INFRA-ESTRUTURA DE SOFTWARE

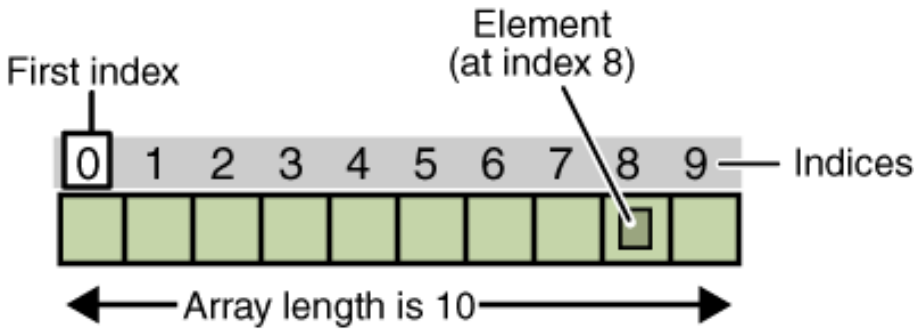
Gerência de Memória

Gerência de Memória

Navegando em uma hierarquia

Memória

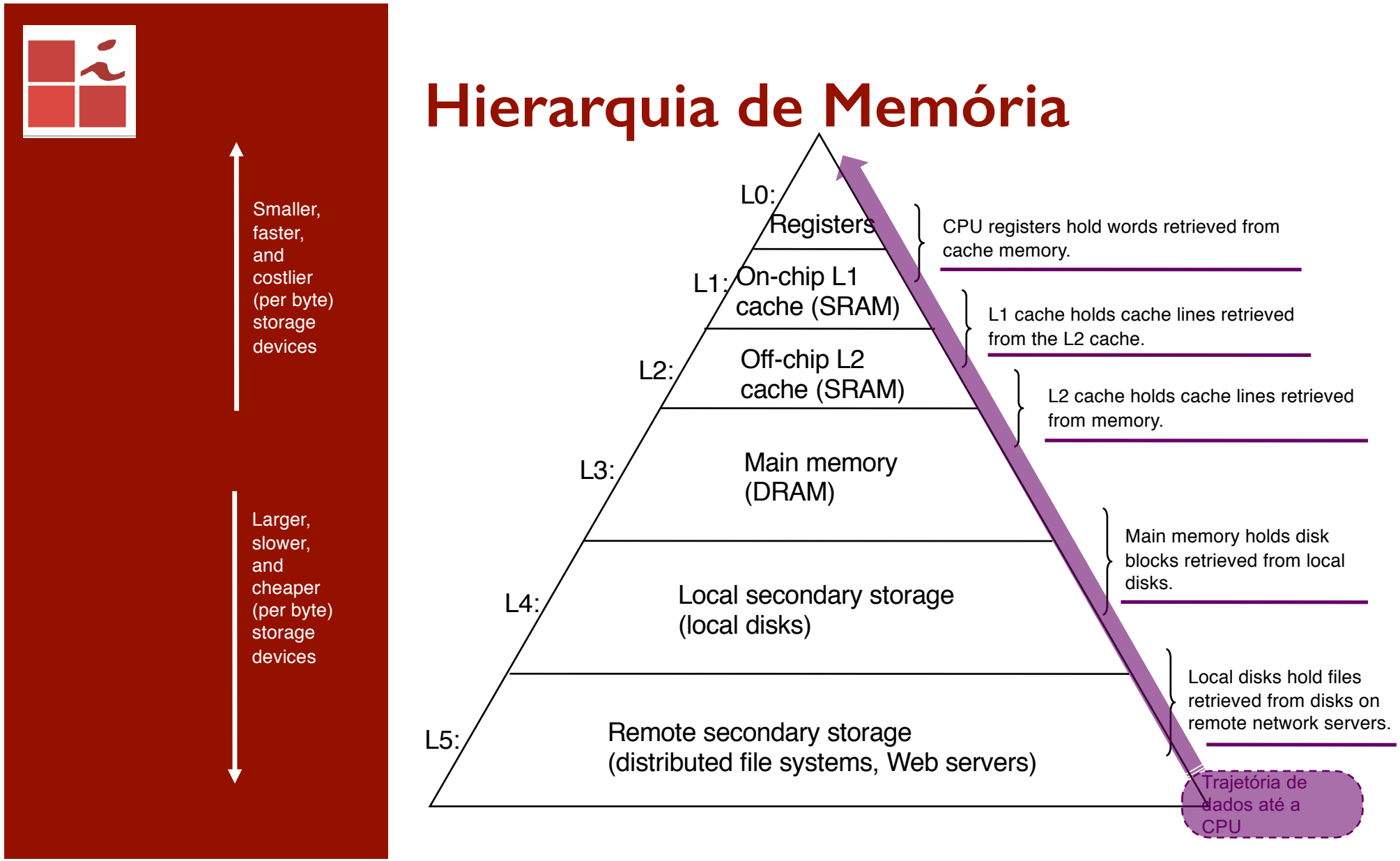
- Logicamente, a memória principal corresponde a um **vetor (array) de bytes**
  - cada posição tem um endereço único (índice do vetor)



Memória

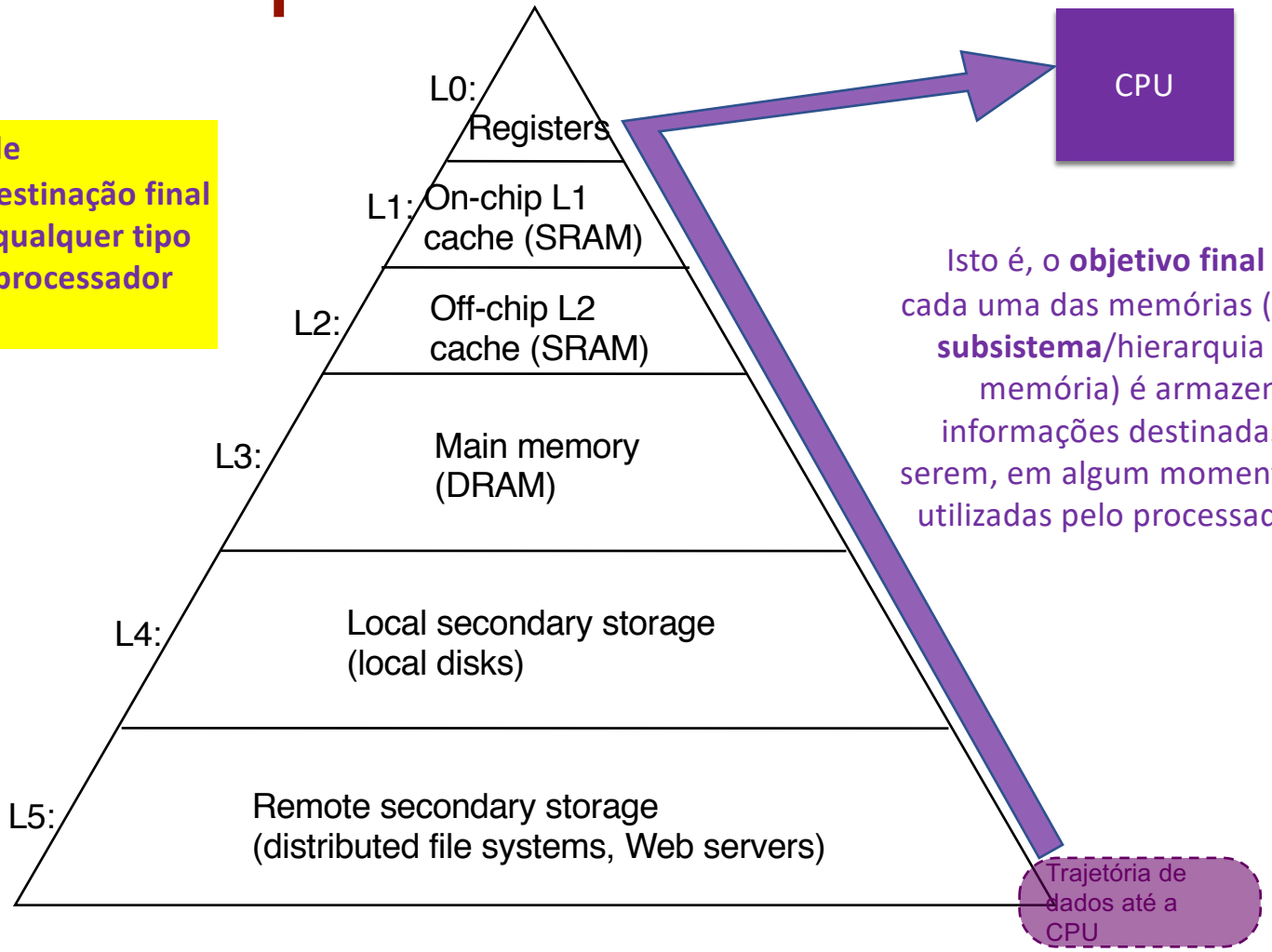
- Logicamente, a memória principal corresponde a um **vetor (array) de bytes**
  - cada posição tem um endereço único (índice do vetor)
- Os registradores da CPU muitas vezes são usados para armazenar endereços de memória
  - Assim, o número de bits em cada registrador limita o número de posições de memória endereçáveis
    - 8 bits → 2^8 (256) posições…
    - 32 bits → 2^{32} (4.294.967.296) posições… 4GB
    - 64 bits → 2^{64} posições… 18 Exabytes

Hierarquia de Memória



Hierarquia de Memória

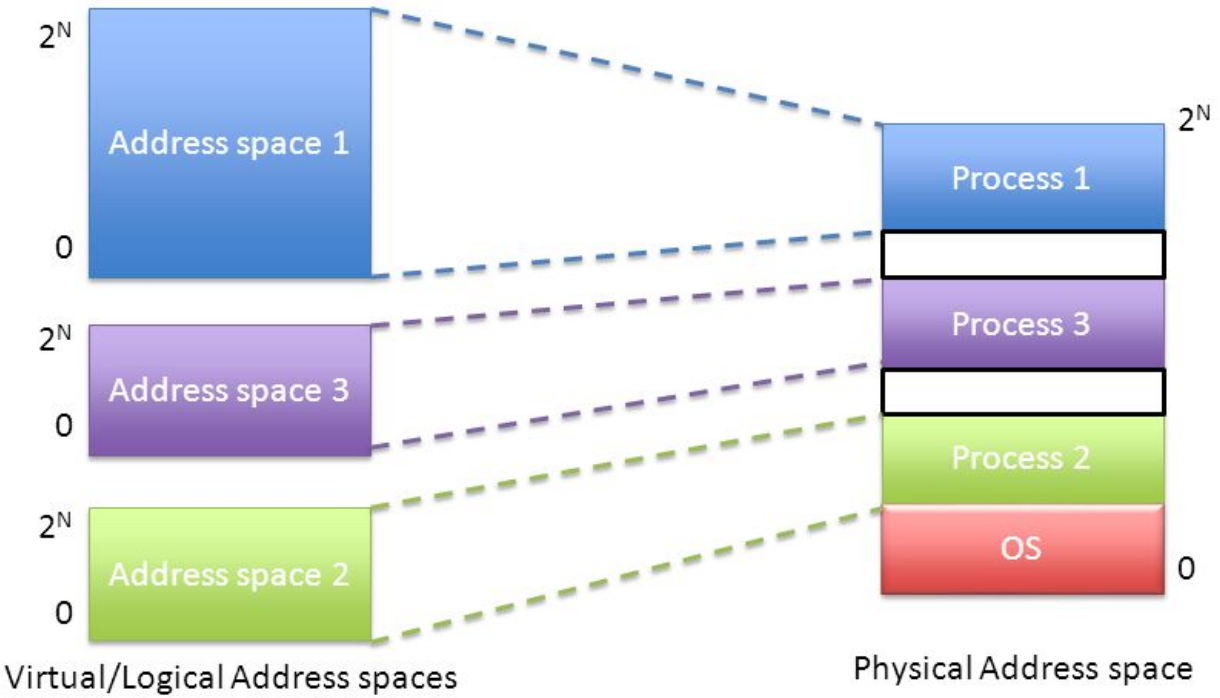
Em um sistema de computação, a destinação final do conteúdo de qualquer tipo de memória é o processador (CPU)



Isto é, o **objetivo final** de cada uma das memórias (do **subsistema**/hierarquia de memória) é armazenar informações destinadas a serem, em algum momento, utilizadas pelo processador

Address Spaces

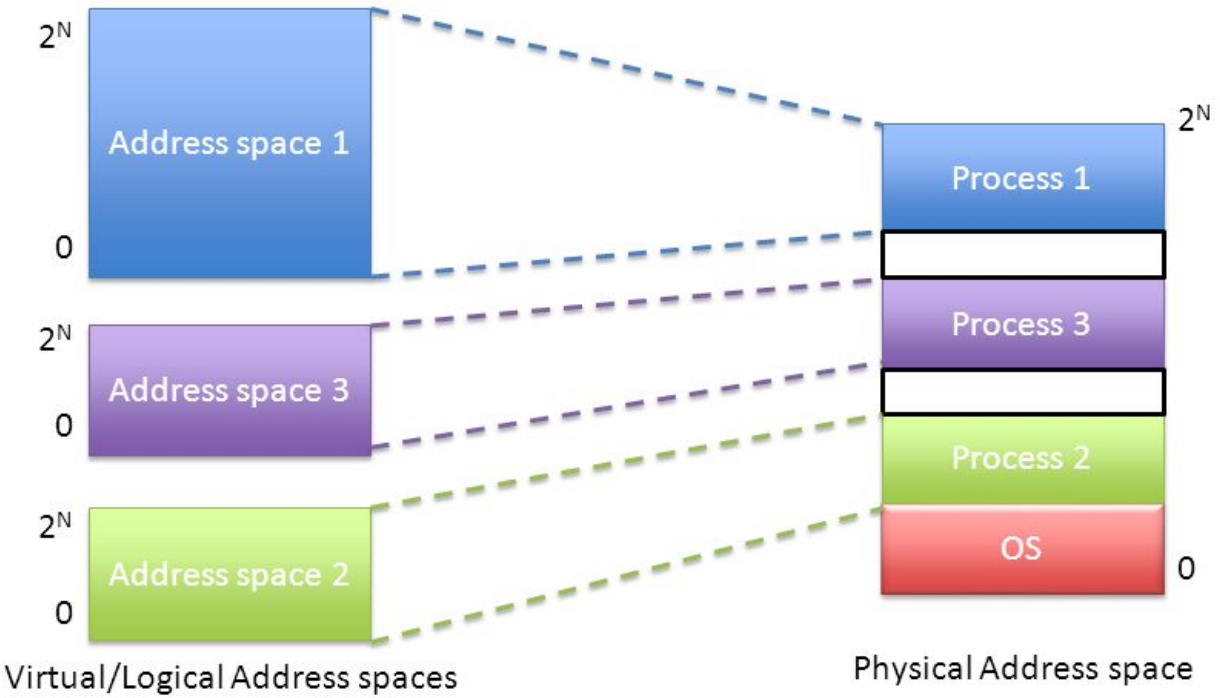
- Translation from logical to physical addresses



Espaços de Endereçamento

Conceitos

- Translation from logical to physical addresses



Tópicos

- Gerenciamento básico de memória
- Troca de processos (*swapping*)
- Memória virtual
- Troca de páginas – Paginação (*paging*)
- Segmentação

Gerenciador de Memória

Componente do Sistema Operacional que

- **aloca memória principal para os processos e**
- **gerencia a hierarquia de memória (Caches, RAM e Disco)**

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)
- Mantém informação das áreas de memória em uso

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)
- Mantém informação das áreas de memória em uso
- Aloca memória RAM para novos processos (fork())

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)
- Mantém informação das áreas de memória em uso
- Aloca memória RAM para novos processos (fork())
- Faz o *swapping* transparente entre memória principal e disco

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)
- Mantém informação das áreas de memória em uso
- Aloca memória RAM para novos processos (fork())
- Faz o *swapping* transparente entre memória principal e disco
- Atende a requisições de incremento de espaço de memória

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)
- Mantém informação das áreas de memória em uso
- Aloca memória RAM para novos processos (fork())
- Faz o *swapping* transparente entre memória principal e disco
- Atende a requisições de incremento de espaço de memória
- Mantém o mapeamento de memória virtual para memoria física

Gerenciador de Memória

- Garante isolamento mútuo entre processos (proteção)
- Mantém informação das áreas de memória em uso
- Aloca memória RAM para novos processos (fork())
- Faz o *swapping* transparente entre memória principal e disco
- Atende a requisições de incremento de espaço de memória
- Mantém o mapeamento de memória virtual para memoria física
- Implementa a política de alocação de memória para os processos

Gerenciamento de Memória

- Idealmente, o que todo programador deseja é dispor de uma memória que seja
  - **grande**
  - **rápida**
  - **não volátil**
- Hierarquia de memórias
  - pequena quantidade de memória rápida, de alto custo - cache
  - quantidade considerável de memória principal de velocidade média, custo médio
  - gigabytes de armazenamento em disco de velocidade e custo baixos
- **O gerenciador de memória trata a hierarquia de memórias**

Gerenciamento de Memória sem **Swapping** ou **Paginação**

Monoprogramação: um único programa de usuário

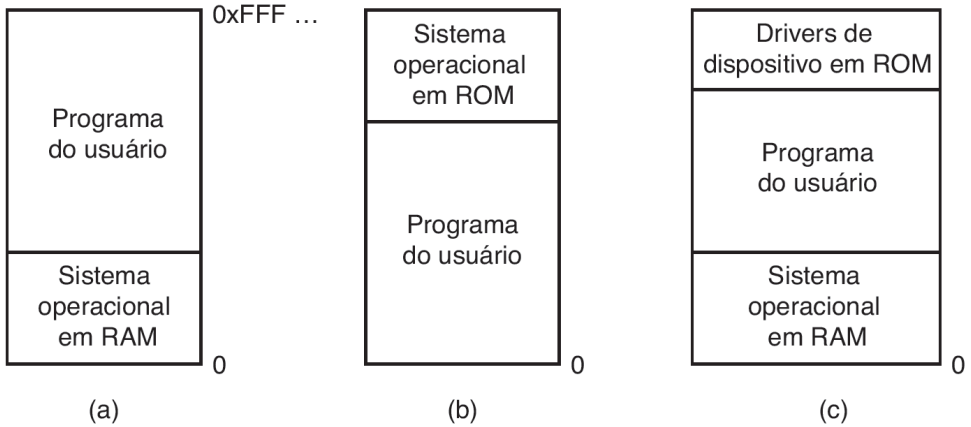


Figura 3.1 Três modos simples de organizar a memória com um sistema operacional e um processo de usuário. Também existem outras possibilidades.

