DESENVOLVIMENTO DE UM MESTRE PROFIBUS COM A FINALIDADE DE ANÁLISE DE DESEMPENHO

Valéria Paula Venturini

Dissertação apresentada à Escola de Engenharia de São Carlos da Universidade de São Paulo, como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia Mecânica.

ORIENTADOR: Prof. Mário Pinotti Júnior

São Carlos
2007

AGRADECIMENTOS

Primeiramente, agradeço a Deus pela oportunidade.

À minha mãe Maria Isabel que me ensinou a lutar e a dedicar-me a um ideal. Gostaria de agradecer em especial o meu esposo Marcelo pelo amor, carinho, compreensão e incentivo nos momentos mais difíceis. Também dedico esse trabalho a todos os meus amigos e familiares.

Ao amigo e Prof. Dr. Dennis Brandão pela orientação, confiança, amizade e por acreditar no trabalho.

Ao Prof. Dr. Mário Pinotti, que através de sua experiência, me auxiliou na elaboração deste trabalho e também pela oportunidade.

À minha amiga Daniele Cicillini pela amizade e companheirismo em todas as etapas desta caminhada.

Ao amigo Marcio Cunha pelos conselhos e amizade.

À Smar Equipamentos Industriais pelo incentivo à pós-graduação.

SUMÁRIO

LISTA DE FIGURAS	I
LISTA DE TABELAS	V
LISTA DE SIGLAS	VII
RESUMO	IX
ABSTRACT	XI
1 INTRODUÇÃO	13
1.1 OBJETIVOS	19
1.2 ORGANIZAÇÃO DO TRABALHO	21
2 PROFIBUS	23
2.1 INTRODUÇÃO	23
2.2 PERFIS DE APLICAÇÃO	25
2.2.1 PROFIBUS-DP (Decentralized Periphery)	25
2.2.2 PROFIBUS-FMS (Fieldbus Message Specification)	26
2.2.3 PROFIBUS-PA (Process Automation)	26
2.2.4 PROFISafe	28
2.2.5 PROFINet	29
2.3 ESTRUTURA DO SISTEMA	29
2.3.1 LAS	31
2.3.2 GAP	31
2.4 GERENCIAMENTO DE ACESSO AO BARRAMENTO	32
2.4.1 CAMADA FÍSICA	33
2.4.2 CAMADA DE APLICAÇÃO	33
2.4.3 CAMADA DE ENLACE	34
2.4.4 MÁQUINA DE ESTADOS DO FDL	40
2.4.5 MÁQUINA DE ESTADOS DA ESTAÇÃO ESCRAVA	45
2.5 TEMPOS DE OPERAÇÃO	47
2.6 ESTRUTURA DAS MENSAGENS	49
3 REVISÃO BIBLIOGRÁFICA	51
3.1 COMUNICAÇÃO EM REDES PROFIBUS	52

3.2	MOTIVAÇÃO	64
4	DESENVOLVIMENTO	67
4.1	MOD_POLLLIST	68
4.2	MOD_BUSPARAMETER	72
4.3	MOD_ESTADOFDL	73
4.4	MOD_LIVELIST	76
4.5	MOD_COMCICLICA	77
4.6	MOD_MONIT	78
4.7	MOD_DIAGNOSIS	79
4.8	MOD_COMACICLICA	82
4.9	MOD_BUILDMESS	86
4.10	MOD_MESSRECEIVED	93
4.11	MOD_BUSANALYSE	97
4.12	MOD_GENERAL	99
5	RESULTADOS	103
5.1	ANÁLISE DA INFLUÊNCIA DO PARÂMETRO TTR NO TEMPO DE POLLING DA MENSAGEM	104
5.2	ANÁLISE DO TEMPO DE REINTEGRAÇÃO DA ESTAÇÃO-MESTRE NO BARRAMENTO APÓS PERDA DE MENSAGEM DE TOKEN	121
6	CONCLUSÃO	135
6.1	TRABALHOS FUTUROS	136
	LITERATURA REFERENCIADA	137
	LITERATURA CONSULTADA	143

LISTA DE FIGURAS

Figura 1 – Protocolos padronizados no IEC 61158	14
Figura 2 – Sistema de Controle Direto (SCD)	15
Figura 3 – Sistema de Controle Fieldbus (SCF)	15
Figura 4 – Mecanismos de acesso ao meio físico	17
Figura 5 – Representação da estrutura do protocolo PROFIBUS em camadas	24
Figura 6 – Perfis de aplicação	25
Figura 7 – Rede PROFIBUS DP/PA	27
Figura 8 - Sistema Multi-mestre	30
Figura 9 – Representação da GAP Lista	32
Figura 10 – Representação da camada de Aplicação	34
Figura 11 – Tráfego de mensagens	35
Figura 12 – Serviços de comunicação da camada de enlace	35
Figura 13 – Loop de Controle	36
Figura 14 – Poll-List	36
Figura 15 – Algoritmo de passagem do token	38
Figura 16 – Máquina de Estados do FDL	40
Figura 17 – Representação da máquina de estados da estação escrava	46
Figura 18 – Representação da estrutura das mensagens	50
Figura 19 – Descrição dos bytes da mensagem	50
Figura 20 – Exemplo do ciclo do token com TTR alto	54
Figura 21 – Exemplo do ciclo do token com TTR baixo	55
Figura 22 – Reorganização da Poll-List para atender o polling-interval	58
Figura 23 – Representação do pior cenário de ciclo do token	59
Figura 24 – Estrutura dos módulos de funções do MPA	68
Figura 25 – Tela de configuração da Poll-List	69
Figura 26 – Tela de entrada de endereço do equipamento	69
Figura 27 – Representação de parte de um arquivo GSD	70
Figura 28 – Mapeamento das variáveis utilizadas pela Poll-List no MPA	71
Figura 29 – Tela de configuração do Bus Parameter	72

Figura 30	– Funções do módulo Mod_EstadoFDL	74
Figura 31	– Máquina de estados do FDL no MPA	75
Figura 32	– Tela de representação da Lista de Estações presentes na rede	76
Figura 33	– Interpretação da resposta da mensagem de Pedido de status	77
Figura 34	– Controle de transmissão de mensagens cíclicas	78
Figura 35	– Tela de Monitoração das variáveis definidas na Poll-List	79
Figura 36	– Tela de escolha do equipamento para monitoração de diagnóstico	80
Figura 37	– Tela de diagnóstico	80
Figura 38	– Representação dos bytes de diagnostico da resposta do dispositivo	81
Figura 39	– Controle de transmissão de mensagens acíclicas	83
Figura 40	– Tela de configuração do dispositivo para transmissão acíclica	84
Figura 41	– Leitura acíclica do bloco Analog Input	85
Figura 42	– Leitura acíclica do bloco Analog Output	85
Figura 43	– Leitura acíclica do bloco Totalizer	86
Figura 44	– Serviço SAP	87
Figura 45	– Mensagem de Pedido de Status (RFS)	87
Figura 46	– Mensagem de token	88
Figura 47	– Mensagem de Requeste de Diagnóstico	88
Figura 48	– Mensagem de Parametrização	88
Figura 49	– Bytes da mensagem de Parametrização	89
Figura 50	– Representação do byte de dados da mensagem de Parametrização	89
Figura 51	– Representação do bit Lock/Unlock na mensagem de Parametrização	89
Figura 52	– Mensagem de Configuração	90
Figura 53	– Mensagem de troca de dados cíclico	91
Figura 54	– Mensagem de conexão acíclica	91
Figura 55	– Bytes da mensagem de Conexão Acíclica	91
Figura 56	– Mensagem de Abort	92
Figura 57	– Bytes da mensagem de Abort	92
Figura 58	– Mensagem de confirmação	92
Figura 59	– Bytes da mensagem de Confirmação	93
Figura 60	– Mensagem de leitura de parâmetro	93
Figura 61	– Bytes da mensagem de leitura acíclica	93
Figura 62	– Tratamento do primeiro byte da mensagem	94
Figura 63	– Funcionamento da interface BC1	95
Figura 64	– Decodificação da mensagem recebida	96
Figura 65	– Verificação mensagem recebida	96
Figura 66	– Ambiente usado para analisar a rede	97

Figura 67 – Verificação da mensagem para a adição da ListView	98
Figura 68 – Prioridades de mensagens (alta)	99
Figura 69 – Prioridades de mensagens (baixa)	100
Figura 70 – Tipos de dados	101
Figura 71 – Estrutura da rede PROFIBUS	104
Figura 72 – Representação do tempo de Polling da mensagem	104
Figura 73 – Cálculo de tempo do Polling da mensagem	105
Figura 74 – Polling da mensagem – dois ciclos do token	107
Figura 75 – Configuração D1M2	Figura 76 – Configuração D1M2D3 109
Figura 77 – Configuração D2M2	Figura 78 – Configuração D2M2D3 109
Figura 79 – Configuração D2M3	Figura 80 – Configuração D2M3D3 110
Figura 81 – Configuração D3M3	Figura 82 – Configuração D3M3D3 110
Figura 83 – Configuração D3M4	Figura 84 – Configuração D3M4D3 111
Figura 85 – Configuração D4M4	Figura 86 – Configuração D4M4D3 111
Figura 87 – Configuração D4M5	Figura 88 – Configuração D4M5D3 112
Figura 89 – Configuração D5M5	Figura 90 – Configuração D5M5D3 112
Figura 91 – Configuração D5M6	Figura 92 – Configuração D5M6D3 113
Figura 93 – Configuração D6M6	Figura 94 – Configuração D6M6D3 113
Figura 95 – Gráficos da Média do tempo de Polling da mensagem do TT303	115
Figura 96 – Gráfico de comparação entre amostra e TPM	120
Figura 97 – Perda de Token – Dois mestres no barramento	122
Figura 98 – GAPL do DF73 no endereço 2	123
Figura 99 – Perda de mensagem de token com três mestres na rede	123
Figura 100 – GAPL do DF73 no endereço 3	124
Figura 101 – Configuração D1M2	Figura 102 – Configuração D1M2D3 126
Figura 103 – Configuração D2M2	Figura 104 – Configuração D2M2D3 126
Figura 105 – Configuração D3M2	Figura 106 – Configuração D3M2D3 127
Figura 107 – Configuração D4M2	Figura 108 – Configuração D4M2D3 127
Figura 109 – Configuração D5M2	Figura 110 – Configuração D5M2D3 128
Figura 111 – Configuração D6M2D3	Figura 112 – Configuração D6M2D3 128
Figura 113 – Gráficos da Média do tempo reintegração do MPA	129
Figura 114 – Gráfico de comparação entre amostra e TR	133

LISTA DE TABELAS

Tabela 1 - Média do tempo de <i>Polling</i> da Mensagem do TT303 com dois mestres no barramento	114
Tabela 2 – Média do tempo de <i>Polling</i> da Mensagem do TT303 com três mestres no barramento	114
Tabela 3 – Representação dos valores utilizados na expressão TPM	120
Tabela 4 – Média do tempo de reintegração do MPA com dois mestres na rede	129
Tabela 5 – Média do tempo de reintegração do MPA com três mestres na rede	129
Tabela 6 – Representação dos valores utilizados na expressão TRT	133

LISTA DE SIGLAS

AI	<i>Analog Input</i>
AO	<i>Analog Output</i>
COM	<i>Component Object Model</i>
CSMA	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection</i>
CSRD	<i>Cyclic Send and Request Data with Reply</i>
DP	<i>Decentralized Periphery</i>
DPM1	<i>DP Mestre Classe 1</i>
DPM2	<i>DP Mestre Classe 2</i>
DSAP	<i>Destination Service Access Point</i>
FDL	<i>Fieldbus Data Link</i>
FIFO	<i>First-in-First-out</i>
FMS	<i>Fieldbus Message Specification</i>
GA	<i>Generic Algoritm</i>
GSD	<i>General Station Description</i>
I/O	<i>Input / Output</i>
IEC	<i>Internacional Electrotechnical Commission</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electrinics Engineers</i>
ISO	<i>International Standards Organizations</i>
LAS	<i>List Active Station</i>
MAC	<i>Médium Access Control</i>
NAMUR	Usuário da indústria de controle de processo
NS	<i>Next Station</i>

OSI	<i>Open System Interconnection</i>
PA	<i>Process Automation</i>
PC	<i>Computador Pessoal</i>
PLC	<i>Programmable Logic Controller</i>
PROFIBUS	PROcess Field BUS
PS	<i>Previous Station</i>
RFS	<i>Request FDL Status</i>
SAP	<i>Service Access Points</i>
SCD	<i>Sistema de controle direto</i>
SCF	<i>Sistema de controle Fieldbus</i>
SDA	<i>Send Data with Acknowledge</i>
SDN	<i>Send Data with No Acknowledge</i>
SRD	<i>Send and Request Data with Reply</i>
SSAP	<i>Source Service Access Point</i>
TDMA	<i>Time Division Multiple Access</i>
TGUD	<i>Time GAP Update</i>
TMC	<i>Tempo Ciclo Mensagem</i>
TPM	<i>Tempo Polling Mensagem</i>
TRR	<i>Target Real Rotation</i>
TRT	<i>Tempo Reintegração Token</i>
TS	<i>This Station</i>
TSL	<i>Target Slot Time</i>
TT	<i>Timed token</i>
TTH	<i>Target Time Holding</i>
TTO	<i>Timeout</i>
TTR	<i>Target Time Rotation</i>
ZVEI	<i>German Electrical and Electronic Manufacturers Association</i>

RESUMO

VENTURINI, V. P. (2007). *Desenvolvimento de um mestre PROFIBUS com a finalidade de análise de desempenho*. Dissertação (Mestrado) – Escola de Engenharia de São Carlos, Universidade de São Paulo, São Carlos, 2007.

Quando se dispõe de um sistema de controle distribuído em tempo real, o atendimento aos requisitos temporais constitui-se num fator crucial para a aplicação. Assim, para garantir que tais requisitos sejam atendidos, é fundamental que o tráfego de mensagens no barramento seja gerenciado e controlado apropriadamente, evitando-se atrasos na comunicação para não prejudicar a performance do sistema e do produto final.

Este trabalho apresenta um mestre PROFIBUS desenvolvido em PC, cujas finalidades foram analisar por meio de dados experimentais, a influência do parâmetro TTR no tempo de atualização das variáveis de processo no sistema e o tempo de reintegração da estação-mestre no anel lógico após perda de mensagem de token. .

Palavras-chave: automação industrial, controle distribuído em tempo real, PROFIBUS, performance, rede.

ABSTRACT

VENTURINI, V. P. (2007). Development of a PROFIBUS master for performance analyzing purpose. M.Sc. Dissertation - Escola de Engenharia de São Carlos, Universidade de São Paulo, São Carlos, 2007.

Using a real-time distributed control system, it is crucial to fulfill the time requirements for an application. Therefore, to guarantee that these requirements are fulfilled, it is essential to manage and control the message traffic in the bus properly, avoiding delays in the communication that could compromise the final product and the system performance.

This study presents a PROFIBUS master based on PC. The main purpose of the PROFIBUS master is to analyze, using empirical data, the influence of the TTR parameter in the updating time of the process variables and the time interval to reintegrate a Master device to the logical ring after a token message is lost.

Keywords: industrial automation, real-time distributed control, PROFIBUS, performance, network.

1 INTRODUÇÃO

Nas últimas décadas, a área de automação industrial vem assumindo uma posição de vital importância e destaque, devido ao surgimento de grande número de equipamentos automáticos e de sistemas. Vários fatores têm contribuído fortemente para isso, tais como: a padronização dos protocolos industriais, desempenho, precisão dos equipamentos de campo e o acesso remoto.

Na década de 80, as redes industriais eram dominadas por soluções proprietárias, havia grande número de protocolos de comunicação, cada qual com suas características particulares. Isso fez com que os usuários sentissem a ausência de um padrão de compatibilidade entre equipamentos de diferentes fabricantes, porque com a ampliação dos processos contínuos, surgiu a necessidade de se utilizarem diferentes tipos de equipamentos na planta, como por exemplo: transmissores (pressão, temperatura, densidade), atuadores, acionadores e conversores. Normalmente, o conjunto de equipamentos necessários ao processo era fornecido por diferentes fabricantes (FELSER e SAUTER, 2002).

Passando à década de 90, nota-se que a questão da padronização para as redes industriais começou a ser solucionada com a adoção das primeiras normas regulamentadas por institutos de normalização (BRANDÃO, 2000), essa foi uma das principais conquistas da indústria, pois proporcionou o aumento de velocidade na transmissão de dados, confiabilidade, flexibilidade e, principalmente, interoperabilidade entre os diversos equipamentos de uma planta industrial.

No ano 2000, visando definir padrões para as normas já existentes no mercado, a Comissão Internacional de Eletrotécnica (IEC) anunciou a norma IEC 61158

(INTERNATIONAL ELECTROTECHNICAL COMISSION, 2000), que contempla os principais protocolos industriais. Devido à flexibilidade e aceitação desses protocolos, em diferentes aplicações no mundo todo, a norma continua em desenvolvimento e atualmente já engloba 10 tipos de protocolos de comunicação (POPP, 2003), conforme apresenta a Figura 1.

TIPO	PROTOCOLO
TIPO 1	FOUNDATION Fieldbus (FF)
TIPO 2	Control Net
TIPO 3	PROFIBUS
TIPO 4	P-Net
TIPO 5	FF High Speed Ethernet
TIPO 6	SwiftNet
TIPO 7	World FIP
TIPO 8	INTERBUS
TIPO 9	FOUNDATION Fieldbus (FF), FMS
TIPO 10	PROFINet

Figura 1 – Protocolos padronizados no IEC 61158

Além da padronização, outro fator importante que acelerou o desenvolvimento industrial, nas ultimas décadas, foi a substituição dos tradicionais sistemas *SCDs* (*Sistema de Controle Direto*) pelos sistemas *SCFs* (*Sistema de Controle Fieldbus*). Nos primeiros, as tarefas de controle eram concentradas em apenas uma estação central, e a comunicação com os equipamentos (transmissores, atuadores) da planta era realizada através de uma conexão do tipo *ponto a ponto*, que requeria ao menos um par de fios para cada equipamento. (DOMINGUES, 2003)

Gradativamente, com o passar dos anos, os processos industriais foram se tornando cada vez mais complexos, os equipamentos mais inteligentes e a quantidade de equipamentos no processo cada vez maior. Diante deste cenário, os sistemas *SCDs* deixaram de ser satisfatórios para a aplicação, devido ao aumento significativo de cabos e,

principalmente, à perda de desempenho no sistema causada pelo processamento de grande quantidade de dados (LEE et al. , 2003b).

Figura 2 – Sistema de Controle Direto (SCD)

Nos atuais Sistemas de Controle Fieldbus (SCF), as tarefas de controle são distribuídas entre os diversos elementos de controle e processamento de uma rede de comunicação digital. Este sistema é composto pelos seguintes componentes: controladores, sensores, atuadores, estações de engenharia e supervisão, que interligados pela rede de comunicação, trabalham de forma simultânea e independente para controlar o processo (DOMINGUES, 2003).

Figura 3 – Sistema de Controle Fieldbus (SCF)

Segundo Brandão (2005), os sistemas *fieldbus* trouxeram para a indústria muitas vantagens em relação aos sistemas *SCDs*, dentre as quais destacam-se:

- Segurança.
- Grande imunidade a ruídos externos.
- Maiores taxas de transmissão.
- Varias topologias físicas de rede, em modo multiponto.
- Facilidade na instalação, configuração e manutenção do sistema.
- Redução de custo em cabos e hardware.
- Fácil acesso as informações de campo
- Acesso Remoto
- Flexibilidade e versatilidade

Apesar de todo avanço tecnológico, a adesão aos *fieldbuses* trouxe alguns problemas que até então não existiam nos controladores centralizados. Dentre as desvantagens dos *fieldbuses* em relação aos *SCDs*, Brandão (2005) cita a falta de consistência de dados e de senso de tempo entre os diversos dispositivos de uma rede, vulnerabilidade a falhas no barramento e o fato de todo *fieldbus* ser um gargalo de comunicação, isto porque um único canal de comunicação é compartilhado por todos os equipamentos e deve ser utilizado para a transmissão de variáveis críticas de processo, como as informações de baixa prioridade e de monitoramento.

O compartilhamento do canal de comunicação, inevitavelmente aumenta o tempo de resposta da mensagem (utilizada para troca de dados entre o controlador e os equipamentos de campo) se comparado ao tradicional conexão *ponto a ponto*. (CAVALIERI et al., 2002).

Em muitos sistemas industriais, como de manufatura e controle de processo, o tempo de resposta da mensagem é considerado um fator crucial para a aplicação, pois os

equipamentos que agem diretamente no processo alteraram seus valores rapidamente, por isso necessitam que suas variáveis sejam atualizadas periodicamente em tempo inferior a um determinado limite (KIM et al., 1999).

Neste tipo de aplicação, chamado de aplicação de tempo real, as mensagens precisam ser enviadas e recebidas num intervalo de tempo limitado (TOVAR e VASQUES, 1998). Assim, para garantir que os requisitos temporais deste tipo de aplicação sejam atendidos, é fundamental que o tráfego de mensagens seja gerenciado e controlado apropriadamente, evitando-se atrasos na comunicação para não prejudicar a performance do sistema e do produto final. Para se obter um bom desempenho em aplicações de tempo real, deve-se fazer, na fase de projeto, a escolha correta do protocolo de comunicação. Além dos aspectos físicos, é fundamental que se conheça o mecanismo usado para acessar o canal de comunicação (meio físico), isto porque cada protocolo possui características e tempos de resposta diferentes e se ajustam de modo mais adequado em áreas de aplicação específicas (TRISTÃO, 2004).

A Figura 4 apresenta alguns dos mecanismos de acesso ao meio físico, utilizados por diferentes protocolos de comunicação.

Mecanismo de acesso ao meio físico	TDMA	Polling	Token	CSMA
Protocolos de Comunicação	TTP-A SERCOS ARINC INTERBUS ControlNet	PROFIBUS FF P-Net	PROFIBUS FF P-Net	CAN DeviceNet SDS LonWorks CANopen BatiBus EHS,EIBUS

Figura 4 – *Mecanismos de acesso ao meio físico*

Os mecanismos de acesso ao meio físico são descritos por Thomesse (2005), como:

- *TDMA* - O acesso ao meio físico é controlado por um algoritmo, que divide o tempo de acesso em *slots* e, posteriormente atribui os *slots* para os equipamentos de acordo com uma estratégia pré-definida. O instante em que cada equipamento pode transmitir mensagem no barramento é indicado pelo sincronismo do *clock*.
- *Polling* – O equipamento pode acessar o meio físico, apenas quando receber uma mensagem de *request* de uma estação do tipo mestre, somente assim a estação poderá responde-la ou reconhece-la, conforme o requerido.
- *Token* - O acesso ao meio físico é realizado a partir de um método descentralizado, de acordo com o princípio de passagem de *token*, para proporcionar direito de transmissão a todos os equipamentos mestres. Em cada instante, apenas um equipamento deve possuir o *token* para transmissão da mensagem, quanto aos demais equipamentos, estes apenas monitoram o barramento.
- *CSMA* - O acesso ao meio físico baseia-se em prioridades, ou seja, qualquer estação pode acessar o canal de comunicação quando este estiver ocioso, e um procedimento é usado para resolver problemas de colisão no barramento. Em caso de colisão, a mensagem de maior prioridade prosseguirá sem perceber esta ocorrência. Quanto às mensagens com prioridade inferior, serão abortadas e somente quando o canal de comunicação estiver ocioso elas serão transmitidas.

A otimização de comunicação em redes *fieldbus* é de extrema importância para indústria, principalmente em aplicações com requisitos temporais restritos, onde o tempo de atualização das variáveis de processo interfere na segurança, no custo de produção e também na qualidade do produto.

Diante do exposto, a autora deste trabalho busca construir uma ferramenta de análise de desempenho de redes PROFIBUS que possibilite analisar, em tempo real, os mecanismos de acesso ao meio físico e o controle na transmissão de dados. Dentro os diversos protocolos de comunicação existentes no mercado, o PROFIBUS foi o escolhido devido à sua flexibilidade, determinismo, acesso fácil à documentação e, especialmente por sua ampla utilização nas áreas de fabricação de manufatura e controle de processo.

1.1 OBJETIVOS

Este trabalho tem como objetivos:

- 1) Projetar e implementar uma ferramenta que opere como mestre de uma rede PROFIBUS, denominada MPA (*Mestre PROFIBUS Analisador*).

Para se analisar uma rede PROFIBUS, deve-se conhecer as características e funcionalidades que envolvem o dispositivo mestre, responsável pelo controle do tráfego de mensagem no barramento e também pelo controle do processo. O dispositivo mestre deve obedecer a uma série de requisitos temporais e operacionais definidos pelo protocolo e pela aplicação.

