MC504 - Sistemas Operacionais

Gerência de Memória

Islene Calciolari Garcia

Instituto de Computação - Unicamp

Primeiro Semestre de 2016

Sumário

Gerenciamento de Memória

Idealmente, a memória deveria ser

- rápida,
- de custo baixo,
- imensa e
- não volátil.

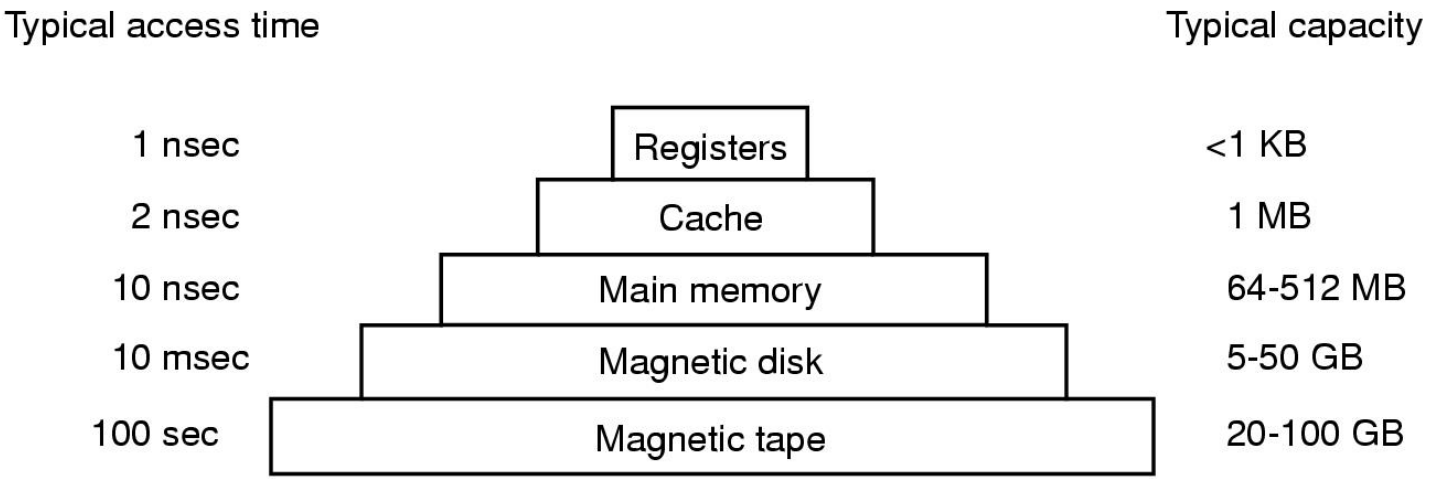
Hierarquia de memória

- pouca memória rápida e cara
- alguma memória velocidade média e preço médio
- muita memória lenta e barata

O gerenciador de memória controla a hierarquia de memória

Exemplo (antigo) de Hierarquia de Memória

Como são os valores hoje em dia?



Tanenbaum: Figura 1.7

Hierarquia de Memória
Registradores

- Internos à CPU
- Extremamente rápidos
- Otimizações de código podem mover temporariamente variáveis para registradores.
- Programas podem dar palpites sobre o que deve ficar armazenado nos registradores

  ```
  register int r;
  ```
- Veja o código register.c

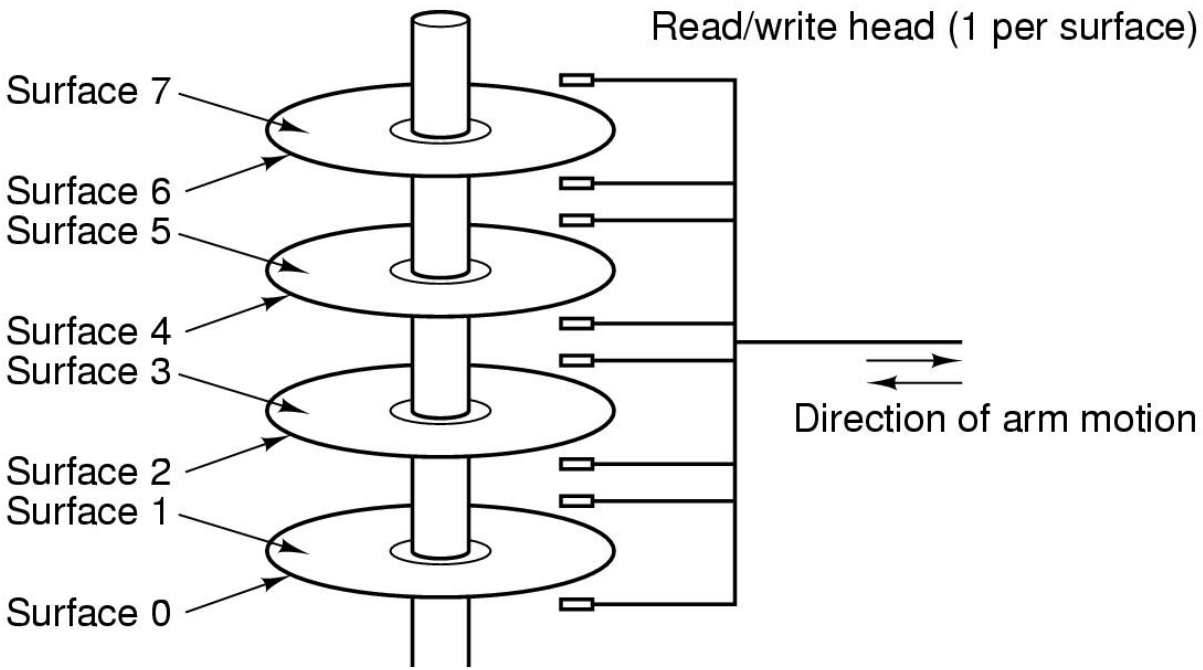
Hierarquia de Memória
Cache

- Internos ou muito próximos à CPU
- Divididos em linhas de cache
- Controlados por hardware
- Cache hit
- Cache miss

Hierarquia de Memória
Memória Principal

- Random Access Memory (RAM)
  - Compromisso entre preço e desempenho
  - Armazenamento volátil
- Flash memory
  - Desempenho? Preço? Durabilidade?
  - Armazenamento não volátil

Hierarquia de Memória
Disco



Tanenbaum: Figura 1.8

Hierarquia de Memória

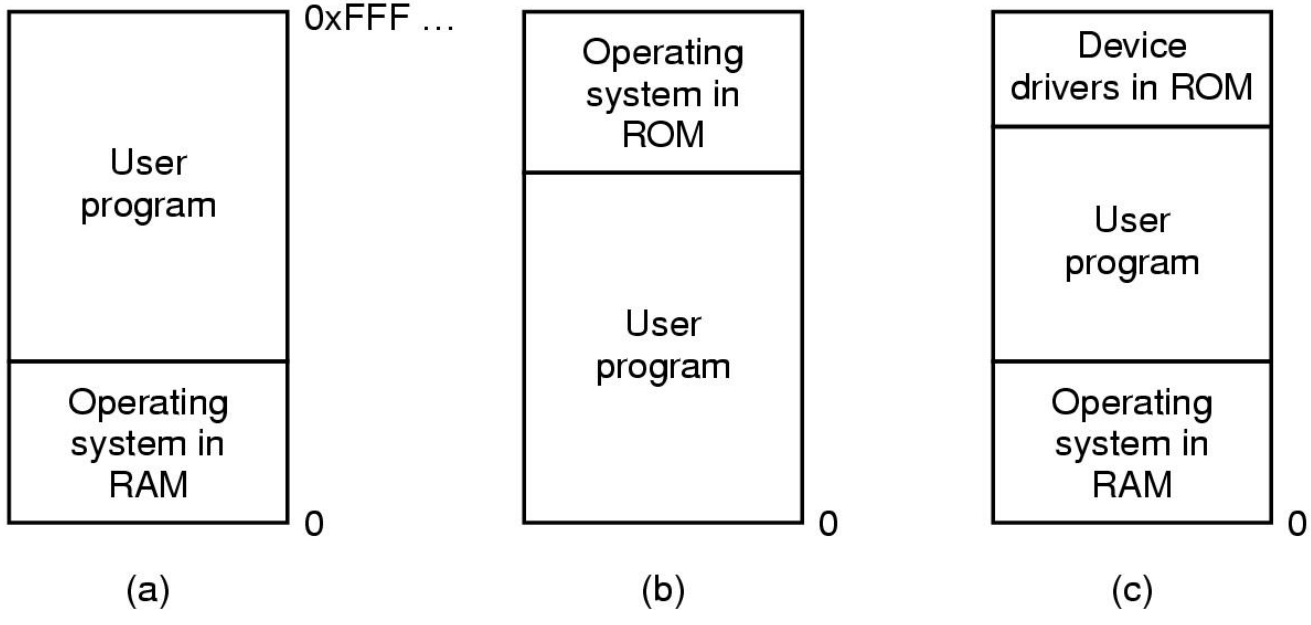
Outros tipos de memória

- ROM (Read Only Memory)
  - rápida e barata
  - bootstrap loader está gravado em ROM
- EEPROM (Electrically Erasable ROM)
  - podem ser apagadas (erros podem ser corrigidos)
- CMOS
  - dependem de uma bateria
  - armazenam relógio e configurações
- Fitas magnéticas
  - Utilizadas (antigamente?) para backups
  - Grandes quantidades de dados, acesso sequencial

Alocação de Espaço e Técnicas de Gerenciamento

- Alocação contínua
  - máquinas antigas
  - malloc
- Alocação não-contínua
  - memória virtual