Múltiplos programas em memória (Multiprogramação)

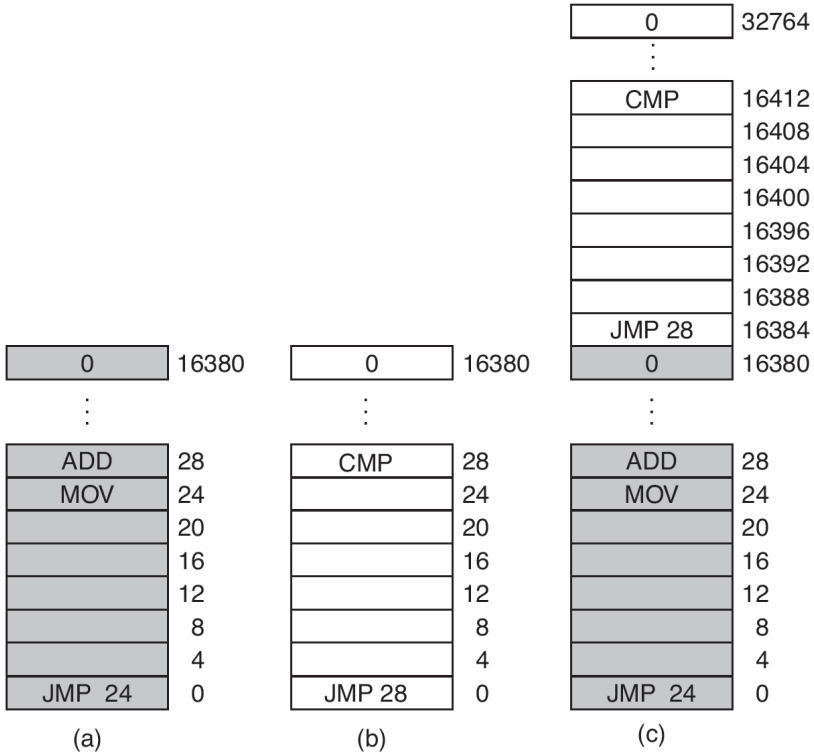


Figura 3.2 Ilustração do problema de realocação. (a) Um programa de 16 KB. (b) Outro programa de 16 KB. (c) Os dois programas carregados consecutivamente na memória.

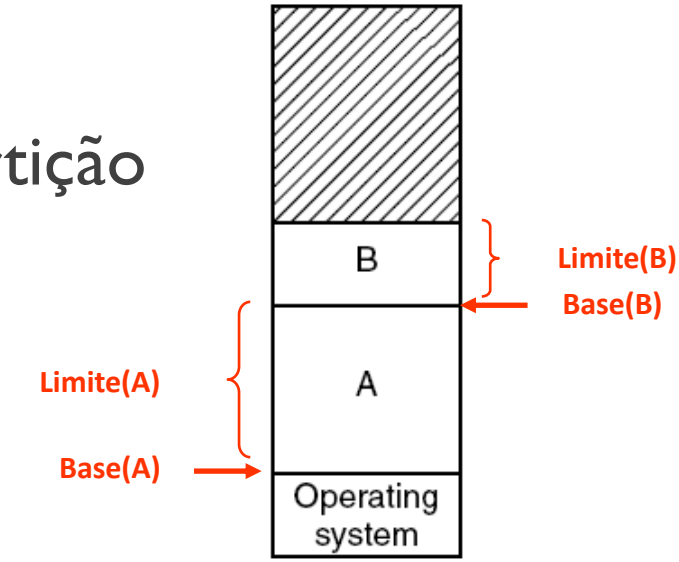
Realocação e Proteção

- Dois problemas introduzidos pela multiprogramação:
  - **Realocação: não se sabe com certeza onde o programa será carregado na memória**
    - Localizações de endereços de variáveis e de código de rotinas não podem ser absolutos
  - **Proteção: evitar que um processo acesse uma região usada por outro processo**
- Uma solução para realocação e proteção:
  - Mapeamento para a memória física ocorre em tempo de execução e é relativa a dois registradores: **base** e **limite**

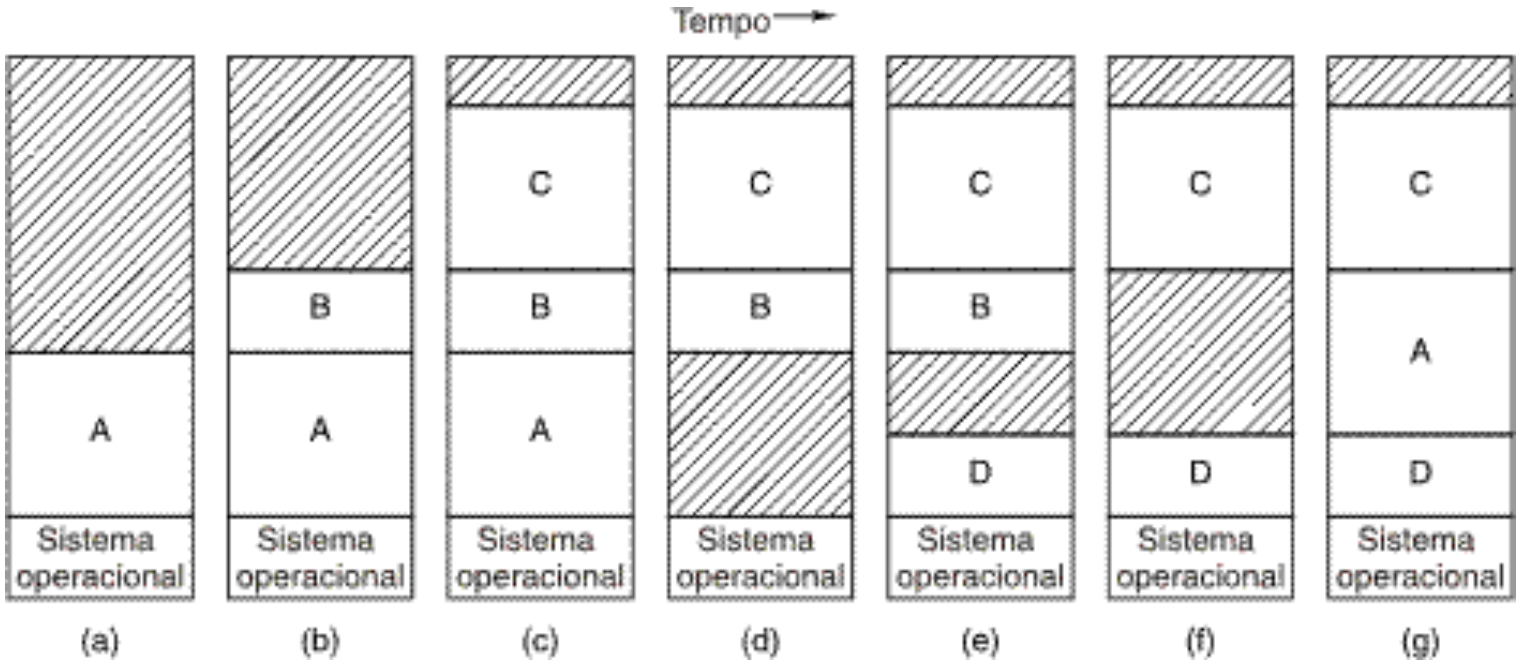
    Qualquer acesso à memória fora desses limites é considerado erro e o processo é abortado

Registradores Base e Limite

- Usados para dar a cada processo um espaço de endereçamento separado (protegido) – **partição**
- Base = início da partição
- Limite = tamanho da partição



Swapping: Troca de Processos (1)

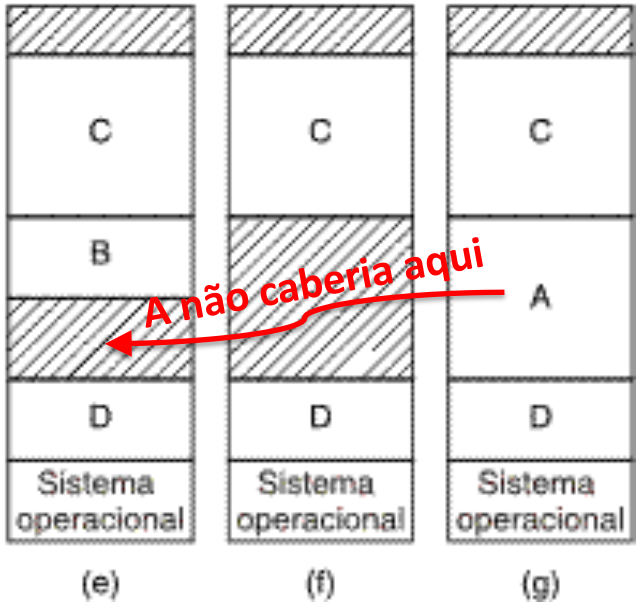


- Alterações na alocação de memória à medida que processos entram e saem da memória
- Regiões sombreadas correspondem a regiões de memória não utilizadas naquele instante

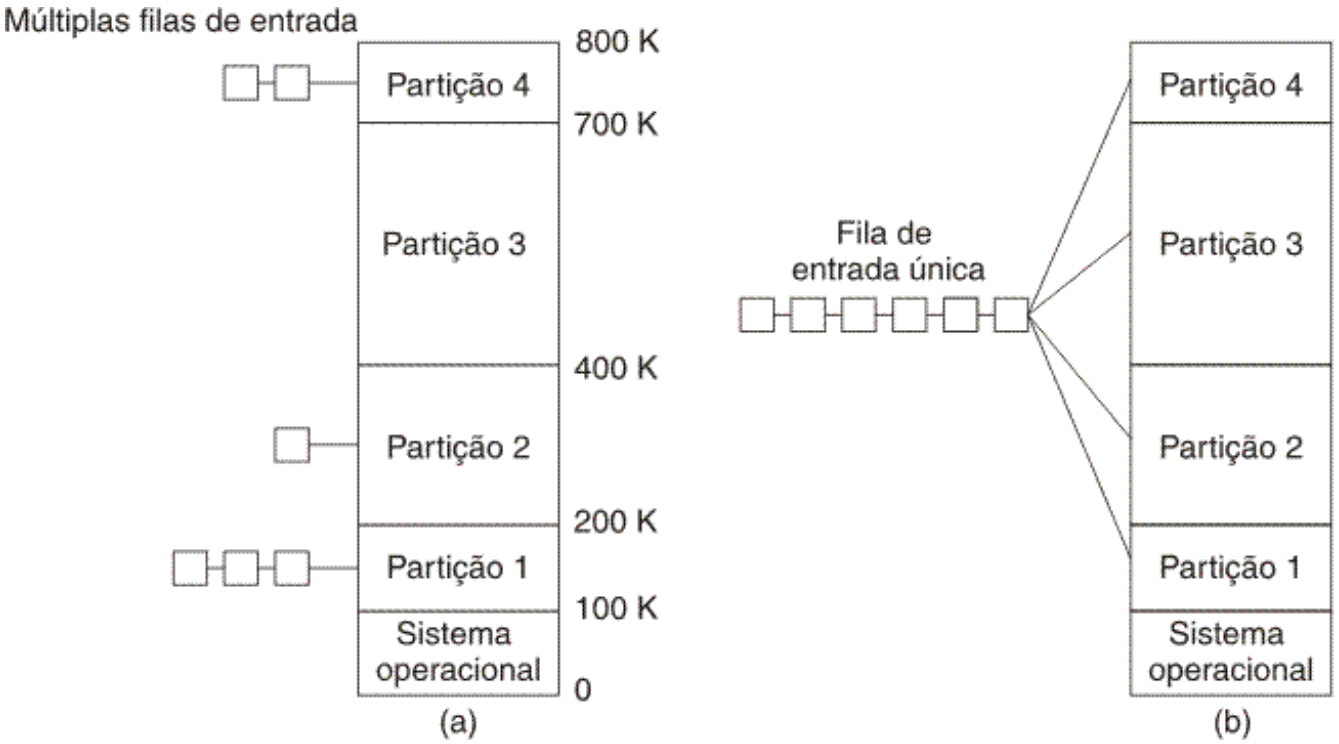
Troca de Processos (2)

- Principal problema do **swapping**: *fragmentação externa* da memória (espaços pequenos não utilizados)

- **Fragmentação: parte da memória desperdiçada**
  - *Frag. externa: quando não há partições*
  - *Frag. interna: quando há partições fixas (a seguir)*
- Compactação/defragmentação de memória é muito custosa