Dentre os dispositivos mestres de rede PROFIBUS disponíveis no mercado, podem-se citar: DF73 (SMAR EQUIPAMENTOS INDUSTRIAIS, 2006), CP62 (FESTO, 2006), Simatic S7-300 (SIEMENS, 2006), MFI-MPB (FERTRON, 2006), F3LB01-ON (YOKOGAWA, 2006), P04053 (ALTUS, 2006), AC800M (ABB, 2006).

Tendo em vista uma melhor compreensão dos serviços suportados pelo dispositivo mestre, o MPA além das funcionalidades essenciais para operar como mestre da rede PROFIBUS, tem como objetivo oferecer serviços que geralmente são disponibilizados por ferramentas comerciais, utilizadas na configuração do dispositivo mestre e durante operação da rede, como: elaboração da *Poll-List*, *Live-List*, diagnóstico dos equipamentos,

monitoração das variáveis de processo e leitura acíclica dos parâmetros de blocos funcionais. Dentre as ferramentas comerciais que disponibilizam estes tipos de serviços, estão: STUDIO302 (STUDIO302, 2007) e SIMATIC (SIMATIC MANAGER, 2007).

Outra finalidade do MPA é aumentar a quantidade de mestres ativo no barramento durante os experimentos, possibilitando assim, melhor aproximação de uma rede industrial de médio porte.

2) Projetar e Implementar no *MPA* um ambiente gráfico, que apresente em tempo real todas as mensagens transmitidas no barramento.

A finalidade deste ambiente é possibilitar a realização de análises de desempenho da comunicação em redes PROFIBUS.

Existem algumas ferramentas de análise de redes PROFIBUS no mercado, porém sua obtenção envolve um custo financeiro alto, pois além do software, há necessidade da compra de uma interface (*hardware*) de comunicação.

Dentre as ferramentas de análise de redes PROFIBUS disponíveis no mercado, estão: Profitrace (PROFIBUS CENTER NETHERLANDS, 2006), Amprolyzer (SIEMENS, 2006a), FNL-PA (TMG,2006) , PROFIBUS Analyzer (SOFTING,2006)

3) Analisar através do ambiente de análise do MPA, a influência do parâmetro TTR no tempo de *Polling* das mensagens e representar por meio de uma expressão matemática os resultados obtidos.

O tempo de *Polling* da mensagem determina a periodicidade de atualização das variáveis de processo, definindo assim a taxa de controle do sistema, por isso, é fundamental que o parâmetro TTR referente ao tempo de rotação do *token* esteja configurado apropriadamente, para que não haja atrasos na transmissão das mensagens, atendendo assim aos requisitos da aplicação.

4) Analisar através do ambiente de análise do MPA uma das falhas de comunicação que pode causar degradação em redes PROFIBUS, que é a perda do *token* e representar por meio de uma expressão matemática os resultados obtidos.

No contexto dos sistemas distribuídos de controle de processo, falhas de comunicação são relevantes pela instabilidade que podem causar no sistema. O dispositivo mestre quando perde o *token*, é excluído do anel lógico, e o tempo da sua reintegração pode ser significativo e prejudicial para aplicação, caso o sistema não esteja configurado de modo adequado.

Este tipo de falha de comunicação ocorre com mais frequência em redes WIRELESS (WILLIG, 2003), sendo assim, a realização desta análise em uma rede PROFIBUS com fio e sem interferência de sinais seria inviável, devido a pouca ocorrência da falha. Deste modo, para realização desta análise, o MPA deve ser adaptado para que em períodos de tempo aleatório rejeite a mensagem de *token* recebida por outro mestre. Esta tarefa justifica a necessidade do MPA operar como mestre da rede PROFIBUS.

1.2 ORGANIZAÇÃO DO TRABALHO

Esta dissertação está organizada da seguinte maneira:

No Capítulo 1, encontra-se a Introdução; O Capítulo 2 descreve as características técnicas do protocolo PROFIBUS; o 3 apresenta a Revisão Bibliográfica das pesquisas relacionadas ao trabalho proposto e o 4 descreve o desenvolvimento do MPA. No capítulo 5, encontram-se descritos os ensaios realizados nos experimentos, bem como os resultados obtidos. Por fim, o capítulo 6 apresenta as conclusões e propõem trabalhos futuros.

2 PROFIBUS

Este Capítulo apresenta as principais características e funcionalidades do protocolo PROFIBUS, que são importantes para o entendimento deste trabalho. Informações adicionais sobre o protocolo encontram-se melhor detalhadas em (PINELLI, 2006), (POPP, 2003), (PROFIBUS - Descrição Técnica, 2000), bem como nas próprias normas PROFIBUS.

2.1 INTRODUÇÃO

PROFIBUS é um protocolo aberto de rede de comunicação industrial, introduzido em 1989, foi desenvolvido por um comitê do governo alemão, com o apoio dos membros do ZVEI (Associação Central para a Indústria Elétrica). Utilizado em um amplo campo de aplicações, principalmente nas áreas da fabricação de manufatura, de automação de processos e predial. Permite comunicação digital, bidirecional, como também interligar dispositivos de diferentes fabricantes; além disso, garante transmissões em tempo real e é satisfatório em aplicações com tempos críticos e tarefas complexas de comunicação.

No período 1991/1993, o PROFIBUS foi padronizado pela DIN 19245, Parte 1-3, e em março de 1996 foi incorporado ao padrão Europeu EN 50170.

Finalmente, junto com outros protocolos industriais, o PROFIBUS é parte da norma IEC 61158, desde 1999. Em 2002, atividades de atualização na IEC 61158 trouxeram novas características para o PROFIBUS, entre elas o *PROFINet*.

O protocolo PROFIBUS, hoje, encontra-se disponível em três versões bem definidas: o DP-V0, DP-V1 e DP-V2.

[...] **DP-V0** fornece a funcionalidade básica do DP, incluindo trocas cíclicas de dados, bem como diagnósticos de estação, diagnósticos de módulo e diagnóstico de canal específico. **DP-V1** contém melhorias em relação à automação de processos, em particular comunicação acíclica de dados para parametrização, operação, visualização e manuseamento de alarmes de dispositivo de campo inteligente, paralelos à comunicação cíclica de dados do usuário. Isto permite acesso em tempo real para as estações utilizando ferramentas de engenharia. Em adição, DP-V1 define alarmes. Exemplos para diferentes tipos de alarmes são alarmes de estado, alarmes de atualização e alarmes específicos do fabricante. **DP-V2** contém melhorias adicionais e é o mecanismo principal em relação à demanda da tecnologia de acionamento (drive). Devido às funcionalidades adicionais como modo isócrono de escravo, comunicação de escravo para escravo (DXB, troca de dados broadcast) etc, o DP-V2 pode também ser implementado como uma rede de acionamentos (drives) para controle de seqüência de movimentos rápidos em controle de eixos. (PINELLI, 2006)

O modelo internacional *ISO/OSI (International Standards Organizations / Open System Interconnection)*, usado como referência no desenvolvimento do protocolo PROFIBUS, é constituído por sete camadas de rede com limites bem definidos e independentes. Cada camada possui um conjunto específico de serviços, utilizado durante a comunicação. Este modelo visa estruturar o projeto e reduzir a complexidade do sistema como um todo.

Devido aos requerimentos da indústria, utilizam-se somente a camada física (1), a camada de enlace (2) e a de aplicação (7), quanto às demais, são descartadas.

Figura 5 – Representação da estrutura do protocolo PROFIBUS em camadas

2.2 PERFIS DE APLICAÇÃO

Por permitir acesso a um amplo campo de aplicação, a norma PROFIBUS define perfis, nos quais descreve a relação do protocolo com o meio de transmissão utilizado, bem como as características de desempenho e comportamento dos dispositivos e do sistema durante a comunicação.

Os perfis de aplicação especificam todos os aspectos da camada física e da camada de aplicação dos dispositivos e do sistema. Os serviços de comunicação disponíveis pela camada de enlace (FDL) são os mesmos para todos os perfis.

Figura 6 – Perfis de aplicação

A finalidade dos perfis de aplicação é prover interoperabilidade entre diferentes tipos de dispositivos e sistemas, para explorar completamente os recursos de uma rede industrial.

A seguir uma breve descrição dos principais perfis de aplicação; detalhamento maior é feito no PROFIBUS-PA, em razão deste trabalho envolver diretamente o mesmo.

2.2.1 PROFIBUS-DP (Decentralized Periphery)

É o perfil mais utilizado para rápida troca de dados entre controladores programáveis (PLCs, PCs) e dispositivos de campo (I/O, drives, transdutores). Atualmente, representa 90% das aplicações, com bom desempenho em aplicações de tempo real.

2.2.2 PROFIBUS–FMS (Fieldbus Message Specification)

Este foi o primeiro perfil de aplicação do protocolo, projetado para comunicação de tarefas complexas, cujas funções sofisticadas de comunicação são usadas principalmente, na comunicação entre sistemas de automação e comunicação entre *PLCs*, porém com o advento do *PROfinet*, o *FMS* é pouco utilizado.

2.2.3 PROFIBUS–PA (Process Automation)

O PROFIBUS PA foi desenvolvido em cooperação com os usuários da indústria de controle e processo, com o fim de atender às exigências da área de automação de processo. A principal exigência deste perfil é que os dispositivos estejam aptos a trabalhar em áreas intrinsecamente seguras.

Os serviços de comunicação do PROFIBUS PA são os mesmos do PROFIBUS DP; o que difere entre estes perfis são algumas características presentes na camada de aplicação e na camada física. O PROFIBUS DP utiliza o barramento RS485, que comunica numa velocidade máxima de 12Mbit/s, enquanto o PROFIBUS PA utiliza o barramento IEC 61158-2 (também conhecido como H1) que comunica a uma velocidade de 31.25 kbits/s. Um acoplador DP/PA pode ser usado para traduzir as características físicas da rede entre PROFIBUS DP e PROFIBUS PA.

Os dispositivos de campo PROFIBUS PA podem ser conectados, à rede PROFIBUS DP também através de um link DP/PA, que atua como escravo da rede PROFIBUS DP e como um mestre da rede PROFIBUS PA. O link DP/PA, usado em grandes redes, tem o objetivo de aumentar a quantidade de dispositivos no barramento. A Figura 7 ilustra uma rede PROFIBUS DP/ PA.

Figura 7 – Rede PROFIBUS DP/PA

Os dispositivos PROFIBUS PA são estruturados internamente em unidades de funções lógicas, chamados de módulos ou blocos, os quais contêm um número constante de bytes agrupados em posições físicas na forma de parâmetros. Através dos parâmetros, pode-se ter acesso às características e funcionalidades dos dispositivos. O endereçamento desses blocos baseia-se em identificadores chamados de *slot* e os parâmetros através de *index relativo* dentro do bloco; desse modo, para se acessar os parâmetros é necessário informar tanto o *slot* como o *index*.

- **BLOCO FÍSICO**

O bloco físico contém características gerais do dispositivo, como: nome do dispositivo, fabricante, número serial e versão, etc. Totalmente independente dos demais blocos, é utilizado para monitorar o estado de operação do hardware.

- **BLOCO TRANSDUTOR**

[...] São responsáveis pelo processamento dos sinais de sensores ou atuadores no campo e disponibilizam um valor de saída que é transmitido através de interface particular a cada dispositivo, ou seja, ele reflete os princípios de medição. TORRES, Leandro H.B.(2005).

- **BLOCO DE FUNÇÃO**

O bloco de função armazena os dados de processamento final do valor medido, que deve ser transmitido para o sistema, ou então processado antes de se atuar no processo. Os blocos AI e AO são exemplos de bloco de função.

- **BLOCO DE ENTRADA ANALÓGICA (AI)**

O bloco AI, por meio de comunicação com o bloco transdutor acessa valores relacionados as medidas físicas; após processamento destes valores, disponibiliza - os para o sistema através dos parâmetros de saída junto com o status.

- **BLOCO DE SAÍDA ANALÓGICA (AO)**

O bloco AO, após processamento do valor recebido pelo sistema, informa ao bloco transdutor o valor que deve atuar no processo.

2.2.4 PROFISafe

O perfil PROFISafe é a ênfase principal para aplicações seguras (uso universal para quase todas as indústrias).

Este perfil define como os dispositivos devem-se comportar no caso de falha. Para cada função do dispositivo, elabora-se uma lista dos possíveis erros que podem ocorrer durante a comunicação, juntamente com as medidas preventivas para cada erro.

Marques (2004) cita alguns erros possíveis de ocorrer durante a comunicação na rede: repetição, perda, inserção, seqüência incorreta, atraso, corrupção de dados e endereçamento errado.

2.2.5 PROFINet

Este perfil é destinado aos controladores, estações de configuração e supervisão. Com base no protocolo ETHERNET, comunica-se com os dispositivos de campo (atuadores, transmissores) através dos protocolos IP e TCP/UDP, com taxas de comunicação de 100Mbps/s (POPP e WEBER, 2004).

2.3 ESTRUTURA DO SISTEMA

Qualquer interligação, na qual se utilize um protocolo de comunicação, deve conter ao menos um dispositivo mestre e um dispositivo escravo. O primeiro deles denominado de estação ativa, pode enviar ou requerer dados para outras estações quando tem permissão de acesso ao meio físico; quanto ao dispositivo escravo ou estação passiva, apenas responde ou reconhece as mensagens recebidas.

No protocolo PROFIBUS, as estações-mestres são classificadas em dois tipos, descritos a seguir:

- *DP MESTRE CLASSE 1 (DPM1)*: Funciona como um controlador central (*PLCs*, *PCs*) que troca dados cíclicos com os dispositivos escravos, com intuito de controlar o processo, e paralelamente executa tarefas acíclicas, como por exemplo: parametrização dos escravos.

- **DP MESTRE CLASSE 2 (DPM2):** Destina-se ao uso de ferramentas de parametrização, manutenção e diagnóstico, ou seja, troca dados acíclicos com o dispositivo escravo, cuja operação não exige que a estação fique permanentemente conectada ao barramento.

Dependendo do tipo de aplicação, o sistema pode ser constituído por um único mestre e vários escravos, denominado de sistema *mono-mestre*, ou por mais de uma estação-mestre e vários escravos, denominado de sistema *multi-mestre*.

Normalmente, os sistemas *multi-mestres* são constituídos por ferramentas de operação, engenharia, parametrização e supervisão e cada qual opera em uma estação-mestre. Porém, neste tipo de sistema, apenas o mestre nomeado durante a configuração têm permissão para escrever na variável de saída do processo, enquanto as demais estações podem apenas monitorar o processo.

Estruturalmente, as estações-mestres são interconectadas formando um anel lógico; neste caso utiliza-se um método baseado no princípio de passagem de *token* para proporcionar direito de acesso ao meio físico a todas as estações-mestres no anel.

Figura 8 - Sistema Multi-mestre

Em cada instante, somente a estação-mestre que, possui o *token*, esta autorizada a transmitir mensagens no barramento; deste modo, a estação se comunica com as estações-escravas através do método *mestre-escravo* e com outras estações-mestres pelo método *mestre-mestre*, quanto às demais estações, devem apenas monitorar o barramento sem direito à transmissão.

Periodicamente, o *token* circula entre as estações-mestres do anel lógico, em ordem crescente de endereço, no entanto, para fechar o anel, a estação com endereço mais alto passa o *token* para a que tem o mais baixo.

2.3.1 LAS

O controle do *token* é gerenciado pela estação-mestre do anel que conhece o endereço da sua estação antecessora (*PS*), o seu próprio endereço (*TS*) e também o da estação sucessora (*NS*). Tais informações, obtidas durante monitoração e manutenção da rede são armazenadas em uma lista chamada *LAS* (Lista de todas as estações-mestres presentes no anel lógico).

Durante a geração da *LAS*, apenas as estações que responderem às mensagens de pedidos de Status (RFS) como “pronto para entrar no anel lógico” ou aquelas estações-mestres que já estão ativas no barramento, farão parte da *LAS*.

2.3.2 GAP

Os endereços que pertencem ao intervalo entre *TS* e *NS* são conhecidos como *GAP* e são listados na *GAPL* (GAP Lista)

Figura 9 – Representação da GAP Lista

Com a finalidade de detectar a inclusão e exclusão de estações no barramento, a *GAPL* é atualizada periodicamente pelas estações-mestres, nos períodos de manutenção da rede e após a expiração do parâmetro *TGUD*.

Na atualização da lista, a estação-mestre transmite uma mensagem de Pedido de Status (*RFS*) para o primeiro endereço do *GAPL*; se esta responder como “*não pronta*” ou como “*estação-escrava*”, o endereço continua no *GAPL* ou é inserido, caso ainda não exista na lista, e o próximo endereço é checado. No caso da estação endereçada responder com o status “*pronto para entrar no anel lógico*”, o seu endereço é atualizado na *LAS* como “*estação-mestre ativa*”, e em seguida é removida da *GAPL*.

A cada posse do *token*, apenas um endereço do *GAPL* pode ser examinado pelas estações-mestres. As estações registradas na *GAPL* que não responderem a Pedidos de Status (*RFS*) serão consideradas estações não-operacionais.

2.4 GERENCIAMENTO DE ACESSO AO BARRAMENTO

Neste tópico estão descritos alguns aspectos específicos do protocolo PROFIBUS, relacionados a cada camada de rede do modelo *ISO/OSI*, representado na Figura 5.

2.4.1 CAMADA FÍSICA

A camada 1 do modelo de referência *ISO/OSI* determina os aspectos físicos da rede, como por exemplo, distância máxima entre os dispositivos, número máximo de dispositivos no barramento, tipos de cabos utilizados, conectores, interfaces e todos os aspectos mecânicos e elétricos. O PROFIBUS define três tipos físicos de comunicação, que são:

- *RS-485*: Uso universal.
- *IEC 61158-2 (H1)*: Aplicações na área de controle de processo.
- *Fibra Ótica*: Aplicações em sistemas com grande imunidade a interferências e longas distâncias.

2.4.2 CAMADA DE APLICAÇÃO

A camada 7 do modelo de referência *ISO/OSI* gerencia as informações recebidas e enviadas para os dispositivos, respeitando as características e funções do perfil utilizado. As informações geradas pela camada de aplicação são decodificadas e, por meio da camada de enlace são transmitidas no barramento no formato de mensagens. Da mesma forma as mensagens recebidas pela camada de enlace são decodificadas e transportadas para a camada de aplicação, que, se necessário, apresenta a informação ao usuário ou a processa para atuar novamente no processo.

Figura 10 – Representação da camada de Aplicação

De uma forma geral, a camada de aplicação juntamente com o usuário é que definem os aspectos temporais e operacionais do sistema.

2.4.3 CAMADA DE ENLACE

A camada 2 do modelo de referência *ISO/OSI* ou *FDL (Fieldbus Data Link)* responde pelos serviços de comunicação do protocolo; entre suas funcionalidades estão: elaboração de mensagens, segurança de dados, detecção de erros e controle de acesso ao meio físico.

O FDL utiliza o protocolo *MAC (Medium Access Control)* para controlar o acesso ao meio físico. Este protocolo descreve um procedimento que determina o momento em que a estação pode transmitir mensagens no barramento, de maneira a evitar conflito com outras estações.

Para garantir os requisitos temporais referentes à troca de dados entre a aplicação e os dispositivos, o *MAC* divide o acesso ao meio físico em duas formas distintas e complementares, através da comunicação cíclica e acíclica.

A comunicação cíclica destina-se à troca rápida de dados entre a aplicação e os dispositivos, enquanto a comunicação acíclica é reservada à transmissão de mensagens de manutenção e parametrização dos dispositivos.

A cada ciclo do *token*, o *MAC* computa o período de tempo em que a estação pode transmitir mensagens no barramento. As mensagens acíclicas são transmitidas somente se

houver tempo suficiente nos intervalos vagos entre as transmissões cíclicas. No tópico 2.4.3.3 (*algoritmo de passagem de token*) está descrito detalhadamente o gerenciamento do tráfego de mensagens no barramento.

Figura 11 – Tráfego de mensagens

Ambos tipos de mensagens (cíclica e acíclica) são gerados por meio de serviços fornecidos pela camada de enlace, conforme requerimento da camada de aplicação (Figura 12):

SERVIÇO	DESCRIÇÃO
SDN	Envia dados sem reconhecimento
SDA	Envia dados com reconhecimento
SRD	Envia e requisita dados com resposta
CSRD	Envia e requisita dados ciclicamente com resposta

Figura 12 – Serviços de comunicação da camada de enlace

O SDN é um serviço sem reconhecimento usado como *broadcast/multicast*, sendo estes últimos serviços globais transmitidos para todas ou para um grupo de estações escravas, através de uma única mensagem.

Contrariamente, todos os outros serviços baseiam-se em duplo relacionamento entre mestre e escravo.

2.4.3.1 COMUNICAÇÃO CÍCLICA

A transferência de dados entre estações *DPM1* e as estações-escravas geralmente é realizada por meio de transmissão de mensagens cíclicas, periodicamente, de maneira rápida e determinista.

Usa-se a comunicação cíclica para dar *feedback* em *loops de controle*, sendo estes constituídos de controladores, sensores e atuadores. Os controladores são dispositivos *DPM1*, enquanto os sensores e atuadores são dispositivos escravos; deste modo, o *DPM1* lê informações do sensor e, se necessário, escreve a informação no atuador, com o fim de controlar o processo (LI e STOECKLI, 1996). Na literatura, a terminologia NCS é usada para indicar esse tipo de controle (SANTOS, et al., 2003).

Figura 13 – Loop de Controle

Durante a fase de configuração do sistema, o usuário especifica quais os dispositivos e variáveis devem ser incluídos ou excluídos da transmissão cíclica de dados, uma vez que tais informações são inseridas na *Poll-List*, que se constitui em uma lista de mensagens executadas em seqüência e de modo cíclico pela estação *DPM1*.

Figura 14 – Poll-List

As variáveis usadas nas mensagens da *Poll-List* são mapeadas no dispositivo e disponibilizadas para o sistema através de um *código de acesso* encontrado no *GSD* (arquivo texto que contém informações específicas sobre o dispositivo).

[...] O arquivo gsd é como se fosse um datasheet eletrônico do equipamento que trás detalhes de revisão de hardware e software, bus timing do equipamento e informações sobre troca de dados cíclicos. (CASSIOLATO, 2005).

Apenas uma mensagem de cada dispositivo, com endereço, número de identificação e *código de acesso*, é armazenada na lista.

A cada ciclo do *token*, verifica-se a *Poll-List*, a fim de transmitir suas mensagens, com exceção dos casos em que a estação recebe o *token* atrasado e não há tempo suficiente para transmissão de todas as mensagens de uma só vez, deste modo, no próximo ciclo do *token* a *Poll-List* é iniciada a partir da última mensagem transmitida. A camada de enlace deve garantir que cada mensagem da *Poll-List* seja transmitida uma única vez a cada ciclo do *token*.

De uma forma geral, consegue-se uma boa performance no sistema, quando se executa a *Poll-List* completamente, em todos os ciclos do *token*.

Na literatura a terminologia usada para indicar comunicação cíclica é o *MS0*.

2.4.3.2 COMUNICAÇÃO ACÍCLICA

A transmissão das mensagens acíclicas, na maioria das vezes, é feita por ferramentas de parametrização, manutenção, diagnóstico e monitoração, para realização dos seguintes serviços: alarme, diagnóstico, leitura e escrita de parâmetros em dispositivos de campo (sensores, atuadores). Essa transmissão ocorre paralelamente as mensagens cíclicas, com prioridade menor, e somente nos intervalos em que a estação-mestre possuir tempo disponível, durante o ciclo do *token*. Neste sentido, é desejável que, na configuração do sistema, se destine um período de tempo para sua transmissão.

A transmissão acíclica de dados, normalmente é realizada por estações *DPM2s*, mas as *DPM1s* também podem executar este tipo de tarefa.

A terminologia usada para indicar comunicação acíclica no *DPM1* é *MS1*, enquanto que para o *DPM2* é *MS2*.

2.4.3.3 ALGORITMO DE PASSAGEM DE TOKEN

A comunicação feita por meio de sistemas complexos de automação deve assegurar que cada estação detenha tempo suficiente para executar suas tarefas de comunicação dentro de um intervalo preciso de tempo. Para isso, o *token* deve ser recebido pelo menos uma vez por cada estação-mestre, dentro de um intervalo denominado Tempo de Rotação do *Token* (TTR).