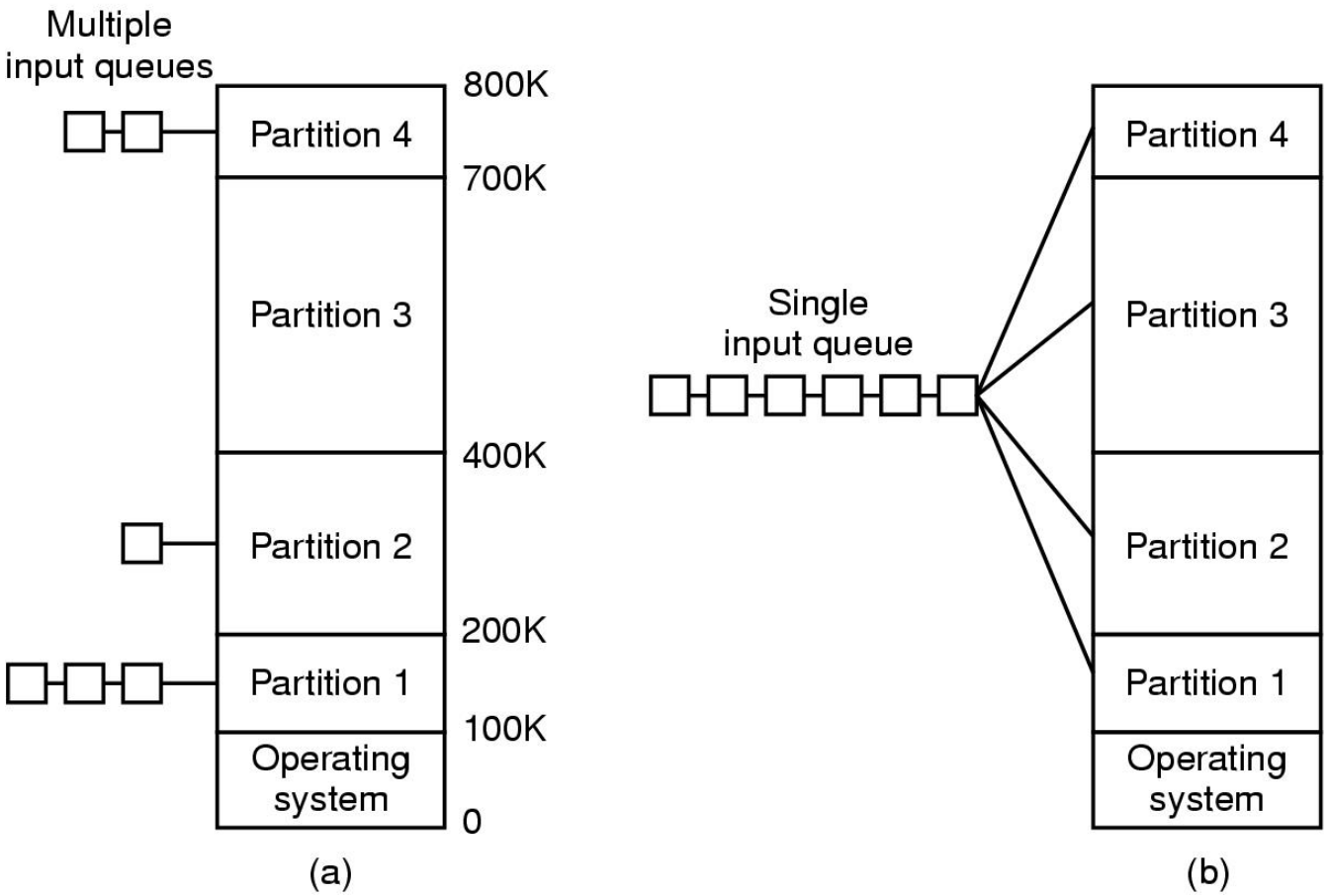
Monoprogramação



mainframes palmtops MS-DOS

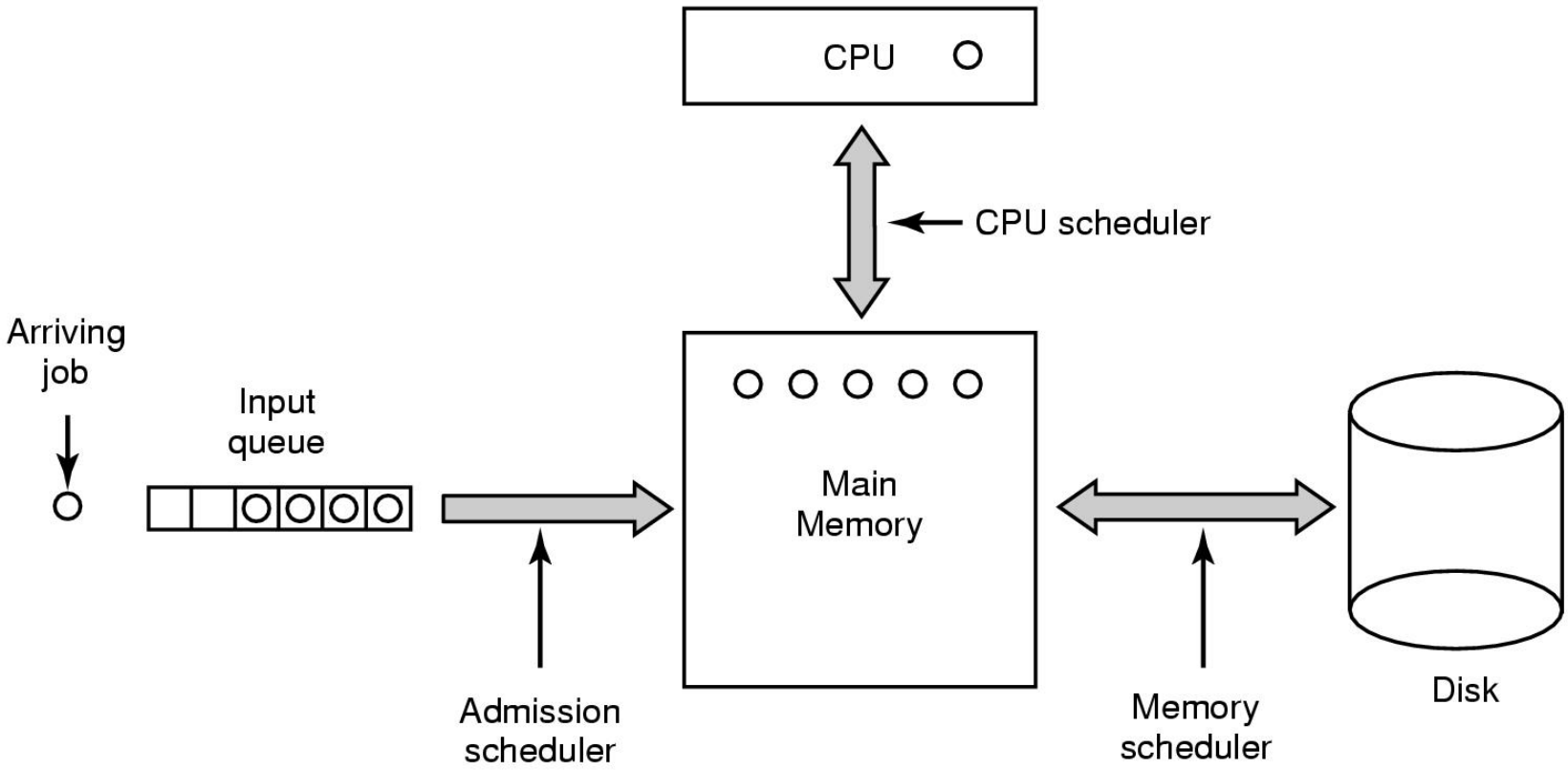
Tanenbaum: Figura 4-1

Multiprogramação e partições fixas



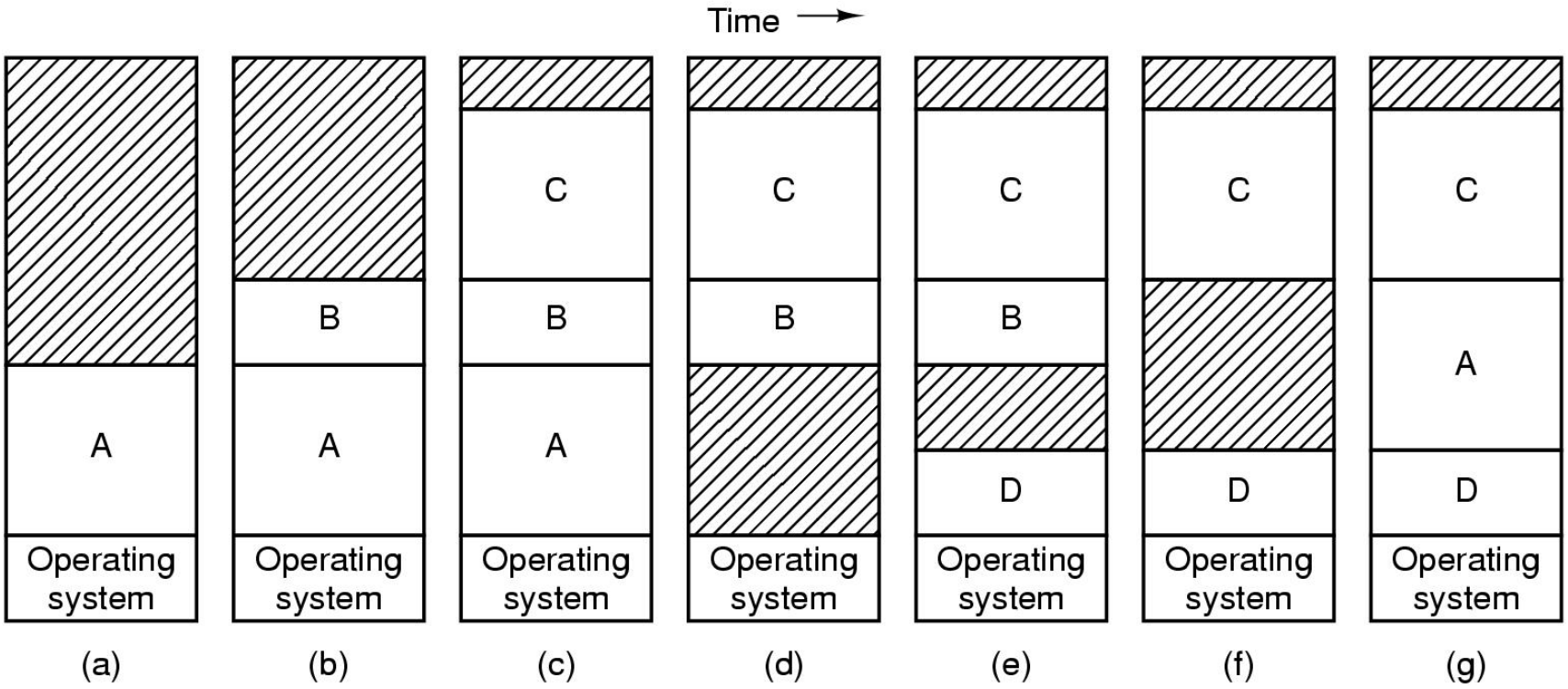
Tanenbaum: Figura 4.2

Swapping



Tanenbaum: Figura 2-40

Swapping



Tanenbaum: Figura 4-5

Relocação e Proteção

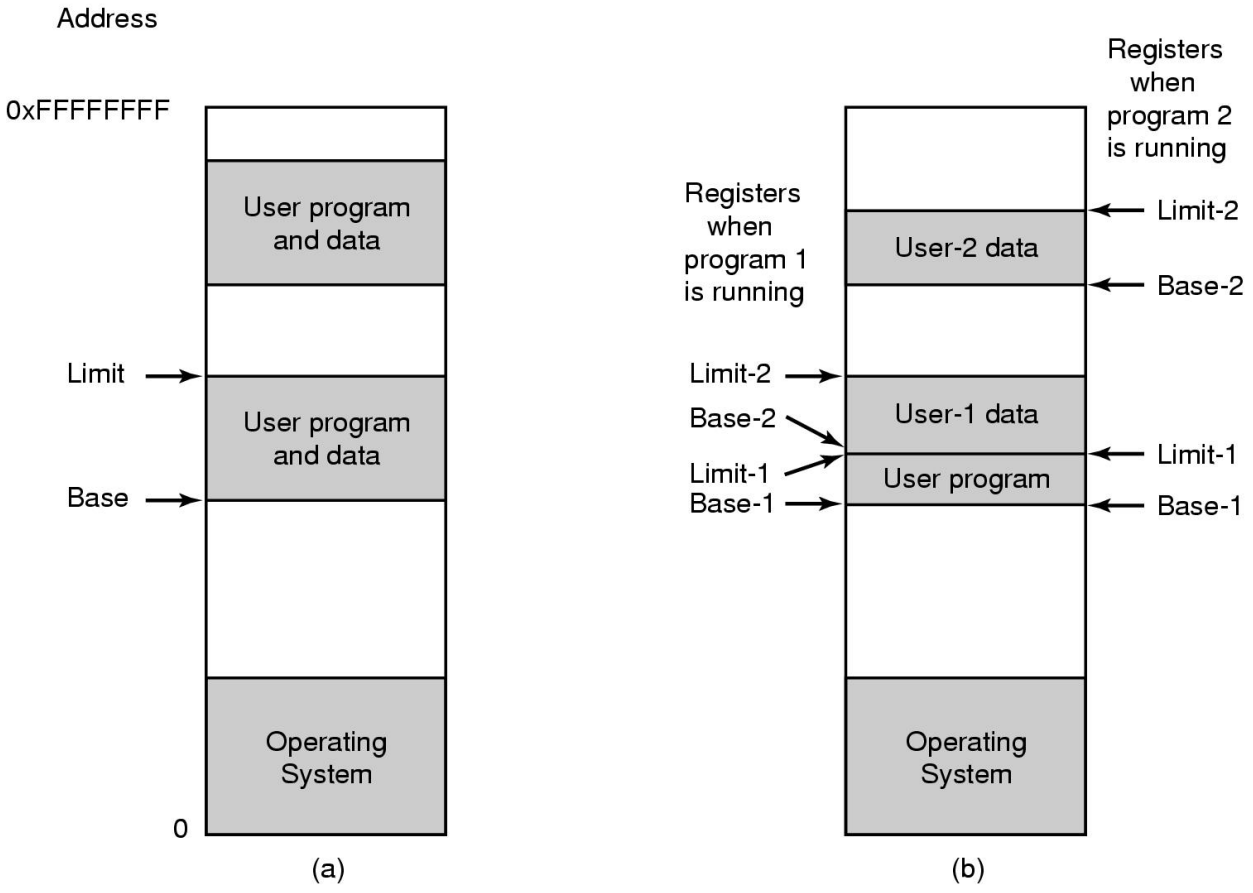
- Relocação
