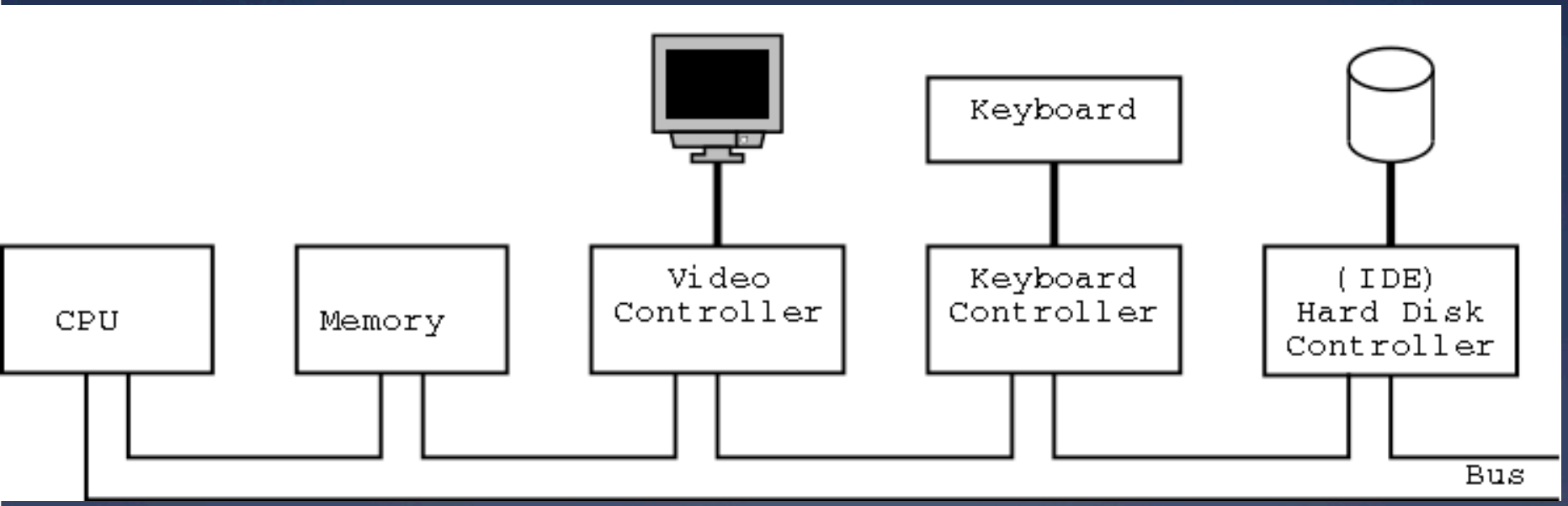
Sistemas Operacionais

Prof. Alan Durham

Um pouco de história

Arquitetura de um Computador (simplificada)



* Obs: atualmente barramentos separados para memória e video

Fonte:http://cs.nyu.edu/courses/spring13/CSCI-UA.0202-001/class-notes.html

Alguns conceitos importantes

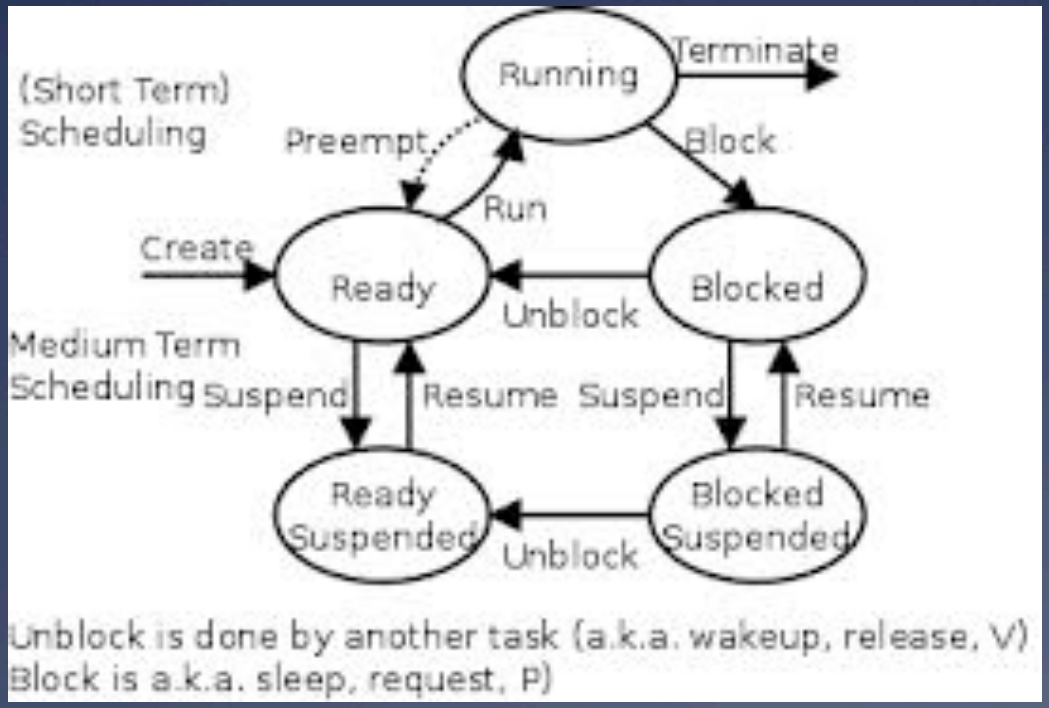
* Barramento
  * Trilhas comunicando um ou mais dispositivos, apenas uma mensagem de cada vez, todos recebem mensagem
* Processador
  * Program counter, pilha, PSW (prog. Status word), modo ususario e privilegiado, multicore, singlecore.
  * Trap (interrupção) – sinal eletrônico que faz processador entrar em modo privilegiado e muda programa para endereço pré-especificado
* Memória
  * Proteção e troca de contexto: memória virtual, código relocavel

Alguns conceitos importantes

- Discos
  - Prato, superfície, cilindros, trilhas, setores, cabeças, tempo de busca, latencia de rotação, taxa de transferência
- Outros dispositivos de E/S (I/O):
  - Discos, vídeo, teclado, mouse, interfaces de rede, tec.
  - CPU não se comunica com dispositivo (em geral analógico), mas com circuito digital de controle (controlador)
  - Controlador conecato ao barramento, alguns registradores mapedos na CPU
  - Cada controlador tem associado um "device driver"
  - Quando CPU sabe que acabou? -> busy waiting ou interrupção.

Processos

- Um programa sendo executado
- Linha de processamento, registradores (pilha, etc.) estado da memória
- 5 estados possíveis: rodando, pronto, bloqueado, suspenso (bloqueado e pronto)



fonte:http://nyc

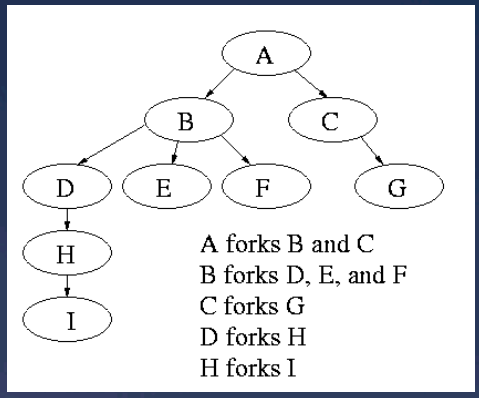
Multiprogramação

- Multiprogramação:
  - CPU deve ser otimizada em relação a execução
  - pseudo paralelismo na CPU
  - Paralelismo real nos periféricos
  - NÃO é Tempo Real
  - Threads (processos leves): linha de processamento distinta, contexo de registradores), mesmo estado de memória
- Tabela de processos
- Processos não podem assumir nada em relação a tempo real

Minix?

- Anos 80: AT&T fecha código do sistema Unix (S7) e proíbe seu ensino em universidades
- Dificuldade de construção de SO leva muitos cursos a ser tornarem apenas teóricos ou a propor apenas pequenas simulaçõess
  - Apenas algoritmos, sem compreensão da complexidade da construção de um SO.
- A Tanembaum se propõe a construir Minix:
  - Compatível com vers˜so 7 do Unix (mesmas chamadas de sistema
  - Escrito para ser lido, facil modificiação:
    - Código C
    - farto uso de comentários (original tinha 11.000 linhas de código e 3000 comentários.
    - Fácil modificação
    - Fontes disponíveis
  - SO "de verdade"

Processos (Minix)



*

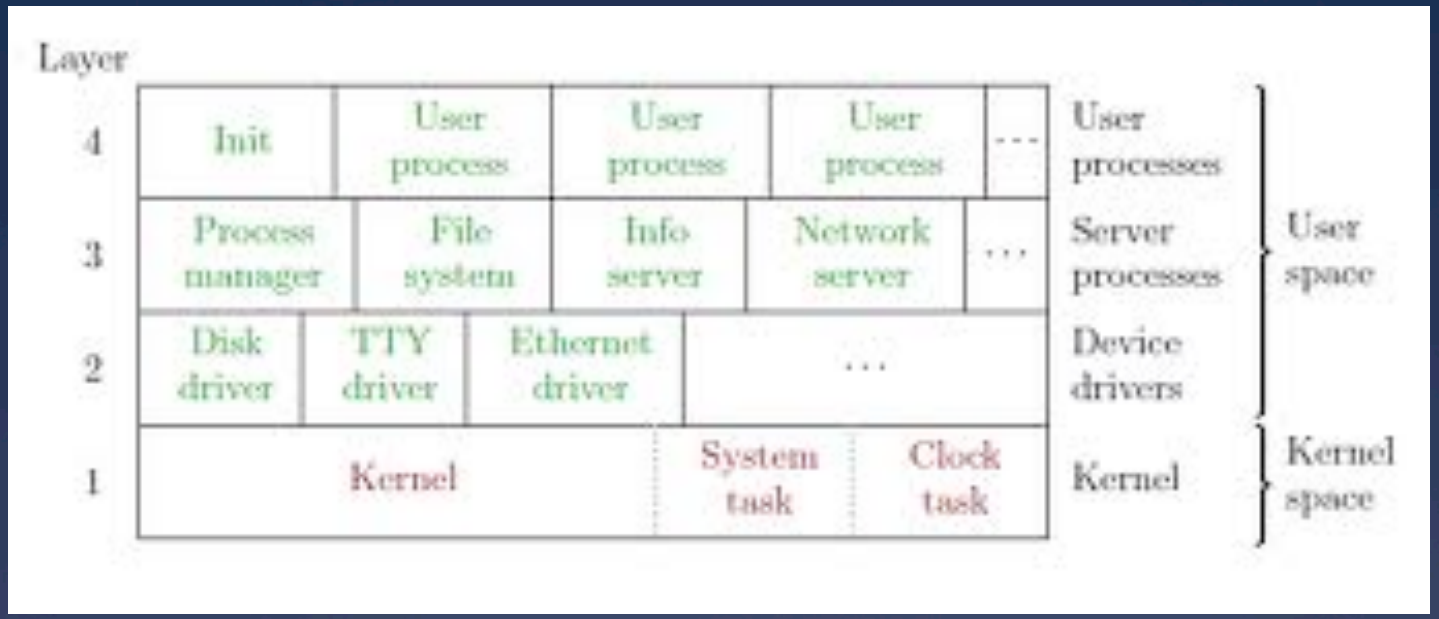
- Processos podem se comunicar
  - Mensagens
  - Arquivos
  - Pipes: ls –l | more
  - Sinais (signal) – espécie de sinal assíncrono que faz com que receptor tenha código desviado para endereço pré-determinado
- Organização hierárquica (Minix/Unix/Linux)
  - Uid
  - Obs: instrução fork cria novo processo, retorno é uid para pai, zero para filho

* Fonte: http://cs.nyu.edu/~gottlieb/courses/1999-00-spring/os/lecture-04.html

Arquivos Minix

- Organização hierárquica
  - Diretório *root*
  - Caminhos absolutos e relativos
- Proteção 9 bits (rwx)
- Arquivo especial:
  - Acesso transparente a I/O
  - Bloco (disco) /caracter (teclado, etc.)
  - Standard input/output: descritores de arquivo 0 e 1.
  - Montar/desmontar: Utilizado para acesso a periféricos de maneira modular
  - Major device number (tipo) minor device number
    - /dev/hda0, /dev/hda1
- Pipes
  - Pseudo arquivo (implementado na memória) conectando dois processos (um escreve outro lê)
- Cat file1 file2 | sort >/dev/lp0

Estrutura do Minix



- 4 camadas: kernel (escalonamento de processos, tempo, tabelas, sistema de mensagems), drivers (abstração dos disponsitivos), estratégias de escalonamento, sistemas de arquivo e comunicação (apresentam "máquina virtual), processos de usuário
- Apenas 1 camada em "espaço de kernel"
- Outros camadas possuem processos sem compartilhamento de memória: comunicação por mensagens
- Comunicação apenas entre camadas adjacentes

Chamadas de Sistema no Minix

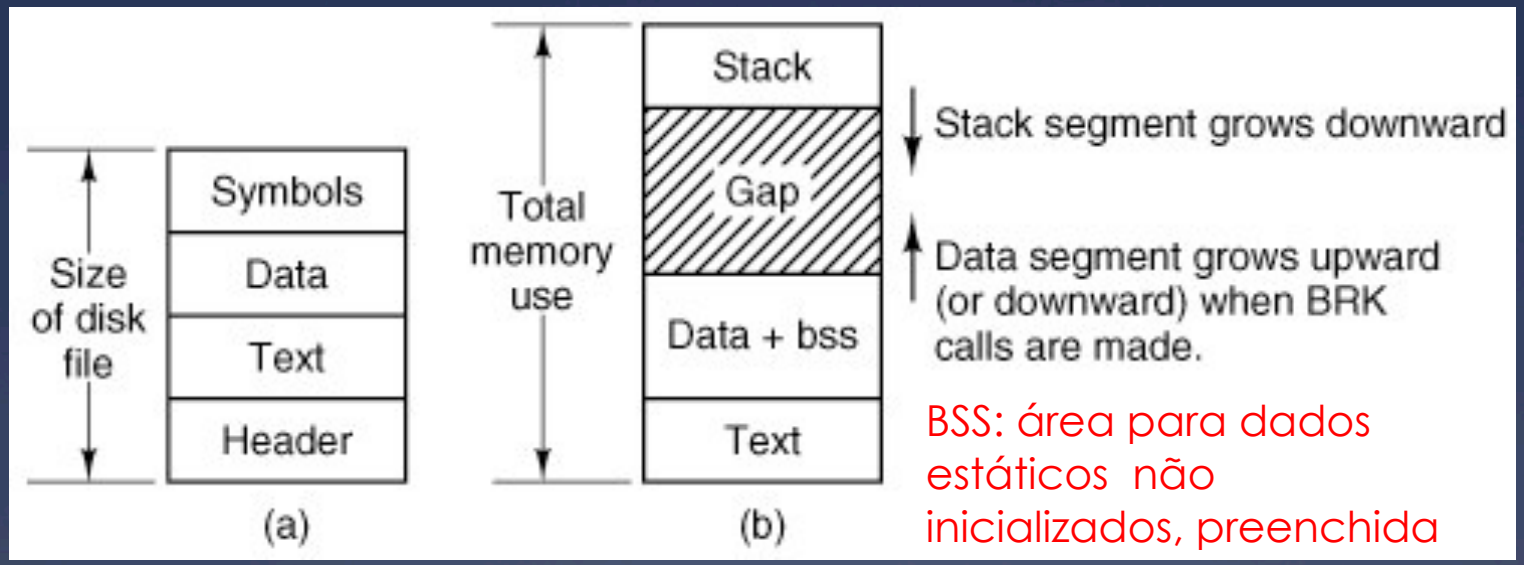
- Biblioteca de chamada de procedimentos em C
- Implementação como mensagem
  - Código da função constrói mensagem e chama primitiva de envio de mensagem
  - Processo fica bloqueado aguardando mensagem de retorno
  - Código de biblioteca recupera mensagem de volta e retorna resultado como retorno de função
- Controle de envio de mensagens impede mensagens entre camadas não adjacentes.

As chamadas de sistema do Minix: administração de processos

- *Fork()* (única maneira de criar novos processos)
  - Duas cópias começam idênticas mas memória separada
  - Chamada volta zero para processo filho e pid para processo pai
- *Wait()*
  - Processo pai aguarada final de execução de um dos filhos
- *Execve(name, argv, envp)*
  - A imagem do processo é substituída pelo conteúdo de um arquivo, passados argumentos e ambiente (que descreve terminal,etc.)
- *Exit()*
  - Termina processo e reotrna parâmetro como código de saida (zero ok)

As chamadas de sistema do Minix: administração de processos

* *BRK()*:
  * Altera tamanho da área de dados pelo parâmetro



Fonte: http://flylib.com/books/en/3.275.1.44/1

* *GETPID()*
  * Retorna o PID do processo

Fonte figura: http://www.os-forum.com/minix/net/general-comment-display.php?commentid=46

As chamadas de sistema do Minix: Sinais

* *SIGNAL(sig, func)*
  * Determina captura de um sinal pela função func
* *KILL(pid, signal)*
  * Manda um sinal a um processo
* *ALARM(seconds)*
  * Agenda um o envio do sinal SIGALARM
* *PAUSE()*
  * Suspende o processo até que este receba o próximo sinal

As chamadas de sistema do Minix: Administração de Arquivos

- *CREAT(name, mode)*
  - Cria um novo arquivo e abre, ou abre e seta tamanho para zero, retorna descritor
- *Mknod(nome, modo, addr)*
  - Cria um i-node regular, especial ou de diretorio, retorna descritor, addr é major e minor deveice number
- *Open(file, how)*
  - Abre um arquivo, retorna descritor
- *Close(fd)*
  - Fecha arquivo aberto

As chamadas de sistema do Minix: Administração de Arquivos

- *Read(fd, buffer, nbytes)*
  - Le dados em um buffer, retorna bytes lidos
- *Write(fd, buffer, nbytes)*
  - Grava dados de um buffer, retorna numero de bytes gravados
- *Lseek(fd, offset, whence)*
  - Muda o ponteiro do arquivo, retorna nova posição, *whence* indica se offset relativo a pos. atual, inicio ou fim.
- *stat(name, &buf), fstat(fd, &buf)*
  - Lê e retorna estado de um arquivo de seu i-node (p. 29)

As chamadas de sistema do Minix: Adminstração de Arquivos

- Dup(df1)
  - Aloca um novo descritor de arquivos para um arquivo aberto.
- *Pipe(&df[0])*
  - Cria um pipe, retorna fd de leitura e escrita no vetor
- *Ioctl(fd, request, argp)*
  - Executa operações em arquivos especiais (em geral terminais)
  - Cooked mode, raw mode, cbreak mode.x (p. 30)

Uma nota em dup

- Usado para redirecionar stdin, stdout
- Criação de descritores (fds) é sempre sequencial a partir do primeiro livre

```
fd = dup(1);
close(1);
 open(name);#a partir de agora arquivo recebe saída
...
close(1);
dup(fd); #novamente stdout vai para terminal.
```

Criando um pipe

```
#define STD_IN 0
#define STD_OUT 1
Pipeline(process1, process2)
Char *process1, * process2; //nomes dos progs
{
    int fd[2];
    pipe(&fd[0]);
    if (fork() != 0){
        /* processo pai, escreve no pipe*/
        close(fd[0]); // um processo nao precisa ler do pipe
         close(STD_OUT);
         dup([fd[1]);  // agora aloquei pipe para STD_OUT
         close(fd[1]);  /nao preciso mais do pipe
          execl(process1, process1, 0);
      }
      else{
         /* processo filho, le do pipe*/
        close(fd[1]); // um processo nao precisa escrever no pipe
         close(STD_IN);
         dup([fd[0]);  // agora aloquei pipe para STD_IN
         close(fd[0]);  /nao preciso mais do pipe
          execl(process2, process2, 0);
      }
```

As chamadas de sistema do Minix: Adminstração de Diretórios e Sistema de arquivos

* *LINK(name1, name2)*
  * Faz a entrada name2 ser o mesmo inode que name1
* *UNLINK(name)*
  * Remove uma entrada do diretorio corrente
* *MOUNT(special, name, rwflag)*
  * Monta um sistema de arquivos
* *UNMOUNT(special)*
  * Desmonta um sistema de arquivos

As chamadas de sistema do Minix: Adminstração de Diretórios e Sistema de arquivos

* *SYNC()*
  * Sincroniza todos os blocos de disco da cache.
* *CHDIR(name)*
  * Muda o diretorio de trabalho
* *CHROOT(dirname)*
  * Muda o diretório raiz (CUIDADO)

As chamadas de sistema do Minix: Proteção

- CHMOD(nome, modo)
  - Muda os bits de proteção do arquivo
- UID = GETUID()
  - Retorna o uid do processo chamador
- GID = GETGID()
  - Retorna o gid do processo chamador
- SETUID(uid)
  - Muda o uid do processo chamador
- SETGID(gid)
  - Muda o gid do processo chamador

As chamadas de sistema do Minix: Proteção

- CHOWN(nome, owneer, group)
  - Muda o dono e o grupo de um arquivo
- UMASK(complmode)
  - Set a mascara usada para os bits de proteção

As chamadas de sistema do Minix: Gerenciamento de Tempo

- TIME(&seconds)
  - Retorna o tempo em segundos desde 1/1/1970
- STIME(tp)
  - Reinicializa o tempo desde 1/1/1970
- UTIME(arquivo, timep)
  - Seta o valor do ultimo acesso do arquivo
- TIMES(bufer)
  - Retorna o tempo de usuario e de sistema

Tabela de Processos

- Armazena dados sobre cada processo necessáriios à sua execução
- Essencial para troca de contexto
- Informações sempre deve estar presentes
- No minix exitem cópias parciais da tabela em nos processos servidores
  - Atualização por mensagens

Tabela de Processos

- Armazena dados sobre cada processo necessáriios à sua execução
- Essencial para troca de contexto
- Informações sempre deve estar presentes
- No minix exitem cópias parciais da tabela em nos processos servidores
  - Atualização por mensagens

Tabelas de processos no Minix

Kernel	Process management	File management
Registers	Ptr to text segment	UMASK mask
Program counter	Ptr to data segment	Root directory
Program status word	Ptr to bss segment	Working directory
Stack pointer	Exit status	File descriptors
Process state	Signal status	Real UID
Current scheduling priority	Process ID	Effective UID
Maximum scheduling priority	Parent process	Real GID
Scheduling ticks left	Process group	Effective GID
Quantum size	Children's CPU time	Controlling TTY
CPU time used	Real UID	Save area for read/write
Message queue ptrs	Effective UID	System call parameters
Pending signal bits	Real GID	Various flag bits
Various flag bits	Effective GID	
Process name	File info for sharing text	
	Bitmaps for signals	
	Various flag bits	
	Process name	

Processos: como funciona esquema de interrupção: funcionamento do harware

* Associado a cada classe de dispositivo de E/S existe uma entrada em um vetor chamado *vetor de interrupção*
  * *Vetor contém endereços do procedimento de serviço da interrupção*
* *Quando ocorre uma interrupção o hardware da máquina armazena algumas informações na pilha*
  * *apontador de instruções (program counter)*
  * *PSW*
  * *talvez alguns registradores*
* *CPU então vai para a entrada relativa do vetor de interrupção.*
* *A partir daí tudo por software*

Processos: como funciona esquema de interrupção: funcionamento do software

* Código inicial em Assembler
  * Procedimento de serviço de interrupção armazena conteúdo dos registradores na tabela de processos (assembler)
    * Numero do processo atual e apontador na tabela de processos mantidos em variáveis globais para acesso rápido
  * Informação depositada pelo harware removida da pilha e apontador de pilha redirecionado para pilha do administrador de processos (assembler)
  * Rotina em C chamada para realizar o resto do trabalho

Processos: como funciona esquema de interrupção: funcionamento do software

- Código em C
  - Construção de uma mensagem para ser enviada ao processo associado ao driver (que deve estar bloqueado esperando)
    - Mensagem indica que ocorreu interrupção para distingui-la de mensagens do servidor de arquivos
  - Estado do *driver* alterado para *pronto*
  - Escalonador de processos é chamado
    - Como drivers são os processos de maior prioridade o driver respectivo deve ser chamado
    - Se processo interrompido com mema prioridade, driver espera
  - Procedimento em C chamado pelo tratador de interrução retorna
- Código em assembler
  - Registradores armazendados na entrada da tabela de processos relativa ao próximo a ser executada são carregados de volta
  - Controle é retornado ao processo a ser escalonado

Exclusão mútua

Condições de Concorrência (condições de corrida)

- Processos rotineiramente precisam se comunicar
  - Se processo quer ler arquivo, precisa enviar requisição ao sistema de arquivos
  - Sistema de arquivos precisa se comunicar com driver
  - Num esquema de pipes, a saída de um processo precisa ser comunicada a outro processo
- Em muitos sistemas operacionais, quando processos trabalham juntos, eles compartilham algum armazenamento comum onde cada um pode ler e escrever
  - Memória ou arquivo
- Quando processos funcionam de maneira independente, isso pode criar uma *condição de concorrência* (ou "*condição de corrida*")
  - Processos diferentes dependem de informação compartilhada e resultado depende do escalonamento de processos.

Exemplo: duas *threads* atualizam variável global

O que queremos

Instrução	Efeito
Declara-se a variável local i	Inteiro i = 0
T1 lê o valor de i da memória e armazena no registrador1	registrador1 ← i :: registrador1 = 0
T1 incrementa o valor de i no registrador1	registrador1 ← registrador1 + 1 :: registrador1 = 1
T1 armazena o valor do registrador1 na memória	i ← registrador1 :: i = 1
T2 lê o valor de i na memória no registrador2	registrador2 ← i :: registrador2 = 1
T2 incrementa o valor de i no registrador2	registrador2 ← registrador2 + 1 :: registrador2 = 2
T2 armazena o valor do registrador2 na memória	i ← registrador2 :: i = 2

O que pode aconteder

Instrução	Efeito
Declara-se a variável local i	Inteiro i = 0
T1 lê o valor de i da memória e armazena no registrador1	registrador1 ← i :: registrador1 = 0
T2 lê o valor de i na memória no registrador2	registrador2 ← i :: registrador2 = 0
T1 incrementa o valor de i no registrador1	registrador1 ← registrador1 + 1 :: registrador1 = 1
T2 incrementa o valor de i no registrador2	registrador2 ← registrador2 + 1 :: registrador2 = 1
T1 armazena o valor do registrador1 na memória	i ← registrador1 :: i = 1
T2 armazena o valor do registrador2 na memória	i ← registrador2 :: i = 1

Fonte \:wikipidia (http://pt.wikipedia.org/wiki/Condi%C3%A7%C3%A3o_de_corrida)

Outro Exemplo: spooling

* Dois processos querem imprimir
* Diretório de impressao e processo de impressão
* Variáveis *out* e *in* indicam inicio/fim da fila
  * Processo 1 lê valor de *in*
  * Processo 2 lê valor de *in*
  * Processo 1 coloca endereço do arquivo na fila
  * Processo 2 sobrescreve endereço do arquivo na fila

Como resolver

- Região crítica:
  - regiões dos processos que podem gerar condições de concorrência são chamadas regiões críticas
- 4 condições para uma boa solução
  - Só um processo deve entrar na região crítica de cada vez
  - Não deve ser feita nenhuma hipótese sobre a velocidade relativa dos processos
  - Nenhum processo executando fora de sua região crítica deve bloquear outro processo
  - Nenhum processo deve esperar um tempo arbitráriamente longo para entrar na sua região crítica (adiamento indefinido)

Solução 1: inibir interrupções

* Hardware possui instrução específica para inibir interrupções
  * SO usa quando código do kernel está processando
* Solução ruim para outros processos
  * Loops infinitos
  * Operações inválidas
  * Etc.

Exclusão mútua por sofware: tentativa 1

Int A=0; /*var global*/

Processo 1

While (A == 1){};

A = 1;

.....<região crítica>

A = 0;

Processo 2

While (A == 1){};

A = 1;

.....<região crítica>

A = 0;

Exclusão mútua por sofware: tentativa 1

```
Int A=0; /*var
global*/
```

Processo 1

```
While (TRUE){
    While (A == 1){};
    A = 1;
    .....<região crítica>
    A = 0;
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
    while (A == 1){};
    A = 1;
    .....<região crítica>
    A = 0;
}
```

Problema? Sincronização no teste

Exclusão mútua por sofware: tentativa 2 (revezamento)

```
Int vez = 1; /*var global*/
```

Processo 1

```
While (TRUE){
    while (vez != 1){}; /*espera*/
     .....< região crítica>.....
      vez = 2;
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
    while (vez != 2){}; /*espera*/
     .....< região crítica>.....
      vez = 1;
}
```

Exclusão mútua por sofware: tentativa 2 (revezamento)

Int vez = 1; /*var global*/

Processo 1

```
While (TRUE){
    while (vez != 1){}; /*espera*/
     .....< região crítica>.....
      vez = 2;
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
    while (vez != 2){}; /*espera*/
     .....< região crítica>.....
      vez = 2;
}
```

Problema? Processo que não usa a vez bloqueia o outro

Exclusão mútua por sofware: tentativa 3 (revezamento)

```
Int p1dentro = 0;
Int p2dentro = 0;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
        while (p2dentro){}; /*espera*/
        p1dentro = TRUE;
       .....< região crítica>.....
        p1dentro = 0;
        ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
        while (p1dentro){}; /*espera*/
        p2dentro = TRUE;
       .....< região crítica>.....
        p2dentro = 0;
        ....<resto do código>...
}
```

Exclusão mútua por sofware: tentativa 3 (revezamento)

```
Int p1dentro = 0;
Int p2dentro = 0;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
      while (p2dentro){}; /*espera*/
      p1dentro = TRUE;
     .....< região crítica>.....
      p1dentro = 0;
      ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
      while (p1dentro){}; /*espera*/
      p2dentro = TRUE;
     .....< região crítica>.....
      p2dentro = 0;
      ....<resto do código>...
}
```

Problema? Dois testam ao mesmo tempo e entram

Exclusão mútua por sofware: tentativa 4 (gentileza)

```
Int p1querEntrar= 0;
Int p2querEntrar= 0;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
        p1querEntar = TRUE;
        while (p2querEntrar){}; /*espera*/
.....< região crítica>.....
        p1querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
        p2querEntrar = TRUE;
        while (p1querEntrar){}; /*espera*/
.....< região crítica>.....
        p2querEntrar = FALSE;
        ....<resto do código>....
}
```

Exclusão mútua por sofware: tentativa 4 (gentileza)

```
Int p1querEntrar= 0;
Int p2querEntrar= 0;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
        p1querEntar = TRUE;
        while (p2querEntrar){}; /*espera*/
.....< região crítica>.....
        p1querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
        p2querEntrar = TRUE;
        while (p1querEntrar){}; /*espera*/
.....< região crítica>.....
        p2querEntrar = FALSE;
        ....<resto do código>....
}
```

Problema? Sincronização em atualizar a variável para TRUE – todos bloqueados

Exclusão mútua por sofware: tentativa 5

```
Int p1querEntrar= 0;
Int p2querEntrar= 0;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
        p1querEntar = TRUE;
        while (p2querEntrar){
                p1querEntrar = FALSE;
                wait(random());
                p1querEntrar = TRUE;
        }; /*espera*/
        .....< região crítica>.....
        p1querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
        p2querEntar = TRUE;
        while (p1querEntrar){
                p2querEntrar = FALSE;
                wait(random());
                p2querEntrar = TRUE;
        }; /*espera*/
        .....< região crítica>.....
        p2querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Exclusão mútua por sofware: tentativa 5

```
Int p1querEntrar= 0;
Int p2querEntrar= 0;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
        p1querEntar = TRUE;
        while (p2querEntrar){
                p1querEntrar = FALSE;
                wait(random());
                p1querEntrar = TRUE;
        }; /*espera*/
        .....< região crítica>.....
        p1querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
        p2querEntar = TRUE;
        while (p1querEntrar){
                p2querEntrar = FALSE;
                wait(random());
                p2querEntrar = TRUE;
        }; /*espera*/
        .....< região crítica>.....
        p2querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Problema? Sincronização ruim ainda permite adiamento indefinido (com menor probabilidade)

Exclusão mútua por sofware: tentativa 6: Algoritmo de Dekker

```
Int p1querEntrar= 0;
Int p2querEntrar= 0;
Int favorito = 1;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
        p1querEntar = TRUE;
        while (p2querEntrar){
            if (favorito == 2){
                p1querEntrar = FALSE;
                while (favorito == 2) {};
                p1querEntrar = TRUE;
        }; /*espera*/
        .....< região crítica>.....
        favorito = 2;
        p1querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
        p2querEntar = TRUE;
        while (p1querEntrar){
            if (favorito == 1){
                p2querEntrar = FALSE;
                while (favorito == 1) {};
                p2querEntrar = TRUE;
        }; /*espera*/
        .....< região crítica>.....
        favorito = 1;
        p2querEntrar= FALSE;
        ....<resto do código>...
}
```

Indicação de favorito garante sincronização

Exclusão mútua por sofware: tentativa 7: Algoritmo de Peterson (81)

```
Int p1querEntrar= 0;
Int p2querEntrar= 0;
Int favorito = 1;
```

Processo 1

```
While (TRUE){
    p1querEntar = TRUE;
    favorito = 2;
    while (p2querEntrar && favorito == 2){};
    .....< região crítica>.....
    p1querEntrar= FALSE;
    ....<resto do código>...
}
```

Processo 2

```
While (TRUE){
    p2querEntar = TRUE;
    favorito = 1;
    while (p1querEntrar && favorito == 1)
    {};
    .....< região crítica>.....
    p2querEntrar= FALSE;
    ....<resto do código>...
}
```

Solução mais sintética

• Exclusão mútua por Hardare: instrução Test_and_set

- Instrução especial do hardware, atômica
- Test_and_set(a , b) =➔ {a = b; b = TRUE; }
- Int ativo = FALSE; /

PROCESSO 1

```
While (TRUE){
    int p1_nao_pode_entrar  = TRUE;
    while (p1_nao_pode_entrar){
        test_and_set(p1_nao_pode_entrar,
                     ativo);
    };
    .....< região crítica>.....
    ativo = FALSE;
    ....<resto do código>...
}
```

PROCESSO 2

```
While (TRUE){
    int p2_nao_pode_entrar  = TRUE;
    while (p2_nao_pode_entrar){
        test_and_set(p2_nao_pode_entrar,
                     ativo);
    };
    .....< região crítica>.....
    ativo = FALSE;
    ....<resto do código>...
}
```

Problema: adiamento indefinido (pouco provável)

Exclusão mútua: Semáforos (SO/compiladores)

- Novo tipo de variável
- 2 ações atômicas:
  - P(semáforo), down(semáforo)
    - Se valor > 0 subtrai 1 e continua
    - Senão trava e espera mudar em fila
  - V(semaforo), up(semáforo)
    - Se semáforo tem fila, libera o primeiro
    - Senão incrementa valor em 1
- Variação – semáforo binário
  - Valor nunca excede 1

Exclusão mútua: Semáforos (SO/compiladores)

- Facilita implementação de exclusão mútua em vários processos
- Pode ser oferecido no SO ou pelo compilador (e.g. Java)
  - Em compiladores implementado usando outro esquema disponível de exclusão mútua
- Código

```
Semáforo mutex = 1;
While (TRUE){
    P(mutex);
    ....<região crítica>.....
    V(mutex);
    ....<região não crítica>....
}
```

Outro problemas com Semáforos produtores e consumidores

```
Semaforo_binario mutex; /*exclusão mútua*/
Semaforo_contador vazio= TAMBUFFER; /*controle buffer*/
Semaforo_contador cheio = 0; /*controle buffer */
```

PRODUTOR

```
While (TRUE){
    registro item_produzido;
    produz(&item_produzido);
    P(vazio);
    P(mutex);
    coloca_item(item_produzido);
    V(mutex);
    V(cheio);
}
```

CONSUMIDOR

```
While (TRUE){
    registro item_consumido;
    P(cheio);
    P(mutex);
    pega_item(&item_consumido);
    V(mutex);
    V(vazio);
    consome(item_consumido);
}
```

Outro problemas com Semáforos produtores e consumidores

```
Semaforo_binario mutex;
Semaforo_contador vazio= TAMBUFFER;
Semaforo_contador cheio = 0;
```

PRODUTOR

```
While (TRUE){
    registro item_produzido;
    produz(&item_produzido);
    P(vazio);
    P(mutex);
    coloca_item(item_produzido);
    V(mutex);
    V(cheio);
}
```

CONSUMIDOR

```
While (TRUE){
    registro item_consumido;
    P(cheio);
    P(mutex);
    pega_item(&item_consumido);
    V(mutex);
    V(vazio);
    consome(item_consumido);
}
```

CUIDADO: ordem das operações é importante (tente trocar P()'s ou V()'s)

Solução 11: Monitores (compilador)

- Implementado pelo compilador
- Somente 1 processo "entra" no monitor de cada vez
  - Controle de entrada por técnicas de exclusão mútua
- Processo pode emitir um WAIT
  - "sai" do monitor entre em uma fila associada à varíavel da operação WAIT
  - Reativado pela operação SIGNAL
- Processo pode emitir SIGNAL logo antes de sair do monitor
  - Quem estiver esp;erando na fila entra em seguida (se houver).