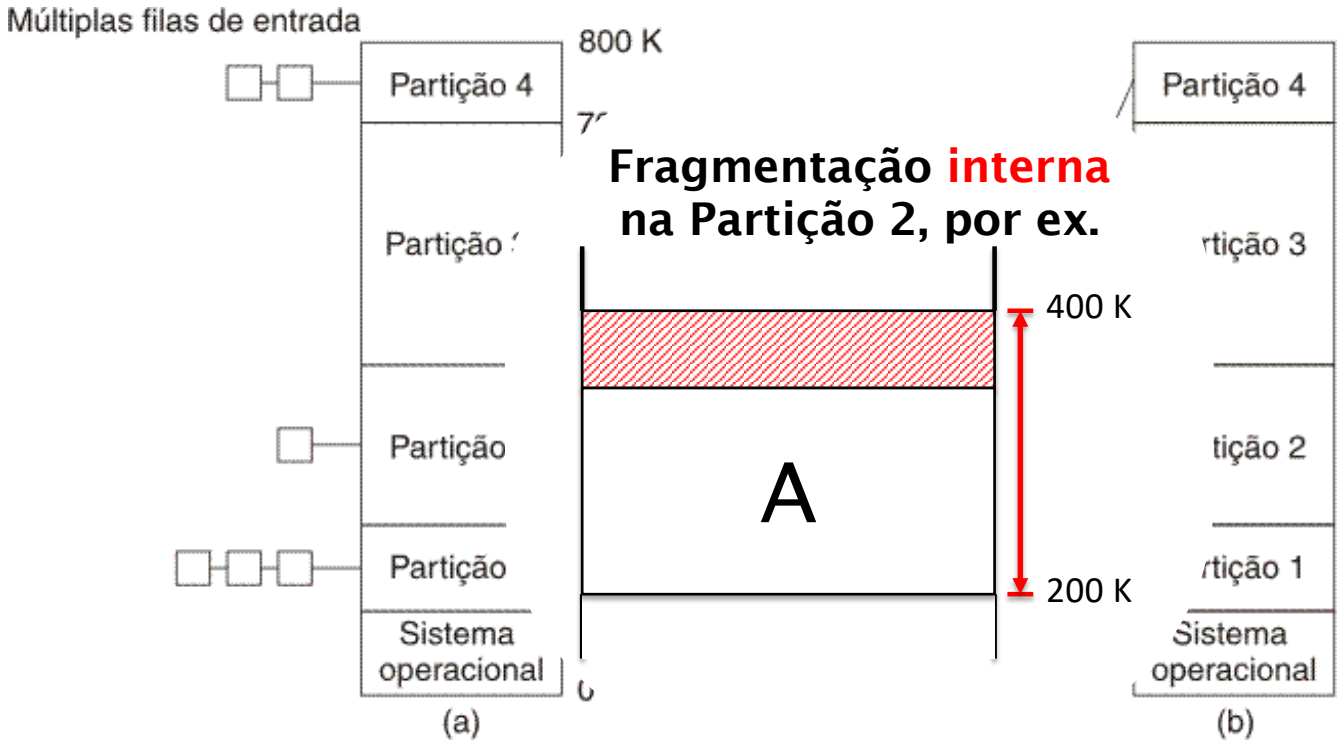


Alocação de Processos na Memória: Multiprogramação com Partições Fixas



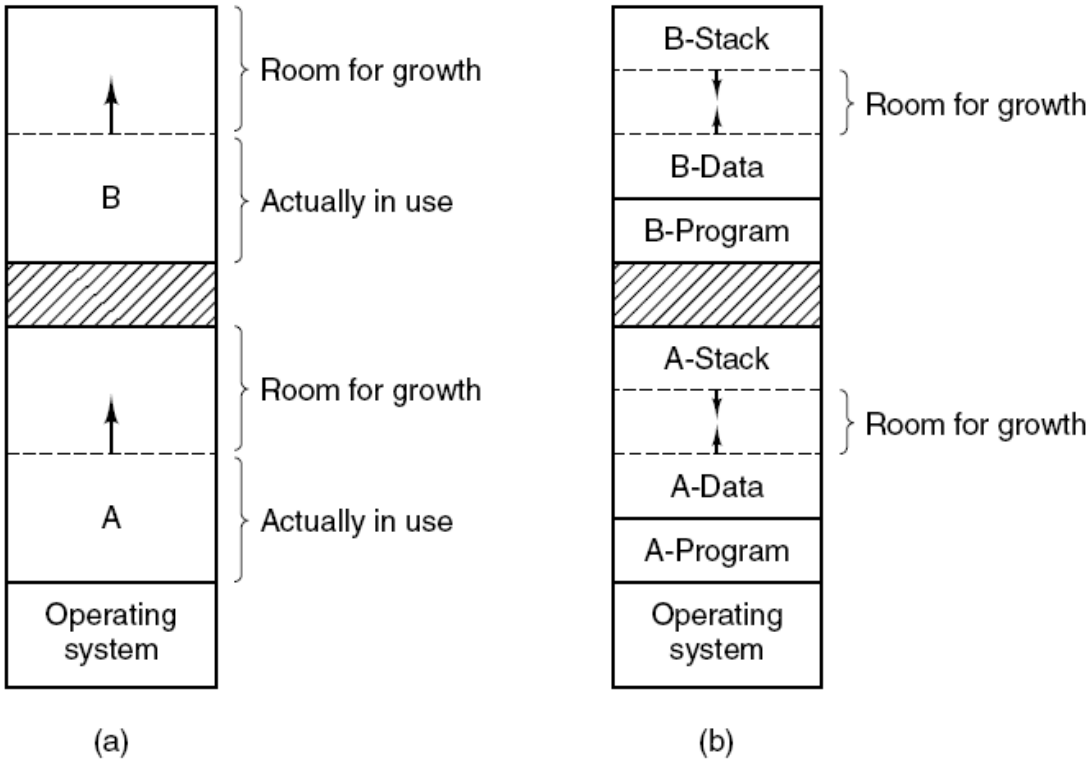
- Partições fixas de memória
  - a) filas de entrada separadas para cada partição
  - b) fila única de entrada

Alocação de Processos na Memória: Multiprogramação com Partições Fixas



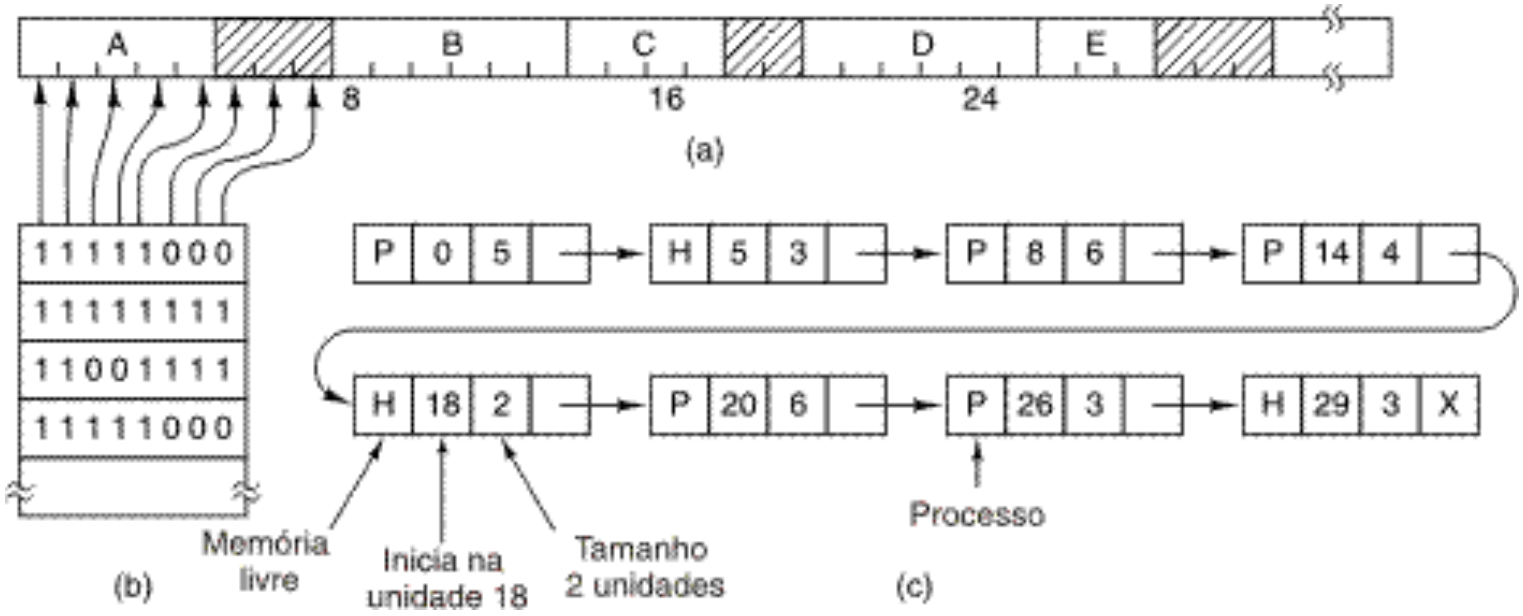
- Partições fixas de memória
  - a) filas de entrada separadas para cada partição
  - b) fila única de entrada

Alocação de Espaço



a) Alocação de espaço para uma área de dados em expansão
b) Alocação de espaço para uma pilha e uma área de dados, ambos em expansão

Gerenciamento de Memória: Mapas de Bits e Lista Encadeada



a) Parte da memória com 5 segmentos de processos (P) e 3 segmentos de memória livre (*Hole* – H)

b) Mapa de bits correspondente

c) Mesmas informações em uma **lista encadeada**

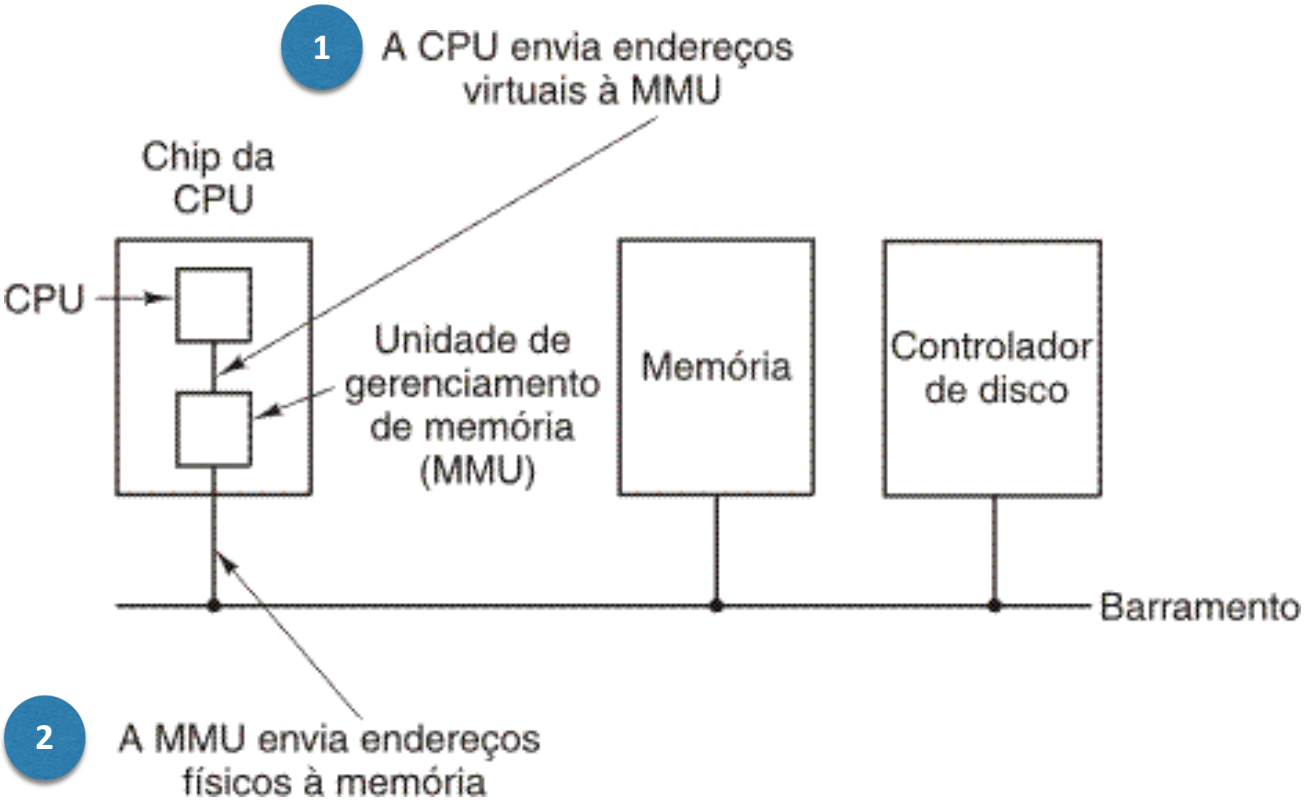
Memória Virtual

Por quê?

Memória Virtual

Ampliação do Espaço de Endereçamento

Memória Virtual: Paginação



Localização e função da MMU (Memory Management Unit): nos dias de hoje é comum se localizar no chip da CPU

Gerenciamento de Memória

- ✓Hierarquia de memórias
- ✓Alocação e proteção
- ✓Swapping
- ✓Mapeamento da memoria: mapa de bits, lista encadeada
- ✓Memória virtual
- Paginação: troca de páginas entre memória virtual e memória real (física)

Memórias virtual e real (física)

- Neste exemplo simples, temos um computador que gera endereços de 16 bits (0 a 64K [$2^{16} = 65536$]) – **endereços virtuais**
- Mas tem apenas 32KB de memória física, ou seja, programas > 32KB não cabem inteiramente na memória física, mas sim na memória virtual em disco
- O espaço de endereçamento virtual é dividido em **páginas** de tamanho fixo (ex. 4KB)
- Em memória física são chamadas de quadros ou estruturas de páginas (***page frames***), e geralmente são do mesmo tamanho (ex. 4KB)

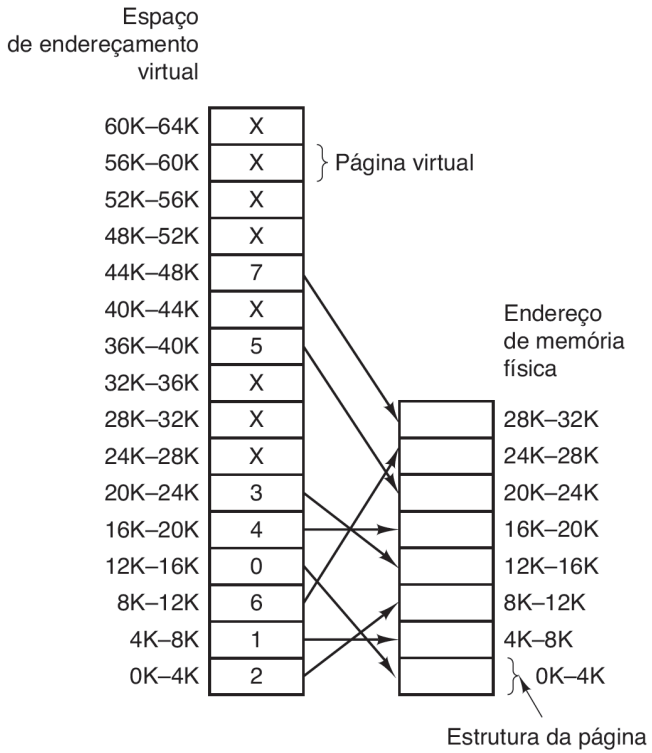


Figura 3.9 A relação entre endereços virtuais e endereços de memória física é dada pela tabela de páginas. Cada página começa com um múltiplo de 4096 e termina 4095 endereços acima; assim, 4K–8K na verdade significa 4096–8191 e 8K–12K significa 8192–12287.

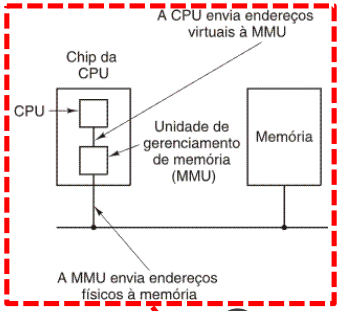
Tabela de Páginas

- Uma tabela de página por processo
  - Por isso não precisa armazenar ID de processo na tabela
- Endereço lógico: <p, d>
- Endereço físico: <f, d>
- Considerando uma tabela de páginas como um vetor (*array*)

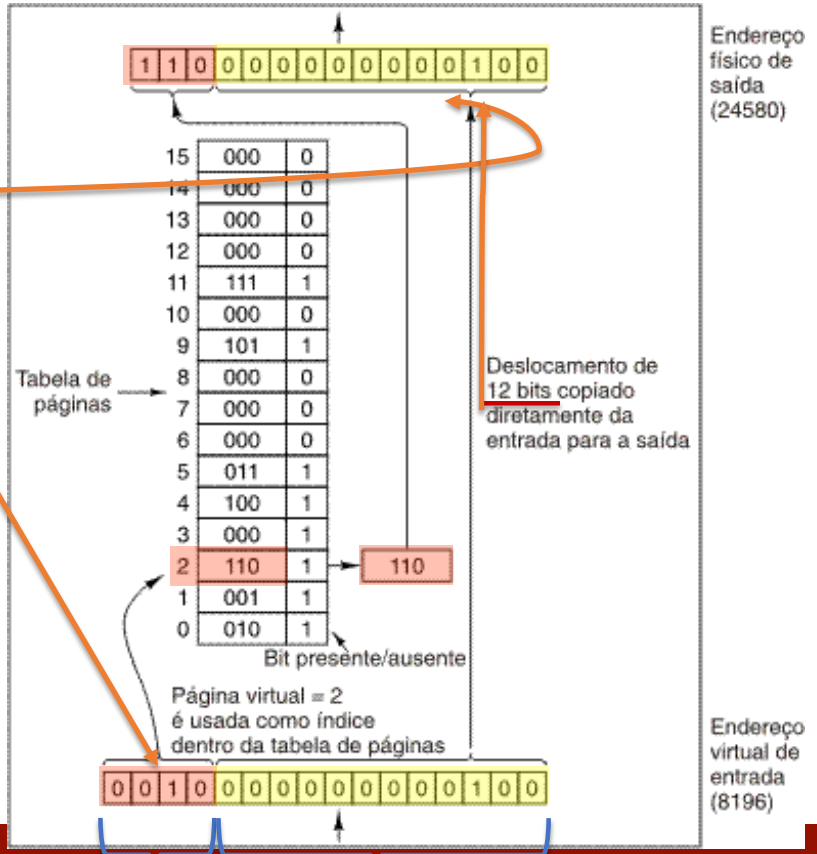
  f = tabela_páginas[p]