  Um programa deve poder rodar em endereços físicos distintos.
- Proteção
  Um programa não pode fazer acesso à área de memória reservada a outro programa.
- Relocação durante a carga do programa
  - Todos os endereços precisam ser identificados e alterados
  - Não resolve o problema da proteção

Bits de proteção

1010	
1010	
1010	
0011	
0011	

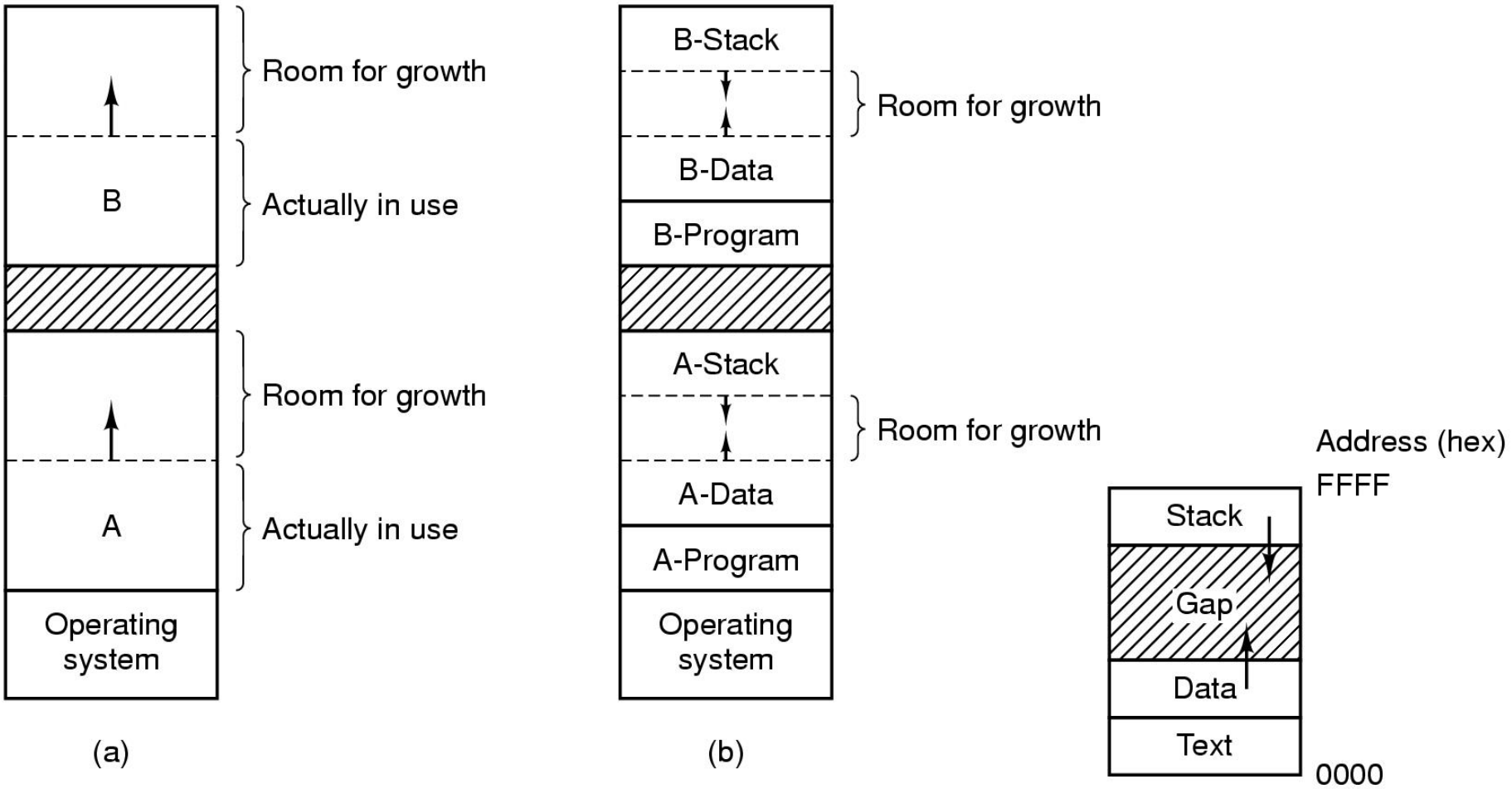
- Cada processo tem seus bits de proteção
- Verificação a cada acesso

