**"DESENVOLVIMENTO DE SOFTWARE BÁSICO
PARA GERENCIAMENTO DE UM SISTEMA
MULTIUSUÁRIO DISTRIBUÍDO"**

Agma Juci Machado Traina

Orientador:

Prof. Dr. Jan Frans Willem Slaets.

**Dissertação apresentada ao Instituto
de Ciências Matemáticas de São Carlos
da Universidade de São Paulo, para ob-
tenção do Título de MESTRE EM CIÊN -
CIAS DE COMPUTAÇÃO E ESTATÍSTICA.**

São Carlos

1987

Dedico este trabalho:

Ao Caetano, pelo incentivo, carinho e
compreensão em todos momentos de nossa vida
juntos.

A Tatiana por tanta felicidade que nos trouxe

Aos meus pais por sempre poder contar com seu
apoio em minha vida.

AGRADECIMENTOS

Ao Prof. Dr. Jan Frans Willem Slaets, meu orientador, que tudo fez para que eu pudesse concluir este trabalho, desde obter recursos que o financiassem, até o auxílio pessoal e compreensão em todas as horas difíceis por que passei.

Ao meu marido, Prof. Dr. Caetano Traina Júnior, pelo auxílio, dedicação, incentivo e idéias que tanto contribuíram para o bom andamento deste trabalho.

A Maria Benedita, desenhista do Grupo de Instrumentação Eletrônica, pela elaboração dos desenhos apresentados nesta dissertação.

Ao Prof. Gonzato Travieso, pela ininterrupta prontidão em auxiliar-me sempre que precisei.

Aos demais integrantes do Laboratório de Instrumentação Eletrônica, pelo auxílio na utilização dos equipamentos de que precisei.

As secretárias Nêuri e Lia pela constante boa vontade e paciência em atender aos meus pedidos.

Aos meus pais, Maria Conceição e Agapito pela dedicação e incentivo em toda a minha carreira; e agora principalmente, juntamente com os meus irmãos Eduardo e Daniel, no cuidado com minha filha Tatiana para que eu pudesse ter a tranquilidade necessária ao meu trabalho.

A todas as demais pessoas que, direta ou indiretamente, contribuíram para concretização deste trabalho.

Agradeço também ao Instituto de Química de São Carlos, que me possibilitou o acesso a suas dependências, nas quais pude realizar este trabalho, bem como ao Instituto de Ciências Matemáticas de São Carlos. A FAPESP, FINEP e ao CNPq pelo apoio financeiro.

I N D I C E

1. - INTRODUÇÃO

1.1 - Considerações Gerais	1
1.2 - Apresentação	4

2. - UM SISTEMA DE PROCESSAMENTO DE DADOS DISTRIBUÍDO

2.1 - Introdução	7
2.2 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído	9
2.2.1 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído segundo Enslow	9
2.2.2 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído segundo Fathi e Krieger.	11
2.2.3 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído segundo Tanenbaum e Van Renesse	14
2.2.4 - Comparação entre as Conceituações Apresentadas	16
2.3 - A Arquitetura Distribuída Utilizada	17
2.3.1 - Memória das Estações de Trabalho	20
2.3.2 - Memória do Processador Central	23
2.3.3 - A Comunicação entre as Estações de Trabalho e o Processador Central	25
2.3.4 - Mecanismo de Transferência de Dados entre as Estações de Trabalho e o Processador Central.	26

2.4 - Conclusões	32
3. - ALOCAÇÃO E PROTEÇÃO DE ARQUIVOS	
3.1 - Introdução	35
3.2 - O Problema da Identificação de Usuário	36
3.3 - Formas de Acesso a Arquivos	37
3.4 - Organização de Arquivos	40
3.4.1 - Estrutura de Diretório	41
3.4.2 - Armazenagem de Arquivos Através de Listas	42
3.4.3 - Armazenagem por Pre-Alocação de Arquivos	44
3.4.4 - O Mapa de Bits (Bit Map)	46
3.5 - Acesso Simultâneo a um Arquivo	47
3.5.1 - Semáforo	47
3.5.2 - Monitor	48
3.6 - Exemplos em Alguns Sistemas Existentes	49
3.6.1 - CP/M	49
3.6.2 - CDDS da Cromemco	51
3.6.3 - UNIX	52
3.6.4 - RSX-11M da Digital Equipment Corporation	53
3.7 - Conclusões	56
4 - ESTRUTURA DE CACHE	
4.1 - Conceito Geral	59
4.2 - Tamanho da Memória Cache	61
4.2.1 - Tamanho de Bloco de uma Memória Cache	62
4.3 - Algoritmos de Busca	64

4.4 - Algoritmos de Localização	66
4.5 - Algoritmos de Reposição	69
4.6 - Tipos de Implementação do Cache em Sistema de Multiprocessador	71
4.6.1 - Cache Privativo	71
4.6.2 - Cache Compartilhado	72
4.7 - Cache para Dispositivos Periféricos	74
4.8 - A Implementação de Cache Realizada	77
4.8.1 - Considerações Gerais	77
4.8.2 - Estrutura de Dados Utilizada	78
4.8.3 - Algoritmo de Gerenciamento do Cache	84
4.9 - Conclusões	88

5 - A IMPLEMENTAÇÃO DO SISTEMA CP/M REALIZADA

5.1 - Considerações Gerais	89
5.2 - Apresentação das Estruturas Internas do CP/M	91
5.3 - Organização de um Disco Padrão em CP/M	101
5.3.1 - Mapeamento dos Registros de um Arquivo em Disco	102
5.4 - Organização de um Disco de Formato Genérico em CP/M, e Conclusões Obtidas Experimentalmente	107
5.4.1 - A Utilização dos Bytes d0 a d15 do FCB	107
5.4.2 - Como os "Extents" são Armazenados nas Entradas de Diretório	108
5.4.3 - Como são Usados os Campos rc e ex do FCB	110
5.4.4 - O Uso dos Campos S1 e S2 de um FCB	112
5.4.5 - O Uso do Campo "EXM" de uma DPB	113
5.4.6 - O Uso do Campo CK5 da DPB	114

5.5 - A Implementação do CCP Efetuada	114
5.5.1. - Descrição Sumária dos Comandos do CCP, tal Como Implementados	116
5.6. - Ambiente de Teste do Sistema Operacional CP/M-LIE .	119
5.6.1. - Avaliações Efetuadas no CP/M implementado .	125
5.7 - Expansão do Sistema para uma Versão Multiusuário . .	126
5.7.1. - Como o Esquema de Proteção foi Implementado.	127
5.7.2. - Tipos de Proteção	130
5.7.3. - Descrição do Arquivo de Usuários	131
5.7.4. - Palavra de Proteção Padrão da Área	132
5.7.5. - Programas Utilitários Desenvolvidos	133
5.7.6. - Extensões ao BDOS	137
5.7.7. - Alterações no CCP	140
5.8 - Conclusões	140

6 - CONCLUSÕES E LINHAS DE FUTURAS PESQUISAS

6.1 - Introdução	143
6.2 - Conclusões Gerais	144
6.3 - Linhas de Futuras Pesquisas	145
6.3.1 - Substituição do Microprocessador	146
6.3.2 - Otimizar o Uso de Unidades de Disco	146
6.3.3 - Acesso a Bases de Dados Distribuídas	147
6.3.4 - Desenvolvimento de Processadores de Comando Alternativos	148

APENDICE 1		149
APENDICE 2		185
APENDICE 3		201
APENDICE 4		205
BIBLIOGRAFIA		211

RESUMO

No início deste trabalho foi realizado um estudo bibliográfico sobre sistemas de processamento de dados distribuído, sistemas de gerenciamento de arquivos, memória cache, e as principais exigências que um sistema de processamento de dados multiusuário requer quando da sua implementação.

Neste trabalho é descrito o desenvolvimento e a implementação de um sistema operacional para uma arquitetura multiusuária, onde o tratamento dos aplicativos é executado em estações de trabalho autônomas, e o gerenciamento e a armazenagem de arquivos são realizados pelo processador dedicado.

Esse sistema operacional foi elaborado compatível com o sistema operacional CP/M, a fim de aproveitar a vasta variedade de software que existe disponível para esse sistema. Nesse sentido, descreve-se várias características do sistema CP/M que não são documentadas, e a implementação da versão multiusuária do sistema operacional construído.

Apresenta-se também um algoritmo para o gerenciamento de memória cache para dispositivos periféricos (disco). Esse algoritmo representa uma aglutinação dos tradicionais métodos de substituição de registros do cache - LFU (Least Frequently Used) e LRU (Least Recently Used) - que mostrou-se bastante eficiente na aplicação em que foi utilizado.

ABSTRACT

In the present work we describe a bibliographic study of distributed parallel computers, file management systems and cache memories, including the principal aspects and implementations related to multiuser systems.

Based on the previous study, a description of the development and implementation of an operating system for a multiuser environment, where the execution of the application programs is done on individual and independent workstations and the file management by a dedicated processor, is given.

The operating system was built based on the CP/M specifications, making it suitable to process all the existing application softwares available for this operating system. To keep the developed system compatible with CP/M a lot of non-documented features are also described.

The final version includes additional routines to support a multiuser environment.

The file management system and more specifically the cache memory management used for the disk driver are based on a combination of: Least Frequently Used and Least Recently Used algorithms which proved to be very efficient for this application.

C A P Í T U L O 1

INTRODUÇÃO

1.1 - Considerações Gerais.

Os problemas que se têm solucionado com o auxílio de computadores, têm continuamente apresentado crescentes exigências de desempenho, capacidade de memória, disponibilidade da máquina, etc. Sempre que maior capacidade é exigida das máquinas disponíveis, existem apenas duas soluções que podem atender à essa crescente necessidade:

- Aumentar a capacidade das máquinas disponíveis, ou seja, desenvolver computadores de maior porte;
- Colocar vários computadores juntos, somando esforços para resolver os problemas.

A escolha da solução a ser adotada depende da avaliação das necessidades de cada caso em particular. No entanto, existem alguns casos clássicos onde uma determinada solução costuma apresentar vantagens. É o caso, por exemplo, de um sistema que deve ser capaz de processar rapidamente um grande volume de operações, mas com reduzido fluxo de entrada e saída, em que

normalmente adota-se a solução de se utilizar computadores de grande porte. Por outro lado, se as operações necessárias precisam de dados colhidos ou armazenados em diferentes locais, porém com alta disponibilidade, então sistemas de processamento de dados distribuídos se mostram mais atraentes.

A utilização de Sistemas de Processamento de Dados envolvendo diversas UCPs, tem se tornado cada vez mais atraente, devido à redução do custo de computadores baseados em microprocessadores. Além disso, um sistema distribuído pode ser mais facilmente expandido com a incorporação de novos processadores, ou substituição de alguns deles, permitindo uma evolução gradual do sistema.

Ambas as soluções apresentam dificuldades para a sua realização, e durante muito tempo as dificuldades de um sistema distribuído influíram para que a tendência de evolução de sistemas fosse na direção do aumento do porte de sistemas centralizados. No entanto, atualmente tem sido realizado um grande volume de pesquisas sobre sistemas distribuídos, viabilizando o surgimento de muitas arquiteturas distribuídas.

Um dos motivos pelo qual um sistema distribuído é desejável, é que não importando o porte dos processadores envolvidos, alguns problemas existem permanentemente em sistemas centralizados, que só podem ser eliminados com a utilização de vários processadores. Entre eles destacam-se os seguintes:

- O atendimento a periféricos onera a capacidade de processamento de dados da UCP;

- Especialmente se houver terminais conectados ao sistema, a necessidade de atendimento aos caracteres digitados representa uma sobrecarga (representada pelas constantes interrupções geradas pelo terminal) que não é bem absorvida pela grande maioria de processadores de grande porte, destinados ao processamento de grande volume de cálculo;
- Em sistemas centralizados, se houver muita demanda de memória entre os processos que estão em execução, há um volume muito grande de transferência de informações entre memória e disco, devido aos mecanismos de paginação. Em sistemas distribuídos a memória associada a cada processador pode ser melhor ajustada à necessidade dos processos.

Esta dissertação apresenta a construção de um sistema operacional para um ambiente multiusuário. Tal sistema foi desenvolvido no Laboratório de Instrumentação Eletrônica do Instituto de Física e Química de São Carlos - USP. Ao se pensar em construir tal sistema operacional, optou-se por construí-lo de tal forma que se pudesse aproveitar software já pronto.

Um sistema operacional bastante divulgado para microcomputadores é o sistema operacional CP/M, e dessa forma já possui um grande número de software pronto disponível. Mas como o sistema operacional CP/M é monousuário e o que se desejava era um sistema multiusuário que apresentasse as mesmas características do sistema operacional CP/M, decidiu-se implementar um sistema

operacional totalmente compatível com o CP/M monousuário e depois expandi-lo para um ambiente multiusuário, com as características de ser um sistema operacional multiusuário, como foi pretendido desde o início. A construção do sistema operacional monousuário compatível com o CP/M foi muito importante do ponto de vista de se conseguir um bom conhecimento do funcionamento interno do sistema CP/M, pois a documentação de tal sistema a nível de referência não fornece todos os dados necessários ao pleno conhecimento interno do sistema nem tampouco permite a avaliação correta do grau de complexidade do sistema.

1.2 - Apresentação

No capítulo 2, são apresentados conceitos de sistemas de processamento de dados distribuídos segundo vários autores e é feita uma comparação entre aqueles vários conceitos. Além disso, é apresentada a arquitetura do sistema utilizada para o desenvolvimento deste trabalho.

No capítulo 3, é analisado o problema de identificação e acesso a um arquivo em ambiente multiusuário. Os conceitos e problemas associados são analisados, e são apresentados os esquemas de alocação e proteção de arquivos adotados por vários sistemas comerciais existentes. Dois desses sistemas apresentados apesar de monousuários, também foram avaliados por serem sistemas com características muito próximas às do sistema desenvolvido neste trabalho.

No capítulo 4, é apresentado o conceito de memória

cache utilizado para acelerar o acesso a informações. Esse conceito é discutido no contexto do uso de memória cache para acelerar o acesso a instruções pelo processador central, e a seguir é expandido para envolver o acesso à informações armazenadas e os dispositivos periféricos. Mostra-se também a solução que foi dada para o gerenciamento de memória cache na arquitetura utilizada.

No capítulo 5, detalha-se a implementação do sistema operacional realizada. Esse sistema foi desenvolvido para ser compatível com o sistema operacional CP/M e, portanto, algumas características não documentadas deste sistema tiveram que ser obtidas experimentalmente. Mostra-se assim o resultado dessa experimentação e também os detalhes da nova implementação do CP/M realizada. A expansão que foi feita a esse sistema operacional para torná-lo multiusuário também é apresentada.

Finalmente, no capítulo 6 são apresentadas as conclusões gerais deste trabalho e sugerem-se novas linhas de pesquisa e desenvolvimento que lhe podem dar continuidade.

C A P Í T U L O I I

UM SISTEMA DE PROCESSAMENTO DE DADOS DISTRIBUÍDO

2.1 - Introdução

Sistemas computacionais envolvendo mais de uma unidade central de processamento (UCP) podem constituir uma solução quando há necessidade de um desempenho mais elevado, suporte para aplicações mais complexas ou quando se pretende um uso mais eficiente de dispositivos de alto custo.

No entanto, apesar da importância e da grande quantidade de trabalhos realizados sobre sistemas envolvendo múltiplos processadores, não existe uma terminologia universalmente adotada para os vários sistemas existentes e nem uma definição consagrada para os termos geralmente empregados. Devido a isso, neste trabalho, serão usados os termos com os respectivos significados a seguir, sempre que não houver referência a um termo com um trabalho em particular.

Sistema de Multiprogramação - sistema computacional que pode ter em execução mais de um programa ao mesmo tempo. O termo não faz alusão ao número de processadores no sistema.

Sistema de Multiprocessamento - sistema computacional que utiliza vários processadores para executar um ou mais processos, usualmente ao mesmo tempo [KR_85].

Sistema de Processamento Paralelo - sistema computacional constituído de vários processadores geralmente independentes que trabalham juntos. Em geral, são usados para executar apenas um programa de cada vez, mas o programa é decomposto em vários processos, sendo que a cada processo é atribuído um único processador que o executa.

Sistema Multiusuário - é um sistema computacional que permite o acesso simultâneo de vários usuários. Se o atendimento for a nível de sistema operacional, diz-se que o sistema é também de multiprogramação; se o atendimento aos vários usuários é feito a nível de aplicação então o sistema é somente multiusuário.

Sistema Descentralizado - é um sistema computacional que é constituído por uma coleção de computadores autônomos, que se comunicam entre si para executar tarefas comuns a ambos [GY_86].

2.2 - Conceituação de Sistemas de Processamento de Dados Distribuído

Como foi visto na seção anterior, apesar de atualmente se estar estudando bastante sistemas de processamento de dados multiusuário, dentre os quais sistemas distribuídos, ainda há bastante diversificação no enfoque dado por cada autor à conceituação de tais sistemas. Assim, nas próximas sub-seções, será apresentada a maneira como vários autores tratam o assunto para, então, discuti-las.

2.2.1 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído segundo Enslow

Enslow, em [EN_78], apresenta uma definição para sistemas de processamento de dados distribuído constituída por cinco componentes:

- a) Multiplicidade de componentes de propósito geral, incluindo recursos físicos e lógicos, os quais podem ser associados a tarefas específicas de uma maneira dinâmica. A homogeneidade de recursos físicos não é essencial.
- b) Distribuição física desses componentes lógicos e físicos, os quais interagirão através de comunicação por rede ("network").

c) Um sistema operacional de alto nível que unifique e integre o controle dos componentes distribuídos. Cada processador tem o seu próprio sistema operacional local, e eles podem ser diferentes.

d) Transparência do sistema, isto é, os recursos são solicitados apenas pelo seu nome.

e) Autonomia cooperativa, caracterizando a integração e operação dos recursos físicos e lógicos.

Deve-se ressaltar que, conforme Enslow, somente a combinação de todos os itens acima define um sistema de processamento de dados distribuído.

Enfocando mais a implementação do sistema, três "dimensões" podem ser usadas para caracterizar o grau de descentralização do mesmo, a saber [EN_78]:

- * a) Descentralização do hardware;
- b) Descentralização do controle;
- c) Descentralização da base de dados.

Assim, pode-se classificar os sistemas segundo o grau de distribuição associado a cada dimensão, estabelecendo uma escala de descentralização do sistema que vai desde os totalmente centralizados até os totalmente distribuídos.

Sistema operacional de alto nível é um componente muito importante em sistemas de processamento distribuído já que a

integração entre os módulos do sistema é gerenciada por ele e também a proteção às chamadas regiões críticas, onde os dados precisam ser protegidos contra acesso simultâneo de mais de um processador (ver seção 3.5).

Além disso, a estrutura do sistema de processamento distribuído deve ser tal que o usuário não perceba que o processamento não é centralizado, a não ser talvez pela sua eficiência.

Com o desenvolvimento da tecnologia de microprocessadores e a diminuição de seu custo, encorajou-se o uso de vários microprocessadores em lugar de um computador de grande porte, onde o custo é bem mais elevado. Assim, os sistemas de processamento de dados distribuídos utilizando microprocessadores, adquiriram uma importância ainda maior. É o que veremos na seção a seguir.

2.2.2 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído segundo Fathi e Krieger

Em [FA_83], Fathi e Krieger apresentam o estudo de sistemas de processamento de dados distribuído, voltados especificamente para sistemas utilizando microcomputadores.

Em um sistema de processamento distribuído, a carga de trabalho é particionada em tarefas relativamente independentes, as quais podem então ser associadas a vários elementos do

sistema. Tal sistema possui as seguintes características principais [FA_83]:

- a) Autonomia dos elementos. Cada elemento individual geralmente consiste de uma UCP, programa local, memória de dados e pode usar ou controlar periféricos adicionais.
- b) Processadores dedicados a uma tarefa. Idealmente, cada elemento é dedicado a uma tarefa específica que determina sua relativa complexidade.
- c) Processadores com complexidade variada. A configuração do sistema não é necessariamente homogênea, desde que seus elementos variam em complexidade.
- d) Otimização de hardware e software. Cada elemento do hardware ou do software é projetado para executar uma tarefa específica.
- e) Comunicação ao nível de dados.
- f) Processadores de comunicação e aplicação separados. Em geral, cada elemento manuseia a comunicação do sistema e controla a entrada/saída (E/S). No caso de uma grande atividade de comunicação, uma dessas funções pode ser delegada a outro processador.

g) Partilha de carga estática, porque em processadores dedicados um sistema minimal não suporta partilha de carga dinâmica; assim um balanço de carga apropriada deveria ser feito durante a fase de projeto do sistema. Entretanto, algum compartilhamento pode ser introduzido, incluindo unidades adicionais.

Depois de várias considerações em [FA_83], Fathi e Krieger chegam à conclusão de que deve-se usar um sistema de multiprocessador quando há:

- a) Aplicações elaboradas de controle de processos, com diversificada demanda computacional e restrições de tempo-real. Para muitas dessas aplicações, grandes necessidades de processamento excedem as capacidades de um sistema baseado em um único microprocessador.
- b) Aplicações com grande processamento de E/S. A necessidade de relacionar-se com uma grande variedade de processos de E/S geralmente impõe uma sobrecarga de controle inaceitável sobre um único microprocessador e causa severa degradação na resposta do sistema.
- c) Aplicações que demandam alta confiabilidade, mas que devido a restrições financeiras e/ou de espaço não suportam muita redundância.

Por outro lado, também conclui-se que deve-se evitar o

uso de sistemas de multiprocessador quando existe uma das seguintes condições:

- a) Há necessidade de maior potência de processamento. Nesse caso, é mais conveniente colocar um processador mais poderoso.
- b) A tarefa a ser executada não pode ser particionada em tarefas relativamente independentes.

2.2.3 - Conceituação de Sistema de Processamento de Dados Distribuído segundo Tanenbaum e Van Renesse

Segundo Tanenbaum e Van Renesse [TA_85], um sistema de processamento de dados distribuído, é um sistema que é visto por seus usuários como um sistema de processamento de dados centralizado, mas que executa seus programas em múltiplas e independentes unidades centrais de processamento (UCPs).

Aqui o conceito chave é o de transparência. Em outras palavras, o uso de múltiplos processadores deveria ser invisível (transparente) para os usuários. Uma outra maneira de dizer a mesma coisa, é que os usuários deveriam ver o sistema como se fosse um "processador virtual", e não uma coleção de processadores.

Mas não é o fato de que o sistema seja constituído por vários processadores independentes que o torna um sistema

distribuído, pois poderia ser um sistema de processamento de dados em rede ("network").

Em um sistema de processamento de dados em rede a transparência no sistema não é levada em conta, pois o próprio usuário precisa especificar onde está o recurso por ele solicitado. Por exemplo, se o usuário quiser acessar um arquivo que não está em seu processador da rede precisa antes copiá-lo em seu processador para depois então acessá-lo. No caso de sistemas distribuídos essa tarefa é realizada pelo sistema operacional e é transparente ao usuário.

Logo, Tanenbaum e Van Renesse argumentam que o que determina se um sistema descentralizado é distribuído ou não, é o software e não o hardware.

Pode-se contrastar mais fortemente um sistema de processamento de dados distribuído com um sistema de processamento de dados em rede. Uma configuração típica de um sistema em rede pode ser: uma coleção de computadores pessoais ligados a uma impressora e um servidor de arquivos, todos unidos através de uma rede local. Tal sistema teria ainda outras características que o distinguiriam de um sistema distribuído:

a) Cada computador tem seu próprio sistema operacional privativo, em vez de executar parte do sistema operacional global (que é o caso de sistemas distribuídos).

b) O sistema operacional não aloca dinamicamente processos às UCPs. Cada usuário normalmente trabalha em sua própria máquina e, quando necessita de algum

recurso que não possua, precisa fazer uma solicitação direta de tal recurso.

c) Os usuários precisam ficar atentos a seus arquivos, guardando e transferindo arquivos entre máquinas com comandos explícitos de "transferência de arquivos", em vez de ter o gerenciamento de alocação de arquivos feito diretamente pelo sistema operacional.

d) O sistema em rede tem menor, ou não tem procedimentos de tolerância a falhas, isto é, se 10% dos computadores sofrem pane, 10% dos usuários estão fora do sistema, em vez de todos simplesmente poderem continuar seu trabalho normal, embora com 10% de chances de perder a execução.

2.2.4 - Comparação entre as Conceituações Apresentadas

Ao comparar-se a conceituação de sistemas de processamento de dados distribuído de Enslow e a de Fathi e Krieger, observou-se que sistemas considerados como distribuídos em [FA_83] não satisfazem os critérios apresentados por Enslow em [EN_78], pois a conceituação de Enslow é bem mais rígida do que a de Fathi e Krieger. Mas a conceituação apresentada por Fathi e Krieger é bem mais clara e talvez mais realista do que a apresentada por Enslow. O próprio Enslow declara a dificuldade de construção de sistemas distribuídos segundo a sua definição.

Já em [TA_85], pode-se perceber que a conceituação de sistemas distribuídos é muito mais simples do que as conceituações apresentadas por Enslow e Fathi e Krieger.

Assim, pode-se perceber que através de anos de estudo (Enslow-78, Fathi e Krieger-83, Tanenbaum e Van Renesse-85), a conceituação e a distinção entre sistemas distribuídos e os demais sistemas foram cada vez mais delimitadas. Deve-se ressaltar que para Enslow não havia ainda uma diferença nítida entre sistemas distribuídos e sistemas de rede, o que para Tanenbaum e Van Renesse é fundamental.

Além disso, apesar de uma rigidez progressivamente menor na definição dos conceitos, houve uma adequação progressivamente maior dos conceitos aos sistemas reais existentes e uma maior facilidade para a distinção entre os vários tipos de sistemas.

2.3. - A Arquitetura Distribuída Utilizada.

No Instituto de Física e Química de São Carlos, da Universidade de São Paulo, o Grupo de Instrumentação Eletrônica desenvolveu um sistema de Multi-Processadores baseado no micro-processador Z80 da Zilog, utilizado como processador central, ao qual estão ligadas as unidades de disco e impressora, e um conjunto de até quatro processadores, denominados Estações de Trabalho, que estão cada um ligado a um terminal de vídeo, podendo além disso ser cada um ligado a unidades de disquetes e impressoras locais. A figura 2.1 ilustra essa arquitetura.

Centralizando as unidades de disco e impressoras, consegue-se um maior aproveitamento desses periféricos que, em um sistema de micro-processadores, são as unidades mais caras do sistema. Por outro lado, o desenvolvimento de um sistema com características totalmente novas implica na necessidade de se desenvolver todo o software necessário especificamente para esse sistema. Para ser possível aproveitar software já existente, optou-se por desenvolver um sistema que pudesse suportar a execução do sistema CP/M. Esse sistema, além de dispôr de uma quantidade muito grande de software já pronto, foi concebido para poder ser adaptado para execução em muitas arquiteturas que usassem os microprocessadores 8080, 8085 ou Z80.

Figura 2.1 - Arquitetura do sistema distribuído utilizado.

Assim, a arquitetura distribuída foi implementada de forma que cada estação de trabalho pudesse apresentar um ambiente propício para a execução do sistema operacional CP/M, sendo que o controle de acesso ao sistema de arquivos em disquete, e a impressão dos mesmos na impressora central foi desenvolvido para que pudesse ser controlado pelo processador central. Como se trata de uma versão multiusuário, as características do sistema CP/M tiveram que sofrer algumas alterações e, para isso, o sistema foi reescrito, tal como é descrito no capítulo 5. Porém, todos os programas de aplicação que podem ser executados sob o sistema operacional CP/M, tal como os compiladores, editores, gerenciadores de bases de dados, etc, continuam podendo ser executados diretamente em cada uma das estações de trabalho dessa arquitetura. Portanto, as características de interface do sistema operacional com os programas de aplicação não foram alteradas.

O controle de acesso a qualquer arquivo do sistema é efetuado pelo processador central o qual, além disso, dispõe de memória auxiliar para executar uma armazenagem dos setores dos disquetes mais usados, gerenciando um cache para os periféricos que controla, tal como é descrito na seção 4.8.

A implementação física dessa arquitetura é descrita com detalhes em [TR_86]. Nas três subseções seguintes é feito um resumo dessa arquitetura em termos de como é feita a estrutura de memória dos processadores e como é realizada a comunicação entre cada Estação de Trabalho e o Processador Central. Na subseção 2.3.4. faz-se uma análise da forma como essa comunicação opera e uma avaliação de seu desempenho.

2.3.1. - Memória das Estações de Trabalho.

Existe um banco de Memória de Escrita e Leitura denominado RAM-0, composto por duas páginas de 32 KBytes cada uma, denominadas RAM-00 e RAM-01, mais uma página de 32 KBytes denominada RDM, composta por um bloco de 4 KBytes de Memória de Escrita e Leitura (denominada RAM-e), um bloco de 4 KBytes de Memória de Apenas Leitura (denominada RDM-p) e um bloco de 24 KBytes de Memória de Apenas Leitura (denominada RDM-0). Esse esquema de chaveamento de memória é mostrado conceitualmente na figura 2.2.

Para permitir que mais do que 64 KBytes de memória possam ser acessados pelo processador Z80 foi implementado um esquema de chaveamento de bancos de memória [TR_86], o qual é mostrado na figura 2.3. Nessa figura o sinal "seleciona", quando ativado, guarda em registradores especiais se o bit de endereçamento de dados em memória "A15" deve ser complementado ou não (comandado pela linha "A3"), se o banco RDM deve ser ativado ou não (comandado pela linha "A0"), ou qual o banco de RAM que deve ser ativado (comandado pelas linhas de dados "D0" a "D2").

Figura 2.2 - Esquema conceitual do chaveamento dos bancos de memória.

Figura 2.3 - Circuito lógico do chaveamento dos bancos de memória.

A página ROM somente pode ser acessada na faixa de endereço de 0 a 32K, de maneira que quando essa página está ativada, ela ocupa a primeira metade do espaço de endereçamento do processador Z80, sendo a segunda metade ocupada ou pela página RAM-0 ou pela página RAM-1. Quando a página ROM não está ativada, as páginas RAM-0 e RAM-1 ocupam cada uma delas uma metade do espaço de endereçamento do processador Z80, podendo a qualquer momento qualquer uma delas ocupar a primeira ou a segunda metade desse espaço.

A página ROM tem o espaço de endereçamento de 0 a 3 KBytes ocupados pelo bloco ROM-p, o espaço de 4 a 27 KBytes pelo bloco ROM-0, e o espaço de 28 a 31 KBytes pelo bloco RAM-e. O Bloco ROM-p contém todas as rotinas que permitem a comunicação com o processador central, as rotinas de acesso ao terminal de vídeo, e se a estação estiver conectada a unidades de disquete ou impressora locais, também as rotinas de acesso a esses periféricos. O bloco ROM-0 tem armazenado toda a parte de gerenciamento de arquivos do sistema operacional CP/M, sendo incluído aí todo o CCP e BDOS (vide seção 5.2.). O bloco RAM-e é usado como a memória de trabalho das rotinas gravadas nos blocos ROM-p e ROM-0.

2.3.2 - Memória do Processador Central.

A memória do Processador Central segue um esquema semelhante ao de uma Estação de Trabalho com a diferença principal que podem existir até 8 bancos de Memória de Escrita e Leitura de 64 KBytes cada um. Cada um desses bancos é constituído de duas páginas de 32 KBytes cada uma, sendo possível que se acesse qualquer um dos 8 bancos a qualquer instante, porém somente um deles de cada vez. Quando um determinado banco está ativo, qualquer uma de suas duas páginas pode estar ocupando a primeira ou a segunda metade do espaço de endereçamento do processador Z80, porém não é possível ativar páginas de dois bancos diferentes simultaneamente. Da mesma forma que em uma Estação de Trabalho a página ROM pode substituir a página que está ocupando a primeira metade do espaço de endereçamento do processador. Esse esquema conceitual pode ser visto na figura 2.4.