Com a finalidade de se obter um bom desempenho em sistemas PROFIBUS, o *MAC* utiliza um algoritmo para gerenciar a transmissão de mensagens no barramento, como é representado na Figura 15:

Figura 15 - Algoritmo de passagem do token

O PROFIBUS define duas categorias de mensagens: prioridade alta e prioridade baixa. As mensagens com prioridade alta são transmitidas em intervalos regulares e devem ser entregues em tempos definidos, como por exemplo, atualização das variáveis de processo no sistema. Quanto às mensagens de prioridade baixa, estas não são periódicas e são utilizadas, por exemplo na parametrização dos dispositivos.

De acordo com a Figura 15, após a estação receber o *token*, o *MAC* calcula o tempo máximo que a estação pode transmitir mensagens no barramento antes de enviar o *token* para a próxima estação do anel. Esse período de tempo é representado pelo parâmetro *TTH*, do qual resulta da diferença entre os parâmetros *TTR* e *TRR*.

(2.1)

$$TTH = TTR - TRR$$

O parâmetro *TTR* contém o tempo desejado para que o *token* circule entre todas as estações do anel, enquanto que o parâmetro *TRR* possui o tempo real de rotação do *token*, medido através de dois recebimentos consecutivos do *token* em uma mesma estação.

. Independentemente do valor de *TTH*, a estação sempre pode transmitir uma mensagem com prioridade alta, mesmo se receber o *token* atrasado (*TTH* menor que zero). Quando *TTH* for maior que zero, ou seja, quando ainda existir tempo disponível, a estação verifica se há mensagem com prioridade alta no buffer de saída e a envia, caso não haja nenhuma, aí a estação verifica se há mensagem com prioridade baixa. Este processo é executado até que não haja mais mensagens com prioridade alta ou baixa a serem enviadas, ou até que *TTH* seja igual ou menor que zero. Quando ocorrer erro na transmissão da mensagem, independentemente do valor de *TTH*, a estação pode retransmiti-la até que receba a resposta ou até que o parâmetro *retries* (número de retransmissões) configurado pelo usuário tenha se expirado. Uma vez que o ciclo da mensagem é iniciado, este é sempre completado.

2.4.4 MÁQUINA DE ESTADOS DO FDL

Dentro do processo de comunicação, apenas um dispositivo pode transmitir mensagens no barramento por vez, por isso cada estação deve cumprir um conjunto de requisitos definidos na norma para que não haja conflito entre estações durante a comunicação; cabe à estação, também, o cumprimento das exigências temporais e operacionais definidas na fase de configuração do sistema. Esta etapa é gerenciada pela máquina de estados do *FDL*, composta por 11 estados que descrevem as ações e transições das estações-mestres e escravas no transcorrer da comunicação (TRISTÃO, 2004).

.As próximas seções descrevem as ações de cada um dos estados da máquina, conforme representa a Figura 16:

Figura 16 - Máquina de Estados do FDL

Fonte: TRISTÃO (2004)

- **OFFLINE**

O estado offline ocorre na iniciação do sistema, ou após certas condições de erro.

Depois da iniciação, a estação-mestre assume o estado *Listen Token*, enquanto a estação-escrava assume o estado *Passive Idle*.

- **PASSIVE IDLE**

Neste item, a estação escrava monitora o barramento e responde ou confirma as mensagens recebidas como requerido, exceto as mensagens com endereço global (*broadcast/multicast*).

Na ocorrência de erros, o *FDL* retorna ao estado *Offline*.

- **LISTEN TOKEN**

No Listen Token a estação-mestre monitora o barramento, com a finalidade de elaborar as listas *LAS* e *GAPL*.

Durante dois ciclos consecutivos completos de rotação do *token*, a estação-mestre responde aos Pedidos de status (*RFL*), como "não-pronta" e as demais mensagens recebidas não são reconhecidas e nem respondidas.

Após a finalização dos dois ciclos do *token*, a estação-mestre continua neste mesmo estado, e caso receba uma mensagem de Pedido de Status (*RFL*) da estação antecessora (*PS*), responde como "pronto para entrar no anel lógico". Depois disso, se receber uma mensagem de *token*, o *FDL* entra no estado *Active Idle*, caso a mensagem de *token* tenha sido enviada por uma estação diferente da sua antecessora, a estação, num primeiro momento, recusa o *token* e transmite uma mensagem de erro; mas se receber o *token* pela segunda vez consecutiva da mesma estação, ele é aceito e o novo endereço da *PS* é atualizado na *LAS*.

Neste estado, a detecção de duas mensagens de *token* consecutivas com o endereço do remetente igual ao da estação-mestre indica que já existe uma estação ativa no anel lógico com o seu endereço; assim, o *FDL* gera uma mensagem de erro e retorna ao estado *OffLine*.

Se em um período de tempo conhecido como Timeout (*TTO*), não se detectar nenhuma atividade no barramento, o *FDL* entra no estado "*Claim token*".

- **ACTIVE IDLE**

No estado Active Idle a estação-mestre responde ou reconhece a mensagem recebida como requerido, e caso esta seja um *token* o *FDL* entra no estado *Use Token*, porém quando o endereço da estação que enviou o *token* for igual ao seu, um erro é reportado para a camada de aplicação e o *FDL* retorna ao estado *Listen Token*

Se em um período de tempo conhecido como Timeout (*TTO*), não se detectar nenhuma atividade no barramento, o *FDL* entra no estado *Claim token*

- **CLAIM TOKEN**

Este estado é assumido após a expiração do parâmetro Timeout (*TTO*) no estado *Active Idle* ou no *Listen Token*, neste caso, a estação-mestre assume que deve fazer uma iniciação no anel lógico e, a seguir transmite duas mensagens de *token* endereçadas a si mesma, e entra no estado *Pass Token*.

- **USE TOKEN**

Neste estado, a estação-mestre de posse do *token* pode transmitir mensagens num intervalo de tempo determinado, conforme descrito no tópico 2.4.3.3 (*Algoritmo de passagem de token*). Após a transmissão da mensagem, o *FDL* inicia o parâmetro *Slot Time*

(*TSL*) e entra no estado *Await Data Response*. Quando se expira o parâmetro *Slot Time* (*TSL*) ou, seja, o prazo para recebimento de resposta/reconhecimento, o *FDL* entra no estado *Check Access Time*, com a finalidade de verificar se ainda há tempo disponível para continuar com o *token*.

- **AWAIT DATA RESPONSE**

Este estado é assumido pelo *FDL* após a transmissão da mensagem no estado *Use Token*. Quando a mensagem transmitida for do tipo *SDN* (mensagem sem reconhecimento), o *FDL* retorna imediatamente ao estado *Use Token*; caso contrário, a estação aguarda resposta, ou um reconhecimento ou até mesmo que o parâmetro *Slot Time* (*TSL*) se expire, e retorna para ao estado *Use Token*

Se uma mensagem válida é recebida mais de uma vez consecutiva, isso indica que um erro ocorreu, então a estação-mestre ignora a mensagem e entra no estado *Active Idle*

- **CHECK ACCESS TIME**

Neste estado, a estação-mestre verifica se ainda há tempo disponível para permanecer com o *token*, ou seja, se *TTH* é maior que zero, conforme descrito no tópico 2.4.3.3 (*Algoritmo de passagem de token*); caso haja tempo disponível e mensagens no buffer de saída o *FDL* retorna ao estado *Use Token*, mas quando ocorre o contrário o *FDL* entra no estado *Pass Token*.

- **PASS TOKEN**

No estado *Pass Token* a estação-mestre transmite o *token* para a próxima estação-mestre do anel lógico, registrada na *LAS* como *NS*.

Antes de passar o *token*, a estação-mestre verifica se ainda há tempo disponível e se o parâmetro *TGUD* expirou, caso ambas verificações sejam verdadeiras, o *FDL* atualiza a *GAP* transmitindo uma mensagem de Pedido de Status (*RFL*) para o próximo endereço do *GAPL* e entra no estado *Await Status Response*; neste momento, se receber uma resposta indicando “*pronto para entrar no anel lógico*”, o *NS* é atualizado no *LAS* e o *token* é transmitido para a nova estação.

Logo depois da transmissão do *token*, a estação-mestre monitora o barramento, com a finalidade de detectar a sua própria transmissão, e quando não a detecta, a estação estabelece que um erro fatal pode ter acontecido na transmissão ou no canal de recebimento, e assim o *FDL* entra no estado *OffLine*.

No caso da estação receber sua própria mensagem corrompida, tenta retransmitir o *token*, mas se voltar a receber uma mensagem inválida, o *FDL* entra no estado *Listen Token*.

Se a estação-mestre detectar a sua própria mensagem de *token* sem que esta esteja corrompida, o *FDL* entra no estado *Check Token Pass*.

- **CHECK TOKEN PASS**

No estado *Check Token Pass*, a estação-mestre aguarda o período de tempo referente ao parâmetro *Slot Time (TSL)* por uma resposta da estação na qual transmitiu a mensagem de *token*. Se uma mensagem válida ou inválida for recebida dentro deste intervalo de tempo, o *FDL* entra no estado *Active Idle*; caso o *Slot Time (TSL)* se expire e a estação não detecte atividade no barramento, considera-se que a estação sucessora (*NS*) não obteve o *token* e o *FDL* entra no estado *Pass Token*.

- **AWAIT STATUS RESPONSE**

Este estado é assumido pelo *FDL* após transmissão da mensagem de Pedido de Status (RFS) no estado *Pass Token*, assim o *FDL* aguarda um tempo referente ao parâmetro *Slot Time (TSL)* por uma resposta, caso receba a resposta indicando “*pronto para entrar no anél lógico*” atualiza o NS com o endereço da nova estação. Após isso retorna para o estado *Pass Token*.

2.4.5 MÁQUINA DE ESTADOS DA ESTAÇÃO ESCRAVA

As mensagens listadas na *Poll-List* são transmitidas para os dispositivos escravos somente quando estiverem parametrizados e configurados corretamente, desse modo, após a *Poll-List* ser elaborada, o *DPM1* transmite uma mensagem de requisição de diagnóstico para todos os escravos da lista, com a finalidade de saber se estes já foram parametrizados e configurados por outro mestre. Caso não tenham sido, o *DPM1* transmite uma mensagem de parametrização, informando aos escravos alguns comportamentos que devem obedecer durante a comunicação e, em seguida, transmite uma mensagem de configuração, especificando quais as variáveis dinâmicas devem ser trocadas ciclicamente entre eles, conforme definido na *Poll-List*. Para tanto, o dispositivo escravo deve estar preparado para receber os diferentes tipos de mensagens transmitidas pelos mestres. Nesta situação, utiliza-se uma máquina de estados para controlar a recepção da mensagem na estação-escrava, máquina está que contém 4 estados, os quais permitem que as transações entre eles sejam caracterizadas por eventos.

Figura 17 - Representação da máquina de estados da estação escrava

- **POWER_ON**

Depois de um *start-up* interno, a estação-escrava aguarda uma mensagem de alteração de endereço transmitida por uma estação *DPM2*, ou uma mensagem de requisição de diagnóstico, assim, passa a rejeitar todas as outras mensagens.

- **WAIT_PRM**

Neste estado, a estação escrava aguarda uma mensagem de parametrização, mas aceita também mensagens de requisição de diagnóstico.

A mensagem de parametrização contém informações especificadas sobre o comportamento da estação-escrava, mas se as informações contidas na mensagem de parametrização não forem suportadas pela estação-escrava, esta deve ignorar a mensagem recebida e permanecer neste mesmo estado.

- **WAIT_CFG**

No estado Wait_CFG o escravo aguarda uma mensagem de configuração, mas aceita também mensagens de requisição de diagnóstico e de parametrização.

A mensagem de configuração informa as variáveis a serem trocadas ciclicamente entre o *DPM1* e o escravo, conforme *Poll-List*. Entretanto, se as informações contidas na mensagem de configuração forem incompatíveis com as mapeadas na estação-escrava, está deve ignorar a mensagem recebida.

- **DATA_EXCH**

O Data_Exch permite mensagens de troca de dados cíclicos (transmissão das mensagens definidas na *Poll-List*) entre o *DPM1* e a estação-escrava, cuja operação caracteriza-se pela transmissão de mensagens de *Data_exchange*.

2.5 TEMPOS DE OPERAÇÃO

Segundo as normas PROFIBUS, para que a rede funcione de modo adequado, sem colisões, atraso ou tempo ocioso, é definido um grupo de parâmetros referente a tempo, que, obrigatoriamente, deve ser obedecido por todas as estações-mestres e estações-escravas da rede.

Estes parâmetros de tempo são usados pelo *FDL* no gerenciamento do tráfego de mensagens no barramento; alguns deles são calculados pelo próprio *FDL*, enquanto outros são ajustados pelo usuário ou calculados automaticamente através de ferramentas de configuração.

A unidade usada na medição desses parâmetros é a tBIT, o que indica que qualquer outra unidade deve ser convertida para tBIT.

- **BIT TIME - tBIT**

Bit Time é o tempo de transmissão de um bit, parâmetro diretamente relacionado ao *baud rate* em bit/s

$$tBIT = 1 / \text{baud rate} \quad (\text{Baud rate in Bits/s})$$

- **SLOT TIME (TSL)**

O Slot Time (TSL) define o tempo máximo aguardado por um reconhecimento ou resposta, após transmissão da mensagem. Se esse tempo se expirar antes do reconhecimento ou resposta, a estação que fez a requisição deve repetir o pedido, respeitando o número de retransmissões suportadas.

- **TARGET ROTATION TIME (TTR)**

O parâmetro Target Rotation Time (TTR) define o tempo máximo esperado para que o *token* circule entre todas as estações-mestres do anel e retorne ao seu mestre inicial, no entanto, alguns fatores podem influenciar no tempo de ciclo do *token*, como por exemplo, o *baud rate*, número de mestres e de escravos com troca de dados cíclicos.

O ajuste do TTR deve ser feito pelo usuário ou automaticamente pela ferramenta de configuração e deve assegurar que cada estação-mestre do anel disponha de tempo suficiente para executar suas tarefas de comunicação.

- **GAP UPDATE TIME (TGUD)**

O parâmetro Gap Update Time (TGUD) determina o momento em que se deve iniciar a atualização da *GAPL*. Se durante a rotação do *token* não houver tempo suficiente para manutenção da rede, deve-se atualizar o *GAPL* na próxima rotação do *token*.

$$\text{TGUD} = \text{GAPFATOR} * \text{TTR}.$$

O parâmetro GAPFATOR deve ser configurado pelo usuário que indicará o número de rotação do *token*, que deve ocorrer antes de se expirar o tempo do TGUD.

- **TIMEOUT TIME (TTO)**

Se no decorrer do tempo definido por este parâmetro nenhuma mensagem for transmitida no barramento, o temporizador se expira e um erro ocorre. Normalmente, um valor diferente para esse parâmetro é definido para cada estação da rede, de acordo com o endereço das mesmas.

2.6 ESTRUTURA DAS MENSAGENS

O protocolo PROFIBUS disponibiliza cinco tipos de estruturas de mensagens, todas elaboradas conforme o serviço (Figura 18).

Tamanho fixo sem campo de dados

Tamanho variável com campo de dados

Tamanho fixo com campo de dados

Token

Confirmação curta

Figura 18 – Representação da estrutura das mensagens

A Figura 19, a seguir mostra o significado de cada byte da mensagem.

SERVIÇO	DESCRIÇÃO
SD1,SD2,SD3,SD4,SC	Byte de Início (Indica o tipo de mensagem)
DA	Byte de endereço de destino
SA	Byte de endereço fonte
LE	Byte de comprimento
Ler	Byte de comprimento repetido
FC	Byte de controle
DATA UNIT	Bytes de campo de dados
FCS	Byte de checagem
ED	Byte finalizador

Figura 19 – Descrição dos bytes da mensagem

3 REVISÃO BIBLIOGRÁFICA

Comparando-se as tecnologias atuais existentes na área de automação industrial com as de 20 anos atrás, observa-se um crescimento considerável nos sistemas de comunicação e nos instrumentos de campo (transmissores e atuadores). A evolução da comunicação no chão de fábrica, que vai desde a transmissão analógica por sinal pneumático até a moderna rede *fieldbus* foi descrita por Brandão (2000).

Fieldbus constitui-se numa rede de comunicação de dados utilizada no controle de plantas industriais, é formada por dispositivos, tais como: transmissores, atuadores e controladores (DOMINGUES, 2003).

As redes *fieldbus* diferem-se de outros tipos de redes por suas aplicações suportarem comunicação em tempo real; segundo os quais as mensagens precisam ser enviadas e recebidas em tempo inferior a um determinado limite; caso contrário, caracteriza-se falha de natureza temporal (TOVAR e VASQUES, 1999).

As aplicações em tempo real podem ser classificadas em dois tipos: *Hard Real-Time* e *Soft Real-Time*. As primeiras são aquelas que se um único requisito temporal não for cumprido, a aplicação é considerada inaceitável. Já nas aplicações *Soft Real-Time*; a não-observância de um limite de tempo é aceitável, uma vez que as conseqüências são mais restritas ou recuperáveis através de repetição (TRISTÃO, 2004).

Apesar de outros tipos de redes ainda não atenderem às exigências de tempo da indústria, uma tendência que vem se tornando realidade é a utilização da rede *ETHERNET* em plantas industriais. Essa tecnologia vem sendo gradualmente integrada ao *PROFInet*

(protocolo derivado do PROFIBUS). De acordo com Albuquerque (2005), assim que as funcionalidades específicas da área de automação de processo forem transportadas para o PROFInet, estará bem próximo o uso de um padrão de rede industrial para todas as aplicações, com base na tecnologia *ETHERNET*.

3.1 COMUNICAÇÃO EM REDES PROFIBUS

Certamente, o atendimento aos requisitos temporais é fator determinante em rede *fieldbus*, por esse motivo, se o tráfego de mensagens não for gerenciado nem controlado apropriadamente, a rede induzirá atrasos que podem exceder os limites pré-definidos e, em consequência disso, os requisitos relacionados à performance do sistema não serão satisfeitos. (HONG e KIM ,1997)

De acordo com Tovar e Vasques (1998), para suportar comunicação em tempo real em redes *fieldbus*, deve-se assegurar que as mensagens com prioridade alta sejam transmitidas antes de seu deadline (tempo máximo permitido entre o momento em que a mensagem é colocada no buffer de saída e a sua completa transmissão).

Sob o mesmo ponto de vista, Lee et al. (2003c) afirmam que uma boa performance da rede pode ser assegurada se os tempos de atraso das mensagens forem mantidos abaixo do tempo permitido.

De uma forma geral, a performance da rede deve ser avaliada e planejada antes da sua implementação. Tradicionalmente, essa avaliação é feita por modelos analíticos (algoritmos matemáticos), simuladores ou dados experimentais. O desenvolvimento do modelo analítico, usualmente, requer várias suposições de operação do sistema e são usados como ferramentas de aproximação de análises. No caso dos simuladores, estes nem sempre requerem suposições, pois comportam - se como um sistema real de modo a tornar a análise mais exata (HONG e KIM ,1997) .

Segundo Moro (2002), a implementação de um simulador é demorada e onerosa, porque requer a construção de um modelo com características e comportamentos criteriosos

do protocolo. Quanto às ferramentas analíticas, são limitadas em relação à complexidade do sistema que está sendo modelado, mas sua utilização justifica-se pela simplicidade e rapidez com que os resultados são obtidos.

Sob esta representação e com a finalidade de estudar os diferentes aspectos e funcionalidades de uma rede *fieldbus*, alguns modelos analíticos, simuladores e experimentos foram propostos por pesquisadores como uma maneira de melhorar e otimizar as formas de comunicação dos *fieldbuses*. Dentre as propostas, encontram-se sugestões a serem utilizadas durante as fases de configuração e instalação da rede, bem como outras a serem empregadas na fase de operação do sistema e, por último, as propostas que envolvem mudanças no protocolo de comunicação.

Esta revisão bibliográfica descreve o estado da arte das pesquisas teóricas e das experimentais que tratam da comunicação em redes PROFIBUS.

De acordo com Pinelli (2006), alta velocidade na transferência de dados não é um critério suficiente para o sucesso de um sistema de comunicação de dados. Instalação, manutenção simples, boa capacidade de diagnóstico e a transmissão de dados segura e livre de erros são requisitos indispensáveis.

Segundo Lee et al. (2004), um fator fundamental para se garantir um bom desempenho em redes PROFIBUS é o ajuste dos parâmetros do sistema, parâmetros estes que precisam ser selecionados apropriadamente a fim de minimizar os atrasos de comunicação de forma que os critérios temporais requeridos pela aplicação sejam atendidos. Dentre os parâmetros, encontra-se o *TTR* (*tempo de rotação do token*), considerado muito importante, pois a partir dele calcula-se o parâmetro *TTH*, o qual determina o período de tempo que cada estação-mestre pode transmitir mensagens no barramento, quando de posse do *token*.

O TTR deveria ser escolhido pequeno, porém suficiente para satisfazer o mais estrito deadline. TOVAR e VASQUES (1998).

O exemplo a seguir ilustra o comportamento das estações-mestres quando o TTR é configurado de forma inadequada: Considere uma rede PROFIBUS *multi-mestre*, na qual todas as estações-mestres estão configuradas com o mesmo valor de TTR. Num primeiro cenário, considere o TTR alto. Assim, de acordo com algoritmo de passagem do *token* descrito no tópico 2.4.3.3, o tráfego de mensagens com prioridade baixa pode, drasticamente, afetar o tráfego de mensagens com prioridade alta, pois conforme mostra Figura 20, a estação 1 após transmissão das mensagens com prioridade alta, possui tempo disponível para continuar com o *token*, assim, ela utiliza todo tempo disponível para transmitir mensagens com prioridade baixa, atrasando o tempo de rotação do *token*. Neste caso, os mestres subseqüentes (estação 2 e estação 3) recebem o *token* tardio, e por isso ficam limitados a transmitir somente uma mensagem com prioridade alta. (TOVAR e VASQUES, 1998a).

Figura 20 - Exemplo do ciclo do token com TTR alto

Num segundo cenário, considere uma situação oposta, onde o TTR é muito baixo. De acordo com algoritmo de passagem do *token* descrito no tópico 2.4.3.3, a estação será incapaz de transmitir mensagens com prioridade baixa, e o tráfego de mensagens com prioridade alta será afetado, pois a estação-mestre não terá tempo suficiente para transmiti-las num único ciclo do *token*, como mostra a Figura 21.

Figura 21 – Exemplo do ciclo do token com *TTR* baixo

Calcular um valor ideal para o parâmetro *TTR* é tarefa difícil, devido às situações realísticas (LEE et al, 2003a). Para cálculo desse valor deve-se levar em conta os seguintes fatores que influenciam na duração do ciclo do *token*:

- Quantidade de mensagens com prioridade alta e baixa de cada estação;
- Número de estações;
- Número de retransmissões;
- Velocidade de transmissão; (baud rate)
- Manutenção da rede;
- Deadlines quando fornecidos.

Segundo Vitturi (2004), a duração do ciclo do *token* normalmente é afetada pelo *jitter* (indesejadas variações) que ocorre por duas razões: retransmissão de mensagens e atividades acíclicas. O autor realizou uma análise detalhada e individual das probabilidades para cada fator responsável pelo *jitter*, e os resultados mostraram que 20% dos ciclos são afetados pelo *jitter* derivados de retransmissões.

Em outro trabalho, Vitturi (2003) apresentou um modelo matemático que calcula detalhadamente todos os parâmetros envolvidos na duração do ciclo do *token*, e apresentou

os efeitos causados pelas atividades acíclicas. Para este autor, a duração do ciclo e o *jitter* são, provavelmente os fatores mais importantes de performance, e devem ser levados em consideração quando se analisar a operação de uma rede *fieldbus*. Segundo ele, a duração do ciclo deve ser mantida curta, o quanto possível, para assegurar o mais rápido e correto *polling* de sensores e atuadores; já o *jitter* deve ser baixo, especialmente em aplicações onde se exige boa sincronização como, por exemplo, nas aplicações de controle de movimento.

Bello e Mirabella (2001) constataram que o recebimento do *token* em estações onde não há mensagens a serem transmitidas, ou estações com apenas mensagens de prioridade baixa no buffer de saída, ocasiona aumento na duração do ciclo do *token*. Como alternativa para diminuir essa duração, os autores apresentaram uma nova estratégia que modifica o gerenciamento-padrão do *token*, segundo a qual este deve ser passado para a estação quando ela realmente tem dados para transmitir, e com mais frequência para as estações que possuem mensagens com prioridade alta.

Com base na duração do ciclo do *token*, Lee et al. (2005), Lee et al. (2003d), Lee et al. (2003c), Lee et al. (2004) propuseram um algoritmo genético (GA) para ajustar o *TTR* de cada estação-mestre no barramento. Para os autores, o tempo de atraso permitido em cada estação-mestre de uma planta é diferente, pois algumas estações precisam satisfazer tempos mais rígidos que outras, por exemplo: uma estação que controla o processo deve atualizar suas variáveis mais rapidamente que uma outra que apenas monitora o processo; sendo assim, o *TTR* de cada estação deve ser configurado com valores diferentes, conforme requerimentos da aplicação.