Registradores base e limite



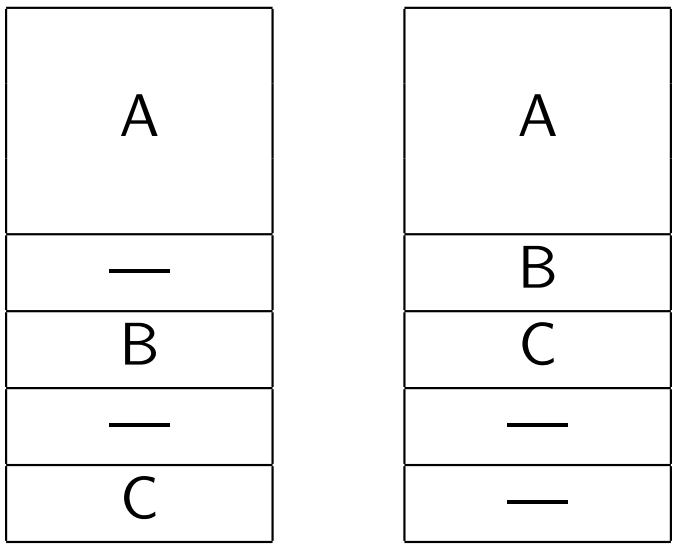
Tanenbaum: Figura 1-9

Espaço para crescimento



Tanenbaum: Figuras 4-6 e 1-20

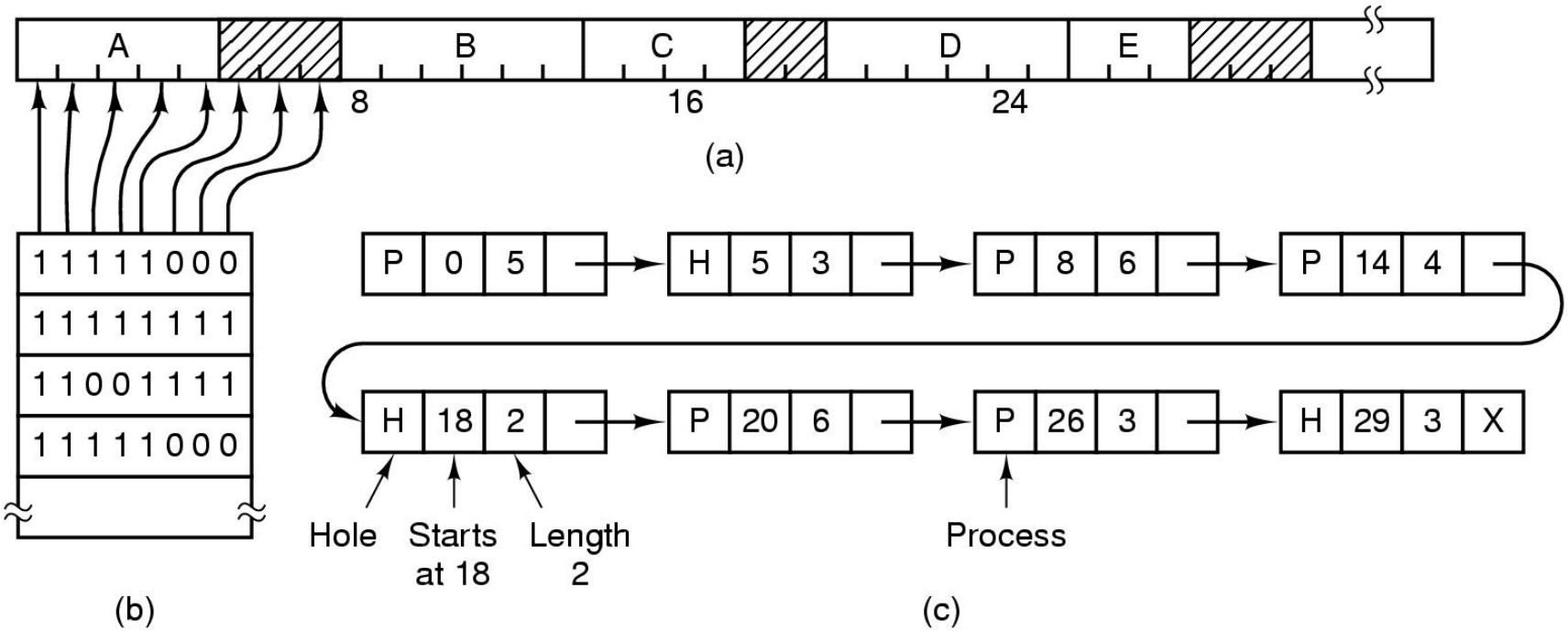
Compactação de memória



Malloc, free e realloc

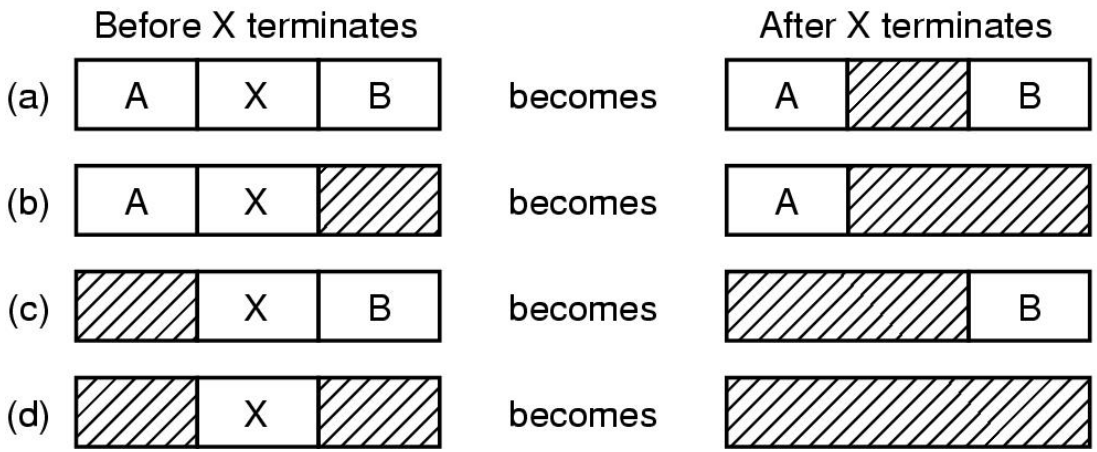
```
void *malloc(size_t size);
void free(void *ptr);
void *realloc(void *ptr, size_t size);
```

Bitmaps e lista de livres



Tanenbaum: Figura 4.7

Atualização da lista



Tanenbaum: Figura 4.8

Veja os códigos: `erro_malloc.c` `erro_calloc.c`

Malloc utiliza lista de livres

Protegida?

- Veja o código `erro_malloc.c` (o código `erro_calloc.c` zera os dados para facilitar a observação da lista de livres).
- No gdb execute comandos do tipo:

```
(gdb) p (int[10]) *s1
(gdb) p (int[10]) *(s1-2)

(gdb) set *(s1-2) = ...
```

Algoritmos para alocação de memória

- *First fit*: primeiro bloco grande o suficiente
- *Next fit*: próximo bloco grande o suficiente
- *Best fit*: menor bloco grande o suficiente
- *Worst fit*: maior bloco grande o suficiente
- Veja o código `fit.c` e descubra a política de alocação do `malloc`
  - Blocos pequenos (< 64 bytes) =
  - Blocos médios =
  - Blocos grandes (> 512 bytes) =

E o kmalloc?

```
#include <linux/slab.h>

/* ...  */

   int s1* = kmalloc (size, flags);
   printk("KMALLOC: %p:\n", (void *) s1);
```

Hooks e o problema de consistência

- Ideia: mecanismo para se alterar o comportamento do malloc e free.
- Não é thread-safe
- Veja os códigos: malloc-hook.c e mt-malloc-hook.c

Alocação não-contínua de memória

- Diminui o problema de fragmentação
- Maior flexibilidade
  - maior número de programas na memória ao mesmo tempo
  - programas podem ser maiores do que a memória física
- Maior complexidade de gerenciamento

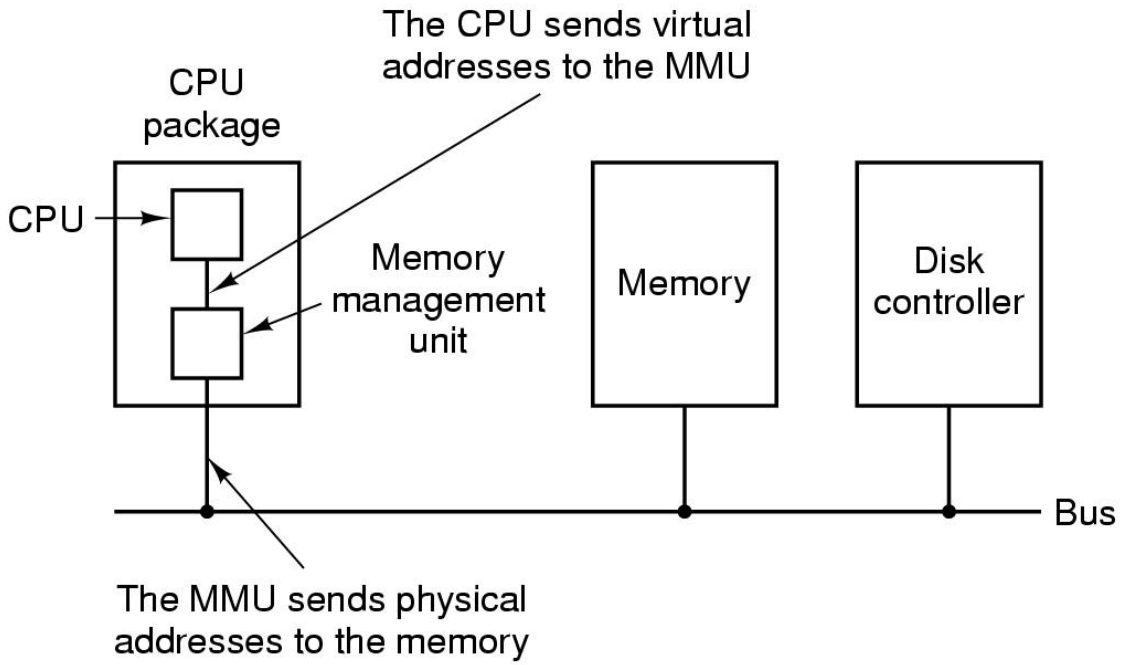
Overlays

```
dados d1, d2, d3, d4, d5;

f1();    g1();   h1();
f2();    g2();   h2();
f3();    g3();   h3();

main() {
  fase_1();  /* funçoes f e dados d1, d2, d3 */
  fase_2();  /* funçoes g e dados d1, d2, d4 */
  fase_3();  /* funçoes h e dados d1, d2, d5 */
  }
```