Solução 11: Monitores ("estilo C", originalmente em ADA)

```
Monitor ProdutorConsumidor {
    condition full, empty;
    int count;
    procedure coloca_item(item) {
        if (count == TAMBUFFER) {WAIT(full);} /* espera buffer ter espaço*/
        entra_item(item); /*altera buffer comum*/
        count + + ;
        if (count == 1) {SIGNAL(empty)};/*avisa que tem dado*/
    }

    procedure pega_item(&item) {
         if (count == 0) { WAIT(empty);} /*espera dado*/
         remove_item(&item);  /*retira do buffer*/
         count - - ;
         if (count == TAMBUFFER – 1) { SIGNAL(full)}  /*buffer não está mais cheio*/
    }
```

Solução 11: Monitores ("estilo C", originalmente em ADA)

```
Monitor ProdutorConsumidor {
    condition full, empty;
    int count;
    procedure coloca_item (item) {
        if (count == TAMBUFFER) {WAIT(full);} /* espera buffer ter espaço*/
        entra_item(item); /*altera buffer comum*/
        count + + ;
        if (count == 1) {SIGNAL(empty)};/*avisa que tem dado*/
    }

    procedure pega_item(&item) {
        if (count == 0) { WAIT(empty);} /*espera dado*/
        remove_item(&item);  /*retira do buffer*/
        count - - ;
        if (count == TAMBUFFER – 1) { SIGNAL(full)}  /*buffer não está mais cheio*/
    }
```

Solução 11: Monitores

PRODUTOR

```
While (TRUE){
    registro item_produzido;
    produz(&item_produzido);
    coloca_item(item_produzido);
}
```

CONSUMIDOR

```
While (TRUE){
    registro item_consumido;
    pega_item(&item_consumido);
    consome(item_consumido);
}
```

Solução 11: Monitores

* Vantagem: exclusão mútua implementada automáticamente -> menos sujeito a erros
* Desvantagem: necessário apoio do compilador
  * Linguagem precisa ser extendida
* Comunicação: da mesma maneira que semáforos, serve para memória compartilhada, não para comunicação entre processos em sistemas distribuídos

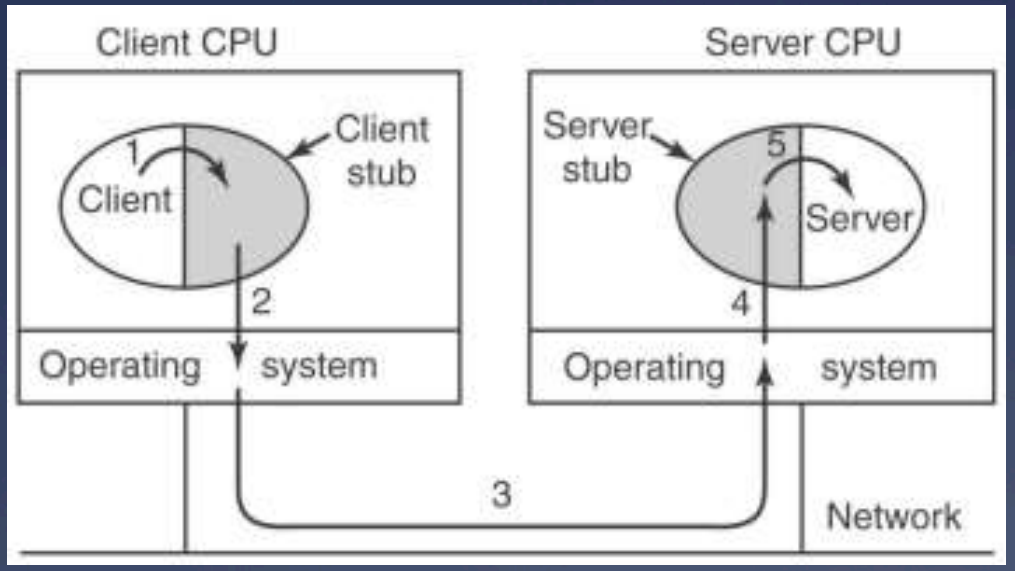
CUIDADO: ordem das operações é importante (tente trocar P()'s ou V()'s)

Comunicação entre processos: envio de mensagens

- Semáforos, Monitores
  - Apenas para memória compartilhada
- Envio de mensagens
  - Send(destino, mensagem);
  - Receive(fonte, &mensagem) /* fonte pode ser Pid ou ANY */
- Questões
  - Sincrono/Assincrono
  - Confirmação
    - Mensagem de confirmação para certificação de entrega
    - Re-transmissão se certificação muito demorada
    - Mensagens duplicadas devem ser ignoradas (contar mensagens)
  - Endereçamento
    - processo@maquina, processo@maquina.dominio
  - Autenticação: criptografia
  - Eficiencia quando em mesma máquina
  - Mailbox (pode compartilhar) vs. bloqueio total (MINIX)

Comunicação entre processos: chamada de procedimento remota

- Para cliente envio de mensagem parece chada de procedimento
- SEMPRE síncrono



Fonte figura: http://www.cs.ru.nl/~ths/a3/html/h6/h6.html

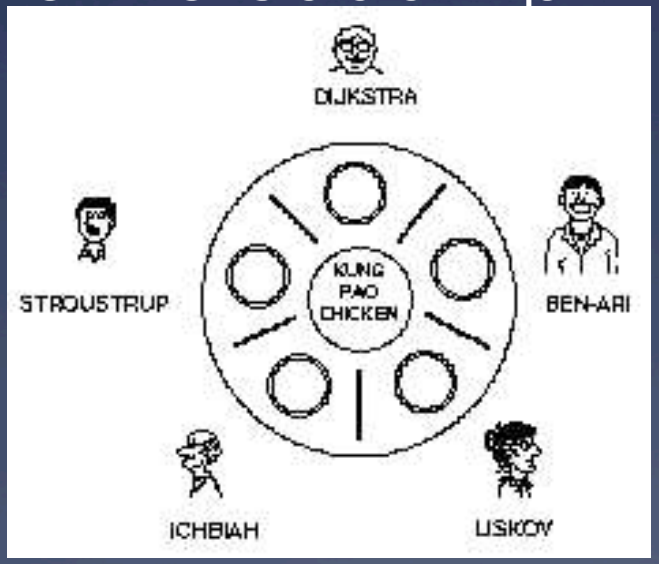
- Envio de mensagens é transparente
  - Processos não sabe que residem em máquinas distintas
  - Localização de processos pode ser dinânica

Chamada de procedimento remota problemas

* Passagem de parâmetros por referência
* Representação diferente de informações
  * ponto flutuante, inteiros, ASCII
* Comportamento em caso de falha
  * Tentar de novo? Matar processo? Quando?
  * At least once, at most once, maybe

Problemas clássicos de comunicação entre processos: Filósofos Comilões (dining philosophers)

* Vários filósofos em uma mesa, pratos de macarrão chinês
* 1 pauzinho entre cada 2 philofos (NÃO GARFO!!!!)



Fonte: http://www.seas.gwu.edu

* Precisa pegar 2 pauzinhos para comer

Filósofos Comilões
Uma não solução

```
#define N 5
Philosopher(i){
    int I;
    think();
    take_chopstick(i);
    take_chopstick((i+1) % N);
    eat();
    put_chopstick(i);
    put_chopstick(i+1);
}
```

- Problemas?

Filósofos Comilões
Uma não solução

```
#define N 5
Philosopher(i){
    int I;
    think();
    take_chopstick(i);
    take_chopstick((i+1) % N);
    eat();
    put_chopstick(i);
    put_chopstick(i+1);
}
```

- Problemas?
  - Todos pegam esquerdo
  - Todos pegam direito
  - Ninguem mais faz nada: Deadlock(!!!)

Filósofos Comilões
Uma não solução

```
#define N 5
Philosopher(i){
    int I;
    think();
    take_chopstick(i);
    while(!take_chopstick((i+1) % N){
            put_chopstick(i);
            wait(DELAY);
            take_chopstick(i);
    }
    eat();
    put_chopstick(i);
    put_chopstick(i+1);
}
```

- E se coloca de volta pauziho?

Filósofos Comilões
Uma não solução

```
#define N 5
Philosopher(i){
    int I;
    think();
    take_chopstick(i);
    while(!take_chopstick((i+1) % N){
            put_chopstic(i);
            wait(DELAY);
            take_chopstick(i);
    }
    eat();
    put_chopstick(i);
    put_chopstick(i+1);
}
```

- E se coloca de volta pauziho?
  - Adiamento indefinido

Filósofos Comilões
Uma não solução

```
#define N 5
Philosopher(i){
      int I;
      think();
      take_chopstick(i);
      while(!take_chopstick((i+1) % N){
            put_chopstic(i);
            wait(random);
            take_chopstick(i);
      }
      eat();
      put_chopstick(i);
      put_chopstick(i+1);
}
```

- Espera randomica?
-

Filósofos Comilões
Uma não solução

```
#define N 5
Philosopher(i){
      int I;
      think();
      take_chopstick(i);
      while(!take_chopstick((i+1) % N){
            put_chopstic(i);
            wait(random);
            take_chopstick(i);
      }
      eat();
      put_chopstick(i);
      put_chopstick(i+1);
}
```

- Espera randomica?
  - Adiamento menos provável mas possível

Filósofos Comilões
Uma solução

```
#define N 5
#define LEFT (i-1)%N
#define RIGHT (i+1)%N;
#define THINKING 0;
#define HUNGRY 1
#define EATING  2;
Semaphore mutex = 1;
Semaphore s[n];
Philosopher( int i){
      while (TRUE) {
          think();
          take_chopsticks((i);
          eat();
          put_chopsticks(i);
      }
}
```

Filósofos Comilões
Uma solução

```
#define N 5
#define LEFT (i-1)%N
#define RIGHT (i+1)%N;
#define THINKING 0;
#define HUNGRY 1
#define EATING  2;
Semaphore mutex = 1;
Semaphore s[n];
Philosopher( int i){
      while (TRUE) {
          think();
          take_chopsticks((i);
          eat();
          put_chopsticks(i);
      }
}
```

```
Take_chopsticks(int i){
      p(mutex);
      state[i] = HUNGRY;
      test(i);
      v(mutex);
      p(s[i]);
}
Put_chopstics(int i){
      p(mutex);
      state[i] = THINKING;
      test(LEFT); // vizinho come?
      test(RIGHT); //vizinho come?
      v(mutex);
}
```

Filósofos Comilões
Uma solução

```
#define N 5
#define LEFT (i-1)%N
#define RIGHT (i+1)%N;
#define THINKING 0;
#define HUNGRY 1
#define EATING  2;
Semaphore mutex = 1;
Semaphore s[n];
Philosopher( int i){
      while (TRUE) {
          think();
          take_chopsticks((i);
          eat();
          put_chopsticks(i);
      }
}
```

```
Take_chopsticks(int i){
      p(mutex);
      state[i] = HUNGRY;
      test(i);
      v(mutex);
      p(s[i]);
}
Put_chopstics(int i){
      p(mutex);
      state[i] = THINKING;
      test(LEFT); // vizinho come?
      test(RIGHT); //vizinho come?
      v(mutex);
}
```

```
Test(int i){
      if( state[i] == HUNGRY &&
          state[LEFT]!= EATING&&
          state[RIGHT]!=EATING&&
           ){
           state[i] = EATING;
           v(s[i];
          }
}
```

Problemas Clássicos de Comunicação: leitores e escritores

* Modela acesso a banco de dados (ex. Sitema de reservas de aerolinha)
* Muitos processo querem ler e escrever simultaneamente
* Muitos podem ler ao mesmo tempo
* Se um processo está escrevendo niguem pode ter acesso, nem leitores

Leitores e escritores
Uma solução

```
Semaphore mutex = 1;
Semaphore db = 1;
Int leitores = 0;
```

```
Leitor(){
    while (TRUE){
        p(mutex);
        leitores ++;
        if (leitores == 1) p(db);
        v(mutex);
        read_datase();
        p(mutex);
        leitores - -;
        if (leitores == 0) v(db);  //libera
    banco
        v(mutex);          //libera rc
        use_data();
        }
    }
}
```

```
Escritor() {
    create_data();
    p(db); //reserva banco
    write_database();
    v(db);  //libera banco
}
```

Equivalência dos mecanismos de exclusão mútua

- Semáforos -> Monitores
  - mutex para cada monitor
  - Semáforo binário para cada variável de condição (começam com valor zero)
- Mensagens-> semáforos
  - 1 processo por semáforo
  - Mensagens sincronas
  - P => sendrec para processo controlador
  - V=> send para processo controlador
  - Processo controlador mantem fila de espera e responde mensagem p apenas quando fila está vazia, ou quando outro processo dá v.

Equivalência dos mecanismos de exclusão mútua

- Monitores => semáforos
  - 1 variável de condição por semáforo
- Semáforos -> mensagens
  - 1 processo por semáforo
  - Mensagens síncronas
  - P => sendrec para processo controlador
  - V=> send para processo controlador
  - Processo controlador mantem fila de espera e responde mensagem p apenas quando fila está vazia, ou quando outro processo dá v.

Escalonamento de Processos

- Quando se tem vários processos na memória é necessária uma política para escolher próximo processo a ter o controle da CPU
- Objetivos
  - Justiça – todo mundo roda
  - Eficiência – CPU utilizada 100% do tempo pelos processos
  - Tempo de resposta – usuários interativos não devem notar latência
  - Fluxo – maximizar o número de processos que completam (BATCH)
  - Minimizar tempo para processos batch completarem
- Alguns dos objetivos acima contraditórios (Quais?)
- Problema: processos imprevisíveis.

Escalonamento de Processos

* Praticamente todos o os SOs têm interrupção periódica por relógio
* Evita que um usuário tenha controle do sistema o tempo todo
* NOTA: MS Windows por muito tempo não utilizou este mecanismo (multiprocessamento cooperativo)

Escalonamento de Processos:

- Alto nível
  - *Job scheduling* – quais tarefas concorrem pelos recursos do sistema (BATCH)
- Nível intermediário
  - Quais processos podem concorrer pela CPU
  - suspende | ativa processos para controlar carga do sistema
  - Baixo nível
    - Qual dos processos que estão prontos deve ter o controle da CPU

Escalonamento de Processos

- Preemptivo | Não preemptivo
  - CPU pode | não pode ser retirada de um processo
  - Preempção ocorre ao custo de *overhead*
    - No mínimo estado do processo deve ser salvo
  - Preempção é necessária em sistemas onde tempo de resposta é importante (tempo real | sistemas interativos multi-usuários….)
- Interrupção de relógio
  - Instruções de hardware determinam tempo até que próxima interrupção seja gerada pelo relógio do sistema

Escalonamento de Processos: algoritmos

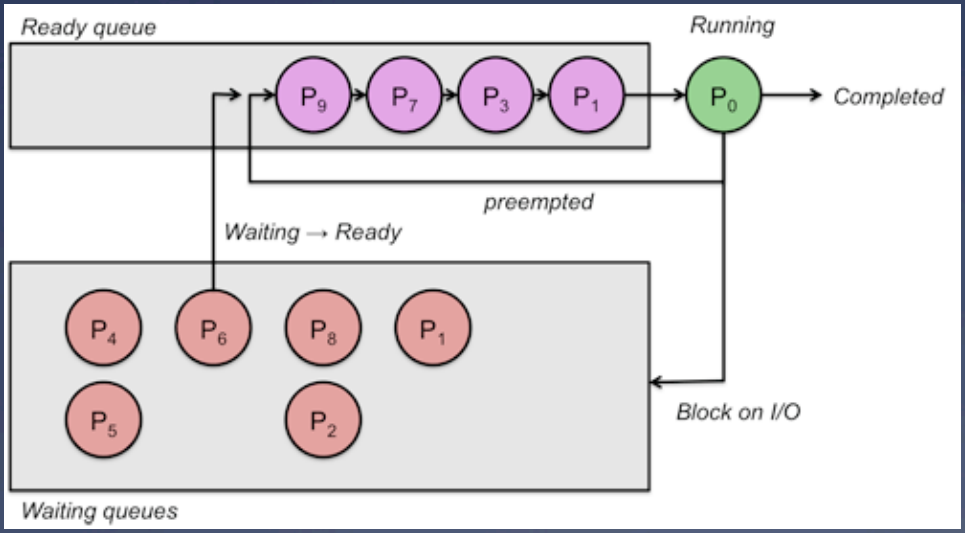
- Data limite
  - Tempo real
  - Processo ao iniciar determina quando sua tarefa precisa estar completa
  - Planejamento complexo: envolve cuidadosa estimação de uso dos recursos do sistema (disco, CPU, etc.)
  - Sobrecarga de planejamento
- Fifo
  - Mais básico
  - Razoável apenas em sistemas Batch

Escalonamento de Processos: algoritmos

- Shortest Job First (Batch)
  - Estimativa de tempo por processo
  - Objetivo é aumentar fluxo de processos
- Shortest Remaining Time First (Batch)
  - Especialização do anterior, mas melhora justiça
- Prioridade
  - Número estabelece ordenação nos processos
  - Estática vs. Dinâmica
  - Comprada
  - Highest response ratio
    - Prioridade = (tempo espera + tempo serviço) /tempo serviço

Escalonamento de Processos: algoritmos

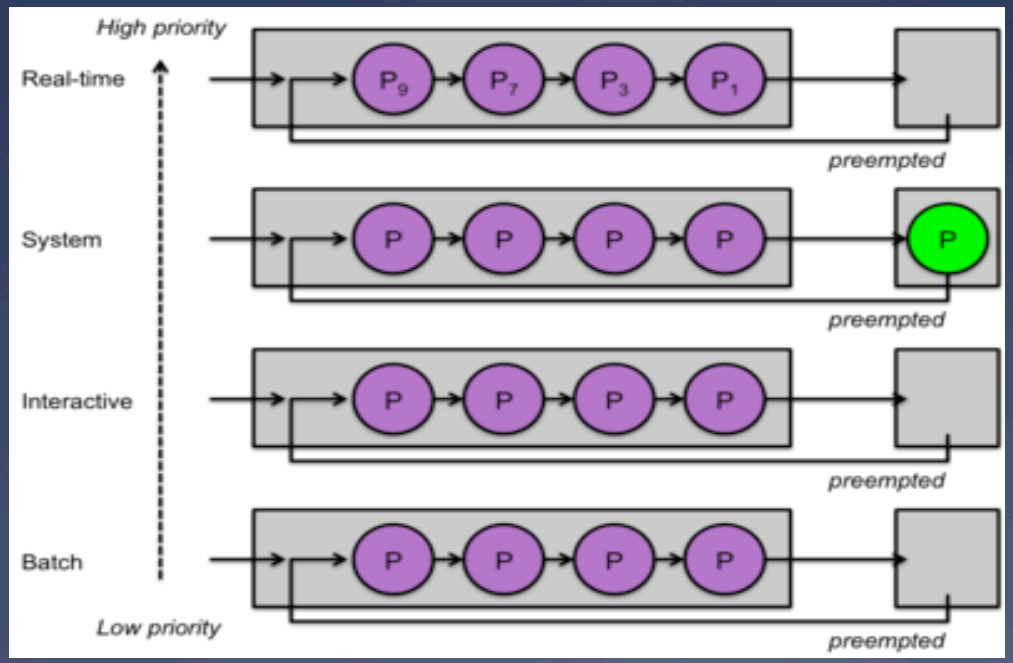
- Round-robin
  - Fila circular
  - Revezamento estrito



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/07-scheduling.html

Escalonamento de Processos: algoritmos

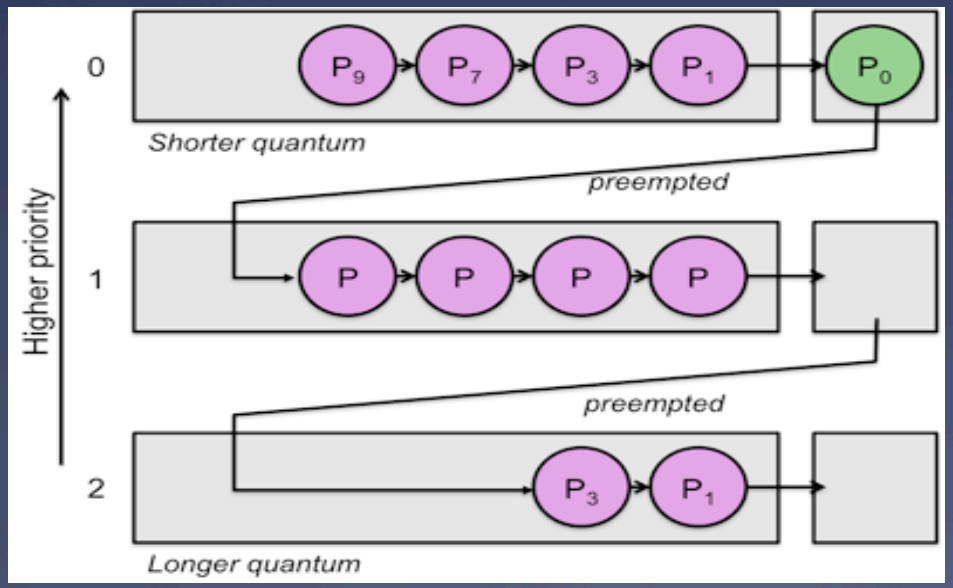
* Multi-level queues
  * 1 fila por classe de prioridade
  * Round-robin em cada fila



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/07-scheduling.html

Escalonamento de Processos: algoritmos

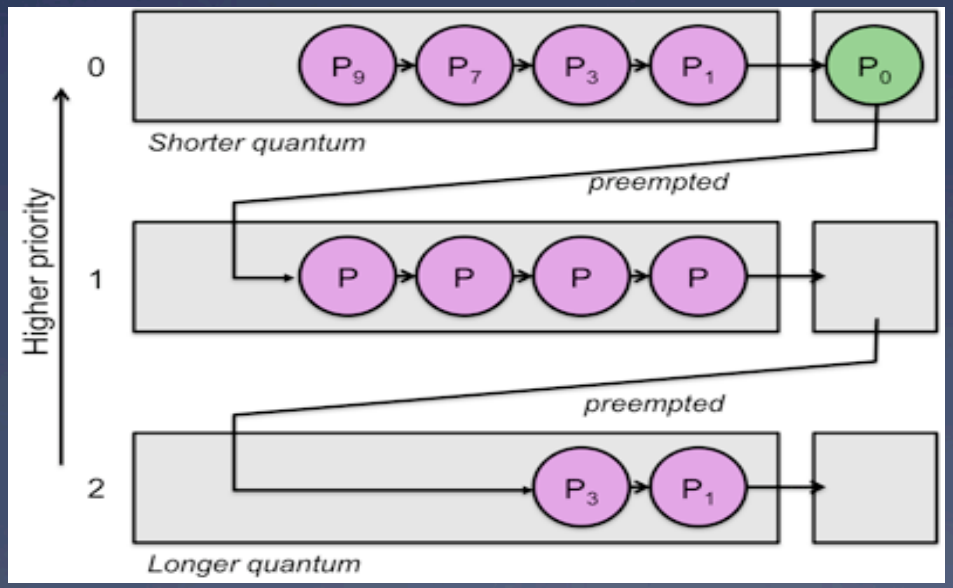
* Multi-level FEEDBACK queues
  * Interrupção de tempo reduz prioridade
  * Promoção: tempo sem rodar, interrupção I/O



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/07-scheduling.html

Escalonamento de Processos: algoritmos

* Multi-level FEEDBACK queues
  * Interrupção de tempo reduz prioridade
  * Promoção: tempo sem rodar, interrupção I/O
  * Menor prioridade maior fatia de tempo



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/07-scheduling.html

Escalonamento de Processos: algoritmos

- Escalonamento garantido
  - Tenta dar a cada USUÁRIO fatia igual de tempo
  - Tempo do usuário real:
    - Tempo desde o login / n
  - Escolhe processo de usuário com fatia real mais distante do real
- Pode ser usado para GRUPO de usuários
  - VM da IBM usava para sistemas operacionais
- Vantagens
  - Justo com usuários/grupos de usuários
  - Favorece usuários com poucos processos
- Desvantagens
  - Injusto com processos
  - Favorece usuários com poucos processos
  - Pode dar fatia a usuário que não vai precisar
  - overhead

Escalonamento de Processos: algoritmos

- Sistemas multi-processados
  - Até agora um processador
  - Temos também: múltiplas cpus, múltiplos *cores*, processadores com *hiper-threading*
  - Mesmos algoritmos se aplicam
    - Assume-se SMP (*simetrical multi processing*)
      - Todos tem acesso à memória e aos mesmos recursos
      - Cada processador com um timer, escalonador roda neste processador
      - Comum uma fila por processador: pode reutilizar cache e TLB (veremos mais tarde)

Escalonamento de Processos: algoritmos

- Sistemas multi-processados
  - Afinidade de processos
    - *Hard affinity* – sistema garante que processo roda no mesmo processador
    - *Soft Affinity* - sistema tenta na mesma CPU mas pode mudar processo para outra CPU
      - Melhor que cpu sem nada a fazer
      - Sistema tenta balanceamento de carga nas cpus de maneira que cada um tenha processos suficientes
    - *Push-migration* – sistema operacional verifica periodicamente carga em cada processador (numero de processos na fila) – muda se houver desbalanceamento.
    - *Pull-migration* – escalonador verifica sua fila, se estiver vazia, procura na fila de outros processadores e "rouba" processos.
    - Linux combina *pull* e *push*

Escalonamento de Processos: algoritmos

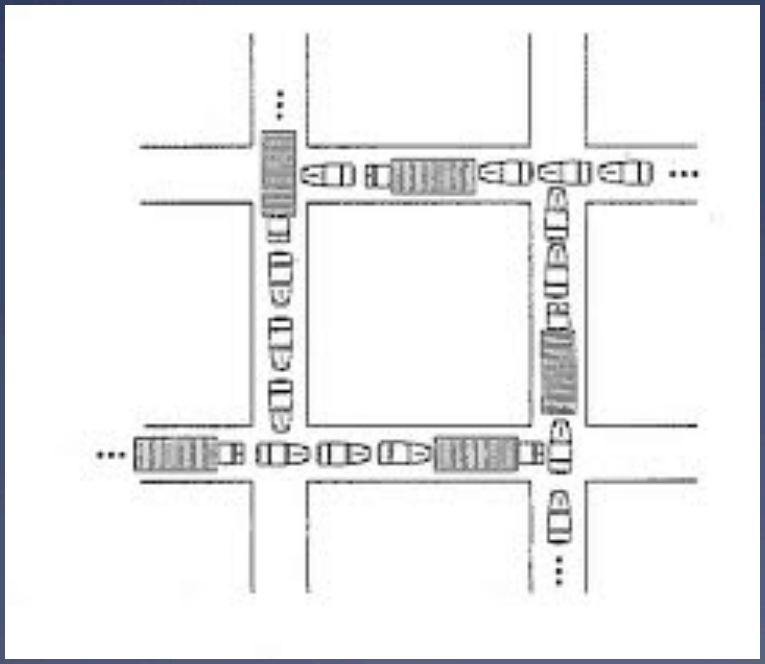
- Tempo Real
  - Afinidade de processos
    - *Hard affinity* – sistema garante que processo roda no mesmo processador
    - *Soft Affinity* - sistema tenta na mesma CPU mas pode mudar processo para outra CPU
      - Melhor que cpu sem nada a fazer
      - Sistema tenta balanceamento de carga nas cpus de maneira que cada um tenha processos suficientes
    - *Push-migration* – sistema operacional verifica periodicamente carga em cada processador (numero de processos na fila) – muda se houver desbalanceamento
    - *Pull-migration* – escalonador verifica sua fila, se estiver vazia, procura na fila de outros processadores e "rouba" processos.
    - Linux combina *pull* e *push*

Deadlocks (impasse)

- Competição por recursos (e.g. dispositivos, arquivos, plotters, canais de comunicação….)
- Recursos muitas vezes tem uso exclusivo
- Procedimento
  - Pedir recurso **(espera)**
  - Usa
  - Libera recurso
- Um processo em impasse está esperando por um evento que nunca irá ocorrer
- NUNCA – diferente de adiamento indefinido (starvation)

Deadlocks (impasse): modelagem

* Um conjunto de processos está em impasse se cada processo no conjunto está esperando por um evento que apenas outro processo pode causar



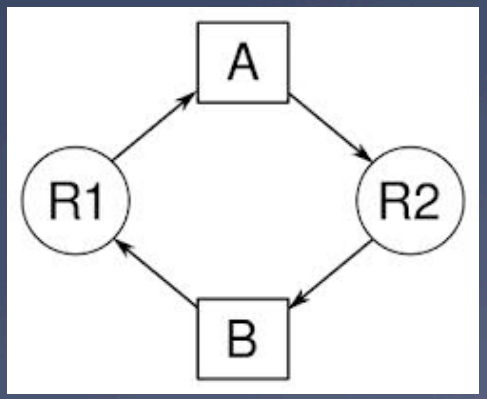
Fonte:http://diuf.unifr.ch/courses/00-01/os/9900/ex05.html

Deadlocks (impasse): modelagem

- 4 condições para que impasses ocorram (Coffmann *et al, 1971)*
  1. Exclusão mútua: cada recurso pode apenas ser designado a um processo
  2. Espera e segura: processos que requisitaram recursos previamente podem requisitar novos
  3. Não preempção: recursos previamente designados a processos não podem ser retirados. Os processos precisam liberá-los explicitamente
  4. Espera circular: deve existir um conjunto de 2 ou mais processos que podem ser organizados em uma lisa circular onde cada processo está esperando um recurso do processo anterior da lista.

Deadlocks (impasse): modelagem

- Estas quatro condições podem ser modeladas utilizando grafos dirigidos
  - *2 tipos de nós: processos (circulos) e recursos (quadrados)*
  - *Aresta de recurso a processo indica alocação*
  - *Aresta de processo a recurso indica requisição.*
  - *Ciclo no grafo indica que há impasse*



Fonte: http://pt.wikipedia.org/wiki/Deadlock

Deadlocks (impasse): Estratégias

- Ignorar o problema: Algoritmo do avestruz
  - Avalia-se que o custo de tratar o problema é muito alto
  - Se usuário tiver problema, apenas mata o processo
  - Abordagem Unix
- Deteção e recuperação
- Prevenção
- "evitamento" dinâmico (avoidance)

Deadlocks (impasse): deteção e recuperação

* Manter gráfico de alocação
* Quando detectar ocorrência de ciclo, terminar um dos processos

Deadlocks (impasse): prevenção– atacar as condições necessárias (Havender)

- Espera e segura (wait for) – programa requisita todos os recursos de uma vez
  - Desperdício de recursos
  - Variação – dividir programa em vários passos, com alocação de recursos por passos.
  - Espera indefinida – recursos não disponíveis ao mesmo tempo
- Não preempção – se não consegue um recurso libera todos
  - Adiamento indefinido
  - Mais difícil de detectar
- Espera circular – numerar os recursos e alocar sempre em ordem
  - Numeração significa que se novos recursos são adicionados programas podem ter que ser reescritos
  - Se numeração não reflete ordem de uso dos recursos, temos desperdício
  - Aplicativos têm que se preocupar com restrição arbitrária e dependente da instalação.