Segundo este propósito, o algoritmo genético (GA) calcula individualmente o valor do *TTR* para cada estação-mestre do anel lógico. Na iniciação do algoritmo gera-se aleatoriamente, um número de *TTR*, que constituirá uma população. Em seguida, calculam-se os atrasos de comunicação de cada membro da população e selecionam-se os valores que apresentam menores atrasos (*fitness*); estes posteriormente, reproduzirão uma nova população (*offspring*), enquanto os demais valores serão descartados. Tal procedimento

deve ser executado até que se obtenham os *TTRs* que satisfaçam os tempos requeridos pelo sistema.

Outros estudos baseados no ajuste do parâmetro *TTR*, foram proporcionados por Lee et al.(2003a) e Lee et al. (2003) ; LEE et al. (2003b) que introduziram um algoritmo matemático que calcula o tempo de comunicação das mensagens com prioridades altas e baixas. Esse tempo é relativo ao momento em que se gera a mensagem até a sua completa transmissão no barramento. Para tanto, com a finalidade de validar o algoritmo, os autores propuseram dois métodos. O primeiro apresenta-se na forma de diagrama (método presente somente nas duas últimas pesquisas), é eficaz para redes pequenas; quanto ao segundo, baseia-se em simulação e apresenta um bom desempenho em redes mais extensas. O método de simulação quando executado em condições similares a de experimentos reais registra aproximadamente 10% de erro; ambos podem ser eficazes no ajuste do parâmetro *TTR*.

Segundo Tovar e Vasques (1999), quatro componentes estão envolvidos no tempo de comunicação da mensagem entre mestre e escravo, são eles:

- *Tempo de Geração*: Tempo decorrido entre a geração da mensagem de request na camada de aplicação da estação-mestre e a sua colocação no buffer de saída.
- *Tempo de espera*: Tempo que a mensagem aguarda no buffer de saída antes de ser transmitida.
- *Tempo de transmissão*: Tempo gasto para a mensagem de request ser transmitida no barramento + tempo de processamento da mensagem na estação-escrava + tempo de transmissão da mensagem de resposta.
- *Tempo de entrega*: Tempo decorrido entre o recebimento da mensagem de resposta e seu processamento na camada de aplicação da estação-mestre.

Geralmente, as pesquisas que calculam o parâmetro *TTR* apresentam propostas para serem utilizadas na fase de design da rede, porém é importante enfatizar que mesmo depois da instalação e configuração da rede, pode haver necessidade de se ajustar o parâmetro *TTR*, isso porque os equipamentos podem ser adicionados ou removidos para sua manutenção ou conserto, durante a operação. Lee et al. (2000) propuseram um algoritmo baseado em *lógica fuzzy* que ajusta automaticamente o *TTR* de cada estação durante o funcionamento da rede (*online*). Deste modo, uma estação fica responsável por monitorar as mensagens transmitidas no barramento e verificar a performance das demais estações; caso o algoritmo detecte degradação em alguma estação, ele deverá calcular um novo valor de *TTR* e informar à estação degradada.

Uma alternativa para resolver problemas causados pelo atraso das mensagens listadas na *Poll-List*, devido à configuração inadequada do parâmetro *TTR*, foi proposta por Li (1996), Li e Stoeckli (1996) que desenvolveram um algoritmo que calcula o intervalo máximo de tempo entre duas transmissões consecutivas de um mesmo elemento contido em uma *Poll-List*. Este intervalo, denominado de *polling-interval*, é calculado individualmente para cada elemento da lista, no entanto, quando ele for maior que o tempo exigido, os autores propõem que se repita o elemento na *Poll-List* de maneira a reduzir o *polling-interval*. Uma técnica de aproximação, conhecida como *equi-distance*, é usada para posicionar o elemento repetido na lista. A Figura 22 representa a *Poll-List* reorganizada de maneira a atender ao *polling-interval* do dispositivo D1 (elemento com o tempo mais restrito).

Figura 22 - Reorganização da *Poll-List* para atender o *polling-interval*

Segundo Monforte et al. (2000), uma alternativa usada para checar se o valor do *TTR* atende aos requisitos do sistema é a de verificar se no pior cenário a execução das tarefas é menor que o admissível tempo de resposta.

Sobre tal hipótese, o pior cenário ocorre, quando no buffer de saída existem várias mensagens com prioridade alta e somente uma delas é transmitida por visita do *token*, ou seja, se houver *m* mensagens no *buffer*, a última será despachada somente após *m* chegadas do *token*. Todavia, o caso mais crítico acontece quando a mensagem com o menor valor de *deadline*, for a última do buffer de saída (TOVAR e VASQUES, 1999a).

De acordo com a Figura 23, as mensagens do *buffer* de saída seguem a seguinte ordem: M1, M2, M3, M4 e M5. Considerando que o *deadline* das mensagens são $M5 < M4 < M3 < M2 < M1$, a mensagem com o *deadline* mais estrito (M5) deverá aguardar cinco visitas do *token* para ser transmitida.

Figura 23 - Representação do pior cenário de ciclo do token

Com base neste conceito, várias pesquisas sobre análise do pior caso de tempo de resposta em redes PROFIBUS foram apresentadas, dentre as quais estão: (CAVALIERI et al. ,2002) , (MONFORTE et al, 2000), (MONFORTE et al. ,2002), (TOVAR e VASQUES ,1999a), (TOVAR e VASQUES ,1999). A primeira pesquisa mencionada foi analisada em redes do tipo mono e *multi-mestres*; a segunda, em redes *mono-mestre*, e as quatro últimas

em redes *multi-mestres*. Como resultados, os autores mostraram cenários e modelos matemáticos que representam o pior caso de tempo de ciclo do *token*. Para isso, os pesquisadores utilizaram como base o conhecimento da máxima duração do ciclo de mensagem, que é constituído pelo tempo de transmissão de um request e o correspondente reconhecimento ou resposta.

Tovar e Vasques (1999a) consideraram a mesma duração do ciclo de mensagem para todas mensagens em todos os mestres, diferentemente das demais pesquisas que calcularam a duração do ciclo de mensagem separadamente para cada mestre, levando em consideração, as diferenças no tamanho das mensagens de cada mestre. De uma maneira geral, todos os pesquisadores acima citados consideraram que o pior cenário ocorre quando uma única mensagem com prioridade alta é transmitida por ciclo do *token*, devido à indisponibilidade de tempo.

De modo a obter eficiência na análise do pior caso de tempo de resposta em redes PROFIBUS, Marcos et al. (2000) apresentaram uma ferramenta de simulação em tempo-real, denominada Berta, que permite analisar vários métodos propostos por diferentes pesquisadores. Através de um ambiente de configuração, o usuário informa os parâmetros do método que deseja analisar e algumas informações sobre o sistema utilizado, como: dispositivos que compõem o sistema, prioridade das mensagens, deadline, etc.... A partir das informações fornecidas pelo usuário, a ferramenta Berta elabora um ambiente de simulação correspondente ao método utilizado.

Tovar e Vasques (1998), com base no pior caso de resposta, mostraram como configurar a rede de maneira a assegurar que a transmissão da mensagem seja realizada antes do seu *deadline*. O estudo foi realizado baseado em dois tipos de acesso ao buffer de transmissão, sendo eles: por prioridades (proposto pelo o artigo) e o outro por *FIFO* (definido por norma). Para tanto, se o *TTR* configurado não é suficiente para satisfazer o mais estrito *deadline* (considerando o pior caso), o tipo de acesso ao buffer é verificado, caso seja por prioridades, a mensagem com tempo mais estrito é deslocado para a primeira posição, caso contrário, o *TTR* deve ser recalculado.

Em outro estudo, Tovar e Vasques (1999a) utilizaram os dois tipos de acesso ao buffer de transmissão (prioridades e *FIFO*), como base para calcular o tempo de ciclo do *token* sobre duas condições diferentes de gerenciamento do tráfego de mensagens com prioridade baixa, sendo:

- *Não-Restrito* (definido por norma): Em cada ciclo do *token*, as mensagens com prioridade baixa são transmitidas somente se a estação-mestre possui tempo disponível para permanecer com o *token*, de acordo com o tópico 2.4.3.3 (*Algoritmo de passagem de token*)
- *Restrito* (proposto pelo o artigo): As transmissões de mensagens com prioridade baixa são controladas pelo *MAC* ou pela camada de aplicação. Tal técnica garante a transmissão de todas as mensagens com prioridade alta em cada ciclo do *token*.

Apesar de algumas limitações, o artigo demonstra que, em ambas condições, pode-se garantir comportamento de tempo real no tráfego de mensagens com prioridade alta, porém a primeira condição tem uma aproximação mais satisfatória para o sistema, isto porque a segunda é mais propícia ao aumento de transmissão de mensagens com prioridade baixa durante a pose do *token*.

O gerenciamento do tráfego de mensagens com prioridade baixa foi também proposto por Tovar e Vasques (1998a), porém neste artigo os autores analisaram apenas o acesso ao buffer de transmissão através da *FIFO*.

No que diz respeito aos aspectos de comunicação, o PROFIBUS é baseado em um simplificado protocolo chamado *TT* (*Timed token*), o qual apresenta boas soluções em sistemas com comunicação em tempo real. Entretanto, o PROFIBUS difere do protocolo *TT*

pela ausência de sincronismo na alocação do *bandwidth* (quantia máxima de dados transmitida por unidade de tempo) (TOVAR e VASQUES, 1999a).

No protocolo TT, em cada ciclo do *token*, garante-se uma quantia mínima suficiente para transmissão de todas as mensagens com prioridade alta, enquanto que no PROFIBUS se um mestre recebe o *token* atrasado somente uma mensagem com prioridade alta é transmitida. (TOVAR e VASQUES, 1999a).

Segundo Hong, Kim (2000), quando o *bandwidth* estiver alocado de modo inadequado, a rede induz atrasos nas mensagens de tempo crítico, podendo exceder seus limites.

No trabalho proposto por Hong e Kim (2000), Hong e Kim (2002) é apresentado um método que tem como base a alocação de *bandwidth*. Para tal, os autores classificaram as mensagens transmitidas no barramento em três tipos: tempo crítico, periódico e tempo disponível. As mensagens de tempo crítico são transmitidas em qualquer intervalo de tempo, enquanto que as demais são transmitidas conforme estratégia implementada no *FDL* das estações-mestres. A estratégia utiliza o bit 7 da mensagem de *token* para indicar o tipo de mensagem (periódico ou tempo disponível) que as estações-mestres podem transmitir em cada pose do *token*, após a transmissão das mensagens de tempo crítico.

O método apresenta bons resultados somente se todas as estações-mestres estiverem sincronizadas. Contudo, ao se compararem os resultados com o PROFIBUS original observa-se que este método não somente satisfaz os tempos requeridos das mensagens de tempo crítico, mas também utiliza completamente os recursos de *bandwidth* das estações.

Hong e Kim (1997) analisaram por meio de simulação, o tempo de atraso da mensagem tanto na camada de enlace (*FDL*) como na de aplicação de uma estação-mestre. Durante os experimentos, vários parâmetros do sistema foram modificados (tamanho da mensagem, período de geração da mensagem e TTR) e o atraso de ambas camadas foram medidas. Ao comparar os resultados, os autores concluíram que o atraso na camada de aplicação normalmente é maior que na camada de enlace.

Dentre as pesquisas sobre redes PROFIBUS disponíveis na literatura, constatou-se uma nova abordagem de arquitetura para as redes industriais. Gradativamente, equipamentos *WIRELESS* (sem fio) estão sendo integrados em redes PROFIBUS já existentes (em operação).

O uso da comunicação *WIRELESS* dentro do ambiente industrial é atrativo, pois oferece benefícios, como: redução de fios, cabo, mobília e principalmente pela flexibilidade ocupacional dos equipamentos dentro da planta. Porém, as redes *WIRELESS* são mais propícias à perda ou corrupção de mensagens, se comparadas à uma rede com fios; por este motivo, questiona-se seu uso em aplicações industriais com tempo crítico, mas, em aplicações onde ocasionalmente pode ocorrer perda de mensagem e o atraso não prejudica a performance do sistema, a tecnologia *WIRELESS* mostra-se interessante (WILLIG, 2003).

Diversas pesquisas estão voltadas para as novas arquiteturas de redes PROFIBUS, onde é possível a junção de rede com fios já existente a uma rede sem fios. Dentre as pesquisas estão a proposta dos autores WILLIG (2003), FERREIRA (2004) e (TOVAR et al., 2002). As duas últimas pesquisas, além da apresentação de todos os fatores que envolvem a arquitetura proposta, analisam também o pior tempo de resposta deste tipo de sistema.

Willig (1999) estudou o comportamento e o desempenho do PROFIBUS quando operado sobre uma rede *WIRELESS* e constatou que o fator que normalmente causa degradação, nesse tipo de rede, é a perda do *token*, devido à vulnerabilidade do protocolo.

A probabilidade de ocorrer perdas de *token* em redes *WIRELESS* é maior do que em uma rede convencional. Uma das consequências ocasionada por esse tipo de perda, é que após um número de retransmissão a estação que deixou de receber o *token* é excluída do anel lógico, causando degradação no sistema.

Dentro deste contexto, Willig (1999) realizou várias simulações em diferentes cenários e mediu os seguintes períodos de tempo:

- Tempo necessário para reintegrar no anel lógico uma estação que foi excluída;
- Fração de tempo que a estação fica no anel lógico.

- Tempo entre a transmissão da mensagem e o recebimento dela na estação remota.

Por fim, o autor propôs ajustar apropriadamente o parâmetro *TGUD* para diminuir o tempo de reintegração da estação no anel, e enfatizou que se o *TGUD* é muito curto o *bandwidth* é desperdiçado (aumenta a quantidade de mensagens de manutenção) e se for longo o tempo de reintegração será maior.

O problema da perda do *token* em redes *WIRELESS*, foi também analisado por Willig e Wolisz (2001), que apresentaram três cenários, no qual ocasiona este tipo de perda. Para amenizar a instabilidade da rede e evitar perdas, os autores apresentaram um método que calcula o parâmetro *TTO* das estações-mestres. Segundo eles, tal parâmetro influencia na reestruturação do anel, após a perda do *token*.

Em Carvalho et al. (2005), os autores propuseram uma ferramenta que simula vários comportamentos de falhas previstos no protocolo PROFIBUS, no qual são difíceis de ocorrerem em situações normais. Tal ferramenta injeta em tempos aleatórios, falhas no canal de comunicação, de acordo com o tipo de análise a ser realizada. Um dos cenários analisados pelo o artigo foi a perda do *token*, onde apresentaram os elementos responsáveis por esse tipo de falha.

3.2 MOTIVAÇÃO

Na revisão bibliográfica verifica-se que, há vasta pesquisa sobre análise de desempenho e otimização da comunicação em redes PROFIBUS. No entanto, observa-se que a maioria das pesquisas apresentadas, utilizam expressão matemática ou ferramenta de simulação para obter os resultados desejados.

Dentro deste universo, constata-se que o número de pesquisas envolvendo comunicação em tempo real em redes PROFIBUS é pequeno. Isto se deve, em parte, à

escassez de ferramentas de suporte a projetos que enfoquem o trabalho na camada de enlace do protocolo PROFIBUS.

Diante deste cenário, ambas as análises realizadas através do MPA, conforme objetivos de número 3 e 4, visam complementar as pesquisas publicadas, nas quais envolvem análise de desempenho de redes PROFIBUS em tempo-real. Este tipo de análise normalmente apresenta resultados mais satisfatórios do que os obtidos por meio de modelo matemático ou ferramenta de simulação.

Em relação ao desenvolvimento do MPA, conforme objetivo de número 1, este visa suprir a escassez de ferramenta de suporte para projeto PROFIBUS. Além do cumprimento das exigências dos serviços da camada de enlace essenciais para operar como mestre da rede. O MPA engloba serviços que geralmente são disponibilizados por ferramentas comerciais, utilizadas na configuração do dispositivo mestre e durante operação da rede. A descrição dos serviços suportados pelo MPA é feita no capítulo 4 (Desenvolvimento).

4 DESENVOLVIMENTO

O projeto *MPA (Mestre PROFIBUS Analisador)* apresentado neste trabalho, consiste de uma ferramenta computacional, desenvolvida na plataforma de programação *Visual Basic da Microsoft*, composta por funções e serviços descritos na norma PROFIBUS.

O *MPA* tem a tarefa de comporta-se como um mestre em redes PROFIBUS e complementarmente oferece um ambiente propício à realização de análises de desempenho da rede. Suas características são fundamentais para desempenhar o papel de mestre na rede. Assim, as funcionalidades descritas na norma PROFIBUS, que não apresentam impacto no funcionamento do mestre, nem no tráfego de mensagens na rede são descartadas.

O código fonte do *MPA* estrutura-se em módulos compostos por funções específicas de desenvolvimento, como mostra a Figura 24:

MÓDULO	DESCRIÇÃO
Mod_PollList	Módulo responsável pela elaboração da <i>Poll-List</i> (lista de mensagens que são transmitidas sequencialmente e ciclicamente pela estação DPM1).
Mod_BusParameter	Módulo responsável pela configuração dos parâmetros usados pelo FDL para controlar o tráfego de mensagens no barramento.
Mod_EstadoFDL	Modulo responsável pelo gerenciamento da maquina de estado do FDL.
Mod_BuildMess	Este módulo constrói as mensagens que são transmitidas no barramento.
Mod_MessReceived	Este módulo decodifica as mensagens recebidas no barramento.
Mod_BusAnalyse	Este módulo elabora em tempo real uma lista com todas as mensagens transmitidas no barramento.
Mod_LiveList	Este módulo elabora uma lista de todas as estações presentes no barramento.
Mod_monit	Este módulo monitora a variável de processo do(s) dispositivo(s), definido(s) na <i>Poll-List</i> .
Mod_Diagnosis	Este módulo mostra o diagnóstico do(s) dispositivo(s) definido(s) na <i>Poll-List</i> .
Mod_ComCiclica	Este módulo gerencia a transmissão de mensagem cíclica no barramento.
Mod_ComAciclica	Este módulo gerencia a transmissão de mensagem acíclica no barramento.
Mod_General	Este módulo é composto por funções diversificadas

Figura 24 - Estrutura dos módulos de funções do MPA

A seguir, a descrição de cada módulo que compõe o MPA.

4.1 MOD_POLLIST

No módulo Mod_PollList o usuário seleciona através de uma lista de transmissores, conversores e atuadores PROFIBUS PA do fabricante *Smar* (SMAR EQUIPAMENTOS INDUSTRIAIS, 2006), os dispositivos que devem participar da comunicação cíclica de dados (*Poll-List*).

Figura 25 – Tela de configuração da Poll-List

Para cada dispositivo selecionado, o usuário deve informar o endereço do dispositivo no barramento.

Figura 26 – Tela de entrada de endereço do equipamento

Após a escolha do(s) dispositivo(s), a *Poll-List* é construída pelo MPA e as seguintes informações são utilizadas em cada mensagem da lista:

- **Endereço do dispositivo** – Endereço do dispositivo no barramento.

- **Ident_Number** – Número de Identificação do dispositivo. Esta Informação é extraída do arquivo GSD, conforme norma PROFIBUS.
- **Código de Acesso** – Para cada variável que se deseja acessar ciclicamente, é necessário informar o *código de acesso*, que é mapeado no dispositivo e fornecido no arquivo GSD, conforme norma PROFIBUS.

A Figura 27 representa parte de um arquivo GSD de um dispositivo PROFIBUS PA, onde é extraído o *código de acesso* das variáveis.

```
;Modules for Analog Input
Module      = "Analog Input (short)    "    0x94
EndModule
Module      = "Analog Input (long)     "    0x42, 0x84, 0x08, 0x05
EndModule

;Module for Totalizer
Module      = "Total "                  0x41, 0x84, 0x85
EndModule
Module      = "Total_Settot "           0xC1, 0x80, 0x84, 0x85
EndModule
Module      = "Total_Settot_Modetot "   0xC1, 0x81, 0x84, 0x85
EndModule
```

Figura 27 - Representação de parte de um arquivo GSD

De acordo com o GSD da Figura 27, o dispositivo possui dois blocos de funções, sendo eles: *Analog Input* e *Totalizer*. Na elaboração da *Poll-List*, é necessário respeitar a configuração mínima exigida por cada dispositivo da lista. No caso deste dispositivo, por exemplo, o bloco *Analog Input* é essencial na configuração, sendo assim o *código de acesso* deste bloco obrigatoriamente necessita ser indicado na mensagem da *Poll-List*, enquanto que o bloco *Totalizer* é opcional e se não for necessário para a aplicação, pode ser indicado na mensagem da *Poll-List* com o valor 0x00.

Na interpretação do GSD da Figura 27, por exemplo, o *código de acesso* "0x94" é referente a variável de saída do bloco *Analog Input*, enquanto que o *código de acesso*

“0x42, 0x84, 0x08, 0x05” é referente a variável de saída do bloco *Analog Input* + o status da variável.

Caso o dispositivo tenha mais de um bloco de função do mesmo tipo, é necessário referenciar na mensagem da *Poll-List*, o mesmo *código de acesso* para cada bloco, por exemplo, suponha que o dispositivo representado pela Figura 27 tenha dois blocos *Analog Input*, sendo assim, na mensagem da *Poll-List* é necessário referenciar duas vezes o *código de acesso* do bloco *Analog Input*.

Em razão do MPA não possuir um interpretador de arquivo GSD, o *código de acesso* dos dispositivos listados na Figura 25 são fixos, e a configuração mínima exigida por cada dispositivo conforme GSD é respeitada (Figura 28):

DISPOSITIVO	CÓDIGO DE ACESSO	VARIÁVEIS
LD303	0x42, 0x84, 0x08, 0x05 0x00	Saída do bloco AI + Status Bloco Totalizer (descartado)
TT303	0x42, 0x84, 0x08, 0x05 0x94	Saída do bloco AI1 + Status Saída do bloco AI2
TP303	0x42, 0x84, 0x08, 0x05 0x00	Saída do bloco AI + Status Bloco Totalizer (descartado)
DT303	0x42, 0x84, 0x08, 0x05	Saída do bloco AI + Status
FP303	0x82, 0x84, 0x08, 0x05	Saída do bloco AO + Status
FI303	0x82, 0x84, 0x08, 0x05 0xA4 0xA4	Saída do bloco AO1 + Status Saída do bloco AO2 Saída do bloco AO3
IF303	0x42, 0x84, 0x08, 0x05 0x00 0x94 0x00 0x94 0x00	Saída do bloco AI1 + Status Bloco Totalizer1 (descartado) Saída do bloco AI2 Bloco Totalizer2 (descartado) Saída do bloco AI3 Bloco Totalizer3 (descartado)
FY303	0x82, 0x84, 0x08, 0x05	Saída do bloco AO + Status

Figura 28 – Mapeamento das variáveis utilizadas pela *Poll-List* no MPA

4.2 MOD_BUSPARAMETER

No módulo Mod_BusParameter o usuário configura alguns parâmetros do sistema que são utilizados pela máquina de estados do FDL no gerenciamento do tráfego de mensagens no barramento.

Parameter	Value	Unit
TTR	90	ms
Timeout	100	ms
Slot Time	50	ms
GAP	10	
HSA	12	
Endereço Estação	1	

Figura 29 – Tela de configuração do Bus Parameter

- *TTR* – Tempo máximo esperado para que o *token* circule entre todas as estações-mestres do anel lógico e retorne para o MPA.
- *Timeout (TTO)* - Tempo máximo que o barramento pode ficar ocioso. Assim que esse parâmetro expira, o MPA assume que ocorreu algum problema na comunicação e uma ação correspondente é tomada, conforme descrito no módulo *Mod_EstadoFDL*.
- *Slot Time (TSL)* - Tempo máximo que o *MPA* aguarda depois da transmissão de uma mensagem por um reconhecimento ou resposta.

- *GAP (TGUD)* – Define quantos *TTRs* são aguardados antes do *MPA* iniciar a atualização da *GAPL*.
- *HSA* – Determina o endereço da última estação, na qual o *MPA* deve transmitir mensagem de pedido de status (*RFL*).
- *Endereço da Estação* – Endereço do *MPA* no barramento.

Para controlar os parâmetros temporais da norma PROFIBUS, o *MPA* utiliza o componente *Timer* da plataforma *Visual Basic*. Devido o gerenciamento de tarefas do Sistema Operacional *Windows*, o componente *Timer* não funciona com determinismo. Em alguns momentos dependendo do PC utilizado, o tempo varia em até 20% do valor configurado. No entanto, apesar dos atrasos que podem ocorrer no componente *Timer*, é possível cumprir os requisitos temporais definidos na norma PROFIBUS.