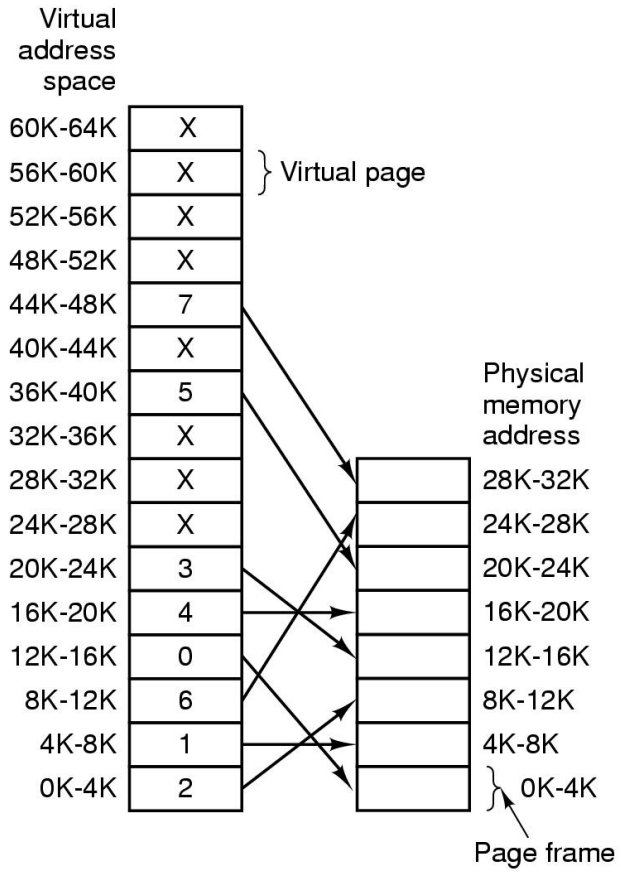
Memória Virtual



Memory Management Unit (MMU)

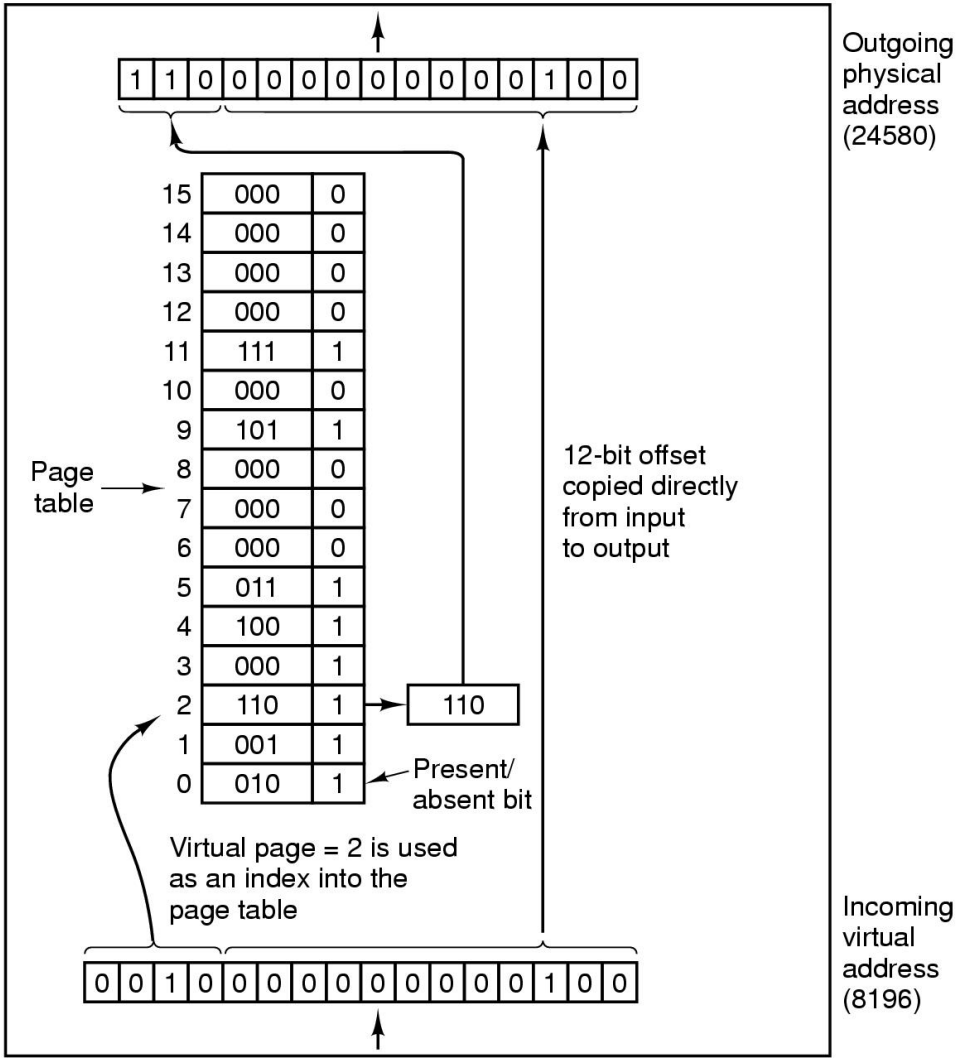
Tanenbaum: Figura 4.9

Paginação



Tanenbaum: Figura 4.10

Mapeamento dos endereços



Tanenbaum: Figura 4.11

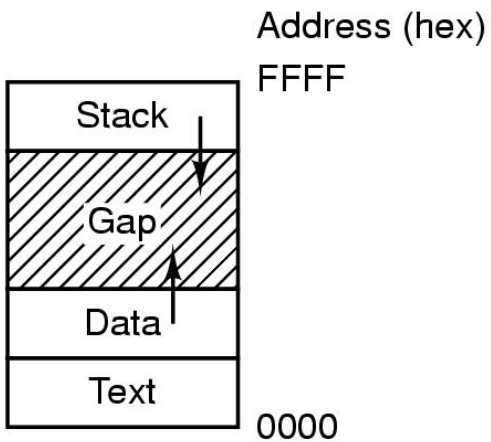
Paginação - Exemplo

- 32 bits de endereço
- páginas de 4k
- 20 primeiros bits indicam a página
- 12 últimos bits indicam o deslocamento dentro da página