Deadlocks (impasse): evitando impasses (avoidance)

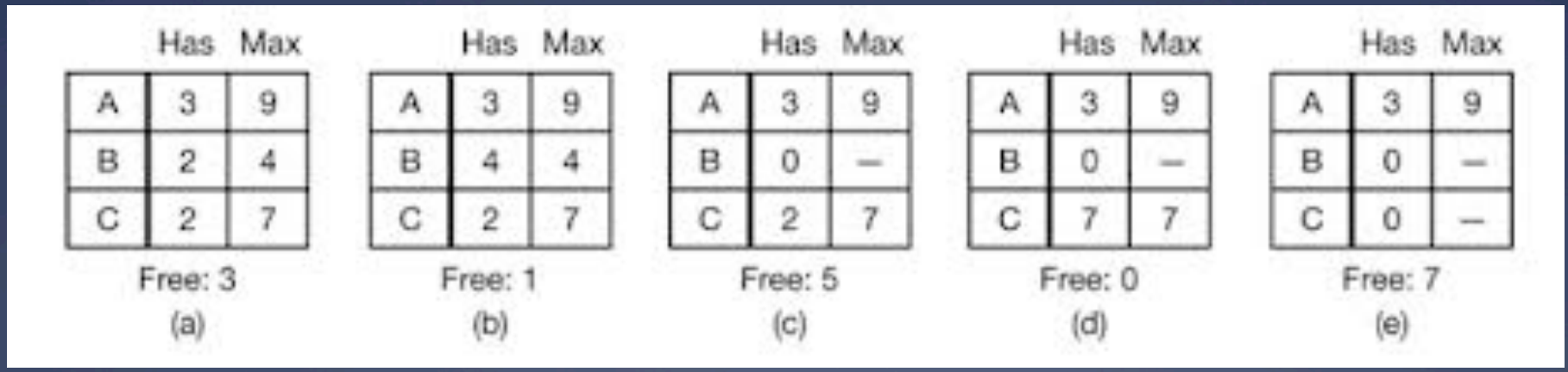
- Algoritmo do banqueiro (Dijkstra)
  - Metáfora de "empréstimos" e "pagamentos"
  - Usado em recursos do mesmo tipo (extensível a vários recursos
  - Cada processo deve declarar uso máximo de recursos
  - 3 números associados a cada processo: empréstimo, máximo, diferença
  - Pelo algoritmo, recurso é concedido se o estado resultante é "seguro" ou seja todos os processo eventualmente ter suas necessidades máximas de recurso atendida
    - Máximo de cada processo <= máximo do sistema
    - Supõe-se que todos os processos conseguem terminar se conseguirem o máximo de recursos.
    - Deve existir recursos disponíveis suficientes para algum dos processos conseguir sua quantidade máxima.
    - Liberação dos recursos deste último processo deve liberar recursos para outro processo ter sua alocação máxima, e assim sucessivamente até que todos terminem

Deadlocks (impasse): Algoritmo do Banqueiro

* Ao conceder novos recursos (“empréstimo”), banqueiro verifica se ainda tem recursos para conceder ao processo mais próximo do seu limite máximo
* Se tem verifica se o uso dos recursos que este processo tem possibilitaria que o segundo processo mais próximo de suas necessidades terminaria.
* Teste é repetido, se todos os processos conseguirem terminar, estado é seguro.

Deadlocks (impasse): Algoritmo do Banqueiro

* Estado abaixo é seguro
  * B precisa de apenas 2 recursos e consegue terminar
  * Em seguida, C precisa de 5 recursos (com os 4 liberados por B)
  * Com 7 disponíveis, C consegue terminar.



	Has	Max
A	3	9
B	2	4
C	2	7

Free: 3
(a)

	Has	Max
A	3	9
B	4	4
C	2	7

Free: 1
(b)

	Has	Max
A	3	9
B	0	—
C	2	7

Free: 5
(c)

	Has	Max
A	3	9
B	0	—
C	7	7

Free: 0
(d)

	Has	Max
A	3	9
B	0	—
C	0	—

Free: 7
(e)

Fonte: http://www.mfatih.com/operating-systems-informations/deadlocksdetectionsrecovery-and-avoidance.html

Deadlocks (impasse): Algoritmo do Banqueiro para vários recursos

- Substituímos uma matriz por 2:
  - 1 linha por processo
  - 1 coluna por recurso
  - Recursos máximos (N)
  - Recursos Alocados ao processo (A)
- E um vetor: recursos disponíveis (D)
- Formalmente
  1. Existe i, onde (N_i-A_{ij}) <= D? (um vetor <= que outro se todas as posições <=)
  2. Se sim,
     - D = D + Ai
     - Retire processo i da lista
     - volte ao passo 1.
  3. Se lista de processos está vazia, estado é seguro.

Deadlocks (impasse): Algoritmo do Banqueiro para vários recursos

Estado seguro

Banker's Algorithm for Deadlock Avoidance with multiple resource types:

	Allocation				Max				Need			
	A	B	C	D	A	B	C	D	A	B	C	D
P_0	3	0	1	1	5	1	1	1	2	1	0	0
P_1	0	1	0	0	0	2	1	2	0	1	1	2
P_2	1	1	1	0	4	2	1	0	3	1	0	0
P_3	1	1	0	1	1	1	1	1	0	0	1	0
P_4	0	0	0	0	2	1	1	0	2	1	1	0

Available: (Work) A B C D = 1 0 2 0

Is the state safe????

+

	A	B	C	D
We can run P_3 to completion, then Available:	2	1	2	1
We can run P_4 to completion, then Available:	2	1	2	1
We can run P_0 to completion, then Available:	5	1	3	2
We can run P_1 to completion, then Available:	5	2	3	2
We can run P_2 to completion, then Available:	6	3	4	2

Estado inseguro

	Allocation				Request			
	A	B	C	D	A	B	C	D
P_0	2	1	2	2	2	1	4	4
P_1	4	0	2	1	2	1	2	2
P_2	1	3	2	1	1	2	2	2
P_3	1	1	1	0	2	0	0	1
P_4	2	0	2	1	1	1	1	1

Available: (Work) A B C D = 3 0 1 1

Is there deadlock???

+

	A	B	C	D
We can run P_3 to completion, then Available:	4	1	2	1
We can run P_4 to completion, then Available:	6	1	4	2
We can run P_1 to completion, then Available:	10	1	6	3

We cannot run P_0 (not enough D) or P_2 (not enough B), so deadlock!!!

Fonte: http://www.cs.uni.edu/~fienup/courses/copy-of-operating-systems/lecture-notes/notes98f-12.lwp/notes98f-12.htm

Deadlocks (impasse): Algoritmo do Banqueiro para vários recursos

* Substituímos uma matriz por 2:
  * Recursos máximos
  * Recursos Alocados ao processo
* E um vetor: recursos disponíveis
* Estado abaixo é seguro?

	Allocation			Need			Available		
	q_1	q_2	q_3	q_1	q_2	q_3	q_1	q_2	q_3
p_1	0	3	1	7	2	2	3	1	3
p_2	2	0	0	1	2	2			
p_3	1	0	0	8	0	2			
p_4	2	1	1	0	1	1			
p_5	2	0	2	2	3	1			

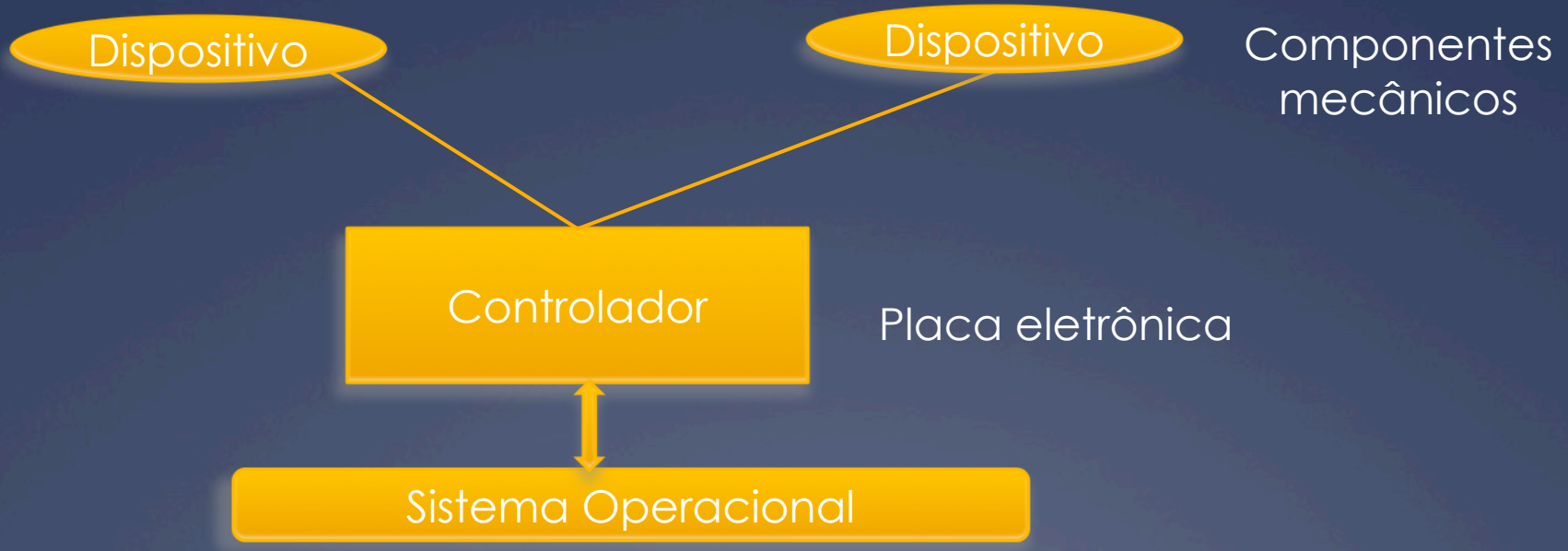
Fonte: http://www.mfatih.com/operating-systems-informations/deadlocksdetectionsrecovery-and-avoidance.html

Entrada e Saída

* Dispositivos
  * De bloco:
    * informação em blocos de tamanho fixo (128b-> 4K)
    * Cada bloco com número sequencial
    * Blocos podem ser acessados independentemente
    * Discos, USB, disketes, CD, DVD
  * De caracter
    * Informação na forma de sequência de caracteres
    * Leitura/escrita sequencial, sem retorno (streams)
    * Terminais antigos, teclado, mouse, interface de rede, sensores...

Entrada e Saída

* Organização
  * Dispositivos
  * Controladoras
  * Software dependende de dispositivo
    * CompC
* Sistema Operacional lida com controlador

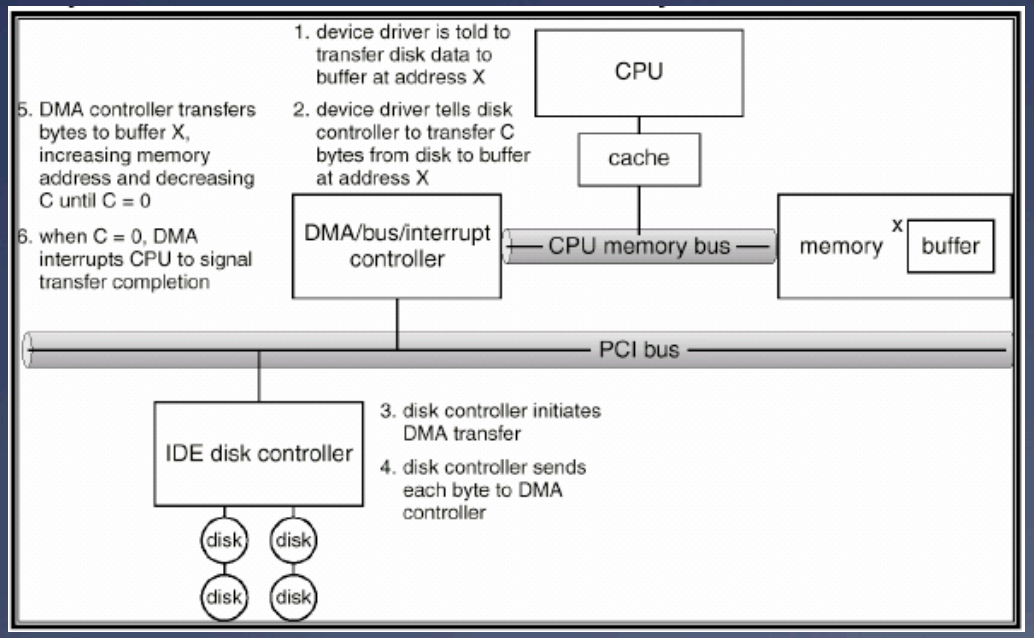


Entrada e Saída

- Cada controlador tem alguns registradores que são endereçados pela CPU a acessados diretamente
- Uma possibilidade é usar espaço de endereçamento especial para E/S, sendo que cada controlador é designado para um intervalo
- SO executa entrada e saída "escrevendo" comandos nos registradores dos controladores.
- Quando comando é aceito, CPU é usada para outro processo
- Quando requisição é realizada, controlador gera um sinal eletrônico que causa uma interrupção
- Sistema consulta vetor de interrupção para localizar rotina de tratamento
- CPU faz a transferência da informação do buffer do controlador para a memória

Entrada e Saída: DMA

* Direct Memory Access
  * Informação é transferida do dispositivo para a memória sem intervenção da CPU
  * Interrupção gerada apos final da transferência
  * Durante transferência, CPU utilizada para outros processos

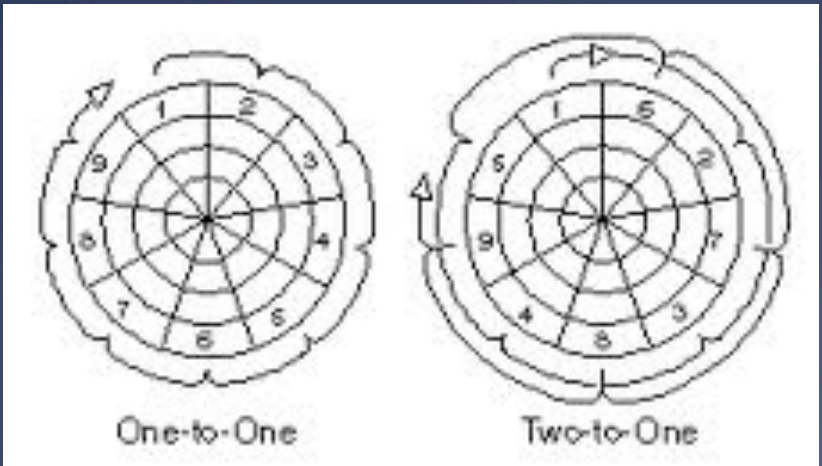


Fonte: http://www.pling.org.uk/cs/ops.html

* CPU fornece local do buffer e tamanho da transferência além do número do setor do disco
* Controlador tem buffer local, pois transferência do dispositivo não p;ode ser interrompida

Entrada e Saída: Interleaving

- Objetivo é maximizar performance de pico
- Setores na mesma trilha são colocados sequencialmente, mas de maneira alternada
- Desta maneira não é necessário esperar revolução completa do disco para ler próximo setor
- Problema poderia ser resolvido pelo SO, remapeando arquivos, mas como fixo para hardware, melhor no controlador
- Grau ideal varia conforme velocidade relativa disco/barramento



Fonte:http://www.webopedia.com/TERM/I/interleaving.html

Software para Entrada e Saída

- Objetivos
  - Independência do tipo de dispositivo
    - "sort < input > output" deveria funcionar sempre
  - Uniformidade da escolha de nomes
    - Independente do dispositivo
    - E.g. em Unix podemos montar dispositivos de bloco em qualquer diretório
  - Detecção de recuperação de erros
    - Deve ser feita o mais próximo possível do hardware possível
    - Maior parte dos erros pode ser corrigido por repetição
  - Bloqueio vs. Interrupção
    - No nível de usuário geralmente bloqueio – mais fácil de codificar
    - No nível do SO geralmente interrupção , pois permite utilização dos recursos do sistema enquanto E/S é realizada

Software para Entrada e Saída

* Quatro camadas
  1. Processamento de interrupção
  2. Drivers de dispositivo
  3. Software de E/S independente de dispositivo
  4. Software do usuário

Processamento de Interrupções

* Interrupções eliminam a ilusão de multiprocessamento
* Objetivo: esconder interrupções o mais internamente possível ao sistema
* Em Minix, processos são bloqueados quando comando de E/S emitido e interrupção é esperada (mesmo drivers)
* Quando interrupção ocorre o processador de interrupção faz o necessário para desbloquear processo
  * V() em semáforo, envio de mensagem (Minix), etc.

Drivers de dispositivos

- Um para cada tipo de dispositivo (ou classe de dispositivos semelhantes, ex. SATA)
- Encarregado de traduzir comandos emitidos pelo software independente de dispositivo para particularidades do controlador
  - Inicio e fim de buffer, tamanho da tansferencia, etc.
- Encapsula conhecimento sobre
  - Número e função dos registradores de um controlador
  - Particularidades na organização do dispositivo
    - Linear, cilindros+trilhas+setores,
    - cabeças,
    - movimento do braço do disco,
    - fatores de interleaving,
    - atrasos mecânicos

Drivers de dispositivos

* Exemplo: disquete
  1. Bloco N é requisitado
  2. Se driver está livre, pedido é aceito, senão requisição e colocada em fila de espera
  3. Requisição é traduzida em termos concretos:
     1. verificar onde estão setores correspondentes ao bloco pedido,
     2. onde está braço do disco,
     3. se motor do braço está funcionando,
     4. se disquete está girando
  4. Decide comandos a serem emitidos (iniciar rotação, mover braço, etc.
  5. Emite comandos, escrevendo nos registradores do controlador (um de cada vez ou lista ligada, dependendo do controlador)
  6. Driver bloqueia esperando resultado
     * Quando operação termina sem demora (ex. Memória gráfica), driver não precisa bloquear
  7. Após operação concluída, verifica erros, e retorna resultado ou trata erro

Software independente de dispositivo

* A maior parte do software de E/S é independente de dispositivo
* Cuidado: ainda temos CLASSES de E/S: bloco e caracter
* Divisão exata de limites entre software independente de dispositivo e drivers depende do sistema
  * em alguns sistemas, driver faz funções poderiam ser independentes, oferecendo visão mais abstrata

Software independente de dispositivo

* Funções básicas
  1. Interface uniforme para uso dos drivers
  2. Administração de nomes de dispositivos
     * Mapeia nomes simbólicos para dispositivos reais
     * Em Minix I-node para arquivo especial com "major device number usado para localizar driver e "minor device number" para passado para driver como parâmetro
  3. Proteção dos dispositivos
     * Como prevenir acesso indevido?
     * Minix/UNIX usa proteção do sistema de arquivos
  4. Possibilitar blocos de tamanho padrão
     * Dispositivos diferentes podem ter tamanhos de setores distintos
     * Camadas mais altas vêem apenas "dispositivo virtual" padrão.

Software independente de dispositivo

* Funções básicas (cont.)
  1. "Buffering"
     * Bloco: Hardware lê/grava blocos grandes, usuário pode ler/ gravar até um byte
     * Char: usuários podem escrever mais rápido que dispositivo pode aceitar/ teclado pode chegar antes do uso.
  2. Cuidar da administração do espaço alocado em dispositivos de bloco
  3. Reservar e liberar dispositivos dedicados
     * Fitas magnéticas, gravador de backup, dvd, ...
  4. Relato de erros
     1. Maior parte feita pelos drivers, já que erros em sua maioria são específicos para cada disponsitivo
     2. Porém, ex: quando bloco não podem mais ser lido?

Software no nível de usuário

* Rotinas de E/S em Bibliotecas
  * Printf, scanf, fprintf, etc
* Comandos de leitura/escrita em linguagens
* Colocam parâmetros nos locais corretos para chamadas de sistema
* Rotinas que constroem E/S a partir de especificações
  * Atoi, printf
* Outros programas
  * Spooling
    * Spooling directory + daemon; daemon é o único com acesso à impressora
  * Email, acesso à redes, etc.

E/S em MINIX

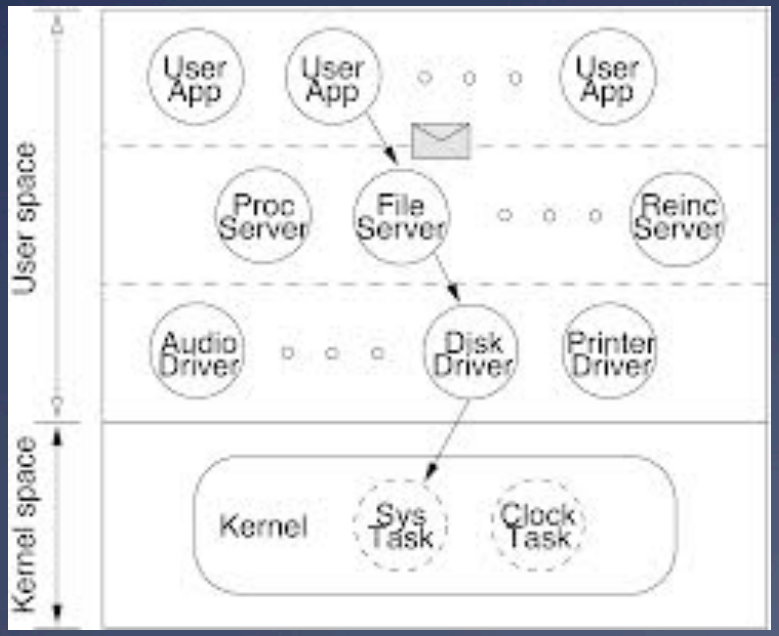
- Interrupções
  - Já tratado, feito no kernel
- Drivers dos dispositivos
  - 1 para cada classe de dispositivo de E/S
  - Processo completos, com seu estado, reistradores, mapas de memória, etc.
  - Comunicação inter-processos e com sistema através de mensagens
  - Cada driver escrito em arquivo fonte separado
    - Escrita em áreas de outros processos através de mensagens ao kernel
  - Processos normais, apenas com privilégios diferentes de mensagens

E/S em MINIX

* Implementação diferente do Unix

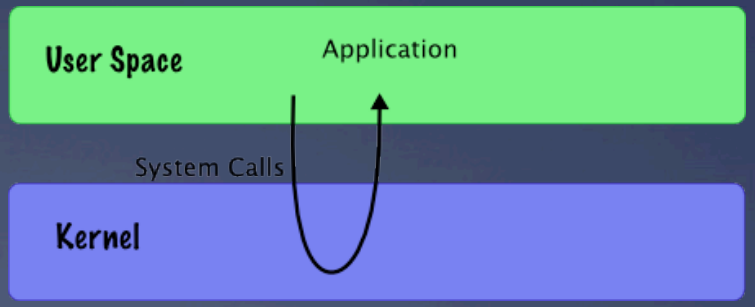
MINIX:

* processo independente, comunicação por mensagens
* Mais modular



UNIX

* Duas áreas no processo user space e kernel space
* Chamada ao sistema como chamada de procedimento
* Causa interrupção, kernel verifica se ok, muda para kernel space
* Mais rápido



http://ph7spot.com/musings/introduction-to-unix-signals-and-system-calls

Principais Drivers do Minix: RAM DISK

* Permite tratar a memória como dispositivo de block qualquer, mas com acesso instantâneo
* Várias áreas da memória podem ser usadas como RAM disk, cada uma com minor device number diferente
* RAM disks podem ter intersecção

Principais Drivers do Minix: RAM DISK

- 4 Ramdisks
  - /dev/ram
    - disco RAM própriamente dito, usado para salver os arquivos mais frequentemente usados com o objetivo de acelerar seu acesso.
    - Utilizado para verões cd/dvd.
    - Em minix1 era usado para rodar Minix em computadores com apenas 1 floppy, colocava-se o "root" em um RAMdisk
  - /dev/mem
    - Usado para tornar acesso a memória padronizado como qualquer acesso a dispositivo de bloco
    - Só pode ser usado por super-usuário
  - /dev/kmem
    - Semelhante ao anterior, mas tem como endereço zero o primeiro byte da memória do kernel
    - Localização intersecta a do ramdisk anterior
  - /dev/null
    - Arquivo especial que aceita dados e os descarta
    - Utilziado por usuáris da shell para descartar saídas
  - Código para manusear ramdisks é idêntico, só sua localização, fornecida pelos vetores "ram_origin"e "ram_limit"difere

Principais Drivers do Minix: Discos

* Hardware
  * Discos são organizados em cilindros, cada um contendo uma ou mais trilhas (dependendo do número de cabeças)
  * Cada trilha é dividida em setores, todos com mesmo tamanho em bytes (512 a 4096)
  * Controladores podem executar buscas (seek) em mais de 1 disco ao mesmo tempo. Alguns podem executar leitura OU escrita em um disco e busca em vários . Leitura e/ou escritas simultâneas não são feitas por limitações de tempo real
  * Demoras para inicio/parada do motor, movimento do braço do disco e rotação do disco são grandes em relação aos tempos de acesso a memória (nanossegunos vs. Milisegundos), e devem ser levados em conta para maximizar a peformance do sistema.

Principais Drivers do Minix: Discos

* Software: algoritmos para escalonamento de disco
  * Otimizando-se o movimento do braço do disco pode-se melhorar significativamente a performance de sistemas com muitos processos
  * Requisições são geralmente mantidas em uma tabela por cilindro, cada entrada em uma lista ligada.
  * Suporemos requisições para cilindros: 3, 36, 16, 34, 9, 13, e braço no cilindro 14.

Algoritmos de escalonamento

- FIFO
  - Dispensa explicações
  - No exemplo: 3, 36,16,34,9,13 (111 trilhas percorridas)
- Menor tempo de busca Primeiro (SSTF – shortest seek time first)
  - Próxima requisição é aquela que envolve menor movimento do braço
  - No exemplo,: 13, 16, 9, 3, 34, 36 (53 trilhas percorridas)
  - Melhor fluxo (throughput)
  - Espera indefinidamente longa é provável, conjunto pequeno de processos pode monopolizar discos

Algoritmos de escalonamento (cont.)

* Algoritmo do elevador
  * Próxima requisição a ser tratada é aquela que envolve menor movimento do braço, na mesma direção do último movimento, senão apenas o mais próximo
  * No exemplo: 13, 9, 3, 16, 34, 36 (44)
  * Favorece setores internos do disco
* Elevador unidirecional:
  * usa apenas uma direção para atender os pedidos
  * Supondo de fora para dentro: 13, 9, 3, 36, 34, 16 (64)
  * Elimina favorecimento de trilhas
  * Aceleração do braço tem demora, voltar direto ao início mais rápido que percorrer soma de trilhas
* Variação: após início do movimento, novas requisições entram em lista separada
  * Elimina possibilidade de adiamento indefinido

Algoritmos de escalonamento (cont.)

* Escalonamento de setores dentro de trilha : ordenação otimiza atrasos de rotação desnecessários
* Buffer de trilha: tempo de busca para nova trilha maior que ler trila completa
  * Alguns drivers guardam trilha inteira para otimizar acessos consecutivos na mesma trilha.
  * As vezes feita pelo controlador

Erros

- Erro de programação (# de setor inválido) – abortar ou avisar
- Checksum error" transiente (poeira?): repetir
- Checksum error" permanente(bloco com dano físico) – marcar bloco
  - Problema: backup pode ser por bloco
  - Arquivos com blocos inválidos (sistemas de arquivo)
  - Trilhas reserva, blocos inválidos substituídos por outros reserva automaticamente
- Erro de busca: (braço foi para setor errado): alguns controladores resolvem, senão driver
- Erro de controlador: "botão de reset", invocado pelo driver

Minix Floppy: um exemplo

- Floppy:
  - dispositivo removível barato comum até os anos 90
  - Disco de material flexível
  - Alto desgaste, baixa velocidade
- Pouca probabilidade de concorrência no floppy
  - Blocos de 1k, setores de 512b: Blocos grandes minimizam acesso ao disco, mas são aposta
  - FIFO: pouca probabilidade de concorrência no acesso ao floppy

Minix Floppy: um exemplo

- Do_rdwt (rotina do driver para leitura e gravação)
  - Dma-setup: inicializa dados do chip DMA para que esta transfira diretamente dados à memória
  - Start_motor: verifica se motor está funcionando, senão emite comando para ativá-lo
  - Seek: verifica se braço está no lugar certo, senão instrui controlador e dá um "receive"
  - Tranfer: emite comando de leitura/escrita e em seguida dá um receive, após o qual verifica registradores do controlador . Se erro, retorna código de erro.
  - Clock_mess: manda mensagem ao clock driver para acionar timer que chama procedimento para desligar o motor em 3 segundos (caso haja novo acesso em breve, motor já está ligado, senão, desligamento evita desgaste excessivo
  - Stop_motor: procedimento para parar motor.

Drivers: Relógio

- Hardware
  - Dois tipos:
    - Ligado à rede elétrica (gera interrupção em ciclos de 1/60 de segundo)
    - Cristal (oscilador de cristal + contador + registrador com constante): contador é inicializado e decrementado a cada sinal periódico do cristal (de 1 a mais de 20Mhz), ao zerar controlador gera interrupção.
  - Relógios programáveis:
    - Dois modos: deve ser reiniciado a cada interrupção (one-shot mode) e reinicialização automática (square-wave mode)
    - Pode-se escolher periodicidade da interrupção variando-se constante armazenada no registrador
  - Hardware somente gera interrupções a intervalos predefinidos

Drivers de Relógio: funções

* Manter hora correta
  * 64 bits
  * Tempo em segundos +tics
  * Hora do boot em segundos + tics (32 bits)
* Não deixar processo rodarem por mais que sua fatia de tempo
  * Quando processo começa a rodar, relógio é iniciado pelo valor do quantum,quando interrupção é gerada, escalonador é chamado
* Contabilizar uso de CPU
  * Campo na tabela de processos contabilizado por tics
  * Atualização feita a cada interrupção (não a cada tic- muito caro)

Drivers de Relógio: funções

- Implementar ALARMES (chamada ao sistema por processo de usuário)
  - Alarme geralmente é um sinal
  - Pode-se usar lista ligada com temos dos alarmes, com diferença para próximo alarme e contador de tics até próximo alarme; quando hora do dia atualizada, driver verifica se algum timer venceu
- Fornecer alarmes especiais para o sistema
  - Watchdog timers; semelhante aos sinais para usuário, mas driver chama procedimento estabelecido quando se programou alarme (e.g. Stop_motor no floppy Minx)
- Coleta de estatísticas em geral
  - Profiling: a cada tic, driver verifica se processo está sendo "profiled" e atualiza contador de tics do "bin" correspondente ao PC

Drivers de Relógio: MINIX

- 3 tipos de mensagem
  - SET_ALARM
    - Numero do processo, procedimento a ser chamado, espera
    - Para usuário chamada de sistema através de processo servidor
    - Cada processo pode ter apenas um alarme, novo alarme cancela o anterior.
  - GET_TIME
    - Retorna segundos desde 1/1/1970
  - SET_TIME
    - Apenas pelo super-usuário (Porque?)
  - CLOCK_TICK
    - Mensagem enviada ao driver quando interrupção de relógio ocorre
    - Driver atualiza contadores, verifica alarmes e vê se fatia de tempo venceu

Drivers de Terminal: Hardware RS 232

- terminais com tela e teclado que se comunicam por interface serial, 1 bit de cada vez, em geral 10 bits de 25 pinos: 1 para transmitir, 1 para receber e 23 para funções de controle)300-9600bps)
- 10 bits para transmitir 1 bit de informação: codificação mais comum usa 1 bit de início, 7-8 bits de dados com1 bit de paridade, 1 ou 2 bits de parada.
- Gradualmente substituídos por USB nos micros pessoais mas ainda muito usados em caixas registradoras, leitoras de cod. de barra, e dispositivos de controle remoto industrial
- Hardcopy (impressoras), glass TTY (terminais burros), Terminal inteligente (memória+CPU, entende comandos após sequência de escape), blit (terminal inteligente gráfico serial)
- Barramento/UART (Universal Assincronous Receiver/Transmitter)
  - Driver escreve um caracter por vez que UART transmite.

Drivers de Terminal: Hardware Mapeados na memória

- memória especial (vídeo RAM), que é parte do espaço de endereçamento – controlador de vídeo
- Parte integral do computador
- Controlador do vídeo, no mesmo cartão que a VRAM, lê VRAM e manda sinal de vídeo para monitor
- "Character mapped display" (IBM-PC original)
  - cada caracter ocupava 2 bytes, um com dado outro com atributos (cor, reverso, piscar, etc).
  - Tela com 25x80 caracteres
  - Caracter aparece na tela no próximo ciclo do monitor (50hz, etc.)
  - Muito mais rápido que RS232: 12mseg vs 2083mseg
- Bit Mapped –
  - Cada pixel no terminal controlado por um ou mais bits na memória de vídeo
  - Extremamente rápido
  - Possibilita gráficos complexos
  - Padrão para termimais gráficos atuais
- Teclado é separado do vídeo – para estes interface muitas vezes é paralelea, mas existem terminais RS232.
  - Teclado fornece # da tecla e se foi pressionado ou liberado (permite compor teclas)

Drivers de Terminal: tarefas de teclado

- Coletar caracteres
- Converter # da tecla para código (ASCII, etc.)
- Bufferização (usuário ainda não está esperando entrada)
  - "pool" de buffers : alocados dinamicamentoe conforme necessidade
  - Buffer direto no registro do treminal – driver mais simples
- Echo (imprimir na tela o que foi digitado)
  - Echo em hardware é ruim (modo senha.....)
  - Pode ser complicado se usuário digita quando programa está "imprimindo"
  - Determinar ação quando mais de 80 caracteres (wrapping?)
  - TABS (cálcuo envolve saber onde está cursor em terminais mapeados)
  - Conversão de "return" em "line feed"
  - "cooked mode" tem caracteres com significado especial (^d, etc.) -> deve traduzir para sério de comandos para echo correto
  - Caracter de escape
  - DEL, BREAK, RUBOUT
  - OBS: editores sofisticados usam modo "Raw" e decodificam sequencias de caracteres no nível de usuário.

