQ	137483	11.294	3.059	0.00	20.00	
Mensagem r	fe	DELAY	26560	0.82965	0.65556	0.00	9.82	
Mensagem s	0	RX	155	1000	0.31398	999.41	1001.32	
Mensagem t	17	RX	155	1000	23.946	989.33	1009.97	
Mensagem u	0	RX	155	1000	0.30691	999.39	1001.20	
Mensagem v	17	RX	1632	95.19	43.714	79.75	110.34	
Mensagem w	0	RX	155	1000	0.41944	998.88	1001.95	

Mensagem x	27	RX	311	500.01	0.53528	498.54	501.53
Mensagem y	0	RX	1553	100	0.56314	96.36	103.05
Mensagem z	0	RX	1552	100	0.43498	98.66	101.20
Mensagem a1	19	RX	156	1000.4	0.97782	997.04	1005.64
Mensagem a2	27	RX	155	1000	0.50995	998.80	1001.41
Mensagem a3	0	RX	310	500.01	0.31243	498.74	501.44
Mensagem a4	27	RX	155	1000	0.43164	998.97	1001.08
Mensagem a5	19	RX	156	1000.4	0.93479	997.04	1004.00
Mensagem a6	0	RX	32	5000.1	0.5493	4999.28	5001.32
Mensagem a7	0b	RX	31	4999.8	35.343	4990.80	5008.18
Mensagem a8	10	RX	31	5000.1	0.54648	4999.27	5001.12
Mensagem a9	27	RX	621	250	0.91623	247.72	252.45
Mensagem b1	1e	RX	155	998.34	37.042	985.40	1001.32
Mensagem b2	27	RX	156	1000	0.69735	997.80	1002.33
Mensagem b3	fe	TX	23291	66.666	64.865	0.60	273.11
Mensagem b4	fe	TXRQ	23292	66.661	94.281	0.00	20.00
Mensagem b5	fe	DELAY	7725	37.887	20.471	0.19	18.67
Mensagem b6	2c	RX	1545	100.53	163.22	45.62	1007.27
Mensagem b7	2c	RX	155	1004.2	17.263	999.52	1011.11
Mensagem b8	2c	RX	154	1004.1	19.644	999.00	1011.02
Mensagem b9	17	RX	155	997.03	48.382	985.51	1009.79
Mensagem c1	ee	RX	155	997.03	59.478	982.00	1012.58
Mensagem c2	0b	RX	31	4999.8	17.415	4991.29	5001.35
End of	me	asurement	02:24	:28 pm			

A5: Carga da banda passante a 100%

Busload [%]	98.00
Peakload [%]	98.11
Std. Data [fr/s]	0
Std. Data [total]	0
Ext. Data [fr/s]	1690
Ext. Data [total]	452756
Std. Remote [fr/s]	0
Std. Remote [total]	0
Ext. Remote [fr/s]	0
Ext. Remote [total]	0
Errorframe [fr/s]	0
Errorframes [total]	0
Chip state	Active

Statis	tics r	eport	AR0006	02:30:0	7:00 PM		
Statis	tics f	or tra	nsmit	spacing	f message	s in [ms]	
			N	Aver	StdDev	MIN	MAX
Mensagem a	0	RX	5442	50.001	13.247	47.86	52.30
Mensagem b	0	RX	13606	20	0.81081	17.15	23.08
Mensagem c	ee	RX	13604	20.003	21.961	7.07	35.01
Mensagem d	0b	RX	5442	50	2.624	40.30	59.88
Mensagem e	10	RX	2721	100	1.044	96.35	104.05
ffb0P	27	RX	1360	200.01	0.60743	198.11	201.88
Mensagem f	17	RX	2858	95.192	50.883	78.06	112.30
Mensagem g	19	RX	273	1000.4	0.52618	998.69	1001.87
Mensagem h	19	RX	273	1000.4	0.48344	998.88	1002.06
Mensagem i	0	RX	1088	249.59	259.69	98.63	700.86
Mensagem j	0	RX	272	1000	0.35507	999.42	1001.41
Mensagem k	10	RX	2721	100	11.546	95.22	104.12
Mensagem l	29	RX	2721	100	0.49678	98.64	101.26
Mensagem m	0b	RX	2721	99.998	11.464	89.30	110.50
Mensagem n	30	RX	266	1025.3	50.134	1014.69	1036.26
Mensagem o	ee	RX	272	1000.1	15.097	990.87	1010.06
Mensagem p	fe	TX	369013	0.73742	0.31063	0.58	59.18
Mensagem q	fe	TXRQ	722154	0.37681	0.98239	0.00	5.00
Mensagem r	fe	DELAY	176622	0.30363	0.25525	0.00	4.93
Mensagem s	0	RX	272	1000	0.39351	997.81	1001.40
Mensagem t	17	RX	272	999.99	59.839	979.14	1020.81
Mensagem u	0	RX	273	1000	0.43266	997.42	1001.42
Mensagem v	17	RX	2858	95.19	41.501	80.38	110.48
Mensagem w	0	RX	272	1000	0.35821	999.42	1001.41
Mensagem x	27	RX	544	500.01	0.53288	498.43	501.44
Mensagem y	0	RX	2721	100	0.51382	97.69	102.12
Mensagem z	0	RX	2721	100	0.49234	97.48	102.45
Mensagem a1	19	RX	272	1000.4	10.559	994.68	1007.62
Mensagem a2	27	RX	272	1000	0.63381	997.65	1002.23
Mensagem a3	0	RX	545	500.01	0.39555	498.28	501.82
Mensagem a4	27	RX	272	1000	0.48125	998.60	1001.36
Mensagem a5	19	RX	272	1000.4	12.056	995.85	1008.26
Mensagem a6	0	RX	54	5000.1	0.62601	4997.61	5001.13
Mensagem a7	0b	RX	54	4999.9	11.696	4992.27	5001.16
Mensagem a8	10	RX	54	5000.1	0.62104	4998.88	5002.00
Mensagem a9	27	RX	1089	250.01	0.80408	246.13	253.56
Mensagem b1	1e	RX	272	998.29	36.229	986.15	1002.51
Mensagem b2	27	RX	272	1000	0.6427	997.65	1002.40
Mensagem b3	fe	TX	19451	13.915	112.2	0.60	7905.35
Mensagem b4	fe	TXRQ	40004	68.022	41.061	0.00	10.00
Mensagem b5	fe	DELAY	14413	37.869	29.011	0.00	10.00