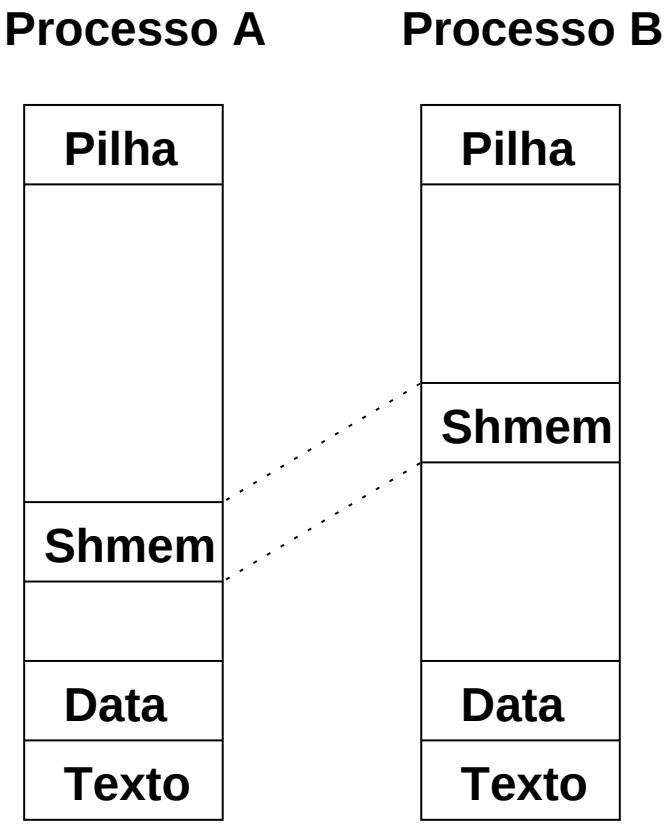
- Veja o código pagesize.c

Espaço de endereçamento

- Apenas as páginas ocupadas precisam ser mapeadas
- Veja o código sbrk.c



Memória compartilhada



Memória compartilhada

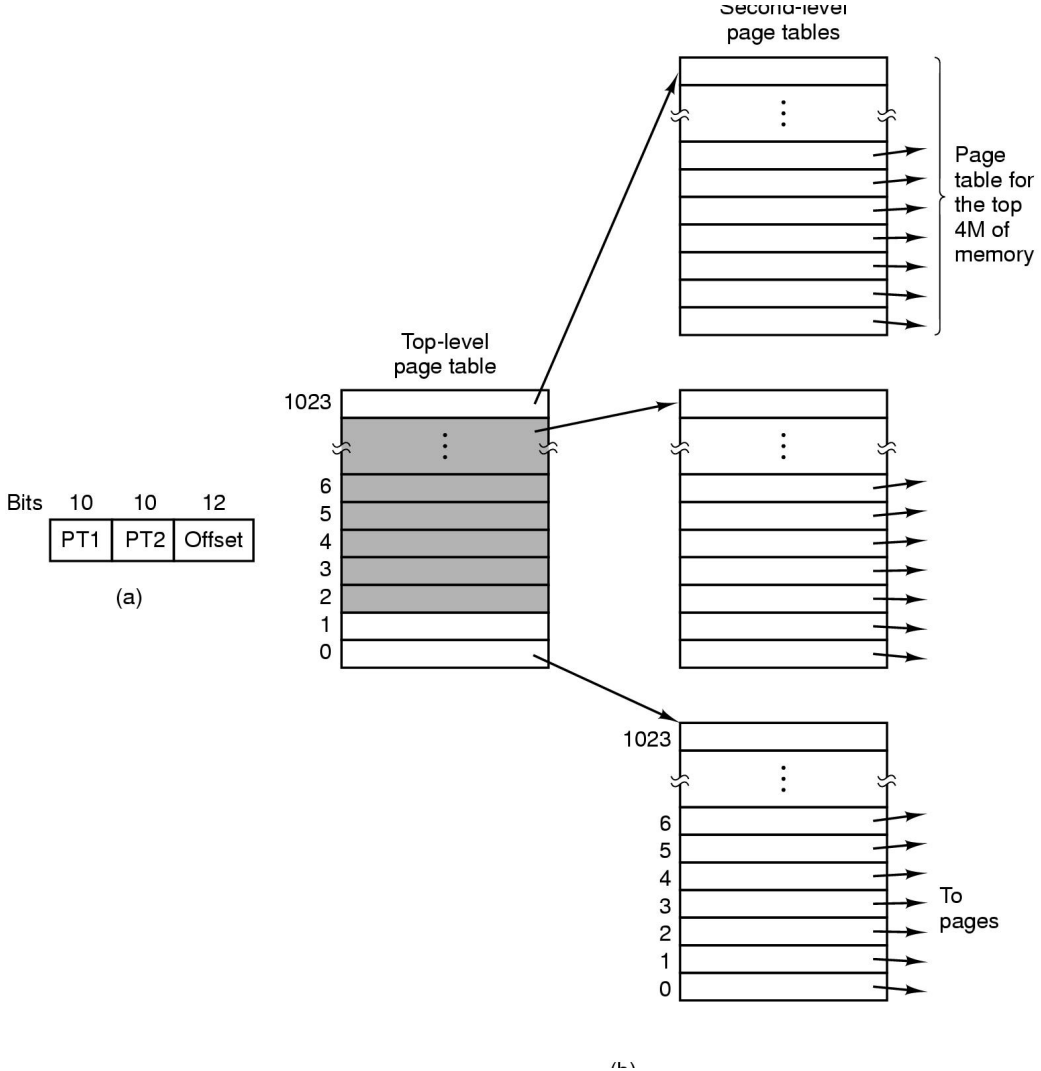
```
int shmget(key_t key, size_t size, int shmflg);
void *shmat(int shmid,
            const void *shmaddr, int shmflg);
```

- Veja os exemplos: sh1.c sh2.c sh_fork.c sh_server.c e sh_client.c

Mmap

- Um arquivo pode ser mapeado em memória
- Memória compartilhada
- Veja map.c map2.c
- Proteção das páginas: escrita, leitura e execução
- Veja map-armadilha.c e map-loop.c

Tabelas de mais de um nível

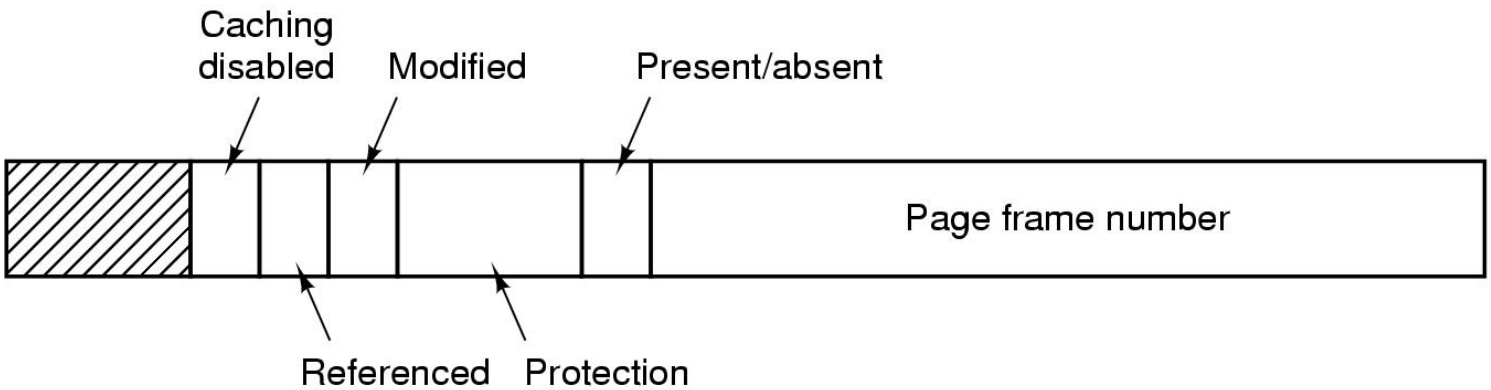


Tanenbaum: Figura 4.12

Tabelas de mais de um nível

- Eficientes para espaços de endereçamento esparsos
- Linux utiliza três níveis de tabelas
- Regiões não mapeadas servem como proteção?
- Veja o código: pilha-prot.c

Entrada na tabela



Tanenbaum: Figura 4.13

TLB: Translation Lookaside Buffer

Valid	Virtual page	Modified	Protection	Page frame
1	140	1	RW	31
1	20	0	R X	38
1	130	1	RW	29
1	129	1	RW	62
1	19	0	R X	50
1	21	0	R X	45
1	860	1	RW	14
1	861	1	RW	75

Tanenbaum: Figura 4.14

Substituição de páginas

- Veja os códigos: pag1.c pag2.c

Algoritmo ótimo:

- Baseado no uso futuro de uma página
- Impossível de ser implementado
- Pode ser simulado (segunda execução do mesmo processo com a mesma entrada)
- Útil para medidas de desempenho

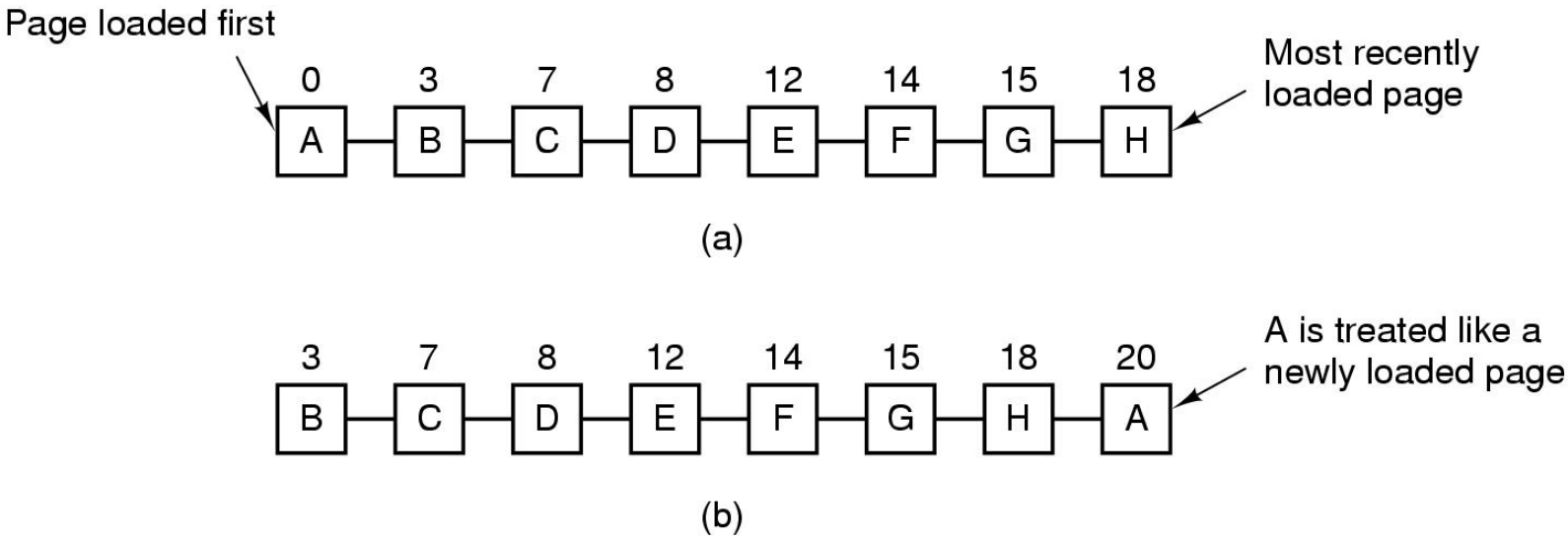
Não usada recentemente

- Classe 0: não referenciada, não modificada
- Classe 1: não referenciada, mas modificada
- Classe 2: referenciada, mas não modificada
- Classe 3: referenciada e modificada