Drivers de Terminal: tarefas de tela

* Mais simples que teclado
* RS232 diferente de Mapeado em Memória
* RS232 –
  * buffers de saída diferentes para cada terminal
  * Após toda a saída ser copiada para buffer, caracter é enviado e driver bloqueia até completar transmissão
* Mapeado em Memória - Caracter
  * Caracteres extraídos 1 de cada vez do "espaço de usuário"e copiados para a VRAM
  * Exige processamento de caracteres tipo backspace, cr, etc.
    * CR no fim da tela envolve "scrolling" – pode envolver cópia ou ajuda do terminal (que pode ter apontador para "inicio")
  * Posicionamento do cursor

O System Task do Minix

* Processo rodando no espaço de endereçamento do kernel (Juntamente com Clock Task)
* (Até o Minix 2, todos os drivers eram *tasks)*
* Recebe todas as chamadas ao Kernel
  * Divisão em camadas do Minix impede comunicação dos servidores com Kernel, porém existem tarefas que devem ser relegadas a este (ex. Criação de processo com chamada fork)
  * Recebe também chamadas dos Drivers

O System Task do Minix

- Mensagens tratadas
  - SYS_FORK – ProcessManager informa sistema que novo processo deve ser criado.. Mensagem contém índices onde pai e filho devem estar na tabela (da qual PM e FS tem sua própria cópia) .
    - Procedimento *do_fork* copia entrada do processo pai no processo filho e zera contabilidade do filho
  - SYS_NEWMAP – após criar nova entrada na tabela, PM aloca memória para processo filho. Com esta mensagem, MM informa o Kernel sobre novo mapa de memória para processo filho. Passado um poteiro para o mapa. Informação também usada para preencher *p_regs* contentdo os "segment registers"
  - SYS_EXEC – Chamada pelo PM quando o processo invoca exec(). Cria nova pilha par ao processo e aloca argumentos e ambiente nela. SYS_EXEC recebe apontador para nova pilha e informa kernel, além de zerar alarmes
  - SYS_XIT – um processo termina quando emite a chamada EXIT ou quanto recebe um sinal não tratado. Nets caos, SYS_XIT é chamado. do-xit elimina processo de usas filas e envia dados de contabilização.

O System Task do Minix

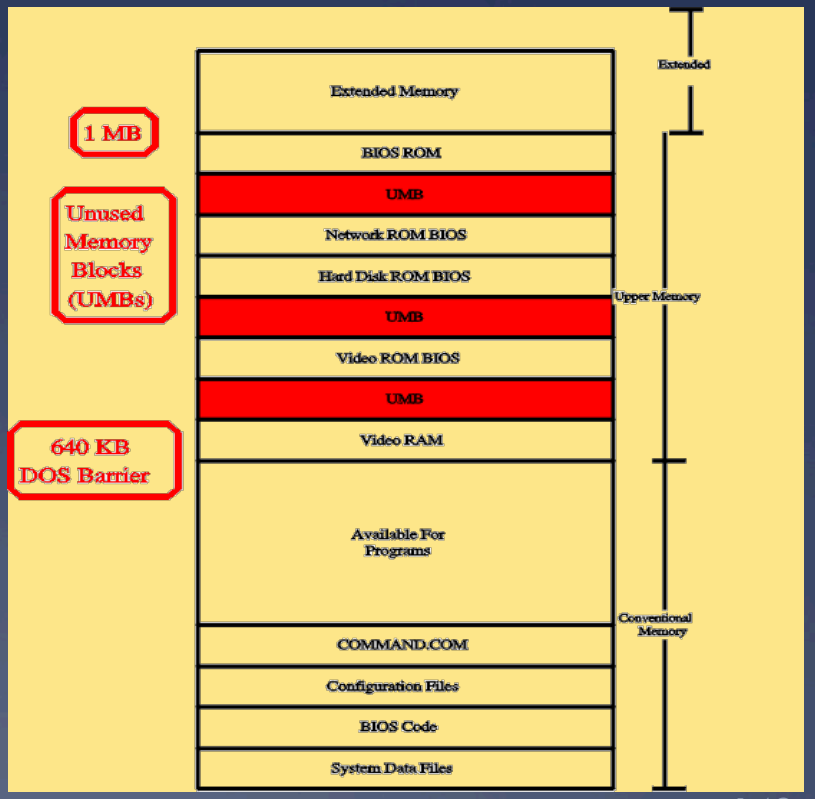
* Mensagens tratadas
  * SYS_GETSP – usado pelo PM quando chamadas BRK e SBRK são emitidas, para ver se segmento de dados e de pilha se cruzam.
  * SYS_TIMES – usado por PM para implentar a chamada times.
  * SYS_ABORT – chamada por processos servidores (PM, etc.) quando erro crítico é encontarado. do_abort chama "panic"
  * SYS_SIG – cuida da maior parte das tarefas ligadas ao processamento de sinais, que apenas Kernel pode executar (empilhar PSW, CS register, # do sinal na pilha do processo sinalizado). do-sig chama build_sig e empilha resultado
  * SYS-COPY - usado por drivers e PM para copiar mensagens de e para processos

Administração de Memória

- Quando?
  - Sempre que existe um Sistema Operacional
- Hierarquia
  - CACHE ⇔ MEM. PRINCIPAL ⇔ MEM. SECUNDÁRIA
  - Princípio da localidade central na idéida de Cache
- Tipos de administração de memória:
  - Escolha (fetch) – quando escolher próximo pedaço a ser transferido para a memória
    - "demand"- só quando trecho de memória é requisitado,
    - Antecipatória – sistemas de alta performance
  - Colocação – onde colocar um pograma/trecho na memória
  - Reposição ("replacement") – o que retirar da memória para livrar espaço

Memória Real

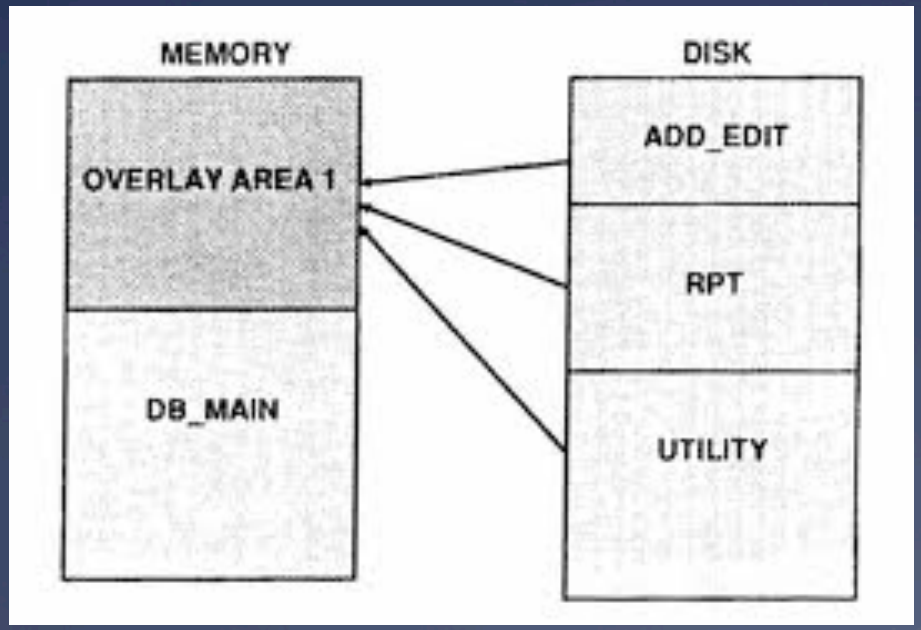
* Monoprogramação sem "swapping"
  * Só 1 programa + SO na memória de cada vez.
  * Quando processo termina (e só então) - novo processo carregado em seu lugar



Fonte:http://www.sierrahelp.com/GeneralHelp/MemoryManagement.html

Memória Real

- Programas muito grandes: OVERLAY
  - programador define que parte programa é carregado de cada vez
  - Area fixa e área de troca de memória
  - Comandos para substituir partes da memória



Fonte: http://homepage.smc.edu/morgan_david/cs40/cs40.htm

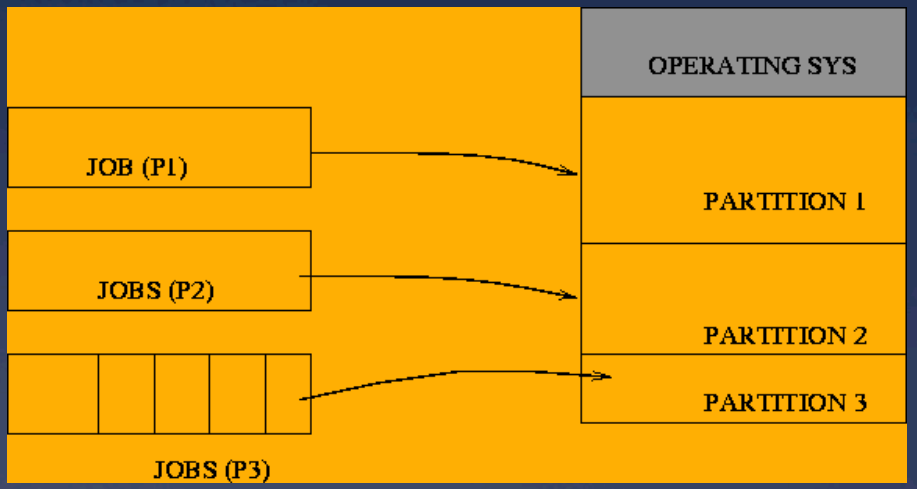
Memória Real

* Multiprogramação
  * Computadores usavam em média apenas 20% da CPU durante execução dos programas
  * Computadores extremamente caros: necessário maximizar uso
  * Mais de um programa na memória de cada vez permite usar CPU quando outro programa está aguardando ação de E/S
  * Como fazer com memória?

Fonte: http://homepage.smc.edu/morgan_david/cs40/cs40.htm

Memória Real

* Particionamento de memória
  * Memória dividida em várias partes
  * Programa colocado em uma das partições
* Partições fixas
  * Partições a memória pré-definidas na instalação
  * Proteção por "boundary registers" (no IBM 360 código de acesso na PSW)
  * 1 fila de "jobs" para cada partição
  * Problemas: Fragmentação Interna (uso parcial da memória da partição) , partições podem ficar ociosas muito tempo.



Fonte:http://users.cs.cf.ac.uk/O.F.Rana/os/lectureos8/node3.html

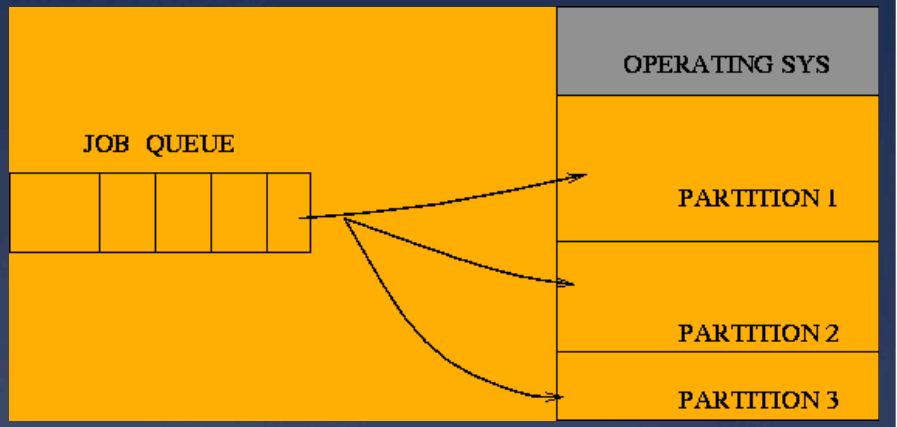
Fonte: http://homepage.smc.edu/morgan_david/cs40/cs40.htm

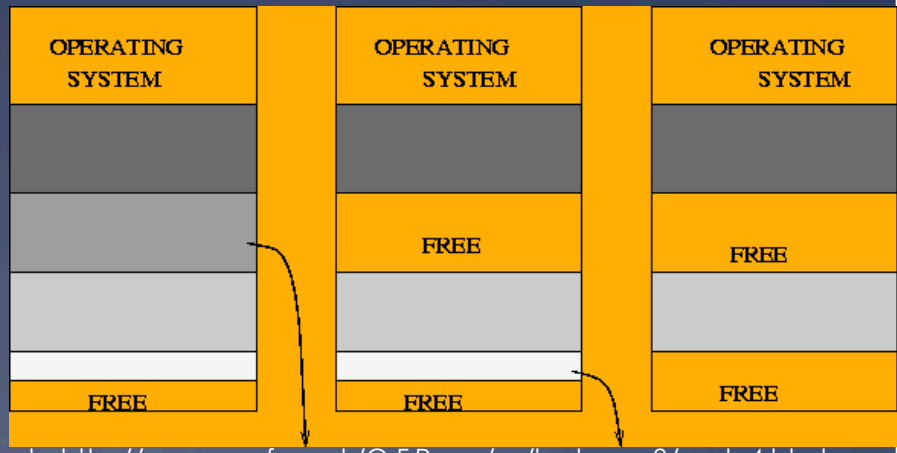
Memória Real: partições fixas

* Tradução e "loading" absolutos:
  * Compilador informado sobre qual será partição utilizada e gera diretamente endereços absolutos dentro da partição.
  * Fila de jobs por partição
* Tradução e "loading" relocáveis
  * Compilador compila programa de maneira que ele possa rodar em qualquer partição
    * Mantêm lista de endereços absolutos e os atualiza carregar programa
    * Endereço relativo a um registrador-base (possível mover programa na memória)
    * Uma fila de jobs, processo roda onde couber
  * Nota: difícil em C.

Memória Real: Partições variáveis

* Sem limites fixos
* Programa ocupam apenas espaço previsto
* Necessária "lista livre" para pedaços disponíveis
* Problema: Fragmentação Externa – buracos pequenos demais para serem aproveitados





Fonte:http://users.cs.cf.ac.uk/O.F.Rana/os/lectureos8/node4.html

Memória Real: Partições variáveis

* Sem limites fixos
* Programa ocupam apenas espaço previsto
* Necessária "lista livre" para pedaços disponíveis
* Problema: Fragmentação Externa – buracos pequenos demais para serem aproveitados. Estratégias
  * "coalescing holes" – buracos adjacentes se juntam
  * Compactação – mantem espaço livre contíguo

QUAIS?

Fonte:http://users.cs.cf.ac.uk/O.F.Rana/os/lectureos8/node4.html

Memória Real: Partições variáveis

* Sem limites fixos
* Programa ocupam apenas espaço previsto
* Necessária "lista livre" para pedaços disponíveis
* Problema: Fragmentação Externa – buracos pequenos demais para serem aproveitados. Estratégias
  * "coalescing holes" – buracos adjacentes se juntam
  * Compactação – mantem espaço livre contíguo
    * Tempo de compactação é improdutivo (overhead)
    * Sitema precisa parar (ruim para tempo real e interativo)
    * Como envolve relocar programas, pode ser necessário manter tabelas com info de relocação.

Fonte:http://users.cs.cf.ac.uk/O.F.Rana/os/lectureos8/node4.html

Memória Real: Partições variáveis

* Estratégias de colocação
  1. First-fit , next fit – rápido e simples
  2. Best-fit – quanto menos desperdícico de memória melhor
  3. Worst-fit – melhor deixar buracos maiores, estes tem maior chance de serem usados.

Memória Real: Partições variáveis

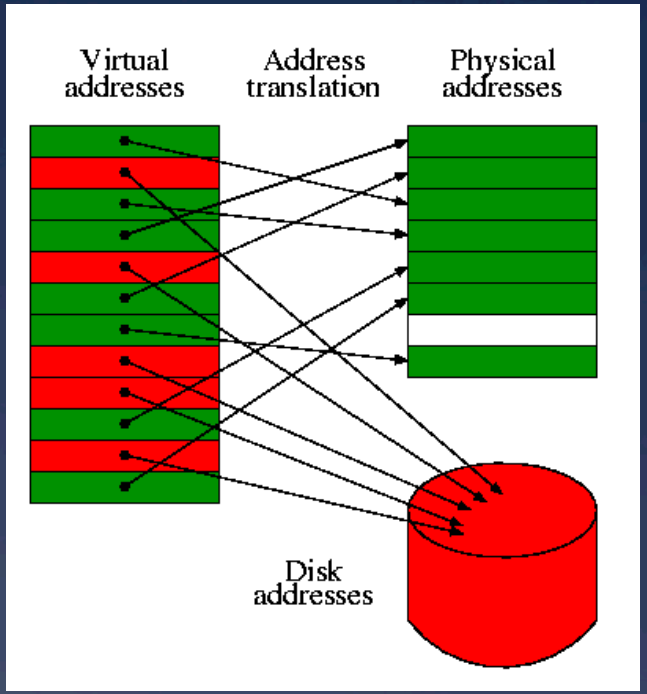
* Implementação
  * Bitmap –
    * 1 bit para cada região de memória:
    * encontra "zero runs" ao alocar
    * Operação muito lenta
  * Lista ligada
    * Mais rápido que anterior
    * Uma ou duas listas (partições usadas e livres)
  * "Buddy system"
    * Tamanhos pré definidos como potências de 2 (2, 4, 8, etc.)
    * 1 lista para cada tamanho (32 listas em memória de 4GB, MUITO menos na época)
    * Quando espaco é liberado, vê se tem contíguo livre, daí junta,e repete o processo: busca em apenas uma lista
    * RÁPIDO
    * Fragmentaçã interna (média 25%, potencial quase 50%)
* Sem "lanche de graça"

Memória Real: Swapping

* Possível com ambos os esquemas anteriores (partição fixa e variável)
* Programa pode ser retirado da memória para otimização de recursos
* Programas retirados quando:
  * Inativo e quero rodar outro (quando é inativo?)
  * Programa precisa de mais memória – pograma precisa trocar de partição
* Precisa de "swap space" na memória secundária

Memória virtual

* Endereços "virtuais" que podem não ser o mesmo do endereço real
* Necessário mecanismo de tradução eficiente sob preço de perder vantagem de reuso da CPU: apoio de hardware
* Habilidade de endereçar espaço maior que memória
* Como memória virtual pode ser maior que real, necesário armazenar trechos não utilizados
* Primeira implementação: Sistema Atlas (Univ. Manchester, 1960)
* Endereços contínuos na memória virtual não são necessáriamente contínuos na memória real

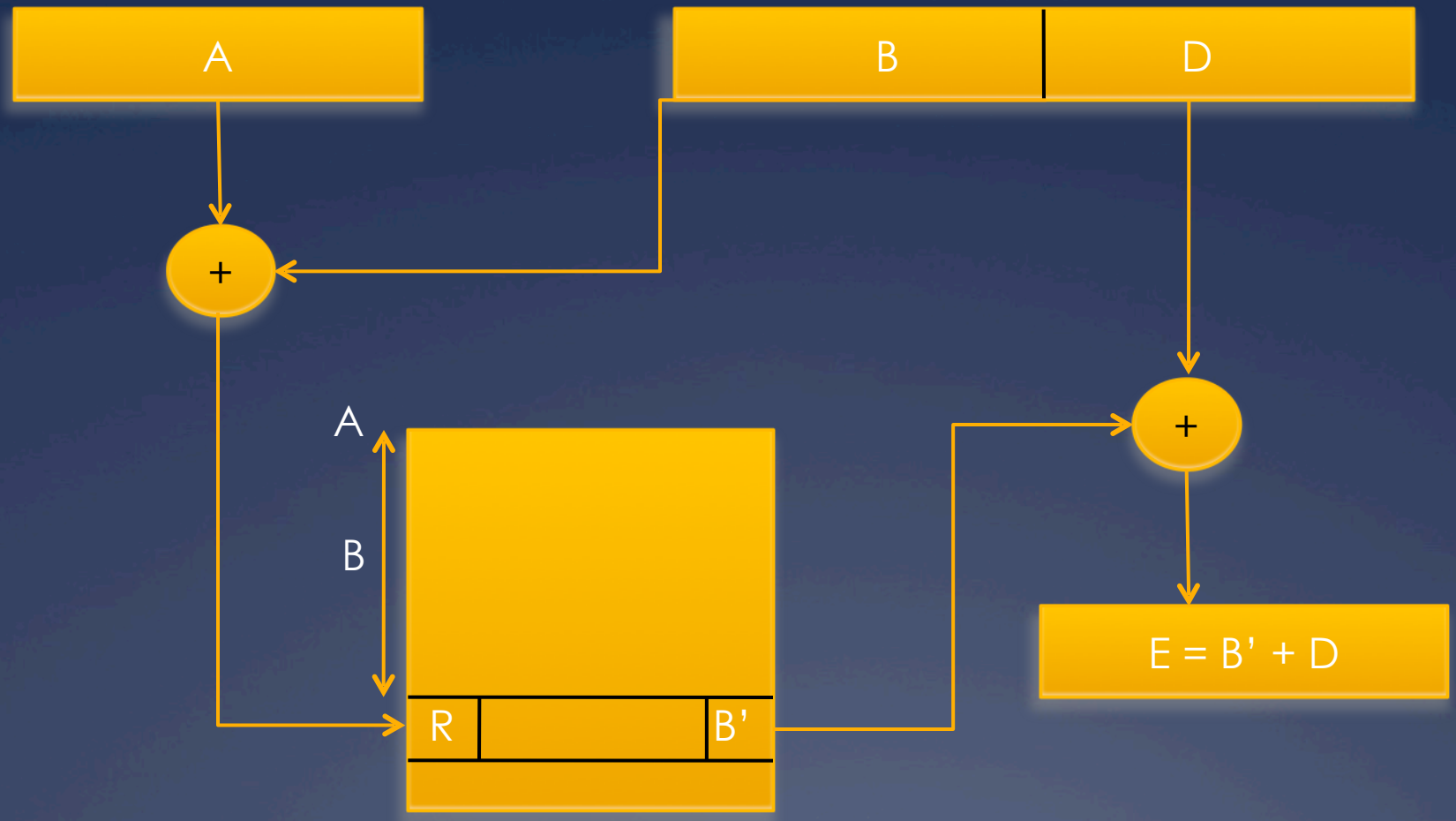


Fonte:http://www.brokenthorn.com/Resources/OSDev18.html

Memória virtual

- Simplifica codificação de programas e compilação do programa
- Memória organizada sempre em blocos
  - Overhead e manipulação de 1 palavra de cada vez é excessivo
  - Blocos pequenos envolvem maior overhead
  - Blocos gandes, demoram mais para transferir, cabem em menor número na memória real.
  - PÁGINAS: blocos com tamanho fixo
  - SEGMENTOS: blocos com tamanho variável
- Funcionamento
  - Cada endereço tem 2 partes: base e deslocamento
  - Tabela de mapeamento de endereços (por processo? Por meória?)
  - Registrador especial indica início da tabela de tradução.

Memória virtual: endereçamento



Memória virtual: funcionamento

- Funcionamento básico
  - Hardware do computador verifica tabela de indexação
  - Se página está na memória, acessa o endreço real
  - Se página não está na memória, lê seu conteúdo da memória secundária (e.g. disco)
    - Caso memória esteja cheia escolhe bloco para ser removido temporáriamente
    - Eventualmente remoção temporária pode envolver escrita no disco

- Campos da tabela de indexação
  - Endereço na memória real do início do bloco
  - Endereço na memória secundária do bloco
    - Usado para buscar páginas ausentes e para gravar páginas que são retiradas da memória
  - Dirty bit
    - Define quando página deve ser escrita na memória secundária
  - Residence bit
    - Define se precisamos buscar a página na memória secundária
  - Reference bit
    - Informa se a página foi acessada após a primeira carga
  - Proteção
    - Usado para verificar se acesso é válido

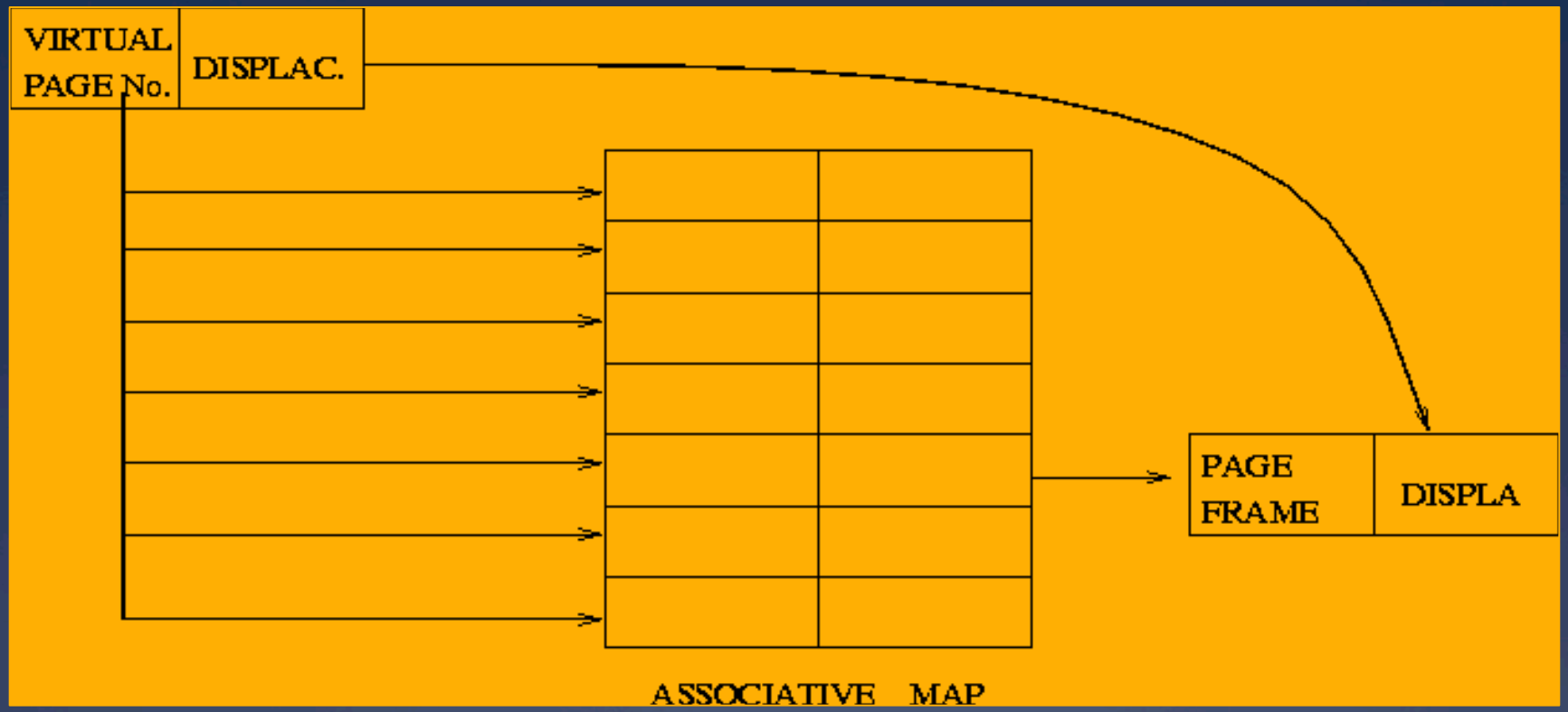
Paginação

- Blocos de tamanho fixo chamados "páginas"
- Páginas da memória alinhadas em endereços múltiplos do tamanho ds páginas
  - Para obter endereço real basta concatenar número da pagina real com deslocamento.
  - Entrada na tabela de mapeamento:
    - Residence bit
    - Endereço da página na memória secundária
    - Número da página na memória real
- Problema: fragmentação interna
  - Media ½ página de desperdício de memória (não tanto)

Paginação: técnicas

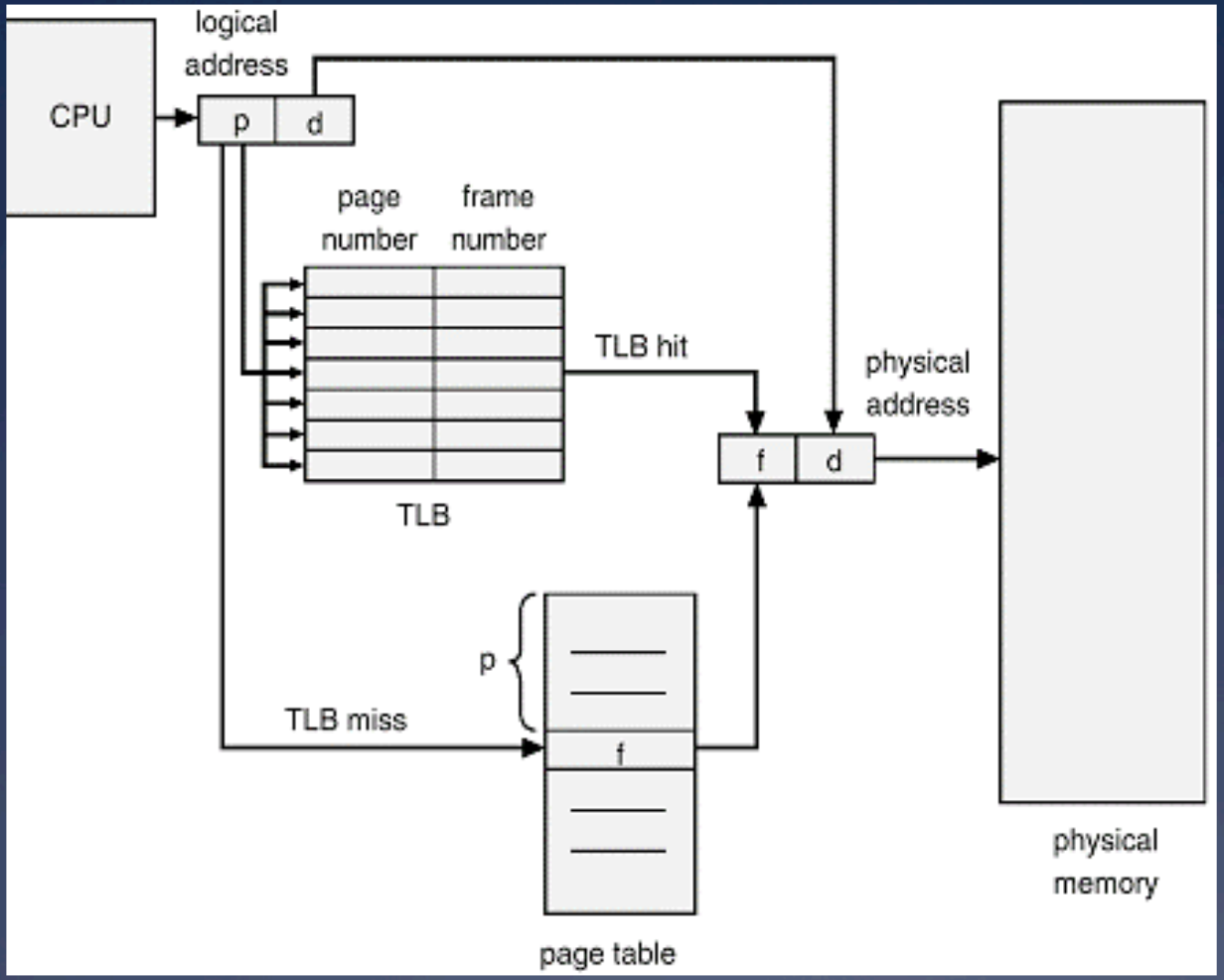
- Mapeamento direto
  - Antes de um processo começar a rodar, SO carrega endereço da tabela de mapeamento no registrador especial
  - Ciclo de mapeamento direto domina tempo de execução da instrução:
    - Mapeamento direto duplica tempo de acesso a memória (dois acessos para obter um endereço: acesso à tabela e acesso final)
    - Pode-se tentar tabela em memória alta performance (cache)
- Mapeamento associativo
  - Memória associativa é endereçada por conteúdo
  - Verificação feita em paralelo, tempo de acesso uma ordem de magnitude mais rápido que memória ordinária
  - Memória associativa guarda tabela com útlimos acessos
  - Endereçamentod da MA feito pelo número da página virtual, conteúdo é número da página real
  - Princípio da localidade garante funcionamento

Paginação: memória associativa



Fonte:http://users.cs.cf.ac.uk/O.F.Rana/os/lectureos9/node2.html

Tabela de páginas + memória associativa



http://www.gitam.edu/eresource/comp/gvr(os)/8.4.htm

TLBs

- Memória de acesso rápido para aumentar velocidade da tradução do endreço virtual para endereço real
- Em geral de 4 a 64 entradas
- Várias maneiras de organização
  - Mapeamento direto:
    - primeiros bits do endereço indicam entrada da tlb, que então verifica se outros bits da página virtual armazenada são iguais, caso seja usa número da página real.
    - Cada página pode estar em apenas uma posição da TLB
    - Podemos ter que remover entrada mesmo quando há entradas vazias.
  - Mapeamento totalmente associativo:
    - busca simultânea de todas as chaves
  - Mapeamento n-asociativo:
    - bancos associativos, cada um n entradas
    - primeiros bits indicam banco, busca no banco é simultânea
    - Cada página pode estar em n posições da TLB
  - Custo aumenta com associatividade, velocidade também.
- Controladas por hardware ou por software (falha de TLB e SO repõe entrada com campo da tabela de páginas)

Segmentação

* Um programa pode ocupar vários “segmentos”de memória, cada um de tamanho diferente
* Elimina fragmentação interna
* Divisò em segmentos geralmente é “lógica”
* Proteção
  * Implementação mais complexa para proteçào de acesso inválido
  * Porém implementação de códigos de acesso por segmento simplificada (divisão lógica não física)
  * Códigos de acesso: leitura, escrita, execução, “append”

Segmentação

* Campos típicos de uma tabela de segumentos
  * Residence bit
  * Tamanho
  * Bits de acesso (r,w,e,a)
  * Endereço do início do segumento na memória
  * Endereço do na memória secundária
* Endereçameto direto ou associativo
  * Semelhante à paginação mas SOMA base e deslocamento ao invés de concatenar (mais lento)
* Fragmentação externa: semelhante à partições variáveis