Dessa forma, as rotinas gravadas na página ROM podem acessar qualquer página de qualquer banco, pois quando a página ROM está ativa basta selecionar o banco que contém a página desejada e posicionar essa página para ocupar a segunda metade do espaço de endereçamento. Assim, pode-se pensar que existem na realidade 16 páginas de Memória de Escrita e Leitura de 32 KBytes cada uma, que podem ser acessadas individualmente pelas rotinas gravadas na página ROM.

Figura 2.4 - Esquema conceitual de chaveamento de memória do Processador Central.

No bloco ROM-p da página ROM do Processador Central, estão gravadas as rotinas de comunicação com as unidades de disquete e impressora e as rotinas de acesso a um porto serial auxiliar de comunicação do sistema. No bloco ROM-0 estão gravadas as rotinas de comunicação com as Estações de Trabalho, as quais operam efetuando uma varredura nas Estações de Trabalho para verificar possíveis pedidos de acesso oriundos de cada Estação de Trabalho, e também as rotinas de gerenciamento do cache descritas na seção 4.8. O bloco RAM-e é usado como a memória de trabalho das rotinas gravadas nos blocos ROM-p e ROM-0.

2.3.3. - A Comunicação entre as Estações de Trabalho e o Processador Central

Cada Estação de Trabalho comunica-se com o Processador Central através de um porto paralelo de 8 bits constituído por uma pastilha 8255 operando em modo de acesso bidirecional. O protocolo de comunicação implementa quatro instruções de alto nível, sendo que todas as instruções sempre são originadas na Estação de Trabalho, sendo então atendidas pelo Processador Central.

Todas as instruções seguem uma sequência de três fases:

- 1 - Inicialização da comunicação. A Estação de Trabalho envia ao Processador Central um pedido de acesso, constituído de um Byte que indica qual a operação solicitada;
- 2 - Transferência dos parâmetros do pedido. Uma vez que o Processador Central aceite o pedido de comunicação, a Estação de Trabalho envia os parâmetros (ou dados) do acesso solicitado;
- 3 - Resposta do Processador Central. Consiste na transmissão pelo Processador Central dos dados resultantes da solicitação pedida, e em um byte de estado final da comunicação.

As instruções implementadas através desse protocolo são as seguintes:

- Leitura de um registro de 128 Bytes do disco;
- Escrita de um registro de 128 Bytes em disco;
- Escrita de um caracter na impressora;
- Informa disponibilidade de impressora.

2.3.4 - Mecanismo de Transferência de Dados entre as Estações de Trabalho e o Processador Central

Para que se possa manter uma taxa de transferência de dados elevada entre cada Estação de Trabalho e o Processador Central, é usada a técnica de interrupção baseada na linha de interrupção não mascarável ("-NMI") do processador Z80 e na geração de sinais de pedido de acesso a dados ("Data Request") e pedidos de finalização de transferência ("Interrupt Request") desenvolvida em [MA_83]. Para que essa técnica possa ser usada, um dos processadores que está se comunicando gera um sinal de "Data Request" para cada Byte que ele transmite ou recebe, e executa uma instrução "HALT". Ao final de uma comunicação, cada processador gera um sinal de "Interrupt Request", o qual fica ativo até que o outro processador solicite um estado da comunicação. Após gerar o sinal de "Interrupt Request" o processador fica livre, finalizando a comunicação. Os sinais de "Data Request" e de "Interrupt Request" de um processador geram um sinal de "-NMI" (interrupção não mascarável) no outro processador sempre que aquele executar uma instrução "HALT", dessa forma tirando aquele processador do estado parado em que a instrução "HALT" o havia colocado ao mesmo tempo em que sincroniza a operação dos dois processadores. A figura 2.5 mostra como o sinal de "-NMI" de cada processador é gerado. Os sinais "IBF" e "DBF" gerados pela pastilha 8255 indicam respectivamente se o "Buffer de Entrada" ou o "Buffer de Saída" dessa pastilha

contém um byte de dados. A direção de entrada ou saída é vista com relação à entrada ou saída de dados do processador central, o qual indica a direção em que as transferências devem ocorrer através da linha "Seleciona Direção". Quando ativada, essa linha usa o valor da linha "D0" para indicar a seleção. O valor da linha "D1" indica se é o início ("D1"=0) ou o fim ("D1"=1) de uma transferência. A porta DU que gera o sinal de "-NMI" garante que esse sinal somente ocorrerá se o processador estiver em "HALT".

Figura 2.5 - Geração de sinal "-NMI" em cada processador.

Dessa forma, ao iniciar uma comunicação uma Estação de Trabalho envia ao Processador Central um byte que indica qual é a instrução de comunicação que ela quer solicitar e entra em estado de "HALT" até que o Processador Central leia esse byte, liberando a Estação de Trabalho. A seguir, dependendo de qual é essa instrução, agora conhecida pelos dois processadores, ambos executam uma transferência de dados sincronizada pela geração de dados e sinais de "Data Request" até que a instrução termine, com a geração de sinais de "Interrupt Request". Esse último sinal é

usado com o propósito único de impedir que um processador fique bloqueado pelo outro por ter havido algum erro na transmissão de algum byte durante o laço de comunicação.

Para avaliar a taxa de transferência de dados desse esquema de comunicação pode-se analisar, por exemplo, a instrução de leitura de um registro de 128 bytes de disco, solicitada por uma Estação de Trabalho. Essa instrução é executada com a Estação de Trabalho enviando para o Processador Central o Byte 01H e a seguir aguardando que a rotina de varredura do Processador Central verifique que essa Estação de Trabalho está solicitando a instrução número um. Com isso, ambos os processadores passam a executar uma rotina em conjunto, em que a Estação de Trabalho envia para o Processador Central 1 Byte contendo o número da unidade de disquete requisitada, 2 Bytes contendo o número da trilha e 2 Bytes contendo o número do setor que deve ser lido. O número do setor é um número lógico indicando setores de 128 bytes, tal como é implementado pelo CP/M. Caso o disco indicado possua setores com um número diferente de bytes, a transformação desse número lógico para o setor físico real é efetuado pelo gerenciador de memória cache, no Processador Central. Por fim, o Processador Central envia para a Estação de Trabalho um byte indicando o resultado da leitura (0 sempre indica que não houve erro), e os 128 Bytes do setor lógico solicitado. O trecho de programa que executa essa última transferência é o seguinte:

No Processador Central:

ORG 66H

; No endereço de atendimento da

		; interrupção "-NMI",
RETN		; coloca-se a instrução para
		; retornar ao programa interrompido
LD	HL, ENDBUF	; Move para o registrador HL o
		; endereço do setor já na memória.
LD	B, 128	; Move para o registrador B o
		; número de Bytes a serem
		; transferidos.
LD	C, PORTO	; Move para o registrador C o
		; endereço do porto de comunicação
		; com a estação em apreço.
A:	OUTI	; Transfere o byte apontado por HL
		; para o porto indicado em C,
		; incrementa HL, decrementa B e
		; coloca os bits da palavra de está-
		; do de acordo com o conteúdo de B.
HALT		; Para o processador até ocorrer
		; uma interrupção "-NMI".
JP	NZ,A	; Se o registrador B não chegou a
		; zero, voltar ao endereço "A".
LD	A, 0	; Carrega o registrador A com 0.
OUT	(INTR),A	; Gera um sinal de "Interrupt
		; Request" para a Estação de
		; Trabalho em apreço.

Na Estação de Trabalho:

```
ORG 66H      ; No endereço de atendimento da
              ; interrupção "-NMI",
RETN         ; coloca-se a instrução para
              ; retornar ao programa interrompido
.
.
.
LD HL, ENDBUF ; Move para o registrador HL o
              ; endereço de onde o registro deve
              ; ser lido
LD B, 128     ; Move para o registrador B o
              ; número de Bytes a serem
              ; recebidos.
LD C, COMM    ; Move para o registrador C o
              ; endereço do porto de comunicação
              ; com o Processador Central.
A:  INI       ; Recebe o byte lido pelo porto
              ; indicado em C, e armazena o byte
              ; no endereço indicado por HL
              ; incrementa HL, decrementa B e
              ; coloca os bits da palavra de esta-
              ; do de acordo com o conteúdo de B.
HALT         ; Para o processador até ocorrer
              ; uma interrupção "-NMI".
JP  NZ,A     ; Se o registrador B não chegou a
```



```

;zero, voltar ao endereço "A".
LD  A, 0          ; Carrega o registrador A com 0.
OUT (INTR),A      ; Gera um sinal de "Interrupt
                  ;Request" para o Processador
                  ;Central.

```

Descontando o tempo de inicialização dos registradores B, C, e HL, verifica-se que o tempo principal gasto na execução dessa rotina consiste na transmissão dos 128 bytes através das instruções: INI, HALT, RETN e JP NZ,A; que são executadas uma vez para cada byte transmitido. Considerando que a sincronização grosseira é feita logo pela primeira instrução HALT e a respectiva espera da geração do sinal "Data Request" pela instrução OUTI (ou INI) do outro processador, em cada ciclo do laço irá ocorrer um atraso de no máximo um ciclo de "clock" para o atendimento da interrupção. Então o tempo máximo para a transmissão de um byte é o seguinte:

16 ciclos-t para a Instrução INI (ou OUTI)

4 ciclos-t para a Instrução HALT

14 ciclos-t para a Instrução RETN

10 ciclos-t para a Instrução JP NZ,A

1 ciclo-t para a sincronização fina entre os processadores

num total de 45 ciclos-t do processador Z80. Como a arquitetura implementada usa uma frequência de "Clock" de 4 MHz, cada ciclo-t tem uma duração de 250 nS, o que resulta em 11.250 nS para cada Byte transmitido. Isso garante uma taxa de transferência de 88,8

KBytes por segundo entre dois processadores, o que é uma taxa mais alta do que a mais alta transferência de dados com unidades de disquete, a qual corresponde a 67 KBytes por segundo, quando se trata de disquetes de 8 polegadas operando em Densidade Dupla.

Logicamente o atraso imposto pela rotina de varredura do Processador Central, a existência de conflito de tempo de acesso quando um processador deve esperar o Processador Central atender a outras Estações de Trabalho, a necessidade de leitura do disco pelo Processador Central antes que o setor possa ser transferido à Estação de Trabalho e a execução das inicializações e transferência de parâmetros diminuem a taxa de transferência efetiva. Porém, a maior velocidade de transferência entre processadores do que a de transferência entre um processador e disco, aliada ao fato de que existe uma memória cache bastante ampla no Processador Central fazem com que o tempo de resposta, quando o setor pedido já se encontra no cache, seja em geral melhor do que o de acesso direto a unidades de disquetes locais.

2.4. - Conclusões

Com a crescente redução de custo dos sistemas de processamento baseados em microprocessadores e o aumento da confiabilidade em sistemas descentralizados, o número de aplicações que têm se aproveitado desses avanços também tem crescido muito. Essas aplicações vão desde o acesso distribuído a recursos mais caros de um sistema de computação, até os recentes avanços em sistemas de quinta geração que se aproveitam

fortemente da associação entre muitos microprocessadores para atingir o desempenho necessário [MU_86].

A arquitetura utilizada descrita na seção 2.3, tem como um dos objetivos permitir que várias aplicações compartilhem unidades de disco e impressora.

De acordo com o estudo relatado neste capítulo, esse sistema pode ser caracterizado como um sistema descentralizado, que pode ser multiusuário (se o sistema operacional o for) e que admite multiprocessamento. Quanto a ser ou não um sistema distribuído, isto deve ser analisado segundo cada uma das conceituações apresentadas. Essa classificação envolve também o software (sistema operacional) que essa arquitetura está preparada a executar.

Segundo Enslow, as características de hardware dessa máquina permitem classificá-la como um sistema distribuído e, tal como está a implementação do sistema operacional atualmente, essa classificação permanece válida para o sistema como um todo. No entanto, se o sistema operacional executar parte na estação de trabalho e parte no processador central, como é sugerido no capítulo 6 (seção 6.3.3), então como um todo essa arquitetura segundo Enslow não seria classificada como um sistema distribuído, pois Enslow exige que cada processador possa operar de maneira autônoma.

Segundo Fathi e Krieger, a arquitetura utilizada pode ser classificada como um sistema distribuído.

Já segundo Tanenbaum e Van Renesse, a arquitetura como um todo seria classificada como um sistema em rede, uma vez que um usuário numa estação de trabalho só poderia acessar arquivos locais a outra estação de trabalho através de solicitação

explicita, violando o conceito de transparência exigido. Porém, se forem considerados apenas uma estação de trabalho e o processador central, então essa dupla seria considerada um sistema distribuído.

Dado o fato de que a maior parte das características que qualquer autor apresenta para que se classifique um sistema como distribuído são satisfeitas pelo sistema de processamento de dados em apreço, no restante deste trabalho esse sistema será considerado como um sistema distribuído.

ALOCACÃO E PROTEÇÃO DE ARQUIVOS

3.1. - Introdução

Uma das mais importantes funções que o sistema operacional multiusuário deve executar é a alocação e proteção de arquivos. A alocação consiste em tomar as decisões e fazer as operações necessárias para manter em um dispositivo físico vários arquivos e prover os meios para permitir a leitura, gravação e modificação de cada arquivo. Deixadas a cargo do sistema operacional, as operações físicas necessárias e a escolha da estrutura dos dados real mantida no dispositivo ficam transparentes ao usuário.

A função de proteção de arquivos consiste em permitir que no arquivo sejam realizadas apenas operações que não danifiquem o próprio arquivo e nem os demais arquivos mantidos no mesmo periférico. Além disso, deve prevenir o acesso de usuários não autorizados, em sistemas que tenham essa necessidade. Deve-se notar que ambas as funções são necessárias a qualquer tipo de sistema, seja ele monousuário ou multiusuário.

3.2 - O Problema da Identificação de Usuário

Uma pessoa que desejar usar o sistema deve ser identificada como usuário qualificado ou não. Se o usuário é qualificado, deve ser identificado como tal e ter seu acesso ao sistema garantido. Se não o for, tal pessoa não poderá ter acesso ao sistema.

Uma técnica amplamente adotada para identificar o usuário é solicitar-lhe logo de início a sua "identificação de usuário" ("user identification"). Para uma maior proteção do sistema, garantindo a veracidade da identificação fornecida pelo usuário, é usada a técnica de senha ("password"), juntamente com a sua "identificação de usuário". Assim, um procedimento comum pode ser exemplificado pelo sistema RSX-11M da Digital, onde o seguinte diálogo pode ocorrer:

User Name? nome

Password? senha

onde: nome - é a "identificação do usuário"

senha - é o código que confirma ser o usuário, aquele identificado pela "identificação do usuário".

O código usado na "senha" não é ecoado no terminal para evitar que outras pessoas possam vê-lo, tornando-se conhecedoras de um código que deve ser conhecido apenas do usuário de direito.

3.3 - Formas de Acesso a Arquivos

Um ponto importante é identificar o que o usuário deseja fazer com um arquivo, que tipicamente pode ser uma das seguintes coisas:

- Executar um programa;
- Ler um arquivo;
- Escrever ou Atualizar um arquivo;
- Criar um novo arquivo;
- Apagar um arquivo;
- Alterar o privilégio de acesso a determinado arquivo.

Cada um desses tipos de acesso, pode ser potencialmente perigoso, dependendo do tipo do sistema. Por exemplo, em um sistema financeiro, não poderia ser permitido a qualquer usuário executar um programa que imprima cheques de pagamento ou cartas de crédito. Similarmente, há inúmeras situações em que é indesejável que usuários possam indiscriminadamente ler ou escrever registros ou arquivos. Apagar arquivos é ainda mais crítico e deveria ser permitido a um número ainda menor de usuários; e finalmente, a capacidade de alterar o privilégio de acesso associado a um arquivo deveria ser outorgada apenas ao gerente do sistema. Assim deveria(m) ser restringido(s) o(s) modo(s) de acesso permitido(s) a cada usuário, dependendo do grupo de trabalho a que pertence (o que pode ser obtido pelo seu número de usuário), e de sua tarefa específica (que pode ser-lhe

atribuído através de privilégio de acesso a arquivos).

O próximo passo seria o de associar esses tipos de acesso aos usuários do sistema; mais genericamente, pode-se associar os modos a:

- um terminal,
- um programa de aplicação,
- um usuário individual,
- um grupo de usuários,
- alguma combinação dos acima.

Yourdan, em [YO_72] apresenta um método simples de implementar esta forma de proteção de arquivos, denominada **Acesso por Chaves**. Esse método utiliza-se de bits, nos quais é armazenado 1(sim) ou 0(não) como resposta a determinada combinação do tipo de usuário e tipo de acesso (ver figura 3.1).

	PROPRIETÁRIO	GRUPO DE APLICAÇÃO	DEPT. DE PROGRAMAÇÃO	DEPT. DE ENGENHARIA	DEPT. DE OPERAÇÃO	GERENTES - NÍVEL 3	VICE - PRESIDENTE	PÚBLICO EM GERAL
EXECUTAR	1	1	1	1	1	1	1	0
LER	1	1	1	0	0	1	1	0
ESCREVER	1	1	0	0	0	0	0	0
CRIAR	1	1	0	0	0	0	0	0
APAGAR	1	0	0	0	0	0	0	0
ALTERAR SENHA	1	0	0	0	0	0	0	0

1 - PERMISSÃO CONCEDIDA

0 - PERMISSÃO NEGADA

Figura 3.1 - Método de acesso por chaves para proteção de arquivo

Desde que os usuários são forçados a identificar-se quando desejam usar o computador, o sistema operacional sabe quem ele é, que terminal está usando e a que grupo de usuários ele pertence. Quando o usuário emite algum comando a partir de seu terminal, um programa de aplicação processa o comando e tenta acessar arquivos. Antes de ser permitido o acesso a um arquivo, o sistema operacional deve ser informado de como o usuário tenciona usar o arquivo. Agora o sistema operacional deve verificar o acesso por chaves e comprovar que o acesso está permitido. Conforme [YO_72], esse acesso é usualmente verificado quando o

arquivo é aberto pela primeira vez pois, a partir de então, o sistema operacional possui informação suficiente para saber se as futuras solicitações de leitura, escrita, criação, ou destruição de um arquivo são lícitas.

Há ainda o problema de proteção a chamadas de determinadas instruções de máquina, pois dessa forma, um usuário não qualificado poderia acessar blocos físicos de dados, alterando seu grau de privilégio ou a própria proteção do arquivo. Essa proteção deve em parte ser implementada em hardware.

3.4 - Organização de Arquivos

A gravação e recuperação de dados em dispositivos de armazenagem de dados, tipo disco ou fita magnética, pelo sistema operacional, deve ser feita de forma a atender a todos os requisitos do usuário, de uma maneira eficiente e o mais transparente possível ao usuário.

Para atender a todas as necessidades, além dos dados do usuário, possivelmente espalhados em vários arquivos, o sistema operacional mantém também dados que permitem o mapeamento dos arquivos lógicos nos arquivos físicos, caracterizando a organização da estrutura de arquivos, que normalmente é chamada de estrutura de diretório de um dispositivo.

A seguir algumas técnicas mais usuais apresentadas em [YO_72], serão discutidas, procurando ressaltar sua situação frente aos seguintes critérios:

- a) Minimizar os acessos ao dispositivo - O sistema operacional deve atingir o dado requisitado com o mínimo de acessos à estrutura.
- b) Minimizar o espaço requerido pelo arquivo - além dos dados do usuário o espaço requerido para um arquivo deve conter poucas informações do sistema e, ao mesmo tempo, alocar apenas o espaço necessário.
- c) Vulnerabilidade do sistema a falhas - capacidade de evitar perdas totais no caso da estrutura de diretórios ficar danificada ou parte do meio físico armazenador ficar inacessível.
- d) Facilitar alterações em arquivos já existentes - a extensão de um arquivo já criado deve ser possível sem gastos excessivos de tempo e espaço, bem como deve ser possível a recuperação do espaço deixado por um arquivo apagado ou encurtado.

3.4.1 - Estrutura de Diretório

O sistema operacional mantém uma estrutura que armazena informações sobre cada arquivo contido no dispositivo, informações essas que podem ser:

nome do arquivo,

data de geração,
data da última alteração,
esquema de proteção,
tamanho do arquivo,
indicação das posições físicas onde se encontram os
dados do arquivo.

A estrutura de diretório altera-se principalmente na maneira em que as informações são estruturadas para acesso e na forma como um arquivo pode ser identificado pelo usuário.

Uma maneira de se implementar uma estrutura de diretório é através de árvore, onde cada nó da árvore é um diretório (arquivo) e cada ramo é uma entrada de diretório que aponta para outro diretório ou para um arquivo de dados. A raiz da árvore é chamada de diretório principal [SH_74].

3.4.2 - Armazenagem de Arquivos Através de Listas

Entre as informações de um arquivo armazenadas no diretório, encontra-se os ponteiros para os blocos de dados do arquivo. Esses ponteiros são armazenados em campos específicos do diretório sendo, portanto, de número limitado. Para minimizar a alocação de espaço que não será usado a área abrangida por cada ponteiro não deve ser grande, o que leva à existência de um grande número de ponteiros.

A técnica de armazenagem através de listas consiste em manter-se no diretório um pequeno número de ponteiros para blocos

de dados, e um ponteiro para uma célula que contenha mais ponteiros para blocos de dados mantendo uma estrutura semelhante à da célula original no diretório (ver figura 3.2). Dessa forma, o arquivo pode ser estendido indefinidamente [YG_85]. Em geral todos os blocos de dados são estruturalmente semelhantes e repetem as informações do arquivo contidas no diretório.

Essa técnica não impõe restrições às operações de leitura ou escrita nem a extensão ou tamanho máximo do arquivo. Além disso, por manterem todos os blocos de dados, a identificação do arquivo permite uma fácil recuperação do arquivo em caso de pane do sistema ou perda do diretório.

A grande desvantagem desse método reside no fato de que o número de acessos a disco para recuperar um dado no início ou no final do arquivo não é o mesmo, pois o número de acessos a disco aumenta conforme mais células vão sendo encadeadas à lista. Esse problema, no entanto, pode ser minimizado se o sistema operacional dispuser de espaço de memória ("buffer pool"), que possa armazenar um número razoável dessas células.

Outra desvantagem é o espaço em disco perdido, já que há grande quantidade de informação repetida. Também quando é necessário fazer-se alguma alteração no diretório há uma demanda maior de tempo, pois todas as células da lista precisam ser alteradas.

Figura 3.2 - Estrutura de armazenagem de arquivos através de listas.

3.4.3 - Armazenagem por Pré-Alocação de Arquivos

As operações básicas que o sistema operacional oferece são criar ou apagar um arquivo, e ler ou escrever qualquer de seus registros. Considerando apenas essas operações, ao criar-se um arquivo, devem ser fornecidas todas as informações sobre ele, tais como: seu tamanho, métodos de acesso, etc. A alocação efetiva do espaço necessário a um arquivo pode ser feita na operação de abertura ou conforme o arquivo seja preenchido com operações de escrita; neste último caso, não é necessário o conhecimento prévio do seu tamanho na operação de abertura.

Na técnica de pré-alocação de arquivos, o espaço físico necessário a um arquivo é alocado na operação de abertura e esse espaço deve ser contínuo. A previsão do tamanho do arquivo deve

ser maximizada de modo a comportar alterações feitas sobre o mesmo.

Essa técnica apresenta várias vantagens, a principal das quais é a eficiência de acesso. Presta-se bem a armazenagem de arquivos seqüenciais. Para arquivos de acesso aleatório com registros de tamanho fixo, esta é a melhor técnica a ser utilizada, pois não há necessidade de leitura de registros intermediários para recuperação de ponteiros que indiquem a posição do registro, porque essa posição pode ser obtida diretamente através da posição do início do arquivo e do tamanho do registro.

No entanto, a técnica de pré-alocação de arquivos apresenta alguns problemas sérios caso o tamanho do arquivo não seja seguramente conhecido a priori. Em primeiro lugar o desconhecimento do tamanho exato leva a um desperdício de espaço ao tentar-se maximizar o espaço solicitado inicialmente. Também é comum não se poder automatizar essa operação. Outro problema surge na tentativa de estender-se um arquivo já existente, quando pode ser necessária a relocação do próprio arquivo ou de um conjunto de outros arquivos. O mesmo problema ocorre quando da criação de um novo arquivo para o qual ainda há espaço, mas nenhum espaço contínuo que o contenha.

3.4.4 - O Mapa de Bits (Bit Map)

O disco magnético é dividido em setores de tamanho fixo, nos quais arquivos são armazenados. A técnica de mapa de bits assinala quais os setores que estão sendo usados. A maneira usual de implementá-lo é alocar um número de bits, igual ao número de setores no disco e ligar o bit associado ao setor quando ele é alocado; e desligar o bit, quando o setor é liberado.

Esta técnica apresenta diversos resultados importantes:

a) O espaço em disco é eficientemente usado. Há sistemas que exigem que o tamanho do arquivo seja especificado de antemão, isto é, o tamanho do arquivo é definido quando ele é aberto pela primeira vez, maximizando-o para que não ocorra falta de espaço, e o arquivo necessita ser relocado com o novo tamanho; mas tal procedimento faz com que geralmente sobrem pequenos espaços, que dificilmente seriam usados por outros arquivos. O mapa de bits permite recuperar esse espaço perdido.

b) O menor espaço utilizado por um arquivo (mesmo vazio) é o de um setor.

c) Quando o sistema operacional faz uma solicitação de escrita são alocados os primeiros setores vazios encontrados; ou é utilizado algum algoritmo de alocação mais adequado que não permita fragmentação

demasiada do disco.

- d) Uma requisição de escrita sempre será atendida até que o disco esteja completamente cheio.

3.5 - Acesso Simultâneo a um Arquivo

Em sistemas que possuem processamento paralelo pode ocorrer que mais de um processo altere o conteúdo de uma área de dados comum pertencente a um arquivo, gerando um grave problema, o da incompatibilidade de informação. Dessa forma, é necessário proteger o dado contra acessos simultâneos. A essas áreas de dados, denominamos de **Seção Crítica** ou **Região Crítica**.

Nas próximas seções, apresentaremos duas soluções para a proteção da seção crítica.

3.5.1 - Semáforo

Um semáforo consiste em uma variável "S", que indica se o acesso a uma seção crítica está permitido ou bloqueado em um dado instante, e um conjunto de duas operações sobre ela [SH_74]:

Uma operação denotada por "p(S)", que permite a um processo o acesso a seção crítica controlada por "S" e a bloqueia para outros processos; e uma operação

denotada por " $v(S)$ ", que libera o acesso à seção crítica.

Quando um processo solicita acesso pela operação $p(S)$, esta solicitação será atendida se não houver outro processo na seção crítica. Neste caso, o semáforo o indicará e o processo ficará em espera até que a seção crítica esteja livre.

A variável " S " também é um dado que pode ser acessado por vários processos; logo também é uma região crítica. Dessa forma, as operações $p(S)$ e $v(S)$ devem ser feitas de tal forma, que sejam indivisíveis, e ininterruptíveis. Assim, nunca haverá inconsistência devido a variável " S ".

3.5.2 - Monitor

A técnica de semáforo é útil quando as operações $p(S)$ e $v(S)$ podem ser ininterruptíveis e não passíveis de erro. Em sistemas que não possam atender a alguma dessas características, outra técnica deve ser usada. Esse é o caso de sistemas distribuídos onde a comunicação entre processos é passível de erros, e sistemas de multiprocessamento com memória compartilhada, onde uma simples operação de troca de conteúdo de um registrador com uma posição de memória, apesar de ser uma única instrução de máquina de um processador (ininterruptível), é vista pela memória como um acesso de leitura e um de escrita independentes e, portanto, interruptíveis.

Nesses casos, a solução é permitir que apenas um

processo possa acessar as variáveis que se pretende proteger [GU_80]. Quando mais de uma tarefa necessitar de dados compartilhados, cria-se uma outra tarefa que desempenha sobre esses dados qualquer operação que as tarefas originais necessitem. Dessa forma, quando uma das tarefas originais necessita operar na seção crítica, ela o faz solicitando à nova tarefa que o faça por ela. Cria-se, assim, uma proteção em torno da seção crítica, permitindo-se que apenas uma tarefa tenha acesso a ela. Essa tarefa e o conjunto de dados que ela protege é denominada **Monitor**.

Deve-se notar que o monitor consiste em essência do conjunto de todas as funções sobre um conjunto de dados, além dos próprios dados.

3.6 - Exemplos em Alguns Sistemas Existentes

3.6.1 - CP/M

O sistema operacional CP/M (Control Program for Micros) foi desenvolvido para gerenciar as operações de entrada/saída de vários tipos de máquinas. Dessa forma, é constituído de duas partes principais, a saber:

BDOS (Basic Disk Operating System): que mantém a estrutura de diretório e supervisiona a alocação de espaço em disco;

BIOS (Basic Input/Output System): que efetua as transferências de entrada/saída ao nível de máquina.

O BDOS é sempre o mesmo para qualquer máquina onde o CP/M seja implantado. Já o BIOS é desenvolvido especificamente para cada máquina pelo seu fabricante.

No BIOS estão definidos parâmetros que especificam o acesso a disco para cada máquina especificamente, tais como:

- área de disco utilizada para sistema;
- capacidade máxima de cada arquivo;
- tamanho mínimo do bloco alocado de cada vez;
- número máximo de arquivos por diretório, etc.

O BDOS mantém a estrutura básica de arquivos, seguindo o seguinte padrão:

- uso do mapa de bits para alocação de espaço livre em disco;
- cada arquivo mantém no diretório uma estrutura contendo a identificação do arquivo e um conjunto de até 16 ponteiros para blocos de dados usados pelo arquivo.

O CP/M, a partir de sua versão 2.0, permite a identificação do usuário dono de um arquivo, admitindo a extensão para sistemas multiusuário (MP/M - Multicontrol Program for Micros).

A estrutura de diretório do CP/M não permite subdiretórios; no entanto, fornece condições para especificar se o arquivo é do sistema ou não e permite proteger um arquivo contra modificação e apagamento.

No capítulo 5 é apresentada uma descrição mais detalhada sobre as estruturas internas do CP/M.

3.6.2. - CDOS da Cromemco

O Sistema Operacional CDOS (Cromemco Disk Operating System) [CR_81] tem seu sistema de diretório compatível ao do sistema operacional CP/M versão 1.3. Em cada entrada para o diretório já é especificado se o arquivo está protegido contra escrita, leitura ou eliminação; e os outros blocos de dados que compõem o arquivo.

Utiliza-se também da técnica de mapa de bits para especificar quais setores do disco estão sendo usados.

O CDOS não provê recursos para proteção de arquivos de vários usuários.

O CDOS consiste basicamente de uma extensão do sistema operacional CP/M versão 2.2, onde foram adicionadas, entre as mais importantes, as seguintes características:

- a) maior facilidade para gerenciamento de arquivos extensos em disco rígido;
- b) maior capacidade de proteção a arquivos;
- c) configuração dos parâmetros de disco pelo usuário (tamanho de bloco, número de entradas em um diretório).

3.6.3. - UNIX

O sistema operacional UNIX tem o seu sistema de diretório implementado através da estrutura de árvore [RI_78b]. O acesso é feito a partir de um diretório central, chamado de "raiz" (root), através do qual são encontrados todos os demais nós e arquivos. Um diretório é visto também como um arquivo e, portanto, pode pertencer a outro diretório.

Cada usuário possui um diretório de seus arquivos, podendo também criar subdiretórios que contenham arquivos que, a critério do usuário, seja conveniente mantê-los juntos.

Quando um arquivo é criado, ele é marcado com a "identificação do usuário" que o criou. Também é associado ao arquivo um conjunto de dez bits que autorizam, independentemente, ao dono do arquivo, a membros de seu grupo ou aos demais usuários: a ler, escrever ou executar o arquivo.

Se o décimo bit de um arquivo contendo um programa que deve ser executado está ligado, o sistema considera para executá-lo a "identificação do usuário" que criou o arquivo. Essa mudança da "identificação do usuário" é efetiva somente durante a execução do programa. Com esse recurso, é possível que programas privilegiados possam acessar arquivos de outra forma inacessíveis aos usuários que os executam [RI_78a].