First In, First Out

- Simplemente coloca as páginas em uma fila
- Pode remover páginas importantes

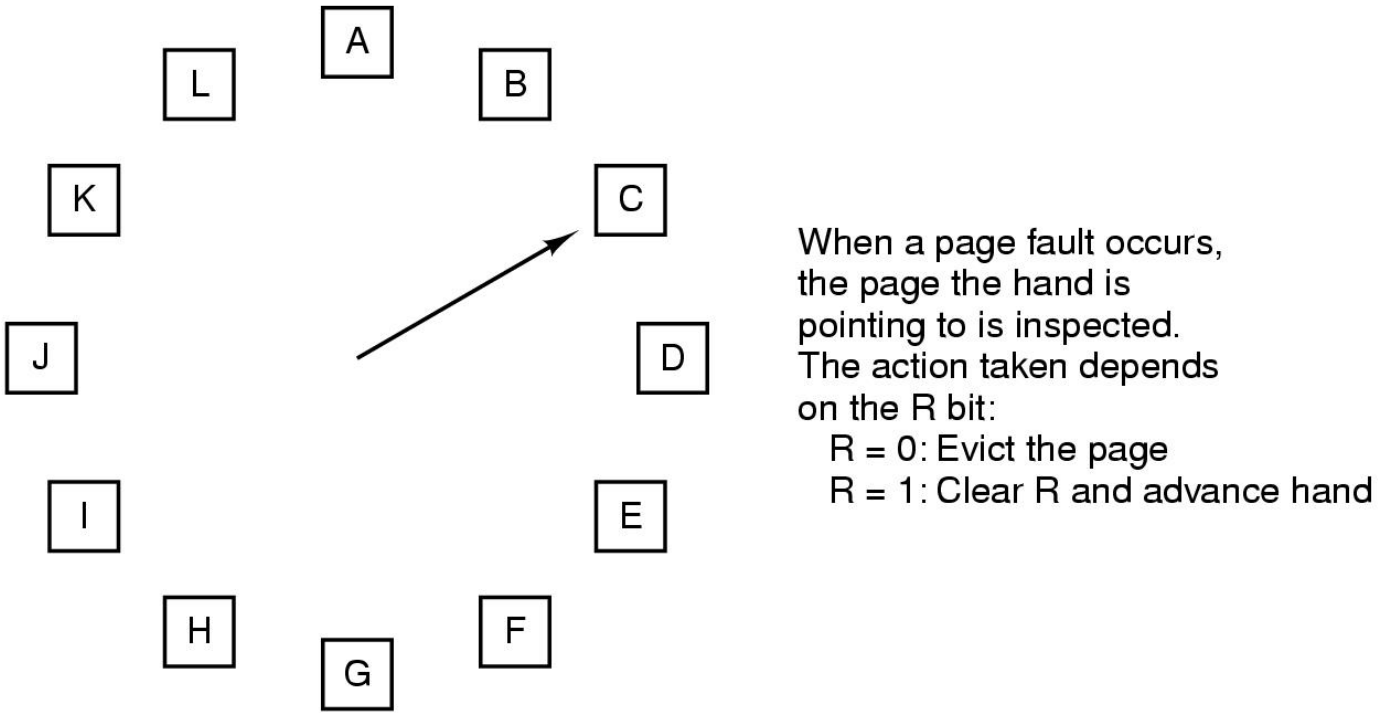
Segunda chance



Tanenbaum: Figura 4.16

- Se o bit R == 0, a página é substituída, senão
- bit R é limpo e a página é colocada no final da fila

Relógio



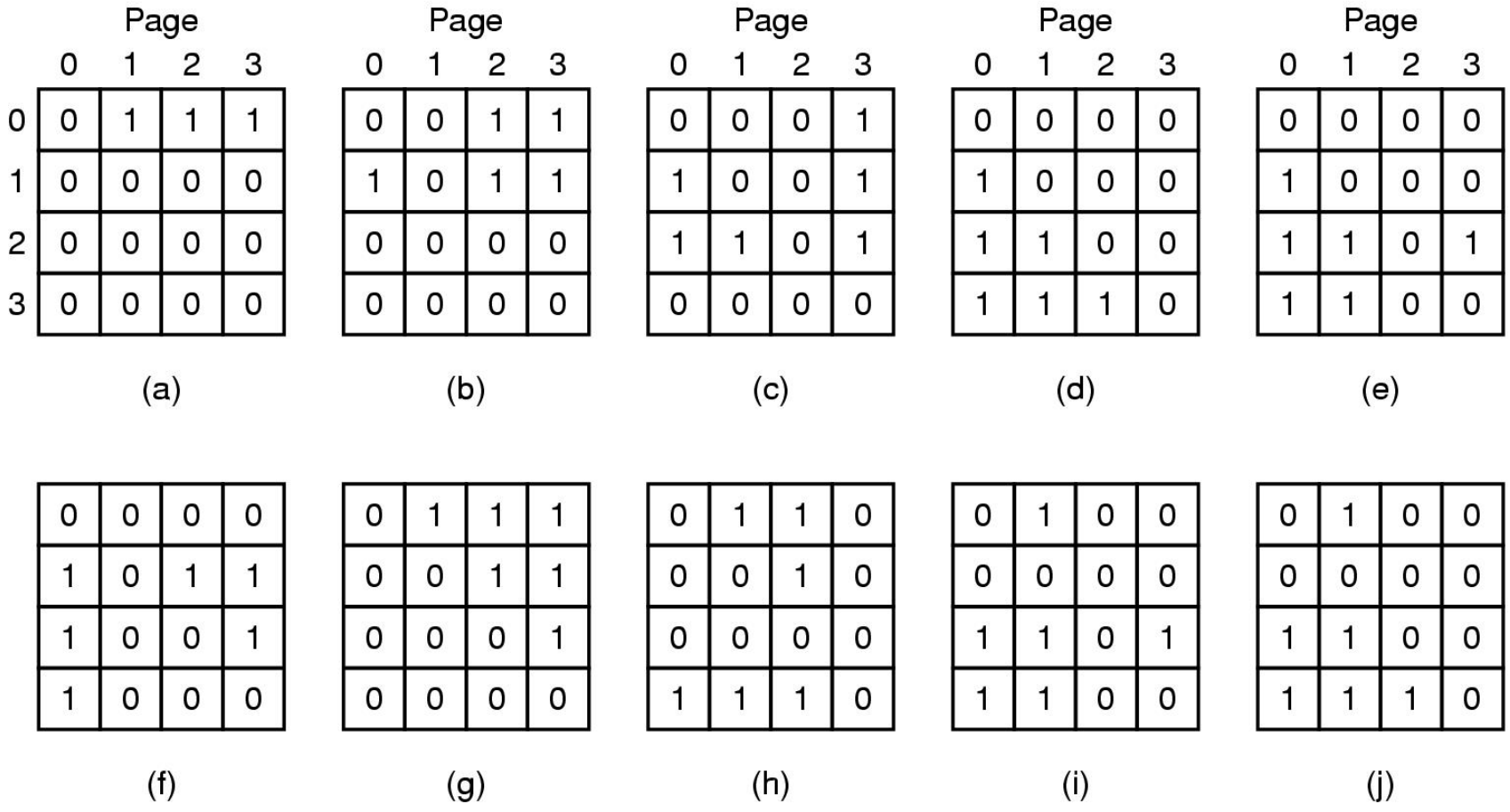
Tanenbaum: Figura 4.17

- Implementação circular da segunda chance

Uso menos recente

- LRU (Least Recently Used)
- Implementação utilizando lista ligada
- Implementação em hardware com contador
  - incrementado a cada instrução
  - entrada na tabela deve armazenar o contador
- Implementação com matriz n x n

LRU em hardware



Acessos: 0 1 2 3 2 1 0 3 2 3

Tanenbaum: Figura 4.18

Simulando LRU em software

Página não usada frequentemente

- Contador de uso para cada página (soma o bit R a cada clock tick)
- Não esquece nada...
- Considere um compilador baseado em passos