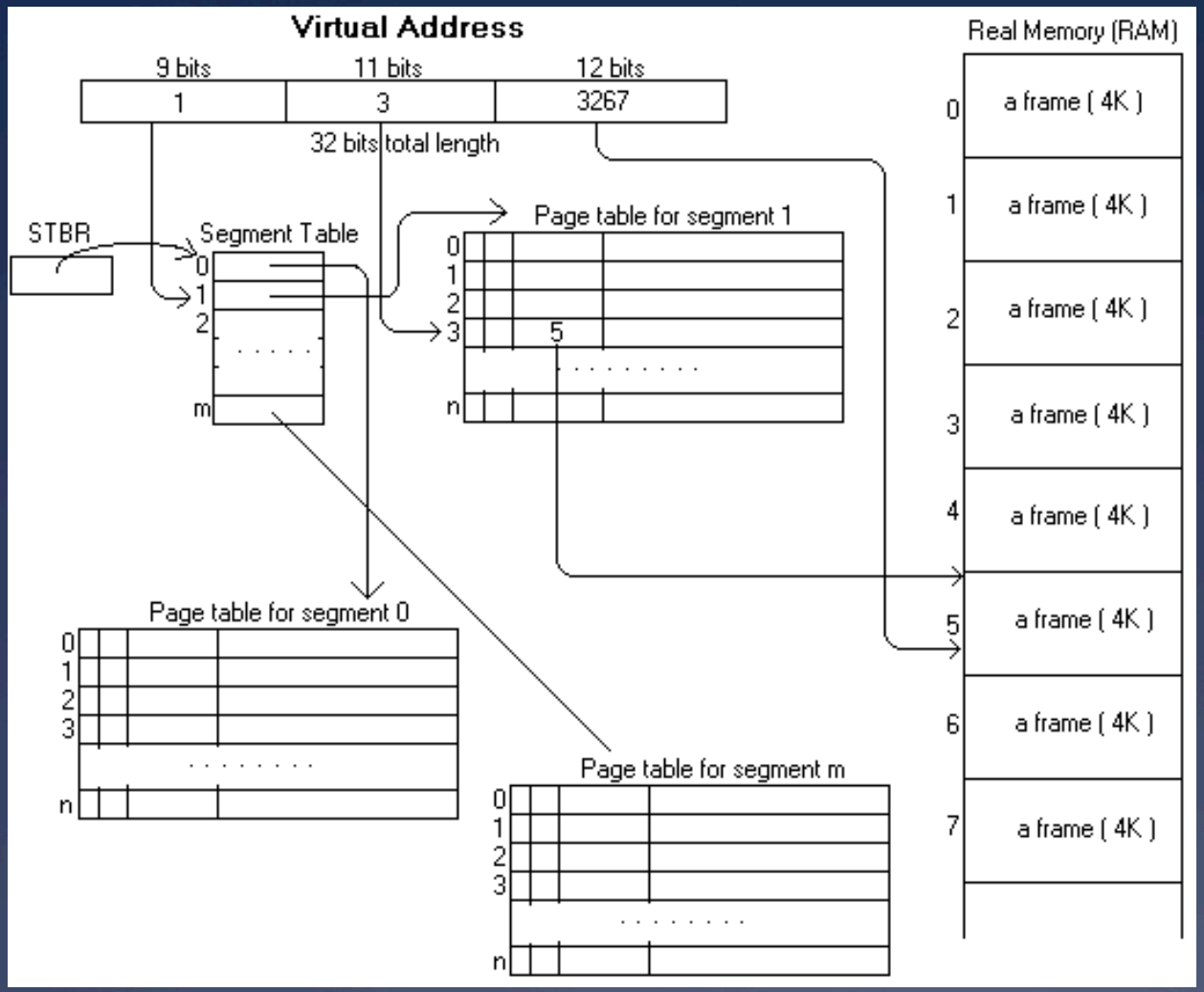
Compartilhamento de memória

* 2 entradas em tabelas de blocos diferentes podem apontar para mesmo segmento/página da memória
* Compartilhamento pode reduzir utilização de memória
  * Ex. Código reentrante: dados separados, mesmo segmento de código
* Compartilhamento pode aumentar velocidade (menos falhas de página)
* Compartilhamento mais fácil em sistemas segmentadospois divisão de blocos de memória é lógica.
  * Em sistemas paginados administração de "páginas parciais" pode ser complexa, solução é aumentar fragmentação interna, alocando páginas
  * Mais complexa com crescimento dinâmico ois invsão de nova página envolve mudar indicações de compartilhamento desta
    * Outros processos que compartilham área precisam ser notificados

Segmentação + Paginação

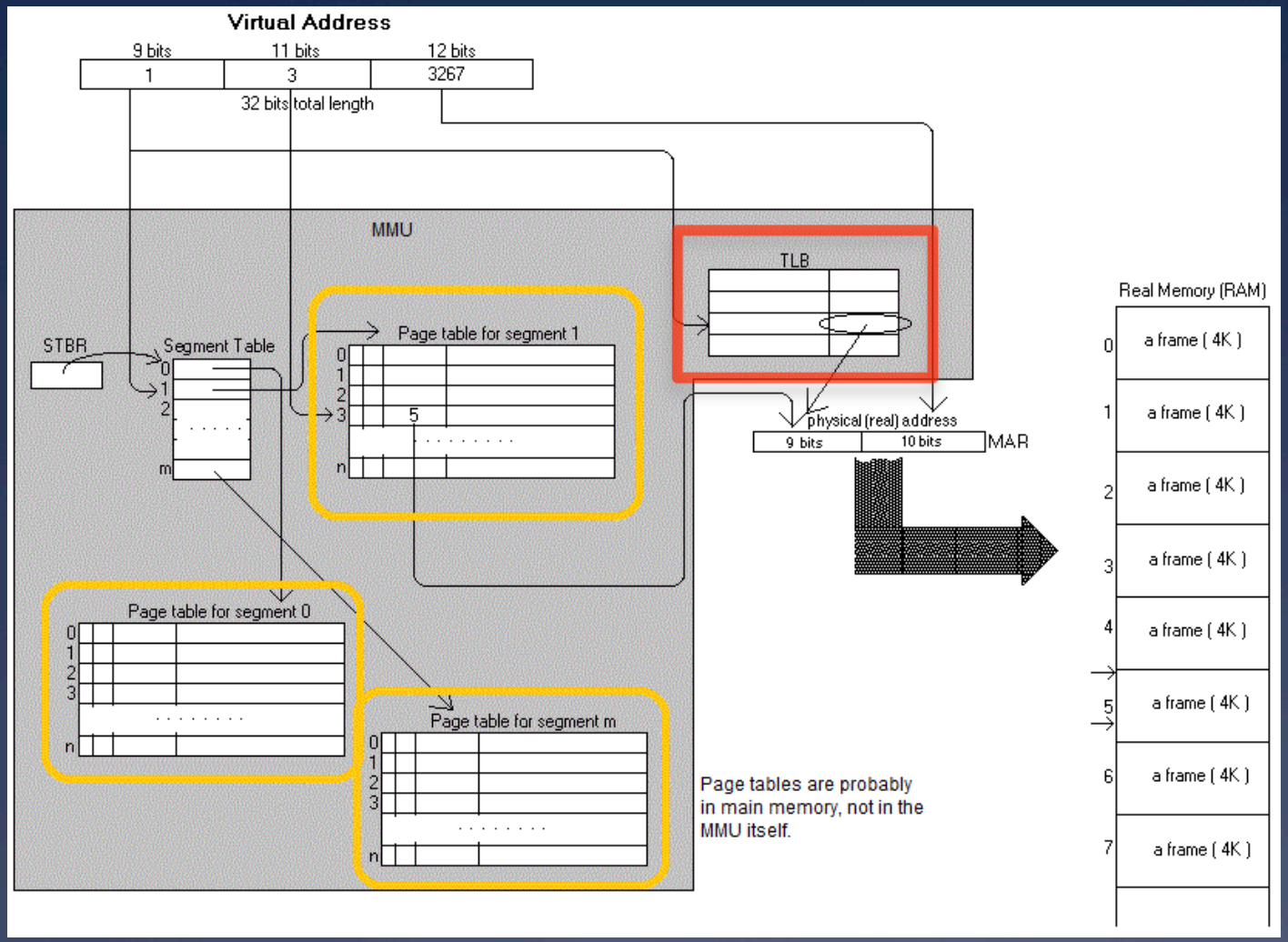
* Memória dividida em páginas
* Páginas agrupadas em segumentos
* Uma tabela de segmentos
* Cada segmento tem uma tabela de páginas
* Endreço maior que memória
* Vantagens de ambos os sistemas
  * Sem fragmentação externa
  * Unidades lógicas para compartilhamento
* Maior overhead de processamento (minimizado pela TLB)
* Endereço dividido em 3 partes
  * Segumento
  * Página
  * deslocamento

Segmentação + Paginação



fonte: http://ptolemy.canisius.edu/~meyer/253/BOOK/ch12/FULLPAGE/ch12-10.html

Segmentação + Paginação com TLB



fonte: http://ptolemy.canisius.edu/~meyer/253/BOOK/ch12/FULLPAGE/ch12-10.html

Administração de memória virtual

- Estratégias de carregamento (*Fecth strategies)*
  - Paginação por demanda é de longe omais usado
  - Carregamento preventivo ou antecipatório: difícil de ser previsto, porém útil quando "page frame" menor que bloco de disco
- Estratégias de colocação (*placement strategies*)
  - Em qual dos lugares vagos colocar?
  - Sistemas segmentados: mesmas estratégias que partições varíáveis (first fit, best fit, worst fit)
  - Sistemas com paginação (paginação pura ou segumentação com paginação) => INDIFERENTE

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

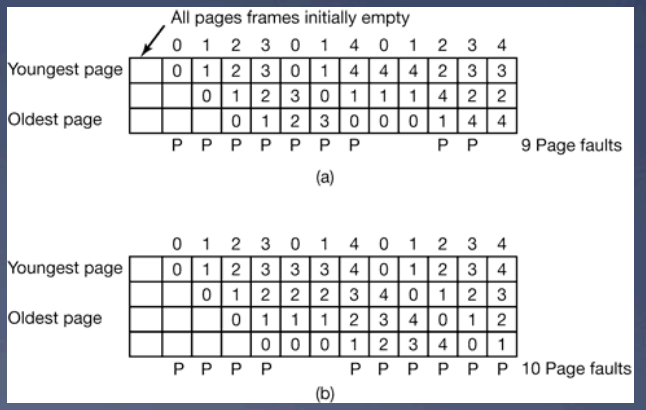
* É possívelque em sistemas multiprocessados com muitos usuários todas os blocos de memória estejam ocupados
* Quando novo bloco precisa ser carregado é necessário política para escolher qual bloco alocado deve ser substituído (trataremos só de páginas para simplificar)
* Idelamente deveria sempre repor o bloco (página) que vai demorar mais tempo para ser utilizado novamente
* Como na maioria dos casos é impossível prever o futuro, várias políticas de reposição usam heur'siticas diferentes para aproximar este princípio
* Princípio da localidade é importante neste caso.

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

* Randômica
  * Supõe poucos processos com uso grande de memória
  * Como maioria das páginas não devem estar sendo utilizadas (princípio da localidade), a chance de se obter uma com muita utilização é baixa.
  * Simples e barato
  * Raramente usado

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

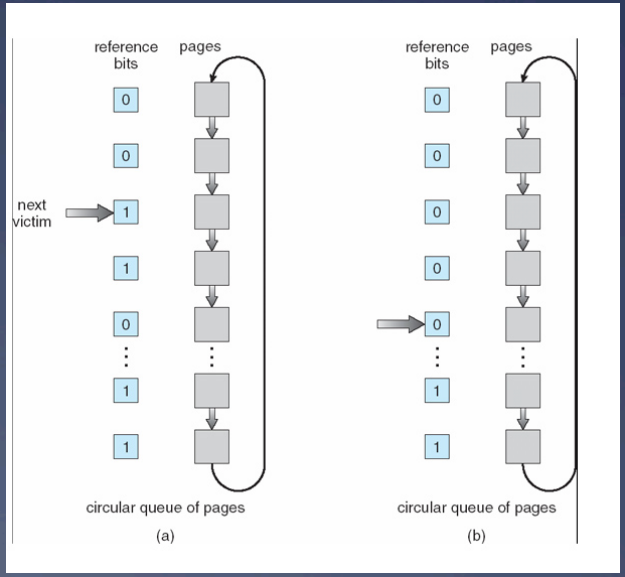
- FIFO
  - Princípio: se página está faz mais tempo na memória, já deve ter sido bastante usada e portanto localidade já deve ter mudado
  - Problema: mutas vezes algumas páginas ficam muito tempo na memória porque são muito usadas (ex. Código de editor de textos, rotinas de chamda do SO)
  - Anomalia FIFO (Belady et al. ,1969) : em alguns casos, mais memória na FIFO pode causar mais falhas de página
    - Mem. Real Com 3 ou 4 páginas
    - Páginass virtuais acessadas
      - 0,1,2,3,0,1,4,0,1,2,3,4



Fonte:http://lovingod.host.sk/tanenbaum/BASIC-MEMORY-MANAGEMENT.html

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

* Variação de FIFO: fifo segunda chance
  * Só são respostas as páginas com o "reference bit" desligado
  * Quando é ncessário repor a página, a fila vai sendo examinada
  * Se a página da frente tem o "reference bit" desligado, página é reutilizada
  * Caso contrário, o bit é desligado e a página movida para o final da fila



Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

- LRU- Least recently used
  - Repõe a página menos usada recentemente,ou, em outras palavras, que foi usada há mais tempo
  - Se página não é usada a muito tempo, não deve ser usada no futuro próximo
  - Considerada boa política: problema é implementação
  - Possíveis implementações:
    - Contadores para cada página, atualizado a cada acesso, resposta página com menor contador
    - Pilha: quando página é acessada, tira-se do meio da pilha e coloca no topo. Reposta página embaixo da pilha
  - Alto overhead (cada acesso)
  - Falhas
    - Loops longos
    - "deeply nested calls"

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

* NUR- not used recently
  * Aproximação de LRU com menor *overhead* (sobrecarga)
  * Mantém marcadas páginas usadas "recentemente"
  * Levam em conta também que é melhor repor página que não foi alterada na memória (1 vs 2 acesso a disco)
  * Usados 2 bits por página: *access bit, dirty bit*
  * Procura de páginas a serem repostas
    1. Pagina não referenciada
    2. Página referenciada mas não alteradada
    3. Páginas referenciadas e alteradas
  * Problema: eventualmente todas as páginas serão referenciadas
    * Periódicamente zerado o "access bit" – páginas muito usadas ficarão vulneráveis por pouco tempo.

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

- NUR- not used recently
  - Implementação
    - Hardware com atualização automática de dirty bit e access bit
    - Uso de residence bit e bit de proteção de escrita
      - Residence bit subsitui acess bit - Páginas após serem carregadas não são marcadas como residentes. Tabela adicional indica que página está presente. No próximo acesso, após falha de página, algoritmo de paginação apenas seta o "residence bit"
      - Protection bit substitui dirty bit – página ao ser carregada é marcada como protegida para escrita. Primeira escrita gera falha de proteção. Algoritmo de paginação seta bit em tabela adicional indicando que página foi modificada e retira proteçaao.

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

* Working set
  * Peter Denning (1968) criou teoria de que cada programa tem seu "conjunto de trabalho" (ex, página com o loop e páginas com matrizes sendo multiplicadas)
  * Para um programa rodar eficientemente, seu conjunto de trabalho precisa estar na memória real
  * Polítia de working set tenta manter este conjunto sempre na memória
  * Um processo deve ser mantido em memória apenas se seu conjunto de trabalho está inteiro na memória, senao deve ser retirado (swapped out)
  * Idéia é prevenir "thrasing" (quantidade excessiva de falhas de página que causa velocidade inviável de processamento) e, ao mesmo tempo, manter o maior número de processos em memória possivel

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

* Working set: implementação
  * Conjunto de trabalho CE(t,j) calculado no tempo T é o conjunto de páginas utilizado nos últimos j acessos
  * j é a "janela" do CE.
  * Problema: como manter o working set:
    * Como calcular T?
    * janela é móvel, ao acessarmos página nova, página mais antiga referenciada pode sair do CE – muito caro calcular t
  * Para evitar sobrecarga de contar todos os acessos, mantém-se alternativamente, aproximação do tempo do último acesso e usar janela de tempo.
    * Podemos usar contabilidade a cada TIC e resetar "reference bit
    * se resetarmos reference bit periodicamente temos NRU

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Administração de memória virtual: estratégias de reposição de páginas

* Working set: WSClock
  * Conceitos de WS e de fifo segunda chance
  * Funciona bem e é utilizado
  * Porém um conjunto não muito claro de idéias diferentes, tíipico de sistemas reais

* Funcionamento
  * Para cada processo temos residence bit (R) e dirty bit(M) mantidos por hardware. A cada k clicks R é resetado
  * A cada tic todos as páginas são examinadas e o tempo é guardado para aquelas onde R vale 1. Campo de tempo é aproximação do último acesso, pela resolução do relógio (na verdade podem ser k tics)
  * Páginas que tem tempo anterior à t – j guardado são candidatas a reposição, se não houver, usamos página mais "antiga"
  * Preferência dada a páginas com M limpo
  * Da mesma maneira que no algoritmo clock, mantida lista circular.

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Considerações sobre paginação

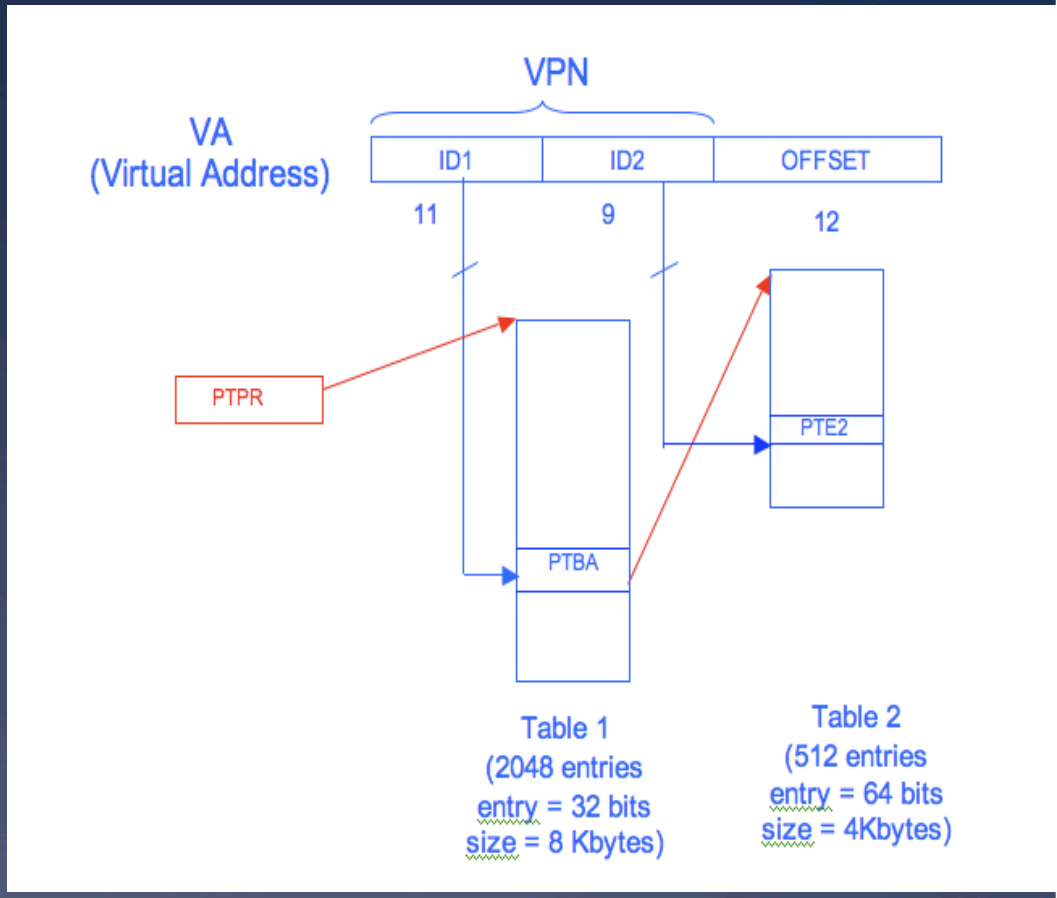
* Tamanho da página

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Outros mecanismos de paginação

- Paginação em mútiplos níveis
  - Uma tabela de página por processo pode usar muita memória (páginas de 4k, 32 bits, 20 bits para número de página, 1 milhao de entradas)
  - Tabela pode ser dividida em tabela primária e várias tabelas secundárias (e terciárias, quaternárias, etc.)
  - Endreço dividido em 3 ou mais seçoes, cada uma usada para indexar uma das tabelas
  - Mantidas apenas tabelas secundárias utilizadas pelo programa.

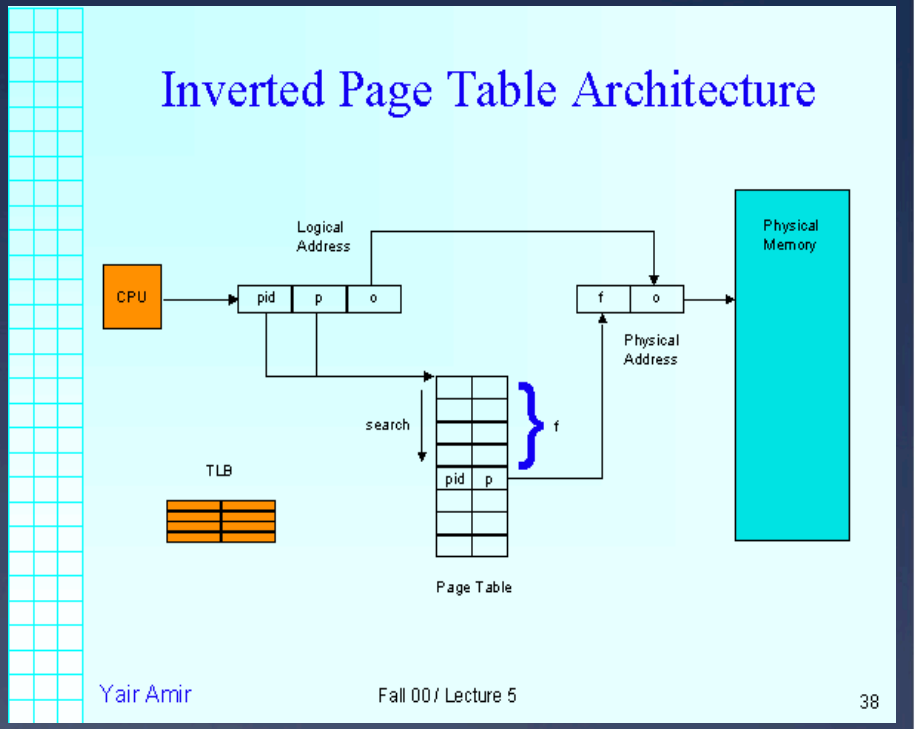
TSAR MMU



fonte:https://www-soc.lip6.fr/trac/tsar/wiki/VirtualMemory

Outros mecanismos de paginação

* Tabela de páginas invertida
  * Tabela global, não por processo, cada entrada deve conter número da pág. Virtual e id do processo.
  * Tabela indexada por número da página real
  * Para procurar endereco vitual Ev para processo PID, procurar entrada na tabela com este conteúdo
  * Se estiver na entrada i da tabela, a página real é a i-ésima página
  * Implementações reais usam tabela de hash para busca
  * Arquietura Itanium.



Fonte:http://www.cs.jhu.edu/~yairamir/cs418/os5/sld038.htm

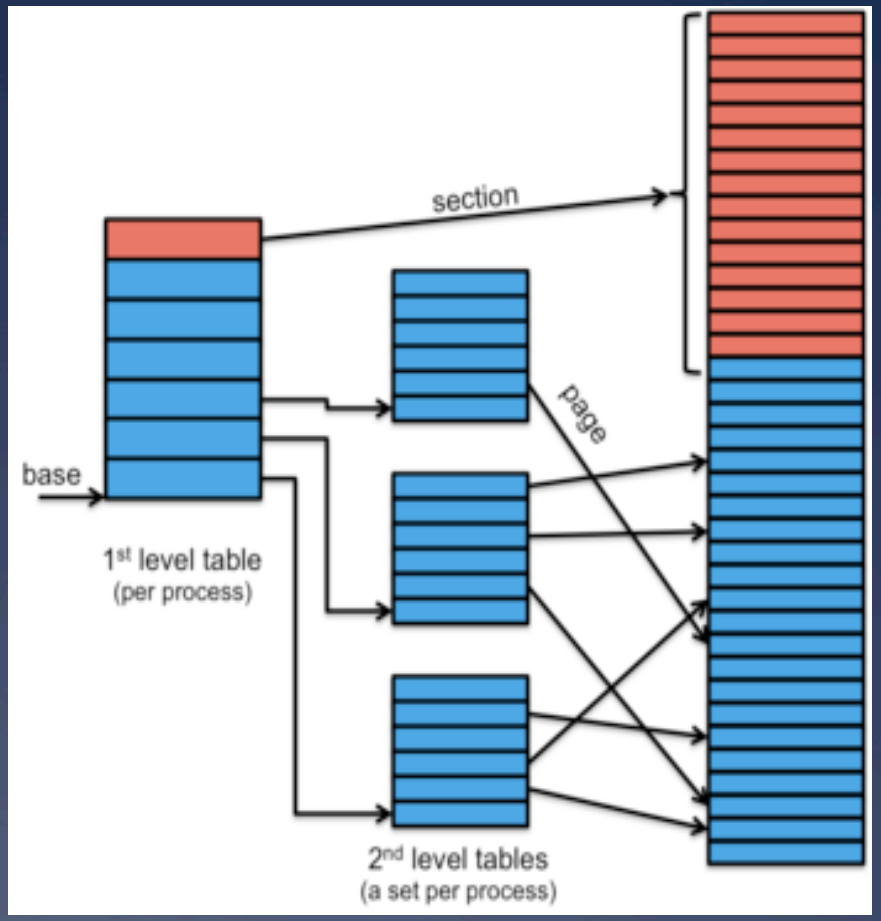
Esquemas de memória em processadores atuais: ARMv7

* Processador RISC (reduced instruction set) de 32 bits
* Telefones celulares, tablets, consoles de jogos (CortexA8 – Motorola Droid, Ipad, IPHone 3GS e 4; CortexA9 – Ipad2)

Fonte:http://meherchilakalapudi.wordpress.com/2011/12/18/virtual-memory-in-operating-system/

Esquemas de memória em processadores atuais: ARMv7

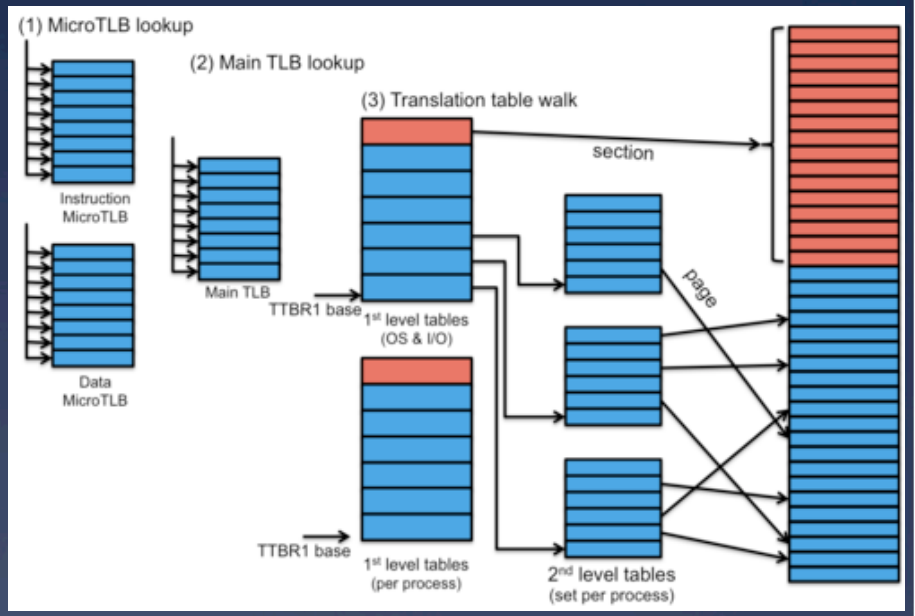
* Memória paginada,
* Dois níveis para estrutura da tabela de páginas
  * Tabela de primeiro nível (por processo) que contém ponteiro para superseção, seção ou tabela secundária
  * Superseções: blocos de memória de 16MB (offset de 24 bits)
  * Seções: blocos de memória de 1MB (offset 20 bits)
  * Páginas grandes: 64kb (offset 16 bits)
  * Páginas pequenas: 4kb (offest 12 bits0
* Estrutura flexível MMU (memory managementt unit)
  * pode ser configuada para usar os vários tamanhos de página bem como seções e superseções.
  * Seções e superseções podem ser combinadas com páginas
  * SO pode ou não usar
* Seções e superseções
  * Possibilidade de endereçar com apenas uma nível de hierarquia grandes porções de memória (por exemplo, para o SO)
  * Uso com páginas introduz problemas comuns à segmentos de tamanho variável



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: ARMv7

* TLB em 2 níveis
* microTLB
  * Menor e mais rápida
  * Uma para instruções (32 entradas) uma para dados (32 ou 64 entradas)
  * Totalmete associativa
  * Lookup em um ciclo apenas -> sem penalidade de acesso na prática
  * Address Space Identifier (ASID) – permite entradada de vários processos na TLB
    * 30 bits chave de enderço, 8 bits ASID
  * Entradas Globais (compartilhadas) e locais (por processo)
  * Paginas tem bits de proteção verificada a cada acesso
  * Reposição round-robin (default) ou randomico



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: ARMv7

* TLB em 2 níveis
* Main TLB
  * Utilizada quando não há hit na micro TLB
  * Apenas 1 por processador, usado para instruções e dados
  * 4 entradas totalmente asssociativas, que podem ser travadas (nota: SO deve travar também páginas na memória real)
  * 64ou 128 entradas em estrutura 2-associativa (2x32 ou 2x64)

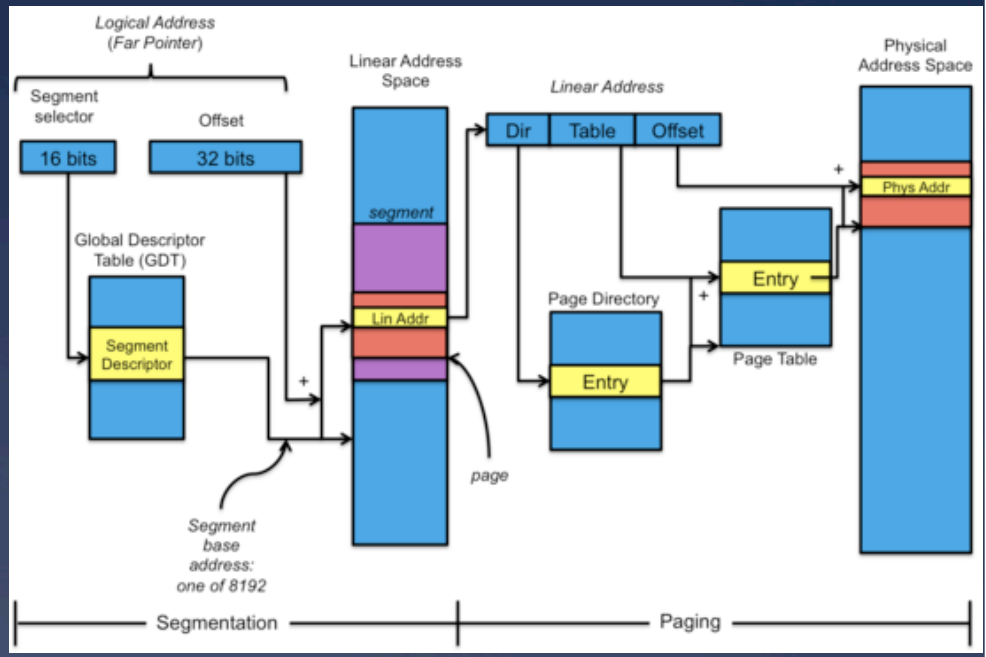
Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-32

- Arquitetura segmentada
- 3 modos de endereçamento
  - Flat memory – endereçamento linear de 4Gb
  - Segmentado:
    - Endreço – seletor de segmento + deslocamento
    - Endereço de memória 16bits (segmento)+32 bits (deslocamento)
    - 16k segmentos, cada um com até 4Gb
    - Alguns segmentos com funçõers específicas (código, pilha, etc.)
- Modo real
  - Característica da série intel x86 é compatibilidade
  - Endereço de 20 bits (1Mb): 4 bits para segumento + 16 bits para deslocamento (16K bytes max)

Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-32

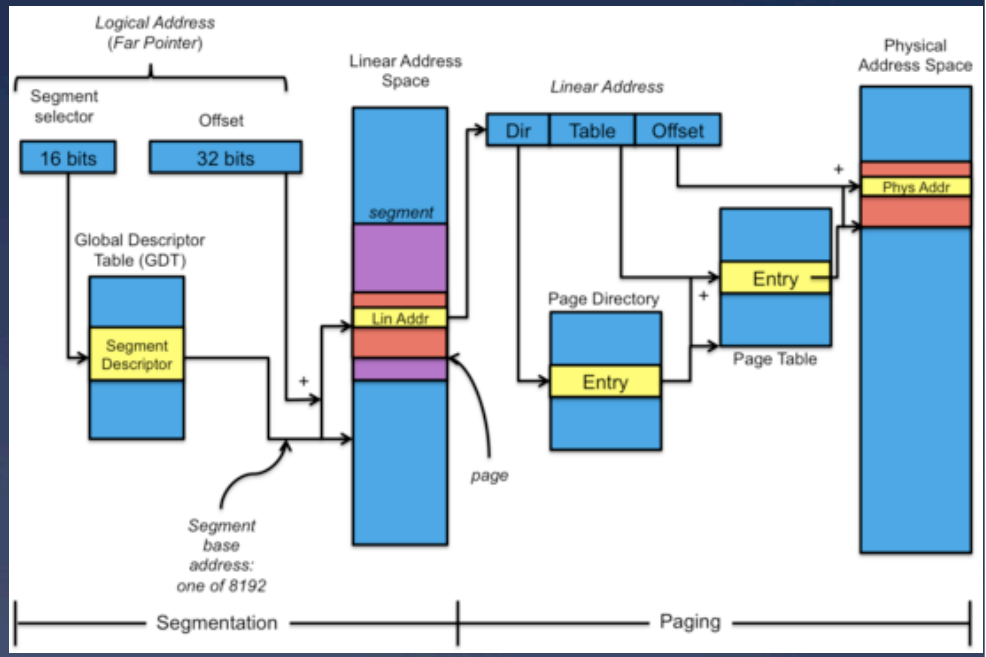
- Endereçamento segmentado-paginado
- 2 tabelas de segumentos, cada uma contem endereços base de até 8.191 segmentos
  - Local descriptor table (LDT):segumentos privados ao processo
  - Global descriptor table: segmentos compartilhads entre todos os procesos (e.g. SO)
  - Seletor de segmentos carregado em registrador de segmentos
  - Instruções tem seletor de segmentos implícito ou prefixo de segumento antes da instrução
  - Sletor de segumento automaticamente seleciona GTD ou LDT
  - Endereço linear:
    - LDT[seletor_segmento] + offset
    - GDT[seletor_segmento] + offset
- Endereço linear tratado como endereço vitual paginado
- Tabela de páginas em 2 níveis.
- Paginação pode ser desabilitada