Para o UNIX, os arquivos são tratados apenas como uma sequência unidimensional de bytes e não como um conjunto de registros. Nenhuma outra estrutura de arquivos é reconhecida pelo sistema. Os arquivos são ligados em qualquer lugar (até de forma múltipla) na hierarquia de diretórios. Diretórios são simplesmente arquivos nos quais o usuário somente pode escrever

através de programas que mantêm a estrutura do próprio diretório [TH_78].

O espaço livre de um disco é mantido por uma lista ligada indicando os blocos livres e não por mapa de bits. Cada bloco na lista aponta para até 50 blocos livres e para o próprio bloco. Mantendo em cada bloco ponteiros para até 50 outros blocos livres, minimiza-se o acesso a disco em relação ao uso de listas simplesmente ligadas.

3.6.4. - RSX-11M da Digital Equipment Corporation

O sistema RSX-11M usa para disco uma estrutura de arquivo denominada "Files-11" que organiza o disco mantendo nele fundamentalmente os seguintes arquivos [RX_79b]:

1. Arquivo de "checkpoint";
2. Arquivo de índices;
3. Arquivo de alocação de armazenamento;
4. Arquivo de blocos defeituosos;
5. Arquivo de diretório principal.

A estrutura do arquivo é definida pelo arquivo de índices e pelo arquivo de diretório principal que passaremos a descrever.

O número de arquivos de diretório em um disco depende do número de usuários desse disco. O "Files-11" distingue discos

para um único usuário e para vários usuários. Para discos de um único usuário existe apenas o arquivo de diretório principal (Master File Directory - MFD), que aponta para cada arquivo do usuário. Para discos de vários usuários existe um MFD e um arquivo de diretório do Usuário (User File Directory - UFD) para cada usuário. O MFD aponta para todos os UFD e cada UFD para os arquivos de um usuário (Ver Figura 3.3).

Figura 3.3a - Estrutura de diretório para discos de um único usuário

Figura 3.3b - Estrutura de diretório para discos de vários usuários

Um arquivo de diretório é constituído de entradas de diretório consistindo da identificação do arquivo, número do arquivo e número de seqüência.

O arquivo de índices contém informação sobre o disco como um todo e informação sobre cada arquivo de usuário. Como informação geral do disco está armazenado o bloco de inicialização do sistema (que pode ser usado para carregar o sistema), o bloco de informações do disco (nome do disco, dono do disco, número máximo de arquivos aceitos, etc), os blocos do mapa de bits do disco, e os cabeçalhos de todos os arquivos contidos no disco.

Os cabeçalhos contém todas as informações necessárias a cada arquivo; estas informações que no trabalho que está sendo apresentado, constituem o que é chamado normalmente de diretório.

Cada cabeçalho contém três áreas:

Área de cabeçalho - que repete a informação do arquivo de diretório.

Área de identificação - que contém todos os dados relativos ao arquivo, tais como: nome, data de criação, versão, proteção, dono do arquivo, etc.

Área de mapeamento - contém as informações para acesso aos blocos de dados do arquivo.

A proteção do arquivo é feita para quatro classes de usuários:

gerente do sistema (system)

usuário dono do arquivo (owner)

usuários do grupo do dono do arquivo (group)

demais usuários (world)

Para cada classe de usuário, o arquivo é protegido contra escrita, leitura, extensão e apagamento [RX_79a].

Um usuário é identificado através de um número de identificação do usuário (user identification code - UIC) que é constituído de um número de grupo e um número de usuário dentro do grupo. O acesso de um usuário ao sistema é feito através de seu UIC e de uma senha de confirmação.

3.7 - Conclusões

Nesse capítulo foram vistas algumas formas de identificação e proteção de arquivos bem como a importância de tais mecanismos.

Das técnicas mais usuais de alocação de arquivos, a mais usada é a alocação por Mapa de Bits. Isso deve-se ao fato de que tal técnica permite um aproveitamento melhor do espaço em disco, utilizando ao máximo a fragmentação deste espaço. Essa técnica é utilizada nos sistemas CP/M, CDD5, RSX-11M.

Já o sistema UNIX usa a técnica de listas-ligadas para indicar o espaço livre em disco. Apesar de que nessa técnica o

tempo de acesso a um arquivo depende grandemente do tamanho do arquivo e da posição em que se encontra na lista.

A técnica de armazenagem por pré-alocação de arquivos, é bastante recomendada quando se trata de recuperar arquivos seqüenciais pois o acesso é imediato. Mas também possui uma grande desvantagem, que é o desperdício e fragmentação de espaço em disco.

E' claro que cada técnica oferece vantagens e desvantagens devendo-se em cada caso avaliá-las antes da implementação do sistema de alocação de arquivos.

Os mecanismos de proteção a arquivos dos sistemas CP/M, CDOS e UNIX são bastante parecidos, sendo que o CP/M e o CDOS possuem proteção apenas contra escrita. Já no UNIX, quando um arquivo é criado, é associado ao arquivo um conjunto de dez bits para proteção do arquivo.

Já o sistema RSX-11M, por ser um sistema multiusuário, possui um sistema de proteção mais sofisticado, separando a proteção do arquivo da proteção de acesso ao sistema de computação. Dessa forma, pode-se perceber claramente o pulo que se dá em sistemas de proteção quando se passa de um sistema operacional monousuário (CP/M, CDOS), para um sistema operacional multiusuário (UNIX e RSX-11M).

C A P Í T U L O 4

ESTRUTURA DE CACHE

4.1 - Conceito Geral

O desempenho dos computadores está grandemente relacionado ao tempo de acesso à memória. Assim, uma maneira de melhorar tal desempenho é diminuir ao máximo o tempo de acesso à memória. Mas, memórias mais rápidas são também mais caras e o custo da redução do tempo de acesso à memória nem sempre é compensador.

Dessa maneira, torna-se atraente a construção de uma memória bastante rápida, pequena, mas de alto custo, usada como intermediária entre a Unidade Central de Processamento (UCP) e a memória principal [GR_85]. Nessa memória seriam armazenadas temporariamente as informações da memória principal mais utilizadas (ou que pelo menos acredita-se que sejam) pelo computador. Esta memória é denominada Cache.

O cache, sendo pequeno, tem custo pouco elevado. Assim, comparado ao tamanho da memória principal, a relação custo/desempenho é minimizada, pois se a memória cache for bem utilizada, o tempo de acesso à memória é bastante reduzido.

Para uma comparação entre esses tempos, cita-se o exemplo dado em [SM_82], no qual encontram-se os valores de 300 a 600 nanosegundos para acesso à memória principal em computadores

de alta velocidade, tais como Amdahl 470 V/7 e o IBM 3033, e de 50 a 100 nanosegundos se é usada a memória cache.

Uma característica importante da memória cache é que ela é constituída por blocos de tamanho fixo que espelham blocos de igual tamanho da memória principal. Todo o acesso a alguma posição de memória que está também armazenada no cache, é feito à posição de memória no cache, sendo por isso feito na velocidade da memória cache [RE_84]. Caso um acesso seja feito a uma posição que não está na memória cache, a memória principal é acessada; diz-se então que ocorre uma falha de acesso ao cache. Para maximizar o uso do cache deve-se procurar manter no cache a maior quantidade possível das informações que serão a curto prazo necessárias, e para isso deve-se buscar ao mesmo tempo um valor ótimo tanto do tamanho do bloco de transferência do cache, quanto do número de blocos; e também encontrar um algoritmo de troca dinâmica das informações do cache, para mantê-lo a cada instante com as informações realmente necessárias imediatamente.

Quando é necessário armazenar dados na memória principal, pode-se adotar duas técnicas [YE_83], [ZU_76], [RE_84]:

- a) escrita-simultânea (write-through);
- b) escrita-posterior (write-back).

Na técnica de escrita-simultânea todas as escritas são feitas diretamente na memória principal; caso o dado encontre-se também no cache, será também atualizado ali. Nessa condição garante-se que a memória principal nunca contém dados obsoletos.

Na técnica de escrita-posterior cada operação de

escrita solicitada pelo programa é feita apenas no cache. Quando é feita a substituição de um bloco no cache, caso o bloco a ser substituído tenha sido modificado, este também deve ser reescrito na memória principal.

4.2 - Tamanho da Memória Cache

O tamanho da memória cache é geralmente ditado por dois fatores: o custo do cache e o desempenho esperado da máquina. O cache não deveria ser tão grande que representasse um custo fora de proporção para o aumento do desempenho nem deveria chegar ao outro extremo de ser tão pequeno que não resultasse em um ganho significativo.

Dessa forma, pode-se geralmente assumir, que levando-se em conta apenas a taxa de falha (miss ratio) - que é o quociente entre o número de falhas de acesso ao cache pelo número total de acessos ao cache - quanto maior for o tamanho da memória cache menor será a taxa de falha e melhor o desempenho da máquina. Isto leva à necessidade de se especificar uma relação entre o tamanho do cache e a taxa de acerto (hit ratio) - que é o quociente entre o número de acessos bem sucedidos ao cache pelo número total de acessos ao cache. Mas este é um problema bastante delicado, desde que a taxa de acerto varia com a carga e o tipo de trabalho, e a arquitetura da máquina. Segundo Smith, em [SM_82], um cache que poderia produzir uma taxa de acerto de 99.8 por cento sob um programa em um PDP-11, chegaria a produzir uma taxa de acerto de noventa por cento ou menos em um IBM sob o sistema operacional

MVS.

Este problema não pode ser usualmente estudado usando simulação dirigida por rastreamento porque a taxa de falhas varia tremendamente de programa para programa, e somente um pequeno número de rastreios pode ser analisados.

O tamanho de um cache varia muito como podemos ver pelos exemplos a seguir: PDP-11/70 (1 Kbyte); VAX 11/750 e IBM 4331 (4 Kbytes); Amdahl 470V/6, IBM 4341 e DEC VAX 11/780 (6 Kbytes); IBM 3033 e Amdahl 470/8 (64 Kbytes), NEC ACDS 9000 (128 Kbytes).

4.2.1 - Tamanho de Bloco de uma Memória Cache

A unidade de transferência de informação entre o cache e a memória principal, a qual possui tamanho fixo, é denominada bloco ou linha [SM_82], [RE_84]. O bloco corresponde ao conceito de página, a qual é a unidade de transferência entre a memória principal e a memória secundária em um sistema de memória virtual.

Como os blocos podem ser pequenos ou grandes, discutiremos suas vantagens e desvantagens a seguir:

Vantagens de blocos de tamanho pequeno:

- a) O tempo de transmissão de um bloco pequeno entre a memória principal e o cache é menor;
- b) Se a máquina precisa esperar um tempo de transmissão

completo, blocos menores são mais adequados;

c) Um bloco pequeno contém um menor número de informações não necessárias.

d) Em cada transferência, a chance de transferir para o cache informações desnecessárias é menor.

Vantagens de blocos de tamanho grande:

a) Se um número maior de informações será realmente utilizada, a busca em uma única vez é mais eficiente;

b) O número de blocos no cache é menor, sendo mais fácil gerenciar o conjunto de informações sobre cada bloco (rótulos, estado de reposição, etc.);

c) Blocos grandes permitem poucos elementos por conjunto no cache, o que minimiza a pesquisa associativa;

d) Minimizam a frequência de blocos cruzados, isto é, a ocorrência de informação espalhada em mais de um bloco, mas que logicamente deveriam estar em um só.

Note que as vantagens citadas acima para blocos pequenos tornam-se desvantagens para blocos grandes e vice-versa.

Para se escolher o tamanho do bloco é muito importante

avaliar o seu efeito sobre a taxa de falhas. Mas o tamanho do bloco é apenas um dos fatores que atuam sobre a taxa de falhas. Outros fatores são a maneira como a informação é utilizada e qual a máquina considerada.

A variação no tamanho dos blocos é bastante grande. Citamos por exemplo, que o PDP 11/70 usa 4 bytes; o VAX 11/780 usa 8 bytes; o IBM usa 64 bytes e o IBM 3081 usa 128 bytes.

4.3 - Algoritmos de Busca

O algoritmo de busca é usado para decidir quando trazer uma informação para o cache.

Em [SM_82] são apresentadas duas alternativas:

- a) Busca sob demanda: traz a informação quando ela é solicitada;
- b) pré-busca: traz a informação antes que ela seja necessária. Os algoritmos de pré-busca tentam prever qual informação será necessária em breve, adiantando-se assim à solicitação da informação.

Resultados de simulações com os algoritmos de busca sob demanda e pré-busca indicam que a pré-busca leva a uma diminuição na taxa de falhas (miss ratio).

Para o algoritmo de pré-busca há três problemas a serem levados em conta:

- a) quando iniciar a pré-busca;

- b) quais blocos serão trazidos;
- c) qual o estado dos blocos trazidos por busca, com relação a quando serão substituídos.

Além disso, há o risco de poluição do cache, isto é, quando uma instrução de pré-busca traz grandes quantidades de informação que não são usadas tão cedo quanto se esperava ou não são usadas nunca. Nesse caso, há necessidade de técnicas de avaliação mais sofisticadas.

Consideremos os três tipos básicos de pré-busca:

- a) pré-busca sempre: onde em toda referência à memória, um acesso ao bloco i (para todo i) implica uma pré-busca ao bloco $i+1$.
- b) pré-busca sob falha: implica que a referência a um bloco i causa uma pré-busca ao bloco $i+1$, se a referência ao bloco i foi uma falha.
- c) pré-busca rotulada: a cada bloco i é associado um bit, chamado de rótulo, que é inicialmente zero. Quando o bloco é acessado por algum programa, esse bit recebe o valor um. Se o bloco é removido do cache, recebe o valor zero. Sempre que o rótulo de um bloco i passa de zero para um, haverá uma pré-busca do bloco $i+1$.

Smith, em [SM_82], compara os três tipos de pré-busca citados acima e conclui que a pré-busca sempre e a pré-busca

rotulada foram ambas bem sucedidas quanto à redução da taxa de falhas. A pré-busca rotulada tem ainda a vantagem adicional de requerer somente um pequeno aumento do número de acessos à memória para transferência de blocos sobre a pré-busca sob demanda. A taxa de transferência é equivalente para pré-busca rotulada e pré-busca sempre. Além disso, a pré-busca sempre e a rotulada reduzem a taxa de falhas em 50 a 90 por cento, em relação a não se utilizar a pré-busca.

No caso da pré-busca sob falhas o efeito é bem menor, sendo que a redução da taxa de falha é menos da metade que a dos casos de pré-busca sempre ou rotulada. Esse efeito era de se esperar, uma vez que a pré-busca sob falha nada mais é do que uma busca sob demanda, com o tamanho do bloco dobrado.

4.4 - Algoritmos de Localização

Para a localização de um dado na memória cache, é necessária a comparação do endereço solicitado com os endereços dos dados que estão no cache, necessitando-se então, de uma busca associativa para localizar o bloco que contém o dado solicitado, se houver um encontro. Como memórias associativas grandes são usualmente muito caras e tendem a ficar lentas, o cache é geralmente organizado como um agrupamento de pequenas memórias associativas, cada agrupamento controlando um conjunto de blocos. Assim, somente uma das memórias associativas deve ser pesquisada para se determinar se a informação está presente no cache. Cada uma dessas memórias é denominada conjunto e o número de blocos

por ela controlados é o tamanho do conjunto.

O algoritmo de localização é usado para se determinar em que conjunto está a informação procurada.

O cache por si só não é uma memória endereçável pelo usuário mas funciona como um "buffer" para a memória principal. Assim, para localizar um elemento no cache é necessária uma função que mapeie na memória principal os endereços do cache ou que pesquise o cache associativamente ou ainda uma combinação das duas. O algoritmo de localização determina a função de mapeamento dos endereços da memória principal para a localização no cache.

O algoritmo de localização mais usado é chamado mapeamento do conjunto associativo. Envolve a organização do cache em conjuntos S de E elementos por conjunto (ver figura 4.1).

Figura 4.1 - Organização do cache para o algoritmo de mapeamento do conjunto associativo.

Dado um endereço de memória $r(i)$, uma função f mapeia $r(i)$ no conjunto $s(i)$ da seguinte forma:

$$s(i)=f(r(i))$$

O algoritmo que utiliza a função de mapeamento mais simples e mais popular é conhecido como seleção de bit. O número de conjuntos S é escolhido como uma potência de 2 (isto é, $S=2^k$). Se há 2^j bytes por bloco os j bits menos significativos selecionam o byte dentro do bloco e os bits $j+1$ até $j+k$ selecionam o conjunto (ver figura 4.2).

Figura 4.2 - Estrutura da palavra de endereço de memória para a função de mapeamento por seleção de bit.

Baseado em simulações realizadas, Smith sugere um número mínimo de elementos por conjunto, de quatro a oito, para uma taxa de falhas aceitável. Esse modelo faz com que a distribuição de blocos entre os vários conjuntos não seja balanceada, podendo diminuir a taxa de utilização do cache. No entanto, como blocos de memória consecutivos na memória principal quase nunca estão num mesmo conjunto no cache, esse modelo

apresenta a vantagem de permitir operação em paralelo de reposição e consultas em blocos distintos para acesso de código (que é normalmente sequencial), o que aumenta a eficiência de técnicas de reposicionamento usando a pré-busca.

O algoritmo da seleção de bit é utilizado pela maior parte dos computadores atuais, ressaltando-se todos os da Amdahl e da IBM.

4.5 - Algoritmos de Reposição

Quando uma informação é solicitada pela UCP à memória principal, e o cache está cheio, alguma informação no cache deve ser substituída.

Os algoritmos de reposição podem ser classificados em dois grupos:

- (I) Algoritmos baseados no uso contra algoritmos não baseados no uso;
- (II) Algoritmos de espaço-fixo contra algoritmos de espaço variável.

Algoritmos baseados no uso consideram as referências feitas às informações. Exemplo desse tipo de algoritmo, são o LRU (Least Recently Used - substitui o bloco menos recentemente usado) e o LFU (Least Frequently Used - substitui o bloco menos frequentemente usado). Já os algoritmos não baseados no uso não consideram as referências feitas às informações. Exemplos desse

tipo de algoritmo são o FIFO (First in, First out - primeiro a entrar é o primeiro a sair) e o aleatório.

Os Algoritmos de espaço-fixo utilizam sempre uma quantidade fixa de memória para um determinado processo. Se o algoritmo varia a quantidade de memória alocada a um determinado processo é dito algoritmo de espaço variável.

O tamanho da memória cache é fixo e geralmente muito pequeno para guardar o conjunto de informações de mais de um processo. Por essa razão, acredita-se [SM_82] que algoritmos de espaço variável não sejam convenientes para a memória cache.

Dessa forma, usam-se normalmente algoritmos de espaço-fixo, cujos representantes principais são o LRU, o FIFO e o aleatório.

Smith, em [SM_82], compara os algoritmo LRU e FIFO, concluindo que a taxa de falhas é aproximadamente 12% maior quando o algoritmo FIFO é utilizado. Mas é bom lembrar-se que o algoritmo FIFO ou o aleatório são muito mais fáceis de serem implementados que o LRU.

As máquinas da IBM usam o algoritmo LRU para reposição de blocos no cache [GR_85]. Assim asseguram uma maior eficiência de uso do cache.

4.6 - Tipos de Implementação do Cache em Sistema de Multiprocessador

4.6.1 - Cache Privativo

Em um sistema de multiprocessamento com cache privativo cada processador possui um cache individual que somente ele pode acessar.

Figura 4.3 - Sistema de Multicache.

Infelizmente, o sistema de multicache mostrado na figura 4.3 causa um problema de coerência de dados porque podem

existir múltiplas cópias de um mesmo bloco da memória principal em vários caches ao mesmo tempo [PA_82]. Qualquer modificação em qualquer destas cópias causaria um valor obsoleto do dado compartilhado pela memória principal e cada um dos outros caches que contenham o mesmo bloco. Em geral, pode ocorrer um problema de coerência sempre que um dado pode ser acessado por dois ou mais processadores.

Outra desvantagem do cache privativo é que certos recursos do sistema, tais como rotinas do sistema operacional, precisam ser copiados diversas vezes nas memórias cache quando forem solicitados por mais do que um processador [YE_83]. Assim, o tamanho efetivo total do cache diminui e sua taxa de falha será maior.

4.6.2 - Cache Compartilhado

Para contornar o problema de coerência de dados, pode-se restringir o modo de acesso múltiplo a um dado a apenas um modo [YN_85]. Todos os processadores possuem agora um cache, que será então compartilhado por todos (figura 4.4).

Figura 4.4 - Sistema de cache compartilhado.

O sistema de cache compartilhado provê melhor utilização do cache do que o cache privativo devido ao compartilhamento dinâmico de espaço e à presença de apenas uma cópia de bloco de memória no cache. Dessa forma, o tamanho efetivo total do cache compartilhado é maior do que o do cache privativo e, portanto, sua taxa de falhas será menor. A comunicação entre os processadores é também facilitada pelo cache compartilhado. As desvantagens desse cache são a dificuldade de implementação e a alta taxa de acessos e de transferência de dados entre o cache e os vários processadores.

Exemplos de máquinas que usam o cache compartilhado são as máquinas da IBM [GR_85].

4.7 - Cache para Dispositivos Periféricos

A mesma filosofia de cache usada para memória principal pode ser aplicada para a memória secundária, isto é, para as informações armazenadas, por exemplo, em disco, ou para outros dispositivos, como é apresentado em [FU_85] para impressoras de alta resolução.

Em [BR_83], é destacada a necessidade de aperfeiçoamento nos recursos de entrada/saída. Por exemplo: Um microcomputador acessando uma grande base de dados gasta até 90 por cento de seu tempo esperando que transferências em disco se completem, o que torna o sistema muito lento.

Uma boa técnica para melhorar o desempenho de um sistema é reduzir o tempo de espera para transferências em disco. Tal sistema deveria incorporar técnicas como cache para setor em disco e área especial de diretório (isto é, manter o diretório permanentemente na memória em área reservada exclusivamente para esse fim), para diminuir as atividades em disco tanto quanto possível. O resultado final do uso de tais técnicas é que programas podem ser executados de 3 a 6 vezes mais rapidamente. O sistema operacional CP/M Plus é um exemplo típico do uso destas técnicas [BR_83].

Todos os tópicos estudados para cache de memória, continuam válidos em cache para dispositivos periféricos no entanto, cada caso deve ter um estudo particular.

A princípio, pode-se dizer que o tamanho do bloco para

o cache de dispositivos periféricos está fortemente relacionado ao tamanho do registro físico do periférico. Por exemplo, no caso de disco ou fita magnética, o tamanho do bloco será um múltiplo do tamanho do registro físico da fita, ou do setor físico do disco.

Um outro ponto importante é que um cache de memória principal deve necessariamente ser implementado totalmente através de hardware dedicado, e que pode, portanto, usar algoritmos que explorem paralelismo (atualização de dados em um conjunto, enquanto se usa dados em outros conjuntos, pré-busca, etc).

Figura 4.5 - Esquema de um sistema com cache para memória e cache para periféricos.

Já um cache para dispositivos periféricos poderia ser implementado apenas através de software e esse é o caso mais freqüente. Isso se dá principalmente porque os tempos de acesso envolvidos são muito maiores do que aqueles para o cache para memória; porém, essa implementação obriga à execução seqüencial do algoritmo implementado.

Deve-se ressaltar que mesmo em um sistema contendo cache para a memória principal e cache para periférico, todos são independentes entre si. Cada cache para periférico está conectado diretamente à memória principal, normalmente não podendo ser acessado diretamente pela UCP (ver figura 4.5).

4.8 - A Implementação de Cache Realizada

4.8.1 - Considerações Gerais

Nas seções anteriores foi feita uma descrição dos estudos teóricos sobre sistemas que incorporam o uso de cache a fim de se obter o conhecimento necessário à implementação do cache adequado ao sistema em desenvolvimento pelo Laboratório de Instrumentação Eletrônica do Instituto de Física e Química de São Carlos (LIE - IFQSC), bem como para poder escolher quais as características que devem ser implementadas. Esse sistema deverá ser usado para gerenciar acessos a disco tanto para operações normais de um sistema operacional, quanto para um sistema de gerenciamento de base de dados, tal como descrito em [TR_86].

Será apresentada a seguir a implementação que foi realizada. Trata-se da implementação de um cache compartilhado, pois o acesso a qualquer dispositivo de disco é gerenciado por apenas um processador, utilizando um único conjunto de blocos para todos eles. Além do que, o modelo de cache compartilhado é mais viável por não apresentar o chamado "problema de coerência de dados" que ocorre no modelo de cache privativo (ver seções 4.6.1 e 4.6.2).

Deve-se ressaltar que nessa implementação o tamanho do bloco do cache corresponde ao tamanho do registro físico do disco, pois em um acesso ao disco o processador consegue recuperar apenas um registro físico, tanto para leitura como para escrita. Assim, pode-se referir-se indistintamente a um bloco no cache ou a um registro físico.

4.8.2 - Estrutura de Dados Utilizada

As características do sistema alvo indicam que o sistema de gerenciamento de cache deve ser implementado através de software. Aliado ao fato de que o cache é usado para atender a solicitações provenientes de várias estações de trabalho, isso indica que os seguintes requisitos devem ser atendidos pelo gerenciador de memória cache:

- rápido reconhecimento de que um bloco solicitado está no cache;

- rápida localização de um bloco que está no cache;

- a quantidade de memória gasta para manter as estruturas a disponível; do cache não deve representar uma parcela muito grande da memó

- as operações de manutenção do cache não devem causar sobrecarga significativa sobre o desempenho do sistema.

Levando-se esses requisitos em conta, chegou-se a uma estrutura que usa o princípio de partição ('hash') para a verificação e localização de um bloco na memória e uma lista de listas duplamente encadeadas para a manutenção dos dados sobre o cache. Assim, as estruturas de dados que gerenciam o cache podem ser divididas em duas partes:

- a) Estrutura que armazena o estado de acesso da memória cache;

- b) Estruturas que indicam a posição onde se encontram os blocos no cache.

A estrutura de estado de acesso do cache ("EstCache") é constituída basicamente por uma estrutura lógica, constituída por três vetores, cada um com "nb" posições, onde "nb" é o número de blocos da memória cache (ver figura 4.6A):

- O primeiro vetor dessa estrutura, denominado "nDriver", armazena o número do driver a que se refere o bloco.
- O segundo vetor, denominado "NdoReg", armazena o número do registro físico que está armazenado nesse bloco.
- O terceiro vetor, denominado "Estado", armazena o estado desse bloco na memória cache, isto é, se o bloco foi alterado ou não.

EST CACHE

1			
2			
	n Driver	N do Reg	Estado
nb			

Figura 4.6A - Estrutura de Estado de Acesso - "EstCache".

As estruturas que indicam a posição onde o bloco é armazenado no cache podem ser divididas em duas partes:

- Estruturas de recuperação de ponteiros para os blocos do cache, que é constituída por dois vetores de

ponteiros (ver figura 4.6B):

- a) Vetor de ponteiros denominado "ApontBlocMem" para indicar se um conjunto de até 16 blocos está no cache.
- b) Vetor de ponteiros denominado "BlocMemor", que armazena o endereço no cache dos blocos, dentre os dezesseis blocos da estrutura anterior, que estão no cache.

Figura 4.6B - Estruturas de Recuperação de Ponteiros para os Blocos do Cache.

- Estrutura de atualização de acesso a blocos no cache, que é constituída por uma lista bidirecional de listas duplamente encadeadas (ver figura 4.6D). Dividimos logicamente essa estrutura em duas listas para melhor compreensão (ver figura 4.6C):

- a) Lista denominada "ListTotais", que armazena as informações referentes ao número total de acessos a determinado bloco, incluindo nessas informações a lista de todos os blocos com o mesmo total.

- b) Lista denominada "ListBlocos", que armazena quais são os blocos que possuem o mesmo total num mesmo instante.

Figura 4.6C - Estrutura de Atualização de Acesso a Blocos no Cache (Visão Lógica).

Figura 4.6D - Estrutura de Atualização de acesso a blocos no cache (vista em forma de lista bidirecional de listas duplamente encadeadas).

Antes de prosseguir a explicação de como deve-se usar essas estruturas para acessar o cache, é preciso especificar o que cada um de seus campos contém.

Definição dos campos das estruturas:

"ApontBlocMem" - é um conjunto de "dn" vetores, onde "dn" é o número de drivers que o sistema possui. Cada vetor tem "dni" posições, onde "dni" é o número de blocos do driver "di". Dessa forma cada uma das posições podem armazenar um número variado de índices para o vetor "BlocMemor", dependendo da configuração de driver correspondente a cada posição do vetor (ver figura 4.6B).

"BlocMemor" - é um vetor de ponteiros com "nb" posições, onde "nb" é o número de blocos que o cache pode conter e cada posição contém 16 ponteiros (ver figura 4.6B).

"ListTotais" - é uma lista bidirecional duplamente encadeada, onde cada registro é constituído por 5 campos:

- O primeiro campo armazena o valor total de acessos ao bloco correspondente a esse

registro.

- O segundo campo armazena o índice do bloco com o valor total imediatamente inferior ao desse registro.

- O terceiro campo armazena o índice do bloco com o valor total imediatamente superior ao desse registro

- O quarto campo armazena o ponteiro para o primeiro bloco com esse total de acessos.

- O quinto campo armazena o ponteiro para o último bloco com esse total de acessos.

"ListBlocos" - é uma lista bidirecional duplamente encadeada, onde cada registro é constituído por 3 campos:

- O primeiro campo armazena o ponteiro para o registro da lista de totais ("ListTotais"), que indica o número de acessos a esse bloco.

- O segundo campo armazena o ponteiro para o bloco anterior que tenha esse mesmo total.

- O terceiro campo armazena o ponteiro para o próximo bloco que tenha esse mesmo total.

4.8.3 - Algoritmo de Gerenciamento do Cache

Agora deve ser verificado como essas estruturas são utilizadas para gerenciar o cache. Inicialmente será feita a descrição do algoritmo de localização implementado, uma vez que a busca é efetuada apenas sob demanda.

Sempre que um acesso de leitura ou escrita é solicitado, verifica-se se o registro correspondente está no cache. Para isso usa-se inicialmente a estrutura de recuperação de ponteiros para os blocos do cache "ApontBlocMem". Divide-se o número do registro solicitado por 16, sendo a parte inteira usada como índice do vetor "ApontBlocMem" correspondente ao driver solicitado. Se o valor contido nessa posição de "ApontBlocMem" for igual a zero, temos que o bloco (registro) não se encontra no cache. Se o valor for diferente de zero, o bloco poderá estar no cache e esse valor indica um registro (de 16 ponteiros) do vetor "BlocMemor".

O índice de qual é o ponteiro a ser usado é o valor obtido como resto daquela divisão do número do registro por 16. Verifica-se então o valor desse ponteiro. Se o valor for diferente de zero, esse número é o índice da posição do bloco solicitado no cache e, se o valor for igual a zero, significa que o bloco não está no cache.

Deve-se ressaltar que a lista de totais ("ListTotais") possui um ponteiro de recuperação, denominado "ApontLTotais", que aponta para o registro que contém o menor valor total, demarcando-se dessa forma o início da lista de totais.

Depois de se verificar que o bloco está no cache,

sempre que um acesso é solicitado a esse bloco, o número total de acessos a esse bloco deve ser atualizado. Mas há quatro maneiras de fazer-se essa atualização:

- 1 - O valor total de acessos a esse bloco já atualizado é igual ao valor total imediatamente superior na lista de totais ("ListTotais"). Logo, esse bloco deve ser retirado da lista de blocos com o valor total corrente e incorporado à lista com o total imediatamente superior.
- 2 - O bloco acessado é o único bloco da lista de totais com esse valor. Logo, ao ter seu total acrescido e passar à nova lista de blocos, o registro da lista de totais ("ListTotais") é eliminado, pois não há mais nenhum bloco na lista de blocos ("ListBlocos") que possua esse mesmo valor total de acessos.
- 3 - O valor total desse bloco já atualizado ainda é inferior ao valor total imediatamente superior na lista de totais ("ListTotais") e esse é o único bloco com esse total de acessos. Logo, apenas o primeiro campo (total atual de acessos) do registro correspondente a esse bloco na lista de totais será atualizado e o registro da lista de blocos ("ListBlocos") correspondente a esse bloco continuará onde está.
- 4 - Existe mais de um bloco com o mesmo valor de total de acesso, porém não existe nenhum bloco com o

valor corrente mais um. Logo, o bloco deve ser retirado da lista de blocos com esse total e deve ser criado um novo registro na lista de totais com o valor do total corrente mais um, ao qual o bloco passa a ser associado.