4.3 MOD_ESTADOFDL

Para que não haja colisão de mensagem no barramento, cada estação deve respeitar as transições da Máquina de estados do *FDL* descrito no tópico 2.4.4 (*Máquina de estados do FDL*).

O módulo *Mod_EstadoFDL* é responsável pelo gerenciamento das transições de cada estado do *FDL*, que é feito através de funções específicas, conforme mostra a Figura 30.

ESTADO	FUNÇÃO
Offline	Func_Est_OffLine
Listen Token	Func_Est_ListenToken
Active Idle	Func_Est_ActiveIdle
Claim Token	Func_Est_ClaimToken
Use Token	Func_Est_UseToken
Await Data Response	Func_Est_AwaitDataResponse
Check Access Time	Func_Est_CheckAccessTime
Pass Token	Func_Est_PassToken
Check Token Pass	Func_Est_CheckPassToken
Await Status Response	Func_Est_AwaitStatusResponse

Figura 30 - Funções do módulo *Mod_EstadoFDL*

De acordo com a norma PROFIBUS, em cada estado é verificada uma série de situações que podem ocorrer durante o funcionamento da rede, e para cada uma delas, uma ação correspondente é tomada. Em razão do MPA ser uma ferramenta de estudo, não existe a necessidade de executar todas as funcionalidades da máquina de estados do FDL descrita na norma PROFIBUS, sendo assim apenas as fundamentais são verificadas, conforme mostra a Figura 31.

FUNÇÃO	VERIFICAÇÃO	AÇÃO
Func_Est_Off_line		(1) Inicia as variáveis do sistema, e altera o estado para <i>Listen Token</i>
Func_Est_Listen_token	(1) Se o parâmetro <i>timeout</i> expirou. (2) Se detectar novas estações no barramento. (3) Se existe outra estação no barramento com o mesmo endereço. (4) Se terminou as duas primeiras rotações completas do token. (5) Se houver Pedido de Status (RFS), antes do segundo ciclo completo do token. (6) Se houver Pedido de Status (RFS), depois da segunda execução completa do token. (7) Se receber o token da estação antecessora ou se receber duas vezes consecutivas o token de outra estação que não é da antecessora.	(1) Altera o estado para <i>Claim Token</i> (2) Executa a função <i>AddStationLAS</i> do módulo <i>Mod_General</i> . (3) Altera o estado para <i>Off Line</i> (4) A função <i>FindPSNS</i> do módulo <i>Mod_General</i> é executada. (5) O MPA responde o pedido de status (RFS) como "Estação não pronta para entrar no anel lógico". (6) O MPA responde o pedido de status (RFS) como "Estação pronta para entrar no anel lógico" e altera o estado para <i>Active idle</i> . (7) Aceita o token e altera o estado para <i>Active idle</i>
Func_Est_Active_idle	(1) Se Timeout expirou (2) Se receber duas vezes consecutivas o token de uma estação aonde TS = NS (3) Se receber o token da estação antecessora (4) Se houver Pedido de Status (RFS)	(1) Altera o estado para <i>Claim Token</i> (2) Altera o estado para <i>Listen Token</i> (3) Altera o estado para <i>Use Token</i> (4) O MPA responde o pedido de Status (RFS) como "Estação pronta para entrar no anel lógico".
Func_Est_Claim_token		(1) Atribui o seu endereço para o NS e altera o estado <i>Pass Token</i>
Func_Est_Use_token	(1) Se há mensagem de prioridade alta e TTH é maior que zero ou se é a primeira mensagem a ser transmitida. (2) Se não há mensagem de prioridade alta e há mensagem de prioridade baixa e TTH é maior que zero. (3) Se não existe mais mensagem a ser transmitida ou TTH é menor ou igual a zero.	(1) Transmite a mensagem de prioridade alta e altera o estado para <i>Await Data Response</i> . (2) Transmite a mensagem de prioridade baixa e altera o estado para <i>Await Data Response</i> . (3) Altera o estado para <i>Pass Token</i> .
Func_Est_Await_data_response	(1) Se o parâmetro <i>SlotTime</i> expirou. (2) Se recebeu uma resposta ou reconhecimento. (3) Se recebeu uma mensagem corrompida ou de uma estação diferente da esperada.	(1) Altera o estado para <i>Check Access Time</i> (2) Altera o estado para <i>Check Access time</i> (3) Altera o estado para <i>Active Idle</i>
Func_Est_Check_access_time	(1) Se existe tempo disponível (TTH é maior que zero) (2) Se não existe tempo disponível (TTH é menor ou igual a zero).	(1) Altera o estado para <i>Use Token</i> (2) Altera o estado para <i>Pass Token</i>
Func_Est_Check_Pass_token	(1) Se o parâmetro <i>SlotTime</i> expirou e o MPA não detectou mensagem no barramento (2) Se detectou mensagem no barramento	(1) Altera o estado para <i>Pass Token</i> (2) Altera o estado para <i>Active Idle</i>
Func_Est_Pass_token	(1) Se TTH é maior que zero e o parâmetro <i>GAP</i> expirou. (2) Se TTH é menor ou igual a zero ou o parâmetro <i>GAP</i> não expirou.	(1) Atualiza a <i>GAPL</i> . (2) Passa o token para a estação sucessora e altera o estado para <i>Check Token Pass</i>
Func_Est_Await_status_response		Não é utilizado pelo o MPA

Figura 31 - Máquina de estados do FDL no MPA

4.4 MOD_LIVELIST

O módulo Mod_LiveList apresenta uma lista de todas as estações presentes no barramento, de acordo com o endereço, tipo e o status de cada estação. Por meio desta funcionalidade o usuário consegue ter visibilidade das estações que estão operando na rede, sabendo portanto, quais endereços disponíveis para a inclusão de novos dispositivos.

Figura 32 – Tela de representação da Lista de Estações presentes na rede

Tais informações são obtidas em tempo real na resposta da mensagem de pedido de status (*RFS*) durante a elaboração das listas: *GAPL* e *LAS*.

O byte *FC* da mensagem indica o tipo e o status da estação, como mostra a Figura 33:

FC	STATUS
0x00	Estação Escrava
0x10	Estação mestre (Não pronta para entrar no anel lógico)
0x20	Estação Mestre (Pronta para entrar no anel lógico)
0x30	Estação mestre (no anel lógico)

Figura 33 – *Interpretação da resposta da mensagem de Pedido de status*

4.5 MOD_COMCICLICA

Como mencionado anteriormente, o mestre *DPM1* troca dados de processo com estações-escravas de maneira rápida, utilizando comunicação cíclica (*Poll-List*). No entanto, para que essa troca de dados seja possível, a estação-escrava precisa estar preparada, caso contrário, as mensagens de troca de dados são negadas.

De acordo com a máquina de estados da estação escrava descrita no tópico 2.4.5 (*Máquina de estados da estação escrava*), o mestre *DPM1* deve transmitir uma sequência de mensagens, antes de transmitir mensagens de pedido de troca de dados cíclica (*Data-Exchange*). A Figura 34 mostra a sequência de mensagens transmitidas pelo *MPA* para cada dispositivo escravo definido na *Poll-List*, conforme norma PROFIBUS. Este módulo é responsável por gerenciar essa sequência de mensagens.

Figura 34 – Controle de transmissão de mensagens cíclicas

4.6 MOD_MONIT

O módulo Mod_Monit monitora em tempo real o valor e o status da primeira variável de cada mensagem definida na *Poll-List*. Tal valor é obtido na resposta da mensagem de *Data-Exchange*.

Variable Name	Value	Status
LD303 - 100	0,80	Good (NC)
FY303 - 17	10,00	Good (C) & Not Invited (NI)
TT303 - 50	0,00	Good (NC)
DT303 - 4	25,00	Good (NC)

Figura 35 – Tela de Monitoração das variáveis definidas na Poll-List

O tipo de dado da variável monitorada é um DS-33, no qual é composto por um *float* (valor de processo) e 1 byte de *status* (qualidade da variável de processo). A função *Converte_Data_Type* do módulo *Mod_General* é usada na extração dos bytes do campo de dados da mensagem recebida e na conversão desses bytes no valor que é apresentado para o usuário.

A quantidade de dispositivos definidos na *Poll-List* varia de acordo com a configuração do usuário, sendo assim, a tela representada pela Figura 35 é flexível, pois mostra a variável e o status de cada mensagem da lista.

Para cada variável monitorada é mostrado: nome e endereço do dispositivo, valor e o status da variável.

4.7 MOD_DIAGNOSIS

O módulo *Mod_Diagnosis* mostra em tempo real o diagnóstico dos dispositivos definidos na *Poll-List*. Essa funcionalidade auxilia o usuário sobre a causa de possíveis problemas que podem ocorrer com o dispositivo..

Figura 36 – Tela de escolha do equipamento para monitoração de diagnóstico

Figura 37 – Tela de diagnóstico

As informações de diagnóstico são extraídas do campo de dados da mensagem de resposta de diagnóstico, e são interpretadas através da verificação dos bits de cada byte, conforme representa a Figura 38:

Figura 38 – Representação dos bytes de diagnostico da resposta do dispositivo

Os seis bytes mostrados na Figura 38 são genéricos, ou seja, são interpretados da mesma maneira para qualquer dispositivo, mas além desses bytes, a mensagem de resposta de diagnostico pode conter bytes adicionais que são específicos do dispositivo e precisam ser especificados no arquivo *GSD*. O MPA não interpreta os bytes adicionais da mensagem de diagnóstico.

4.8 MOD_COMACICLICA

Conforme dito anteriormente a comunicação acíclica é feita aperiodicamente por estações-mestres *DPM1* e *DPM2*, com a finalidade de parametrizar, configurar e diagnosticar dispositivos escravos. Este módulo é responsável por fazer leitura acíclica de alguns blocos padrões utilizados em dispositivos PROFIBUS PA.

Da mesma forma que na troca de dados cíclica, o dispositivo escravo precisa estar preparado para receber mensagens de leitura e escrita acíclica, sendo assim uma seqüência de mensagens deve ser transmitida pelo mestre, antes da mensagem de leitura ou escrita. A Figura 39 mostra a seqüência de mensagens transmitidas pelo *MPA* para cada dispositivo escravo antes da transmissão da mensagem de leitura, conforme norma PROFIBUS.

Figura 39 – Controle de transmissão de mensagens acíclicas

Antes de iniciar o ciclo de leitura, o usuário precisa escolher o dispositivo e o bloco que deseja ler. Caso o dispositivo selecionado não suporte o bloco selecionado, o usuário é informado com uma mensagem na tela.

Figura 40 – Tela de configuração do dispositivo para transmissão acíclica

O MPA lê os principais parâmetros de cada bloco de função, como é mostrado pelas Figuras 41,42 e 43.

Na leitura de cada parâmetro, este módulo informa o *Mod_BuildMess* (Módulo responsável pela elaboração da mensagem) o *slot* do bloco e o *index* do parâmetro. Tais informações são obtidas pelo fabricante do equipamento.

The screenshot shows the 'Analog Input Block' configuration window. It has a title bar with a close button. Below the title bar are two tabs: 'Basic Settings' (selected) and 'Advanced Settings'. The main area is titled 'Analog Input Block'. It contains the following settings:

- Target:** A dropdown menu set to 'AUTO'.
- Channel:** A dropdown menu set to 'PV'.
- Scale of Input Value:** A section with two input fields:
 - Upper [EU(100%)] set to 5080,000
 - Lower [EU(0%)] set to 0,000
- Scale of Output Value:** A section with two input fields:
 - Upper [EU(100%)] set to 5080,000
 - Lower [EU(0%)] set to 0,000
- Damping Value:** A section with one input field:
 - Damping set to 0,000 s

Figura 41 – *Leitura acíclica do bloco Analog Input*

The screenshot shows the 'Analog Output Block' configuration window. It has a title bar with a close button. Below the title bar are three tabs: 'Basic Settings' (selected), 'Scales / Unit', and 'Advanced Settings'. The main area is titled 'Analog Output Block'. It contains the following settings:

- Scale of Input Value:** A section with two input fields:
 - Upper [EU (100%)] set to 100,000
 - Lower [EU (0%)] set to 0,000
- Scale of Output Value:** A section with two input fields:
 - Upper [EU (100%)] set to 100,000
 - Lower [EU (0%)] set to 0,000

Figura 42 – *Leitura acíclica do bloco Analog Output*

Figura 43 – *Leitura acíclica do bloco Totalizer*

4.9 MOD_BUILDMESS

O módulo Mod_BuildMess é responsável pela construção das mensagens que são transmitidas no barramento pelo *MPA*.

Algumas mensagens são diferenciadas no barramento pelo serviço de ponto de acesso (*SAP*), no qual inclui dois bytes no campo de dados da mensagem (bytes *DSAP* e *SSAP*) e o bit mais significativo dos bytes *DA* e *SA* é setado para um, assumindo assim o formato 8x (POPP, 2003).

A Figura 44 mostra as mensagens transmitidas pelo *MPA* que utilizam o serviço *SAP*, junto com o valor dos bytes *DSAP* e *SSAP* de cada mensagem.

DSAP	SSAP	MENSAGEM
0x3C	0x3E	Diagnóstico
0x3D	0x3E	Parametrização
0x3E	0x3E	Configuração

Figura 44 – Serviço SAP

Sempre que uma mensagem é recebida ou transmitida pelo MPA, a função *CalcChecksum* do módulo *Mod_general* é chamada. Tal função calcula o valor dos bytes *FCS* e *ED* da mensagem, esses bytes são verificados pela estação receptora da mensagem, como uma maneira de certificar que a mensagem foi recebida sem erro.

A seguir uma breve descrição de cada mensagem transmitida pelo MPA.

- **Pedido de Status (RFS)**

Figura 45 – Mensagem de Pedido de Status (RFS)

A mensagem de Pedido de Status (RFS) é transmitida pelo MPA em duas condições diferentes:

- ✓ *Resposta*: Resposta para um Pedido de Status (RFS) feito por outra estação mestre para o MPA.
 - Se o MPA está pronto para entrar no anel lógico, o byte *FC* é setado com o valor 0x20, caso contrário com o valor 0x10.
- ✓ *Request*: Pedido de Status (RFS) feito pelo MPA para outra estação do barramento.
 - O byte *FC* é setado com o valor 0x49.

- **Pass Token**

Figura 46 – *Mensagem de token*

Mensagem transmitida pelo *MPA* com a finalidade de passar o *token* para a estação sucessora do anel lógico, conforme *LAS*.

- **Diagnosis**

Figura 47 – *Mensagem de Requeste de Diagnóstico*

Na iniciação do sistema, o *MPA* transmite uma mensagem de diagnóstico para cada dispositivo definido na *Poll-List*, conforme Figura 34.

A cada mensagem de diagnóstico, o byte *FC* assume um valor diferente, sendo eles: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

- **Parameterization**

Figura 48 – *Mensagem de Parametrização*

Conforme Figura 34, após transmissão da mensagem de Diagnosis, o *MPA* transmite uma mensagem de Parameterization para informar o dispositivo sobre a maneira que ele deve comportar-se durante a comunicação.

A cada mensagem de parametrização, o byte *FC* assume um valor diferente, sendo: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

A Figura 49 indica os valores setados pelo *MPA* em cada byte do campo de dados.

D1 - 0x80	D2 - 0x2D
D3 - 0x01	D4 - 0x0C
D5 e D6 - Identificação	
D7 - 0x00	

Figura 49 – Bytes da mensagem de Parametrização

Os bits da Figura 50 informam sobre as opções de configuração disponíveis no byte D1.

Figura 50 – Representação do byte de dados da mensagem de Parametrização

Lock	Unlock	Descrição
0	0	min TSDR deve ser sobrescrito
0	1	Escravo está habilitado para outros mestres
1	0	Escravo está desabilitado para outros mestres
1	1	Escravo está habilitado para outros mestres

Figura 51 – Representação do bit Lock/Unlock na mensagem de Parametrização

Os bytes D2 e D3 informam a base de tempo do parâmetro *WATCHDOG* do dispositivo escravo. O parâmetro *WATCHDOG* indica como forma de segurança, o tempo máximo a ser dispendido entre duas requisições de mensagens cíclicas transmitidas para o escravo.

O byte D4 configura o parâmetro TSDR do dispositivo. O parâmetro TSDR define o tempo que a estação deve aguardar antes de transmitir um reconhecimento ou uma mensagem de resposta para uma mensagem recebida.

Os bytes D5 e D6 indicam o número de identificação do dispositivo junto à associação PROFIBUS (Informação obtida no arquivo GSD do dispositivo)

O byte D7 indica o *Group number* (Indica se o dispositivo deve fazer parte de algum grupo específico. Tal informação é usada em comandos de *Multicast*).

- **Configuration**

0x68	LE	LEr	0x68	DA	SA	FC	0x3E	0x3E	DATA	FCS	ED
------	----	-----	------	----	----	----	------	------	------	-----	----

Figura 52 – Mensagem de Configuração

Conforme Figura 34, após transmissão da mensagem de Parametrização, o *MPA* transmite uma mensagem de configuração para informar o dispositivo escravo quais as variáveis que devem ser trocados ciclicamente entre eles.

No campo *DATA* da mensagem podem ser transferidas até 16 bytes referentes ao *código de acesso* do dispositivo, conforme informação extraída do arquivo *GSD* e mostrado na Figura 28 do módulo *Mod_PollList*.

A cada mensagem de configuração, o byte *FC* assume um valor diferente, sendo: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

Obs: Para garantir que as informações contidas nesta mensagem estão corretas, o escravo compara a configuração recebida com a sua própria configuração.

- **Data_Exchange**

0x10	DA	SA	FC	FCS	ED
------	----	----	----	-----	----

Figura 53 – Mensagem de troca de dados cíclico

Após o dispositivo escravo ser parametrizado e configurado, conforme Figura 34, o MPA pode iniciar a transmissão de mensagem de Data_Exchange, usada na troca de dados cíclico entre o dispositivo mestre e o dispositivo escravo.

A cada mensagem de *Data_exchange*, o byte *FC* assume um valor diferente, sendo eles: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

- **InitComm**

0x68	0x19	0x19	0x68	DA	SA	FC	D1	D2	D3	D4	D5	D6	D7	D8	D9
D10	D11	D12	D13	D14	D15	D16	D17	D18	D19	D20	D21	D22	D23	FCS	ED

Figura 54 – Mensagem de conexão acíclica

A mensagem InitComm é transmitida durante a comunicação acíclica de dados, para abrir uma conexão com o dispositivo escravo, conforme Figura 39.

A cada mensagem de *InitComm* o byte *FC* assume um valor diferente, sendo: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

A Figura 55 indica os valores setados pelo *MPA* em cada byte do campo de dados.

D1 - 0x31	D2 - 0x32	D3 - 0x57	D4 - 0x00	D5 - 0x00
D6 - 0x00	D7 - 0Xff	D8 - 0xFF	D9 - 0x03	D10 - 0x01
D11 - 0x00	D12 - 0x01	D13 - 0x80	D14 - 0x00	D15 - 0x00
D16 - 0x02	D17 - 0x00	D18 - 0x02	D19 - 0x00	D20 - 0x00
D21 - 0x00	D22 - 0x00	D23 - 0x00		

Figura 55 – Bytes da mensagem de Conexão Acíclica

- **AbortComm**

Figura 56 – Mensagem de Abort

A mensagem AbortComm é transmitida durante comunicação acíclica de dados, quando deseja fechar uma comunicação, ou após uma conexão ser negada pelo dispositivo escravo, conforme Figura 39.

Em cada mensagem de *Abort* o byte *FC* assume um valor diferente, sendo: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

A Figura 57 indica os valores setados pelo *MPA* em cada byte do campo de dados.

Figura 57 – Bytes da mensagem de Abort

- **Confirmation**

Figura 58 – Mensagem de confirmação

A mensagem de Confirmação é transmitida durante a comunicação acíclica de dados, após a transmissão da mensagem de conexão, ou da mensagem de leitura ou escrita, para confirmar se a mensagem foi aceita pelo dispositivo escravo, conforme Figura 39.

A cada mensagem de confirmação, o byte *FC* assume um valor diferente, sendo: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

D1 - byte de controle que varia entre 0x2F e 0x30. D2 - 0x32

Figura 59 – Bytes da mensagem de Confirmação

- **Read_Parameter**

0x68	0x09	0x09	0x68	DA	SA	FC	D1	D2	D3	D4	D5	D6	FCS	ED
------	------	------	------	----	----	----	----	----	----	----	----	----	-----	----

Figura 60 – Mensagem de leitura de parâmetro

A mensagem Read_Parameter é transmitida durante a comunicação acíclica, para ler um ou mais parâmetros de um bloco de função, conforme Figura 39.

A cada mensagem de *Read_parameter*, o byte *FC* assume um valor diferente, sendo: 0x6D, 0x5D ou 0x7D.

A Figura 61 indica os valores setados pelo *MPA* em cada byte do campo de dados.

D1 - byte de controle que varia entre 0x2F e 0x30. D2 - 0x32 D3 – 0x5E (indica que é uma leitura) D4 – Slot Relativo do bloco D5 – Index do parâmetro D6 – 0xF0
--

Figura 61 – Bytes da mensagem de leitura acíclica

4.10 MOD_MESSRECEIVED

No módulo Mod_MessReceived o MPA atribui para um buffer de entrada, as mensagens transmitidas no barramento por outras estações-mestres ou escravas. Sempre

que um *byte* é detectado no barramento, um evento ocorre na porta serial do PC e o *byte* é recebido pelo MPA.

No entanto, antes do MPA atribuir o *byte* recebido para o buffer de entrada, é necessário verificar se este *byte* é o primeiro *byte* da mensagem, ou seja, se ele é igual a um dos *bytes* mostrado pela Figura 62.

BYTE	TIPO	DESCRIÇÃO
10h	SD1	Mensagem de tamanho fixo sem campo de dados
68h	SD2	Mensagem de tamanho variável com campo de dados
A2h	SD3	Mensagem de tamanho fixo com campo de dados
DC h	SD4	Mensagem de Token
E5	SC	Mensagem de confirmação curta

Figura 62 – *Tratamento do primeiro byte da mensagem*

Caso o *byte* recebido seja o primeiro da mensagem e o *buffer* de entrada do MPA esteja vazio, o tipo da mensagem é definido de acordo com a Figura 62 e os próximos dois *bytes* recebidos são utilizados como indicador de tempo pelo MPA e não são adicionados no *buffer* de entrada.

Como dispositivo físico de acesso ao barramento, o MPA utiliza uma interface de comunicação chamada BC1 desenvolvida pela Smar Equipamentos Industriais (SMAR EQUIPAMENTOS INDUSTRIAIS, 2007), que interliga o PC via porta serial RS-232 a uma rede PROFIBUS PA, com velocidade de transmissão de 31,25 Kbits/s (PROFIBUS - Descrição Técnica ,2000). O firmware original da interface BC1 foi substituído por um firmware adequado ao MPA com as seguintes funções:

- Transferir os *bytes* detectados no barramento para a porta serial do PC e vice-versa
- A BC1 possui um contador interno e sempre que detecta um *byte* vindo do barramento com o valor igual a um dos *bytes* da Figura 62, transfere para a porta serial do PC além do *byte* detectado, dois *bytes* adicionais contendo o valor do

contador. O valor do contador é utilizado pelo MPA para controlar o momento que a mensagem foi recebida no barramento. Caso um dos bytes da Figura 62 for detectado após o início da mensagem, o MPA adiciona o byte no buffer de entrada e descarta os dois próximos bytes recebidos. A Figura 63 mostra o funcionamento da BC1.

Figura 63 – Funcionamento da interface BC1

Após definição do tipo da mensagem, o MPA já sabe o tamanho da mensagem e o tipo dos próximos bytes que devem ser recebidos, sendo assim, o MPA atribui o valor de cada byte recebido para uma variável correspondente, conforme mostra a Figura 64:

VARIÁVEL	DESCRIÇÃO
FM	Formato da mensagem (SD1,SD2,SD3,SD4,SC)
LE	Tamanho do DATA_UNIT
DA	Endereço de destino
SA	Endereço fonte
FC	Byte de controle
DSAP	Endereço de destino, no formato SAP.
SSAP	Endereço fonte, no formato SAP.
DATA_UNIT	Campo de dados
FCS	Byte de Checagem
ED	Byte finalizador

Figura 64 – Decodificação da mensagem recebida

Após a mensagem ter sido totalmente recebida, as mensagens com os bytes *FCS* e *ED* válidos e endereçados para o MPA, são verificadas através de alguns bytes específicos, e o tipo da mensagem recebida é definida, conforme Figura 65.

Na Figura 65 o endereço do MPA é representado pela variável *EM* e o endereço SAP pela variável *ESM*.