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-32

* Detalhes da segmentação
* Entrada na GDT contém
  * Sflag (código ou dados?)
  * Accessed (access bit)
  * Dirty Bit
  * Data/write-enable (read only ou read/write?)
  * Data/expansion direction(por default segumentos no topo do segmento, bit muda direção da expansão)
  * Code/execute-only or execute/ read
  * Conforming (indica se execução pode continuar mesmo se nível de privilégio é elevado)
* Detalhe da paginação
  * Páginas de 4Kb ou 4Mb



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-64

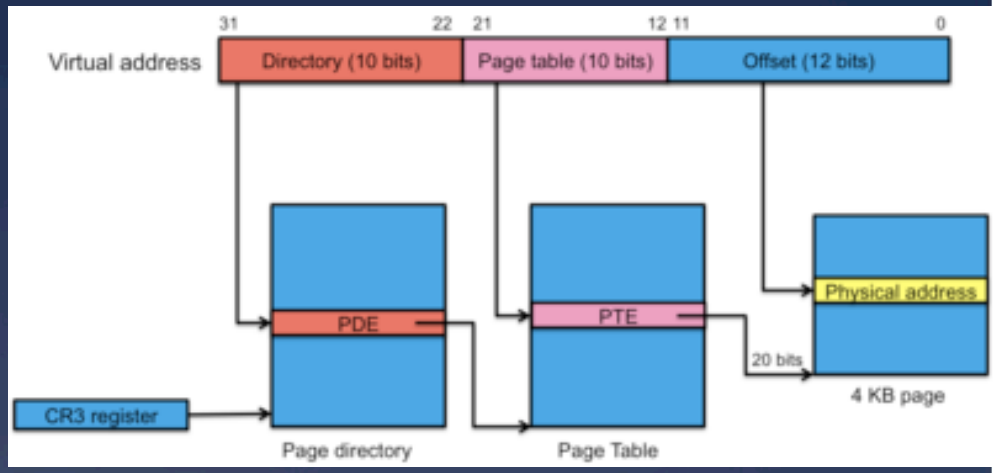
* Apenas paginação (segmentação tem suporte no modo emulação de IA-32 -> compatibilidade)
* Três modos de paginação
  * Paginação 32 bits
  * PAE (Physical Address Extension mode – IA-32)
  * Paginação IA-32e – 48 bits

Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

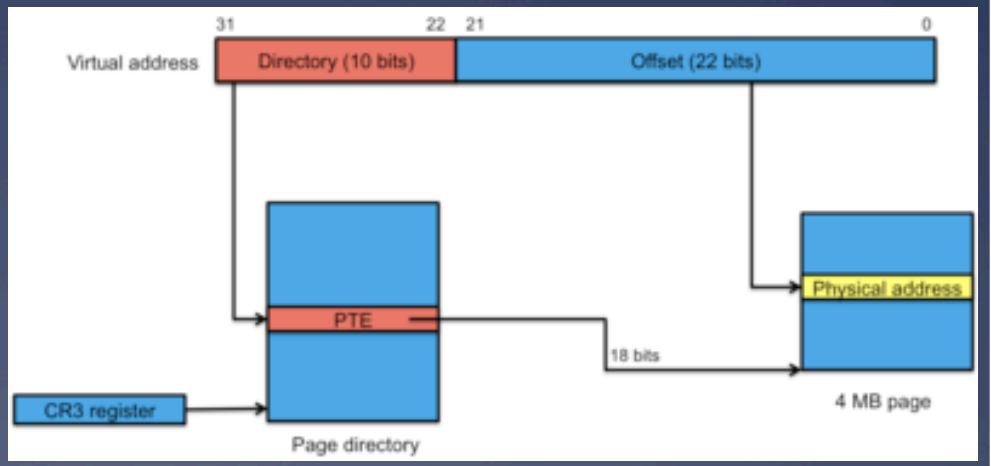
Esquemas de memória em processadores atuais: Intedl IA-64

- Paginação 32 bits
- Páginas de 4Kb ou 4Mb
- Páginas de 4Kb:
  - paginação em 2 níveis (10Bits+10bits+12bits)
  - Tabela de páginas (nível 2) contém base de 20 bits
- Páginas de 4Mb:
  - paginação em 1 nível (10bits+22bits)

Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html



Página de 4KB



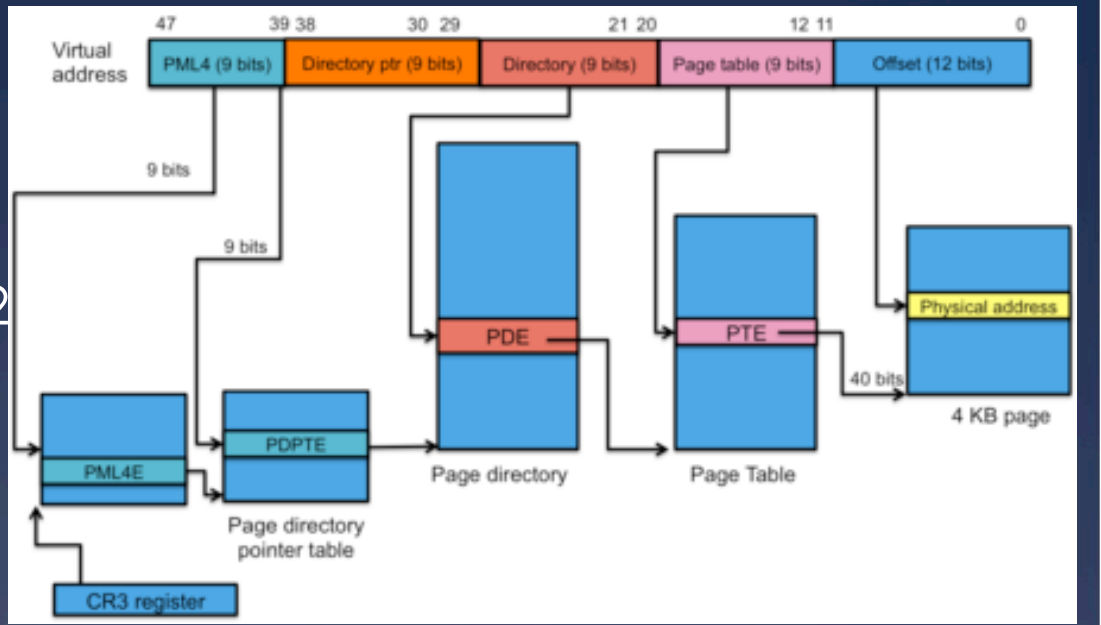
Página de 4MB

Esquemas de memória em processadores atuais: Intedl IA-64

* Paginação IA-32e
* Endereço de 48 bits (256 terabytes) gera endereço real de 52bits (4K terabytes)
* Endereços virtuais de 32 bits
* Gera endereços virtuais de até 52 bits
* páginas de 4Kb, 2Mb ou 1Gb

Esquemas de memória em processadores atuais: Intedl IA-64

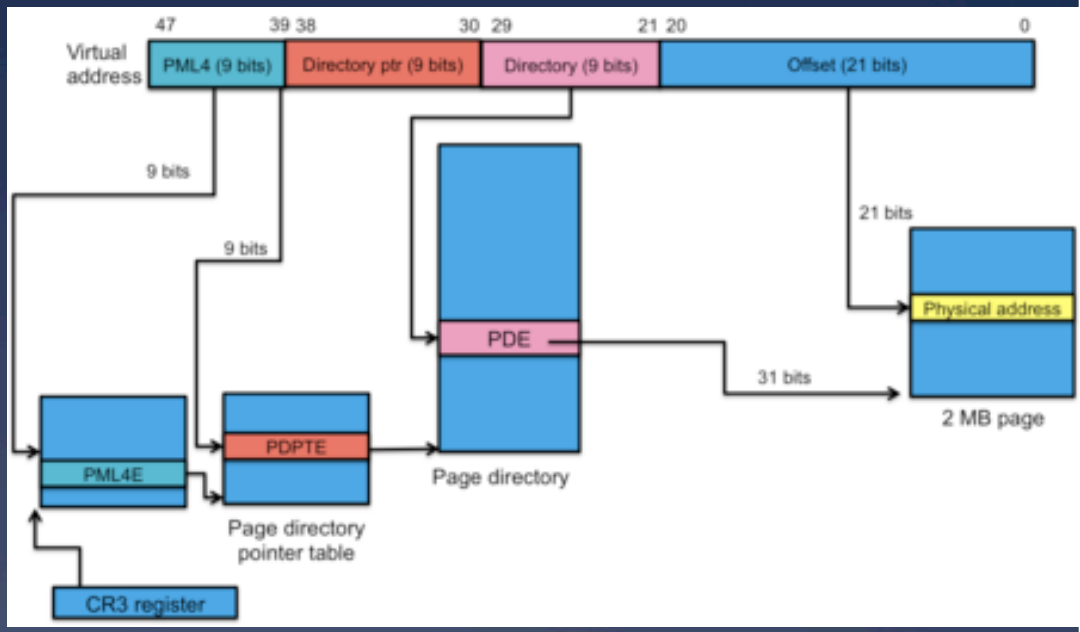
* Paginação IA-32e
* Páginas de 4k
  * Paginação em 4 níveis
  * 9bits+9bits+9bits+9bits+12
  * Cada nível com 512 entradas



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: Intedl IA-64

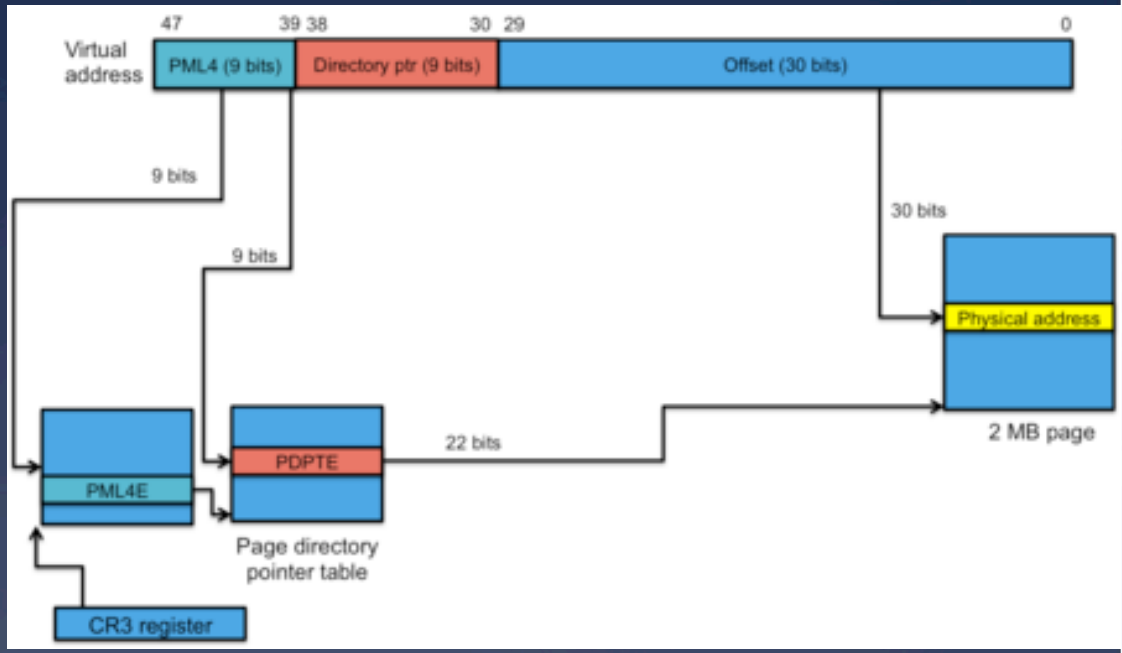
* Paginação IA-32e
* Páginas de 2Mb
  * Paginação em 3 níveis
  * 9bits+9bits+9bits+21bits



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-64

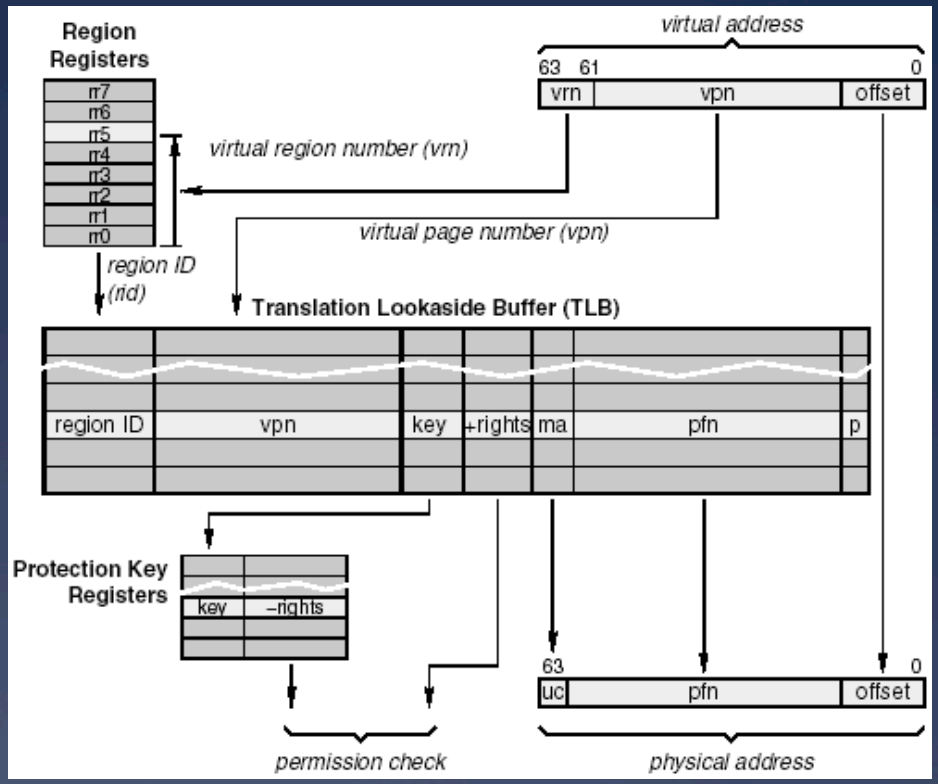
* Paginação IA-32e
* Páginas de 1gb
  * Paginação em 2 níveis
  * 9bits+9bits+30bits



Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-64 - TLBS

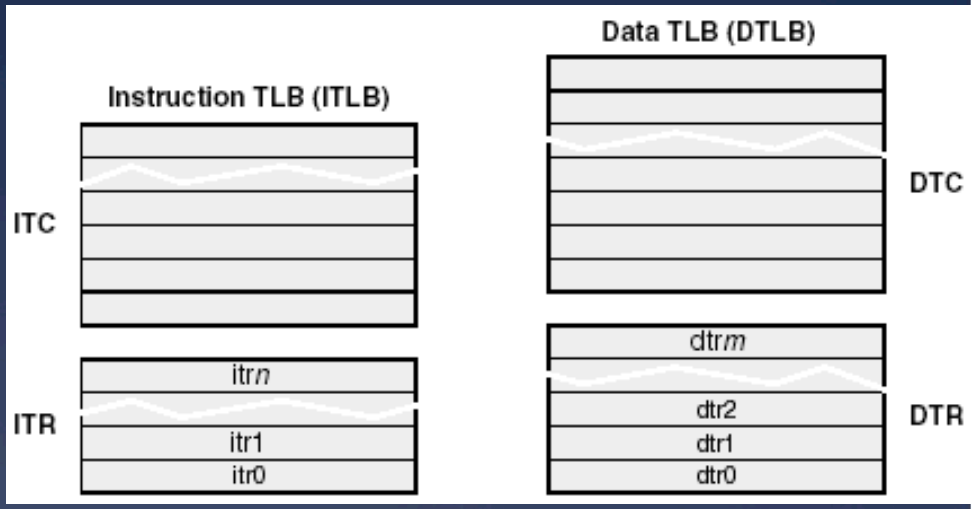
- Conjugada com 3 outras estruturas
  - Region registers
  - Protection key registers
  - Vitual hash page table walker (VHPT)
- Mecanismo de tradução da TLB
  - Endereço em 3 partes
    - VRN (virtual region number)
    - VPN (virtual page number)
    - Page offset
  - Tabela de VRN gera RegionID que, concatenada com VPN, é enviada à TLB,
  - TLB contém
    - PFN (page frame number - página real)
    - MA - indica se endereço pode ir para a cache (determina valor do bit UC)
    - +rights (read/write/execute e nível de privilégio para cada – user/kernel)
    - Key enviado para os protection key registers, onde o registrador com mesma chave indica direitos negativos para completar permissões (pode cancelar os direits em +rights)



Fonte:http://www.informit.com/articles/article.aspx?p=29961&seqNum=4

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-64

- 4 unidades lógicas
- ITLB (instruções)
- DTLB (dados)
- Cada uma tem:
  - *translation caches* (ITC, DTC)
    - reposição determinada pelo hardware(SO)
    - Mínimo 1 entrada – Itanium 96(ITC) +128(DTC)
  - *translation registers* (ITR, DTR)
    - reposição determinada pelo software
    - Mínimo 8, muitas vezes temos opção em determinar que tranlation caches sejam usadas como translation registers
- Para mais detalhes (incluindo VHPT)
  - http://www.informit.com/articles/article.aspx?p=29961&seqNum=4



Fonte:http://www.informit.com/articles/article.aspx?p=29961&seqNum=4

Sistemas de Arquivos

* Pode-se argumentar que melhor maneira de armazenar informação no computador seria deixá-la toda no espaço de endereçamento (ex. 2^{64} bytes: 2^{32} segmentos de 2^{32} bytes)
* Usando proteçã e compartilhamento manteria-se toda a informação na memória virtual.
* Alguns segmentos poderiam guadar diretórios que garantiriam estrutura hierárquica da informação.
* Teríamos espaço de endereçamento padrão inicializado pelo SO com todas as informações compartilhadas
* MULTICS tentou esta abordagem (1964, MIT sistema rodou até 10/2000)

Sistemas de Arquivos

* Esta abordagem, por sua complexidade não foi mais utilizada
* Maiora dos sistemas tem uma *hiearquia de memória*.
  * Caches
  * Memória primária
  * Memória secundária (dispositivos)
* "Sistemas de arquivos" provêm a organização da memória secundária. Geralmente persistente e único para uma instação de um SO

Funções dos sistemas de arquivos

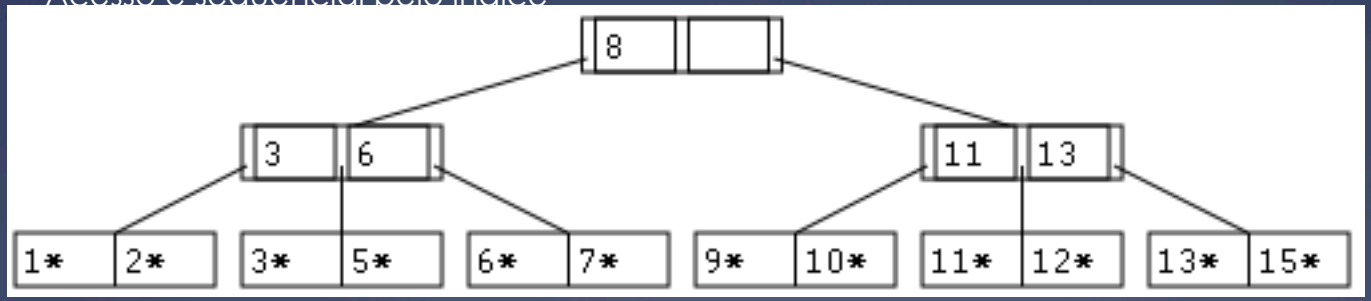
* Criação, eliminação e modificação de arquivos
* Compartilhamento de arquivos
* Controle de acesso
* Backup e recuperação de informação
* Acesso simbólico (por nomes) aos arquivos
* Estruturação dos arquivos (ex. Sequencial, aleatório, etc.)
* Prover visão lógica (não física) dos arquivos: independência de dispositivo
* Segurança (criptografia)
* Integridade de arquivos

Organização de arquivos

- Blocos
  - Registros (comum em mainfraimes, pricipalmente os antigos)
  - Bytes (Unix, Minix)
- Métodos de acesso
  - Sequencial (Unix/Minix – character)
  - Indexado
  - Aleatório (Unix/Minix - block)

Organização de arquivos: organização interna

- Unix block:
  - Sequencia de blocos, mas endereçada por bytes
  - read/write/seek
- QSAM (Queued Sequencial Access Method)
  - Arquivos organizados por blocos físicos
  - Acesso do usuário por registro lógico definido pelo usuário
- ISAM (Indexed Sequencial Access Method)
  - Organização em árvore: blocos com número fixo de registros
  - Apontadores de outros bocos entre registros
  - Acesso é sequencial pelo índice



- Outros métodos (IBM): XDAP, BDAM, BSAM, BPAM, VSAM, OAM
- Em sistemas derivados dos computadores pessoais, em geral acesso aleatório e organizaçao por blocos.

Tipos de arquivos

- Regulares
  - Arquivos de caracter (ASCII,...)
    - Linhas terminadas por "line feed" ou "carriage return" ou ambos
    - Linhas de tamanho variável
    - Arquivos ASCII úteis porque codificação padrão de informação, facilitam uso de "pipes" para conectar saída de um arquivo com entrada de outro.
  - Arquivos binários
    - Código: todos os SO's precisam reconhecer arquivos formatados para código executável (TOPS-20 – DEC – inclusive verificava se código estava em dia com o "fonte" recompilava se necessário.
      - Campos:
        - Header: Número mágico (descreve arquivo executável), tamanho da área de texto, tamanho da área de dados, tamanho do BSS, tamanho da tabela de símbolos, ponto de entrada, flags
        - Texto, Dados, Bits de relocação (para colocar o programa na memória), tabela de símbolos (depuração)

Tipos de arquivos

- Archive (UNIX)
  - Coleção de módulos de biblioteca, compilados mas não linkados
  - Cada módulo, tem entradas com
    - header com seu nome, data de criação, dono, código de proteção e tamanho
    - "object module"
- Arquivos "fortemente tipados" podem ser problema
  - Ex: pré- processador de C (C++) que gera como resultado programa C em arquivo .dat (Livro, pág 487)
    - Compilador C não aceita .dat
    - Sistema impede cópia de .dat para .c

Atributos comuns em arquivos

* Proteção: indica quem pode acessar arquivo e como
* Senha específica para o arquivo
* Criador (usuário)
* Dono (usuário)
* Flag de leitura/escrita (No Unix em prteção)
* Flag de “hidden file”
* System flag
* ASCII/Binary flag
* Archive flag (o arquivo tem backup?)
* Random acess flag (acesso sequencial apenas?)

Atributos comuns em arquivos

* Temporary flag (indica se arquivo pode ser eliminado na saída do processo)
* Lock flag
* Tamanho do registro – arquivos formatados
* Key position (posição da chave em cada registro) – para arquivos formatados
* Key length
* Criação
* Último acesso
* Úlima alteração
* Tamanho atual
* Tamanho máximo (incomum em sistemas modernos)

Operações em arquivos

- Criação
- Remoção
- Abertura
  - Verifica disponibilidade (existe?, tem alguem usando?)
  - Verifica proteção
  - Associa chave ao arquivo para acesso não ser mais simbólico
  - Cria área para guardar bloco
  - Mantém registro para controlar acesso (posição do bloco lido em disco, etc.)
- Fechamento (close): libera registro de controle, buffer, blocos lidos, grava últimas alterações

Operações em arquivos

* Leitura – usuário pode ter que especificar tamanho da leitura (se arquivo não for formatado em registros), e deve fornecer área para armazenamento do resultado (e.g. Read(bytes, &buffer)
* Escrita – grava no buffer, se atingiu final do bloco escreve no disco; se arquivo está no final, aumenta seu tamanho, se está no meio sobrescreve dados
* Append: forma restrita de escrita, só adiciona dados no final do arquivo
* Seek : para arquvos de acesso randômico, muda apontador de leitura/escrita

Operações em arquivos

* Pega atributos: retorna registro com atributos do arquivo; usado , por exemplo, para make
* "Seta atributos" – modifica atributos dos arquivos, em geral operação restrita
* Renomear: pode ser substituído por cópia e remoção(mais overhead)
* Lock – usado para restringir temporáriamente acesso a um arquivo ou parte dele (registro?)

Diretórios

- Arquivos são agrupados em conjuntos chamdos diretórios ou pastas (*directories , folders)*
- Diretórios podem, por sua vez, serem arquivos (Unix)
- Variações
  - Um diretório por sistema
  - Um diretório por usuário
  - Estrutura hierárquica (árvore ou DAG)
    - Nomes absolutos (/usr/local/bin/perl) vs. nomes relativos (fotos/noisNaFoto.jpg)
    - Nomes relativos implicam "diretório corrente" mantido para cada processo

Operações em Diretórios

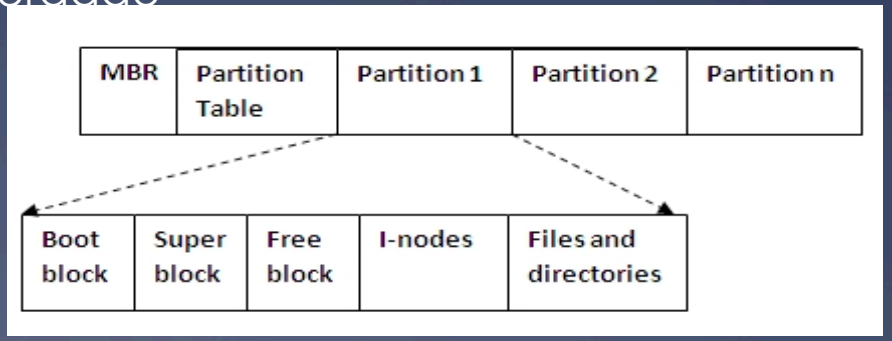
- Criação: cria diretório vazio (em Unix tem . e ..)
- Remoção (em Unix precisa estar vazio)
- Abertura: diretórios podem ser lidos, para isso precisa ser aberto
- Fechamento
- Leitura *(readdir)* -
  - Lê próxima entrada do diretório
  - poderia ser leitura comum, mas usuário precisaria conhecer formato interno do diretório
- Renomear
- Link
  - Hard links:
    - duas entradas apontam para mesmo descritor de arquivos
    - Facilita compartilhamento, arquivos removidos apenas quando não são apontados por ninguem
    - Segurança; bom (não vou perder arquivo), ruim (alguem podem manter meu arquivo vivo)
    - Limitado a um sistema de arquivos
  - Soft links
    - Entrada especial com endereço absoluto/relativo de outra entrada em diretório
    - Pode ser usado em sistems de arquivos diferentes
    - Segurança: bom (remoção do link apenas elimina entrada no diretorio, remoção do arquivo elimina acesso a ele) vs ruim (posso ficar com apontador inválido, ou arquivo pode mudar)
- Unlink: entrada é removida

Implementação de sistemas de arquivos

* Layout de sistemas de aquivos
  * Em discos: Master Boot Record seguido de tabela de partições
    * Partições primárias (sistemas PC tem apenas 4 entradas na tabela de partições)
    * Partições lógicas: SO divide partições em sub-partições, neste caso partição contém tabelas de subpartições
  * Nem todos os dispositivos tem partições: BIOS lê primeiro setor de um disco e procura "número mágico" para ver se é executável (MBR)
  * Cada partição organizada independentemente e tem seu "boot block"

Implementação de sistemas de arquivos

* Organização das partições varia de sistema para sistema
* Unix:
  * BootBlock – se tiver número mágico correto, pode ser programa executável
  * SuperBlock – parâmetros básicos do sistema de arquivos, carregado na memória durante o boot ou quando sistema de arquivos usado pela primeira vez
  * Free space management
  * I-nodes – descritores de arquivos
  * RoodDir – em posição fixa para fácil acesso
  * Arquivos e diretórios – os dados de verdade



Fonte:http://www.moreprocess.com/operating-systems/file-system-layout-in-operating-system

Implementação de sistemas de arquivos

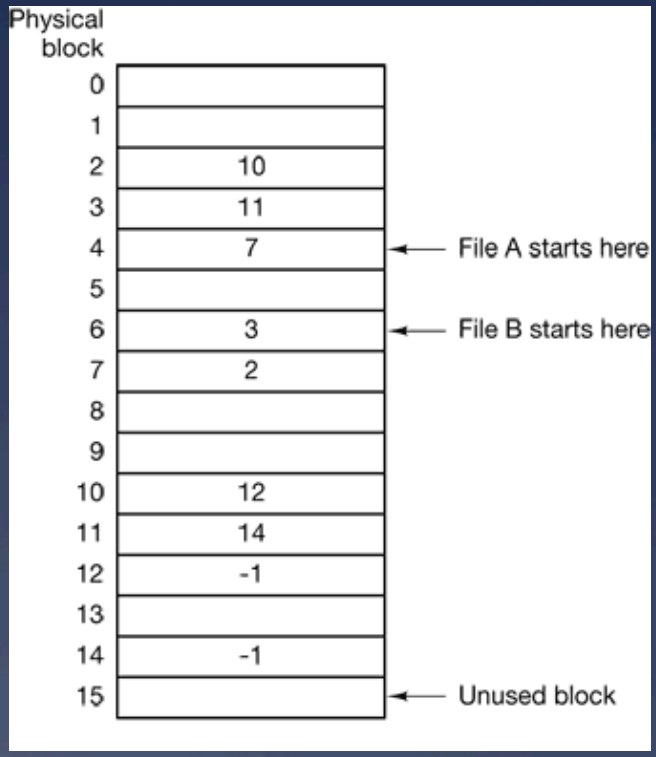
* Alocação de arquivos Contínua
  * Blocos alocados em sucessão física
  * Fácil de implementar, pouca informação por arquivo
  * Ótima performance de leitura – apenas um seek
  * Problema: fragmentação – desfragmentação envolve alto *overhead*
  * Problema: precisamos saber tamanho do arquivo na criação, aumento pode envolver relocação
  * Era muito usado para fitas magnéticas, caiu em desuso,
  * CUIDADO, volta para o passado é cumum em SO
    * razoável para CDROM/DVD/BLUE-RAY

Implementação de sistemas de arquivos

* Alocação de arquivos em lista ligada
  * Cada bloco inicia (termina) com ponteiro para endreço no disco do próximo bloco do arquivo
    * Elimina problema de fragmentação
    * Acesso sequencial ok
    * Péssima peformance em acesso aleatório
    * Fragementação interna pois tamano do bloco não é mais potência de 2 (ponteiro ocupa espaço), dificultando relação bloco/setor

Implementação de sistemas de arquivos

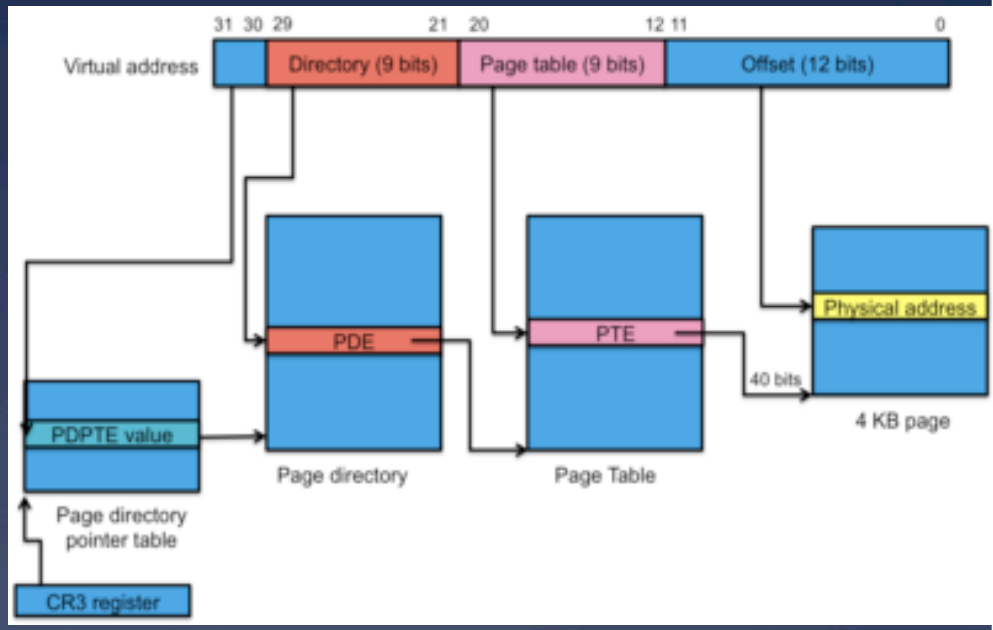
- tabela (FAT)
  - Alguns blocos guardam indexador, que é carregado na memória
  - Uma entrada para cada bloco da partição do disco
  - Entrada no diretório contém número do primeiro bloco
  - Cada entrada na FAT contém índice do próximo bloco do arquivo
  - Como tabela é residente na memória acesso aleatório é rápido
  - Problema tamanhos
    - FAT-12, FAT-16, FAT-32 (máx 4G blocos)



Fonte: tannembaum

Esquemas de memória em processadores atuais: Intel IA-64

- PAE – Physical address extension
- Emula PAE do IA-32
- Endereços virtuais de 32 bits
- Gera endereços virtuais de até 52 bits
- páginas de 2Mb ou 4Kb
- Com páginas de 4Kb, tabela de páginas com 3 níveis (figura)
  - 2bits+9bits+2bits+12bits
  - Page Directory Pointer Table (PDPT) com 4 entradas (2 bits)
  - Page directory
  - Page table: entradas com 40bits (que somadas aos 12 bits de deslocamento totalizam 52bits)

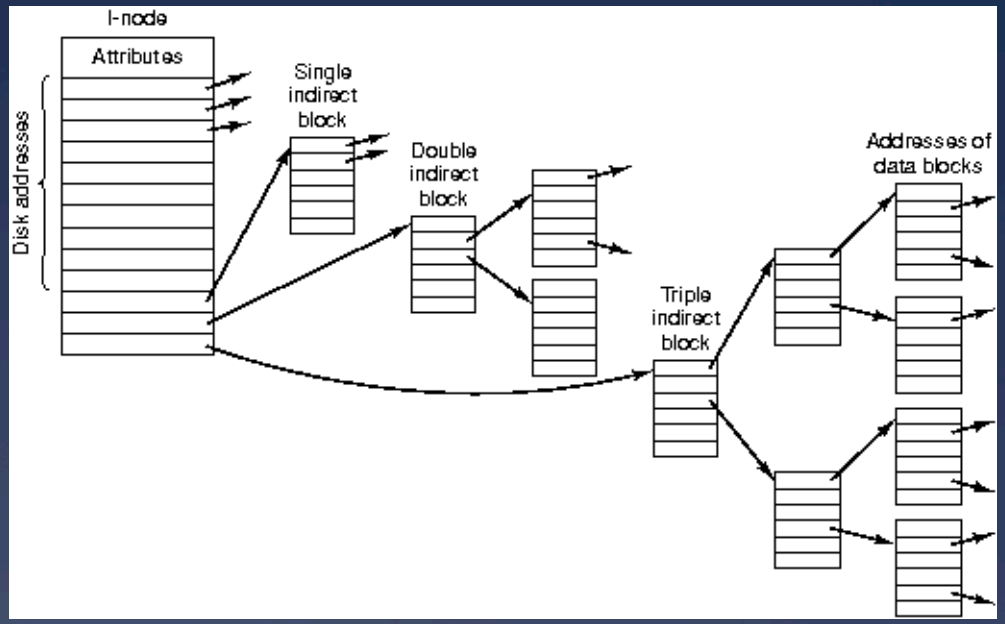


Fonte: http://www.cs.rutgers.edu/~pxk/416/notes/09a-paging.html

Implementação de sistemas de arquivos

Fonte: tannembaum

* I-Nodes (Sistemas Unix)
  * Cara arquivo tem um registro que contém ponteiros para os primeiros blocos e descrição do arquivo (veja em atributos)
  * Arquivos maiores usam esquemas de aceso indireto
    * Single indirect
    * Double indirect
    * Triple indirect



  * Pouco overhead para arquivos pequenos
  * Acessos indiretos envolvem novas leituras do disco
  * Acesso totalmente aleatório de arquivos grandes é lento: princípio da localidade ameniza problema
  * Tamanho de arquivo MUITO escalável:
    * 32bits endereçam $4*10^9$ blocos
      * bloco 4k, 16Tb disco, arquivo 4tb
      * Bloco 8k 32TDisco, arquivo 32Tb.