Se o acesso ao bloco alterou algum dado contido nesse bloco (foi realizada uma operação de escrita), a estrutura que armazena o estado de acesso da memória cache ("EstCache") o indicará. Isto é, no registro correspondente ao bloco, o terceiro campo ("Estado") receberá o valor um, indicando que o bloco foi alterado. Assim, quando esse bloco for substituído no cache deverá ser recopiado na memória principal.

Quando o bloco solicitado por um acesso não está no cache, um algoritmo de reposição deve ser executado o qual consiste de duas operações: retirar um bloco que está no cache para permitir que o bloco solicitado seja colocado e colocar esse bloco. O algoritmo implementado é baseado no uso e opera sob o princípio de espaço fixo.

Para a escolha de qual bloco será retirado do cache, usa-se o bloco menos frequentemente usado que está há mais tempo sem ser usado. Pode-se perceber que a atualização dos blocos no cache obedece a uma aglutinação de dois algoritmos: o LFU (pois é sempre retirado o bloco menos frequentemente acessado) e o LRU (é retirado o bloco menos recentemente acessado). Através dessa associação utilizam-se as vantagens dos dois algoritmos, otimizando ainda mais o uso do cache neste sistema.

Essa escolha é feita no algoritmo implementado da

seguinte maneira: usa-se a variável "ApontLTotais" para se determinar o registro da lista de totais que guarda as informações dos blocos com o menor total de acesso. Desse registro, obtém-se o bloco final da lista de blocos desse total. Esse é o bloco com o menor total de acessos e que está há mais tempo sem ser acessado.

A colocação de um registro na lista de blocos ("ListBlocos") é feita no início da lista e a retirada é feita no final da lista, obedecendo-se assim ao algoritmo LFU. Se um bloco sai de uma lista, ele é eliminado do cache (foi retirado para substituição) ou ele passa para a lista de totais imediatamente superior (foi feito um acesso ao bloco). Note-se que a colocação de um novo bloco no cache não necessariamente faz com que esse bloco seja colocado na lista de totais com o valor um, mas sim na lista que tem o menor total. Isso é feito para não ser necessário subtrair um de todos os totais existentes na lista de totais quando deixa de existir um bloco com total de acesso igual a um. Assim o que importa não é o valor absoluto de um total e sim o seu valor relativo ao menor total existente na lista.

Para evitar um algoritmo diferenciado para os primeiros acessos feitos ao cache na inicialização do sistema, quando o cache não estará ainda totalmente preenchido, na inicialização preenche-se o cache arbitrariamente com os "nb" primeiros blocos de um disco.

4.9 - Conclusões

O estudo teórico realizado teve o objetivo de identificar quais os pontos principais que deveriam ser levantados para a implementação de um cache. Do estudo estruturado que se fez, buscando as características e alternativas em jogo em uma implementação de cache, conseguiu-se os subsídios para a especificação daquele que foi implementado.

Assim, foi implementado um cache para dispositivos de disco, usando como controlador um processador Z80 com acesso a até 256 Kbytes para memória dos blocos (memória cache), dividida em oito bancos de 32 Kbytes. Os programas de controle ficam armazenados em uma memória ROM, de 28 Kbytes, dispondo de uma memória de 4 Kbytes para as variáveis de controle. O tamanho de cada bloco é de 1 Kbyte.

O algoritmo de controle implementado constitui-se em um algoritmo de busca sob demanda com reposição baseada no uso, alocando sempre um espaço fixo de memória. Para substituição de blocos na memória cache, o algoritmo emprega uma combinação do algoritmo LFU com o LRU.

C A P Í T U L O 5

A IMPLEMENTAÇÃO REALIZADA DO SISTEMA CP/M

5.1. - Introdução.

Neste capítulo são apresentados os principais conceitos sobre o Sistema Operacional CP/M, segundo as especificações padrão da Versão 2.4, com o objetivo de explicar seu funcionamento, para permitir uma compreensão de uma expansão de suas funções feita posteriormente. Esse sistema operacional foi desenvolvido pela Digital Research para ser usado em Micro-computadores de 8 bits que utilizem os Micro-processadores 8080, 8085 ou Z80.

O objetivo da construção do sistema monousuário é certificar que a implementação do sistema operacional efetuada é compatível com a versão original suprida pela Digital Research. Então, a partir dessa versão, foi implementada uma nova, que incorpora recursos de proteção a arquivos entre vários usuários, controle de acesso simultâneo a arquivos a partir de vários aplicativos e utilização de memória cache.

Para a implementação de ambas as versões do sistema, foi escolhida a linguagem "C", com a qual foi realizada quase a totalidade do sistema. As poucas rotinas que não puderam ser escritas nessa linguagem foram escritas em linguagem de montagem

do processador 8080. A escolha da linguagem "C" foi devida a diversos motivos:

- sendo uma linguagem de alto nível, permite que a implementação fique independente de detalhes de máquina;
- permite ao programador indicar endereços de memória onde determinadas variáveis devem ser armazenadas;
- é uma linguagem que dispõe de compiladores em grande parte das máquinas existentes, o que facilitaria o transporte para outros ambientes;

Este capítulo foi escrito levando-se em consideração que as informações fornecidas pela Digital Research [DI_79a] [DI_79b] já sejam conhecidas. No entanto, na seção 5.2 é feita uma apresentação resumida das principais estruturas internas necessárias à compreensão dos conceitos desenvolvidos nas seções seguintes. A terminologia adotada é a mesma usada nos manuais da Digital Research, tendo-se evitado a tradução dos termos e das siglas para facilitar a identificação com os termos já tradicionais entre as pessoas que utilizam o Sistema Operacional CP/M.

Na seção 5.3, a organização de um disquete formatado para o CP/M no formato padrão (8 polegadas, face e densidade simples) é apresentada.

Na seção 5.4 estendem-se os conceitos da seção 5.3 para disquetes formatados em outros padrões, discutindo-se todas as possibilidades do CP/M. São apresentados também os resultados

obtidos, e a maneira como foram utilizados alguns elementos, ditos reservados do sistema CP/M, por uma nova implementação que está sendo realizada.

Na seção 5.5 é mostrado como o módulo CCP (Console Command Processor) foi implementado, e discutem-se algumas alterações feitas na versão implementada com relação à versão original, com o objetivo de melhorar a interface com o usuário.

Na seção 5.6 discute-se como o sistema operacional implementado, o qual será denominado daqui por diante como CP/M - LIE, pôde ser testado, mostrando-se o esquema de testes que foram necessários para poder avaliar a correção da implementação realizada.

Por fim, na seção 5.7 descreve-se a expansão efetuada no CP/M para prover os recursos necessários a uma Versão Multiusuário.

5.2. - Apresentação das Estruturas Internas do CP/M.

O sistema operacional CP/M é logicamente dividido em cinco partes, tal como mostrado na figural 5.1:

- BIOS (Basic I/O System): é o módulo dependente do hardware que define exatamente os parâmetros de entrada e saída para os dispositivos periféricos. É feito especialmente para cada máquina pelo fabricante do equipamento.

- **BDOS (Basic Disk Operating System):** é o módulo que constitui o núcleo do CP/M. Contém 37 funções para tratamento de arquivos, acesso à memória e entrada/saída.
- **CCP (Console Command Processor):** trata-se do módulo que monitora os comandos do usuário para o CP/M. Executa os comandos residentes do CP/M.
- **Area de Parâmetros:** é constituída dos 256 bytes do início da memória e é usada pelo sistema para armazenar os dados temporários necessários à sua operação, tal como o número do usuário ativo, disco corrente e buffer de comandos do usuário.
- **TPA (Transient Program Area):** é uma área da memória que não é usada por nenhum dos módulos anteriores, na qual os programas do usuário e comandos não residentes do sistema operacional são executados.

Figura 5.1 - Disposição do CP/M na memória.

Como foi dito anteriormente, o BDOS dispõe de 37 funções, das quais 13 (as de número 0 a 12) tratam de manipulação das operações de entrada/saída via console ou dispositivos periféricos seriais e as restantes manipulam o subsistema de disco.

No BIOS existem tabelas que descrevem as características particulares do subsistema de disco, necessárias ao CP/M; as tabelas fornecem ao BDOS as características específicas do subsistema de disco de cada particular equipamento. A seguir serão descritos os elementos dessas

tabelas.

A cada disco é associada uma área de 16 bytes, chamada de "Disk Parameter Header" (DPH), que tanto provê informações sobre o disco como também indica áreas de serviço para certas operações do BDOS.

O formato da Disk Parameter Header (DPH) para cada disco é dado abaixo:

XLT	0000	0000	0000	DIRBUF	DPB	CSV	ALV
16b	16b	16b	16b	16b	16b	16b	16b

onde cada elemento é um valor de 16 bits. O significado de cada elemento do Disk Parameter Header (DPH) é o seguinte:

XLT Endereço do vetor de translação lógico para físico. Se não há translação de setor, isto é, o número do setor físico é o mesmo que o lógico, seu valor é 0000H.

0000 Valores para uso interno do BDOS (o valor inicial não é importante).

A documentação fornecida pela Digital Research não fornece nenhuma informação sobre o uso ou o significado dessas posições. Estamos usando em nosso sistema o primeiro byte para armazenar o número máximo de entradas de diretório deste disco.

DIRBUF Endereço de uma área de 128 bytes para operações com o diretório dentro do BDOS. Todos os DPHs endereçam a mesma área.

DPB Endereço do "Disk Parameter Block" (DPB), para este disco. Drivers com características idênticas de disco podem endereçar o mesmo DPB.

CSV Endereço de uma área usada para testar se houve mudança de disco, através de software. Este endereço é diferente para cada DPH.

Não é especificado como esse teste é realizado pelo sistema CP/M padrão.

No novo sistema CP/M-LIE, este teste foi implementado através da soma módulo 256 dos bytes dos registros de diretório (conhecido como Teste de Redundância Cíclica - CRC). Verificamos por experimentação posterior que o CP/M padrão também faz tal teste dessa forma.

ALV endereço de uma área usada pelo BDOS para guardar a informação sobre a alocação do espaço em disco (endereço do mapa de bits).

Caso no sistema existam "n" drivers, os DPHs são arranjados na memória em uma tabela onde a primeira linha de 16 bytes corresponde ao driver 0 e a última linha corresponde ao

driver n-1.

Outra tabela existente, a qual já foi citada no DPH, é a "Disk Parameter Block" (DPB). Uma particular DPB pode ser endereçada por uma ou mais DPHs.

O formato do Disk Parameter Block (DPB) é o seguinte:

SPT	BSH	BLM	EXM	DSM	DRM	ALO	AL1	CKS	OFF
16b	8b	8b	8b	16b	16b	8b	8b	16b	16b

onde cada elemento é um byte (8b), ou uma palavra (16b), cujo significado é o seguinte:

SPT é o número total de setores por trilha.

BSH é o fator de deslocamento do bloco de alocação de dados ("cluster"), determinado pelo tamanho do bloco de alocação de dados.

BLM determina implicitamente o tamanho do bloco de alocação de dados. Está intimamente relacionado com o campo BSH.

EXM é a máscara para o "extent", determinada pelo tamanho do bloco de alocação de dados e o número de blocos do disco. Na implementação realizada, foi usado para testar se o próximo

"extent" do arquivo ainda está na mesma entrada de diretório.

Foi verificado que o número de "extents" na mesma entrada de diretório depende do tamanho do bloco de alocação de dados ("cluster"). Ou seja, se o tamanho do "cluster" é de 1K, em cada entrada de diretório haverá apenas um "extent"; se o tamanho do "cluster" é de 2K haverá dois "extents"; se o tamanho do "cluster" é de 4K haverá até 4 "extents"; e assim por diante até cluster com tamanho de 16K, que é o máximo suportado pelo CP/M. Dessa forma, concluiu-se que:

num. de extents por ent. de dir. = $16 / (EXM + 1)$.

DSM determina a capacidade total de armazenamento do disco (em Kbytes).

DRM determina o número total de entradas de diretório que podem ser armazenadas nesse disco.

AL0 \
 > fornecem a inicialização do mapa de bits.

AL1 /

CKS é o tamanho do vetor de teste do diretório.

OFF é o número de trilhas reservadas no início do

disco.

As operações em arquivos em CP/M são efetuadas através de uma estrutura de 33 bytes para arquivos seqüenciais (36 bytes se for arquivo de acesso aleatório), chamada "File Control Block" (FCB). Os seus elementos fornecem as características do arquivo a ela associado. O FCB (File Control Block) quando residente em disco apresenta apenas os 32 bytes iniciais, constituindo uma entrada de diretório. Quando o FCB é transportado para a memória outros 4 bytes ou 1 byte (dependendo do tipo de acesso ao arquivo, seqüencial ou aleatório) são a ele incorporados.

O formato do "File Control Block" (FCB) é o seguinte:

dr	f1	f2	/	/	f8	t1	t2	t3	ex	s1	s2	rc	d0	/	/	dn	cr	r0	r1	r2
----	----	----	---	---	----	----	----	----	----	----	----	----	----	---	---	----	----	----	----	----

00 01 02 ... 08 09 10 11 12 13 14 15 16 ... 31 32 33 34 35

onde o significado de cada campo é o seguinte:

dr código do driver (número de 0-16)
0 => usa o driver "default" para o arquivo
1 => seleciona o driver A
2 => seleciona o driver B
...
15 => seleciona o driver P

f1...f8 contém o nome do arquivo em caracteres maiúsculos,

sendo que o bit de mais alta ordem dos caracteres é zerado.

t1,t2,t3 contém o tipo do arquivo em caracteres maiúsculos, sendo que o bit de mais alta ordem dos caracteres é zerado.

ex contém o número do "extent" corrente, normalmente recebe o valor zero pelo usuário, mas pode variar de 0 a 31 durante operações de entrada/saída do arquivo. Um FCB pode alocar espaço de até 16 "clusters" (16 Kbyte para o disco padrão) para um arquivo, mas se um arquivo cresce mais do que isto é alocado mais uma área de 32 bytes (FCB) para ele. Esse novo FCB armazena um outro "extent" do arquivo.

s1 reservado para uso interno do sistema.
No novo sistema CP/M-LIE, usou-se s1 para armazenar qual foi o maior "extent" usado nesta entrada de diretório.

s2 reservado para uso interno do sistema. Recebe o valor zero quando as rotinas OPEN, MAKE E SEARCH são chamadas.

No novo sistema CP/M-LIE, separou-se a utilização de s2 em três partes:

bit 7 (80H)- Se ligado indica que os 4 bits de mais baixa ordem de s2 indicam o

número do driver associado ao
arquivo.

bit 6 (40H)- Se ligado indica que o FCB na
memória está diferente do FCB do
disco.

bits 0 a 3 - indica o driver a que se refere o
FCB.

rc indica o número de registros para o "extent"
indicado em "ex".

d0...dn é preenchido pelo sistema, reservado para seu
uso.

Verificou-se que cada "di" indica o número de um
"cluster" deste arquivo. Por isto é que cada FCB
pode endereçar apenas 16K no disco padrão, pois
cada "cluster" é de 1 Kbyte.

cr número do registro corrente para leitura ou
escrita em um arquivo seqüencial, normalmente
recebe o valor zero pelo usuário. Está presente
apenas quando o FCB está na memória.

r0,r1,r2 são usados apenas para operações de acesso
aleatório. Constituem um número de 24 bits que
armazenam o número do registro lógico do CP/M a
ser acessado. Como este número pode ir até 65536,
são necessários 17 bits para representá-lo, daí
usarem-se três bytes. r0 representa o byte menos

significativo.

5.3. - Organização de um Disco Padrão em CP/M.

O disco padrão para o CP/M usa o mesmo formato definido pela IBM para discos de 8 polegadas, face e densidade simples. Esse formato divide o disco em 77 trilhas (numeradas de 0 a 76), cada uma com 26 setores (numerados de 1 a 26) de 128 bytes.

O CP/M admite o uso de vários outros formatos, entretanto, nesta seção será apresentada a organização de disco em formato padrão. Independentemente do formato, um registro em CP/M sempre é constituído de 128 bytes, o que é chamado de registro lógico do CP/M. Dispositivos que tenham setores (registro físico) cujo tamanho é um múltiplo de 128 podem ser usados em CP/M, desde que o BIOS mapeie cada setor lógico nos setores físicos apropriadamente. Todo disco formatado para o CP/M é dividido em três áreas:

- . Área para o sistema ;
- . Área para o diretório;
- . Área de dados

As trilhas iniciais do disco são reservadas para o sistema CP/M. No disco padrão as duas trilhas iniciais são reservadas. Discos que não serão usados para o carregamento de sistema podem ter reservadas zero trilhas, o que significa que não se reserva área para o sistema.

As trilhas restantes são usadas para o diretório e área

de dados, sendo que os registros são agrupados em número múltiplo de 128, formando blocos de alocação de dados que serão chamados de "cluster". Os "clusters" são sempre do mesmo tamanho para um disco e, no disco padrão, são constituídos de 8 registros, englobando assim 1 Kbyte. Um "cluster" é a unidade de alocação de dados em disco em CP/M. Dessa forma um arquivo que contenha apenas um byte ou um arquivo que contenha 1020 bytes alocam 1 Kbyte.

Os primeiros "clusters" de um disco são sempre reservados para a área de diretório. No disco padrão, os dois primeiros "clusters" são reservados para isso, dando um total de 16 registros lógicos para o diretório. Cada entrada de diretório é constituída por 32 bytes; dessa forma o disco padrão admite $(16 \times 128) / 32 = 64$ entradas de diretório.

5.3.1 - Mapeamento dos Registros de um Arquivo em Disco.

O espaço em disco é alocado dinamicamente pelo CP/M para os arquivos conforme a necessidade. Essa alocação é feita em "clusters", de forma que os arquivos crescem de 1K byte em 1K byte (no caso do disco padrão) e o espaço é também liberado de 1K byte em 1K byte. Sempre que um arquivo é apagado, o espaço por ele utilizado anteriormente pode ser imediatamente usado por outro arquivo. Dessa forma, o espaço em disco é usado de forma eficiente, mas setores consecutivos de um arquivo não necessariamente são gravados consecutivamente no disco. Os conceitos que permitem essa utilização dinâmica do espaço em

disco são:

- o mapa de alocação de bits (Bit Map)
- o File Control Block (FCB)
- o arquivo de diretório

5.3.1.1 - Mapa de Alocação de Bits (Bit Map)

Para cada disco configurado pelo sistema CP/M, o BDOS mantém um bloco de bits, cujo tamanho é igual ao número de "clusters" desse disco (para o disco padrão este bloco é de 243 bits). Este bloco é chamado de Mapa de Bits. Define-se "Cluster" como um conjunto de registros físicos do disco, que constitui a menor unidade de alocação de espaço em disco.

Esse mapa é lido para a memória quando o disco é ativado e é modificado durante as operações de escrita. É escrito de volta no disco sempre que um arquivo é novamente fechado. Quando é teclado 'Ctrl-C', todos os mapas de bits da memória são apagados, e são refeitos os mapas de bits do driver A e do driver corrente.

Cada bit no mapa representa um "cluster" (8 registros de 128 bytes consecutivos) no disco padrão. As posições dos bits no mapa de bits e os "clusters" a eles associados são numerados de 00 a 242. Os primeiros dois bits são associados aos primeiros 16 registros lógicos da trilha 2, que contém a área de diretório (no caso do disco padrão). Isso porque os clusters 00 e 01 contêm a área de diretório e os bits 00 e 01 no mapa de alocação sempre estão com valor igual a um, mesmo que o disco esteja vazio. Isto

assegura que nunca o diretório será danificado por um arquivo.

Quando o BDOS recebe uma requisição para criar um arquivo, é feita uma pesquisa no mapa de alocação de bits até que o primeiro bit contendo o valor zero seja encontrado. Então o BDOS coloca o valor 1 neste bit e coloca o número desse "cluster" na área de mapeamento do File Control Block (FCB), criada para esse novo arquivo.

Cada vez que uma operação de escrita é requisitada pelo arquivo, o BDOS verifica o número do último "cluster" no FCB e também o número do próximo registro e calcula o número do setor físico e da trilha onde a escrita deve ser feita. Quando todos os oito registros estiverem preenchidos o BDOS automaticamente pesquisa no mapa de alocação de bits o primeiro bit que contém 0. Quando o bit é encontrado, o número do "cluster" a ele associado é colocado no FCB, na área que indica o número dos "clusters" do arquivo, e o bit recebe o valor 1. Assim, para um arquivo que tenha sete ou menos registros pode-se ver que ele ocupa um "cluster" (1 Kbyte); um arquivo que tenha oito registros ocupa dois clusters, mesmo que o segundo cluster esteja vazio.

A figura 5.2 mostra como o mapa de bits está associado à alocação do espaço em disco, o que é feito através da alocação de "clusters".

Figura 5.2 - Associação do Mapa de Bits aos "clusters" do disco.

Este processo de alocação de espaço em disco por mapa de bits apresenta resultados importantes:

1. Como o BDOS sempre pesquisa o mapa de alocação de bits a partir do início e aloca o primeiro bit livre, componentes logicamente consecutivos de um arquivo podem estar fisicamente em qualquer lugar no disco e não necessariamente em ordem por trilha e setor.

2. Uma requisição de escrita sempre será atendida até que o disco esteja completamente cheio. Dessa forma, se o disco está cheio e uma requisição de escrita é solicitada, ocorre um erro fatal, a não ser que um programa de aplicação tenha previsto tal circunstância.

3. O espaço em disco é eficientemente usado, pois

evita-se a fragmentação do espaço em disco que ocorre em sistemas em que a especificação do tamanho do arquivo deve ser fornecida a priori.

5.3.1.2. - File Control Block (FCB)

Um "File Control Block" (FCB) é um bloco para leitura e escrita de 33 bytes (36 se for para acesso aleatório), que contém toda a informação necessária para o BDOS encontrar um arquivo em disco e acessar qualquer um de seus campos. Sempre que um arquivo é criado um FCB precisa ser criado para ele.

Deve-se ressaltar que no disco padrão cada FCB armazena um "extent" do arquivo, de forma que existam tantas entradas no diretório quantos forem os extents de um arquivo. Além disso, cada elemento do campo d0 a dn indica um cluster do arquivo.

5.3.1.3. - Área de Diretório

O BDOS mantém uma área de diretório para cada disco. Inicializando o disco com o sistema CP/M, o conteúdo dos primeiros dois "clusters" (16 registros) é lido seqüencialmente do disco alocado e o mapa de bits para este disco é recalculado a partir dos campos d0 a dn. Se é solicitado que um arquivo seja aberto, a entrada de diretório equivalente ao "extent" zero é copiada na área de FCB. Se o arquivo foi aberto para escrita,

fechar o arquivo significa copiar de volta o FCB na área de diretório e atualizar o diretório no disco imediatamente.

5.4. - Organização de um Disco de Formato Genérico em CP/M, e Conclusões Obtidas Experimentalmente.

A seguir, os conceitos apresentados na seção anterior são estendidos para envolver qualquer tipo de disco suportado pelo CP/M. Também serão melhor explicados alguns elementos não descritos pelos manuais da Digital Research ou que são descritos superficialmente. Tais conclusões foram obtidas experimentalmente, tendo sido elaborados para isso muitos testes.

5.4.1 - A Utilização dos Bytes d0 a d15 do FCB.

A capacidade de armazenagem de um disco é um dos parâmetros que, entre os vários dispositivos existentes, mais variam. Em um disco padrão, em que cada "cluster" é de 1 Kbyte, e a capacidade formatada do disco, descontada as trilhas do sistema, é de 243 Kbyte, temos capacidade para armazenar no máximo 243 "clusters". Nesse caso um byte é o suficiente para armazenar o número de um "cluster". Nas entradas de diretório (que correspondem aos FCBs na memória), existem 16 bytes (d0 a d15) reservados para armazenar os números dos "clusters" alocados pelo "extent" correspondente àquela entrada de diretório. Quando

o número máximo de "clusters" que um dispositivo de acionamento de disco armazena é inferior a 256, pode-se usar um byte para cada "cluster" que cada arquivo aloca e, dessa forma os campos de d0 a d15 são usados byte a byte, permitindo que cada entrada de diretório aloque até 16 "clusters".

Quando um dispositivo de acionamento de discos pode armazenar mais do que 256 clusters, então um byte somente não é suficiente para armazenar o número de um "cluster", sendo necessário o emprego de dois bytes para isso. Nesse caso, os bytes d0 a d15 de uma entrada de diretório passam a ser usados em pares, podendo alocar até um máximo de 8 "clusters".

Dessa forma, o uso que é feito dos bytes d0 a d15 de uma entrada de diretório (e de um FCB de um arquivo aberto) depende da quantidade de "clusters" de um disco ser inferior ou superior a 256. Esse parâmetro é fornecido pelo BIOS ao BDOS pela palavra DSM da tabela DPB de um disco (ver seção 5.2).

5.4.2 - Como os "Extents" são Armazenados nas Entradas de Diretório.

No CP/M padrão cada "extent" aloca sempre um máximo de 16 Kbytes. No entanto, cada "cluster" pode ser de 1, 2, 4, 8 ou 16 Kbytes, de acordo com o que é indicado pela palavra BSH do DPB de um disco (ver seção 5.2). Isso significa que cada "extent" pode alocar respectivamente 16, 8, 4, 2, ou 1 "cluster" no máximo. Foi visto que em um disco padrão, os "clusters" são de 1 Kbyte, e portanto cada "extent" necessita de 16 "clusters" para ser preenchido totalmente. Como cada entrada de diretório tem

espaço para especificar 16 "clusters" (em um disco com menos que 256 "clusters" no máximo, o que é o caso), cada "extent" é armazenado em uma entrada de diretório.

Consideremos discos em que o tamanho do "cluster" é de 2 Kbytes e o disco tem capacidade para armazenar menos do que 256 desses "clusters". Nesse caso, cada "extent" (que sempre tem 16 Kbytes no máximo) irá necessitar de apenas 8 "clusters" no máximo para ficar cheio e uma mesma entrada de diretório terá então capacidade para armazenar até 2 "extents" do arquivo. Da mesma forma, em discos com um máximo de "clusters" inferior a 256 e tamanho do "cluster" de 4K, 8K ou 16K bytes, cada entrada de diretório terá capacidade para armazenar respectivamente 4, 8, ou 16 "extents" de um arquivo.

Consideremos agora discos em que o tamanho do "cluster" é de 2 Kbytes e com capacidade para armazenar mais de 255 desses "clusters". Nesse caso, cada "extent" também irá necessitar de apenas 8 "clusters" no máximo para ficar cheio, porém como agora é necessário o emprego de dois bytes para especificar o número de um "cluster", cada entrada de diretório terá capacidade para armazenar apenas um "extent". Essa é a razão pela qual em CP/M não podem existir discos com mais do que 255 "clusters" de 16 Kbyte, pois o tamanho mínimo de um "extent" em CP/M é de 1 Kbyte. Em discos com um número de "cluster" superior a 255 e com tamanho do "cluster" de 4K, 8K, ou 16 Kbytes, cada entrada de diretório terá capacidade para armazenar respectivamente 2, 4, ou 8 "extents" de um mesmo arquivo.

5.4.3 - Como são Usados os Campos rc e ex do FCB.

Uma mesma entrada de diretório (e portanto um FCB de um arquivo aberto) pode armazenar de 1 a 16 "extents" desse arquivo. No entanto, existe apenas um rc e um ex em cada entrada de diretório ou FCB. O campo rc, normalmente especificado como o número de registros lógicos armazenados em um "extent" de um arquivo, é na realidade o número de registros lógicos armazenados no último "extent" da entrada de diretório. Os demais "extents" de uma entrada de diretório são considerados como cheios e o seu campo rc não é armazenado.

Da mesma forma, o campo ex de uma entrada de diretório ou FCB refere-se ao número do maior "extent" armazenado naquela entrada de diretório. Por exemplo, um disco com "cluster" de tamanho de 4 Kbytes e um máximo de "clusters" inferior a 256, possui entradas de diretório que podem armazenar até 4 "extents". Nesse caso, o campo ex de uma entrada de diretório que armazene os números dos "clusters" iniciais de um arquivo poderá ter os valores 0, 1, 2, ou 3. A entrada seguinte desse diretório (se existir) poderá ter os valores 4, 5, 6, ou 7, e assim por diante.

Note-se que para arquivos usados seqüencialmente, como é o caso de arquivos de texto ou programas, esse uso dos dois campos permite que se possa acessar o arquivo corretamente, pois não existem 'buracos' no meio do arquivo, ou seja, registros faltando no meio do arquivo. Nesse caso, sabendo-se qual é o último "extent" armazenado no arquivo e qual a quantidade de registros armazenados nesse "extent", pode-se obter o tamanho

exato do arquivo e, portanto, sabe-se quais registros fazem efetivamente parte do arquivo.

No entanto, para arquivos usados através de acesso aleatório, pode-se gravar um registro sem que tenham sido gravados os registros anteriores. Dessa forma, a existência de 'buracos' no arquivo se torna possível e o esquema de uso dos campos rc e ex adotado não é capaz de indicar explicitamente quando um registro está ou não gravado. O que se faz nesse caso é o seguinte:

em operações de escrita, permite-se escrever qualquer registro que se queira. Isso é feito calculando-se em que "extent" esse registro estaria se todos os registros precedentes existissem, alocando-se esse "extent", alocando-se dentro do "extent" o "cluster" correspondente e gravando-se dentro desse "cluster" o registro solicitado.

em operações de leitura, é verificado se o "extent" em que o registro deve estar existe e se o "cluster" correspondente a esse registro nesse "extent" existe. Se os dois existem, e o "extent" não for o último de uma entrada de diretório, o BDOS considera que o registro solicitado existem pois dentro de um cluster não é possível saber exatamente quais registros foram efetivamente gravados. Se o "extent" for o último de uma entrada de diretório, pode-se ainda testar se o registro solicitado não é superior ao último registro gravado nesse "extent", através do campo rc. Percebe-se assim, que é possível ler um registro que não tenha sido gravado, se esse registro estiver armazenado em um

"cluster" em que ao menos um outro registro foi gravado.

5.4.4 - O Uso dos Campos s1 e s2 de um FCB

Os campos s1 e s2 do FCB são apresentados na documentação fornecida pela Digital Research como reservados para uso interno do sistema e nenhuma informação adicional é dada. Na nova implementação feita, esses campos foram usados da maneira descrita a seguir:

O campo s1 foi usado para indicar o número do último "extent" usado numa entrada de diretório;

O campo s2, foi usado na versão do CP/M-LIE para três propósitos:

1. O bit 7 ligado indica que os 4 bits menos significativos de s2 contém o número do driver a que se refere este FCB.
2. O bit 6 ligado indica que o FCB na memória está diferente do FCB armazenado no disco.
3. Os bits 0 a 3 (os bits menos significativos) indicam o número do driver a que se refere este FCB. Esta informação é necessária, pois a informação presente no campo 'dr', usada para indicar a que driver o FCB se refere, somente é válida quando o FCB é usado para abrir o arquivo. Nesse instante, o valor zero nesse campo indica que o FCB se refere ao disco corrente. Em operações subseqüentes o disco corrente

pode ser alterado; no entanto, o FCB continua referindo-se ao mesmo disco onde foi aberto e o valor zero agora deixa de ter significado. O uso feito dos bits 0 a 3 do campo s2 sempre indica especificamente a qual disco um FCB se refere.

5.4.5 - O Uso do Campo "EXM" de uma DPB.