BYTES VERIFICADOS	TIPO DE MENSAGEM RECEBIDA
(FM = 8C)	Reconhecimento
(FM = 84) (DA = EM)	Token
(FM = SD1) (DA = EM) (FC = 49)	Resposta de Pedido de Status (RFS)
(FM = SD1) (DA = EM) (FC = 03)	Resposta Negativa
(FM = SD2) (DA = ESM) (DSAP = 3E) (SSAP = 3C)	Resposta de Diagnostico
(FM = SD2) (DA = ESM) (DSAP = 3E) (SSAP = 38)	Resposta de leitura cíclica
(FM = SD2) (DA = ESM) (DSAP = 32) (SSAP = 31)	Resposta de conexão de mensagem acíclica
(FM = SD2) (DA = ESM) (DSAP = 32 ou 2F/30)	Resposta de confirmação de mensagem acíclica

Figura 65 – Verificação mensagem recebida

4.11 MOD_BUSANALYSE

O módulo Mod_BusAnalyse disponibiliza em tempo real uma lista de todas as mensagens transmitidas no barramento. A finalidade do módulo é fornecer um ambiente propício para realização de análise de desempenho da rede.

The screenshot shows the 'Analisador Profibus' application window. It has a menu bar (Live List, View, Conf, Busca, About) and a toolbar with icons for various functions. A 'Token' button is visible on the right. The main area displays a table of messages with the following columns: Numero, Tempo, Mensagem, Tipo Mensagem, STX/ACK, Fonte, and Destino. The table contains 48 rows of data, with the 34th row highlighted. At the bottom, the status bar shows 'Status Comunicação : GOOD'.

Numero	Tempo	Mensagem	Tipo Mensagem	STX/ACK	Fonte	Destino
32	09:29:16.278	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
33	09:29:16.290	10 09 01 5D CC A9	Leitura Poll-List	STX	1	9
34	09:29:16.295	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
35	09:29:16.306	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
36	09:29:16.311	10 06 01 49 BD B1	Pedido de Status (RFS)	STX	1	6
37	09:29:16.327	10 14 01 5D 32 94	Leitura Poll-List	STX	1	20
38	09:29:16.332	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
39	09:29:16.344	10 09 01 7D 53 18	Leitura Poll-List	STX	1	9
40	09:29:16.349	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
41	09:29:16.360	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
42	09:29:16.366	10 14 01 7D AD 25	Leitura Poll-List	STX	1	20
43	09:29:16.371	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
44	09:29:16.383	10 09 01 5D CC A9	Leitura Poll-List	STX	1	9
45	09:29:16.388	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
46	09:29:16.400	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
47	09:29:16.414	10 14 01 5D 32 94	Leitura Poll-List	STX	1	20
48	09:29:16.420	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
49	09:29:16.432	10 09 01 7D 53 18	Leitura Poll-List	STX	1	9
50	09:29:16.437	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
51	09:29:16.447	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
52	09:29:16.453	10 08 01 49 5E 16	Pedido de Status (RFS)	STX	1	8
53	09:29:16.469	10 14 01 7D AD 25	Leitura Poll-List	STX	1	20
54	09:29:16.474	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
55	09:29:16.486	10 09 01 5D CC A9	Leitura Poll-List	STX	1	9
56	09:29:16.491	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
57	09:29:16.500	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
58	09:29:16.508	10 09 01 49 7A AA	Pedido de Status (RFS)	STX	1	9
59	09:29:16.512	10 01 09 00 B1 03	Resp. Pedido de Status (RFS)	ACK	9	1
60	09:29:16.521	10 14 01 5D 32 94	Leitura Poll-List	STX	1	20
61	09:29:16.526	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
62	09:29:16.538	10 09 01 7D 53 18	Leitura Poll-List	STX	1	9
63	09:29:16.543	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
64	09:29:16.554	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
65	09:29:16.559	10 0A 01 49 17 6E	Pedido de Status (RFS)	STX	1	10
66	09:29:16.564	10 01 0A 00 33 10	Resp. Pedido de Status (RFS)	ACK	10	1
67	09:29:16.571	C8 14 01 7D AD 25	Leitura Poll-List	STX	1	20
68	09:29:16.578	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
69	09:29:16.590	10 09 01 5D CC A9	Leitura Poll-List	STX	1	9
70	09:29:16.595	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
71	09:29:16.606	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
72	09:29:16.611	10 08 01 49 33 D2	Pedido de Status (RFS)	STX	1	11
73	09:29:16.627	10 14 01 5D 32 94	Leitura Poll-List	STX	1	20
74	09:29:16.632	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
75	09:29:16.644	10 09 01 7D 53 18	Leitura Poll-List	STX	1	9
76	09:29:16.649	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1
77	09:29:16.660	DC 01 01 80 04	Token	STX	1	1
78	09:29:16.666	10 14 01 7D AD 25	Leitura Poll-List	STX	1	20
79	09:29:16.671	68 0D 0D 68 01 14 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 18 E9	Resp. Leitura Poll-List	ACK	20	1
80	09:29:16.683	10 09 01 5D CC A9	Leitura Poll-List	STX	1	9
81	09:29:16.688	68 08 08 68 01 09 08 00 00 00 00 4C C2 10	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	1

Figura 66 – Ambiente usado para analisar a rede

A lista é organizada pelos seguintes campos:

- **Numero** – Número sequencial que identifica a mensagem

- **Tempo** – Indica o momento que a mensagem foi recebida ou transmitida. (tempo extraído do 2º e 3º *byte* da mensagem, conforme descrito no modulo *Mod_MessReceived*)
- **Mensagem** – Mensagem
- **Tipo Mensagem** – Indica o tipo da mensagem.
- **STX/ACK** – Indica se a mensagem é um request ou uma resposta/reconhecimento.
- **Fonte** – Endereço da estação que transmitiu a mensagem.
- **Destino** – Endereço de destino da mensagem.

As informações dos campos: “*Tipo Mensagem*” e “*STX/ACK*” são obtidas através da interpretação de cada byte da mensagem, conforme Figura 67.

BYTES	TIPO DE MENSAGEM	STX/ACK
(FM = 5C)	Reconhecimento	ACK
(FM = 5D1) e (FC = 49)	Pedido de Status (RFS)	STX
(FM = 5D2) e (FC = 08) e (DSAP = 32) e (SSAP = 31)	Resp. Conexão Acíclica	ACK
(FM = 5D1) e (FC = 5D ou 6D ou 7D)	Leitura Poll-List	STX
(FM = 5D4)	Token	STX
(FM = 5D1) e (FC = 03)	Negativa	ACK
(FM = 5D1) e (FC = 00)	Resp. Pedido de Status (RFS)	ACK
(FM = 5D2) e (DSAP = 3E) e (SSAP = 3C)	Resp. Diaadnosis	ACK
(FM = 5D2) e (DSAP = 3C) e (SSAP = 3E)	Diaadnosis	STX
(FM = 5D2) e (DSAP = 3E) e (SSAP = 38)	Resp. Leitura Poll-List	ACK
(FM = 5D2) e (DSAP = 38) e (SSAP = 3E)	Leitura Poll-List	TXT
(FM = 5D2) e (FC = 08)	Resp. Leitura Poll-List	ACK
(FM = 5D2) e (DSAP = 32) e (SSAP = 31)	Resp. Conexão Acíclica	ACK
(FM = 5D2) e (DSAP = 32) e (DATA(2) = 5E)	Resp. Leitura Acíclica	ACK
(FM = 5D2) e (DSAP = 32) e (DATA(2) = 5F)	Resp. Escrita Acíclica	ACK
(FM = 5D2) e (SSAP = 32) e (DATA(1) = 5E)	Leitura Acíclica	STX
(FM = 5D2) e (SSAP = 32) e (DATA(1) = 5F)	Escrita Acíclica	STX
(FM = 5D2) e (DA = FF)	Multicast	STX

Figura 67– Verificação da mensagem para a adição da ListView

4.12 MOD_GENERAL

O módulo Mod_General é composto por funções diversificadas utilizadas por outros módulos, como descrito á seguir:

- **Função SendMessHigh**

Função responsável por organizar as mensagens com prioridade alta no *buffer* de saída, respeitando o algoritmo mostrado pela Figura 34 (*Controle de transmissão de mensagens cíclicas*)

Algumas mensagens possuem prioridades sobre outras, como mostra a Figura 68:

MENSAGEM
Diagnóstico
Parametrização
Configuração
Data_Exchange

Figura 68 – *Prioridades de mensagens (alta)*

- **Função SendMessLow**

Função responsável por organizar as mensagens com prioridade baixa no buffer de saída, respeitando o algoritmo mostrado pela Figura 39 (*Controle de transmissão de mensagens acíclicas*)

Algumas mensagens possuem prioridades sobre outras, como mostra a Figura 69:

Figura 69 – Prioridades de mensagens (baixa)

- **Função AddStationLAS**

Esta função adiciona na *LAS* as estações-mestres detectadas no barramento. Tal informação é adquirida através da resposta da mensagem de Pedido de Status (*RFS*).

- **Função FindPSNS**

Esta função procura na *LAS* qual é a estação antecessora (*PS*) e a estação sucessora (*NS*) do *MPA*.

- **Converte_Data_Type**

Quando o *MPA* recebe uma resposta da mensagem de *Data_Exchange* ou uma resposta da mensagem *Read_parameter*, essa função extrai os bytes do campo de dados da mensagem e converte no valor que é apresentado para o usuário.

À quantidade de bytes variam de acordo com o tipo de dado, em algumas mensagens são utilizadas estruturas de dados que contém um conjunto de parâmetros. É necessário um tratamento diferente para cada tipo de dado e estrutura. A Figura 70 mostra os tipos de dados e estruturas dos parâmetros lidos pelo *MPA*.

DADOS	QUANT.(BYTES)	ESTRUTURA
Float	4	1 Float
2 Float	8	2 Float
Unsigned 8	1	1 unsigned 8
Unsigned 16	2	1 Unsigned 16
Unsigned 32	4	1 Unsigned 32
DS33	5	1 Float + 1 Unsigned 8
DS36	9	2 Float + 1 Unsigned 8
DS37	3	3 Unsigned 8
DS42	4	4 Unsigned 8

Figura 70 – Tipos de dados

- ***CalcChecksum***

Esta função calcula através de um algoritmo os bytes *FCS* e *ED* da mensagem, no qual é usado na verificação da qualidade da mensagem.

- ***GetStatus***

Essa função verifica através de uma lista, o status dos parâmetros do tipo *DS33* (valor + *status*).

5 RESULTADOS

Neste capítulo são apresentados os experimentos realizados e analisados através da ferramenta MPA, e os resultados obtidos.

Os experimentos foram realizados em uma rede PROFIBUS DP e PA, composta pelos seguintes elementos:

- 2 Mestres *DF73 Smar*, modelo *HSE Profibus Gateway versão v1.00.06*. (SMAR EQUIPAMENTOS INDUSTRIAIS, 2006).
- 1 *Coupler Siemens* modelo DP/PA Coupler SIMATIC S7 (SIEMENS ,2007).
- 1 *BC1* modificada (O funcionamento desta interface de comunicação é apresentado pela Figura 63 do módulo *Mod_MessReceived*)
- 1 *MPA*
- 15 Equipamentos de campo PROFIBUS PA Smar, sendo eles: 1 DT303 (Transmissor de Densidade), 1 TP303 (Transmissor de Posição), 4 LD303 (Transmissor de Pressão), 1 LD293 (Transmissor de Pressão), 3 TT303 (Transmissor de Temperatura), 3 FY303 (Posicionador), 2 FP303 (Conversor de *Fieldbus* para Pressão).

A Figura 71 ilustra a estrutura da rede PROFIBUS utilizada nos experimentos.

Figura 71 – Estrutura da rede PROFIBUS

Através da conexão à rede PROFIBUS PA, o MPA acessa também as mensagens transmitidas no barramento PROFIBUS DP.

5.1 ANÁLISE DA INFLUÊNCIA DO PARÂMETRO TTR NO TEMPO DE POLLING DA MENSAGEM

Neste experimento foi analisada a influência do parâmetro *TTR* no tempo de *Polling* das mensagens listadas na *Poll-List*, tempo esse medido através da transmissão consecutiva de uma mesma mensagem da lista. Na Figura 72, a variável *T1* representa o tempo de *Polling* da mensagem do dispositivo D1 e a variável *T2* o tempo de *Polling* da mensagem do dispositivo D2.

Figura 72 – Representação do tempo de *Polling* da mensagem

O tempo de *Polling* da mensagem foi analisado analiticamente por Li (1996), que denominou este período de tempo, como, *polling-interval*. No entanto, Li não considerou em seu artigo alterações no parâmetro TTR, sendo assim, não existe o intuito de comparar os resultados obtidos por Li (1996) com os resultados obtidos neste experimento.

O tempo de *Polling* da mensagem é fator primordial em aplicações críticas de processo, pois determina a periodicidade de atualização das variáveis de processo, definindo assim a taxa de controle do sistema. Faz-se necessário saber se o maior tempo de *Polling* da mensagem está dentro do limite suportado pela aplicação frente a determinado requisito de desempenho da(s) malha(s) de controle.

Sobre esta representação, o tempo de *Polling* da mensagem do equipamento TT303 (transmissor de temperatura) no endereço 7 foi analisado. Tal mensagem pertence à *Poll-List* do mestre MPA. A análise foi feita no ambiente apropriado fornecido pela ferramenta MPA, representado pela Figura 66 do módulo Mod_BusAnalyse, onde os dados foram extraídos manualmente.

A Figura 73 apresenta um exemplo do cálculo de tempo de *Polling* da mensagem do TT303, em uma rede composta por dois mestres: o DF73 no endereço 1 e o MPA no endereço 2.

Numero	Tempo	Mensagem	Tipo Mensagem	STX/ACK	Fonte	Destino
429	15:43:28:752	DC 02 01 02 17	Token	STX	1	MPA
430	15:43:28:764	10 07 02 5D AD 1D	Leitura Poll-List	STX	MPA	7
431	15:43:28:772	68 0D 0D 68 02 07 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 30 A1	Resp. Leitura Poll-List	ACK	7	MPA
432	15:43:28:789	10 06 02 5D 89 A1	Leitura Poll-List	STX	MPA	6
433	15:43:28:797	68 0B 0B 68 02 06 08 00 00 00 00 1F 00 00 00 98 6B	Resp. Leitura Poll-List	ACK	6	MPA
434	15:43:28:815	10 04 02 49 76 DA	Pedido de Status (RFS)	STX	MPA	4
435	15:43:28:819	10 02 04 00 65 A1	Resp. Pedido de Status (RFS)	ACK	4	MPA
436	15:43:28:843	DC 01 02 A6 55	Token	STX	MPA	1
437	15:43:28:851	10 04 01 7D DD 7B	Leitura Poll-List	STX	1	4
438	15:43:28:858	68 08 08 68 01 04 08 00 00 00 00 4C E6 1F	Resp. Leitura Poll-List	ACK	4	1
439	15:43:28:867	10 0C 01 5D 7A E5	Leitura Poll-List	STX	1	12
440	15:43:28:874	68 08 08 68 01 0C 08 00 00 00 00 4C 38 2B	Resp. Leitura Poll-List	ACK	12	1
441	15:43:28:882	DC 02 01 02 17	Token	STX	1	MPA
442	15:43:28:889	10 07 02 5D AD 1D	Leitura Poll-List	STX	MPA	7
443	15:43:28:897	68 0D 0D 68 02 07 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 30 A1	Resp. Leitura Poll-List	ACK	7	MPA
444	15:43:28:908	10 06 02 5D 89 A1	Leitura Poll-List	STX	MPA	6
445	15:43:28:916	68 0B 0B 68 02 06 08 00 00 00 00 1F 00 00 00 98 6B	Resp. Leitura Poll-List	ACK	6	MPA
446	15:43:28:932	10 05 02 49 52 66	Pedido de Status (RFS)	STX	MPA	5
447	15:43:28:951	10 02 05 00 EF 15	Resp. Pedido de Status (RFS)	ACK	5	MPA
448	15:43:28:71b	DC 01 02 A6 55	Token	STX	MPA	1

Figura 73 – Cálculo de tempo do *Polling* da mensagem

Observe-se que na Figura 73, após recebimento do *token*, o MPA transmite as mensagens da *Poll-List*, sendo a primeira para o endereço 7 (mensagem analisada) e a segunda para o endereço 6. Antes de transmitir o *token* para o DF73, o MPA transmite uma mensagem de Pedido de Status (RFS) para o endereço 4. Do mesmo modo, o DF73 recebe o *token* e transmite as mensagens da *Poll-List*, sendo a primeira para o endereço 4 e a segunda para o endereço 6, e por fim o DF73 retorna o *token* para o MPA, que inicia novamente a transmissão das mensagens da lista.

De acordo com a Figura 73, o tempo de *Polling* da mensagem do TT303 que está no endereço 7, é calculado pela diferença entre os tempos “15:43:28:889” e “15:43:28:764” do campo “*Tempo*”, que aparecem entre os números 430 e 442 no campo “*Número*”, resultando em 125ms.

É importante ressaltar, contudo, que apesar dos dispositivos mestres possuírem uma lista de mensagens periódicas (*Poll-List*), o tempo de *Polling* da mensagem não é constante, devido às ocorrências de mensagens de *Multicast*, mensagens de Pedido de Status (RFS) (conforme definido nos parâmetros GAP e HSA) e resposta aos Pedidos de Status (RFS) caso haja um dispositivo ativo no endereço correspondente, além da variação de tempo de processamento da mensagem na camada de aplicação dos dispositivos. Tal fator deve ser evidenciado principalmente no MPA, em razão deste ser executado em PC onde os tempos não funcionam com determinismo.

De acordo com o algoritmo de passagem de *token* descrito no tópico 2.4.3.3, em cada recepção do *token*, o mestre possui uma quantidade de tempo diferente para transmitir mensagens no barramento, tal tempo é calculado pela diferença entre os parâmetros TTR e TRR. O valor do parâmetro TRR varia em cada ciclo do *token* e por esta razão, caso o parâmetro TTR esteja configurado com um valor baixo, ou seja, insuficiente para aplicação, o número de mensagens da *Poll-List* transmitida pelo mestre durante a pose do *token* não é fixa. Por exemplo, considere-se um mestre “X” com 5 mensagens na *Poll-List* e com o parâmetro TTR configurado com um valor um pouco abaixo do valor considerado suficiente

para a aplicação. Em alguns ciclos do *token* as 5 mensagens serão transmitidas, enquanto em outros ciclos apenas 4 ou 3 mensagens serão transmitidas, ou seja, eventualmente a *Poll-List* será executada completamente em um único ciclo do *token* ou finalizada em dois ciclos do *token*, dependendo do tempo que o mestre possui para transmitir mensagem no barramento quando de direito do *token*. Normalmente a quantidade de ciclos do *token* necessários para a execução completa da *Poll-List* é a mesma.

A Figura 74 expõe um exemplo do *Polling* da mensagem do TT303 que está no endereço 7, onde a completa transmissão das mensagens da *Poll-List* do MPA foi finalizada em dois ciclos do *token*.

Numero	Tempo	Mensagem	Tipo Mensagem	STX/ACK	Fonte	Destino
5	16:20:23:40	DC 02 01 02 17	Token	STX	1	MPA
6	16:20:23:48	10 07 02 5D AD 1D	Leitura Poll-List	STX	MPA	7
7	16:20:23:56	68 0D 0D 68 02 07 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 30 A1	Resp. Leitura Poll-List	ACK	7	MPA
8	16:20:23:76	DC 01 02 A6 55	Token	STX	MPA	1
9	16:20:23:85	10 04 01 7D DD 7B	Leitura Poll-List	STX	1	4
10	16:20:23:92	68 08 08 68 01 04 08 00 00 00 00 4C E6 1F	Resp. Leitura Poll-List	ACK	4	1
11	16:20:23:101	10 0C 01 5D 7A E5	Leitura Poll-List	STX	1	12
12	16:20:23:108	68 08 08 68 01 0C 08 00 00 00 00 4C 38 2B	Resp. Leitura Poll-List	ACK	12	1
13	16:20:23:116	DC 02 01 02 17	Token	STX	1	MPA
14	16:20:23:124	10 06 02 5D 89 A1	Leitura Poll-List	STX	MPA	6
15	16:20:23:133	68 08 08 68 02 06 08 00 00 00 00 1F 00 00 00 98 6B	Resp. Leitura Poll-List	ACK	6	MPA
16	16:20:23:149	10 08 02 49 76 DA	Pedido de Status (RFS)	STX	MPA	4
17	16:20:23:153	10 02 08 00 65 A1	Resp. Pedido de Status (RFS)	ACK	4	MPA
18	16:20:23:177	DC 01 02 A6 55	Token	STX	MPA	1
19	16:20:23:186	10 04 01 7D DD 7B	Leitura Poll-List	STX	1	4
20	16:20:23:193	68 08 08 68 01 04 08 00 00 00 00 4C E6 1F	Resp. Leitura Poll-List	ACK	4	1
21	16:20:23:202	10 0C 01 5D 7A E5	Leitura Poll-List	STX	1	12
22	16:20:23:209	68 08 08 68 01 0C 08 00 00 00 00 4C 38 2B	Resp. Leitura Poll-List	ACK	12	1
23	16:20:23:217	DC 02 01 02 17	Token	STX	1	MPA
24	16:20:23:225	10 07 02 5D AD 1D	Leitura Poll-List	STX	MPA	7
25	16:20:23:233	68 0D 0D 68 02 07 08 00 00 00 00 4C 00 00 00 00 4C 30 A1	Resp. Leitura Poll-List	ACK	7	MPA
26	16:20:23:254	DC 01 02 A6 55	Token	STX	MPA	1

Figura 74 – Polling da mensagem – dois ciclos do *token*

Sobre tal representação, o experimento foi realizado em duas etapas, sendo a primeira em uma rede PROFIBUS com dois mestres no barramento e a segunda com três mestres no barramento. Em cada conjunto estatístico de medidas composto por cinquenta e uma amostras coletadas do tempo de *Polling* da mensagem do TT303 em regime de operação, foram ensaiados, diferentes valores do parâmetro TTR, combinados com quantidades crescentes de equipamentos escravo no barramento. O primeiro valor do TTR adotado é suficiente para que todas as mensagens da *Poll-List* do MPA sejam transmitida durante o ciclo do *token* (*representado pela cor azul*). O segundo valor do TTR é insuficiente

para a transmissão de todas as mensagens da *Poll-List* do MPA, de forma que o processo normalmente requer dois ciclos do *token* para se completar (*representado pela cor vermelha*). O terceiro valor de TTR é menor ainda, de forma que a completa transmissão das mensagens da *Poll-List* do MPA normalmente é finalizada em três ciclos do *token* (*representado pela cor verde*). Para simplificar a análise, foram descartados os ciclos com mensagens acíclicas, ciclos com mensagem de erro e ciclos com retransmissão de mensagem, pois além de ocorrer ocasionalmente, aumentam o tempo de *Polling* da mensagem.

Para este experimento, o parâmetro TTR de ambos os DF73 foram configurados em 450ms, valor considerado suficiente para completa transmissão das mensagens da *Poll-List* de ambos os mestres durante o ciclo do *token*.

As Figuras 75 a 94, apresentam além do gráfico com os conjuntos de amostras coletadas, um quadro indicando quais os dispositivos utilizados no experimento, por exemplo, o quadro da Figura 75 indica que o experimento foi realizado em uma rede com dois mestres (DF73 no endereço 1 com uma mensagem na *Poll-list*, e o MPA no endereço 2 com duas mensagens na *Poll-List*). As Figuras 75,77,79,81,83,85,87,89,91 e 93 representam os experimentos realizados com dois mestres e as Figuras 76,78,80,82,84,86,88,90,92 e 94 representam os experimentos realizados com três mestres. Os experimentos com três mestres utilizam a mesma configuração da *Poll-List* do experimento com dois mestres, apenas inclui o terceiro mestre que mantém uma configuração da *Poll-List* fixa em todas as amostras. Salienta-se que em cada dois gráficos apresentados, é inserido um novo dispositivo na configuração, hora na *Poll-List* do MPA, hora na *Poll-List* do DF73.

As figuras 75 a 94 são representadas a seguir com a seguinte formatação:

D (mestre DF73 no endereço 1) + **Número** (quantidade de mensagem da *Poll-List* do DF73 no endereço 1) + **M** (mestre MPA no endereço 2) + **Número** (quantidade de mensagem da *Poll-List* do MPA). Nos gráficos com três mestres é incluso a letra **D** (mestre

DF73 no endereço 2) + **Número** (quantidade de mensagem da *Poll-List* do DF73 no endereço 2).