Implementação de diretórios

Fonte: tannembaum

- CP/M
  - Sistema para computadores de 8 bits
  - 1 diretório para todos os arquivo
  - Entrada tamanho padrão
    - Cód usuário (1byte)
    - Nome (8bytes)
    - Extensão (3 bytes)
    - Extent (1 byte) – para mais de uma entrada para o mesmo arquiv0, diz número da entrda
    - Livre (2 bytes)
    - Blocos em uso (1 byte)
    - Apontadores para disco (16 bytes)
    - Arquivos grandes repetem entradas

Implementação de diretórios

Fonte: tannembaum

* DOS (precursor do Windows)
  * Originalmente para sistemas de 6 bits, disco de 10Mb
  * Diretório raiz é fixo (112 entrdas no floppy)
  * Outros são arquivos normais
  * Estrutura hierárquica de diretórios
  * Sem usuáirio
  * Entrada tamanho padrão
    * Nome (8bytes)
    * Extensão (3 bytes)
    * Atributos (1 byte)
    * Livre (2x2 bytes)
    * Primeiro bloco na FAT(2 bytes)
    * Tamanho (4 bytes)

Implementação de diretórios

Fonte: tannembaum

- Windows 95
  - 2 tipos de entrada (para compatibilidade)
  - Entrada tamanho padrão
    - Nome (8bytes)
    - Extensão (3 bytes)
    - Atributos (1 byte)
    - Campo NT (1 byte) – para múltiplas entradas
    - Sec (1 byte)
    - Data e horário da criação (4 bytes)
    - Ultimo acesso (2 bytes)
    - 16 bits superiores do primeiro bloco (2 bytes)
    - Data e horário da última escrita (4 bytes)
    - 16 bits inferiores do primeiro bloco (2 bytes)
    - Tamanho (4 bytes)
- Windows 95
  - Entradas adicionais para nomes grandes antes da entrada basica
  - Entrda para nomes grandes
    - Novas entrdas associadas ao mesmo arquivo
    - Sequencia(1 byte)
    - 5 caracteres (10 bytes)
    - Atributo (1 byte) – valor inválido para DOS não co mpromete lookup an
    - Zero (um byte)
    - Checksum (1 byte)
    - 6 caracteres (12 bytes)
    - Zero (2 bytes)
    - Dois caracteres (4 bytes)

Implementação de diretórios

Fonte: tannembaum

- Unix
- Tabela de I-nodes em local fixo na partição (local no superbloco)
- localização do I-node a partir do número é trivial
- Diretórios são todos arquivos normais
- I-node para diretório raiz na primeira entrda
- I-nobde contém toda a informação sobre o arquivo, não o diretório
- Entrada
  - Número do I-node (2 bytes)
  - Nome (14 bytes0
- Formato varia, mas sempre I-node e nome
- Busca: I-node zero, carrega diretório, busca, pega inode do primeiro passo, e repete para cada passo do caminho (pg 507 Tanenbaum)

Implementação de diretórios

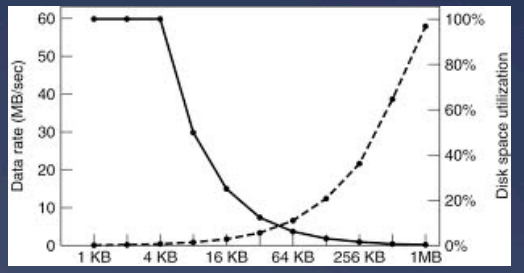
Fonte: tannembaum

- NTFS (Windows 2000 e depois)
  - Em Unix arquivo é conjunto de bytes
  - Nowssistemas windows modernos, conjunto de atributos
    - Cada atribut é um stream de byes
  - Estrututa básica é o Maste File Table (MFT)
    - MFT Éé um arquivo
    - Até 16 atributos, cada um com até 1kb
    - Atributos não residentes (um atributo pode apontar para um arquivo com mais atributos)

Administração de espaço

Fonte: tannembaum

- Questão importante é como o espaço em disco é administrado
  - Sequência contígua de bytes
  - Sequência de blocos (não necessáriamente contínuos)
- Tamanho do bloco
  - Candidatos
    - Setor, trilha, cilindro
    - Desperdício de espaço vs. Taxa de transferencia de dados (latencia de movimento de braço + rotação + taxa de transferencia de cada bloco)
  - Tamanho dos arquivos
    - Unix (2055) mediana do tamanho dos programas é 2k
    - Windows em sistemas científicos (Cornell), idem



http://granite.sru.edu/~whit/cpsc464/Notes/ch4.html

Administração de espaço

Fonte: tannembaum

- Espaço livre
- Blocos com lista ligada de blocos livres
  - -ultima entrada é próximo bloco da lista
  - Apenas 1bloco na memória de cada vez
  - simples implementação
  - Disco de 1Tb, 32 bits para número do setor, setor de 1Kb, lista livre ocupa até 4Gb
- Vetor de bits
  - 1 bit por bloco do disco
  - Tamanho fixo
  - Muito compacto, 1 bit por bloco
    - Bloco de 1k contém indexação de 8 mil blocos (8Mb)
    - Disco de 8Tb indexado com 125Mb de lista
  - Implementação de busca mais complexa

Compartilhamento de arquivos

Fonte: tannembaum

- Quando usuários diferentes compartilham arquivo, é conveniente se arquivo aparece simultaneamente em diretórios diferentes
- Se é possível acessar arquivos por caminhos diferentes, estrutura de diretórios vira DAG (não mais árvore)
- Novas conexões são chamadas de "links"
- 2 maneiras
  - Hard links – entradas em diretórios distintos compartilham descritor do arquivo
    - Assim lista de blocos não faz parte da entrada do diretório
    - UNIX
  - Links simbólicos – tipo especial de arquivo contendo caminho com nome da localização real do arquivo

Compartilhamento de arquivos

Fonte: tannembaum

* Problemas
  * Links simbólicos
    * Sobrecarga de acesso – apenas na abertura
    * Entradas órfãs de arquivos eliminados
  * Hard links
    * Remoção de arquivo deve cuidar para que arquivo real seja removido apenas quando não há mais "links"(I-node tem contador de links)
    * Usuário original contuará sendo cobrado pelo espaço
    * Arquivo removido pelo dono continua sendo usado
    * Ciclos
  * Geral
    * Back-ups devem cuidar para não duplicar trabalho e reconsitituição deve manter unicidade

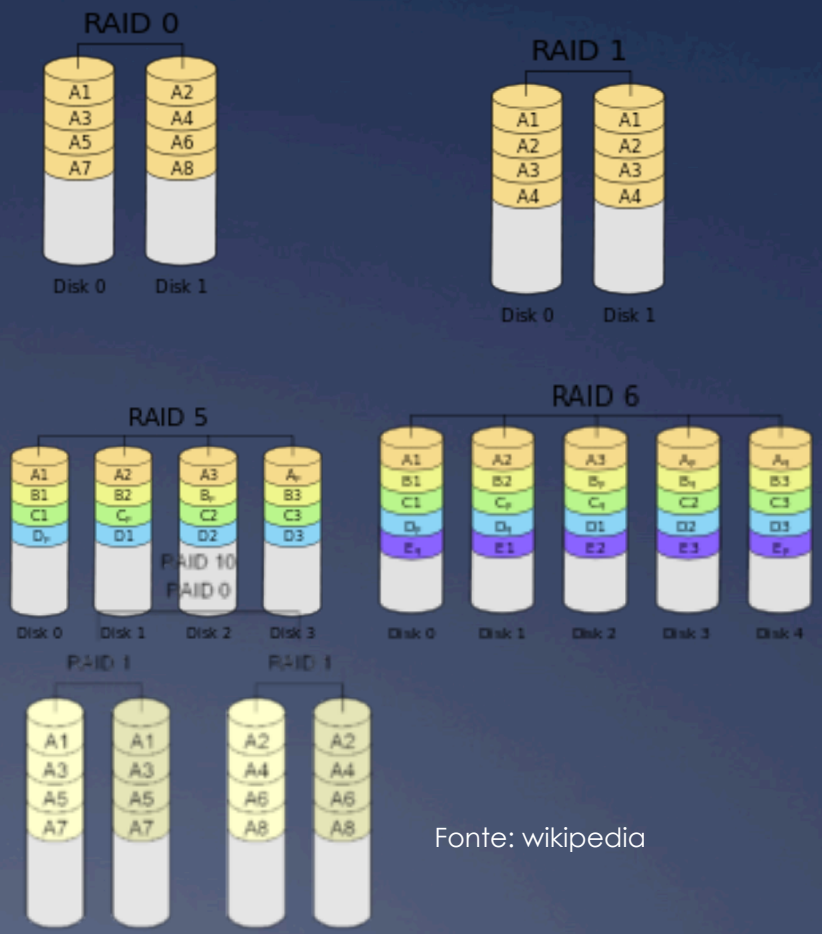
Confiabilidade do sistema de arquivos

Fonte: tannembaum

* Arquivos mais valiosos que o hardware
* Localização dos setores ruins do disco
  * Hardware – setor do disco contém lista dos blocos ruins com lista dos blocos substitutos. Controlador usa substitutos automaticamente
  * Software – sistema de aquivos constrói arquivo contendo blocos ruins
* Atualização atômica
  * Garantia que atualização parcial nunca acontece, mantendo arquivos sempre consistentes
  * Se atualização falhar antes de comletar, basta rodar de novo
  * Discos com atualização atômica tolerante a falhas implementados usando 2 ou mais discos físicos par aum lógicao.

Confiabilidade do sistema de arquivos:RAID

- Esquemas para operação de vários discos como se fosse apenas 1 criando "disco virtual
- Original "RAID5"- 1978 (Norman Ken Ogushi, IBM – "System for recovering data stored in failed memory unit
- Implementação por hardware (placa) ou software
  - RAID 0
    - 2 ou maisdiscos se juntam para criar um disco maior, sem redudancia ou recursos de recuperação
    - Aumento de capacidade de um sistema de arquivos
    - Leitura e escrita mais rápidas
  - RAID 1
    - Disco espelho
    - Falha simples recuperada
      - Uma das cópias de setor com paridade ruim
      - Um disco falha
    - Leitura mais rápida
  - RAID 5
    - "stripping" de blocos com paridade distribuída
    - Conteúdo de bloco ausente pode ser recuperado com blocos restantes
    - Resiste a falhas em qualquer disco (mínimo 3 discos)
    - Leitura escrita mais rápidas ((n-1)X)
    - Performance com falha é reduzida
    - Disco com falha pode ser reconstituído
  - RAID6
    - Semelhante a RAID5
    - Paridade Dupla distribuida (min. 4 discos)
    - Até duas falhas
    - Leitura e escrita mais ráp;ida ((n-2) X)
  - Outros RAIDS
    - Bit stripping, byte stripping (RAID2, RAID3)
    - RAIDS compostos ("nested") (RAID 10, etc)



Fonte: wikipedia

Confiabilidade do sistema de arquivos

Fonte: tannembaum

* Controle de Concorrência
  * Unix tradicional – requisição de leituras e escritas executadas na ordem em que chegam
  * Pode gerar problemas quando exclusão múdua é necessária
  * Solução mais comum são travas (“locks”)
    * 1 por arquivo
  * Mesmos problemas que exclusão mútua (ex. Usuário “pifa”)
  * Diferença importante – ênfase nos dados (ao invés de codigo)

Confiabilidade do sistema de arquivos

Fonte: tannembaum

- Transações
  - Travamento automático + atualização atômica
  - Begin_transaction
    - Atualizações
  - End_transaction
  - Nada acontece até "end_transaction"
- NTFS (http://msdn.microsoft.com/en-us/magazine/cc163388.aspx)

Confiabilidade do sistema de arquivos: cópias de segurança (backups)

- Dois objetivos
  - Recuperação de desastres
  - Recuperação de erros
- Potencialmente lentos e alto uso de espaço
- O que recuperar?
  - Dump Físico vs Dump Lógico
- Dump físico
  - Disco inteiro é copiado
  - Simples mas custoso
  - Cuidado com blocos inválidos
    - Se mantidos pelo hardware, ok
    - Se mantidos pelo SO, programa de backup deve ter acesso a estruturas e evitar copiá-los

Confiabilidade do sistema de arquivos

Fonte: tannembaum

Dump lógico

* Muito sistemas não fazem backup de executáveis, arquivos temporários, arquivos especiais (/dev/ é até perigoso)
* Em geral é interessante especificar diretórios a serem guardados
* Começa em um ou mais diretórios especificadfos e recursivamente percorre a estruturq de diretórios salvando os itens encontrados
* não copiar arquivos especiais (pipes,etc.)

Dumps incrementais

* Não tem sentido fazer novo backup de arquivos não mudados
* Dump completo + incrementos (e.g. Mês + dia)
* Complica recuperação
* Mesmo diretórios não modificados devem ser salvos para facilitar recuperação
  * Domingo - Full dump
  * Segunda - Backup de /usr/local/ndr2/xpto/arq1.txt
  * Terça – quero remover /usr/local/ndr2
  * Quarta – como recuperar /usr/local/ndr2/xpto/arq1.txt? -> preciso recriar ndr2 e xpto

Confiabilidade do sistema de arquivos

Fonte: tannembaum

- Outras questões
  - Unix pode ter "buracos" nos arquivos
    - "open, write, seek, write",
    - core dumps tem espaço entre código e pilha
    - não queremos "buracos" preenchidos na recuperação.
- Cuidado com links para evitar duplicação (e loops)

Consitência do sistema de arquivos

* Sistemas de arquivos lêem/criam blocos, podem modificá-los e depois são salvos
* E se programa morre antes dos blocos serem salvos?
  * Mais grave se bloco é i-node
* Maioria dos SOs têm programas para verificar consistência do sistema de arquivos.
  * Unix – fsck
  * Windows – chkdsk

Consitência do sistema de arquivos: fsck

- Consistência de Blocos
  - Duas tabelas com contadores para cada bloco, inicializados com zero
    - Quantas vezes um bloco está presente em um arquivo
    - Quantas vezes um bloco está presente na lista livre
  - Programa lê todos os i-nodes e percorre lista de blocos
    - Toda vez que bloco é encontrado atualiza primeira tabela
  - Programa percorre lista livre
    - Toda vez que bloco é encontrado atualiza segunda tabela
  - Blocos bons => (1,0) ou (0,1)
  - Missing block (0,0) => adicionado à lista livre
  - Bloco com mais de uma ocorrencia em lista livre (0,n) – reconstrói a lista livre
  - Blocos presentes em mais de um arquivo (n,0)
    - Situação mas grave – deve gerar depois (n,m) ou (0,m)
      - Faz cópia do bloco e insere a cópia em um dos arquivos
      - Quase com certeza um bloco está corrompido

Consitência do sistema de arquivos: fsck

- Consistência de arquivos e diretórios
  - Tabela de contadores, um por arquivo
  - Percorre árvore de diretórios
    - Incrementa contador toda vez que um i-node é encontrado (lembrem-se que arquivos podem ser apontados por mais de um diretório por "hard links".
  - Compara contadores com número de links nos i-nodes respectivos
  - Link count muito alto
    - Sistema não atualizou contador após remoção
    - Arquivo ficaria no sistema mesmo após dever ser removido
    - Atualiza contador de links
  - Link count muito baixo
    - Erro mais grave, provocaria remoção premetura do arquivo
    - Atualiza contador de links

Consitência do sistema de arquivos: fsck

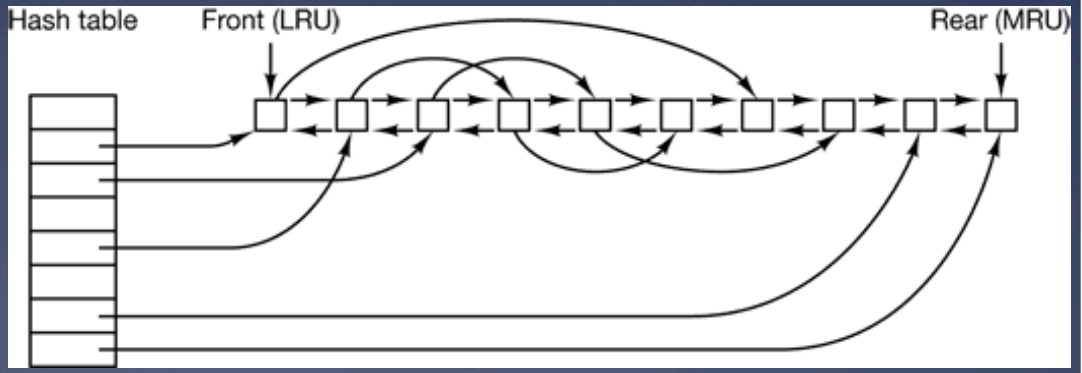
* Outras ocorrências suspeitas que podem ser reportadas
  * Diretórios com muitos arquivos (e.g. Mais de mil)
  * Permissões estranhas (e.g. 0007)
  * Arquivos em diretório de usuário mas pertencentes ao root e com setuid ligado

Consitência do sistema de arquivos: fsck

* Outras ocorrências suspeitas que podem ser reportadas
  * Diretórios com muitos arquivos (e.g. Mais de mil)
  * Permissões estranhas (e.g. 0007)
  * Arquivos em diretório de usuário mas pertencentes ao root e com setuid ligado

Performance do sistema de arquivos

- CACHES
  - Blocos sempre carregados na área de cache antes de serem lidos
  - Tabela de hash (dispositivo+número do bloco) e lista ligada
  - Reposição semelhante aos algoritmos de memória virtual
    - Como caches lidas com menos frequencia (e sempre chamda de sistema) é viável o uso de LRU
    - Hash+ lista livre (quando bloco usado vai para fim)
  - Considerações adicionais
    - Blocos mais antigos em geral modificados
    - i-nodes são importantes para consistência do sisgtema



Fonte: livro tanembaum

Performance do sistema de arquivos

- Caches
  - Blocos devem ser divididos em categorias (i-nodes, blocos indretos, diretórios, blocos de dados complets, blocos de dados parciais)
    - Blocos que não devem ser usados tão cedo vão na frente, outros no final (como blocos que são de arquivos abertos para escrita e que estão parcialmente completos)
  - Blocos que são essenciais para consistência do sistema (i.e. Todos menos os blocos de dados)
    - Devem ser implementados write-trhough.
  - Mesmo assim, não deveríamos deixar blocos modificados sem serem escritos por muito tempo
    - UNIX – syncs periódicos (30 segundos?)
    - Windows – write-through cache. (i.e. USB drives – FAT – em geral são seguros)
    - Porque? (Unix – discos rígidos, Windows – disquetes que podem ser removidos pelo usuário)

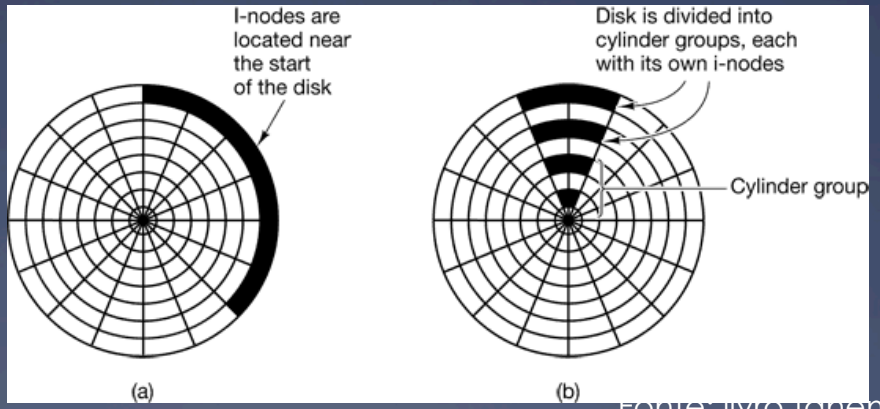
Fonte: livro tanembaum

Performance do sistema de arquivos

* Caches: Leitura preventiva de blocos
  * Tentar colocar blocos na cache antes de sua leitura/escrita ser requisitada
  * Ex. Maioria dos arquivos lido sequencialmente
    * FS pode ver, quando block K é requisitado, se bloco K+1 está lá, se não estiver, pode requisitar leitura preventiva
    * Como? – supor sequencial, quando seek é chamado, supor randomico (sem leitura preventiva),

Performance do sistema de arquivos

- Reduzindo movimento do braço do disco
  - Colocar blocos que podem ser utilizados sequencialmente próximos um do outro, de preferencia no mesmo cilindro
    - E.g. Se lista livre como bitmap, podemos pegar bloco o mais próximo possível do último escrito
    - Alocar mais de um bloco de cada vez para arquivo
    - I-nodes + arquivos: distribuir i-nodes por grupos de cilindros e alocar blocos dos arquivos preferencialmente próximos.
      - Variação – inodes no meio do disco



Fonte: livro Tanembaum

Sistemas de arquivos estruturados como logs

* Log-strutured file systems –LSU (Berkeley)
  * Aumento da diferença de performance motivou aumento das caches
  * Enorme aumento das memórias
  * Caches devem conter porcentagem cada vez maior dos acessos
  * Maioria dos acessos serão para escrita
  * Porém – escritas em geral são pequenas (pense em um print)
  * Ex: criar arquivo em Unix
    * O i-node do diretório, o bloco do diretório, o i-node do arquivo e o arquivo precisam ser gravados no primeiro write
    * Adiar estas escritas pode comprometer consistência.

Fonte: livro tanembaum

Sistemas de arquivos estruturados como logs

- Log-strutured file systems –LSU (Berkeley)
  - Sistemas de arquivos são estruturados como buffers circulares
  - Sist. De arquivos organizado como segmentos
  - Periodicamente (ou quando necessário) todas as escritas pendentes são coletadas em um segmento que é escrito de uma vez só e de maneira contínua no disco.
  - Cada segmento inclui descritor indicando o que está armazenado no segmento
    - Se segmento tiver aprox. 1Mb, em geral se usa completamente a capacidade de fluxo do disco
  - I-nodes ainda existem, mas distribuidos no log
    - Uma vez encontrado o i-node, localizar blocos é feito da maneira usual
    - Sistema mantém tabela de i-nodes no disco com cache na memória
    - Abertura de arquivo agora envolve localizar segmento do i-node
      - Blocos continuam no disco, mas em segmentos.
  - Neste esquema segmentos podem conter blocos obsoletos.
  - Cleaner
    - Inicialmente verifica no segmento quais i-nodes e arquivos estão lá (no sumário)
    - Verifica mapa dos i-nodes para descobrir quais i-nodes do segumento ainda válidos e quais blocos ainda ativos.
    - Copia informação ainda válida em novo segmento, livra o segmento atual.
  - Para reconstruir sistema de arquivos após crash, basta iniciar do último ponto consistente do log
  - Para livrar espaço atrás: pula versões antigas, se encontra última versão, move para o início.

Fonte: livro tanembaum

Segurança

* Segurança vs. Proteção
  * Segurança é o problema geral
  * Proteção são os mecanismos para garantir a informação no sistema
* Objetivos
  * Confidencialidade dos dados
    * Sistema deve garantir que dados de usuário só serão conhecidos co sua permissão
  * Integridade dos dados
    * Usuários não autorizados não devem poder modificar dados sem permissão (inclui remoção e adição de dados)
  * Disponibilidade
    * Ninguém deve conseguir perturbar o sistema a ponto de tornar acesso aos dados impossível (denial of service)
  * Privacidade
    * Proteger usuários do uso indevido de informações a seu respeito (padrões de uso, etc.)

Fonte: livro tanembaum

Segurança

- Intrusos
  - Usuários não autorizados no sistema
  - Passivos vs. Ativos: apenas olham os dados ou tentam modificá-los
- 4 tipos de intruso
  - Curiosos ocasionais: pessoas com pouco conhecimento que xeretam arquivos não protegidos (e.g. em Unix é comum arquivos serem criados com permissão de leitura universal)
  - "xeretas descolados": pessoas que são usuários do sistema que consideram desafio pessoal conseguir quebrar a segurança da informação. Em geral são muito habilidosos e dispostos a usar muito tempo na tarefa
  - Estelionatários: programadores em bancos. Ameaças incluem truncar (e não arredondar) transações, uso de fundos de contas inativas, chantagem
  - Espionagem comercial ou militar: esforços sérios e muito bem financiados para roubar programas, informações, tecnologia, etc. Iniciativas podem envolver escuta de linhas de transmissão, antenas para detectar sinais eletromagnéticos do computador
- Esforço dedicado à segurança deve ser proporcional à qualidade do possível intruso e do potencial dano a ser infringido.

Fonte: livro tanembaum

Segurança

- Programas maliciosos
  - Virus: pedaço de código que pode se reproduzir introduzindo uma cópia de si mesmo em outros programas e causar vários danos
    - Destruição de informação
    - Envio de informação privada
    - Inserção de informação
    - 'Denial of service': consome recursos do sistema a ponto de torná-lo inutilizável (CPU, disco, canais de comunicação, serviços...)
    - DDOS (Distributed Denial of Service): virus tem duas fases, reprodução, onde se espalha pela rede, e ataque. Em data pré determinada todas as cópias "acordam" e iniciam ataque (ex. Webpage específica).
  - Key logger: monitora teclado procurando padrões (e.g. Conta de email seguida de sequencia de caracteres.....)

Fonte: livro tanembaum

Segurança

* Programas maliciosos
  * Worm: diferente do virus, que está incluído em outro programa/ arquivo, é um programa independente
    * Worm pode se colocar no "startup diretctory"
  * Cavalo de Troia: programa que desempenha uma função mas que esconde funcionalidade secundária (lançar um worm, inserir virus, bisbilhotar sistema de arquivos, etc. Em geral baixados voluntariamente
  * Bomba lógica: programa elaborado por programador do sistema que exigem senha periódica. Se não receber a senha a bomba é "detonada" ações podem envolver todo o tipo de dano como remoção de arquivos (aleatória ou não), encriptação de arquivos, mudanças difíceis de detectar em programas importantes, etc.
  * Spyware: obtido visitando-se sites na web,
    * Cookies usado para identificar o usuário e coletar informações sobre quais sites ele visitou, etc.
    * Plugins maliciosos instalados pelo usuário

Fonte: livro tanembaum

Segurança: um pouco de história

* Multics (cavalo de tróia)
  * Não havia nenhuma segurança pra processamento BATCH (sistema foi feito para usuários interativos, processamento BATCH adicionado depois)
  * Qualquer um podia submeter programa batch que lia conjunto de cartões (sim, cartões de computador, faz tempo....) e copiava seu conteúdo no diretório de QUALQUER usuário
  * Para roubar arquivos de um usuário era só modificar fontes de um editor de texto, recompilá-lo e substituir código objeto do editor original no diretório bin do usuário
  * seria possível fazer isso no seu diretório? – CUIDADO COM PERMISSÕES DE DIRETÓRIO

Fonte: livro tanembaum

Segurança: um pouco de história

* TENEX (popular nos sistemas DEC-10)
  * Um sistema com memória paginada, mas para auxiliar usuários em monitoração era possível mandar o S.O. Chamar uma rotina de usuário a cada falha de página
  * Acesso a arquivos era controlado por senhas, que eram verificadas um caracter por vez, parando no primeiro caracter inválido.
  * Para violar senhas o usuário deveria colocar uma senha com o primeiro caracter em uma página da memória e caracteres seguintes na próxima página.
  * Em seguida usuário deveria certificar-se que próxima página não estava na memória (bastava fazer várias referências a outras páginas distintas
  * Quando programa tentava abrir um arquivo, se primeiro caracter estivesse errado, sistema retornaria mensagem de senha inválida., senão quando ocorresse a falha de página arotina du susuário informaria o fato
  * No máximo 128 tentativas para adivinhar cada caracter da senha
  * N*128 tentativas (ao invés de 128^N)

Fonte: livro tanembaum

Segurança: um pouco de história

* OS 360
  * Era possível começar uma transferência de dados de uma fita e continuar computando enquanto transferência era feita em paralelo
  * O truque era começar uma transferência e então emitir uma chamada de sistema para ler/modificar um arquivo dando seu nome e a senha, fornecidos na área de usuário
  * Sistema de arquivos primeiro verificava se a senha estava correta e, em seguida, relia o nome do arquivo a ser aberto (não guardava internamente o nome do arquivo).
  * Truque estava em sincronizar transferência da fita para que o nome do arquivo fosse substituído na memória pelo nome de um outro arquivo qualquer no intervalo entre a verificação da senha e a releitura do nome.
  * Cronometragem correta não era muito difícil de se conseguida e podia ser tentada automaticamente por programas

Fonte: livro tanembaum

Segurança: um pouco de história

- Unix:
  - Arquivos de senhas tinham leitura pública. Algoritmo "one way" usado para encriptar senhas. Usuários podiam olhar arquivos e testar listas de senhas prováveis aplicando algoritmo e vendo se codificação da senha batia (nomes, dicionários, datas...)
  - Lpr tem uma opção para remoção do arquivo após sua impressão. Versões iniciais do Unix permitiam que qualquer um imprimisse e depois removesse arquivo de senhas.
  - Usuário podia linkar arquivo com nome "core"no seu diretório ao arquivo de senhas. O intruso então forçava um "core dump"de um programa com SETUID. O sistema escrevia o dump no arquivo "core", substituindo o arquivo de senhas do sistema
  - Mkdir foo : mkdir é um programacom SEUID cujo dono é o root. Mkdir primeiro cria o i-node para *foo*, e após isso muda o "dono" do arquivo do UID efetivo (root) para o real (usuário). Se o sistema fosse lento era possível ao usuário remover o i-node de "foo" após o mknod, mas antes do *chown* e trocá-lo por outro no arquivo de dietório. Invasor podia assim se apropriar de arquivos de sistema (login, senhas, etc.). Colocando programas numa shellscript tentativa podia ser repetida até funcionar

Fonte: livro tanembaum

Segurança: um pouco de história

* 1988 – Robert T. Morris (Cornell) – verme com 2 programas: o comando de bootstrap e o verme em si.
  * Programa de bootstrap tinha 99 linhas em C, compilado e executado no sistema sob ataque
  * Uma vez rodando, conectava-se à máquina de origem e carregava o verme principal, executando-o
  * Após algumas etapas de camuflagem consultava tabelas de roteamento de seu hospedeiro e tentava espalhar o comando de boostrap nestas.
  * Na máquina hospedeira tentava quebrar senhas de usuário, usando técnicas de artigo clássico da área de 1979. A cada usuário invadido, espalhava-se pelas máquinas onde este usuário tinha contas.
  * Lotou a rede em 1988 e derrubou inúmeros sistemas
  * Defesa argumentou que não foi malicioso e que era apenas um experimento (!!!)
  * Motivou a criação do CERT (Computer Emergency Response Team)

Fonte: livro tanembaum

Segurança: ataques

* Todo o S.O. tem lacunas. Maneira normal de se testar é uso de times de invasão (peritos contratados ou desafio)
* Ataques mais comuns
  1. Requisitar páginas de memória, espaço em disco e simplesmente investigar o conteúdo: muitos sistemas não apagam o conteúdo, apenas reutilizam
  2. Tentar chamadas de sistema ilegais, ou chamadas legais com parâmetros legais, mas improváveis.
  3. Faça o login e então pressione DEL, RUBOUT, BREAK no meio da sequência de login, o sistema pode matar o programa de login e deixá-lo entrar
  4. Tente modificar estruturas do SO mantidas no espaço de usuário (caso existam)
     * Em algum sistemas, por exemplo, ao abrir arquivo, vários parâmetros mantidos em área de usuário. Modificação destes parâmetros DURANTE a leitura pode afetar segurança

Fonte: livro tanembaum

Segurança: ataques

* Ataques mais comuns
  1. Criar programa also de login que registra username e senha do usuário antes de fazer um login.
  2. Olhe nos manuais onde diz: "não faça X" e tente todas as possíveis variações de X.
  3. Porta dos fundos: covença ($$$$) programador de sistema para liberar controle de segurança de sua conta
  4. Suborno (diretor do centro de computação, secretária)

Fonte: livro tanembaum

Segurança: princípios de segurança

- Design de um sistema deve ser público:
  - Supor que o intruso não vai saber como funciona o sistema é uma ilusão (pior ainda nos dias de hoje, com web)
- A ação padrão deve ser sempre negar o acesso. Erros nos quais um acesso autorizado é negado são relatados mais rapidamente do que casos de permissão de acesso não autorizado
- Faça verificação contínua de permissões
  - Ex. Usuário pode abrir arquivo e mantê-lo aberto por semanas, mesmo depois que o dono mudar as permissões.
- A cada processo deve ser dado o mínimo possível de privilégios. Se um editor só puder acessar os arquivo que está sendo editado, por exemplo, ataques tipo "cavalo de tróia" são impedidos
- Mecanismo de proteção deve ser simples, uniforme e implantado nas camadas mais internas do sistema
- Mecanismos devem ser de fácil aceitação: usuário não adotam procedimentos muito complexos e mesmo assim ficam contrariados quando acontece acesso não autorizado.