O campo EXM da tabela DPB de um disco fornece uma máscara de bits que indica os "extents" presentes na mesma entrada de diretório. Isto é, em um disco com "cluster" de tamanho igual a 1 Kbyte, cada entrada de diretório armazena um "extent" do arquivo; assim, quando é feita a máscara do número do "extent" com EXM, que nesse caso é igual a 0, o resultado será igual a 0, significando que não há outro "extent" nesta mesma entrada de diretório. No caso de um disco com menos de 256 "clusters" e com os "clusters" de tamanho igual a 2 Kbytes, o campo EXM é igual a 1. Quando é usada a máscara com o número do "extent", o primeiro bit é mascarado, de forma que os números 0 e 1 são considerados pertencentes à mesma entrada de diretório, tal como 2 e 3, e assim sucessivamente.

O campo EXM do FCB pode ser usado para indicar o número de "extents" existentes por entrada de diretório da seguinte forma:

$$\text{num. extents por ent. diretório} = 16 / (\text{EXM} + 1)$$

5.4.6 - O Uso do Campo CKS da DPB.

O campo CKS indica o número de entradas de diretório que devem ser testadas e, correspondentemente, no BIOS deve ser reservado espaço de tamanho igual a esse valor, cujo endereço é fornecido ao BDOS através do campo CSV da DPH de cada disco. É recomendado que o valor de CKS deva ser igual ao número de entradas de diretório (DRM), mas tal valor de teste é deixado para livre escolha do usuário e pode ser especificado menor do que o número de entradas de diretório se desejado.

No novo sistema, o teste de entradas de diretório, cujo objetivo é confirmar que um disco não foi trocado sem que o CP/M fosse avisado disso, foi implementado através da somatória módulo 256 dos bytes dos registros de diretório (conhecido como Teste de Redundância Cíclica - CRC). Verificamos por experimentação posterior que o CP/M também faz o teste de diretório dessa forma.

5.5. - A Implementação do CCP Efetuada.

O CCP (Console Command Processor) foi implementado inicialmente como um programa normal, executável pelo sistema operacional da mesma forma que um programa de aplicação comum, porém armazenado em disco juntamente com os demais módulos do sistema e não como um programa, onde cada programa é armazenado individualmente em um arquivo próprio. Armazenado junto com o

sistema operacional, esse programa é carregado juntamente com este quando o sistema é inicializado ou reinicializado ("Cold Boot" ou "Warm Boot") e, portanto, executado sempre que o sistema operacional reassume o controle do processador, passando então a monitorar os comandos solicitados pelo usuário.

Além disso, sendo carregado junto com o sistema Operacional, ocupa na memória os endereços de memória mais altos disponíveis, logo abaixo dos demais módulos do sistema (Figura 5.3). Essa disposição é importante, pois permite que esse programa execute o carregamento de outros programas solicitados pelo usuário, o qual é efetuado nos endereços mais baixos de memória. Além disso, se o programa carregado não necessitar dos endereços de memória usados pelo CCP, desobriga o recarregamento do CCP a partir do disco quando o programa do usuário terminar.

Para o desenvolvimento do sistema operacional, situações especiais de teste tiveram que ser resolvidas. Um ponto importante para a elaboração do ambiente de teste levou em conta que o CCP pode ser tomado como um programa comum, a menos de sua posição particular tanto de armazenagem em disco como na memória. Por isso, durante a fase de depuração foi criado um ambiente de teste que usa esse fato para permitir manter na memória todo o conjunto de programas necessário.

O Apêndice 2 deste trabalho traz uma listagem completa do programa fonte do CCP, em linguagem "C".

Figura 5.3 - Disposição do CP/M na memória.

5.5.1. - Descrição Sumária dos Comandos do CCP, tal como Implementados.

No CCP implementado, a indicação do nome de um arquivo pode ser feita: completamente, quando todos os caracteres do nome são indicados, ou parcialmente, quando algumas posições podem ser substituídas pelos Caracteres '?' e '*' para a indicação de

posições no nome onde qualquer caracter é válido. Esses caracteres não podem ser usados na especificação do Disco. Na descrição dos comandos a seguir, a indicação "nome-de-arquivo" significa que o nome deve ser indicado completamente e a indicação "especificação-de-arquivo" significa que nomes podem ser indicados tanto completa quanto parcialmente.

A seguir serão descritos os comandos que foram implementados no CCP desenvolvido.

DIR - Lista o Diretório do disco

Formato: DIR [especificação-de-arquivo]

Significado: Lista os nomes dos arquivos que correspondem a especificação-de-arquivo indicada. São listados 4 nomes de arquivos por linha, na ordem de sua ocorrência no diretório do disco especificado.

REN - Altera o nome de um arquivo

Formato: REN nome-novo=nome-velho

Significado: o nome do arquivo indicado como nome-velho é substituído pelo nome-novo.

ERA - Apaga um arquivo do disco

Formato: ERA nome-de-arquivo

Significado: O arquivo indicado é apagado do disco.

Esse comando foi implementado de maneira diferente do CP/M padrão, onde esse comando pode ser usado com uma especificação parcial do nome do arquivo. A alteração foi feita para evitar que se apaguem

arquivos acidentalmente. Para suprir essa mesma função foi então criado o comando DEL.

DEL - Apaga arquivos do Disco

Formato: DEL especificação-de-arquivo

Significado: Os arquivos que correspondem à especificação-de-arquivo indicado são apagados do disco.

Para que a operação seja completada, o usuário deve confirmar o comando.

TYPE - Escreve arquivos

Formato: TYPE nome-de-arquivo

Significado: Escreve no terminal o conteúdo do arquivo indicado.

SAVE - Grava conteúdo da memória

Formato: SAVE nn nome-de-arquivo

Significado: Grava no arquivo indicado o conteúdo dos nn primeiros blocos de 256 bytes da memória, a partir do endereço 256 (100H). O valor nn é indicado em Hexadecimal.

Nome-de-Arquivo - Carrega e executa o arquivo indicado.

Formato: nome-de-arquivo param1 param2 ...

Significado: Carrega para a memória, a partir do endereço 256 (100H), o conteúdo do arquivo indicado e coloca na área de memória 128 (80H) a linha de

comando do usuário, para que o programa possa analisar os parâmetros indicados.

USER - Indica usuário

Formato: **USER nn**

Significado: Indica o número do usuário. O valor nn deve ser um indicado entre 0 e 15 em decimal. Esse comando passará a ter um significado adicional na versão multiusuário do sistema.

Os nomes dos comandos foram mantidos em inglês por razões de compatibilidade com o sistema operacional CP/M padrão. Os nomes dos outros comandos que foram criados, também foram dados em inglês, para manter-se homogêneo o conjunto de nomes de comandos.

Não há no entanto nenhuma dificuldade em adotar-se nomes em português.

5.6. - Ambiente de Teste do Sistema Operacional CP/M-LIE.

Um problema enfrentado para o desenvolvimento do Sistema Operacional consistiu na elaboração de um plano de teste. Essa tarefa é particularmente problemática quando se trata de um sistema operacional, uma vez que todas as ferramentas e técnicas disponíveis e tradicionalmente usadas nas fases de depuração não são aplicáveis quando se trata do desenvolvimento de um

sistema operacional. Por exemplo, não é possível que se apliquem técnicas de rastreo, imprimindo-se determinadas variáveis em pontos chaves de um programa, uma vez que a própria rotina de impressão estaria sendo testada. Também não se pode empregar os programas de auxílio à depuração existentes pelo fato de eles efetuarem chamadas às rotinas do sistema operacional para a comunicação com o usuário. Por outro lado, como a maior parte do sistema foi escrito em linguagem "C", não se tem disponível com facilidade os endereços, tanto de variáveis quanto de comandos chave para a depuração.

A solução adotada consistiu em manter-se na memória simultaneamente dois sistemas operacionais: o Sistema CP/M original e a nova versão desenvolvida. Para efeito da discussão que se segue será feita a designação do BDOS e do CCP de cada sistema como BDOS-O e CCP-O para o sistema original, e BDOS-L e CCP-L para o novo sistema desenvolvido. O BIOS é o mesmo para os dois sistemas.

Dispondo do sistema original, um programa de depuração normalmente usado (DDT) pôde ser empregado bem como as técnicas usuais de rastreo. O problema passou então a ser o de conseguir um sincronismo na operação dos dois sistemas, de maneira que não houvesse conflito, apesar de ambos usarem posições de memória comuns (aquelas especialmente definidas no padrão CP/M, tais como endereço de chamada do BDOS, área de acesso a disco, "buffer" de comandos do usuário, etc).

O problema de sobreposição da execução dos dois sistemas operacionais foi controlado fazendo-se com que o controle fosse inicialmente todo do sistema original e, à medida que mais e mais funções fossem tornando o novo sistema confiável, mais e

mais controle foi sendo passado ao novo sistema, até que o sistema original pudesse ser totalmente desativado, podendo então ser substituído pelo novo sistema.

A primeira fase de testes consistiu na verificação das funções do BDOS-L correspondentes a leitura e escrita de dados na console. Isso foi feito usando-se o DDT para carregar o BDOS-L em endereço de memória não conflitante com o sistema original e escrevendo-se programas que chamavam diretamente o BDOS-L sob a supervisão do DDT, que continuava chamando o BDOS-0 para escrever suas próprias mensagens.

A segunda fase de testes consistiu na verificação das demais funções do BDOS-L que tratam de dispositivos de entrada e saída que não a console e nem disco. Nestes testes estão envolvidas as rotinas de entrada e saída na console com saída paralela na impressora. A tática de testes usada foi a mesma da primeira fase.

A terceira fase de testes consistiu na verificação das funções do BDOS-L com acesso a disco. Inicialmente a mesma tática anterior pôde ser usada e com isso cada função pôde ser individualmente testada.

Como uma fase complementar de testes, tendo garantido o funcionamento correto das funções de entrada e saída na console, alguns programas simples, que não colocassem a sua própria pilha no final da memória, tal como o 'XDIR' e o 'D', foram testados para operar com o novo sistema. Para isso, usando o DDT, o programa era carregado para a memória e inseridos num endereço

alto de memória (que não entra em conflito com o programa, e nem com o BDOS-L).os seguintes comandos:

```
LXI  H,BDOS-L
```

```
SHLD 6
```

```
CALL 100
```

```
JMP  0
```

a seguir o DDT executa esses comandos, o que faz com que o BDOS-0 seja desativado, ativando o BDOS-L que passa a ser acessado pelo programa, e a seguir passa o comando para o programa carregado. Ao final do programa, o retorno do comando reinicializa o sistema e reativa o sistema original, passando o controle ao CCP-0.

Dessa forma, o BDOS-L pôde ser suficientemente testado para poder ser usado sem o apoio do BDOS-0.

A quarta fase de testes consistiu na verificação do CCP-L. Para isso, inicialmente o CCP-L foi carregado na memória como um programa comum, com o seu comando de carregamento de outros programas desativado. Dessa forma, todos os seus comandos puderam ser testados.

Figura 5.4. - Disposição da memória para teste.

A quinta fase de testes consistiu na verificação de todo o novo sistema operacional em operação integrada. Para isso foi montado o ambiente mostrado passo a passo na Figura 5.4. Cada parte dessa figura é explicada a seguir:

a) aparece o esquema de memória existente com a operação normal do CP/M.

b) aparece o esquema de memória quando o DDT é executado, onde se nota que o CCP-O é substituído pelo próprio DDT. Nesse ponto, a pilha usada pelo sistema origina-se na

posição 100H.

c) aparece a disposição de memória quando o BDOS-L e o CCP-L operando como um programa normal estão na memória. Nesse ponto, deve-se considerar a disposição das pilhas usadas pelos vários módulos presentes na memória. O BDOS-O, que foi utilizado para o carregamento dos demais módulos está agora desativado, e portanto não necessita de espaço para pilha. O DDT usa uma pilha interna, que não afeta os demais módulos. O BDOS-L já estará usando uma pilha interna, e somente o CCP terá, como um programa comum, a pilha no topo da memória. Como existem endereços usados pelo BDOS-L nesse ponto, é necessário que se tome a precaução de não haver conflito nesse ponto.

d) mostra um detalhe dessa região de memória. Executando a mesma sequência de instruções da fase três, o BDOS-L e o CCP-L estarão em operação, tendo sido desativados o BDOS-O e o CCP-O. O novo sistema operacional pode então ser testado em operação real.

O último passo consiste na gravação do BDOS-L e do CCP-L nas trilhas do disco reservadas ao sistema, para que durante o carregamento do sistema (Warm Boot) este seja carregado, e o novo sistema. Como o sistema operacional escrito em linguagem "C" é maior do que o sistema original, este não cabe nas 2 trilhas reservadas para isso. Existem três alternativas para isso:

- criar um novo formato de disco, com mais trilhas reservadas, e alterar a rotina de carregamento, para carregar as trilhas adicionais;
- substituir o boot do sistema original por um novo boot,

que obtenha o sistema em outras trilhas que não as duas originais;

- Manter o sistema em ROM, em um espaço de endereçamento que não entre em conflito com os programas de aplicação.

No segundo caso, as duas trilhas originais não seriam aproveitadas para sistema, porém representa uma alternativa mais favorável a novas alterações posteriores. Como se pretende continuar a expandir esse novo sistema, e por ora não se irá usar o sistema em aplicações reais que demandem grande eficiência, essa alternativa foi provisoriamente adotada. Quando o desenvolvimento do sistema estiver completado, a primeira alternativa poderá ser implementada, ou pode-se gravar a maior parte do sistema em EPROM, num espaço de endereçamento que permita o chaveamento entre a memória de usuário e a do sistema operacional.

5.6.1. - Avaliações Efetuadas no CP/M Implementado.

O BDOS do novo sistema operacional pôde ser melhor testado depois que o CCP foi implementado, permitindo que o BDOS e o CCP fossem testados em operação real. O sistema foi testado em uma máquina que dispõe de discos de 8" e de 5 1/4", com formatos de disco para densidade dupla ou simples, e para face simples ou dupla.

Além disso o sistema foi testado em situações reais de execução de programas escritos para esse sistema, tendo os programas sido executados normalmente, sem nenhuma alteração em

relação à sua execução sob o sistema da Digital Research.

No entanto, o tamanho do código gerado pelo compilador utilizado é cerca de duas vezes e meia maior do que o código suprido pela Digital Research; e essa característica restringe o uso de vários programas escritos para o CP/M que necessitam de toda a memória disponível. Esse problema pode ser sanado colocando essa implementação em EPROM, operando fora do espaço normal de endereçamento dos programas de aplicação.

5.7 - Expansão do Sistema para uma Versão Multiusuário.

A primeira providência para que um sistema possa se tornar multiusuário corresponde à implementação de proteções nos arquivos de cada usuário, para controlar o acesso a cada arquivo. Para que isso pudesse ser feito, foi necessário criar o conceito de área do usuário. Para tanto, um novo comando, que permitisse a identificação de um usuário como pertencente a uma certa área. Esse comando recebeu o nome de LOGIN. Esse novo comando poderia ser implementado como um novo comando do CCP ou como um programa à parte. Devido ao fato de ser pouco usado (apenas para se entrar em uma área, e a seguir não ser mais requisitado), optou-se pela sua implementação como um programa à parte. Esse programa é descrito na sub-seção 5.7.5.1, e uma listagem completa do programa fonte em linguagem "C" é apresentada no Apêndice 3 deste trabalho. Assim, ao entrar no sistema, um usuário deverá executar o programa LOGIN para se identificar e obter acesso a sua área.

5.7.1. - Como o Esquema de Proteção foi Implementado.

O Sistema Operacional CP/M padrão oferece a possibilidade de distribuir os arquivos armazenados em um disco entre 16 usuários, identificados por um número especificado em decimal de 0 a 15, através do comando USER. Esse comando não representa uma boa alternativa para a atribuição de proteção a arquivos, uma vez que pode ser dado a qualquer hora, permitindo que qualquer usuário mude a qualquer instante o seu número, bem como não tem associado nenhum esquema de proteção aos arquivos.

Apresenta, no entanto, a vantagem de identificar cada arquivo gravado no disco com um número de usuário "dono" do arquivo. Essa identificação é feita através do primeiro byte do FCB ("UserCode") do arquivo no diretório e, apesar de ser usado para armazenar um número de 0 a 15, os demais valores que pode armazenar não têm significado.

A indicação de área para a versão multiusuário deve obrigatoriamente poder ser implementada sem alterar a estrutura básica do CP/M; isso significa que o número de bytes de um FCB armazenado em disco não pode ser alterado. Dessa forma, o byte "UserCode" do FCB passou a ser usado para indicar a área a que um arquivo pertence. Para não entrar em conflito com as especificações originais do CP/M, o comando USER continua a ser usado como antes, identificando usuários de 0 a 15, e o comando LOGIN permite que se estabeleça a área do usuário, à qual são dados números de 16 a 223.

O esquema de proteção de arquivos é baseado na área a

que o usuário pertence, a qual somente pode ser estabelecida pelo comando LOGIN; usando o comando USER o usuário pode acessar qualquer área de 0 a 223 (0H a 0DFH), porém com o código de proteção obtido pelo comando LOGIN. O número 229 (0ESH) já é usado para indicar que uma entrada no diretório corresponde a uma posição livre no diretório (e não a um FCB), e por isso não poderia ser usada para indicar um número de área. O número 224 (0E0H) foi designado como a área onde o arquivo de usuários (que não deve pertencer a nenhuma área de usuário) estará gravado em um disco. Um disco que não tenha um arquivo nessa área irá ser considerado como um disco preparado por uma versão não Multiusuária (a versão original) do CP/M e, dessa forma, será tratado como não tendo nenhum arquivo em alguma área de usuário.

Assim, passam a existir dois números que permitem ao usuário ter acesso a qualquer arquivo: o número de sua área (obtido pelo comando LOGIN) e o número de usuário (obtido pelo comando USER). Sempre que o número de área for igual ao número de usuário, o usuário estará acessando arquivos de sua própria área, e o acesso aos arquivos se fará pelos códigos de acesso do usuário de cada arquivo. Sempre que os números de área e de usuário forem diferentes, o usuário estará acessando arquivos de áreas que não são suas e o acesso aos arquivos se fará pelos códigos de acesso externo de cada arquivo.

Os dois números de área e de usuário são mantidos nas posições 12 e 13 para permitir a restauração desses números depois de cada reinicialização do sistema ("Cold Boot"). A posição 4, originalmente usada para armazenar o número do disco "default" atual e o número do usuário, passa a ser usada apenas para armazenar o número do disco "default", uma vez que agora a

posição usada para armazenar o número do usuário passa a ter todos os seus bits usados para armazenar esse número. As posições 8 a 11 não foram usadas por corresponderem a endereços do vetor de interrupções do Micro-Processador 8080.

Dessa forma, para efeito de proteção, o sistema passa a contar com a seguinte estrutura:

- ao entrar no sistema, antes de efetuar um comando LOGIN, o usuário não estará associado a nenhum número de área e terá, portanto, acesso apenas a arquivos com os números de usuário de 0 a 15, com o acesso que estiver especificado para usuários externos em cada arquivo dessas áreas, porém sem poder alterá-los. Pode igualmente criar arquivos nessas áreas;
- após executar um comando LOGIN, o usuário terá acesso a todos os arquivos da área indicada, podendo alterar o código de acesso de qualquer arquivo dessa área;
- executando comandos USER, o usuário pode passar para qualquer outra área porém, a menos da área onde o LOGIN foi indicado, o acesso a arquivos segue o padrão de autorizações de acesso especificado para usuários externos em cada arquivo e não pode alterar o código de acesso de nenhum arquivo. Além disso, somente pode criar arquivos se a área indicada no comando USER for uma das de número 0 a 15.

5.7.2. - Tipos de Proteção.

Existem seis tipos de proteção que podem ser associados a um arquivo, sendo três para o usuário dono da área e três para usuários externos à área. Essas proteções são as seguintes:

Para o usuário Dono da Área:

- Apaga - indica se o usuário pode apagar ou não o arquivo;
- Escreve - indica se o usuário pode alterar ou não o arquivo. Corresponde à proteção já existente no CP/M, reconhecida como R/O (indica que o arquivo somente pode ser lido);
- Lê - indica se o usuário pode ler ou não o arquivo.

Para os usuários Externos à área:

- Escreve - indica se o usuário pode alterar ou não o arquivo
- Lê - indica se o usuário pode ler ou não o arquivo.
- Executa - indica se o arquivo pode ser executado pelo usuário.

Os arquivos que contêm programas podem sempre ser executados pelo usuário dono da área e, portanto, não precisam de um bit que condicione essa operação. Por outro lado, um usuário externo à área nunca poderá apagar um arquivo, prescindindo também de um bit que condicione essa operação.

A proteção de cada arquivo é armazenada no diretório do disco, no FCB de cada arquivo, usando para isso o bit 7 (bit de paridade) de cada byte usado para armazenar o nome e extensão de

cada arquivo. A atribuição de cada bit para indicar as formas de proteção são as seguintes:

Bit 7 nome 5 - Usuário externo Lê

Bit 7 nome 6 - Usuário externo Escreve

Bit 7 nome 7 - Usuário dono Lê

Bit 7 nome 8 - Usuário dono Apaga

Bit 7 tipo 1 - Usuário dono Escreve (R/D)

Bit 7 tipo 3 - Usuário externo Executa

Note-se que o bit correspondente ligado (=1) impede que a operação correspondente seja efetuada e desligado (=0) permite a operação.

Note-se também que um usuário externo não pode nunca apagar um arquivo que não é seu e um usuário pode sempre executar um arquivo que é seu. Não foram atribuídos meios de alterar esses dois casos para não ser necessário usar os bits 7 dos caracteres 1 a 4 do nome de um arquivo, o que pela especificação do CP/M deve ser deixado para uso por programas de aplicação (ver figura A1.b no apêndice 1 deste trabalho).

5.7.3. - Descrição do Arquivo de Usuários

Para que um disco possa ser usado para incluir arquivos de usuários com código de área superior a 15, é necessário que seja criado um arquivo denominado "TABUSER" com código de área igual a 224 (OE0H), contendo a descrição de cada usuário. Isso é feito através de um programa especial desenvolvido, denominado

ACNT (parodiando o programa com funções semelhantes no sistema RSX-11M do PDP-11), o qual permite ainda a identificação dos usuários autorizados, juntamente com a especificação da palavra-chave de identificação de cada usuário. A listagem completa do programa fonte do ACNT em linguagem "C" encontra-se no Apêndice 4 deste trabalho.

O Arquivo de usuários consiste de 208 registros de 32 palavras, alocados desde a criação do arquivo, contendo os seguintes campos:

Nome (15 Bytes) - contém o nome do usuário;

Palavra-Chave (15 Bytes) - Contém o código de identificação do usuário;

Proteção (1 Byte) - contém a palavra de proteção padrão da área;

Número da Área (1 Byte) - contém o número da área associada ao usuário.

O número 229 (0E5H) associado ao número da área indica que o registro correspondente do Arquivo de Usuários não está sendo usado para armazenar nenhum usuário.

5.7.4. - Palavra de Proteção Padrão da Área.

Quando um novo usuário é incluído no Arquivo de Usuários é atribuído a ele um conjunto de proteções padrão com que os arquivos criados em sua área são inicializados. Esse conjunto de proteções é especificado em um único Byte, onde cada

bit é atribuído a uma forma de proteção possível.

O significado de cada bit nessa palavra é o seguinte:

Bit 0 - Obrigatoriamente 0

Bit 1 - Usuário Externo Lê

Bit 2 - Usuário Externo Escreve

Bit 3 - Usuário Dono Lê

Bit 4 - Usuário Dono Apaga

Bit 5 - Usuário Dono Escreve

Bit 6 - Arquivo do Sistema

Bit 7 - Usuário Externo Executa

Note-se que um bit ligado (=1) indica que a operação correspondente está proibida. O Bit 6 corresponde à operação já existente no CP/M de indicar que o nome do arquivo não deve ser listado em um comando DIR (ver figura A1.a no apêndice 1 deste trabalho).

5.7.5. - Programas Utilitários Desenvolvidos.

Para dar suporte ao novo esquema de proteção de arquivos, dois novos programas foram desenvolvidos, os quais já foram mencionados na seção anterior. Estes serão descritos a seguir.

5.7.5.1. - O Comando LOGIN.

Esse comando está implementado como um programa de aplicação e, portanto, é acionado executando-se esse programa a partir da área onde ele esteja gravado. Em um disco usado com a versão Multiusuário do Sistema preconiza-se que esse programa seja mantido na área zero. É executado entrando-se com o comando:

A>LOGIN

O programa irá perguntar ao usuário:

Nome do Usuário:

em resposta o usuário deverá indicar o seu nome armazenado no Arquivo de Usuários. A seguir o programa irá perguntar:

Palavra-Chave:

em resposta o usuário deverá indicar a sua palavra-chave correspondente. Note-se que essa palavra não será ecoada no terminal. A seguir o programa irá verificar no arquivo de usuários se existe uma entrada correspondente e, havendo, estabelecerá o número da área e o número de usuário com o valor apropriado. Nesse ponto o usuário terá obtido acesso aos arquivos de sua área.

Este programa foi escrito em Linguagem "C", como um

programa de aplicação comum, com a diferença que esse programa usa as novas funções do Sistema Operacional apresentadas na seção 5.7.6.

Em um sistema que for inicializado a partir de um disco para o qual já tenha sido criado o Arquivo de Usuários, pode-se colocar o comando LOGIN em um arquivo de comando que seja executado sempre que o sistema for inicializado, forçando o usuário a ter sempre definido um número de área.

5.7.5.2. - O Comando ACNT.

Esse comando está implementado como um programa de aplicação e, portanto, é acionado executando-se esse programa a partir da área onde ele esteja gravado. Em um disco usado com a versão Multiusuário do Sistema preconiza-se que esse programa seja mantido na área de um usuário responsável pela manutenção desse disco. Inicialmente deve ser colocado na área zero, para a criação do Arquivo de Usuários e, a seguir, depois da criação da área desse usuário, deve ser levado para essa área, e retirado da área zero. É executado entrando-se com o comando:

A>ACNT

O programa irá verificar se existe no disco o arquivo "TABUSER" na área especial 224 (OE0H). Se não existir, este será criado. A seguir será solicitado ao usuário uma operação a ser executada, através da pergunta:

OPERAÇÃO ?

Existem 4 sub-comandos do subcomando ACNT que podem ser solicitados: LISTA, CRIA, RETIRA e FIM. O usuário pode responder digitando apenas a primeira letra do comando. O programa passa então a executar o comando solicitado.

Subcomando LISTA:

Este subcomando lista no terminal o Arquivo de Usuários, incluindo o nome de cada usuário, sua palavra-chave, código de proteção padrão e número da área do usuário.

Subcomando CRIA:

Este subcomando permite a colocação de um novo usuário no Arquivo de Usuários. Ao ser solicitado, o programa pergunta em sequência:

Nome do Usuário:

Palavra-Chave:

Proteção Padrão:

Se não houver mais espaço no arquivo ou se já existe um usuário com o mesmo nome e mesma Palavra-chave, o comando CRIA não é efetuado, indicando ao usuário o motivo. O Código de Proteção Padrão deve ser dado em Hexadecimal. Uma vez criado, o programa atribui o número da área do usuário, distinto de todas os demais existentes, e informa esse número ao usuário.

Subcomando RETIRA:

Este subcomando retira o usuário do Arquivo de Usuários. Ao ser solicitado, o programa ACNT pergunta: .

Nome do Usuário:

Palavra-Chave:

Uma vez localizado esse usuário, ele é retirado do arquivo liberando o número da área correspondente para usuários futuros.

Subcomando FIM:

Este subcomando encerra a execução do programa ACNT.

Este programa foi escrito em Linguagem "C" como um programa de aplicação comum, com a diferença que esse programa usa as novas funções do Sistema Operacional apresentadas na seção 5.7.6. para a criação e acesso ao Arquivo de Usuários, mantido na área especial 224 (OE0H).

5.7.6. - Extensões ao BDOS.

Para a realização da extensão ao CP/M que o torna multiusuário, várias alterações tiveram que ser feitas em várias funções já existentes, assim como novas funções tiveram que ser criadas. No Apêndice 1 está uma listagem do novo BDOS com essas alterações já incluídas.

Foram atribuídos significados a mais três palavras da área de variáveis do CPM. Seus endereços e seus respectivos significados são os seguintes:

Palavra 12 - Armazena o número do usuário corrente;

Palavra 13 - Armazena o número da Área corrente;

Palavra 14 - Armazena o código de proteção padrão da área corrente.

As palavras de endereço 8 a 11 não foram utilizadas por corresponderem a endereços de interrupção do Micro-Processador 8080.

As funções alteradas são as seguintes:

Função 15 - Open File: Deve verificar se o arquivo pode ser lido ou escrito pelo usuário atual;

Função 16 - Close File: Deve verificar se o arquivo pode ser escrito pelo usuário atual;

Função 19 - Delete File: Deve verificar se o usuário atual é o dono do arquivo e, se o for, se ele pode apagar o arquivo;

Função 20 - Read Sequential: Deve verificar se o usuário pode ler o arquivo;

Função 21 - Write Sequential: Deve verificar se o usuário pode escrever o arquivo;

Função 22 - Make File: Deve verificar se o usuário é o dono, ou se a área é menor do que 16;

Função 23 - Rename File: deve verificar se o usuário é o dono e, se o for, se ele pode escrever no arquivo.

As funções criadas são as seguintes:

Função 50 - Set/Get Full User Code: Verifica o conteúdo do registrador E. Se for igual a OFFH retorna no registrador A o número do usuário corrente. Se for outro valor, atribui esse número como o usuário corrente;

Função 51 - Set/Get Login Code: Verifica o conteúdo do registrador E. Se for igual a OFFH, retorna no registrador A o número da área corrente. Se for outro valor, atribui esse número como a área corrente;

Função 52 - Set/Get Protection Code: Verifica o conteúdo do registrador E. Se for igual a OFFH, retorna no registrador A o código de proteção corrente. Se for outro valor, atribui esse número como o código de proteção corrente.

5.7.7 - Alterações no CCP.

O CCP original foi alterado em duas de suas funções originais: inicialização do sistema e comando de execução de programas.

Quanto à inicialização do sistema, foi incluída a busca dos valores de Usuário Corrente, Área Corrente e Código de Proteção Corrente, respectivamente, nas posições 12 a 14, e a correspondente reinicialização desses valores no BDOS.

Quanto à execução de programas, foi incluída a verificação de se o dono do arquivo a ser executado é o usuário corrente pois, se não o for, a execução é proibida.

5.8 - Conclusões

O sistema operacional CP/M foi originalmente concebido como um sistema operacional monousuário. Mas como é um sistema amplamente usado em microcomputadores de 8 bits, possuindo uma grande quantidade de software já desenvolvido para ele, é bastante interessante conseguir-se a sua expansão para um sistema operacional multiusuário.

Ao ser concebido o sistema de processamento de dados distribuído pelo Grupo de Instrumentação Eletrônica do IFQSC, verificou-se que seria vantajoso construir tal expansão multiusuário para o CP/M; porém, isso obrigou a que se dispusesse de um sistema com as mesmas características do CP/M já existente,

para, a partir daí, obter a expansão para a versão multiusuário. Dessa forma começou a implementação do sistema CP/M-LIE.

Depois de desenvolver a versão monousuário do CP/M, partiu-se para a ampliação desse sistema para a versão multiusuário, implementando-se a parte de proteção a arquivos e também a separação dos usuários em áreas específicas.

Note-se que o próprio processador não permite esquemas de proteção invioláveis, uma vez que não existem posições de memória protegidas e nem instruções protegidas no conjunto de instruções do processador. Dessa forma, todo o esquema de proteção implementado baseia-se no fato de que as novas funções incluídas no sistema não são chamadas pelos programas já existentes e a sua existência, bem como o significado das posições 12 a 14 de memória, são desconhecidas do usuário. Se o usuário escrever programas que usem essas novas funções (tal como o foram os programas LOGIN e ACNT) ou se o usuário manipular diretamente as posições 12 a 14, todo o esquema de proteção pode ser arbitrariamente manipulado por qualquer usuário.