- Configuração D1M2 – D1M2D3

Figura 75– Configuração D1M2

Figura 76 – Configuração D1M2D3

- Configuração D2M2 – D2M2D3

Figura 77– Configuração D2M2

Figura 78 – Configuração D2M2D3

- Configuração D2M3 – D2M3D3

Figura 79– Configuração D2M3

Figura 80 – Configuração D2M3D3

- Configuração D3M3 – D3M3D3

Figura 81 – Configuração D3M3

Figura 82 – Configuração D3M3D3

- Configuração D3M4 – D3M4D3

Figura 83 – Configuração D3M4

Figura 84 – Configuração D3M4D3

- Configuração D4M4 – D4M4D3

Figura 85 – Configuração D4M4

Figura 86 – Configuração D4M4D3

- Configuração D4M5 – D4M5D3

Figura 87 – Configuração D4M5

Figura 88 – Configuração D4M5D3

- Configuração D5M5 – D5M5D3

Figura 89 – Configuração D5M5

Figura 90 – Configuração D5M5D3

• Configuração D5M6 – D5M6D3

Figura 91 – Configuração D5M6

Figura 92 – Configuração D5M6D3

• Configuração D6M6 – D2M2D3

Figura 93 – Configuração D6M6

Figura 94 – Configuração D6M6D3

As tabelas 1 e 2 e a figura 95 mostram a média dos valores apresentados nos gráficos acima.

Tabela 1 - Média do tempo de *Polling* da Mensagem do TT303 com dois mestres no barramento

MESTRE (POLL-LIST)	TTR (ALTO)	TTR (MÉDIO)	TTR (BAIXO)
D1M2	98,72	131	
D2M2	113,74	155,12	
D2M3	136,02	177,08	222,36
D3M3	152,48	209,48	269,68
D3M4	177,54	233,54	298,06
D4M4	193,56	265,48	341,2
D4M5	220,46	288,74	367,84
D5M5	238,34	325,08	417,58
D5M6	263,18	350,02	441,1
D6M6	280,16	383,06	481,36

Tabela 2 – Média do tempo de *Polling* da Mensagem do TT303 com três mestres no barramento

MESTRE (POLL-LIST)	TTR (ALTO)	TTR (MÉDIO)	TTR (BAIXO)
D1M2D3	160,72	241,8	
D2M2D3	175,08	272,14	
D2M3D3	198,28	295,42	388,62
D3M3D3	214,98	328,26	443,14
D3M4D3	240,96	355,2	472,88
D4M4D3	259,96	393,92	525,6
D4M5D3	284,18	418,14	561,16
D5M5D3	300,44	452,74	595,08
D5M6D3	325,7	480,92	631,68
D6M6D3	341,42	511,6	670,54

Figura 95 – Gráficos da Média do tempo de Polling da mensagem do TT303

Os seguintes fatores podem ser destacados nos resultados apresentados neste experimento:

- Quanto maior o número de ciclos do *token* necessários para o MPA transmitir as mensagens da *Poll-List*, maior é o tempo de *Polling* da mensagem. Basta comparar os valores das colunas de TTR (alto) referente a 1 ciclo do *token*, TTR (médio) referente a 2 ciclos do *token* e TTR (baixo) referente a 3 ciclos do *token* conforme tabelas 1 e 2.

Isto ocorre porque, durante o *polling* da mensagem do TT303, o DF73 recebe o *token* uma única vez no caso do TTR alto, duas vezes no caso do TTR médio e três vezes no caso do TTR baixo, onde transmite as mensagens da *Poll-List*, mensagem de Pedido de Status (RFS) e mensagem de *multicast* quando necessário. No experimento com três mestres (tabela 2) a diferença entre os valores das colunas de TTR (alto), TTR (médio) e TTR (baixo) é ainda maior, pois são dois DF73 que recebem o *token* durante o *polling* da mensagem do TT303. Nota-se também que essa diferença cresce conforme adiciona-se dispositivo na *Poll-List* dos mestres.

- Adição de dispositivo na *Poll-List* do DF73 representa um aumento maior no tempo de *Polling* da mensagem do TT303 quando comparado com a adição do mesmo dispositivo na *Poll-List* do MPA.

Isto ocorre porque, durante o *Polling* da mensagem do TT303, o MPA transmite a mensagem uma única vez, enquanto o DF73 transmite a mensagem conforme o número de vezes que recebe o *token*.

Observe-se que no intervalo de *Polling* da mensagem do TT303 da Figura 74, o DF73 transmitiu duas vezes as mensagens da *Poll-List*, enquanto que o MPA transmitiu-as uma única vez. Com isso, evidencia-se que a adição de uma mensagem na *Poll-List* do MPA de 10 ms aumentará o tempo de *Polling* da mensagem em 10 ms, enquanto a adição da mesma mensagem no DF73 aumentará o tempo de *Polling* em 10 ms no caso do TTR (alto), 20 ms no TTR (Médio) e 30 ms no TTR (baixo).

A partir da análise realizada neste experimento, foi possível elaborar uma expressão matemática que represente o tempo de *Polling* das mensagens, representada pelo parâmetro TPM.

(5.1)

$$TPM = T_MA + T_DM + TT + TP_Status + TM$$

Onde T_MA é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta de todas as mensagens da *Poll-List* do mestre no qual possui a mensagem que está sendo analisada. T_DM é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta de todas as mensagens referentes a *Poll-List* dos demais mestres do anel lógico. TT é o tempo necessário para transferir o *token* entre as estações do anel lógico. TP_Status é o tempo de manutenção na rede, ou seja, é o tempo necessário para que as estações-mestres transmitam e recebam a resposta da mensagem de Pedido de Status (RFS). TM é o tempo necessário para que as estações-mestres transmitam a mensagem de *Multicast*.

O parâmetro T_MA pode ser expresso como:

(5.2)

$$T_{MA} = \sum_{i=1}^n TMC(i)$$

Onde n é o número de mensagens na *Poll-List* do mestre que possui a mensagem que está sendo analisada. $TMC(i)$ é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta da i th mensagem da *Poll-List*.

O parâmetro T_{DM} pode ser expresso como:

(5.3)

$$T_{DM} = n * \left(\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^p TMC(i, j) \right)$$

Onde n é o número de ciclos do *token* necessário para o mestre que possui a mensagem que está sendo analisada transmitir todas as mensagens da sua *Poll-List*. m é o número de mestres no anel lógico desconsiderando o mestre que possui a mensagem que está sendo analisada. p é o número de mensagens na *Poll-List* do i th mestre. $TMC(i, j)$ é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta da j th mensagem da *Poll-List* no i th mestre.

O parâmetro TT pode ser expresso como:

(5.4)

$$TT = ((NM + 1) * NCiclos) * TM_T$$

Onde NM é o número de mestres no anel lógico desconsiderando o mestre que possui a mensagem que está sendo analisada e $NCiclos$ é o número de ciclos do *token* necessário para o mestre que possui a mensagem que está sendo analisada transmitir todas as mensagens da sua *Poll-List*. TM_T é o tempo necessário para transmitir a mensagem de *token*.

O parâmetro TP_Status pode ser expresso como:

(5.5)

$$TP_Status = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m TMC(i, j)$$

Onde n é o número de ciclos do *token* necessário para o mestre que possui a mensagem que está sendo analisada transmitir todas as mensagens da sua *Poll-List*. m é o número de estações-mestres no anel lógico. $TMC(i, j)$ é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta da mensagem de Pedido de Status (RFS) do j th mestre no i th ciclo do *token*.

O parâmetro TM pode ser expresso como:

(5.6)

$$TM = \sum_{i=1}^n TM_M(i)$$

Onde n é o número de estações-mestres no anel lógico. $TM_M(i)$ é o tempo necessário para transmitir a mensagem de *Multicast* do i th mestre.

De acordo com a norma PROFIBUS, o parâmetro TMC utilizado nas expressões acima, representa o tempo de ciclo da mensagem, composto pelo tempo de transmissão da mensagem de request + tempo de transmissão da mensagem de resposta. O parâmetro TMC é expresso como:

(5.7)

$$TMC = TS/R + TSDR + TA/R + TID + 2TTD$$

A composição e significado de cada parâmetro da expressão TMC pode ser encontrada em detalhes em PROFIBUS SPECIFICATION (1998).

Para validar as expressões acima, o tempo de transmissão das mensagens referente ao conjunto de amostras do gráfico da Figura 88 (D4M5D3), onde o parâmetro TTR foi configurado em 290 ms foram substituídos na expressão TPM, como mostra a tabela 3. A Figura 96 compara os valores das amostras do gráfico da Figura 88 (D4M5D3) com os valores obtidos pela expressão TPM.

Tabela 3 – Representação dos valores utilizados na expressão TPM

Amostra	T_MA (n = 5)	T_DM (n=2; m=2; p(1) = 4; p(2) = 3)	TT (NM =2; Nciclos = 2; TMT = 9ms)	TP_STATUS (n=2; m=3)	TM (m = 3)	Total TPM
418	25,23,27,22,29	15,14,16,11,17,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	418
445	28,24,29,21,27	15,15,16,12,17,19,15	54	0,0,13,0,0,12	17,0,0	443
445	27,26,28,25,27	15,15,16,12,16,19,15	54	0,0,0,13,0,0,9	0,0,17	442
398	27,26,29,23,27	14,15,16,12,16,19,15	54	0,0,0,0,0,0	0,0,0	400
412	26,28,29,24,30	16,15,16,13,16,19,15	54	0,0,0,0,0,0	0,0,0	411
409	25,25,26,21,26	15,15,16,12,16,19,15	54	0,0,0,0,0,13	0,0,0	406
432	28,26,30,25,27	15,15,17,12,16,19,15	54	0,0,13,0,0,13	0,0,0	434
400	23,22,25,21,24	14,14,16,12,16,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	405
406	24,24,26,21,25	15,14,16,12,16,19,14	54	0,0,11,0,0,12	0,0,0	409
425	26,25,30,23,28	15,15,16,12,15,19,15	54	0,0,13,0,0,12	0,0,0	425
432	29,26,28,22,26	15,16,16,12,16,20,15	54	0,0,13,0,0,13	0,0,0	431
391	23,22,24,20,24	15,14,15,12,16,19,14	54	0,0,9,0,0,8	0,0,0	394
435	28,27,29,25,29	15,15,16,13,16,19,15	54	0,0,13,0,0,12	0,0,0	435
404	24,23,24,21,25	15,15,16,12,15,19,14	54	0,0,12,0,0,11	0,0,0	406
413	27,26,27,26,28	15,15,16,12,16,19,16	54	0,0,13,0,0,0	0,0,0	414
431	29,26,29,27,31	16,15,16,13,16,19,15	54	0,0,0,0,0,0	17,0,0	433
413	25,26,27,25,27	15,15,16,12,16,18,15	54	0,0,0,0,0,0	0,0,16	414
415	25,27,26,24,25	15,15,15,12,16,19,15	54	0,0,12,0,0,11	0,0,0	418
420	25,24,29,24,27	15,15,16,12,15,18,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	419
402	24,21,24,22,24	15,14,16,12,16,19,14	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	405
407	25,24,26,21,25	14,15,15,12,16,19,15	54	0,0,11,0,0,12	0,0,0	410
393	23,22,23,20,24	15,14,15,12,15,19,14	54	0,0,12,0,0,11	0,0,0	391
406	24,25,24,22,24	15,15,15,12,16,19,14	54	0,0,13,0,0,9	0,0,0	407
410	24,28,24,23,25	15,15,16,12,16,19,14	54	0,0,8,0,0,12	0,0,0	412
425	22,28,30,24,28	15,14,16,12,15,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	422
418	23,25,28,23,29	15,15,16,12,16,18,15	54	0,0,13,0,0,8	0,0,0	417
427	29,26,29,27,34	16,15,16,13,16,21,15	54	0,0,0,0,0,0	0,0,0	423
411	25,27,29,25,31	15,15,16,13,16,19,16	54	0,0,0,0,0,0	0,0,0	411
408	23,25,26,23,27	14,15,17,12,16,19,15	54	0,0,0,0,0,12	0,0,0	406
435	25,24,27,23,27	15,15,16,12,16,19,15	54	0,0,12,0,0,12	16,0,0	436
432	23,22,26,24,27	15,15,16,12,15,19,15	54	0,0,12,0,0,11	17,0,0	430
415	24,22,26,24,27	15,15,16,12,16,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	417
416	23,23,25,21,28	15,14,16,12,16,19,15	54	0,0,12,0,0,13	0,0,0	413
409	23,25,24,21,27	15,15,16,12,16,19,14	54	0,0,12,0,0,11	0,0,0	411
413	23,26,28,22,29	15,15,16,12,15,19,15	54	0,0,8,0,0,8	0,0,0	412
402	24,21,25,21,24	15,15,16,12,14,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	405
453	27,27,35,29,34	17,15,16,12,17,20,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	454
399	27,22,28,20,26	15,14,15,12,15,19,14	54	0,0,0,0,0,12	0,0,0	397
414	24,28,29,26,30	16,15,16,13,16,19,16	54	0,0,0,0,0,0	0,0,0	413
455	28,27,36,28,42	16,15,16,12,17,20,15	54	0,0,0,0,0,13	0,0,0	450
442	26,27,30,27,30	15,15,16,13,16,20,15	54	0,0,13,0,0,12	0,0,0	439
421	25,24,29,23,28	14,15,16,12,15,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	419
408	22,25,28,20,26	15,16,15,11,16,18,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	411
439	23,25,27,25,28	15,15,16,13,16,19,15	54	0,0,12,0,0,11	17,0,0	440
426	22,24,27,23,27	15,14,16,12,16,18,15	54	0,0,12,0,0,12	16,0,0	429
409	23,26,27,22,25	15,15,15,12,16,19,14	54	0,0,13,0,0,8	0,0,0	410
420	24,25,29,24,27	15,15,15,12,15,19,15	54	0,0,12,0,0,12	0,0,0	419
412	24,27,24,23,26	15,15,16,12,16,19,14	54	0,0,9,0,0,13	0,0,0	414
438	26,27,35,27,29	16,15,15,13,16,19,17	54	0,0,13,0,0,0	0,0,0	433

Figura 96 – Gráfico de comparação entre amostra e TPM

5.2 ANÁLISE DO TEMPO DE REINTEGRAÇÃO DA ESTAÇÃO-MESTRE NO BARRAMENTO APÓS PERDA DE MENSAGEM DE TOKEN

Durante operação da rede, as estações-mestres trabalham de modo sincronizado, onde o *token* é passado entre elas de maneira seqüencial e periódica. Esta sintonia pode ser quebrada por um período de tempo, caso haja retirada de um dos dispositivos mestres da rede, ou a perda de mensagem de *token*.

A perda de mensagem de *token* pode causar instabilidade no sistema, pois após o número de retransmissão definido no parâmetro *retries*, a estação que deixou de responder a mensagem de *token* é excluída do anel lógico, e o tempo de sua reintegração pode ser oneroso e prejudicial para aplicação caso o sistema não esteja configurado adequadamente. Este tipo de falha de comunicação é mais comum em redes *WIRELESS*, por serem mais susceptível á perda ou corrupção de mensagens quando comparadas com uma rede com fios (WILLIG, 2003).

O tempo de reintegração da estação-mestre no anel lógico, após perda de mensagem de *token* foi analisado através de ferramenta de simulação por Willig (2003), que aplicou dois modelos de erros que são utilizados em redes *WIRELESS*, sendo eles: “Independent model errors” e “Gilbert/Elliott model errors”. Em razão de Willig (2003) utilizar outro tipo de rede, não existe o intuito de comparar os resultados obtidos por Willig (2003) com os resultados obtidos neste experimento.

A Figura 97 apresenta um exemplo de perda de mensagem de *token* em uma rede composta por dois mestres: MPA no endereço 1 e o DF73 no endereço 2.

Numero	Tempo	Mensagem	Tipo Mensagem	STX/ACK	Fonte	Destino
350	07:27:06:886	DC 01 02 A6 55	Token	STX	2	MPA
351	07:27:06:901	DC 01 02 A6 55	Token	STX	2	MPA
352	07:27:06:916	DC 02 02 24 46	Token	STX	2	2
353	07:27:06:922	10 04 02 5D C0 D9	Leitura Poll-List	STX	2	4
354	07:27:06:929	68 08 08 68 02 04 08 00 00 00 00 4C AB 6A	Resp. Leitura Poll-List	ACK	4	2
355	07:27:06:938	10 0C 02 5D F8 F6	Leitura Poll-List	STX	2	12
356	07:27:06:945	68 08 08 68 02 0C 08 00 00 00 00 4C 75 5E	Resp. Leitura Poll-List	ACK	12	2
357	07:27:06:953	10 0E 02 5D B1 8E	Leitura Poll-List	STX	2	14
358	07:27:06:961	68 08 08 68 02 0E 08 00 00 00 00 4C 42 D3	Resp. Leitura Poll-List	ACK	14	2
359	07:27:06:969	10 03 02 49 89 EE	Pedido de Status(RFS)	STX	2	3
360	07:27:06:973	10 02 03 00 F6 FC	Resp. Pedido de Status(RFS)	ACK	3	2
361	07:27:06:982	DC 02 02 24 46	Token	STX	2	2
362	07:27:06:988	10 04 02 5D C0 D9	Leitura Poll-List	STX	2	4
363	07:27:06:995	68 08 08 68 02 04 08 00 00 00 00 4C AB 6A	Resp. Leitura Poll-List	STX	4	2
364	07:27:07:004	10 0C 02 5D F8 F6	Leitura Poll-List	STX	2	12
365	07:27:07:011	68 08 08 68 02 0C 08 00 00 00 00 4C 75 5E	Resp. Leitura Poll-List	STX	12	2
366	07:27:07:020	10 0E 02 5D B1 8E	Leitura Poll-List	STX	2	14
367	07:27:07:027	68 08 08 68 02 0E 08 00 00 00 00 4C	Resp. Leitura Poll-List	STX	14	2
368	07:27:07:035	10 04 02 49 76 DA	Pedido de Status(RFS)	STX	2	4
369	07:27:07:040	10 02 04 00 65 A5	Resp. Pedido de Status(RFS)	STX	4	2
370	07:27:07:048	DC 02 02 24 46	Token	STX	2	2

Figura 97 – Perda de *Token* – Dois mestres no barramento

Observe-se que na Figura 97, o MPA ignora as duas mensagens de *token* transmitidas consecutivamente pelo DF73 (*mensagens de número 350 e 351*). Com isso, o DF73 considera que o MPA foi retirado da rede e transmite a mensagem de *token* para si mesmo em razão de sua LAS estar vazia (*mensagem de número 352*). Após o DF73 receber a sua própria mensagem de *token*, ele inicia a transmissão das mensagens da *Poll-List* (*mensagem de número 353*) e em seguida transmite uma mensagem de Pedido de Status (RFS) para o primeiro endereço da GAPL (*Mensagem de número 359*), e por fim, transmite novamente o *token* para si mesmo (*mensagem de número 361*).

Em cada ciclo do *token* o DF73 transmite uma mensagem de Pedido de Status (RFS) para um endereço da GAPL. Assim, o MPA deve ser reintegrado ao anel lógico, somente após receber a mensagem de Pedidos de Status (RFS) do DF73, no qual deve responder como “*Estação pronta para entrar no anel lógico*” em razão de sua LAS já estar pronta. Após isso, o DF73 transmite a mensagem de *token* para o MPA e a sintonia entre as estações-mestres volta a ser a mesma de antes da perda de *token*.

O parâmetro HSA configurado pelo usuário indica o endereço da última estação da rede, na qual o DF73 deve transmitir a mensagem de Pedido de Status (RFS). No experimento representado pela Figura 97, o parâmetro HSA foi configurado em 20, assim a

GAPL do DF73 contém 20 endereços, como mostra a Figura 98. Deste modo, conforme GAPL do DF73 o MPA será reintegrado ao anel lógico após 20 ciclos do *token*..

3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	0	1
---	---	---	---	---	---	---	----	----	----	----	----	----	----	----	----	----	----	---	---

Figura 98 – GAPL do DF73 no endereço 2

A Figura 99 apresenta um exemplo de perda de mensagem de *token*, em uma rede composta por três mestres: MPA no endereço 1, DF73 no endereço 2 e outro DF73 no endereço 3.

Numero	Tempo	Mensagem	Tipo Mensagem	STX/ACK	Fonte	Destino
350	09:15:03:300	DC 01 03 BB 9A	Token	STX	3	MPA
351	09:15:03:315	DC 01 03 BB 9A	Token	STX	3	MPA
352	09:15:03:329	DC 02 03 39 89	Token	STX	3	2
353	09:15:03:335	10 04 02 5D C0 D9	Leitura Poll-List	STX	2	4
354	09:15:03:342	68 08 08 68 02 04 08 00 00 00 00 4C AB 6A	Resp. Leitura Poll-List	ACK	4	2
355	09:15:03:350	10 0C 02 5D F8 F6	Leitura Poll-List	STX	2	12
356	09:15:03:357	68 08 08 68 02 0C 08 00 00 00 00 4C 75 5E	Resp. Leitura Poll-List	ACK	12	2
357	09:15:03:366	10 0E 02 5D B1 8E	Leitura Poll-List	STX	2	14
358	09:15:03:374	68 08 08 68 02 0E 08 00 00 00 00 4C 42 D3	Resp. Leitura Poll-List	ACK	14	2
359	09:15:03:382	DC 03 02 AE F2	Token	STX	2	3
360	09:15:03:389	10 05 03 6D 78 1D	Leitura Poll-List	STX	3	5
361	09:15:03:397	68 08 08 68 03 05 08 42 48 00 00 80 C5 FC	Resp. Leitura Poll-List	ACK	5	3
362	09:15:03:405	10 09 03 6D 4B CF	Leitura Poll-List	STX	3	9
363	09:15:03:412	68 08 08 68 03 09 08 00 00 00 00 4C 8F 65	Resp. Leitura Poll-List	ACK	9	3
364	09:15:03:420	10 0A 03 6D C9 DC	Leitura Poll-List	STX	3	10
365	09:15:03:427	68 08 08 68 03 0A 08 41 20 00 00 80 A9 B0	Resp. Leitura Poll-List	ACK	10	3
366	09:15:03:435	10 04 03 49 F2 A9	Pedido de Status(RFS)	STX	3	4
367	09:15:03:439	10 03 04 00 30 99	Resp. Pedido de Status(RFS)	ACK	4	3
368	09:15:03:447	DC 02 03 39 89	Token	STX	3	2

Figura 99 – Perda de mensagem de token com três mestres na rede

Dentre as diferenças de funcionamento do sistema após a perda de mensagem de *token* em uma rede com dois mestres, representado pela Figura 97, e uma rede com três mestres, representado pela Figura 99, destacam-se os seguintes fatores:

- Na Figura 99, o DF73 que teve as duas mensagens de *token* ignorada pelo MPA (mensagem de número 350 e 351), ao invés de transmitir a mensagem de *token* para si mesmo, transmite para o outro DF73 que está no endereço 2 (endereço da estação sucessora na LAS) (mensagem de número 352). Deste modo, o DF73 que

está no endereço 2 transmite as mensagens da *Poll-List* (mensagem de número 353) e retorna o *token* para o DF73 no endereço 3 (mensagem de número 359).

- Na Figura 99, após a perda de mensagem de *token*, apenas o DF73 que está no endereço 3 transmite mensagem de Pedido de Status (RFS) no barramento, pois a GAPL do DF73 que está no endereço 2 está vazia.
- Na Figura 99, o tempo de reintegração do MPA no anel lógico é proporcional a 19 ciclos do *token*. O ciclo do *token* engloba as mensagens transmitidas por ambos os mestres: DF73 no endereço 2 e DF73 no endereço 3. A Figura 100 apresenta a seqüência de endereço da GAPL do DF73 que está no endereço 3.

4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	0	1
---	---	---	---	---	---	----	----	----	----	----	----	----	----	----	----	----	---	---

Figura 100 – GAPL do DF73 no endereço 3

Sobre esta representação, neste experimento foi analisado o tempo de reintegração do mestre MPA no barramento, após perda de mensagem de *token*. Para realização do experimento, a máquina de estado do FDL do MPA foi adaptada para que em períodos de tempo aleatórios a mensagem de *token* recebida por outro mestre seja rejeitada, o botão “*token*” que aparece na Figura 66 do módulo Mod_BusAnalyse permite ativar ou desativar essa funcionalidade. A análise foi feita no ambiente apropriado fornecido pelo MPA, também representado pela Figura 66, onde os dados foram extraídos manualmente.

O experimento foi realizado em duas etapas, sendo a primeira em uma rede PROFIBUS com dois mestres no barramento e a segunda com três mestres no barramento. O TTR de ambos os DF73 foram configurados em 450ms, tempo considerado suficiente para a completa transmissão da *Poll-List* + transmissão da mensagem de Pedido de Status (RFS) em cada ciclo do *token*.