Mensagem b6	2c	RX	1104	245.9	337.76	46.15	1008.47
Mensagem b7	2c	RX	271	1004.3	2.019	996.25	1012.70
Mensagem b8	2c	RX	271	1004.3	20.222	996.29	1013.14
Mensagem b9	17	RX	273	996.98	49.656	979.15	1011.30
Mensagem c1	ee	RX	273	996.97	54.034	978.38	1010.97
Mensagem c2	0b	RX	54	4999.9	19.101	4992.12	5007.07
End of	measu	rement	02:34	:40 pm			

APÊNDICE B

CÓDIGOS DE GERAÇÃO DE MENSAGENS NAS ECUs COO, EMS E BMS PARA O TRUETIME

B1: BMS

```
function bms_init

% Initialize TrueTime kernel
ttlNitKernel(0, 0, 'prioFP'); % nbrOfInputs, nbrOfOutputs, fixed priority

ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM56_task', offset, 0.01, 56, 'mensagem56code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM57_task', offset, 0.05, 57, 'mensagem57code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM9_task', offset, 0.05, 9, 'mensagem9code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM26_task', offset, 0.1, 26, 'mensagem26code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM27_task', offset, 0.1, 27, 'mensagem27code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM58_task', offset, 0.1, 58, 'mensagem58code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM59_task', offset, 0.1, 59, 'mensagem59code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM48_task', offset, 0.1, 48, 'mensagem48code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM25_task', offset, 1, 25, 'mensagem25code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM60_task', offset, 5, 60, 'mensagem60code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM61_task', offset, 5, 61, 'mensagem61code', data);
ttCreateTask('MENSAGEM62_task', 0.01, 62, 'mensagem62code');
ttCreateTask('rbms_task', 0.01, prio, 'rbmscode');

% Initialize network
ttCreateInterruptHandler('nw_handler', prio, 'msgRcvbms');
ttlNitNetwork(3, 'nw_handler'); % node #3 in the network
```

B2: EMS

```
function ems_init
```

```
% Initialize TrueTime kernel
```

```
ttlNitKernel(0, 0, 'prioFP'); % nbrOfInputs, nbrOfOutputs, fixed priority
```

```
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM3_task', offset, 0.02, 3, 'mensagem3code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM4_task', offset, 0.05, 4, 'mensagem4code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM29_task', offset, 0.05, 29, 'mensagem29code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM19_task', offset, 0.1, 19, 'mensagem19code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM34_task', offset, 0.1, 34, 'mensagem34code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM37_task', offset, 0.1, 37, 'mensagem37code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM28_task', offset, 0.25, 28, 'mensagem28code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM30_task', offset, 0.5, 30, 'mensagem30code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM40_task', offset, 0.5, 40, 'mensagem40code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM16_task', offset, 1, 16, 'mensagem16code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM17_task', offset, 1, 17, 'mensagem17code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM31_task', offset, 1, 31, 'mensagem31code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM32_task', offset, 1, 32, 'mensagem32code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM36_task', offset, 1, 36, 'mensagem36code', data);  
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM38_task', offset, 5, 38, 'mensagem38code', data);  
ttCreateTask('MENSAGEM54_task', 0.01, 54, 'mensagem54scode');  
ttCreateTask('MENSAGEM55_task', 0.01, 55, 'mensagem55code');
```

```
% Initialize network
```

```
ttCreateInterruptHandler('nw_handler', prio, 'msgRcvems');
```

```
ttlNitNetwork(2, 'nw_handler'); % node #2 in the network
```