Deve-se ressaltar que devido às próprias limitações do processador, tem-se que o sistema operacional implementado tem características de um sistema multiusuário; porém, não é um sistema que admite multiprogramação pois não admite concorrência. No entanto, essa característica não afeta o desempenho do sistema implementado no IFQSC, pois nessa arquitetura cada processador executa um programa independente dos demais. O acesso aos arquivos, que é feito de maneira centralizada, tem o problema de concorrência resolvido pelo gerenciador de memória cache.

CONCLUSÕES E LINHAS DE FUTURAS PESQUISAS

6.1 - Introdução

O sistema operacional CP/M padrão foi originalmente concebido como um sistema monousuário. Mas como é um sistema operacional grandemente usado em microcomputadores de oito bits, e possui uma grande quantidade de software disponível para ele, tornou-se interessante utilizá-lo no sistema de processamento de dados desenvolvido pelo Grupo de Instrumentação Eletrônica do Instituto de Física e Química de São Carlos. Como foi visto no capítulo 2 desta dissertação, trata-se de um sistema de processamento de dados distribuído.

Esse sistema operacional, tema desta dissertação, que foi desenvolvido no Laboratório de Instrumentação Eletrônica (LIE) do Instituto de Física e Química de São Carlos, demonstrou que é factível desenvolver totalmente um sistema operacional multiusuário a partir de conhecimentos básicos definidos no sistema operacional CP/M, de tal forma que atenda à todas as especificações desse sistema e que se mantenha a execução de aplicativos sob o sistema CP/M.

A esse novo sistema operacional foi dado o nome de

CP/M-LIE, e foi em sua grande maioria desenvolvido na linguagem "C", com algumas poucas rotinas de integração escritas em linguagem assembler do processador 8080.

Dispondo de um sistema operacional totalmente compatível com o sistema operacional CP/M, do ponto de vista de aplicativos e da estrutura de arquivos, mas agora com toda a documentação sobre tal sistema, pôde-se desenvolver um sistema com os recursos necessários para atender às necessidades de um ambiente multiusuário.

6.2 - Conclusões Gerais

Como se dispõe do código fonte do sistema operacional CP/M-LIE, pode-se adaptá-lo às especificações que o ambiente exigir. Conseqüentemente foi simples expandir o sistema operacional CP/M-LIE para um sistema operacional multiusuário, plenamente adaptado à arquitetura de hardware que havia sido montada. Também permitiu que a interface com o usuário apresentasse novas características, que se julgaram interessantes, através de modificações no módulo CCP.

Além disso, tendo sido escrito em uma linguagem de alto nível, o sistema pode ser levado para qualquer sistema computacional que disponha de um compilador "C".

Uma outra característica importante que foi incorporada à implementação é o gerenciador de memória cache. Através dele é feito o controle de concorrência dos vários usuários aos arquivos que estão centralizados. Além disso o esquema de cache acelera a

execução do sistema como um todo, mantendo na memória os registros mais acessados pelos usuários em geral.

O algoritmo de controle implementado constitui-se em um algoritmo de busca sob demanda, com reposição baseada no uso, alocando sempre um espaço fixo de memória. Para substituição de blocos na memória cache, o algoritmo emprega uma combinação do algoritmo LFU (Least Frequently Used) com o LRU (Least Recently Used). O algoritmo implementado reúne as vantagens do LFU com as do LRU, pois escolhe para substituição de blocos no cache aquele que está há mais tempo sem ser usado dentre os blocos menos freqüentemente acessados. Além disso, localiza rapidamente a presença de um bloco no cache e qual o seu endereço, não sendo também oneroso em tempo para manutenção da estrutura de acesso. Dessa forma o algoritmo desenvolvido mostra-se altamente conveniente para ser implementado na arquitetura utilizada.

6.3 - Linhas de Futuras Pesquisas

Pode-se considerar que o âmago desse trabalho consistiu no desenvolvimento de um sistema operacional para microcomputadores. As especificações desse sistema são tais que permitem que programas desenvolvidos para o sistema operacional CP/M sejam executados sob esse sistema sem alterações. No entanto, sendo um sistema autônomo, muitas novas características podem ser-lhe acrescentadas.

6.3.1 - Substituição do Microprocessador

Uma possibilidade é o seu transporte para outras arquiteturas, tal como por exemplo o sistema IBM-PC ou compatíveis. Nesse caso, ter-se-ia um ambiente CP/M em execução em um PC. Essa alternativa não é tão vantajosa quanto a sua implementação em oito bits, pois a grande maioria de software desenvolvido para o PC requer um ambiente MS-DOS. No entanto, como o ambiente de programas .COM do DOS é idêntico ao CP/M, o transporte do CP/M para o IBM-PC disporia ao menos desses programas. Além disso, essa possibilidade é interessante no caso de se substituir o processador Z80 da arquitetura implementada no Laboratório de Instrumentação Eletrônica por um processador 8086 ou 80286.

6.3.2 - Otimizar o Uso de Unidades de Disco

Outra alternativa interessante constitui-se na alteração do módulo gerenciador da estrutura de disco, para que um outro formato seja manipulado pelo sistema. Um exemplo seria a manutenção de disquetes em formato do MS-DOS, em microprocessadores de oito bits. Um sistema que fosse capaz de manter disquetes simultaneamente nos dois formatos seria interessante por razões de compatibilidade.

Porém, mais importante do que isso, é o fato de que pode ser criado um novo formato de disco, que aproveite melhor os recursos oferecidos pelas novas unidades disponíveis, e de acordo

com as necessidades específicas da arquitetura implementada. Assim, seria desejável que se pudesse manter as estruturas convencionais para acesso a disquetes, mantendo dessa forma a compatibilidade com outros sistemas e, ao mesmo tempo, permitindo que as unidades de disco rígido irremovíveis fossem otimamente aproveitadas.

6.3.3 - Acesso a Bases de Dados Distribuídas

Quanto à implementação realizada, o sistema operacional foi colocado na máquina de maneira que cada estação de trabalho dispõe do sistema completo. Isso tem a vantagem de permitir que cada estação de trabalho possa operar sozinha se tiver que acessar apenas os seus disquetes locais. Por outro lado, essa forma de implementação impede que se explore totalmente a concorrência que de outra forma poderia ser conseguida pelo sistema. Por exemplo, o acesso a arquivos é feito de forma que somente um processador pode acessá-lo para escrita. Isso impede que, por exemplo, uma base de dados possa ser compartilhada por mais do que uma estação de trabalho, pois o controle é feito a nível de arquivo - o processador central não sabe o uso que cada estação de trabalho faz dos registros que lhe passa.

Uma alternativa de implementação seria manter a parte de gerenciamento de arquivos do sistema operacional centralizado no processador central. Com isso, o processador central disporia de toda a informação sobre o uso que se faz dos registros de dados e seria possível então efetuar a proteção a nível de

registro. No entanto, cada estação de trabalho não mais poderia operar sozinha e seria necessário implementar novas funções no BDOS, para permitir a um programa de aplicação solicitar e/ou liberar o travamento de registros de arquivos.

6.3.4 - Desenvolvimento de Processadores de Comando Alternativos

Em um sistema operacional, a grande dificuldade de desenvolvimento está centralizada nos módulos de gerenciamento, tais como os gerenciadores de arquivos, memória, etc. O módulo processador de comandos do usuário pode muitas vezes ser visto simplesmente como um programa de aplicação usual, com a única característica adicional de ser ativado pelo sistema quando não houver outro programa em execução. Nesse sentido, o módulo CCP do sistema operacional CP/M pode ser substituído por outro, com as características desejadas pelo usuário.

Normalmente, o CCP é carregado junto com o restante do sistema operacional e portanto ocupa memória (ou é carregado ao final da execução de cada aplicativo e portanto gasta tempo de carregamento). O seu tamanho deve ser mantido o menor possível, incorporando apenas os recursos que sejam indispensáveis. No entanto, na arquitetura utilizada, pode-se explorar o recurso de manter o Processador de Comandos em um banco de ROM, eliminando a necessidade de mantê-lo diminuto. Pode-se assim considerar a possibilidade de se desenvolver um outro Processador de Comandos mais poderoso, contendo recursos que sejam desejáveis ao uso que se pretende fazer desse sistema.

APENDICE 1

IMPLEMENTAÇÃO DO BDOS

Esta implementação foi desenvolvida em sua maior parte na linguagem de programação C, com algumas rotinas de inicialização em assembler do processador 8080. A primeira versão do BDOS implementada era constituída por 21 rotinas, cujas características serão explicadas a seguir:

- BDOS: Rotina escrita em assembler, que coloca no topo da memória disponível (A0FF hex) os parâmetros de entrada para as chamadas do BDOS.
- BDOSC: Rotina escrita em linguagem C. É a rotina principal, que analisa e executa o conjunto de chamadas do BDOS.
- BDOSI: Rotina escrita em linguagem C, que inicializa as variáveis globais usadas e o endereço dos registradores.
- BDOSF: Rotina escrita em assembler, que restaura os registradores usados pelas demais rotinas, para o

retorno ao programa de aplicação.

- CRIAENTDIR (drv): Rotina escrita em linguagem C, que cria a entrada de diretório que está no FCB atual e a grava em disco.

parâmetro:

drv -> número do driver onde será gravado o FCB.

- GRAVADIRBUF: Rotina escrita em linguagem C, que grava o registro de diretório mais recentemente lido pela rotina LEDIRBUF, já possivelmente alterado.

- GRAVAENTDIR: Rotina escrita em linguagem C, que grava uma entrada de diretório apontada pela variável global FCBm, na entrada de diretório já previamente localizada, apontada pela variável global FCBp2.

- GRAVAREGLOG (a): Rotina escrita em linguagem C, que grava o registro lógico do CP/M, na trilha já posicionada, do endereço de DMA já estabelecido.

parâmetro:

a -> número do registro lógico.

- LEDIRBUF (drv, reg): Rotina escrita em linguagem C, que deixa

na área de diretório o registro solicitado.

parâmetros:

drv -> número do "driver" em que será lido o
registro ;

reg -> número do registro que será lido.

- LEENTDIR (drv, ed): Rotina escrita em linguagem C, que traz a
entrada de diretório 'ed' do driver 'drv' para a
memória apontada pela variável global FCBP2,
retornando zero se não há erro.

- LEREGLOGICO (a): Rotina escrita em linguagem C, que lê o
registro lógico do CP/M, na trilha já posicionada.

parâmetro:

a -> número do registro lógico.

- LIMPBMAP (n): Rotina escrita em linguagem C, que limpa o bit
referente ao "cluster" do registro 'n' no mapa de
bits.

- NBIOS: Rotina escrita em assembler, que prepara o endereço da
função solicitada na tabela de jumps. O início da
tabela está indicado em 100 Hex.

- ONDISK (drv): Rotina escrita em linguagem C, que inicializa todos os parâmetros para acesso posterior ao disco que está especificado na variável 'drv'.

- PCLUSTERLIVRE (drv): Rotina escrita em linguagem C, que procura o primeiro "cluster" livre do disco que está no "driver" 'drv'.

parâmetro:

drv -> número do driver.

retorna o número do cluster livre ou zero se o disco está cheio.

- PNDOME (tipo, início, ncomp): Rotina escrita em linguagem C, que pesquisa no diretório a existência do arquivo indicado pela variável global FCBm, e retorna em qual dos registros do diretório (0 a 3) o encontrou, ou OFF Hex se não o encontrou.

parâmetros:

tipo -> indica o tipo de pesquisa a ser efetuada:

0 = procura somente arquivos do usuário atual,

1 = procura arquivos de qualquer usuário, (até) os que já foram apagados.

início -> número da primeira entrada de diretório a ser pesquisada.

ncomp -> número de posições a serem comparadas para a pesquisa:

11 = não compara o campo 'EX' do FCB

12 = compara o campo 'EX' do FCB

- POSIC (ncluster, reg, drv): Rotina escrita em linguagem C, que posiciona trilha e setor do disco especificado em drv, dado o número do "cluster" e o número do registro dentro desse "cluster".

parâmetros:

ncluster -> número do "cluster";

nreg -> número do registro dentro do "cluster";

drv -> número do "driver", cujo disco será posicionado.

- SETADRV (drv): Rotina escrita em linguagem C, que estabelece o "driver" a ser usado, e indica o endereço de seu DPH, na variável global 'DPH'.

parâmetro:

drv -> número do "driver" a ser estabelecido.

- SETBMAP (n): Rotina escrita em linguagem C, que liga o bit referente ao "cluster" do registro 'n', no mapa de bits.

- SETARQUIVO (tipo, avança): Rotina escrita em linguagem C, que estabelece os parâmetros para acesso a arquivos.

parâmetros:

tipo -> se igual a 0, acesso para leitura;

se igual a 1, acesso para escrita.

avança -> se igual a 1, prepara o próximo registro antecipadamente. E' usado para leitura e escrita sequencial;

se igual a 0, não prepara próximo registro, é usado para leitura e escrita aleatória.

- TCHARI: Rotina para entrada de dados, escrita em linguagem C, que verifica quando os caracteres devem ser ecoados na console e na impressora.

- TCHARD: Rotina para saída de dados, escrita em linguagem C, que verifica quando os caracteres devem ser ecoados na console e na impressora.

Para a realização da extensão ao CP/M que o torna multiusuário, várias alterações tiveram que ser feitas em várias das funções já existentes, bem como novas tiveram que ser criadas. Foram atribuídos significados a mais três palavras da área de variáveis do CPM. Seus endereços e seus respectivos significados são os seguintes:

Palavra 12 - Armazena o número do usuário corrente;

Palavra 13 - Armazena o número da Área corrente;

Palavra 14 - Armazena o código de proteção padrão da área corrente.

As palavras de endereço 8 a 11 não foram utilizadas por corresponderem a endereços de interrupção do Micro-Processador 8080.

As funções alteradas são as seguintes:

Função 15 - Open File: Deve verificar se o arquivo pode ser lido ou escrito pelo usuário atual;

Função 16 - Close File: Deve verificar se o arquivo pode ser escrito pelo usuário atual;

Função 19 - Delete File: Deve verificar se o usuário atual é o dono do arquivo, e se for, se ele pode apagar o arquivo;

Função 20 - Read Sequential: Deve verificar se o usuário pode ler o arquivo;

Função 21 - Write Sequential: Deve verificar se o usuário pode escrever o arquivo;

Função 22 - Make File: Deve verificar se o usuário é o dono, ou se a área é menor do que 16;

Função 23 - Rename File: deve verificar se o usuário é o dono, e se for, se ele pode escrever no arquivo.

As funções criadas são as seguintes:

Função 50 - Set/Get Full User Code: Verifica o conteúdo do registrador E. Se for igual a OFFH, retorna no registrador A o número do usuário corrente. Se for outro valor, atribui esse número como o usuário corrente;

Função 51 - Set/Get Login Code: Verifica o conteúdo do registrador E. Se for igual a OFFH, retorna no registrador A o número da área corrente. Se for outro valor, atribui esse número como a área corrente;

Função 52 - Set/Get Protection Code: Verifica o conteúdo do registrador E. Se for igual a OFFH, retorna no registrador A o código de proteção corrente. Se for outro valor, atribui esse número como o código de proteção corrente.

Existem seis tipos de proteção que podem ser associadas a um arquivo, sendo três para o usuário dono da área, e três para usuários externos à área. Essas proteções são as seguintes:

Para o usuário Dono da Área:

- Apaga - indica se o usuário pode apagar ou não o

arquivo;

- Escreve - indica se o usuário pode alterar ou não o arquivo. Corresponde à proteção já existente no CP/M, reconhecida como R/O (indica que o arquivo somente pode ser lido);
- Lê - indica se o usuário pode ler ou não o arquivo.

Para os usuários Externos à área:

- Escreve - indica se o usuário pode alterar ou não o arquivo
- Lê - indica se o usuário pode ler ou não o arquivo.
- Executa - indica se o arquivo pode ser executado pelo usuário.

A proteção de cada arquivo é armazenada no diretório do disco, no FCB de cada arquivo, usando para isso os bits 7 (bit de paridade) de cada byte usado para armazenar o nome e extensão de cada arquivo. A atribuição de cada bit para indicar as formas de proteção são as seguintes:

- Bit 7 nome 5 - Usuário externo Lê
- Bit 7 nome 6 - Usuário externo Escreve
- Bit 7 nome 7 - Usuário dono Lê
- Bit 7 nome 8 - Usuário dono Apaga
- Bit 7 tipo 1 - Usuário dono Escreve (R/O)
- Bit 7 tipo 3 - Usuário externo Executa

Note-se que o bit correspondente ligado (=1) impede que a operação correspondente seja efetuada, enquanto desligado (=0) permite a operação.

A figura A1 explica melhor o esquema de proteção implementado na versão multiusuário do sistema CP/M-LIE.

BIT	7	6	5	4	3	2	1	0
	USUÁRIO EXTERNO EXECUTA	ARQUIVO DE SISTEMA	DONO ESCREVE	DONO APAGA	DONO LÊ	USUÁRIO EXTERNO ESCREVE	USUÁRIO EXTERNO LÊ	0

BIT LIGADO (=1) — OPERAÇÃO PROIBIDA

BIT DESLIGADO (=0) — OPERAÇÃO PERMITIDA

Figura A1.a - Palavra de proteção padrão estabelecida pela área do usuário.

BYTE	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
PCB		RESERVADO	RESERVADO	RESERVADO (PÚBLICO)	RESERVADO (BACKUP)	USUÁRIO EXTERNO	USUÁRIO EXTERNO ESCREVE	DONO LÊ	DONO APAGA	DONO ESCREVE (R/O)	ARQUIVO DO SISTEMA	USUÁRIO EXTERNO EXECUTIVA
	USER	HOME 0	HOME 1	HOME 2	HOME 3	HOME 4	HOME 5	HOME 6	HOME 7	EXT 1	EXT 2	EXT 3

Figura A1.b - Proteção de cada arquivo individualmente, no seu FCB.

Nota: A indicação de proteção é armazenada no bit 7 da palavra correspondente da entrada de diretório de todos os "extents" do arquivo.

LISIAGEM DO BDOS

```

/*-----*/
/*          V A R I A V E I S          G L O B A I S          */
/*-----*/

/* #define RASTREIO 1 */
/* #define RASTCL 1 */
/* #define RASTNFUN 1 */

char *ender, *reg_a, *reg_b, *reg_c, *reg_d, *reg_e, *reg_h,
      *reg_l, *reg, *regaux, regt, drvactual;
int *par_bc, *par_de, *par_hl;
char ectrava, ecimpr, *pc, somat, user, proxpesq;
int mx, nc, nt, ned, nentdir, login, diskro, ndma, salv_hl;

char      dbdrv;      /* Driver de onde foi lido o ultimo dbreg */
int       dbreg;      /* Registro presente na area de diretorio */

struct dphst { char *xlt,
                  u[6],
                  *dirbuf;
                struct dpbst *dpb;
                char *csv,
                  *alv; } *dphl, *dbdph;

struct dpbst { int spt;
                char bsh, blm, exm;
                int dsm, drm;
                char al0, al1;
                int cks, off; } dpbs[16], *dpbl;

struct fcbdst { char usercode,
                  filename[8],
                  filetype[3],
                  ex,
                  s1,
                  s2,
                  rc,
                  dn[16]; } *fcbp2, *pesqfcb;

struct fcbmst { char drivercode,
                  filename[8],
                  filetype[3],
                  ex,
                  s1,
                  s2,
                  rc,
                  dn[16],
                  cr,
                  r1, r2, r3; } *fcbm;

char *mensagem[]={ " ",
                   " ERRO BDOS: DRIVER INEXISTENTE$",

```



```

" ERRO BDOS: ERRO NA LEITURA$";
" ERRO BDOS: ERRO NA ESCRITA$";
" ERRO BDOS: ARQUIVO INEXISTENTE$";
" ERRO BDOS: DISCO CHEIO$";
" ERRO BDOS: DISCO R/O$";

```

#asm

CSEG

bdos_: ; Rotina que coloca no topo da memoria (9EFFh) os
; parametros de entrada para as chamadas do BDOS.

```

STA 09EF9H ; Guarda A
SHLD 09EFEH ; Guarda HL
XCHG
SHLD 09EFCH ; Guarda DE
MOV L,C
MOV H,B
SHLD 09EFAH ; Guarda BC
STA 09EF9H ; Guarda A
LXI H,0000 ; Guarda SP
DAD SP
SHLD 09EF6H
LXI SP,0A180H ; Inicializa a pilha em A180
CALL bdosi_ ; A inicializacao so e executada a
MVI A,0C9H ; primeira vez que e
STA bdosi_ ; chamada
CALL bdosc_

```

public bdosf_

bdosf_: LHLD 09EF6H ; Restaura SP
SPHL
LDA 09EF9H ; Restaura o registrador 'A'
LHLD 09EFAH ; Restaura o par 'BC'
MOV B,H
MOV C,L
LHLD 09EFCH ; Restaura o par 'DE'
XCHG
LHLD 09EFEH ; Restaura o par 'HL'
RET

public nbios_

nbios_: ; Rotina que prepara o endereco da funcao solicitada na
; tabela de jumps. Inicio da tabela esta indicado em
; 0001H.

```

POP D ; DE<=endereco de retorno
POP B ; BC<=numero da funcao
LHLD 0001H
DCX H
DCX H
DCX H
DAD B ; !
DAD B ; > HL=end+3(BC)=endereco na tabela de jumps
DAD B ; !
PUSH H
PUSH D
LXI D,AQUI
PUSH D ; AQUI fica sendo o endereco de retorno
LDA 09EF9H ; Restaura o registrador 'A'

```

```

XCHG
LHLD 09EFAH ; Restaurar o par 'BC'
MOV B, H
MOV C, L
LHLD 09EFCH ; Restaurar o par 'DE'
XCHG
PCHL ; Jump para o endereço contido em HL

```

```

AQUI: SHLD 09EFEH ; Guarda HL
XCHG
SHLD 09EFCH ; Guarda DE
MOV L, C
MOV H, B
SHLD 09EFAH ; Guarda BC
STA 09EF9H ; Guarda A
RET

```

#endasm

```

/*****/

posic (ncluster, nreg, drv)
/* Esta rotina posiciona trilha e setor do disco atual, dado o
   numero do cluster e o numero do registro dentro desse cluster
*/

char ncluster, nreg, drv;
{
    static int n1, trilha, setor;

#ifdef RASTREIO
    esc('P'); esc('O'); esc('S'); esc('I'); esc('C');
    esc(10); esc(13);
#endif

    n1=(ncluster << dpbs[drv].bsh)+nreg; /* N" do reg logico
                                           no disco */
    trilha=(n1/dpbs[drv].spt)+dpbs[drv].off;
    setor=n1 % dpbs[drv].spt;
    *par_bc=trilha; nbios(10); /* SETTRK */

    *par_bc=setor;
    *par_de=dph1->xlt; nbios(16); /* SECTAN */

    *par_bc=*par_hl; nbios(11); /* SETSEC */
}

/*-----*/

pclusterlivre (drv)
/* Esta rotina procura o primeiro cluster livre no bitmap, e
   retorna o numero do cluster, ou zero se o disco esta cheio
*/

char drv;
{
    static char c, *pc, m;
    static int i, j;

#ifdef RASTREIO
    esc('P'); esc('C'); esc('L'); esc('U'); esc(10); esc(13);
#endif

    pc=dph1->alv;
    for (i=0; i<=((dpbs[drv].dsm/8)+1); ++i) {
        /* Usa um bit para cada cluster */
        if ((c=*pc) != 0xFF) {
            m=0x80;
            for (j=0; j<8; ++j){
                if ((c&m) == 0) {
                    *pc |= m;
                    /* Retorna a posicao do bit (N" do cluster)*/
                    return(i*8+j);
                }
            }
            m/=2;
        } /* Fim do for(j) */
    }
}

```

```

        else
            ++pc;
    }
    return(0);                /* O disco esta cheio */
}
/*-----*/

criaentdir (drv)
/* Esta rotina cria a entrada de diretorio especificada pelo
   "fcbp" atual, e grava-a em disco */
char drv;
{
    static int i, j;
    static char *pc, *regt;

#ifdef RASTREIO
    esc('C'); esc('E'); esc('N'); esc('T'); esc('D');
    esc(10); esc(13);
#endif

    setadrv(drv);
    for (i=0; i<dpbs[drv].drm; ++i) {
        leentdir(drv, i);
        if (fcbp2->usercode == 0xE5 ) {
            for (j=0; j<16; ++j)
                fcbm->dn[j]=0;          /* Zera os Dn */
            fcbm->pc=0;
            for (j=0, pc=fcbp2, regt=fcbm; j<31; ++j)
                ++pc=++regt;
            fcbp2->usercode=user;
            fcbp2->s1=fcbp2->s2=0;
            gravadirbuf();
            return (iX4);
        }
    }
    return (0xFF);
}

```

```

setarquivo(tipo,avanca)
char tipo, avanca;
{
    /* Esta rotina estabelece os parametros para acesso
       sequencial de arquivos.
       tipo=1 --> escrita
       tipo=0 --> leitura

       avanca=1 -->prepara o proximo registro. E usado
       para leitura e escrita sequencial.
       avanca=0 -->nao prepara o proximo registro. E
       usado para leitura e escrita
       aleatoria */

    static char regt1, drv, regnc, desloc, ext, temp, *p1, *p2;
    static int j;

#ifdef RASTREIO
    esc('S'); esc('A'); esc('R'); esc('Q'); esc(10); esc(13);
#endif

    drv=(fcbm->s2)&15; /* Os 4 bits menos signif. guardam o
                       driver do fcb */

    setadrv(drv);
    regt=fcbm->cr; /* cr=registro corrente (ultimo) */
    if ( (fcbm->s1==fcbm->ex) && (regt > fcbm->rc))
        if (tipo==0)
            return (1); /* Chegou ao fim da leitura do arquivo */
        else fcbm->rc=regt+1;
    regt1=regt/(dpbs[drv].blm+1); /* Pos. do cluster dentro ext. */
    regnc=regt%(dpbs[drv].blm+1); /* Registro dentro do cluster */
    /* deslocamento */
    desloc=(16/(dpbs[drv].exm+1))*(dpbs[drv].exm&fcbm->ex);
    regt1+=desloc; /* do extent dentro da entrada de directorio */

#ifdef RASTCL
    esc('C'); esc('L'); eschex(regt1);
    esc(' '); eschex(fcbm->dn[regt1]);
#endif

    /* Testar se existe o registro pedido.
       Caso nao exista: na escrita-> aloca
                       na leitura-> erro */

    if (fcbm->dn[regt1] == 0) {
        if (tipo=0) /* E leitura */
            return (1); /* Registro (Cluster) inexistente */
        else { /* E escrita */
            fcbm->s2 |= 0x40;
            if((fcbm->dn[regt1]=pclusterlivre(drv))==0)
                return(2); /* Disco Cheio */
        }
    }

    if (avanca) {
        /* Preparar o proximo registro antecipadamente */
        ++regt;
        if (regt == 129) { /* Se o extent esta esgotado */

```

```

ext=fcbm->ex;
temp=~dpbs[drv].exm; /* Prepara a mascara para testar o
                        extent */
if ((temp&ext) != (temp&(ext+1))) { /* Testa se o proximo
                                    extent ainda esta na
                                    mesma ent. de directorio
                                    */
    /* Verificar se a entrada de directorio corrente foi
       alterada */
    if (0x40 & fcbm->s2) { /* Foi alterada */
        pnome(0,0,12);
        gravaentdir();
        fcbm->s2=drv|0x80; /* fcbm esta igual ao disco.
                           Driver fica nos 4 bits menos
                           significativos de s2. */
    }
    fcbm->ex=ext+1;
    if(pnome(0,0,12)== 0xFF) { /* Entrada de dir. nao
                                existe */
        if (tipo == 0) /* E' leitura */
            return(3);
        else /* E' escrita. Cria-se nova Ent. no dir. */
            criaentdir(drv);
    }
    p1=fcbm; p2=fcbp2;
    for (j=0; j<32; ++j) *p1++=*p2++;
    fcbm->s1=fcbm->ex;
    fcbm->s2=drv|0x80;
    } /* Fim do teste se prox. ext na mesma
       ent. directorio */
    regt=0;
    fcbm->ex=ext+1;
    } /* Fim do if regt==128 */
    fcbm->cr=regt;
    } /* Fim do if avanca */
/* Preparar a leitura do registro atual */
if (tipo==1) /* E' escrita */
    fcbm->s2 |= 0x40;
posic(fcbm->dn[regt],regnc,drv);
*par_bc=ndma; nbios(12); /* SETDMA */
return(0);
}

/*-----*/

setprotec(fcb,protec)
char *fcb, protec;
{
    /* Esta rotina estabelece os parametros de protecao do
       arquivo indicado por "fcb". Os parametros de protecao
       do arquivo estao na palavra "protec". */

    int i;
    fcb+=4; /* aponta para a posicao d5 do filename */
    for (i=0; i<8; ++i) {
        *fcb=(*fcb&0x80)+((1&protec)?0x80:0; /* protec esta
                                                invertida */
        ++fcb;
    }
}

```

```

    protec/=2;
}

}

/*-----*/

setadrv(drv)
char drv;
{
    /* Esta rotina estabelece o driver a ser usado e indica o
       endereco de seu dph em "dph1" */

#ifdef RASTREIO
    esc('S'); esc('D'); esc('R'); esc('V'); esc(10); esc(13);
#endif

    *reg_c=drv; nbios(9); /* SELDISK */
    if (*par_hl == 0) /* Escreve mensagem de driver nao existente
                       */
        erroesc(1);
    dph1=*par_hl;
    return (0);
}

/*-----*/

setbmap (n) /* Rotina que seta o bit referente ao cluster do
             registro "n" no bitmap */
char n;
{ char i, j, *pc;
  i=n/8;
  j=n-i*8;
  pc=dph1->alv;
  *(pc+i)|=(0x80>>j);
  return;
}

/*-----*/

limpbmap (n)
char n;
{ char i, j, *pc;
  i=n/8;
  j=n-i*8;
  pc=dph1->alv;
  *(pc+i)&=~(0x80>>j);
  return;
}

/*****

bdosi ()
{
    ecimpr=0; /* Trava o eco na impressora */
    ectrava=0; /* Trava o eco na console */
    regaux=0x9EF8;
    reg_a=0x9EF9;
    reg_b=0x9EFB;

```

```

reg_c=0x9EFA; /* Aponta para o numero da funcao (A) */
reg_d=0x9EFD;
reg_e=0x9EFC;
reg_l=0x9EFE;
reg_h=0x9EFF;
par_bc=0x9EFA;
par_de=0x9EFC;
par_hl=0x9EFE;
user=0;
login=0;
diskro=0; /* bit=0, driver R/W */
ndma=0x80;
proxpesq=0;
drvatual=0;
dbdrv=0xFF; dbreg=0xFF; /* Nenhum registro de diretorio
                             foi lido */
return;
}

```

/*-----*/

```

tchari () /* Rotina que verifica quando os caracteres devem ser
           ecoados na console e na impressora para entrada
           */

```

```

{
test1: if ((( regt >= ' ' ) && ( regt <= '~' ) ) ||
          (( regt >= 8 ) && ( regt <= 10 ) )
          || ( regt == 13 ) ) /* Sao caracteres graficos ou
                               BS,HT,LF,CR */
    {
        ectrava=0;
#ifdef RASTREIO
        esc('%');
#endif
    }
    else
        if ( regt == 19 ) { /* e' ^S */
            nbios(3); regt=*reg_a;
            while ( regt != 17 ) /* Enquanto nao e' ^Q */
                { nbios(3); regt=*reg_a; }
            ectrava=0;
            nbios(3); regt=*reg_a; /* Obtem o caracter
                                   seguinte ao ^Q */
        }
        else
            if ( regt == 16 { /* e' ^P */
                ecimpr = (ecimpr==0);
                nbios(3); regt=*reg_a;
                goto test1;
            }
            else
                if ( regt == 3 ) /* e' ^C */
                    nbios(1);
                else
                    ectrava=1; /* Nao e' caracter imprimivel */
    }
}