Fonte: livro tanembaum

Segurança: controle de acesso

* Senhas
  * Fácil de quebrar pois difícil forçar usuário a escolher boas senhas
  * Bloqueio de senhas fáceis
  * Substituição periódica obrigatória
  * Variação: perguntas e respostas armazenados no sistema
  * Variação: resposta a desafio – algoritmos pré escolhidos (ex x^2), computador faz perguntas periódicas e espera resposta da aplicação do algoritmo.
* Identificação física
  * Digitais
  * Comprimento de dedos
  * Identificação de retina

Fonte: livro tanembaum

Segurança: contramedidas

* Delays no processo de login dificultam tentativas exaustivas. Delays crescentes melhor
* Registro de todos os logins: ataques podem ser detectados por logins falhos sucessivos de alguma fonte
* Armadilhas:
  * login fácil com senha fácil (silva, 1234): login nestas contas alertam administradores que podem monitorar uso
  * Bugs fáceis de achar

Fonte: livro tanembaum

Mecanismos de Proteção: domínios de proteção

* Domínio = (objeto, direitos de acesso)
* Objeto: entidade do S.O. (arquivo, etc.)
* Direitos: (permissões para efetuar cada operação relativa ao objeto)
* A cada momento processo executa em um domínio de proteção:
  * Há coleção de objetos que ele pode acessar, cada um com conjunto de direitos.
  * Domínio pode ser mudado
  * Dois processos com mesmo domíno tem mesmo acesso
* Ex: Unix:
  * domínio é UID e GID.
  * Setuid muda domínio
* Conceitualmente existe grande "matriz de domínios"

Fonte: livro tanembaum

Threads

Processes have two characteristics:

* Resource Ownership
  * Process includes a virtual address space to hold the process image
  * the OS performs a protection function to prevent unwanted interference between processes with respect to resources
* Scheduling/Execution
  * Follows an execution path that may be interleaved with other processes
  * a process has an execution state (Running, Ready, etc.) and a dispatching priority and is scheduled and dispatched by the OS

Processes and Threads

* The unit of dispatching is referred to as a thread or lightweight process
* The unit of resource ownership is referred to as a process or task
* Multithreading - The ability of an OS to support multiple, concurrent paths of execution within a single process

Threads

- **A process** defines the address space, text, resources, etc.,
- **A thread** defines a single sequential execution stream within a
- process (PC, stack, registers).
- Threads extract the *thread of control* information from the process
- Threads are bound to a single process.
- Each process may have multiple threads of control within it.
  - – The address space of a process is shared among all its threads
  - – No system calls are required to cooperate among threads
  - – Simpler than message passing and shared-memory

Single Threaded Approaches

* A single thread of execution per process, in which the concept of a thread is not recognized, is referred to as a single-threaded approach
* MS-DOS is an example

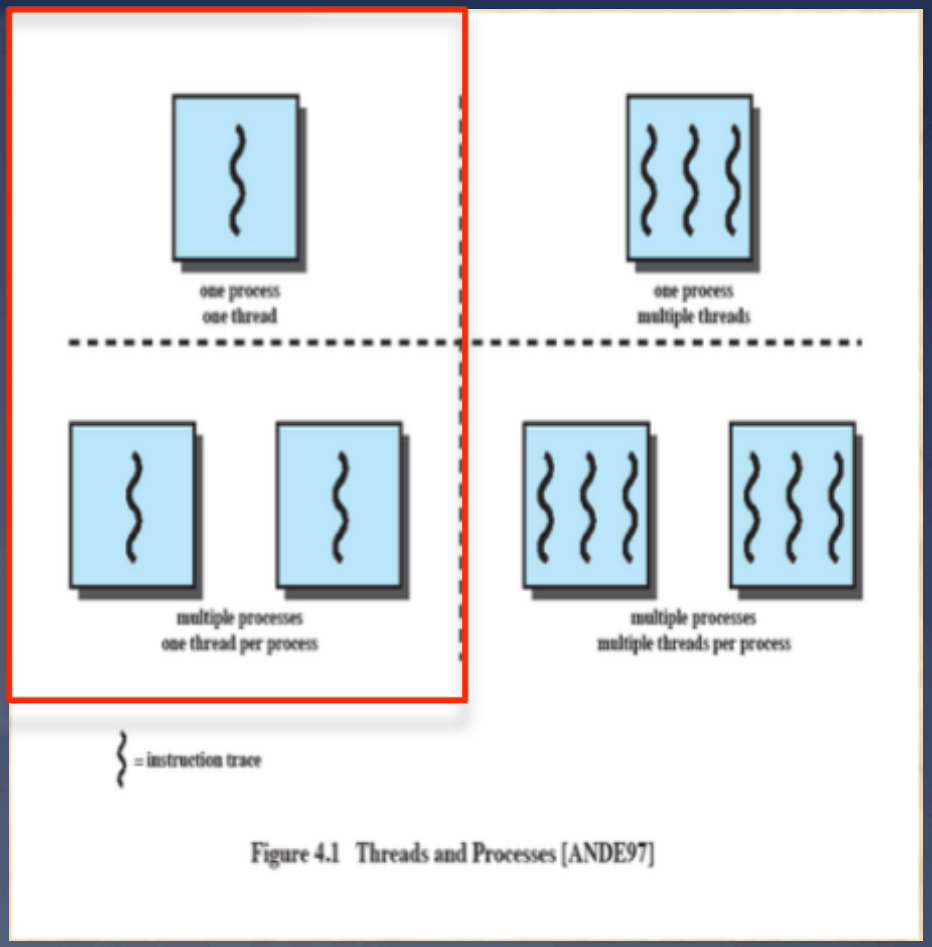


Figure 4.1 Threads and Processes [ANDE97]

Multi-threaded approaches

* The right half of Figure 4.1 depicts multithreaded approaches
* A Java run-time environment is an example of a system of one process with multiple threads

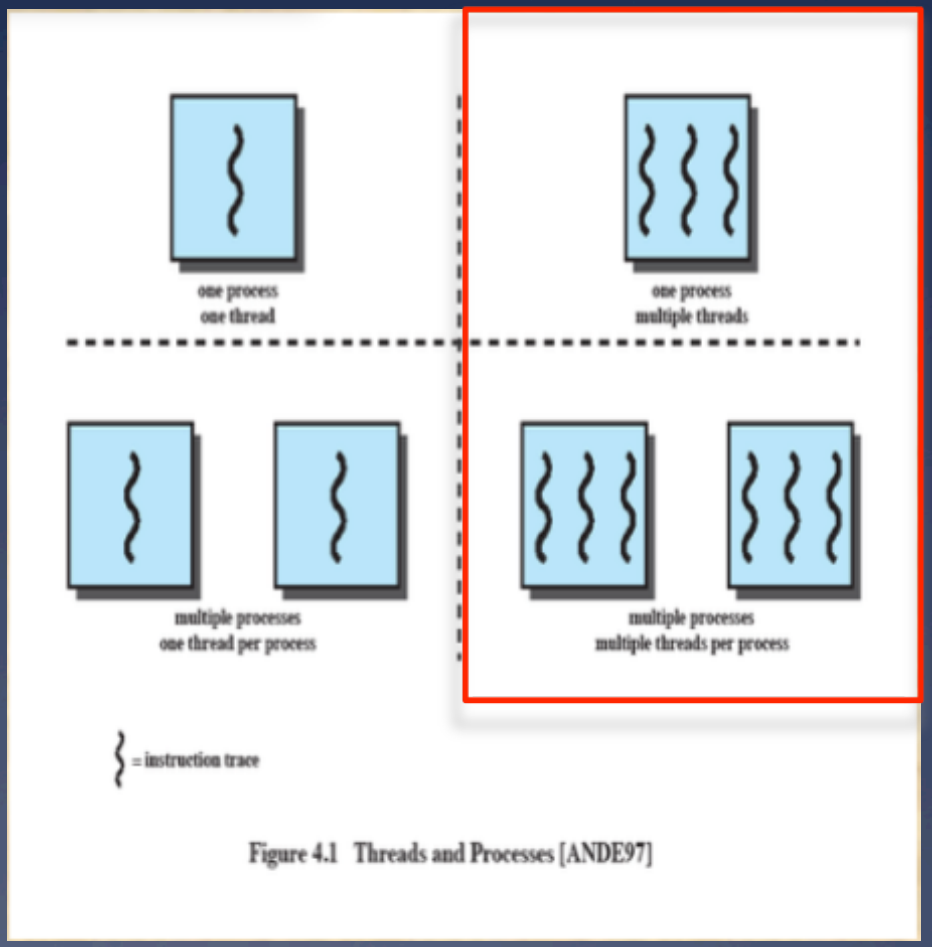


Figure 4.1 Threads and Processes [ANDE97]

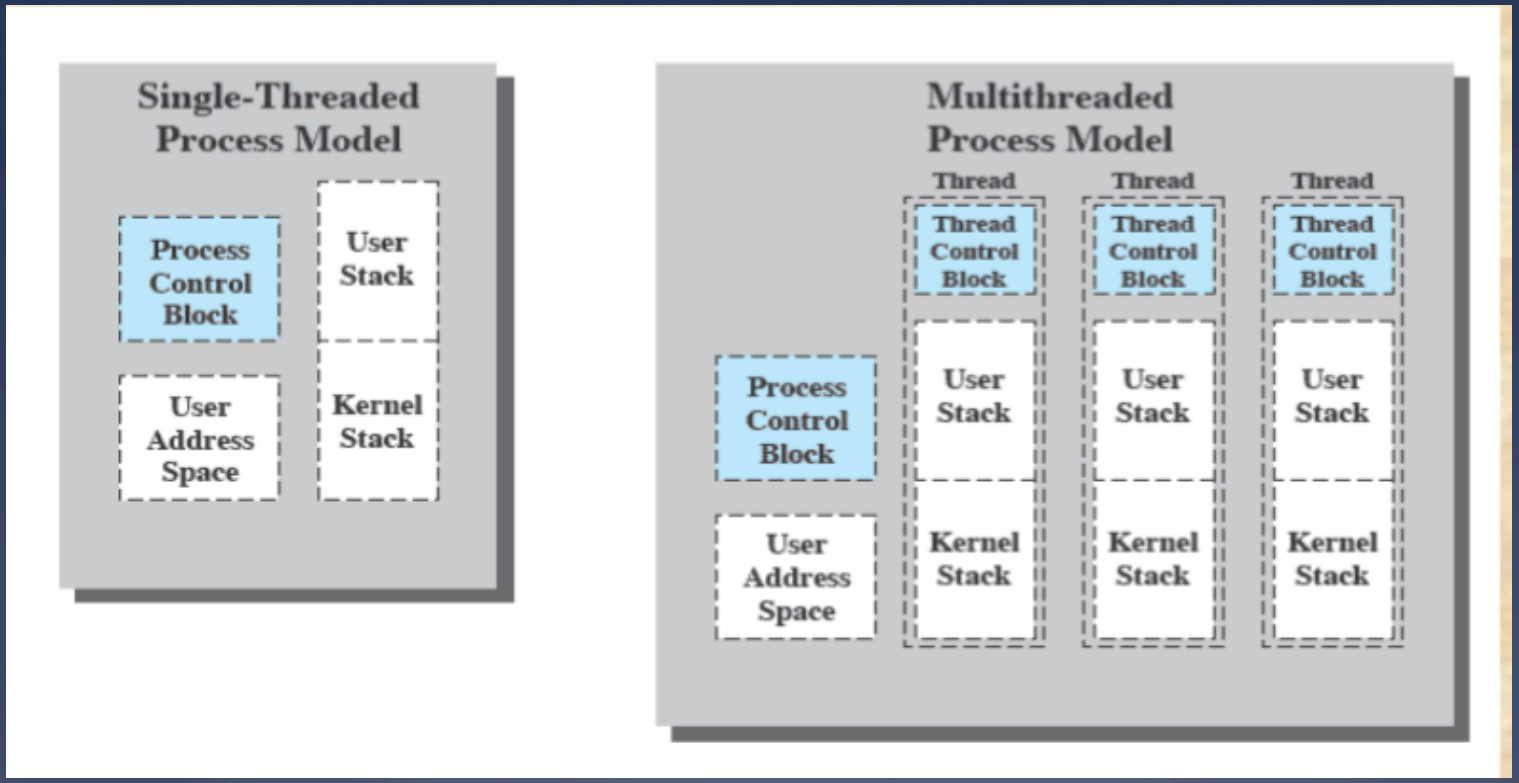
Processes

* The unit or resource allocation and a unit of protection
* A virtual address space that holds the process image
* Protected access to:
  * Processors
  * other processes
  * Files
  * I/O resources

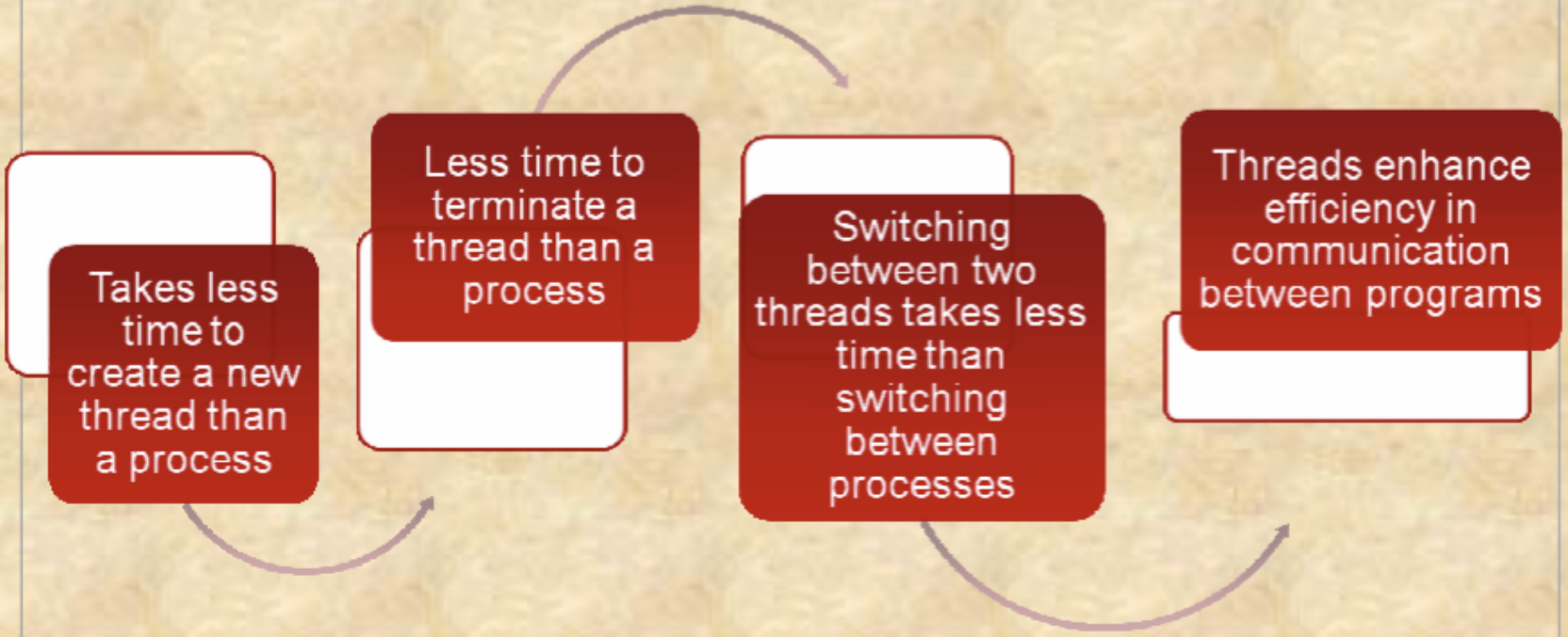
One or more threads in a Process

- Each thread has
  - An execution state (running, ready, etc.)
  - Saved thread context when not running
  - An execution stack
  - Some per-thread storagefor local variables
  - Access to the memory and storage to its process (all threads of a process share this)

Threads vs. Processes



Benefits of threads



Thread use in a single-user system

* Foreground and background work
* Asynchronous processing
* Speed of execution
* Modular program structure

* In an OS that supports threads, scheduling and dispatching is done on a thread basis
* Most of the state information dealing with thread execution is maintained in thread-level data structures
  * suspending a process involves suspending all threads of the process
  * termination of a process terminates all threads within the process

Thread Execution Stated

* Key states in a thread
  * Running
  * Ready
  * Blocked

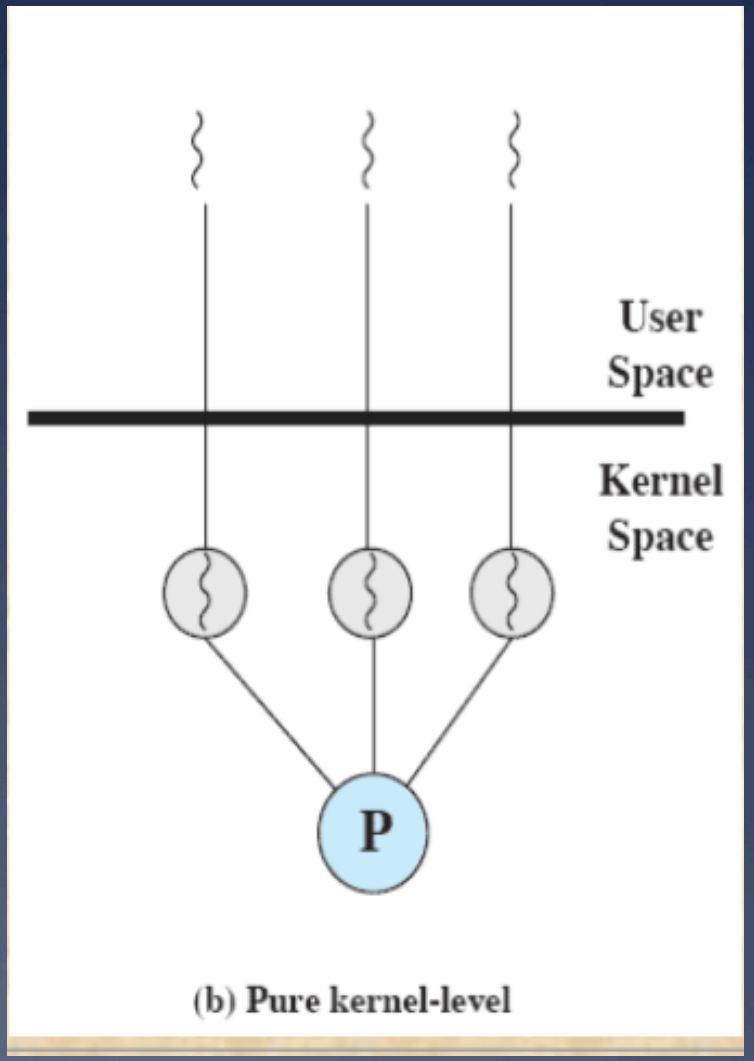
- Thread operations associated with change in state
  - Spawn
  - Block
  - Unblock
  - Finish

Types of threads

- User-level Thread (ULT)
- Kernel-level Thread (KLT)

Kernel-level Thread

* Thread management is done by the kernel
* no thread management is done by the application
* Windows is an example of this approach

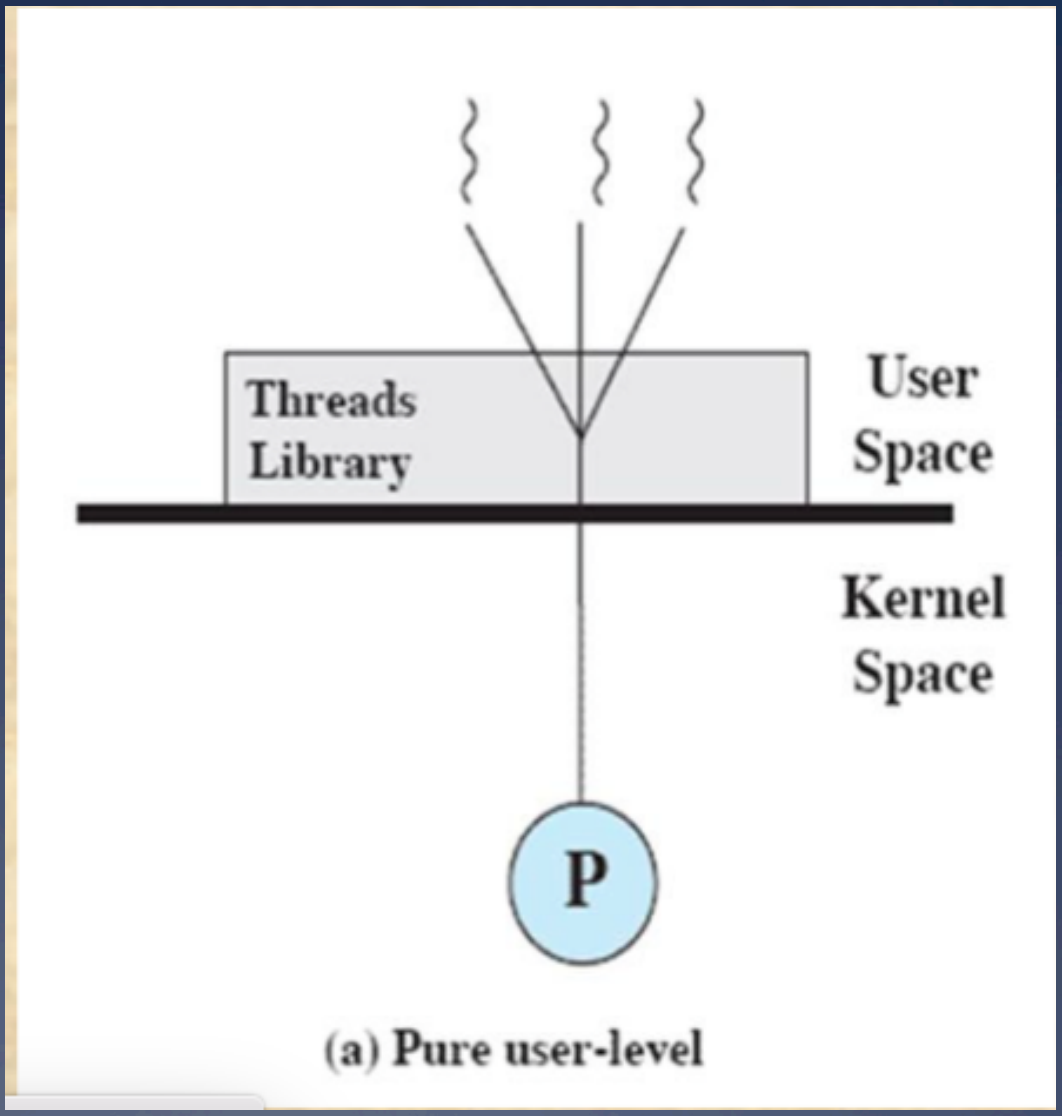


Kernel-level Threads

- **A kernel thread**, also known as a **lightweight process**, is a thread that the operating system knows about.
- Switching between kernel threads of the same process requires a small context switch.
  - The values of registers, program counter, and stack pointer must be changed.
  - Memory management information does not need to be changed since the threads share an address space.
- The kernel must manage and schedule threads (as well as processes), but it can use the same process scheduling algorithms.
- Switching between kernel threads is slightly faster than switching between processes.

User Level Thread (ULT)

* All thread management is done by the application
* The kernel is not aware of the existence of threads



Processes and User-level threads

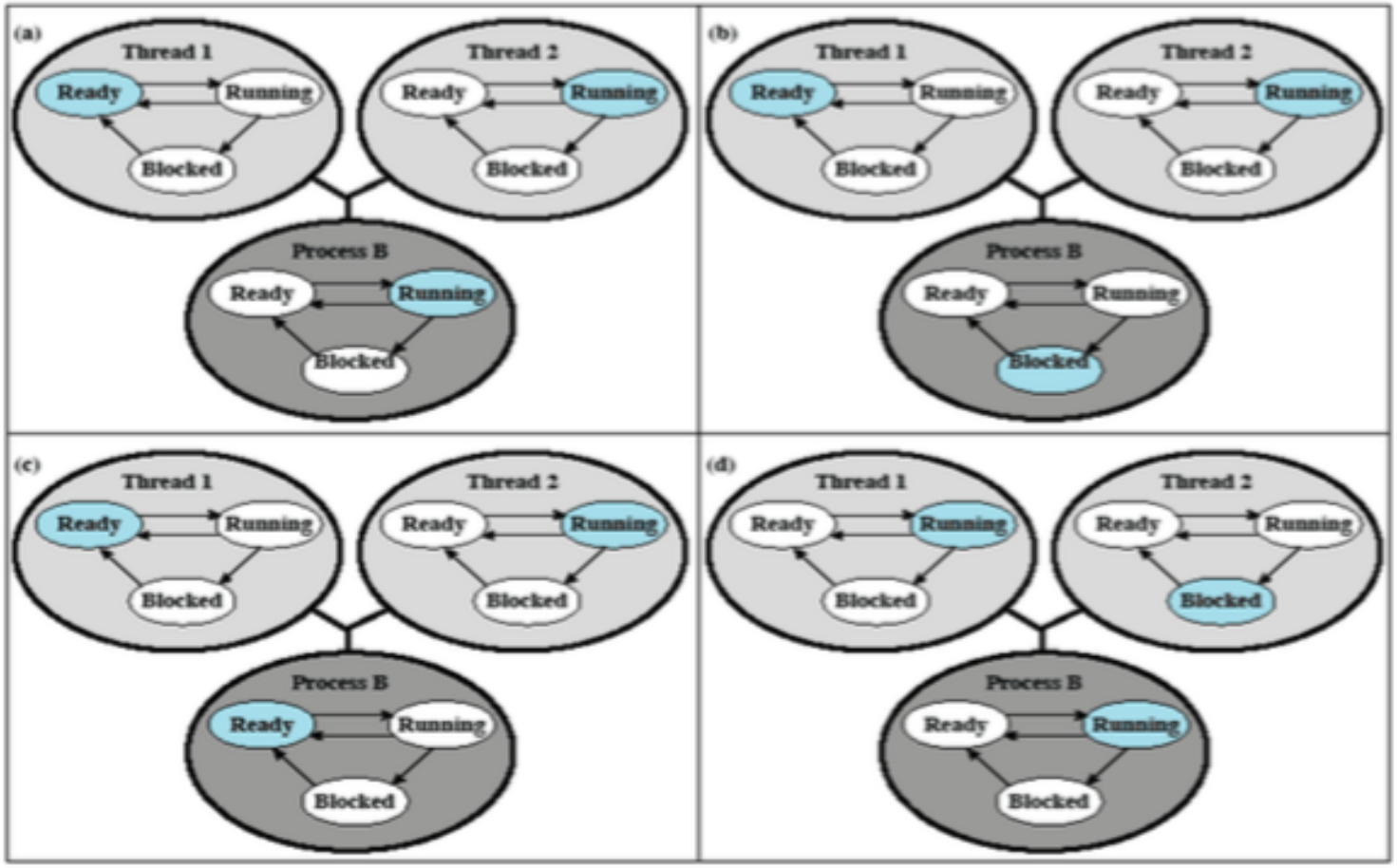


Figure 4.6 Examples of the Relationships between User-Level Thread States and Process States

Advantages of ULTs

* Threads can run on any OS
* Scheduling can be application-specific
* Thread switching does not require kernel-mode priviledges

Disavantages of ULTs

* In a typical OS many system calls are blocking
  * as a result, when a ULT executes a system call, not only is that thread blocked, but all of the threads within the process are blocked
* In a pure ULT strategy, a multithreaded application cannot take advantage of multiprocessing
* Since the OS does not know about the existence of the user-level threads, it may make poor scheduling decisions:
  * It might run a process that only has idle threads.
  * If a user-level thread is waiting for I/O, the entire process will wait.
  * Solving this problem requires communication between the kernel and the user-level thread manager.
* Since the OS just knows about the process, it schedules the process the same way as other processes, regardless of the number of user threads.
  * For kernel threads, the more threads a process creates, the more time slices the OS will dedicate to it

Advantages of KLTs

* The kernel can simultaneously schedule multiple threads from the same process on multiple processors
* If one thread in a process is blocked, the kernel can schedule another thread of the same process
* Kernel routines can be multithreaded

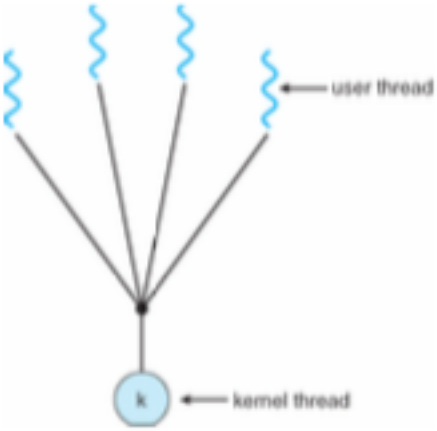
Disavantages of KLTs

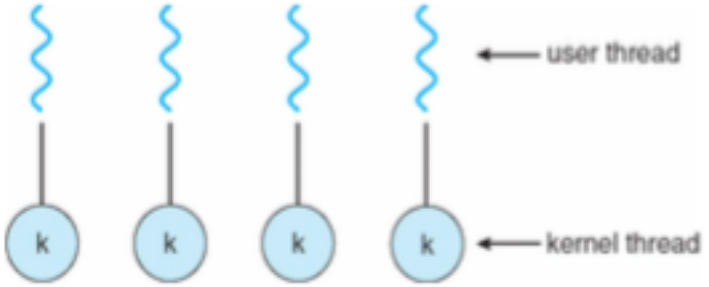
* TIME: requires a contex mode switch to kernel-mode

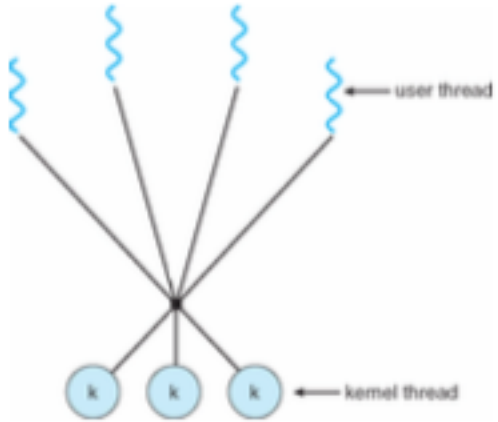
Operation	User-Level Threads	Kernel-Level Threads	Processes
Null Fork	34	948	11,300
Signal Wait	37	441	1,840

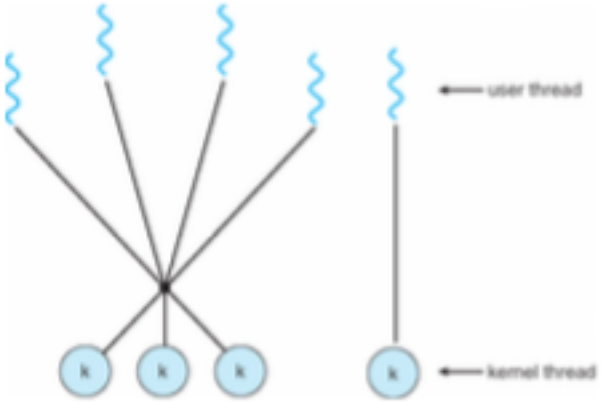
Table 4.1 Thread and Process Operation Latencies (µs)

Threading models









Threading models

Threads:Processes	Description	Example Systems
1:1	Each thread of execution is a unique process with its own address space and resources.	Traditional UNIX implementations
M:1	A process defines an address space and dynamic resource ownership. Multiple threads may be created and executed within that process.	Windows NT, Solaris, Linux, OS/2, OS/390, MACH
1:M	A thread may migrate from one process environment to another. This allows a thread to be easily moved among distinct systems.	Ra (Clouds), Emerald
M:N	Combines attributes of M:1 and 1:M cases.	TRIX

Table 4.2 Relationship between Threads and Processes