p = no. página virtual na tabela
f = endereço do *page frame*
d = deslocamento

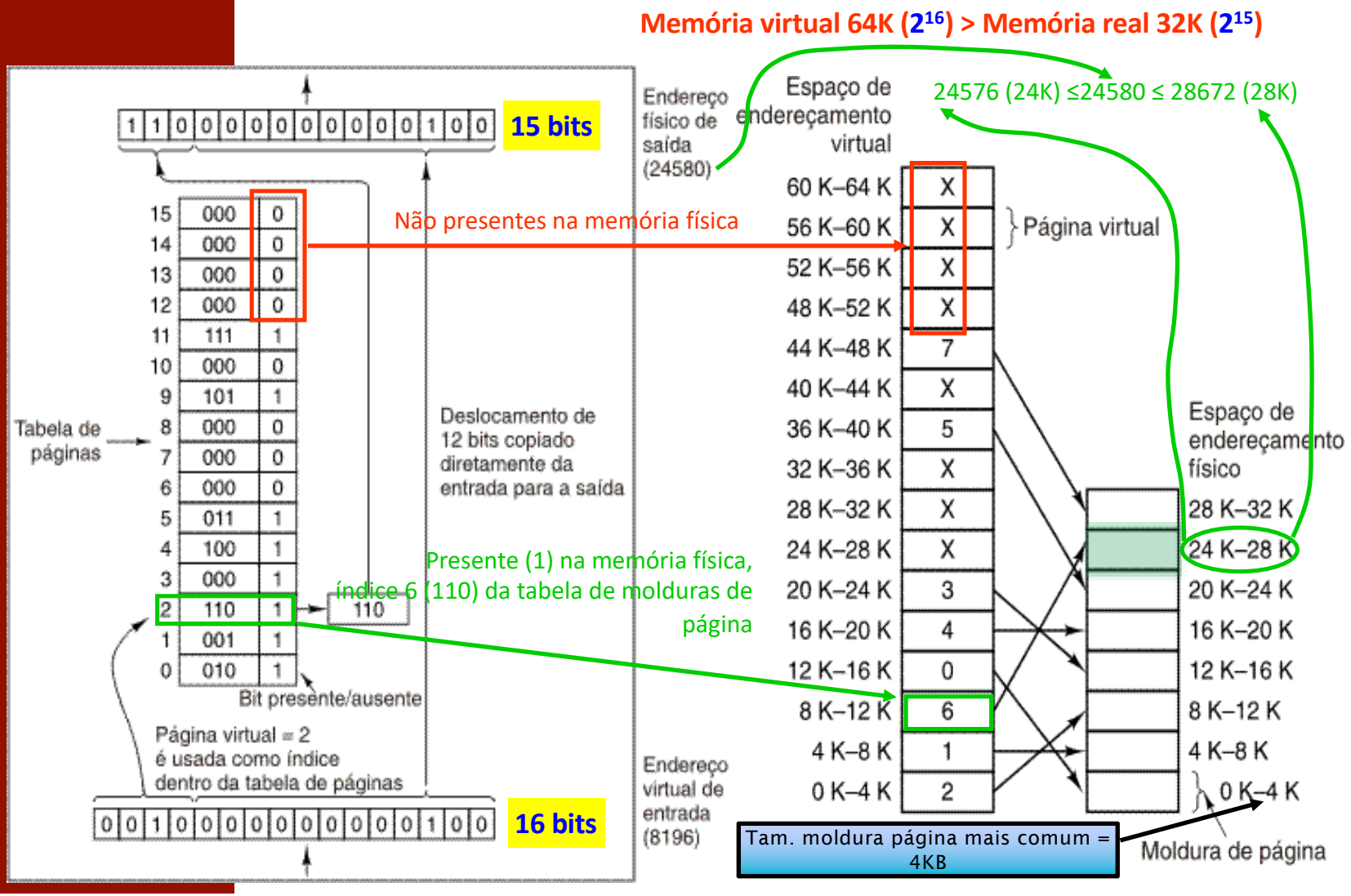
Paginação



- Operação interna da MMU com 16 (2^4) páginas de 4KB ($4096 = 2^{12}$): determinação do endereço físico de memória em função do endereço virtual vindo da CPU (PC) e da tabela de páginas
- Tabela de páginas fica dentro da MMU

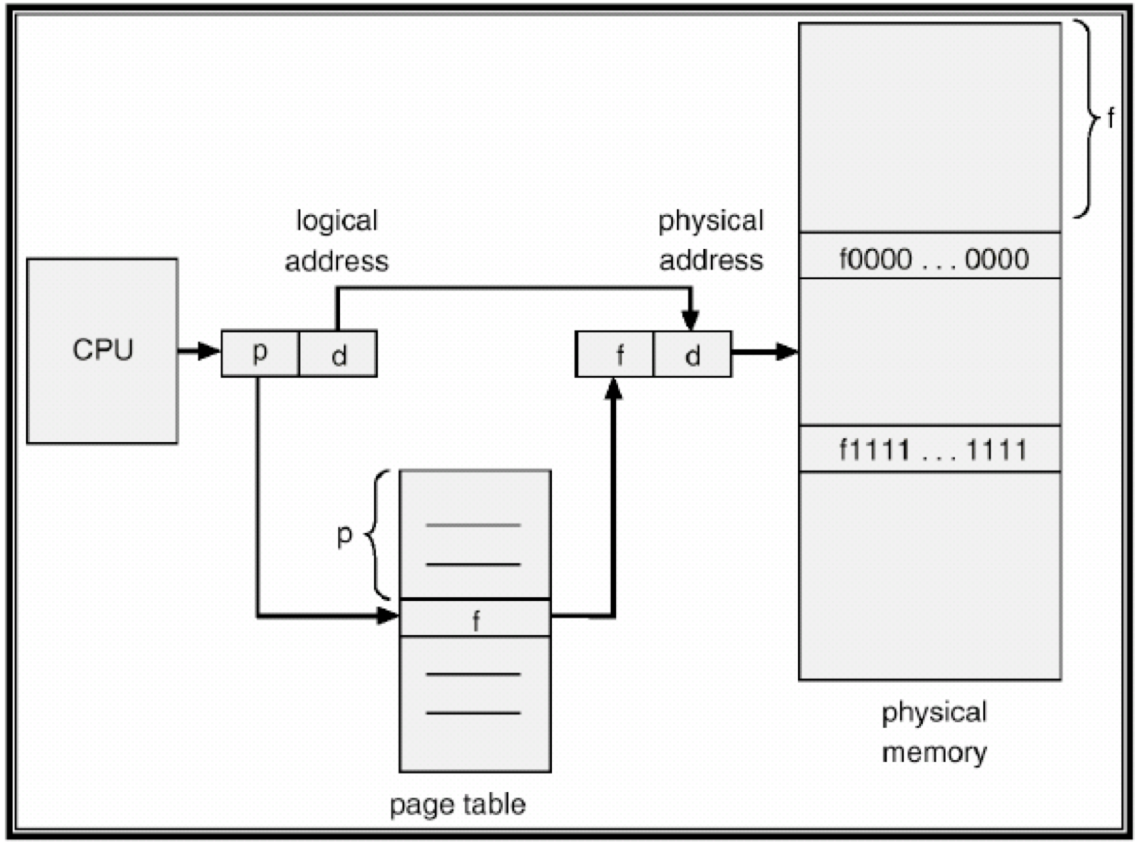


Paginação: Relação entre endereços virtuais e endereços de memória física dados pela tabela de páginas



Encontrando um endereço físico, dado um endereço lógico

p: no. da página
f: no. do quadro (frame)
d: deslocamento



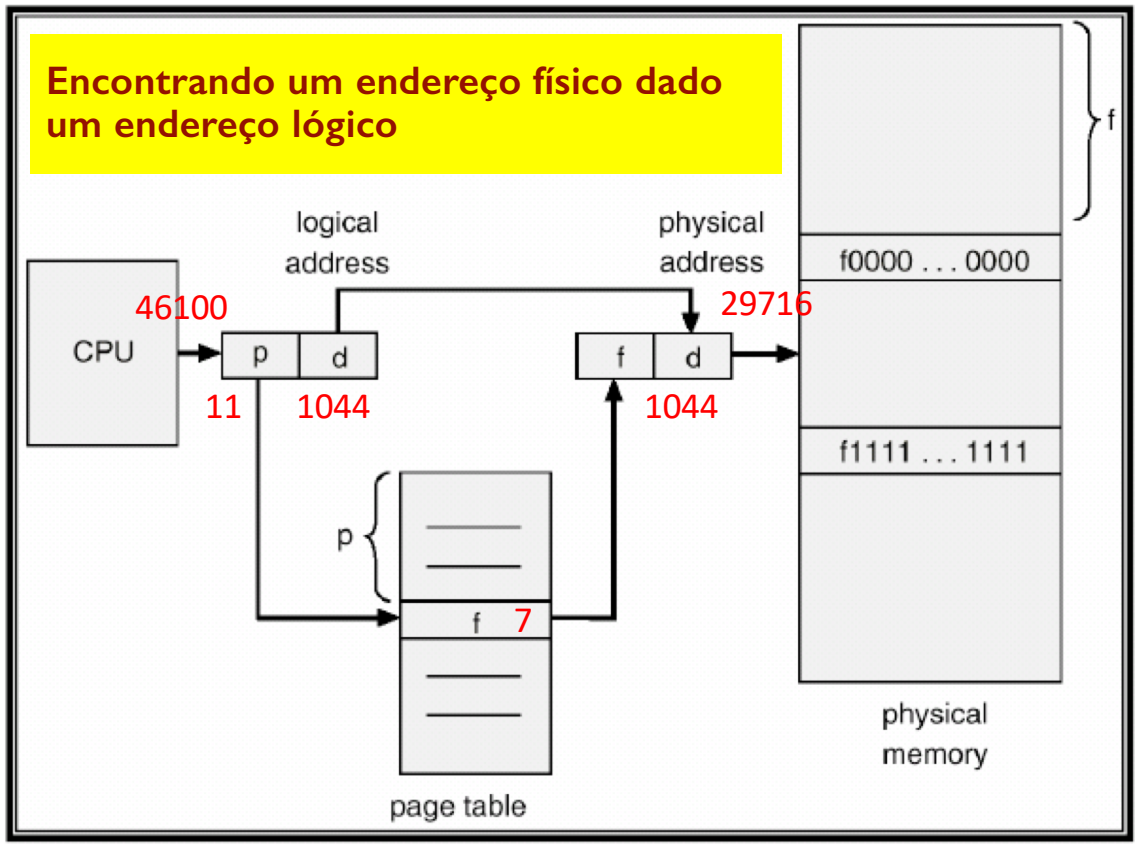
Assumindo **tamanho (da moldura) de página** = 4KB (4096 B)

Ex.: endereço de referência (lógico) = 46100

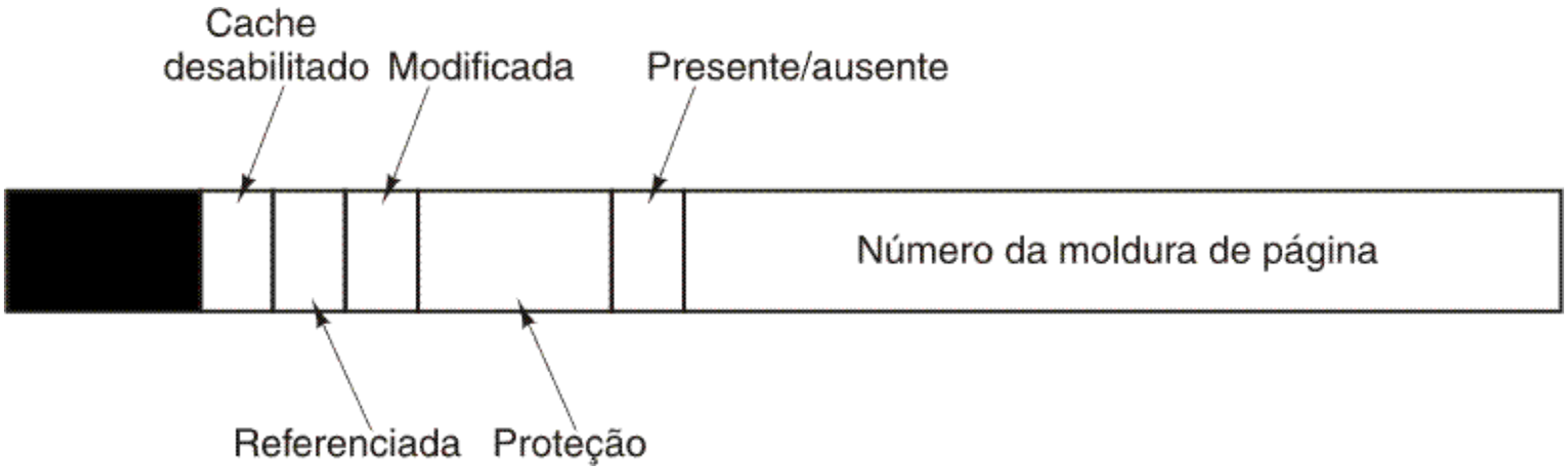
p = 46100 div 4096 = 11; d = 46100 mod 4096 = 1044,
onde **p** é a entrada na tabela de página e **d** é o deslocamento (*displacement*)

Endereço físico = **f** * tamanho de página + **d**, onde **f** é o número da moldura de página física

Endereço físico = 7 * 4096 + 1044 = 29716 ⇨ Endereço na moldura 7 da memória (física)



Entrada típica de uma tabela de páginas

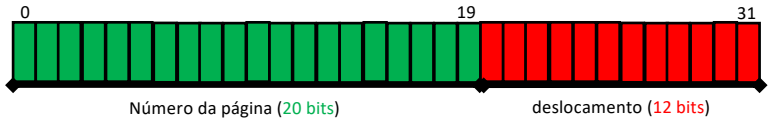


Calculando o tamanho de uma tabela de páginas

- Considerando um sistema com:
  1. logical address space: 32-bit
  2. page size: 4KB (2^{12} bytes)
  3. page table entry size: 4 bytes (32 bits)
  4. physical memory: 2GB (2^{31} bytes)
- Tamanho de uma tabela de páginas = no._entradas * tamanho_entrada

Calculando o tamanho de uma tabela de páginas (cont.)

- Para um endereço lógico de 32 bits, considerando um tamanho de páginas de 4KB (2^{12}), tem-se:
  - o **número de entradas** na tabela de páginas (total de páginas virtuais de cada processo) = $2^{32}/2^{12} = 2^{20}$
  - o particionamento da entrada (4 bytes, i.e. 32 bits) como:
    - < 20 bits por **número de página** (entrada), 12 bits de **deslocamento** dentro da página>, ou seja,



- Assim, o número de entradas na tabela de páginas (total de números de páginas virtuais) = 2^{20}
- Ou seja, o **tamanho de uma tabela de páginas = no._entradas * tamanho_entrada** = 2^{20} * 4 bytes = 4.194.304 = 4MB (por processo)

No sistema considerado, suponha **100 processos**, por exemplo: se cada processo possui uma tabela de páginas de 4MB, apenas as tabelas ocuparão **400MB** de um total de 2GB, ou seja, cerca de 20% do espaço da memória física...

Tópicos

✓Gerenciamento básico de memória

✓Troca de processos

✓Memória virtual

✓Paginação

- Aceleração da paginação
- Substituição de páginas
- Segmentação

Acelerando a Paginação

1. O mapeamento de endereço virtual para endereço físico deve ser rápido
2. Se o espaço de endereçamento virtual for grande, a tabela de páginas será grande…

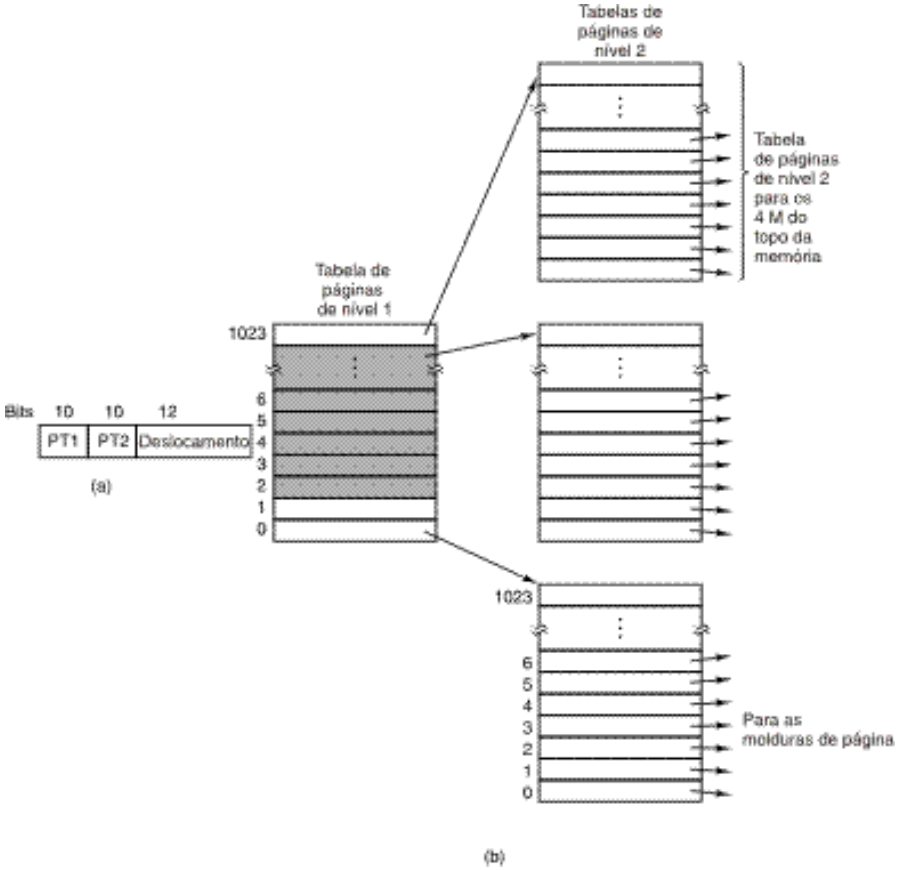
Memória Associativa ou TLB (Translation Lookaside Buffers)

- Tabela das traduções de endereços mais recentes
- Funciona como uma cache para tabelas de página