B3: COO

```
function coo_init
```

```
% Initialize TrueTime kernel
```

```
ttlNitKernel(0, 0, 'prioFP'); % nbrOfInputs, nbrOfOutputs, fixed priority
```

```
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM5_task', offset, 0.01, 5, 'mensagem5code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM8_task', offset, 0.01, 8, 'mensagem8code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM6_task', offset, 0.01, 6, 'mensagem6code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM10_task', offset, 0.01, 10, 'mensagem10code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM11_task', offset, 0.01, 11, 'mensagem11code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM13_task', offset, 0.01, 13, 'mensagem13code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM35_task', offset, 0.02, 35, 'mensagem35code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM7_task', offset, 0.02, 7, 'mensagem7code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM49_task', offset, 0.02, 49, 'mensagem49code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM50_task', offset, 0.05, 50, 'mensagem50code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM7_task', offset, 0.05, 7, 'mensagem7code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM12_task', offset, 0.05, 12, 'mensagem12code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM14_task', offset, 0.05, 14, 'mensagem14code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM1_task', offset, 0.1, 1, 'mensagem1code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEMPRIO_task', offset, 0.1, prio, 'mensagempriocode', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM18_task', offset, 0.1, 18, 'mensagem18code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM33_task', offset, 0.1, 33, 'mensagem33code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM35_task', offset, 0.1, 35, 'mensagem35code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM51_task', offset, 0.1, 51, 'mensagem51code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM52_task', offset, 0.1, 52, 'mensagem52code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM20_task', offset, 0.1, 20, 'mensagem20code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM2_task', offset, 0.2, 2, 'mensagem2code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM45_task', offset, 0.25, 45, 'mensagem45code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM15_task', offset, 1, 15, 'mensagem15code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM52_task', offset, 1, 52, 'mensagem52code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM23_task', offset, 1, 23, 'mensagem23code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM46_task', offset, 1, 46, 'mensagem46code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM47_task', offset, 1, 47, 'mensagem47code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM21_task', offset, 1, 21, 'mensagem21code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM22_task', offset, 1, 22, 'mensagem22ecode', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM24_task', offset, 1, 24, 'mensagem24code', data);
ttCreatePeriodicTask('MENSAGEM39_task', offset, 1, 39, 'mensagem39code', data);
ttCreateTask('MENSAGEM41_task', 0.01, 41, 'mensagem41code');
ttCreateTask('MENSAGEM42_task', 0.01, 42, 'mensagem42code');
ttCreateTask('MENSAGEM43_task', 0.01, 43, 'mensagem43code');
ttCreateTask('MENSAGEM44_task', 0.01, 44, 'mensagem44code');
```

```
ttCreateTask('rcoo_task', 0.01, 53, 'rcoocode');
```

```
% Initialize network
```

```
ttCreateInterruptHandler('nw_handler',
```

Livros Grátis

(<http://www.livrosgratis.com.br>)

Milhares de Livros para Download:

[Baixar livros de Administração](#)

[Baixar livros de Agronomia](#)

[Baixar livros de Arquitetura](#)

[Baixar livros de Artes](#)

[Baixar livros de Astronomia](#)

[Baixar livros de Biologia Geral](#)

[Baixar livros de Ciência da Computação](#)

[Baixar livros de Ciência da Informação](#)

[Baixar livros de Ciência Política](#)

[Baixar livros de Ciências da Saúde](#)

[Baixar livros de Comunicação](#)

[Baixar livros do Conselho Nacional de Educação - CNE](#)

[Baixar livros de Defesa civil](#)

[Baixar livros de Direito](#)

[Baixar livros de Direitos humanos](#)

[Baixar livros de Economia](#)

[Baixar livros de Economia Doméstica](#)

[Baixar livros de Educação](#)

[Baixar livros de Educação - Trânsito](#)

[Baixar livros de Educação Física](#)

[Baixar livros de Engenharia Aeroespacial](#)

[Baixar livros de Farmácia](#)

[Baixar livros de Filosofia](#)

[Baixar livros de Física](#)

[Baixar livros de Geociências](#)

[Baixar livros de Geografia](#)

[Baixar livros de História](#)

[Baixar livros de Línguas](#)

[Baixar livros de Literatura](#)
[Baixar livros de Literatura de Cordel](#)
[Baixar livros de Literatura Infantil](#)
[Baixar livros de Matemática](#)
[Baixar livros de Medicina](#)
[Baixar livros de Medicina Veterinária](#)
[Baixar livros de Meio Ambiente](#)
[Baixar livros de Meteorologia](#)
[Baixar Monografias e TCC](#)
[Baixar livros Multidisciplinar](#)
[Baixar livros de Música](#)
[Baixar livros de Psicologia](#)
[Baixar livros de Química](#)
[Baixar livros de Saúde Coletiva](#)
[Baixar livros de Serviço Social](#)
[Baixar livros de Sociologia](#)
[Baixar livros de Teologia](#)
[Baixar livros de Trabalho](#)
[Baixar livros de Turismo](#)