Em cada conjunto estatístico de medidas composto por dez amostras coletadas do tempo de reintegração do MPA no anel lógico, após perda de mensagem de *token*, foram

ensaiados diferentes valores do parâmetro HSA, combinados com quantidades crescentes de equipamentos escravos no barramento. O tempo de reintegração do MPA no anel lógico é calculado entre o instante que o DF73 transmite o *token* para si mesmo ou para o próximo mestre listado na LAS após recusa do *token* pelo MPA e o instante que o DF73 transmite o *token* para o MPA após o MPA responder a mensagem de Pedido de Status (RFS) do DF73 como “Estação pronta para entrar no anel lógico”. Para simplificar a análise, foram descartados os ciclos com mensagens acíclicas, ciclos com mensagem de erro e ciclos com retransmissão de mensagem, pois além de ocorrer ocasionalmente, aumentam o tempo de reintegração do MPA no anel lógico.

As Figuras 101 a 112, apresentam além do gráfico com os conjuntos de amostras coletadas, um quadro indicando quais os dispositivos utilizados no experimento, por exemplo, o quadro da Figura 101 indica que o experimento foi realizado em uma rede com dois mestres (MPA no endereço 1 com duas mensagens na *Poll-List* e o DF73 no endereço 2 com duas mensagens na *Poll-List*). As Figuras 101, 103, 105, 107, 109 e 111 representam os resultados dos experimentos realizados com dois mestres no barramento, enquanto as Figuras 102, 104, 106, 108, 110 e 112 os experimentos realizados com três mestres no barramento.

As Figuras 101 a 112 são representadas a seguir com a seguinte formatação:

D (mestre DF73 no endereço 2) + **Número** (quantidade de mensagem da *Poll-List* do DF73 no endereço 2) + **M** (mestre MPA no endereço 1) + **Número** (quantidade de mensagem da *Poll-List* do MPA). Nos gráficos com três mestres é incluso a letra **D** (mestre DF73 no endereço 3) + **Número** (quantidade de mensagem da *Poll-List* do DF73 no endereço 3).

• Configuração D1M2 – D1M2D3

Figura 101 – Configuração D1M2

Figura 102 – Configuração D1M2D3

• Configuração D2M2 – D2M2D3

Figura 103 – Configuração D2M2

Figura 104 – Configuração D2M2D3

• Configuração D3M2 – D3M2D3

Figura 105 – Configuração D3M2

Figura 106 – Configuração D3M2D3

• Configuração D4M2 – D4M2D3

Figura 107 – Configuração D4M2

Figura 108 – Configuração D4M2D3

• Configuração D5M2 – D5M2D3

Figura 109 – Configuração D5M2

Figura 110 – Configuração D5M2D3

• Configuração D6M2 – D6M2D3

Figura 111 – Configuração D6M2D3

Figura 112 – Configuração D6M2D3

As tabelas 4 e 5 e a figura 113 mostram a média dos valores apresentados nos gráficos acima.

Tabela 4 – Média do tempo de reintegração do MPA com dois mestres na rede

MESTRE	HSA (15)	HSA (16)	HSA (17)	HSA (18)	HSA (19)	HSA (20)	HSA (21)
D1M2	525	560	595	631	666	701	736
D2M2	765	818	868	917	969	1019	1071
D3M2	989	1058	1121	1186	1253	1318	1384
D4M2	1244	1331	1409	1495	1576	1661	1748
D5M2	1468	1570	1665	1765	1864	1958	2055
D6M2	1707	1825	1936	2048	2169	2280	2390
Ciclos Token	15	16	17	18	19	20	21

Tabela 5 – Média do tempo de reintegração do MPA com três mestres na rede

MESTRE	HSA (15)	HSA (16)	HSA (17)	HSA (18)	HSA (19)	HSA (20)	HSA (21)
D1M2D3	1291	1376	1469	1564	1658	1746	1838
D2M2D3	1512	1617	1725	1834	1944	2049	2160
D3M2D3	1738	1865	1985	2111	2231	2359	2483
D4M2D3	1961	2102	2243	2381	2522	2657	2803
D5M2D3	2183	2341	2499	2647	2810	2965	3121
D6M2D3	2410	2585	2755	2931	3093	3267	3446
Ciclos Token	14	15	16	17	18	19	20

Figura 113 – Gráficos da Média do tempo reintegração do MPA

Os seguintes fatores podem ser destacados nos resultados apresentados neste experimento:

- O número de ciclos do *token* necessário para reintegração do MPA no anel lógico é proporcional ao valor do parâmetro HSA do DF73 antecessor do MPA. Por exemplo, de acordo com a tabela 5, caso o HSA seja 15, o número de ciclos do *token* será 14, caso incremente o parâmetro HSA para 18, o número de ciclos do *token* aumentará proporcionalmente para 17.

Isto ocorre porque, o HSA representa o maior endereço da GAPL do DF73, sendo assim, caso aumente o HSA estará também aumentando a quantidade de endereços na GAPL do DF73.

- Adição de mensagem na *Poll-List* do DF73 aumenta o tempo de reintegração do MPA no anel lógico em: Tempo de transmissão e recepção da resposta da nova mensagem $\times$ número de ciclo do *token* necessário para a reintegração do MPA no anel lógico.
- O número de mensagens da *Poll-List* do MPA não interfere no tempo de reintegração.

Isto ocorre porque, durante a reintegração o MPA é considerado estação inativa.

- A adição de dispositivo mestre aumenta o tempo de reintegração do MPA no anel lógico em: Tempo de transmissão e recepção da resposta de todas as mensagens da *Poll-List* do novo dispositivo mestre + Tempo de transmissão da mensagem de *token* $\times$ número de ciclo do *token* necessário para a reintegração do MPA no anel lógico.

A partir da análise realizada neste experimento, propõe-se uma expressão matemática que represente o tempo de Reintegração da estação-mestre após perda da mensagem de token, representado pelo parâmetro TRT.

(5.8)

$$TRT = TP_R + TT_R + TP_Status_R + TM_R$$

Onde TP_R é o tempo necessário para que o(s) mestre(s) ativo do anel lógico transmita(m) e receba(m) a resposta de todas as mensagens referentes a *Poll-List*. TT_R é o tempo necessário para transferir o *token* entre o(s) mestre(s) ativo do anel lógico. TP_Status_R é o tempo necessário para que o(s) mestre(s) ativo transmita(m) e receba(m) a resposta da mensagem de Pedido de Status (RFS). TM_R é o tempo necessário para que o(s) mestre(s) ativo transmita(m) a mensagem de *Multicast*.

No cálculo de cada parâmetro da expressão TRT, é considerado apenas o(s) mestre(s) que permanece(m) ativo no anel lógico após perda do *token*, pois a estação-mestre que deixou de responder a mensagem de *token* é excluída do anel lógico e durante o cálculo do parâmetro TRT é considerada inativa.

O parâmetro TP_R pode ser expresso como:

(5.9)

$$TP_R = (ngap + 1) * \left(\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^p TMC(i, j) \right)$$

Onde $ngap$ é o número de endereços contidos na GAPL do mestre antecessor ao mestre que foi excluído do anel lógico (O número de endereços na GAPL indica o número de ciclos do *token* necessários para a reintegração). m é o número de mestres ativo no anel lógico. p é o número de mensagens na *Poll-List* do i th mestre. $TMC(i, j, k)$ é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta da j th mensagem da *Poll-List* do i th mestre.

O parâmetro TT_R pode ser expresso como:

(5.10)

$$TT_R = ((ngap * NM_R) + 1) * TTM_R$$

Onde $ngap$ é o número de endereços contidos na GAPL do mestre antecessor ao mestre que foi excluído do anel lógico. NM_R é o número de mestres ativo no anel lógico. TTM_R é o tempo necessário para transmitir a mensagem de *token*.

O parâmetro TP_Status_R pode ser expresso como:

(5.11)

$$TP_Status_R = \sum_{i=1}^{ngap+1} \sum_{j=1}^n TMC(i, j)$$

Onde $ngap$ é o número de endereços contidos na GAPL do mestre antecessor ao mestre que foi excluído do anel lógico. n é o numero de estações-mestres ativa no anel lógico. $TMC(i,j)$ é o tempo necessário para transmitir e receber a resposta da mensagem de Pedido de Status (RFS) do jth mestre no ith ciclo do *token*.

O parâmetro TM_R pode ser expresso como:

(5.12)

$$TM_R = \sum_{i=1}^{ngap+1} \sum_{j=1}^n TM_MR(i, j)$$

Onde $ngap$ é o número de endereços contidos na GAPL do mestre antecessor ao mestre que foi excluído do anel lógico n é o número de estações-mestres ativa no anel lógico. $TM_MR(i,j)$ é o tempo necessário para transmitir a mensagem de *Multicast* do jth mestre no ith ciclo do *token*.

O parâmetro $ngap$ referenciado nas expressões acima é referente a GAPL antes da perda de *token*.

Para validar as expressões acima, o tempo de transmissão das mensagens referente ao conjunto de amostras do gráfico da Figura104 (D2M2D3), onde o parâmetro HSA foi configurado em 17 foram substituídos na expressão TRT, como mostra a tabela 6. A Figura

6 CONCLUSÃO

Neste trabalho foi apresentado a ferramenta computacional MPA (*Mestre PROFIBUS Analisador*). Uma das tarefas desta ferramenta é atuar como mestre em redes PROFIBUS. No entanto, para que possa exercer esse tipo de função, o MPA cumpre um conjunto de requisitos temporais e operacionais descritos na norma PROFIBUS.

Além da função de mestre, o MPA disponibiliza um conjunto de serviços que normalmente são oferecidos por ferramentas comerciais utilizadas durante a configuração e operação de redes PROFIBUS. Dentre os serviços podem-se citar: Elaboração da *Poll-List*, *Live-List*, Diagnóstico, monitoração das variáveis de processo e Leitura acíclica de parâmetros de blocos funcionais de equipamentos de campo. Diante das funcionalidades apresentadas pelo MPA, observa-se que o protocolo PROFIBUS é suficientemente aberto para o desenvolvimento de novas ferramentas que possam interagir em tempo real com os diferentes equipamentos que compõem uma rede PROFIBUS.

O MPA oferece também um ambiente propício para realização de análise de desempenho de redes PROFIBUS, onde apresenta em tempo-real através de uma lista, todas as mensagens transmitidas no barramento. Tal ambiente foi utilizado durante a análise de dois experimentos realizados neste trabalho. No primeiro experimento foi analisada a influência do parâmetro TTR no tempo de *Polling* das mensagens listadas na *Poll-List* e no segundo experimento foi analisado o tempo de reintegração da estação-mestre no anel lógico após perda de mensagem de *token*.

De modo geral, os resultados obtidos nos experimentos mostraram claramente a necessidade de se configurar adequadamente os parâmetros do sistema, pois o protocolo PROFIBUS mostrou ser determinístico somente quando o sistema está devidamente

configurado. Observou-se também que o aumento de equipamentos mestre e/ou escravo no barramento, aumenta proporcionalmente o tempo de atraso na atualização das variáveis de Processo. Sendo assim, constata-se que em sistemas PROFIBUS, onde os requisitos temporais são críticos, a configuração inadequada pode afetar a segurança na produção e principalmente a qualidade do produto final.

Contudo, conclui-se que, embora a ferramenta MPA seja executada em computadores pessoais (PC), com sistema operacional Windows não determinístico, a ferramenta apresentou um bom desempenho para as redes PROFIBUS ensaiadas e, com isso, evidencia-se que ferramenta computacionais podem ser plenamente utilizadas durante a fase de configuração de redes PROFIBUS permitindo a análise e a melhoria da configuração da comunicação deste tipo de rede ainda na fase de instalação e de configuração do sistema.

6.1 TRABALHOS FUTUROS

Algumas sugestões de trabalhos futuros nesta linha de pesquisa:

- Analisar a influência da comunicação acíclica no tempo de *Polling* das mensagens listadas na *Poll-List*.
- Aperfeiçoar a ferramenta MPA para que possa interpretar o arquivo GSD, possibilitando assim troca de dados cíclicos com equipamentos de qualquer fabricante.
- Aperfeiçoar a ferramenta MPA para que possa calcular automaticamente os parâmetros TRT e TPM com informações extraídas da rede.
- Desenvolver uma interface de comunicação que interligue a ferramenta MPA ao barramento PROFIBUS DP, onde a velocidade é mais alta que o barramento PROFIBUS PA utilizado neste trabalho.

LITERATURA REFERENCIADA

ABB (2006). Inovação marca ampliação da fábrica da Klabin. Revista Controle & Instrumentação. Edição 120 – 2006. Disponível em: <
http://www.controleinstrumentacao.com.br/arquivo/ed_120/cv1.html>. Acesso em: 20 Nov. 2006.

ALBUQUERQUE (2005). Rede Ethernet avança para o chão-de-fábrica. Controle & Instrumentação. Junho/2005.

ALTUS (2006). Protocolos de Comunicação. Disponível em: <
http://www.altus.com.br/produtos_ponto.asp>. Acesso em: 15 Nov. 2006.

BELLO, L.L.; MIRABELLA, O. (2001) A Multi-Ring Scheduling Strategy for Profibus Networks. In: The 27th Annual Conference of the IEEE Industrial Electronics Society.

BRANDÃO, D. (2000). Bloco Funcional para controle Fieldbus por variáveis de estado. São Carlos. 117p. Dissertação (Mestrado) – Escola de Engenharia de São Carlos, Universidade de São Paulo, São Carlos, 2000.

BRANDÃO, D. (2005). Ferramenta de simulação para projeto, avaliação e ensino de redes fieldbus. São Carlos. 151p. Tese (doutorado) – Escola de Engenharia de São Carlos, Universidade de São Paulo, São carlos, 2005.

CARVALHO, J.A. et al. (2005). Experimental Analysis of Outage Times for PROFIBUS Networks

CASSIOLATO, C. (2005) Profibus: por dentro dos Identifier Formats. PROFINEWS BRASIL . Edição Nº 08 .- Junho/Julho - 2005.

_____. (2005a). PROFIBUS PA e a convivência com equipamentos convencionais 4-20 mA e pneumáticos 3-15 psi. PROFINEWS BRASIL . Edição Nº 07 Abril/Maio (2005).

CAVALIERI, S. et al. (2002) Evaluating Worst Case Response Time in Mono and Multi-Master Profibus DP. In: 4th IEEE INTERNACIONAL WORKSHOP ON FACTORY COMMUNICATION SYSTEMS, SWEDEN, AUGUST 2002.

DOMINGUES, E.T. (2003) Uma estratégia em redes fieldbus usando controle adaptativo por modelo de referência aplicada a sistemas complexos. São Carlos. 172p. Tese (Doutorado) – Escola de Engenharia de São Carlos. Universidade de São Paulo, São Carlos, 2003

FELSER, M.; SAUTER, T. (2002). The fieldbus war: history or short break between battles? In: IEEE INTERNATIONAL WORKSHOP ON FACTORY COMMUNICATION SYSTEMS, 2002, Vasteras. Proceedings... New York: IEEE. p.73-80.

FESTO (2006). The Profibus module PS1 CP62. Disponível em: < <http://www.festo-didactic.com/ov3/media/customers/1100/00596431001075223829.pdf> >. Acesso em: 20 Out. 2006.

FERREIRA, L.; TOVAR, E. (2004) Timing Analysis of a Multiple Logical Ring Wired/Wireless PROFIBUS Network In: IEEE

FERTRON (2006). Catálogo Família de CLP's Citrino Disponível em: < http://www.fertron.com.br/siteFertron/home/produto.php?id_cat=20&id_subcat=306 >. Acesso em: 20 Out. 2006.

HONG, S.H.; KIM, K.A. (1997) Implementation and performance evaluation of Profibus in the automation systems. In: IEEE

HONG, S.H.; KIM, Y.C. (2000) Implementation of Bandwidth Allocation Scheme in the Cyclic-Service Fieldbus Networks. In: IEEE

HONG, S.H.; KIM, Y.C. (2002) Implementation of a Bandwidth Allocation Scheme in a Token-Passing Fieldbus Network In: IEEE TRANSACTIONS ON INSTRUMENTATION AND MEASUREMENT, VOL., 51, NO.2, APRIL, 2002

INTERNATIONAL ELECTROTECHNICAL COMMISSION (2000). IEC 61158:

Digital data communications for measurement and control – fieldbus for use in industrial control systems. Suíça. CD-ROM

LEE, K.C et al. (2000) On-Line Fuzzy Performance Management of Profibus Network. In: IEEE (2000)

LEE, S. et al. (2003) Development of Performance Model for Profibus Token Passing Protocol. In: IEEE

_____. (2003a) Communication delay properties in performance model of Profibus Token Passing Protocol. In: 7th KOREA-RUSSIA INTERNATIONAL SYMPOSIUM, KORUS 2003

_____. (2003b) Development of performance model for calculation of communication delay in Profibus token passing protocol

_____. (2003c) Remote Control for guaranteeing QoC of Networked Control System via Profibus Token Passing Protocol. In: IEEE

_____. . (2003d) Timer Selection Algorithm for Real-time Requirements of Ptofibus Protocol using GA. In: IEEE/ASME INTERNACIONAL CONFERENCE ON ADVANCED INTELLIGENT MECHATRONICS,2003

LEE, K.C. et al. (2004) Timer Selection for Satisfying the Maximum Allowable Delay Using Performance Model of Profibus Token Passing Protocol. In: IEEE TRANSACTIONS ELETRONICS, VOL. 51, NO.3, JUNE 2004

LEE, K.C. et al. (2005). QOS – Based Remote Control of Networked Control Systems Via Profibus Token Passing Protocol. In: IEEE TRANSACTIONS ON INDUSTRIAL ELETRONICS, VOL. 1, NO.3, AUGUST 2005

LI, M.; STOECKLI, L. (1996) The Time Characteristics of Cyclic Service in Profibus. In: IEEE PROCEEDINGS OF THE 4TH

LI, M. (1996) The Cyclic Services In Na Industrial Networks. In: IEEE 1996

MARCOS, M.M. et al. (2000) On the Analysis and Simulation of Temporal Behaviour of Real Time Distributed Systems Using PROFIBUS In: IEEE

MARQUES, B. F. (2004) O Protocolo PROFIBUS. Sebenta de Redes Locais para aplicações industriais. Escola Superior de Tecnologia de Viseu. Departamento de Engenharia Eletrotécnica.

MONFORTE et al. (2000) Designing Real-Time Systems based on Mono-Master PROFIBUS-DP Networks

MONFORTE et al. (2002) Supporting Real-Time Factory Communication in Multi Master Profibus DP Networks. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON INTELLIGENT CONTROL VANCOUVER, CANADA, OCTOBER 2002

MORO, M. P. (2002) Análise e Estimativa de Desempenho de Redes Profibus. Porto Alegre. 99p. Dissertação (Mestrado) – Universidade federal do Rio grande do sul. Instituto de Informática. Programa de Pós-Graduação em computação. Porto Alegre (2002)

PINELLI, R. (2006) Curso de Integradores. Rev. 0. Associação PROFIBUS. Brasil.

POPP, M. (2003) The New Rapid Way to PROFIBUS DP (from DP-V0 to DP-V2). Livro. p. 262

POPP, M.; WEBER, K. (2004) The Rapid Way to PROFINET. Livro. p. 244

PROFIBUS - Descrição Técnica (2000). Associação PROFIBUS Brasil Out 2000.

PROFIBUS CENTER NETHERLANDS (2006). PROFIBUS Analyzer on USB. Disponível em:< <http://www.procentec.com/profitrace/>> Acesso em: 25 Outubro 2006

PROFIBUS Specification (1998). part 4 . Normative Parts of PROFIBUS FMS, DP, PA according to the European Standard EN 50 170 Volume 2. Edition 1.0 March 1998

SANTOS, M. M. D. et al. (2003) Avaliação das propriedades temporais de duas redes de controle: CAN e PROFIBUS.

SIEMENS (2006). Controlador Lógico Programável SIMATIC S7-300. Disponível em:< <http://www.siemens.com.br/templates/produto.aspx?channel=250&produto=6851>> Acesso em: 13 Outubro 2006.

_____. (2006a) Disponível em:< <http://www.sea.siemens.com/automat/product/net/pfb/diag/auampolyzer.html>> Acesso em: 23 Outubro 2006.

SIEMENS (2007). Field Automation with PROFIBUS and SIMATIC PCS 7. Disponível em:< http://pcs.khe.siemens.com/efiles/pcs7/pdf/76/prdbrief/kb_profibuspcs7.pdf> Acesso em: 16 Janeiro 2007.

SMAR EQUIPAMENTOS INDUSTRIAIS (2006) Tecnologia PROFIBUS em plantas eficientes. PROFINEWS Edição 13 – Julho/Agosto 2006. Disponível em:< <http://www.profibus.org.br/news/abril2006/news.php?dentro=case.php>> Acesso em: 11 Outubro 2006

SMAR EQUIPAMENTOS INDUSTRIAIS (2007). Disponível em:< <http://www.smar.com.br>> Acesso em: 16 Janeiro 2007.

SIMATIC MANAGER (2007). Disponível em:< http://www.automation.siemens.com/simatic/regelsysteme/html_76/produkte/produkte.htm> Acesso em: 13 Mar 2007.

SOFTING (2006). Protocol analyzer Profibus. Disponível em:< <http://www.directindustry.com/prod/softing/protocol-analyzer-11592-109253.html>> Acesso em: 13 Nov. 2006

STUDIO302 (2007). Manual do usuário System302 Studio. Disponível em:< http://graco.unb.br/alvares/smar_backup_2006_instalacao/treinamento_PDIII/Treina-PD3-UNB/palestras/STUDIOMP.pdf> Acesso 7 Mar 2007.

TMG (2006). PROFIBUS Analyser FNL-PA. Disponível em:< http://www.tmg-karlsruhe.de/profibus_analyser_fnl-pa.html> Acesso em: 29 Outubro 2006

TORRES, L.H.B.(2005) Profibus-PA – Especificações para o modelo de blocos. Controle e Instrumentação. Junho 2005

TOVAR, E.; VASQUES, F. (1998) – Guaranteeing Real-Time Message Deadlines in PROFIBUS Networks. In: Proc. 10th Euromicro Workshop Real-Time System, Berlin, Germany, June 1998.

_____. (1998a) Setting target rotation time in PROFIBUS based real-time distributed applications.

TOVAR, E.; VASQUES, F.; (1999) Cycle Time Properties of the PROFIBUS Timed Token Protocol. In: IEEE

_____. (1999a) Real-Time Fieldbus Communications Using Profibus Networks. In: IEEE TRANSACTIONS ON INDUSTRIAL ELECTRONICS, VOL. 46, NO.6, DECEMBER 1999

TOVAR, E; VASQUES, F (2000). Analysis of the Worst-Case Real Token Rotation Time in PROFIBUS Networks.

TOVAR, E. et al. (2002). Real-Time Communications over Hybrid Wired/Wireless PROFIBUS-based Networks. In: IEEE Proceedings of the 14th Euromicro Conference on Real-Time Systems

TRISTÃO, I. M. (2004) Implementação do protocolo PROFIBUS para aplicações industriais baseadas em microcontroladores. Gravataí. 71p. Dissertação (Conclusão do curso de Ciência de Computação) – Universidade Luterana do Brasil

VITTURI, S. (2003) On the effects of the acyclic traffic on Profibus DP networks. In: Computer Science

VITTURI, S (2004) Stochastic model of the Profibus DP cycle time. In: IEEE (2004)

YOKOGAWA (2006). The IT Machine Controller. Disponível em:< <https://www.yokogawa.com/itc/pdf/itc-bl34m6a08-01e.pdf>.> Acesso em: 15 Outubro 2006

WILLIG, Andreas (1999) Analysis of the PROFIBUS Token Passing Protocol over Error Prone Links. In: IEEE

WILLIG, A.; WOLISY, A. (2001) Ring Stability of the PROFIBUS Token-Passing Protocol Over Error-Prone Links. In: IEEE TRANSACTIONS ON INDUSTRIAL ELETRONICS, VOL. 48, NO.5, OCTOBER 2001

WILLIG, A. (2003) An Architecture for Wireless Extension of PROFIBUS. In: IEEE

LITERATURA CONSULTADA

PROFIBUS PA. PROFIBUS for Process Automation. Disponível em:<<http://www.profibus.com>.> Acesso em: 11 Maio 2006

PROFIBUS Technology and Application. October 2002. Disponível em:<<http://www.profibus.com>.> Acesso em: 11 Maio 2006

THOMESSE, Jean P. (2005) Fieldbus Technology in Industrial Automation In: Proceedings of the IEEE, VOL. 93. NO. 6, JUNE 2005