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

Tabelas de Páginas Multi-Níveis

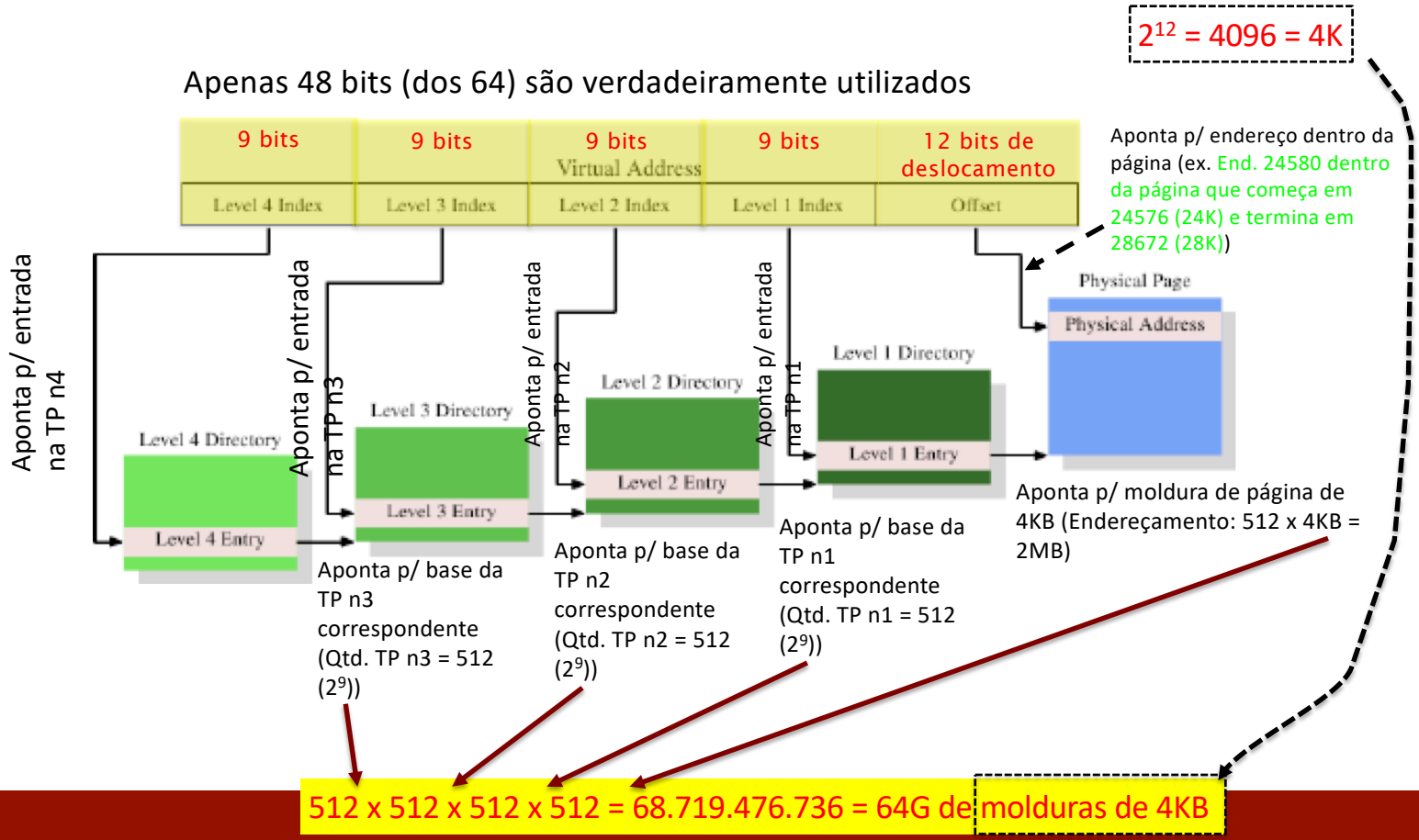
- Para minimizar o problema de continuamente armazenar tabelas de páginas muito grandes na memória

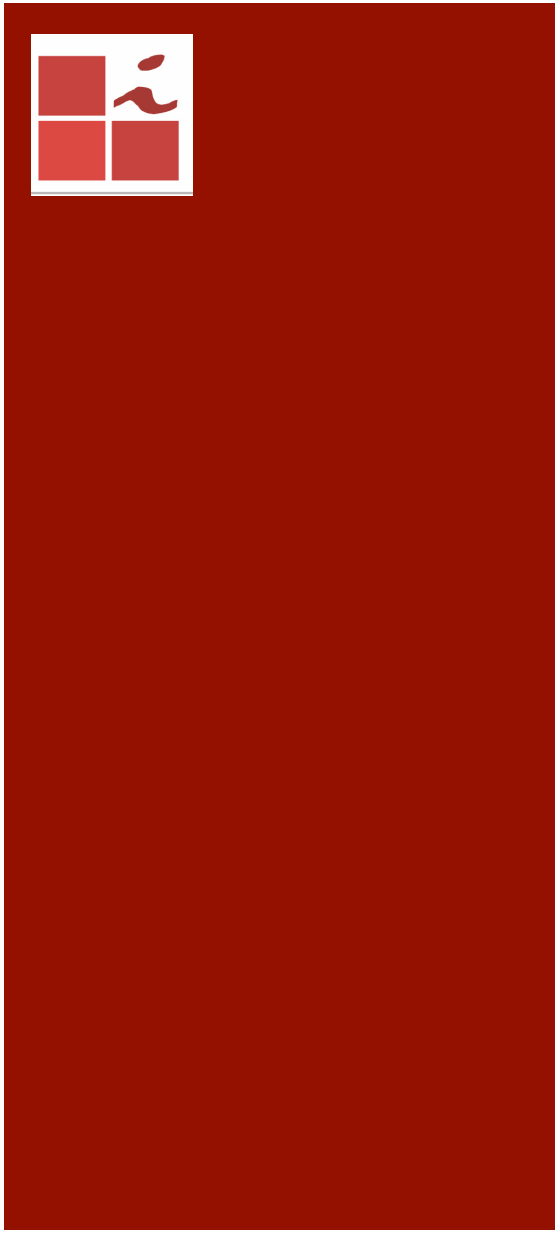


a) Endereço de 32 bits com 2 campos (Page Table - PT1, PT2) para endereçamento de tabelas de páginas

b) Tabelas de páginas com 2 níveis

Intel x86-64: tabelas de páginas em 4 níveis





Intel x86-64: tabelas de páginas em 4 níveis (cont.)

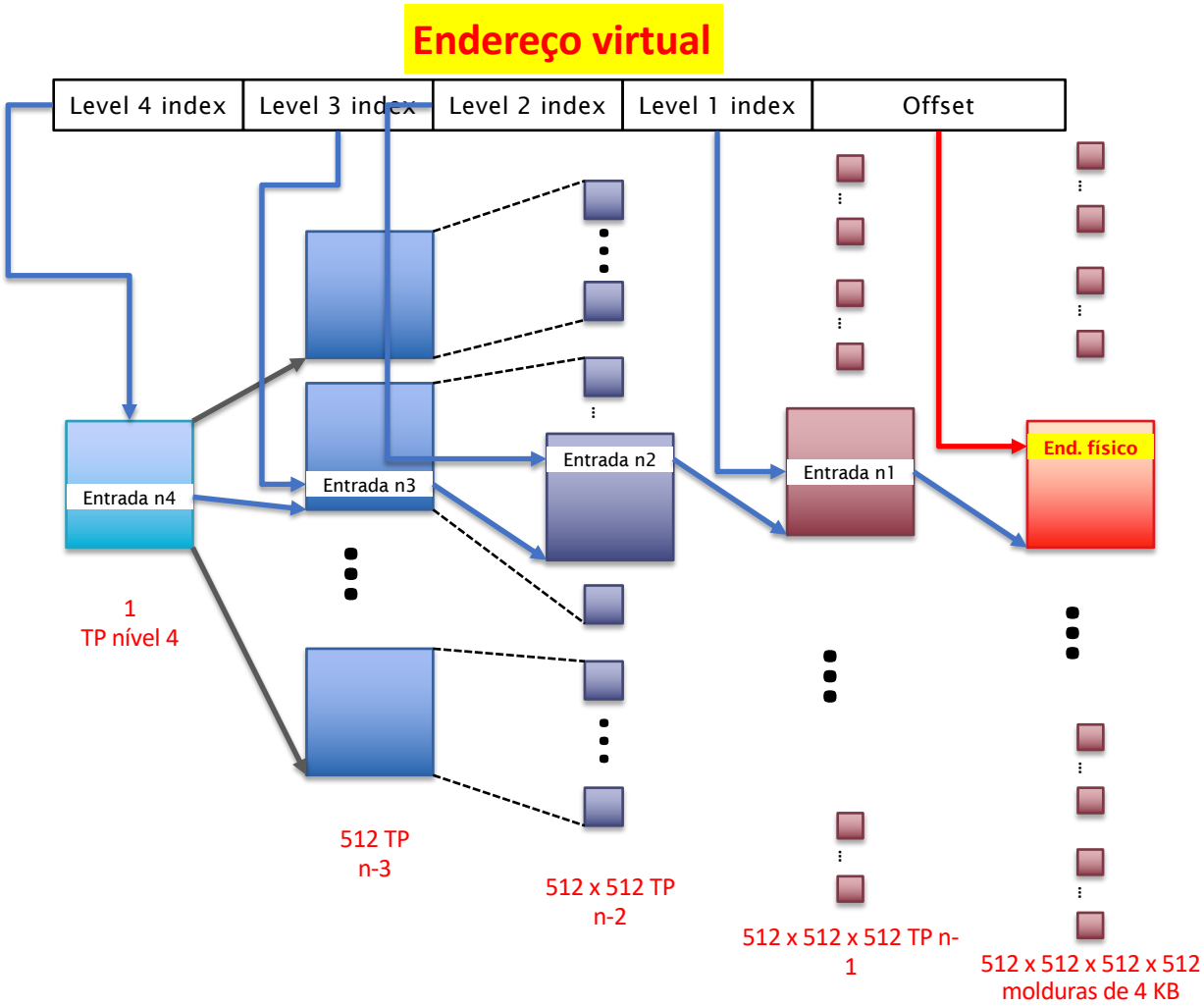


Tabela de páginas invertidas

- Objetivo: reduzir a quantidade de memória física necessária para armazenar tabelas de páginas (lembrando: uma tabela por processo)
- Uma **tabela de páginas invertidas** é uma tabela de páginas *global* para todos os processos – apenas uma tabela de páginas para todo o sistema
- Informações adicionais precisam ser armazenadas na tabela de páginas (invertidas) para identificar entradas correspondentes a cada processo

Tabela de páginas invertidas (cont.)

- Antes, tabela de páginas: f = tabela_páginas[p]
- Tabela de páginas invertidas: <pid, p> = tabela_páginas[f]
- Considerando o mesmo sistema anterior (tabela de páginas) com:
  1. logical address space: 32-bit
  2. page size: 4KB (2^{12})
  3. page table entry size: 4 bytes (32 bits)
  4. physical memory: 2GB (2^{31})
- **Tamanho de uma tabela de páginas = no._entradas * tamanho_entrada**
  - **no._entradas = número de páginas físicas = $2^{31}/2^{12} = 2^{19}$**
- Considerando que um PID ocupa 1 byte (8 bits → 256 processos),
  - **tamanho_entrada = 8 bits (PID) + 20 bits (virtual page number) + 4 bits (access information) = 32 bits = 4 bytes**
- Ou seja, o **tamanho de uma tabela de páginas =** 2^{19} * 4 bytes = 2.097.152 = 2MB (para o sistema inteiro)

Tabela de páginas invertidas (cont.)

- Antes, tabela de páginas: f = tabela_páginas[p]
- Tabela de páginas invertidas: <pid, p> = tabela_páginas[f]
- Considerando o mesmo sistema anterior (tabela de páginas) com:
  1. logical address space: 32-bit
  2. page size: 4KB (2^{12})
  3. page table entry size: 4 bytes (32 bits)
  4. physical memory: 2GB (2^{31})
- **Tamanho de uma tabela de páginas = no._entradas * tamanho_entrada**
  - **no._entradas = número de páginas físicas = $2^{31}/2^{12} = 2^{19}$**
- Considerando que um PID ocupa 1 byte (8 bits),
  - **tamanho_entrada = 8 bits (PID) + 20 bits (virtual page number) + 4 bits (access information) = 32 bits = 4 bytes**
- Ou seja, o **tamanho de uma tabela de páginas =** 2^{19} * 4 bytes = 2.097.152 = 2MB (para o sistema inteiro)

Tabela de páginas invertidas (cont.)

- Antes, tabela de páginas: f = tabela_páginas[p]
- Tabela de páginas invertidas: <pid, p> = tabela_páginas[f]
- Considerando o mesmo sistema anterior (tabela de páginas) com:
  1. Id
  2. P
  3. P
  4. P
- **Taman**
  tamanh
  - **no**
- Consider
  - **tamanho_entr** **iD) + 20 bits (virtual page number) +**
    4 bits (access i **n) = 32 bits = 4 bytes**
- Ou seja, o **tamanho d** **na tabela de páginas =** 2^{19} * 4 bytes = 2.097.152 = 2MB (para o sistema inteiro)

Antes, **100 processos**, 100 tabelas de páginas de 4MB ocupando **400MB** de um total de 2GB, ou seja, cerca de **20% do espaço da memória física**...

Com tabela de páginas invertidas: **2MB** de um total de 2GB (para até 256 processos), ou seja, cerca de **0,1% do espaço da memória física**

Mas **tabela de páginas invertidas** não é boa opção para compartilhamento...

Tabela de páginas invertidas (cont.)

- Tabela de páginas invertidas **ocupa espaço significativamente menor**, mas...
- a tradução de endereços lógicos ➔ físicos fica **bem mais lenta**, i.e.
  - para cada página p, precisa-se fazer uma varredura pela tabela de páginas invertidas para encontrar o quadro correspondente
- Só é viável se TLB for usado para guardar as associações correntes
  - somente quando ocorre um *TLB miss*, a tabela de páginas invertidas precisa ser pesquisada
- Usa-se também uma função de *hash* para indexar as entradas da tabela de páginas invertidas

Tópicos

✓Gerenciamento básico de memória

✓Troca de processos

✓Memória virtual

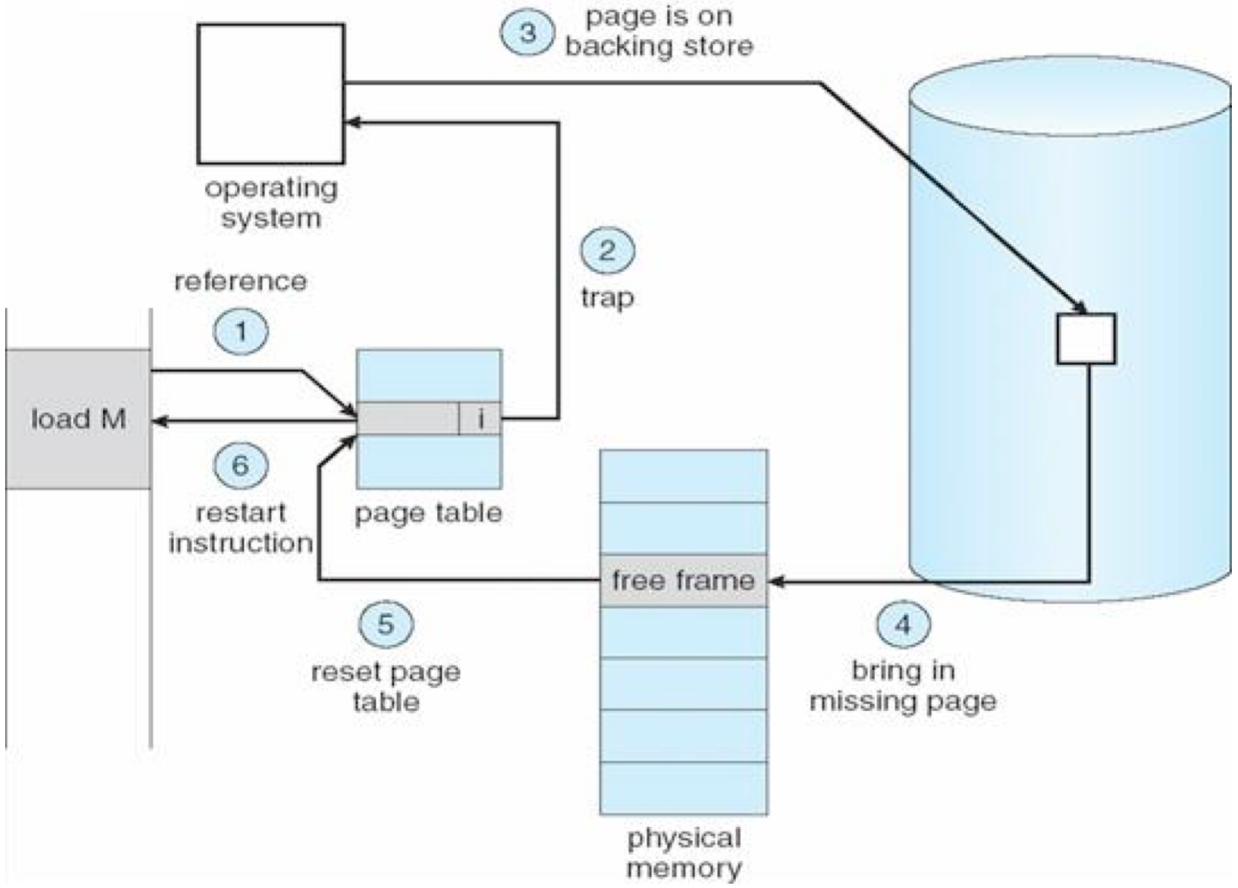
✓Paginação

✓Aceleração da paginação

TLB (cache)
Tabelas multi-níveis
Tabela Invertida

- Substituição de páginas
- Segmentação

Passos para lidar com Falta de Página



http://www.cs.odu.edu/~cs471w/spring14/lectures/virtualmemory.htm

Desempenho de Paginação

- **Page Fault Rate**: $0 \leq p \leq 1{,}00$
  - if p = 0, no page faults
  - if p = 1, every reference is a fault
- **Effective Access Time** (**EAT**)
  - EAT = (1 – p) x memory access + p x (page fault overhead)
  - overhead = swap page out + swap page in + restart overhead