```

/*-----*/


```

tcharo () /* Rotina que verifica quando os caracteres devem ser
          ecoados na console e na impressora para saida */
{
    nbios(2);
    if (*reg_a == 0xFF) {
        nbios(3);
        if (*reg_a == 19) /* E' ^S */
            while (*reg_a != 17) /* Enquanto nao e' ^Q */
                nbios(3);
        if (*reg_a == 16) ecimpr=(ecimpr==0); /* E' ^P */
    }
    test1: if ( (regt < ' ') &&
                ((regt < 8) || (regt > 10))
                && (regt != 13 ))
        /* Sao caracteres graficos ou BS,HT,LF,CR */
        {
            *reg_c=0x5E; /* Codigo do ^ */
            nbios(4);
            if (ecimpr) { /* Se esta imprimindo, imprime a Seta
                          */
                *reg_c=0x5E;
                nbios(5);
            }
            regt=regt+'@';
        }
    *reg_c=regt; /* move para o reg. C o carac. a imprimir */
    nbios(4); /* chama CONOUT */
    if (ecimpr) { /* Ecoa na impressora */
        *reg_c=regt;
        nbios(5);
    }
}

/*****/

lereglogico(a)
int a;
{ /* Esta rotina le um registro logico do CP/M, na trilha ja
   posicionada */
    static int i;

#ifdef RASTREIO
    esc('L'); esc('R'); esc('L'); esc(10); esc(13);
#endif

    *par_bc=a;
    *par_de=dbdph->xlt;
    nbios(16); /* SECTAN */
    *par_bc=*par_hl; nbios(11); /* SETSEC */
    nbios(13); /* READ Le o registro */
    i=*reg_a;
    if (i) { /* Erro na leitura */
        *par_de=mensag[2];
        escmem();
        bdosf();
    }
}

```

/*-----*/

leentdir (drv, ed)

char drv;

int ed;

{ /* Esta rotina deixa no endereco apontado por fcbp2 a
entrada de diretorio "ed" do driver "drv", e retorna
0 se nao ha erro. */

#ifdef RASTREIO

esc('L'); esc('E'); esc('D'); esc(10); esc(13);

#endif

ledirbuf(drv, ed/4);

fcbp2=dbdph->dirbuf;

fcbp2+=ed%4;

#ifdef RASTCL

esc('f'); esc('p'); esc('2'); *par_h1=fcbp2;

eschex(*reg_h); eschex(*reg_l);

#endif

return(0);

}

/*-----*/

ledirbuf(drv, reg)

char drv;

int reg;

{ /* Esta rotina deixa na area de diretorio o registro de
diretorio solicitado, do driver solicitado.
reg vale de 0 a dpbs[drv].drm.
drv vale de 0 a 15. */

static int i;

#ifdef RASTREIO

esc('L'); esc('D'); esc('B'); esc(10); esc(13);

#endif

if (drv==dbdrv && reg==dbreg) return(0);

if (drv!=dbdrv) {

setadrv(drv);

dbdrv=drv;

dbdph=dph1;

}

#ifdef RASTREIO

esc('l'); esc('e'); esc('D'); eschex(drv); eschex(reg); esc(':');

#endif

dbreg=reg;

par_bc=dbdph->dirbuf; nbios(12); / SETDMA */

#ifdef RASTREIO

esc('S'); esc('D'); eschex(*reg_b); eschex(*reg_c);

#endif

```

*par_bc=dpbs[dbdrv].off + dbreg/(dpbs[dbdrv].spt); /* Numero da
Trilha */

*par_hl=*par_bc;

#ifdef RASTREIO
esc('t'); esc('r'); esc('i'); eschex(*reg_h); eschex(*reg_l);
esc(10); esc(13);
#endif

nbios(10); /* SETTRK */

/* Obter o numero do registro fisico correspondente ao logico
solicitado */
dbdrv=0xFF;
lereglogico (dbreg%dpbs[dbdrv].spt); /* Numero do Setor Logico */
dbdrv=drv;

/* Verificar se o diretorio esta' correto */
if (dbreg < dpbs[dbdrv].cks) {
pc=dbdph->dirbuf;
somat=0;
for (i=0; i<128; ++i) somat+=*pc++;
if ((*((dbdph->csv)+dbreg) != somat)){ /* Se diferente o disco
foi trocado */
diskro |= (1<<dbdrv);
}
#ifdef RASTREIO
esc('R'); esc('D'); eschex(diskro); esc(10); esc(13);
#endif
}
#ifdef RASTREIO
eschex(somat); esc(10); esc(13);
#endif
}
return (0);
}

gravareglog(a)
/* Esta rotina grava o registro logico do CP/M, na trilha
ja posicionada, do endereco de DMA ja posicionado. */
int a;
{
static int i;

#ifdef RASTREIO
esc('G'); esc('R'); esc('L'); esc(10); esc(13);
#endif

*par_bc=a;
*par_de=dbdph->xlt;
nbios(16); /* SECTAN */
*par_bc=*par_hl; nbios(11); /* SETSEC */
nbios(14); /* WRITE Escreve o registro */
i=*reg_a;
if (i) { /* Erro na escrita */
*par_de=mensag[3];
}
}

```

```

    escmem();
    bdosf();
}

/*-----*/

gravadirbuf()
/* Esta rotina grava o registro de diretorio mais recentemente
   lido pela rotina ledirbuf, ja possivelmente alterado. */
{
    static int i;

#ifdef RASTREIO
    esc('G'); esc('D'); esc('B'); esc(10); esc(13);
#endif

    /* Testa se o disco do driver especificado esta' R/O */
    if (diskro&(1<<dbdrv)) {
        erroesc (6); /* Disco R/O */
    }

    gravareglog (dbreg%dpbs[dbdrv].spt); /* Numero do Setor Logico
                                           */
    /* Corrige o valor de teste de diretorio na memoria */
    if (dbreg < dpbs[dbdrv].cks) {
        pc=dbdph->dirbuf;
        somat=0;
        for (i=0; i<128; ++i) somat+*=pc++;
        *((dbdph->csv)+dbreg) = somat;
    }
    return (0);
}

/*-----*/

gravaentdir()
/* Esta rotina grava uma entrada de diretorio apontada por fcbm
   na entrada de diretorio ja previamente localizada (por uma
   chamada 'a rotina "pnome") e apontada por fcbp2. */
{
    static char drv;
    static int i;

#ifdef RASTREIO
    esc('G'); esc('E'); esc('D'); esc(10); esc(13);
#endif

    for (i=0; i<16; ++i) fcbp2->dn[i]=fcbm->dn[i];
    fcbp2->ex=fcbm->ex;
    fcbp2->s1=fcbp2->s2=0;
    fcbp2->rc=fcbm->rc;
    gravadirbuf();
    return ;
}

/*-----*/

```

```

ondisk (drv)
/* Esta rotina estabelece os parametros do disco especificado
para futuros acesso de leitura e escrita */

char drv;
{
static int i,j1,j2;

#ifdef RASTREIO
esc(10); esc(13);
esc('O'); esc('N'); esc('d'); esc('k');
#endif

setadr(drv);
dpbl=dphl->dpb;

#ifdef RASTCL
esc('d'); esc('p'); esc('h'); eschex(*reg_h);
eschex(*reg_l); esc(' ');
*par_hl=dpbl;
esc('d'); esc('p'); esc('b');
eschex(*reg_h); eschex(*reg_l); esc(' ');
#endif

pc=&dpbs[drv];

*par_hl=pc;
#ifdef RASTREIO
esc('i'); esc('n'); esc('t');
eschex(*reg_h); eschex(*reg_l); esc(':');
#endif

reg=dpbl;
for (i=0; i<15; i++){ /* Copia dpb do disco que estava no BIOS
                        */

#ifdef RASTCL
eschex(*reg);
#endif
*pc++=*reg++; /* para o BDOS */
}

#ifdef RASTCL
esc(10); esc(13);
#endif

nentdir=(1+dpbs[drv].drm); /* Numero de entradas de Diret. */

/* Inicializar o Bit Map */
pc=dphl->alv;
for (i=0; i < (dpbs[drv].dsm)/8+1; i++)
*pc++=0; /* Zera o bitmap */
pc=dphl->alv;
*pc++=dpbs[drv].al0;
*pc=dpbs[drv].al1; /* Inicializar o bitmap com clusters do
                    diretorio */

/* Preparar o bitmap e o valor de teste do diretorio */
j2=0; /* j2 vai indicar a ultima entrada usada no

```

```

        diretorio */

    for (i=0; i < nentdir; i++) {
        leentdir(drv, i); /* Ler cada entrada de diretorio */

        /* Preparar os valores de teste de diretorio */
        if ((i/4) < dpbs[drv].cks)
            *((dph1->csv)+(i/4))=somat;

        /* Ligar os Bits dos Clusters usados por arquivos no Bit Map */
        if (fcbp2->usercode != 0xE5) {

#ifdef RASTCL
            esc('a');esc('r');esc('q');
            for (j1=0; j1<11; j1++) esc(fcbp2->filename[j1]);
#endif

            for (j1=0; j1<16; j1++) {
                setbmap (fcbp2->dn[j1]);
#ifdef RASTCL
                esc(' '); eschex(fcbp2->dn[j1]);
#endif
            }
#ifdef RASTCL
            esc(10); esc(13);
#endif
        }

        j2=i;
    }
    /* Fim do for (i) */
    dph1->u[0]=j2; /* Guardar o n' maximo de entradas de
                    diretorio */
    login |= (1<<drv); /* Marca o disco indicado como on line */
    diskro &= !(1<<drv); /* Marca o disco como R/W */
    return(0);
}

```

/*-----*/

pnome(tipo, inicio, ncomp)

/* Rotina que pesquisa no diretorio a existencia do arquivo indicado por "fcbm" e, retorna em qual dos registros do diretorio (0 a 3) se o encontra, ou FFh se nao o encontra.

tipo - indica o tipo de pesquisa a ser efetuado:
 0 = procura somente arquivos do usuario atual;
 1 = procura arquivo de qualquer usuario (ate ja apagados).

inicio - numero da primeira entrada de diretorio a ser pesquisada.

ncomp - Numero de posicoes comparadas para a procura:
 11 = nao compara fcb->ex;
 12 = compara fcb->ex.

O significado de fcb->s1 indica o maior extent usado numa entrada de diretorio.

A rotina pnome verifica fcb->s2, cujo significado e' o seguinte:

bit 7 (0x80) Ligado indica que fcb->s2 bits 0-3 tem o numero do driver;
 bit 6 (0x40) Ligado indica que o fcb na memoria esta diferente do disco;
 bits 3-0 (0x0F) indica o driver a que se refere o fcb.

*/

char tipo, inicio, ncomp;

{

static int j1, n;

if (~(fcbm->s2 & 0x80)) {

n=fcbm->drivercode;

if (n==0 || n=='?') n=drvatual;

else n=n-1;

fcbm->s2=n | 0x80; /* s2<-numero do driver em que o arquivo foi criado */

fcbm->s1 = fcbm->ex;

}

else

n=fcbm->s2&15;

setadrv(n);

#ifdef RASTREIO

esc('P'); esc('N'); esc('n'); eschex(n); esc(10); esc(13);

#endif

if ((login&(1<<n))==0) ondisk(n);

nentdir=dph1->u[0]; /* Numero de entradas no diretorio */

/* Ler cada entrada do diretorio */

for (ned=inicio; ned <= nentdir; ned++) {

leentdir(n,ned); /* Ler cada entrada de diretorio */

for (j1=0; j1<11; j1++) {

regt=((fcbm->filename[j1]) & 0x7F); /* Limpa o bit de paridade */

if (regt == '?') continue; /* passa para o proximo caracter */

if (regt != ((fcbp2->filename[j1]) & 0x7F)) goto pnome1;

}

if (ncomp==12) {

/* Tendo que comparar o extent, e' feita a mascara (~dpbs[n].exm) e compara-se os bits restantes */

regt=fcbm->ex;

if ((regt&(~dpbs[n].exm)) !=

((fcbp2->ex)&(~dpbs[n].exm))) goto pnome1;

}

if ((tipo!=0) || (fcbp2->usercode == user)) {

#ifdef RASTREIO

esc('n'); esc('e'); esc('d'); eschex(ned); esc(10); esc(13);

#endif

return(ned%4);

}

pnome1: ;

```

    } /* Fim do for (ned) */
return (0xFF);
}

```

```

/*-----*/
escmem () /* Escreve o conteudo da memoria indicada pelo par
          DE, ate encontrar o caracter "$". */

```

```

{
    while ( *reg != '$' )
    {
        regt=*reg;
        tcharo ();
        ++reg;
    }
}

```

```

/*-----*/

```

```

erroesc(n)

```

```

char n;

```

```

{ /* Rotina que escreve o erro "n" do BDOS, e volta ao sistema
  */

```

```

    *reg=mensag[n];
    escmem();
    bdosf();
}

```

```

/*-----*/

```

```

esc(c)

```

```

char c;

```

```

{static char c1,c2;

```

```

    c1=*reg_h;

```

```

    c2=*reg_l;

```

```

    *regaux=*reg_c;

```

```

    nbios(2); if (*reg_a==0xFF) {nbios(3); nbios(3);}

```

```

    *reg_c=c;

```

```

    nbios(4);

```

```

    *reg_c=*regaux;

```

```

    *reg_h=c1;

```

```

    *reg_l=c2;
}

```

```

/*-----*/

```

```

eschex(a)

```

```

char a;

```

```

{

```

```

    static char b;

```

```

    b=(0x0F&(a>>4))+0';

```

```

    b=b<='9'?b:b+7;

```

```

    esc(b);

```

```

    b=(a&0x0F)+0';

```

```

    b=b<58?b:b+7;

```

```

    esc(b);
}

```



```

/*****
/*
/*          R O T I N A          P R I N C I P A L          */
/*
/*****

bdosc()
{
static char salv_a,salv_b,salv_c, salv_d, salv_e, flag;
static int salv_de, i, j;

salv_de=*par_de;

#ifdef RASTNFUN
esc('*'); eschex(*reg_c);
#endif

switch (*reg_c) {
case 0: /* SYSTEM RESET */
nbios (1); /* jmp WBOOT */
break;

case 1: /* CONSOLE INPUT */
nbios (3); /* JMP CONIN */
regt=*reg_a; /* Aponta para o registrador A */
tcharj (); /* Testa se os caracteres deverao ser
ecoados */
*reg_c=regt; /* move para o reg. C o caracter lido */
if (ectrava == 0) { /* Ecoa no terminal */
nbios (4); /* chama CONOUT */
#ifdef RASTREID
esc('#');
#endif
if (ecimpr) { /* Ecoa na impressora */
*reg_c=regt;
nbios (5);
}
*reg_a=regt;
break;

case 2: /* CONSOLE OUTPUT */
regt=*reg_e; /* Pega o caracter a imprimir */
tcharo (); /* Testa se os caracteres deverao ser
ecoados */
break;

case 3: /* READER INPUT */
nbios (7); /* jmp READER */
break;

case 4: /* PUNCH OUTPUT */
*reg_c=*reg_e;
nbios (6); /* jmp PUNCH */
break;

case 5: /* LIST OUTPUT */
*reg_c=*reg_e;

```

```

        nbios(5);          /* jmp LIST */
        break;

case 6:  /* DIRECT CONSOLE I/O */
        if (*reg_e == 0xFF) { /* e' requisicao de entrada */
            nbios(2);
            if (*reg_a == 0xFF)
                nbios(3);
            else
                *reg_a=0;
        }
        else { /* E' requisicao de saida */
            *reg_c=*reg_e;
            nbios(4);
        }
        break;

case 7:  /* GET I/O BYTE */
        regaux=0x3; /* I/O Byte esta na posicao 0003h */
        *reg_a=*regaux;
        break;

case 8:  /* SET I/O BYTE */
        regaux=0x3;
        *regaux=*reg_e;
        break;

case 9:  /* PRINT STRING */
        reg=*par_de;
        escmem();
        break;

case 10: /* READ CONSOLE BUFFER */
        ender=salv_de;
        mx=*ender;
        ++ender;
        regaux=ender; /* regaux <= posicao de nc */
        ++ender;
        nc=0;

        /* Ha caracter pronto para ser lido */
        while (nc < mx)
        {
            nbios(3);
            if ((*reg_a == 10) || (*reg_a ==13)) break;

            if ((*reg_a >= ' ') && (*reg_a <= '~'))
            { /* E caracter grafico */
                *ender++=*reg_a;
                ++nc;
                regt=*reg_a; tcharo();
            }
            else
            {
                switch (*reg_a) {
                    case 3: /* e' ^C */
                        *ender=*reg_a;
                        regt=*reg_a; tcharo();
                }
            }
        }

```

```

        if ( nc==0 )
            nbios(1);
        else {
            ++ender; ++nc;
        }
        break;
    case 5: /* e' ^E - causa fim fisico da linha */
        regt=13; tcharo();
        regt=10; tcharo();
        break;
    case 8: /* e' ^H - backspace um caracter */
        if (nc==0) break;
        --nc; --ender;
        regt=8; tcharo();
        regt=' '; tcharo();
        regt=8; tcharo();
        break;
    case 16: ecimpr=(ecimpr==0); /* E' ^P */
        break;
    case 18: /* e' ^R - Rebate a linha corrente */
        regt=0x0A; tcharo(); /* Line Feed */
        for (i=1; i<=nc; i++) { /* Volta para o
                                inicio da linha
                                com Back Space */
            regt=8; tcharo();
        }
        ender=salv_de+2;
        for (i=1; i<=nc; i++) { /* Reescreve a
                                linha */
            regt=*(ender); tcharo();
            ++ender;
        }
        break;
    case 21: /* e' ^U */
        nc=0;
        ender=salv_de;
        ++ender;
        ++ender;
        regt=10; /* Line Feed */
        tcharo();
        regt=13; tcharo(); /* Carriage Return */
        break;
    case 24: /* e' ^X - backspaces p/ inicio da linha
               corrente */
        for (i=1; i<=nc; i++) {
            regt=8; tcharo();
            regt=' '; tcharo();
            regt=8; tcharo();
        }
        nc=0;
        ender=salv_de+2;
        break;
    case 127: /* e' rub/del - remove e ecoa ultimo
               caracter */
        if (nc >= 1) {
            nc--;
            ender--;
            regt='\\'; tcharo();

```

```

        regt=*ender; tcharo();
        regt='\\'; tcharo();
        break;
    }
    break;
default: /* Os demais caracteres nao graficos */
    regt=*reg_a; tcharo;

    } /* fim do case */
} /* fim do else */
} /* fim do while */
*regaux=nc;
break;

case 11: /* GET CONSOLE STATUS */
    nbios (2);
    break;

case 12: /* RETURN VERSION NUMBER */
    *reg_h=0x00;
    *reg_l=0x20;
    break;

case 13: /* RESET DISK SYSTEM */
    login=1; /* Selecciona driver A */
    diskro=0; /* Estabelece o disco como R/O */
    drvtual=0; /* Selecciona driver A na memoria */
    ndma=0x80;
    ondisk(0);
    break;

case 14: /* SELECT DISK */
    drvtual=*reg_e&0x0F;
    if ((login & (1<<drvtual))==0 ) /* Driver
                                     especificado off
                                     line */
        ondisk(drvtual);
    regaux=4; *regaux=drvtual+(*regaux&0xF0);
    break;

case 15: /* OPEN FILE */
    fcbm=*par_de;
    fcbm->ex=0; /* Procura-se o extent zero do arquivo */
    *reg_a=pnome(0,0,12);
    if (*reg_a != 0xFF) {
        if (logon == user) {
            if (0x80&(fcbp2->filetype[1]) &&
                0x80&(fcbp2->filename[6]) )
                { *reg_a=0xFF; break; }
        }
        else
            if (0x80&(fcbp2->filename[5]) &&
                0x80&(fcbp2->filename[4]) )
                { *reg_a=0xFF; break; }

        pc=fcbm;
        reg=fcbp2;
        *reg_b=fcbm->s2;
    }

```

```

        for (j=0; j<31; ++j)
            *++pc=*++reg;
        fcbm->s2=*reg_b;
    }
    break;

case 16: /* CLOSE FILE */
    fcbm=*par_de;
    if (0x40 & fcbm->s2) /* Houve operacao de escrita no
                           arquivo */
        if (*reg_a=pnome(0,0,12) != 0xFF)
            gravaentdir();
    break;

case 17: /* SEARCH FOR FIRST */
    proxpesq=0;
    fcbm=*par_de;
    fcbm->ex=0; /* Procura-se o extent zero do
                 arquivo */
snext:  *reg_a=pnome(fcbm->drivercode == '?', proxpesq, 12);
    if (*reg_a != 0xFF) /* O disco esta on-line */
    { reg=dph1->dirbuf;
      pc=ndma;
      for (j=0; j<128; ++j)
          *pc++=*reg++;
      proxpesq=ned+1;
      pesqfcb=fcbm;
    }
    break;

case 18: /* SEARCH FOR NEXT */
    if (proxpesq!=0) {
        fcbm=pesqfcb;
        goto snext;
    }
    *reg_a=0xFF; /* Arquivo nao encontrado ou procura */
    break; /* nao inicializada. */

case 19: /* DELETE FILE */
    i=0;
    fcbm=*par_de;
    flag=0xFF;
    nc=fcbm->drivercode ? fcbm->drivercode-1 : drvactual;
    if ((diskro&(1<<nc))==0)
        while (*reg_a=pnome(0, i, 11) != 0xFF) {
            if (logon==user && ((fcbp2->filemane[7]&0x80)==0)) {
                fcbp2->usercode=0xE5; /* Apaga a entrada no
                                         diretorio */
                for (j=0; j<16; j++) { /* Limpa do Bit map */
                    regt=fcbp2->dn[j]; /* clusters liberados */
                    if (regt) limpbmap (regt);
                }
                flag=0;
                gravadirbuf();
            }
            i=ned+1;
        }

```

```

        else
            erroesc(4);
        *reg_a=flag;
        break;

case 20: /* READ SEQUENTIAL */
    fcbm=*par_de;
    if ( *reg_a=setarquivo(0,1) ) break; /* Erro: nao pode
                                           ler */

    nbios(13); /* READ */
    if (*reg_a) /* Nao ha' nada para ler */
        erroesc(2);
    break;

case 21: /* WRITE SEQUENTIAL */
    fcbm=*par_de;
    if ( *reg_a=setarquivo(1,1) ) break; /* Erro: nao pode
                                           escrever */

    nbios(14); /* WRITE */
    if (*reg_a) /* Nao conseguiu escrever */
        erroesc(3);
    break;

case 22: /* MAKE FILE */
    fcbm=*par_de;
    fcbm->ex=0;
    *reg_a=pnome(0,0,12);
    if (*reg_a == 0xFF) /* Nao achou o arquivo */
        for (i=0; i<dpbs[(fcbm->s2&15)].drm; ++i) {
            leentdir((fcbm->s2)&15, i);
            if (fcbp2->usercode == 0xE5) {
                for (j=0; j<16; ++j) fcbp2->dn[j]=0;
                fcbp2->s1=fcbp2->s2=0;
                fcbp2->rc=fcbp2->ex=0;
                fcbp2->usercode=user;
                for (j=0; j<11; ++j)
                    fcbp2->filename[j]=fcbm->filename[j];
                setprotec(fcbp2,protec);
                gravadirbuf();
                *reg_a=iZ4;
                if (dph1->u[0] < i) dph1->u[0]=i;
                break;
            }
        }

    /* Achou o arquivo. Ignora a chamada de MAKE */
    else
        *reg_a=0xFF;
    break;

case 23: /* RENAME FILE */
    fcbm=*par_de;
    i=0;
    j=0xFF;
    while (pnome(0,i,11) != 0xFF) {
        if (logon == user) {
            if (0x80&fcbp2->filetype[1])
                { j=0xFF; break; }
        }
    }

```

```

        else
            if (0x80&fcbp2->filename[5] )
                { j=0xFF; break; }

            pc=fcbm;    pc+=16;    /* Nome do arquivo novo */
            reg=fcbp2;
            for (j=0; j<11; ++j)
                *++reg=*++pc;
            setprotec(fcbp2,protec);
            gravadirbuf();
            i=ned+1;
            j=i%4;
        }
        *reg_a=j;
        break;

case 24: /* RETURN LOGIN VECTOR */
    *par_hl=login;
    *reg_a=*reg_l;
    break;

case 25: /* RETURN CURRENT DISK */
    *reg_a=drvatual;
    break;

case 26: /* SET DMA ADDRESS */
    ndma=*par_de;
    break;

case 27: /* GET ADDR (ALLOC) */
    setadrv(drvatual);
    *par_hl=dphl->alv;
    break;

case 28: /* WRITE PROTECT DISK */
    diskro |= (1<<drvatual);
    break;

case 29: /* GET READ/ONLY VECTOR */
    *par_hl=diskro;
    *reg_a=*reg_l;
    break;

case 30: /* SET FILE ATTRIBUTES */
    break;

case 31: /* GET ADDR (DISK PARMS) */
    setadrv(drvatual);
    *par_hl=dphl->dph;
    break;

case 32: /* SET/GET USER CODE */
    if (*reg_e == 0xFF)
        *reg_a=user;
    else { /* Alterar o usercode corrente */
        user=*reg_e % 32;
        logon=user;
    }

```



```
    regaux=12; *regaux=user;
    regaux=13; *regaux=logon;
}
```

```
break;
```

```
case 50: /* SET/GET USER CODE */
```

```
    if (*reg_e == 0xFF)
```

```
        *reg_a=user;
```

```
    else { /* Alterar o usercode corrente */
```

```
        user=*reg_e;
```

```
        regaux=12; *regaux=user;
```

```
    }
```

```
break;
```

```
case 51: /* SET/GET LOGON CODE */
```

```
    if (*reg_e == 0xFF)
```

```
        *reg_a=logon;
```

```
    else { /* Alterar o usercode corrente */
```

```
        logon=*reg_e;
```

```
        regaux=13; *regaux=logon;
```

```
    }
```

```
break;
```

```
case 52: /* SET/GET PROTECT CODE */
```

```
    if (*reg_e == 0xFF)
```

```
        *reg_a=protec;
```

```
    else { /* Alterar o usercode corrente */
```

```
        protec=*reg_e;
```

```
        regaux=14; *regaux=protec;
```

```
    }
```

```
break;
```

```
}
```

```
}
```

IMPLEMENTAÇÃO DO CCP

O CCP foi implementado como um programa comum, executável pelo sistema operacional da mesma forma que um programa de aplicação comum, porém armazenado em disco juntamente com os demais módulos do sistema, e não como um programa, considerando que cada programa é armazenado individualmente em um arquivo próprio. Armazenado junto com o sistema operacional, esse programa é carregado juntamente com este quando o sistema é inicializado ou reinicializado ("Cold Boot" ou "Warm Boot"), e portanto, executado sempre que o sistema operacional reassume o controle do processador, passando então a monitorar os comandos solicitados pelo usuário.

Documentação de cada Comando e cada Rotina Implementados.

Rotina BDOSA

```
char bdosa (nfunc, parDE)
char nfunc;
int parDE;
```

A função bdosa acessa, a partir de um programa escrito em linguagem "C", as funções do módulo BDOS do Sistema

Operacional. O número da função é indicado em "nfunc", e o parâmetro da função do BDOS, indicado no par de registradores DE, é indicado em "parDE". O valor de retorno da função do BDOS, indicado no registrador A é o valor de retorno da função. Esta rotina está escrita em Assembler do Micro-processador 8080.

Rotina NOMARQ

nomarq()

A função nomarq utiliza-se da técnica de "máquina de estado finito" para analisar o nome do arquivo que está na linha de entrada teclada pelo usuário, e a partir dele criar o FCB cujo endereço é indicado pela variável global "endfcb".

Retorna:

- 0 - Se não havia '*' ou '?' no nome do arquivo
- 1 - Se havia '*' ou '?' no nome do arquivo
- 2 - Se houve erro no nome do arquivo

Rotina TESTCHAR

testchar()

Esta rotina lê um caracter da linha de entrada teclada pelo usuário, e verifica se o caracter está em uma das 6 categorias válidas pela máquina de estado finito executada pela rotina "nomarq", as quais são:

Separador -> retorna o valor 0

Válido -> retorna o valor 1

* -> retorna o valor 2

? -> retorna o valor 3
: -> retorna o valor 4
. -> retorna o valor 5

Módulo de Inicialização do CCP

Este módulo inicializa no BDOS as variáveis de usuário e disco atual "default". Além disso, inicializa as variáveis usadas pelos demais módulos do CCP, tais como endereço do "buffer" de entrada de comandos e endereço do FCB dos arquivos manipulados.

Módulo de Reconhecimento de comandos

Analisa cada linha de entrada digitada pelo usuário, e determina qual dos comandos reconhecidos pelo CCP foi solicitado pelo usuário.

Módulo de execução do Comando USER

Atribui o número de usuário indicado como o usuário corrente. Na versão multiusuário do sistema pode ser qualquer valor entre 0 e 223. Na versão original, pode ser qualquer valor entre 0 e 15.

Módulo de execução do Comando TYPE

Verifica se o usuário indicou um nome de arquivo não ambíguo, e se o arquivo existir, escreve no vídeo cada caracter de cada registro lógico do arquivo, até encontrar o caracter 26 (^Z) ou até esgotar o arquivo.

Módulo de execução do Comando REN

Verifica se existe o arquivo com o nome velho indicado, e se não existe um arquivo com o nome novo indicado. Se tudo estiver certo, o nome é trocado.

Módulo de execução do Comando ERA

Apenas apaga o arquivo solicitado, se ele existir. Se a especificação do arquivo for ambígua, isto é, algum campo do nome contiver "*" ou "?", não apaga nenhum arquivo.

Foi implementado diferente do comando ERA da versão CP/M original, pois poderia ocorrer do usuário apagar arquivos apenas por engano, o que pode ser desastroso. O comando DEL explicado a seguir aproxima-se mais da versão CP/M original, por permitir que a especificação do arquivo possa ser ambígua.

Módulo de execução do Comando DEL

Apaga todos os arquivos que correspondam à especificação indicada pelo usuário.

Módulo de execução do Comando SAVE

Determina o número de registros de 128 Bytes que devem ser gravados. A seguir apaga o arquivo com o mesmo nome que pode eventualmente existir, e a seguir cria o novo arquivo, gravando o número de registros determinado.

Módulo de execução do Comando DIR

Usa as funções Search for First e Search Next do BDOS para listar os nomes de todos os arquivos gravados no disco, nomes esses que se ajustem na especificação indicada.

Módulo de Carregamento de Programas

Carrega para a memória o programa indicado, prepara a área de FCB principal e FCB secundário, e passa a execução para o endereço de memória 0100H através de uma instrução CALL.

Para a alteração do sistema monousuário em multiusuário, o CCP implementado inicialmente foi alterado em duas de suas funções originais: inicialização do sistema e comando de execução de programas.

Quanto à inicialização do sistema, foi incluída a busca dos valores de Usuário Corrente, Área Corrente, e Código de Proteção Corrente respectivamente nas posições 12 a 14, e a correspondente reinicialização desses valores no BDOS.

Quanto à execução de programas, foi incluída a verificação de se o dono do arquivo a ser executado é o usuário corrente, pois se não o for, a execução é proibida.