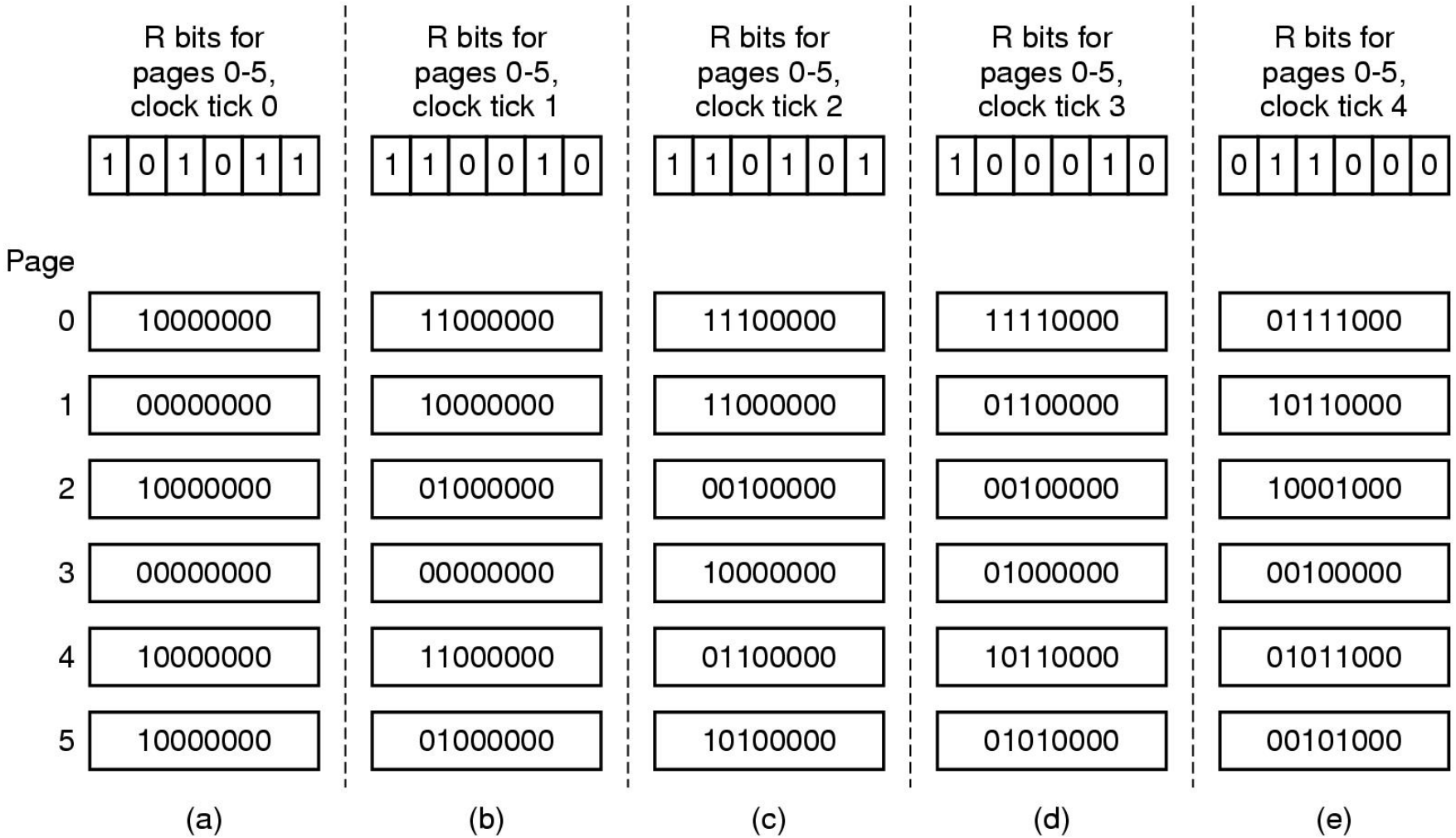
Não usada frequentemente

Aging

- O contador é deslocado à direita
- Bit R é adicionado à esquerda

```
          1 0 1 0 1 1          1 0 1 1 0 1
>> 1        1 0 1 0 1    >> 1     1 0 1 1 0
+  1     1 1 0 1 0 1     +  0  0 1 0 1 1 0
```

Não usada frequentemente

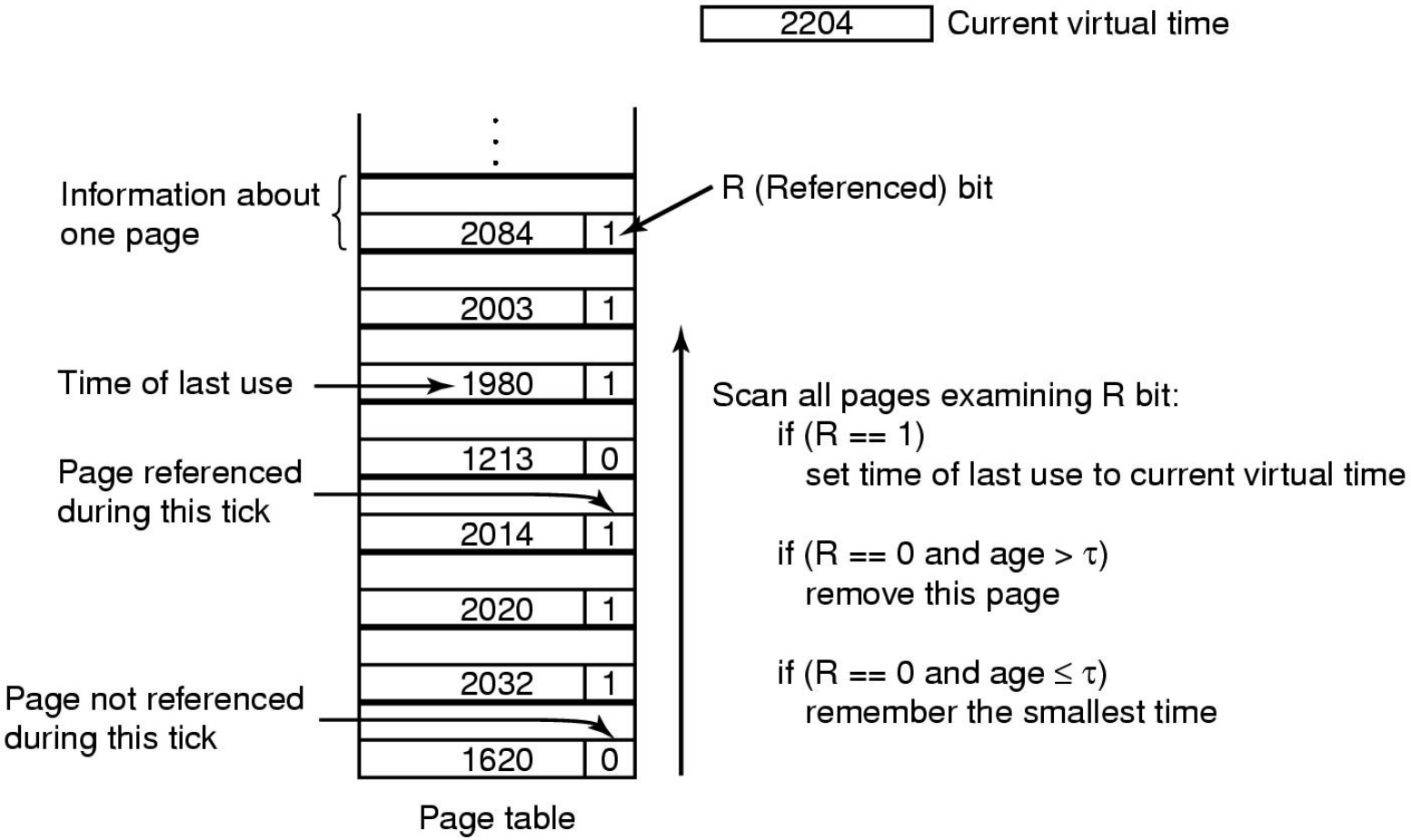


Tanenbaum: Figura 4.19

Working Set $w(k, t)$

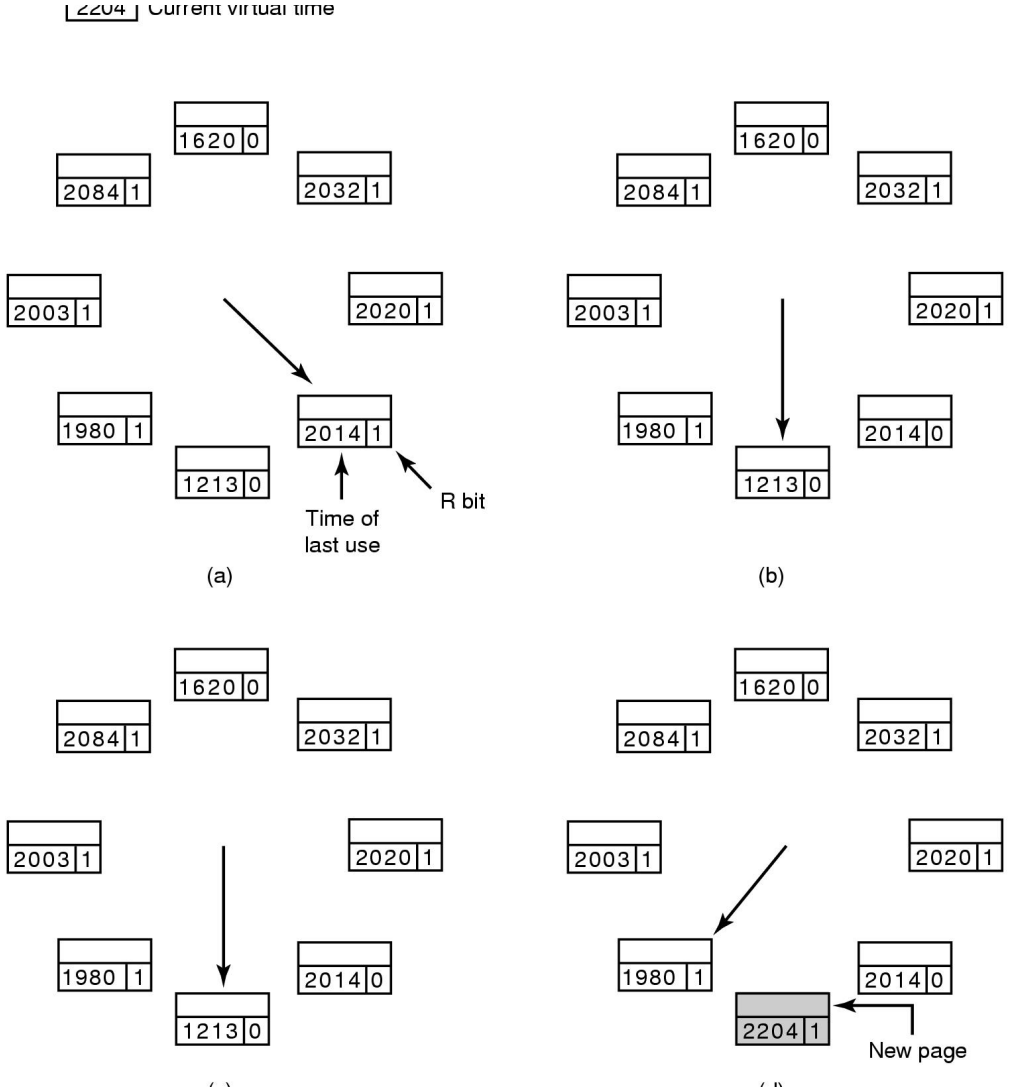
- Conjunto de páginas utilizadas nas últimas k referências em relação ao instante t.
- Paginação sob demanda
- Prepaging
- Implementação exata é muito cara

Working Set



Tanenbaum: Figura 4.21

WSClock



Tanenbaum: Figura 4.22

Resumo

Algorithm	Comment
Optimal	Not implementable, but useful as a benchmark
NRU (Not Recently Used)	Very crude
FIFO (First-In, First-Out)	Might throw out important pages
Second chance	Big improvement over FIFO
Clock	Realistic
LRU (Least Recently Used)	Excellent, but difficult to implement exactly
NFU (Not Frequently Used)	Fairly crude approximation to LRU
Aging	Efficient algorithm that approximates LRU well
Working set	Somewhat expensive to implement
WSClock	Good efficient algorithm

Tanenbaum: Figura 4.23