Hoje há chips de memória RAM com tempos de acesso em torno de 70ns

Exemplo

- Memory access time = 200 nanoseconds
- Average overhead time = 8 milliseconds [8.000.000 ns]
- EAT = (1 – p) x 200 + p x 8000000
- If 1 (one) access out of 1.000 causes a page fault, then
  (1 – 0,001)x200 + 0,001x8000000 = 8199,8
- **EAT ≈ 8200 nanoseconds**
- This is a slowdown by a factor of 41!! [8200 / 200 = 41]

É preciso ter uma páginação muito eficiente!!!

http://www.cs.odu.edu/~cs471w/spring14/lectures/virtualmemory.htm

Problemas em Resumo

- Tabelas de páginas muito grandes
- Lentidão na paginação (substituição de páginas)

ALGORITMOS DE SUBSTITUIÇÃO DE PÁGINAS

Tratando a "falta de página"

Atividade próxima semana

03/05/19	SEXTA	Exercício de Substituição de Página
10/05/19	**SEXTA**	**2o. EE**

Vale PONTO

Falta de Página

- A MMU (unidade de gerenciamento de memória) mapeia o que o programa considera como um único espaço de memória contíguo para páginas individuais em locais de memória física
- Se uma página não-presente for acessada, é dado um sinal de falta de página e a MMU acionará o sistema operacional para ler essa página do disco
- Caso o espaço reservado ao processo na memória esteja todo ocupado, é necessário realizar uma **substituição de página**

Substituição de Páginas

- Falta de página (*page-fault*) na memória:
  - qual página deve ser removida?
  - alocação de espaço para a página a ser trazida para a memória
- A página a ser substituída que tenha sido modificada deve primeiro ser salva
  - se não tiver sido modificada é apenas sobreposta
- Melhor não escolher uma página que está sendo muito usada
  - provavelmente precisará ser trazida de volta logo

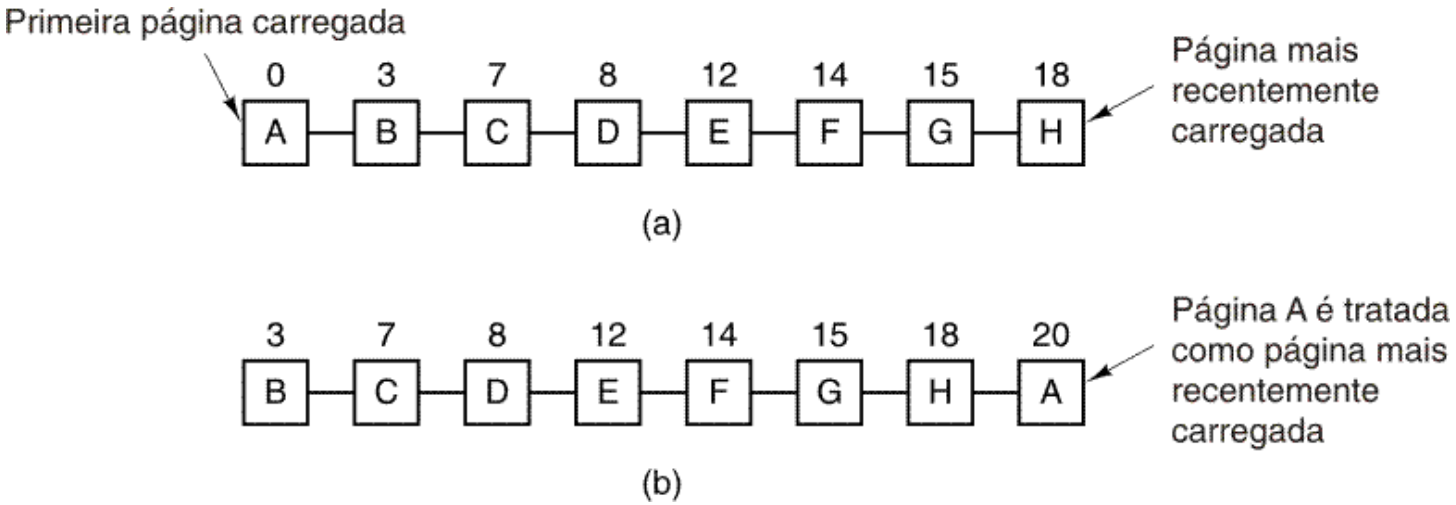
Algoritmos

Usado apenas em simulações para avaliar o quanto os algoritmos concretos diferem do algoritmo ideal

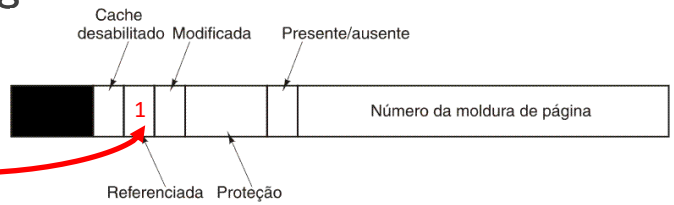
- Ótimo: procura substituir o mais tarde possível - impraticável
- First-In, First-Out (FIFO)
- Segunda chance (SC)
- Not Recently Used (NRU)
- Least Recently Used (LRU)/Aging
- Conjunto de trabalho (Working Set - WS)
- Relógio (Clock)
- WSClock

Desvantagem FIFO: página há mais tempo na memória (First-In) pode ser usada com muita frequência, mas terá que ser substituída (First-Out)

Segunda Chance (SC)



- Operação do algoritmo segunda chance
  - lista de páginas em ordem FIFO
  - estado da lista em situação de falta de página no instante 20, com o bit R da página A em 1 – números representam instantes de carregamento das páginas na memória



CIn | UFPE

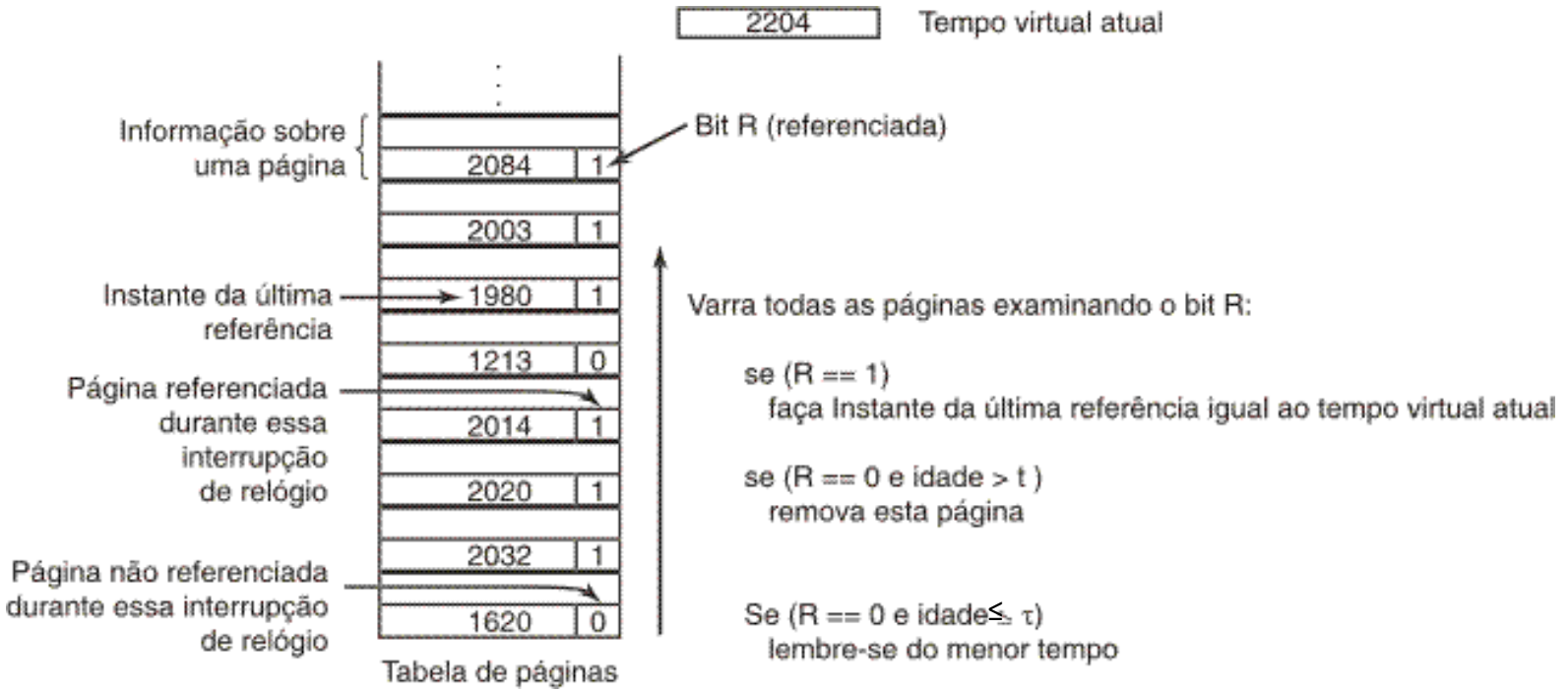
Não Usada Recentemente (NUR/NRU)

- Cada página tem os bits Referenciada (R) e Modificada (M)
  - Bits são colocados em 1 quando a página é referenciada e modificada
- As páginas são classificadas
  - Classe 0: não referenciada (0), não modificada (0)
  - Classe 1: não referenciada (0), modificada (1)
  - Classe 2: referenciada (1), não modificada (0)
  - Classe 3: referenciada (1), modificada (1)
- NUR remove página aleatoriamente
  - da classe de ordem mais baixa que não esteja vazia

Menos Recentemente Usada (MRU/LRU)

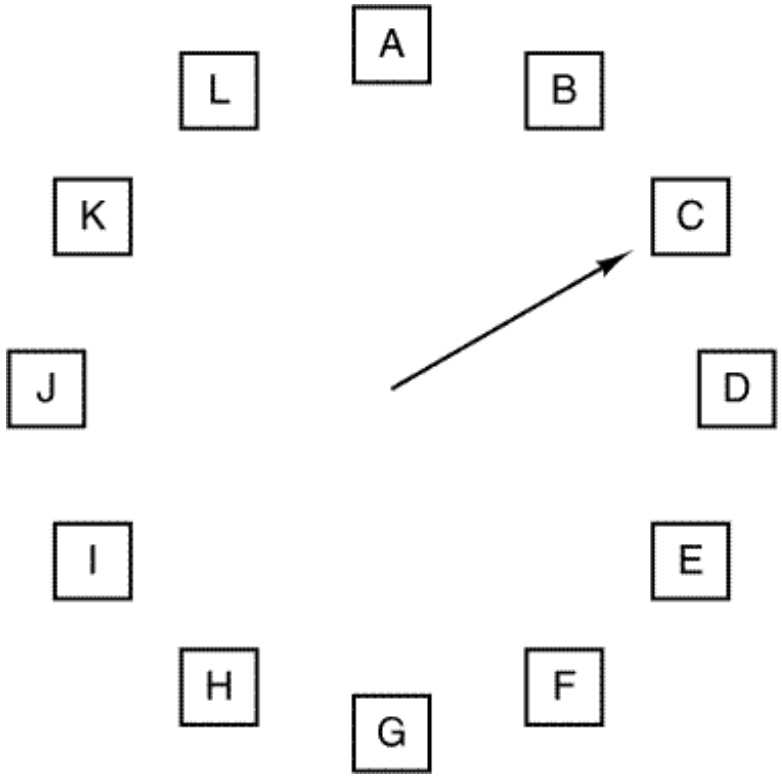
- Assume que páginas usadas recentemente logo serão usadas novamente
  - retira da memória a página que há mais tempo não é usada
- Uma lista encadeada de páginas deve ser mantida
  - página mais recentemente usada no início da lista, menos usada no final da lista
  - atualização da lista à cada referência à memória
- Alternativamente, manter contador em cada entrada da tabela de página
  - escolhe página com contador de menor valor
  - zera o contador periodicamente

Conjunto de Trabalho (WS)



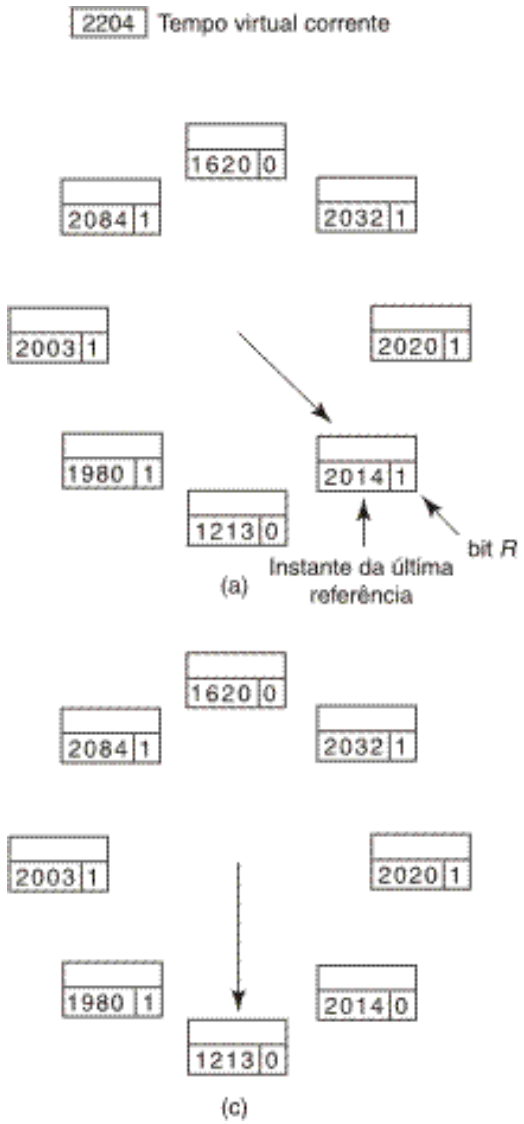
idade = tempo virtual atual – instante da última referência

Relógio (Clock)



Quando ocorre uma falta de página,
a página apontada é examinada.
A atitude a ser tomada depende do bit R:
R = 0: Retira a página,
R = 1: Faz R = 0 e avança o ponteiro.

WSClock



Assim como no **WS**:

Se (R==0 e idade > t)
remova esta página
// pois ela está fora do conjunto de trabalho e há uma cópia válida em disco

idade = tempo virtual atual - instante da última referência

Algoritmos

- Ótimo: procura substituir o mais tarde possível - inviável

✓First-In, First-Out (FIFO)

✓Segunda chance (SC)

✓Not Recently Used (NRU)

- Least Recently Used (LRU)/Aging

✓Conjunto de trabalho (Working Set - WS)

✓Relógio (Clock)

✓WSClock

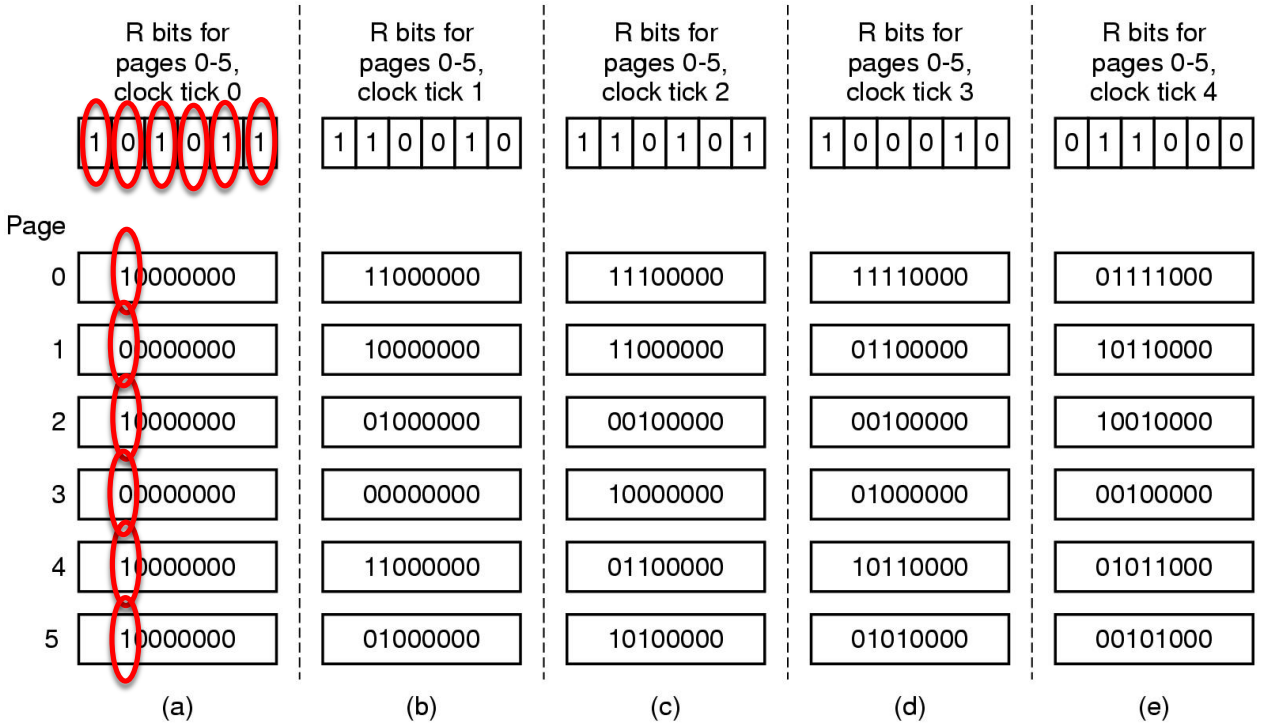
O Algoritmo Ótimo!