LISIAGEM DO CCP

```
#asm
    call    main_
#endasm

/*****
/*
/*          C   C   P   -   Console Comand Processor
/*
/*
*****/

char *comandos[] = {
    "USER ",
    "TYPE ",
    "REN ",
    "ERA ",
    "DEL ",
    "SAVE ",
    "DIR "};

char *mensag2[] = {
    "Arquivo inexistente $",
    "Driver inexistente $",
    "Comando inexistente $",
    "Arquivo nao especificado corretamente $",
    "Numero de Usuario Invalido$",
    "Diretorio cheio$",
    "Diretorio vazio$",
    "Tem certeza ? (S/N) $" };

char *p, *pc, *endfcb, a, cont, somat;
int dma, *pont, num;

testchar()
{
    /* Esta rotina le um caracter da linha de entrada teclada
    pelo usuario, e verifica se o caracter e':
        Separador -> retorna flag 0;
        valido -> retorna flag 1;
        * -> retorna flag 2;
        ? -> retorna flag 3;
        : -> retorna flag 4;
        . -> retorna flag 5;
    */

    if ((*p == 13) || (*p == '=') || (*p == ' '))
        return (0);

    if (((*p >= 65) && (*p <= 90)) ||
        ((*p >= 49) && (*p <= 57))) /* Caracter valido */
        return (1);
}
```

```

if (*p == '*')    return (2);

if (*p == '?')    return (3);

if (*p == ':')
    return (4);

if (*p == '.')
    return (5);

return (0);    /* caracter nao valido para nome de arquivo */
}

nomarq()
{    /* Esta rotina utiliza-se da tecnica de maquina de estado
    finito para colocar o nome do arquivo (apontado por "p")
    que esta na linha de entrada teclada pelo usuario, no FCB
    cujo endereco e' indicado pela variavel "endfcb".
        Retorna:
            0 - Nome de arquivo indicado inteiramente
            1 - Nome indicado de maneira ambigua (com '*'
                ou '?')
            2 - Nome indicado de maneira errada
    */

static char c;
static int i, j, flag;

*endfcb=0;    /* Driver default */
pc=endfcb+1;
flag=0;    /* Nao ha' asteriscos no nome do arquivo */
for (i=0; i<11; ++i) *pc++=' '; /* Preenche o nome com brancos */
pc=endfcb+1;

cont=0;
while (*p == ' ') ++p; /* Ignora os brancos do inicio da linha */
c=testchar();    /* Estado=1 - Pega o primeiro caracter */
switch (c) {
    case 0: /* Caracter separador */
        goto fim;
    case 1: /* Caracter Valido */
        goto s3;
    case 2: /* Caracter '*' */
        flag=1;
        goto s2;
    case 3: /* Caracter '?' */
        goto s4;
    case 4:
    case 5: /* Caracter ':', '.', '.' */
        goto erro;
}    /* fim do switch */

s2: /* Preenche o resto do campo com '?' */
for (; cont<8; cont++) *pc++='?';
++p;
c=testchar();
if (c == 0) goto fim;

```



```

if (c == 5) goto s7;
else
    goto erro;

s3: /* 0 caracter lido era valido */
    *pc++=*p++;
    ++cont;
    c=testchar(); /* Testa o proximo caracter */
    switch (c) {
        case 0: /* Separador */
            goto fim;
        case 1: /* Valido */
            goto s4;
        case 2: /* '*' */
            for (; cont<8; cont++) *pc++='?';
            flag=1; /* Ha asteriscos no nome do arquivo */
            goto s2;
        case 3: /* '?' */
            goto s4;
        case 4: /* ':' */
            goto s6;
        case 5: /* '.' */
            goto s7;
    }

s4: *pc++=*p++;
    ++cont;
    c=testchar();
    if (cont == 8) {
        while ((c!=5) && (c!=0)) { /* Ignora os caract. restantes */
            ++p;
            c=testchar(); }
        if (c == 0) goto s8;
        else goto s7;
    }
    switch (c) {
        case 0: /* Separador */
            goto s8;
        case 1: /* Valido */
            goto s4;
        case 2: /* '*' */
            flag=1;
            goto s2;
        case 3: /* '?' */
            goto s4;
        case 4: /* ':' */
            goto erro;
        case 5: /* '.' */
            goto s7;
    }

s6: cont=0;
    *endfcb=*(--pc)-64; /* Especificacao do driver */
    *pc=' ';
    ++p;
    c=testchar();
    if (c==0) /* Separador */
        goto fim;
    if ((c==4) || (c==5)) /* ':' ou '.' */

```

```

    goto erro;
if ((c==1) || (c==3)) /* Valido ou '?' */
    goto s4;
if (c==2) { /* '*' */
    flag=1;
    goto s2;
}

s7: pc=pc+8-cont; /* Analise da extensao do arquivo */
cont=0;
++p;
c=testchar();
if (c==0) /* Separador */
    goto fim;
if ((c==1) || (c==3)) /* Valido ou '?' */
    goto s9;
if (c==2) { /* '*' */
    for (j=cont; j<3; ++j) *pc++='?';
    flag=1;
    goto fim;
}
if ((c==4) || (c==5)) /* ':' ou '.' */
    goto erro;

s8: goto fim;

s9: *pc++=*p++;
++cont;
c=testchar();
if (cont == 3) {
    while (c!=0) { ++p; /* Ignora os carct. restantes */
                  c=testchar(); }
    goto fim; }

if (c==0) /* Separador */
    goto fim;
if ((c==1) || (c==3)) goto s9; /* Valido ou '?' */
if (c==2) { /* '*' */
    for (j=cont; j<=3; ++j) *pc++='?';
    flag=1;
    goto fim;
}
if ((c==4) || (c==5)) /* ':' ou '.' */
    goto erro;

}

erro: /* */
    *++p='?';
    *++p='$';
    bdosa(2,10); bdosa(2,13);
    bdosa(9,0x80); /* Escreve a linha teclada pelo usuario */
    flag=2; /* Deu erro */

fim: /* */
    return (flag);
}

```

```

main()
{ /* Esta rotina executa os comandos do CCP */

static char achou, *aux;
static int i, j;

/***** Início do CCP *****/
/* Escreve "dr<" */
pc=4;
bdosa(14,(*pc&0x0F)); /* SELECT DISK */
pc=12; bdosa(50, *pc); /* Set User Code */
pc=13; bdosa(51, *pc); /* Set Login Code */
pc=14; bdosa(52, *pc); /* Set Protect Code */

inic:
bdosa(2,10); /* Line Feed */
bdosa(2,13); /* Carriage Return */
pc=4;
bdosa(2,((*pc&0x0F)+'A')); /* Escreve o driver corrente */
bdosa(2,'<'); /* '<' indica CCP-LIE */

/* Armazenar a linha de entrada */

p=0xFF; *p=0;
p=0x80; /* Endereço de onde será armazenado o buffer de ent. */
*p=0x7F; /* Número máximo de caracteres de entrada aceitos */
bdosa(10,0x80); /* READ CONSOLE BUFFER */
j=*(p+1);
p+=2;
if (j == 0) /*D BDDS ignora o Return */
goto inic; /* E' <CR> */

for (i=0; i<j; ++i) { /* transforma para maiúsculas */
*p=*p>96 ? *p-32:*p;
++p;
}
*p=13; /* Termina a linha de entrada */
p=0x82;
endfcb=0x5C;
for (i=0; i<36; ++i) *endfcb++=0;

/* Analisar a linha de entrada */
achou=7;
while (*p == ' ') ++p; /* Ignora os brancos iniciais da linha */
for (i=0; i<7; ++i) {
aux=p;
pc=comandos[i];
while ((*pc != ' ') && (*aux == *pc)) {
++aux;
++pc;
}
if (*pc == ' ') { achou=i; break; }
}

switch (achou) {

```

```

case 0: /* Comando USER */
    while (*p == ' ') ++p;
    num=0;
    while ((*p >= '0') && (*p <= '9'))
        num=num*10+((*p++)-48);
    if ((num<=15) && (num>=0)) {
        bdosa(32,num);
        p=4;
        *p=(*p&0x0F)|(num<<4);
    }
    else {
        bdosa(2,10); bdosa(2,13);
        bdosa(9, mensag2[4]);
    }
    break;

case 1: /* Comando TYPE */
    endfcb=0x5C;
    i=nomarq();
    *(endfcb+12)=0;

    if (i != 0) { /* Escreve que o arquivo nao esta espe-
                    cificado corretamente e sai */
        bdosa(2,10); bdosa(2,13);
        bdosa(9,mensag2[3]);
        goto inic; }

    if (bdosa(15,endfcb) > 3) { /* Nao conseguiu abrir o
                                arquivo e sai */
        bdosa(2,10); bdosa(2,13);
        bdosa(9,mensag2[0]);
        goto inic; }

    bdosa(26,0x80); /* Estabelece o endereco de DMA */
    bdosa(2,10);
    bdosa(2,13); /* Acerta a primeira linha para saida */
    a=bdosa(20,endfcb); /* Le o primeiro registro do
                        arquivo */
    while (a == 0) {
        pc=0x80;
        for (i=0; i<128; ++i)
            if (*pc != 26) /* Nao e' ^Z */
                bdosa(2,*pc++);
            else {
                a=1;
                break;
            }
        if (a == 0) a=bdosa(20,endfcb);
    }
    break;

case 2: /* Comando REN */
    endfcb=0x6C; /* Endereco da area de FCB */
    i=nomarq();
    *(endfcb+12)=0;
    if (i != 0) { /* Arquivo nao especificado corretamente
                    */
        bdosa(2,10); bdosa(2,13);
    }

```

```

        bdosa(9,mensag2[3]);
        goto inic; }

while (*p != '=') ++p;
++p;
endfcb-=16;
i=nomarq();
*(endfcb+12)=0;
if (i != 0) { /* Arquivo nao especificado corretamente
                */
        bdosa(2,10); bdosa(2,13);
        bdosa(9,mensag2[3]);
        goto inic; }
bdosa (23, 0x5C); /* RENAME FILE */
break;

case 3: /* Comando ERA */
case 4: /* Comando DEL */
        endfcb=0x5C; /* Endereco da area de FCB */
        i=nomarq();
        if ((i==1 && achou==3) || (i==2)) { /* Arquivo nao es */
                bdosa(2,10); bdosa(2,13); /* esp. corretamente. */
                bdosa(9,mensag2[3]);
                goto inic; }
        /* Antes de deletar o arquivo testa se ele existe */
        if (i!=0) { /* se o nome for ambiguo, confirmar */
                bdosa (9, mensag2[7]);
                a=bdosa(1,0);
                if (a!= 'S' && a!='s') goto inic;
        }
        if (bdosa(19,endfcb) == 0xFF) {
                bdosa (9,mensag2[0]);
                goto inic;};
        break;

case 5: /* Comando SAVE */
        while (*p == ' ') ++p;
        cont=1;
        num=0;
        while ((*p >= '0') && (*p <= '9'))
                num=num*10+((*p++)-48);
        num=num << 1; /* num e o tamanho do bloco de 256
                        bytes */

        /* Gravando o arquivo no disco a partir da posicao 100h
        */
        dma=0x100;
        endfcb=0x5C; /* Endereco da area de FCB */
        if (nomarq() != 0) { /* Arquivo nao especificado
                                corretamente */
                bdosa(2,10); bdosa(2,13);
                bdosa(9,mensag2[3]);
                goto inic; }
        else {
                bdosa(19,endfcb);
                a=bdosa(22,endfcb);

```

```

        if (a > 3) {          /* Criar o arquivo */
            bdosa(2,10); bdosa(2,13);
            bdosa(9,mensag2[5]); /* Diretorio cheio */
            goto inic;
        }
        for (i=0; i<num; ++i) {
            bdosa(26,dma);      /* SET DMA ADDRESS */
            bdosa(21,endfcb); /* WRITE SEQUENCIAL */
            dma+=128;           /* Prepara para o proximo
                                registro */
        }
        bdosa(16,endfcb);      /* Fechar o arquivo */
    }
    break;

case 6: /* Comando DIR */
    endfcb=0x5C;
    if (nomarq()== 2)
        goto inic; /* deu erro */
    if (*(endfcb+1) == ' ')
        for (i=1; i<12; ++i)
            *(endfcb+i)='?';
    dma=0x80;
    bdosa(26,dma); /* SET DMA ADDRESS */
    a=bdosa(17,endfcb); /* Chama SEARCH FOR FIRST */
    if (a>3) {
        bdosa(2,10); bdosa(2,13);
        bdosa(9,mensag2[6]); /* Diretorio Vazio */
        goto inic;
    }

    if (*endfcb == 0) endfcb=4;
    else *endfcb=*endfcb-1;
    bdosa(2,10); bdosa(2,13);
    bdosa(2, ((*endfcb&0x0F)+'A')); /* Escreve o driver
                                    */

    cont=0;
    /** Escreve o diretorio **/
    while (a <=3) {
        ++cont;
        bdosa(2,':'); bdosa(2,' '); /* Escreve ': ' */
        pc=0x81+(32*a);
        *(pc+0x0B)='$'; /* termina o nome do arquivo */
        bdosa(9,pc); /* Escreve o nome do arquivo */
        if (cont == 4) {
            bdosa(2,10); bdosa(2,13); /* Lf e Cr */
            cont=0;
            bdosa(2, ((*endfcb&0x0F)+'A')); /* Escreve o
                                            driver */
        }
        a=bdosa(18,endfcb); /* Chama SEARCH FOR NEXT */
    }
    break;

case 7: /* Comando INEXISTENTE */
    /* Verificar se e' especificacao de alteracao de
       driver */
    p=0x83;

```

```

if (*p==';' && *(p-2)==2) {
    p--;
    if (*p>='A' && *p<='P') {
        pc=4;
        *pc=*p-65;
        bdosa(14,*pc);
    }
    else
        bdosa(9,mensag2[1]);
    goto inic;
}

/* Verificar se e nome de programa */
endfcb=0x5C;
p=0x82;
i=nomarq();
if (i !=0) { /* Comando especificado incorretamente */
    *++p=' ';
    *++p='$';
    bdosa(2,10); bdosa(2,13);
    bdosa(9,0x80);
    goto inic;
}
pc=0x65;
if (*pc != ' ') { /* Nao reconhece o arquivo */
    *++p=' ';
    *++p='$';
    bdosa(2,10); bdosa(2,13);
    bdosa(9,0x80);
    goto inic;
}
*pc++='C';
*pc++='D';
*pc++='M';

endfcb=0x5C; /* Endereco da area de FCB */
if (bdosa(15,endfcb) == 0xFF) /* Comando inexistente */
    { bdosa(2,10); bdosa(2,13);
      bdosa(9,mensag2[2]);
      goto inic; }
/* Ler o arquivo do disco,
   armazenado-o a partir da posicao 100h */
dma=0x100;
bdosa(26,dma); /* SET DMA ADDRESS */
a=bdosa(20,endfcb); /* READ SEQUENCIAL */
while (a == 0) { /* Ainda ha' registro para ler */
    dma+=128; /* Prepara para o proximo registro */
    bdosa(26,dma);
    a=bdosa(20,endfcb);
}
endfcb=0x5C; /* Preparar a area de FCB default */
nomarq();
endfcb=0x6C; /* Preparar a area de FCB secundario */
nomarq();

```

#asm

```

CALL 0100H          ; Executar o programa carregado
#endasm

break;
} /* Fim do CASE */
goto inic;
}

```

```

#asm
CSEG
bdosa_: LXI    H,2      ; Ignora o endereco de retorno
        DAD    SP
        MOV    C,M      ; RC<= primeiro parametro da rotina
        INX    H
        MOV    B, M     ; RB<= High Byte do 1º parametro
        INX    H
        MOV    E, M     ; I
        INX    H        ; > DE <= segundo parametro da rotina
        MOV    D, M     ; I
        CALL   0005      ; Chama BDOS
        MVI    H,0
        MOV    L,A      ; L e A retorna o valor em byte
        ORA    A
        RET

```

```

bdoshl_:
        LXI    H,2      ; Ignora o endereco de retorno
        DAD    SP
        MOV    C,M      ; RC<= primeiro parametro da rotina
        INX    H
        MOV    B, M     ; RB<= High Byte do 1º parametro
        INX    H
        MOV    E, M     ; I
        INX    H        ; > DE <= segundo parametro da rotina
        MOV    D, M     ; I
        CALL   0005      ; Chama BDOS
        MOV    A,L      ; HL retorna o valor inteiro
        ORA    A        ; A retorna o valor byte
        RET

```

```

#endasm

```


A P E N D I C E 3

LISTAGEM DA IMPLEMENTAÇÃO DO COMANDO LOGIN

Este programa foi escrito em Linguagem "C", como um programa de aplicação comum, com a diferença que esse programa usa as novas funções do Sistema Operacional.

```
#asm
    CSEG
bdosa_: LXI    H,2      ; Ignora o endereço de retorno
        DAD    SP
        MOV    C,M      ; RC<= primeiro parametro da rotina
        INX    H
        MOV    B, M      ; RB<= High Byte do 1º parametro
        INX    H
        MOV    E, M      ; I
        INX    H      ; DE <= segundo parametro da rotina
        MOV    D, M      ; I
        CALL   0005      ; Chama BDOS
        MVI    H,0
        MOV    L,A      ; L e A retorna o valor em byte
        ORA    A
        RET

#endasm

/*****
/*
/* Programa que executa a chamada do comando "LOGIN", para */
/* protecao de usuarios em areas diferenciadas. */
/*
*****/

main()
{
    static char *pc, i, j, flag, k;
    static char user, nome[16], chave[15],
        nomarq[35]="?TABUSER %s\n";
    static struct reguser1 { char unome[16],
        uchave[15],
        ucode; } reguser[4];

    user=bdosa(50,0xFF);
```

```

bdosa(50,0xE0);          /* Estabelece que a area e de diretorio */

nomarq[0]=0;             /* Esta no driver default */
i=bdosa(15,&nomarq);
if (i<4) {
    printf ("Entre com o nome de usuario:");
    scanf("%s",&nome);
    printf("Palavra-chave ?");
    pc=&chave;
    i=0;
    while ( i!= 13) {
        while (i=bdosa(6,0xFF) == 0);
        *pc++=i;
    }
    *pc=0;
    for (i=0; i<52; ++i) {
        bdosa(20,&nomarq);          /* Le um registro do arquivo no
                                     disco */
        for (j=0; j<4; ++j) {
            flag=0;
            k=0;
            if (reguser[j].ucode == 0xE5) continue; /* procura no
                                                         prox. 32
                                                         bytes */

            while (nome[k] != 0) {
                if (nome[k] != reguser[j].unome[k]) {
                    flag=1;          /* Nao achou */
                    break;
                }
                else
                    ++k;
            }
            if (reguser[j].unome[k] != ' ') continue; /* fim do
                                                         for j
                                                         */

            if (flag) continue;

            /* Achou o nome, conferir o password */
            flag=0;
            k=0;
            while (chave[k] != 0) {
                if (chave[k] != reguser[j].uchave[k]) {
                    flag=1;          /* Nao achou */
                    break;
                }
                else
                    ++k;
            }
            if (flag) continue;
            if (reguser[j].uchave[k] != ' ') continue;

            /* O nome conferiu com o password */
            bdosa(50,reguser[j].ucode);
            goto fim;
        } /* Fim do for j */
    } /* Fim do for i */
}
}

```

```
else {  
    printf ("Estrutura de usuario nao inicializada\n");  
    bdosa(50,user);  
}  
fim:    ;  
}
```

APENDICE 4

IMPLEMENTAÇÃO DO COMANDO ACNT

Este programa foi escrito em Linguagem "C", como um programa de aplicação comum, com a diferença que esse programa usa as novas funções do Sistema Operacional para a criação e acesso ao Arquivo de Usuários, mantido na área especial 224 (0E0H).

O Arquivo de usuários consiste em 208 registros de 32 palavras, alocados desde a criação do arquivo. Cada registro contém os seguintes campos:

Nome (15 Bytes) - contém o nome do usuário;

Palavra-Chave (15 Bytes) - Contém o código de identificação do usuário;

Proteção (1 Byte) - contém a palavra de proteção padrão da área;

Número da Área (1 Byte) - contém o número da área associada ao usuário.

O número 229 (0E5H) associado ao número da área indica que o registro correspondente do Arquivo de Usuários não está sendo usado para armazenar nenhum usuário.

Quando um novo usuário é incluído no Arquivo de Usuários, lhe é atribuído um conjunto de proteções padrão com que

os arquivos criados em sua área são inicializados. Esse conjunto de proteções é especificado em um único Byte, onde cada bit é atribuído a uma forma de proteção possível.

O significado de cada bit nessa palavra é o seguinte:

Bit 0 - Obrigatoriamente 0

Bit 1 - Usuário Externo Lê

Bit 2 - Usuário Externo Escreve

Bit 3 - Usuário Dono Lê

Bit 4 - Usuário Dono Apaga

Bit 5 - Usuário Dono Escreve

Bit 6 - Arquivo do Sistema

Bit 7 - Usuário Externo Executa

Note-se que um bit ligado (=1) indica que a operação correspondente está proibida. O Bit 6 corresponde à operação já existente no CP/M de indicar que o nome do arquivo não deve ser listado em um comando DIR.

LISTAGEM DO COMANDO ACNI

H a S M

```

CSEG
bdosa_: LXI    H,2      ; Ignora o endereco de retorno
      DAD     SP
      MOV     C,M      ; RC<= primeiro parametro da rotina
      INX     H
      MOV     B,M      ; RB<= High Byte do 1º parametro
      INX     H
      MOV     E,M      ; I
      INX     H        ; > DE <= segundo parametro da rotina
      MOV     D,M      ; I
      CALL    0005      ; Chama BDOS
      MVI     H,0
      MOV     L,A      ; L e A retorna o valor em byte
      ORA     A
      RET

```

#endasm

main()

```
/* Este programa faz a criacao ou atualizacao da tabela de
   usuarios das areas do sistema CP/M-LIE..
```

* /

```
{
static char flag, user, E5[128], op[10], nome[16], chave[15];
static char nomarq[35]=
    "?TABUSER   \0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0\0";
static int i, j, k;
static struct reguser1
    { char unome[15], uchave[15], uprotec, ucode; }
    reguser[4];
```

```

user=bdosa (50, 0xFF);          /* Verificar e salvar a area
                                corrente. */
bdosa (50, 0xE0);              /* Indicar a area do arquivo de
                                usuarios.*/
nomarq[0]=0;                   /* FCB indica o disco default
                                */
i=bdosa (15, &nomarq);         /* Abrir o arquivo de usuarios.
                                */
if (i>4) {                      /* Verificar: se ele nao existe entao... */
    bdosa (52, 0xD6);          /* Indicar a protecao a ser usada */
    bdosa (22, &nomarq);       /* para criar o arquivo de usuarios. */
    for (i=0; i<128; ++i) E5[i]=0xE5; /* Prepara um registro
                                        so de E5.*/
    for (i=0; i<52; ++i) bdosa(21,&E5); /* Cria espaco para 208
                                        usuarios.*/
    bdosa (16, &nomarq);        /* Fecha o arquivo para por
                                no disco.*/
    bdosa (15, &nomarq);        /* Abre o arquivo novamente.
                                */
}

```

```

op[0]=0;
while (op[0]!='F') { /* Atender a todos os pedidos do usuario.*/
    printf ("Operacao ? (Retira, Cria, Lista, Fim) ");
    scanf ("%s", &op); /* Receber um dos comandos do
                        usuario. */
    op[0]=toupper(op[0]);

    if (op[0]=='L') { /* --- Comando LISTA --- */
        flag=1;
        for (i=0; i<52; ++i) {
            bdosa (20, &nomarq); /* Le um registro com 4
                                usuarios.*/
            for (j=0; j<4; j++) { /* Para cada usuario que
                                existe*/
                if (reguser[j].ucode == 0xE5) continue;
                printf ("Nome = %15s Password = %15s %9b %5d\n",
                    reguser[j].unome, reguser[j].ucode,
                    reguser[j].uchave,
                    reguser[j].ucode );
                flag=0;
            }
        }
        if (flag) printf ("*** Arquivo de Usuarios vazio.\n");
        /* Fim do comando LISTA. */

    if (op[0]=='C' || op[0]=='R') {
        printf (" Nome do Usuario: ");
        scanf ("%s", &nome);
        printf (" Palavra-Chave: ");
        scanf ("%s", &chave);

        if (op[0]=='C') { /* --- Comando CRIA ---*/
            for (i=0; i<52; ++i) {
                bdosa (20, &nomarq); /* Le um registro com 4
                                usuarios.*/
                for (j=0; j<4; j++) { /* Procurar um espaco
                                livre. */
                    if (reguser[j].ucode == 0xE5) { /* Achou. */
                        i=0; /* Achou. */
                        while (nome[i]!=0) { /* Copiar o nome no
                                registro.*/
                            reguser[j].unome[i]=nome[i];
                            ++i;
                        }
                        while(chave[i]!=0) { /* Copiar a chave no
                                registro.*/
                            reguser[j].uchave[i]=chave[i];
                            ++i;
                        }
                        printf (" Protecao inicial dos arquivos:
                                (HEXA) ");
                        scanf ("%h", &reguser[j].uprotec);
                        reguser[j].ucode=i*4+j+16;
                        goto grava;
                    } /* Fim da insercao do usuario.*/
                } /* Ve proximo espaco do registro.*/
            } /* Proximo Registro */
            printf ("*** Nao tem mais espaco para outro usuario.\n");

```

```

    } /* Fim do comando CRIA. */

if (op[0]=='R') { /* --- Comando RETIRA --- */
    for (i=0; i<52; ++i) {
        bdosa(20,&nomarq); /* Le um registro com 4
                           usuarios. */
        for (j=0; j<4; ++j) {
            flag=0;
            k=0; /* Procurar nos lugares
                  ocupados.*/
            if (reguser[j].ucode == 0xE5) continue;
            while (nome[k] != 0) { /* Confere o nome.*/
                if (nome[k] != reguser[j].unome[k]) {
                    flag=1; /* Nao achou. */
                    break;
                }
                else
                    ++k;
            }
            if (flag || reguser[j].unome[k] != ' ')
                continue; /* Ainda nao achou o nome.*/
            flag=0; /* Achou o nome. */
            k=0;
            while (chave[k] != 0) { /* Confere o
                                    Password.
                                    */
                if (chave[k] != reguser[j].uchave[k]) {
                    flag=1; /* Nao achou. */
                    break;
                }
                else
                    ++k;
            }
            if (flag || (reguser[j].uchave[k] != ' '))
                continue; /* O Password nao bate. */
            reguser[j].ucode=0xE5; /* Achou nome e
                                    password.*/
            goto grava;
        } /* Ve proximo espaco do registro.*/
    } /* Proximo Registro */
    printf ("*** Usuario nao encontrado",
            " com essa Palavra-Chave.\n");
} /* Fim do comando RETIRA. */

grava: bdosa (21, &nomarq); /* Grava o registro alterado. */
    } /* Fim dos comandos Cria e Retira. */
} /* Fim da execucao de um comando. Existe outro ? */
bdosa (16, &nomarq); /* Fecha o arquivo de usuarios. */
bdosa (50, user); /* Restaura a area do usuario corrente. */
}

```


BIBLIOGRAFIA

- [AS-85] Ashdown, I. E. - "Archiving Files with CP/M-80 and CP/M-86", Dr. Dobb's Journal, January 85, M & T Publishing, Inc., pp. 36-60.
- [BA-84] Banzhof, W. C. - "A Controller/Cache Combination Boost System Performance", Computer Technology Review, Fall 84, pp. 119-125.
- [BL-84] Blum, R. - "CP/M Exchange" - Dr. Dobb's Journal, December 84, M & T Publishing, Inc., pp. 20-23.
- [BR_83] Brown, D. K.; Strutynski, K.; Wharton, J. H. - "Tweaking More Performance from an Operating System", Computer Design, May 83, pp. 193-204.
- [CR_81] - "Cromemco CDOS Instruction Manual", Cromemco, Inc., June 81.
- [DI_79a] - "CP/M 2 Interface Guide", Digital Research, 1979.
- [DI_79b] - "CP/M 2 Alteration Guide", Digital Research, 1979.
- [EN_78] Enslow Jr., P. H. - "What is a 'Distributed' Data Processing System ?", IEEE Computer, Vol. 11, Nro. 1,

January 78, pp. 13-21.

[FA_83] Fathi, E. T.; Krieger, M. - "Multiple Microprocessor Systems: What, Why, and When", IEEE Computer, Vol. 16, Nro. 3, March 83, pp. 23-32.

[FU_85] Fuchs, D. R.; Knuth, D. E.- "Optimal Preparing and Font Caching", ACM Trans. on Programming Languages and Systems, Vol. 7, Nro. 1, January 85, pp. 62-79.

[GR_85] Grossman, C. P. - "Cache-DASD Storage Design for Improving System Performance", IBM Systems Journal, Vol. 24, Nro. 3/4, 1985, pp. 316-334.

[GU_80] Guimarães, C. C. - "Princípios de Sistemas Operacionais", Editora Campus, Ltda, 1980.

[GY_86] Gray, J. N. - "An Approach to Decentralized Computer Systems", IEEE Trans. on Software Engineering, Vol. SE-12, Nro. 6, June 86, pp. 684-692.

[KR_85] Krajewski, R. - "Multiprocessing: an Overview", Byte, May 85, pp. 171-181.

[MA_83] Marshall, T. G.; Attikiouzel, J. A. - "Floppy Disk Data Transfer Techniques", IEEE Micro, Vol. 3, Nro. 6, December 1983, pp. 17-23.

[MU_86] Mullender, S. J.; Tanenbaum, A. S. - "The Design of a

Capability-Based Distributed Operating System", The Computer Journal, Vol. 29, Nro. 4, 86, pp. 289-299.

[PA_82] Patel, J. H. - "Analysis of Multiprocessors with Private Cache Memories" - IEEE Trans. on Computers, Vol. C-31, Nro. 4, April 82.

[PT_86] Patnaik, L. M.; Sundaraman, K. - "Performance Evaluation of a Distributed Concurrency Control Algorithm", Comput. & Elect. Engng, Vol. 12, Nro. 1/2., 1986, pp. 73-88.

[RE_84] Reinhart, J.; Serrano, C. - "High-Speed Components and a Cache Memory Lower Access Times", Computer Technology Review, Winter 84, pp. 37-43.

[RI_78a] Ritchie, D. M.; Thompson, K. - "The UNIX Time Sharing System", The Bell System Technical Journal, Vol. 57, Nro. 6, July-August 78.

[RI_78b] Ritchie, D. M. - "UNIX Time-Sharing System: a Retrospective", The Bell System Technical Journal, Vol. 57, Nro. 6, July-August 78.

[RX_79a] - "RSX-11M/M-Plus, MCR Operations Manual", Digital Equipment Corporation, May 79.

[RX_79b] - "IAS/RSX-11 I/O Operations Reference Manual", Digital Equipment Corporation, May 79.

- [SH_74] Shaw, A. C. - "The Logical Design of Operating systems", Prentice-Hall, Inc., 1974.
- [SM_82] Smith, A. J. - "Cache Memories" - ACM Computing Surveys, Vol. 14, Nro. 3, September 82, pp. 473-529.
- [TA_85] Tanenbaum, A. S.; Van Renesse, R. - "Distributed Operating Systems", ACM Computing Surveys, Vol. 17, Nro. 4, December 85, pp. 419-470.
- [TE_82] Terry, C. - "The CP/M Connection", Parts 1-4, in Programmer's Guide to CP/M - Edited by Sol Libes, Microsystems Press, 1982, pp. 40-58.
- [TH_78] Thompson, K. - "UNIX Implementation" The Bell System Technical Journal, Vol. 57, Nro. 6, July-August 78.
- [TR_86] Traina Jr., C. - "Máquina e Modelo de Dados Dedicados para Aplicações de Engenharia", Tese apresentada ao Instituto de Física e Química de São Carlos para obtenção do Título de Doutor, Dezembro 1986.
- [YE_83] Yeh, P. C.; Patel, J. H.; Davidson, E. S. - "Shared Cache for Multiple-Stream Computer Systems" - IEEE Transactions on Computer, Vol. C-32, Nro. 1, January 83, pp. 38-47.
- [YN_85] Yen, W. C.; Yen, D. W. L.; Fu, K-S - "Data Coherence Problems in a Multicache System" - IEEE Transactions on

Computer, Vol. C-34, Nro: 1, January 85, pp. 56-65.

[YG_85] Young, M. S. - "Controllers Wring Peak Performance out of Disk Drives", Computer Design, May 85.

[YO_72] Yourdan, E. - "Design of On-Line Computer Systems" - Prentice-Hall, Inc. 72.

[ZU_76] Zuffo, J. A. - "Sistemas Eletrônicos Digitais - Organização Interna e Projeto", Vol. 2, Editora Edgard Blöcher Ltda., 76.