- O algoritmo FIFO sempre seleciona a **página mais antiga** para ser trocada – First-In, First-Out
- O algoritmo LRU sempre seleciona a **página que não vem sendo usada há mais tempo** – Least Recently Used (Menos Recentemente Usada - MRU)
- O algoritmo ótimo sempre seleciona a **página que não será usada por mais tempo**...
  - Mas como o SO pode determinar quando cada uma das páginas será referenciada? Daqui a 10 instruções, 100 instruções, 1000 instruções...
  - **IMPOSSÍVEL!!!**

Revisão dos Algoritmos de Substituição de Página

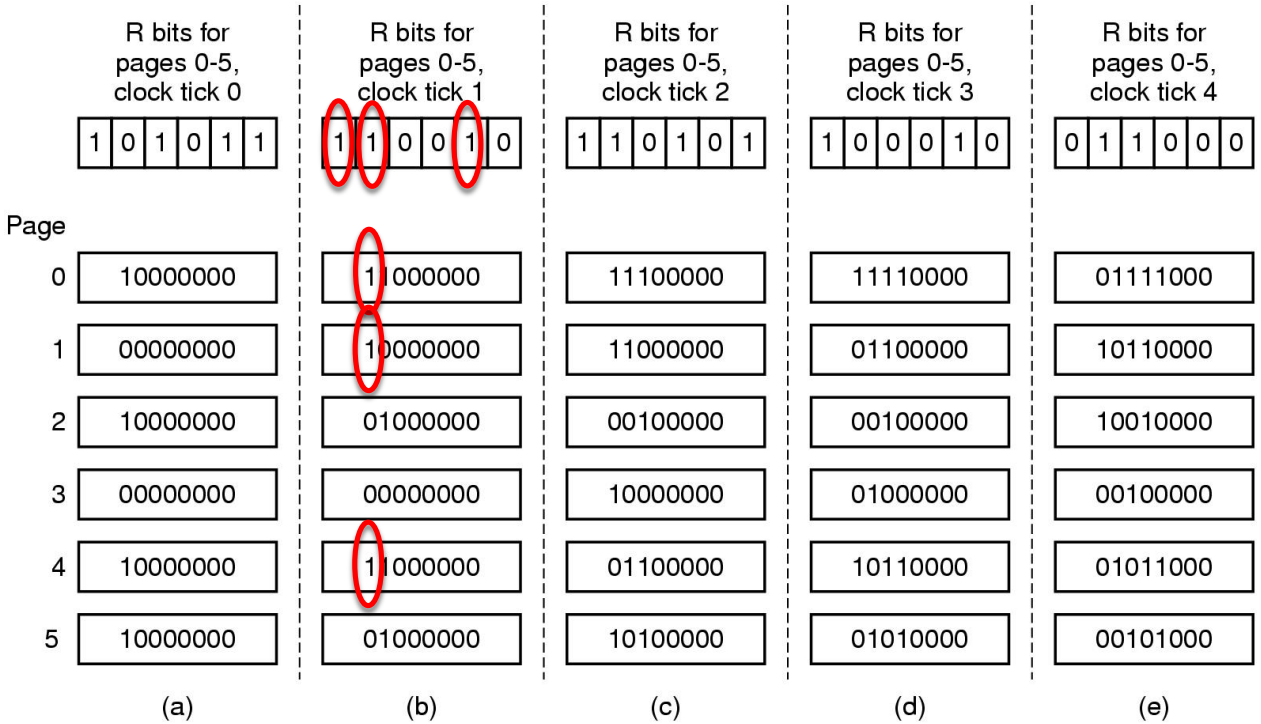
Algoritmo	Comentário
Ótimo	Não implementável, mas útil como um padrão de desempenho
NUR (não usada recentemente)	Muito rudimentar
FIFO (primeira a entrar, primeira a sair)	Pode descartar páginas importantes
Segunda chance	Algoritmo FIFO bastante melhorado
Relógio	Realista
MRU (menos recentemente usada)	Excelente algoritmo, porém difícil de ser implementado de maneira exata
NFU (não freqüentemente usada)	Aproximação bastante rudimentar do MRU
Envelhecimento (*aging*)	Algoritmo bastante eficiente que se aproxima bem do MRU
Conjunto de trabalho	Implementação um tanto cara
WSClock	Algoritmo bom e eficiente

LRU in Software ("Aging")



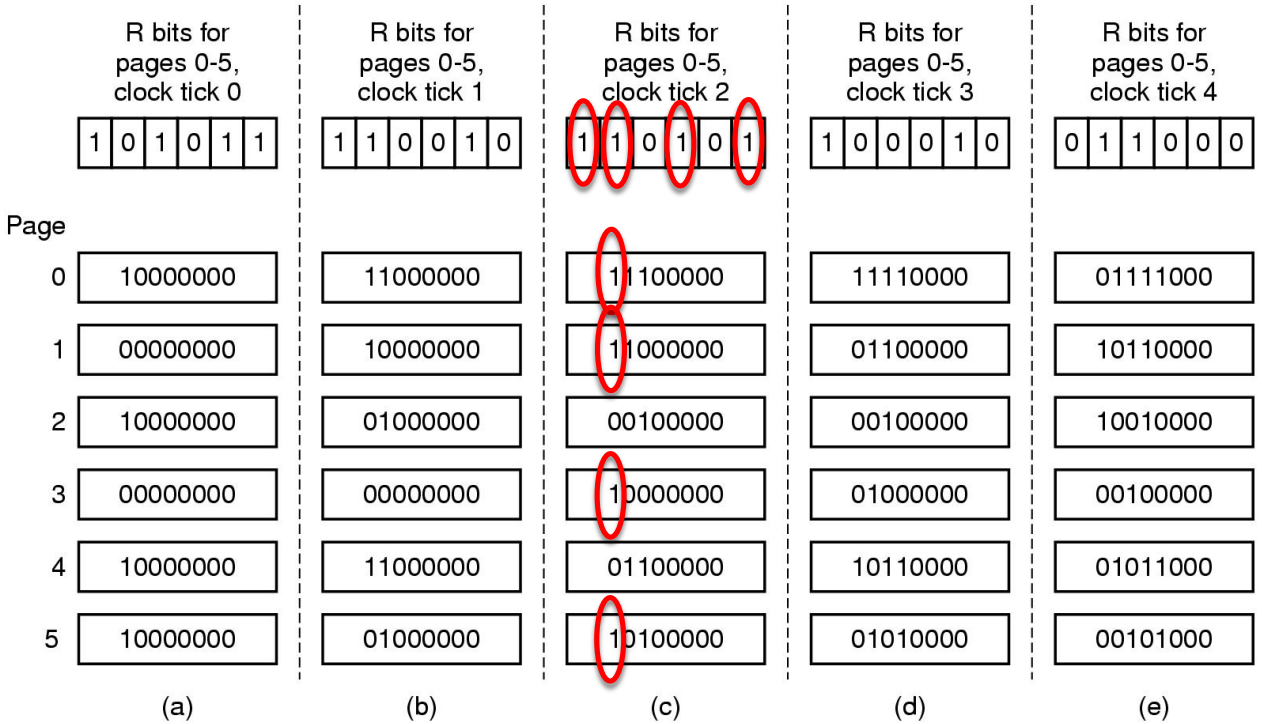
- "aging" algorithm
- Keep a string of values of the R bits for each clock tick (up to some limit)

LRU in Software ("Aging")



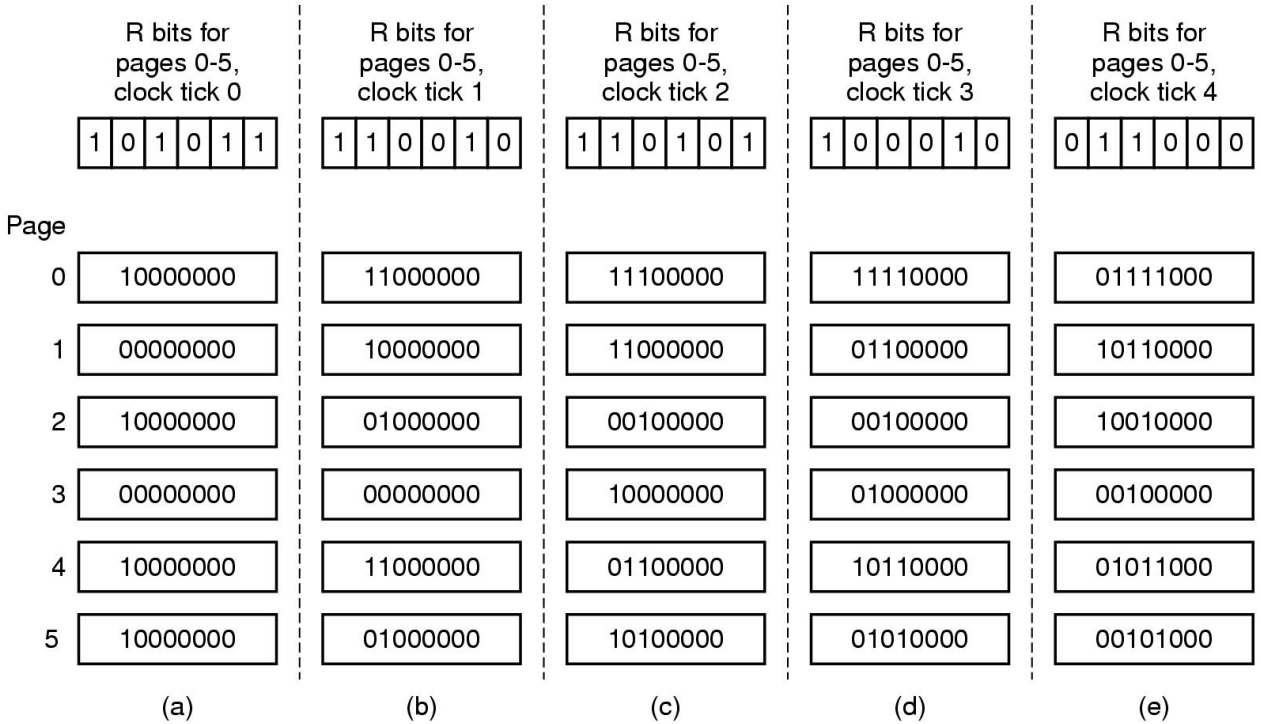
- "aging" algorithm
- Keep a string of values of the R bits for each clock tick (up to some limit)
- After tick, shift bits right and add new R values on the left

LRU in Software ("Aging")



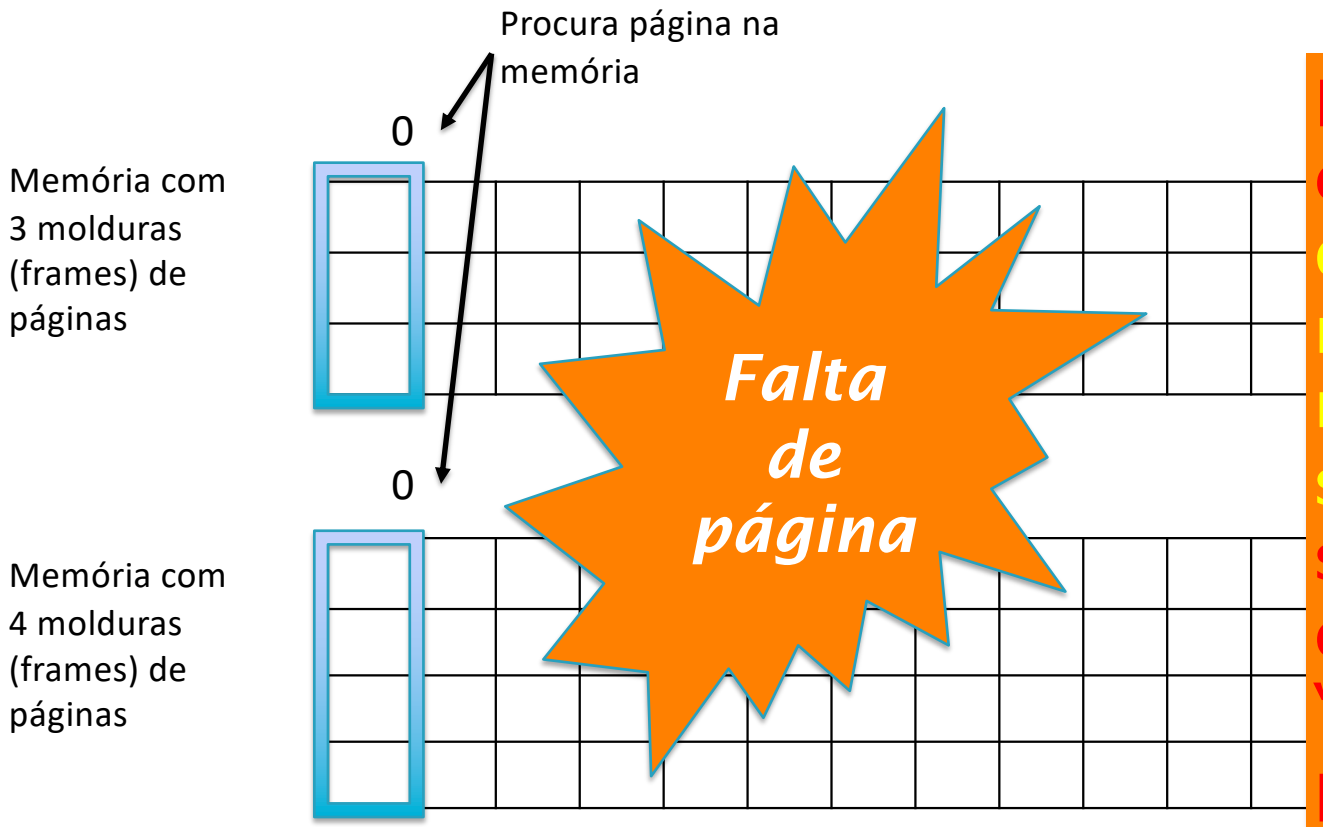
- "aging" algorithm
- Keep a string of values of the R bits for each clock tick (up to some limit)
- After tick, shift bits right and add new R values on the left

LRU in Software ("Aging")



- "aging" algorithm
- Keep a string of values of the R bits for each clock tick (up to some limit)
- After tick, shift bits right and add new R values on the left
- On page fault, evict page with lowest counter
- Size of the counter determines the history

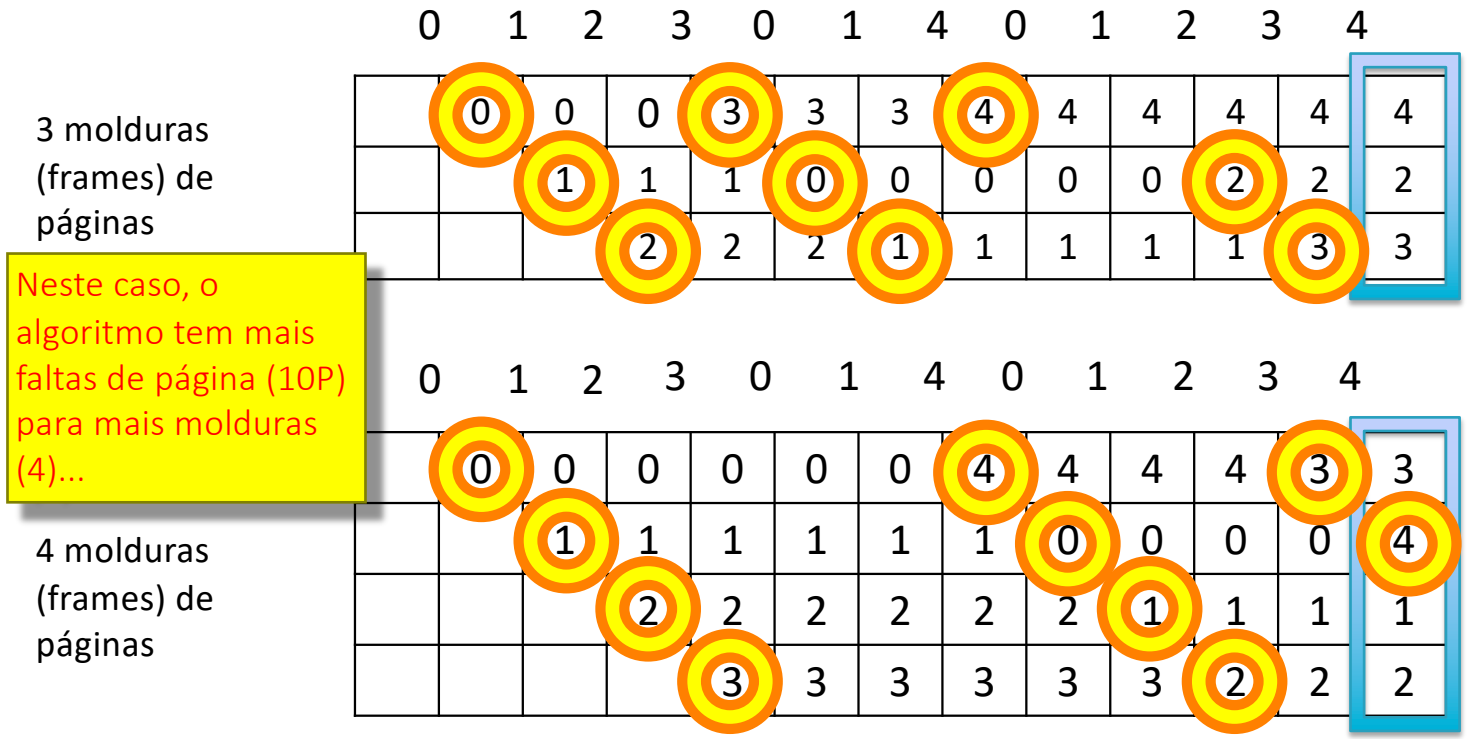
No. de molduras de páginas x No. de faltas de página
:: Comparação ::



É de se esperar que quanto mais molduras, maior o sucesso, ou seja, menor a chance de "falta de página"

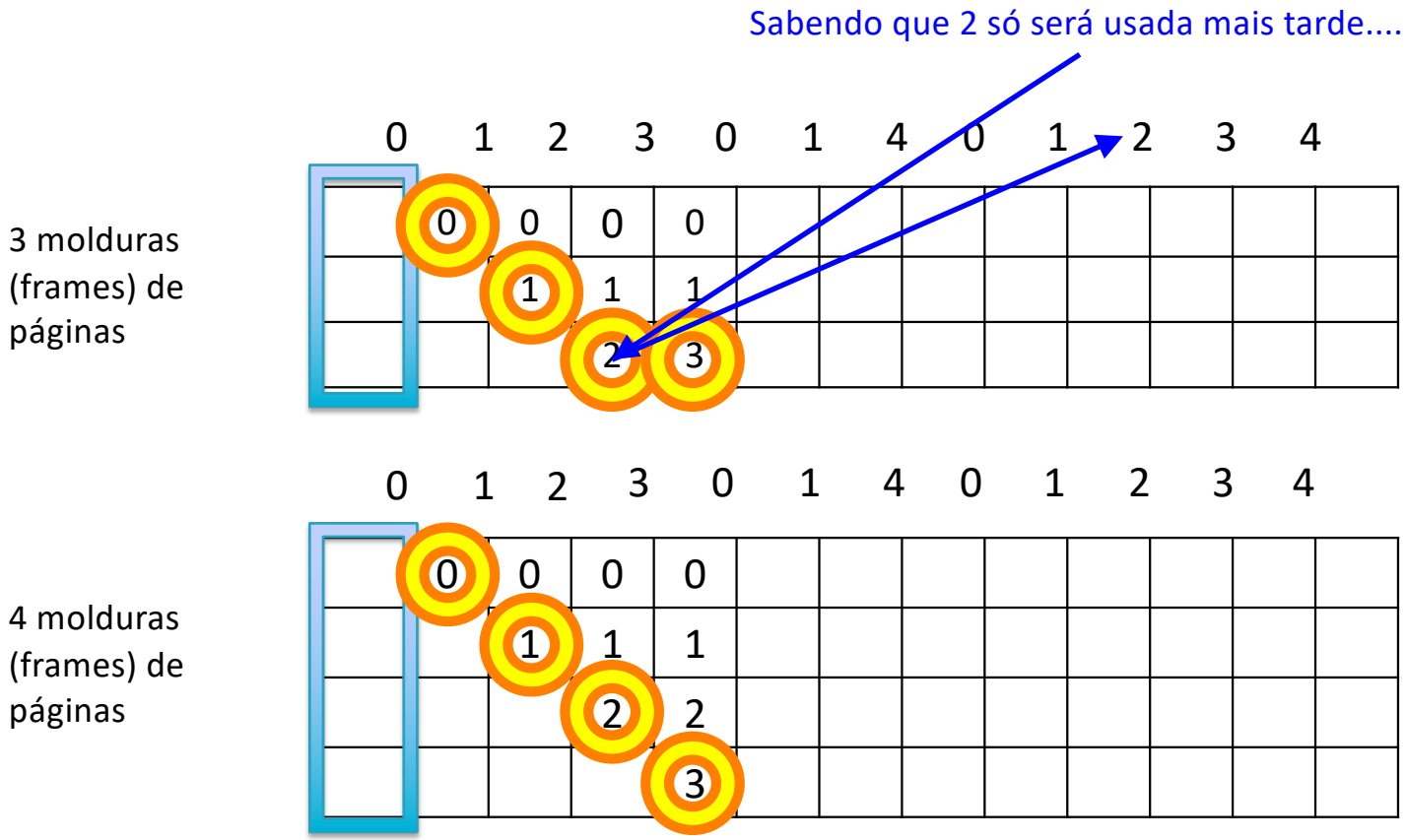
FIFO – Anomalia de Belady

Solicitações de página=12
Faltas de página=9; taxa de falta=9/12=75%; taxa de sucesso=3/12=25%



Faltas de página=10; taxa de falta=10/12=83,3%; taxa de sucesso=2/12=16,7%

Algoritmo Ótimo



Comparação do Caso

- FIFO
  - 3 molduras: sucesso = 25%
  - 4 molduras: sucesso = 16,7%
- Ótimo
  - 3 molduras: sucesso = 41,7%
  - 4 molduras: sucesso = 50%
- LRU
  - 3 molduras: sucesso = 16,7%
  - 4 molduras: sucesso = 33,3%

Anomalia de Belady

Controle de Carga

- Mesmo com um bom projeto, o sistema ainda pode sofrer paginação excessiva (*thrashing*)

- Quando
  - alguns processos precisam de mais memória
  - mas nenhum processo precisa de menos (ou seja, nenhum pode ceder páginas)

- Solução:
  Reduzir o número de processos que competem pela memória
  - levar alguns deles para disco (*swap*) e liberar a memória a eles alocada
  - reconsiderar grau de multiprogramação

Tamanho de Página

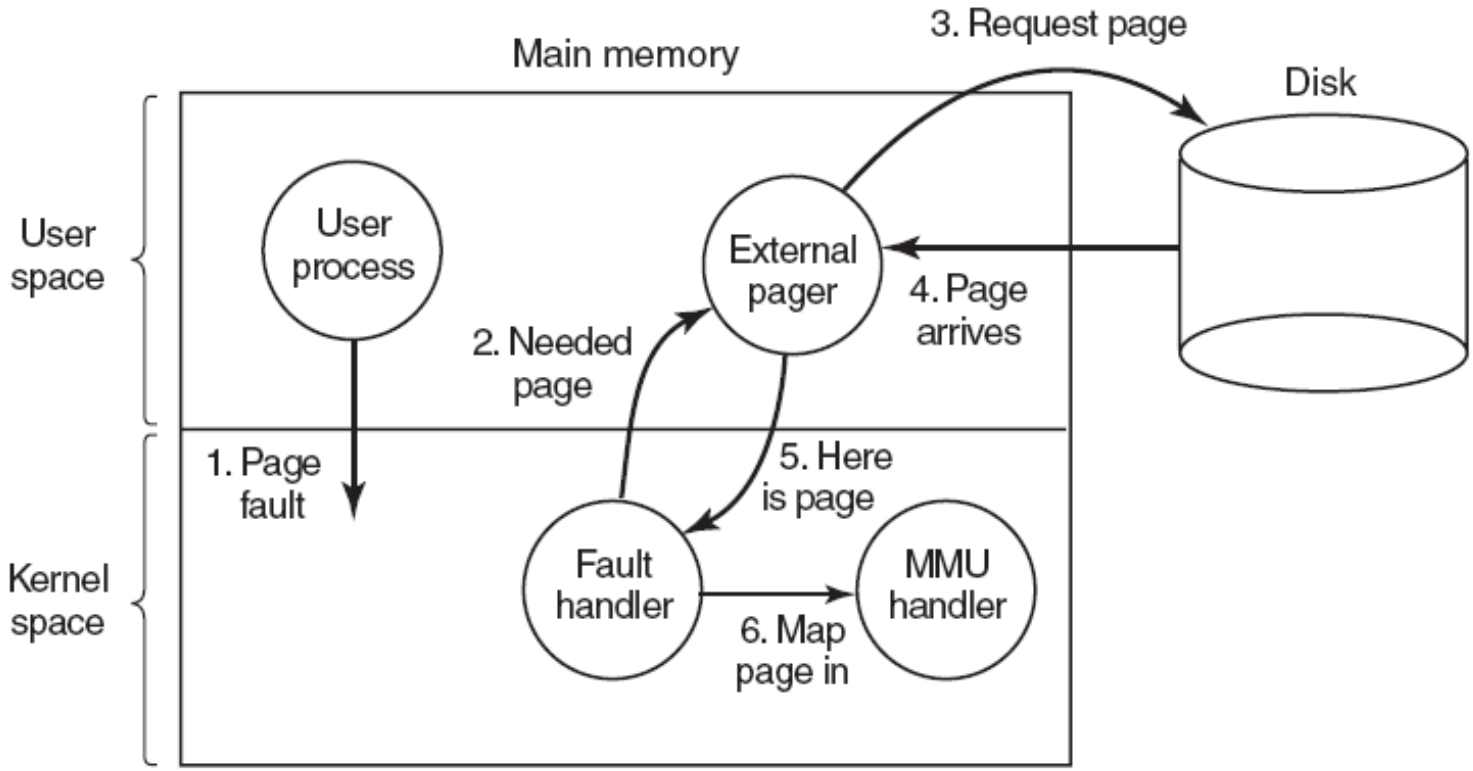
Tamanho de página pequeno

- Vantagens
  - menos fragmentação interna
  - menos programa não usado na memória
- Desvantagens
  - programas precisam de mais páginas, tabelas de página maiores

Envolvimento do S.O. com Paginação

1. Criação de processo
   - determina tamanho do programa
   - cria tabela de página
2. Execução de processo
   - Inicia MMU (Unidade de Gerenciamento de Memória) para novos processos
3. Ocorrência de falta de página
   - determina endereço virtual que causou a falta
   - descarta, se necessário, página antiga
   - carrega página requisitada para a memória
4. Terminação de processo
   - Libera tabela de páginas, páginas, e espaço em disco que as páginas ocupam

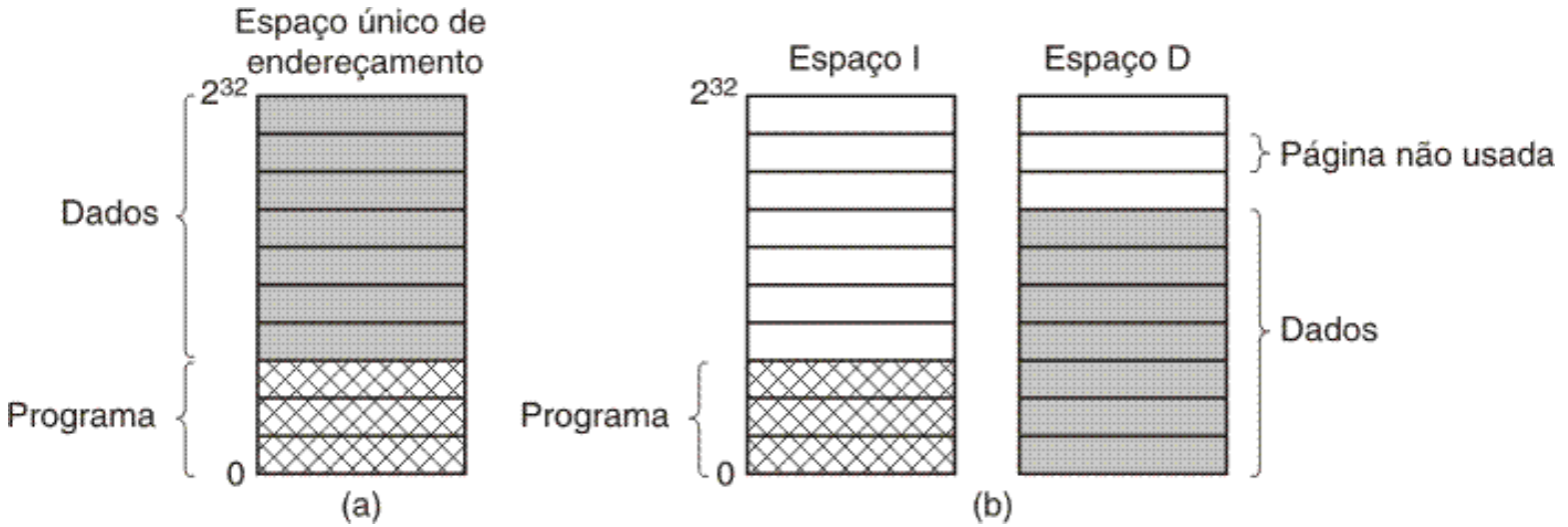
Lidando com uma falta de página: resumo



Fixação de Páginas na Memória

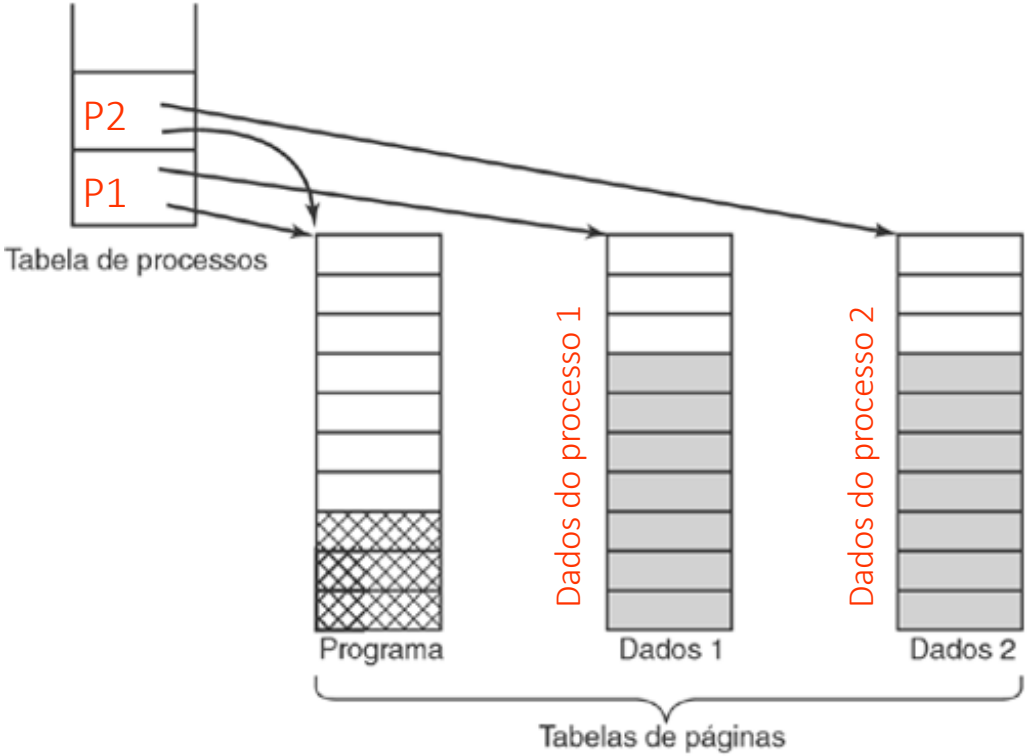
- Memória virtual e E/S interagem ocasionalmente
- Processo (1) emite chamada ao sistema para ler do disco para o *buffer*
  - enquanto espera pela E/S, outro processo (2) inicia
  - ocorre uma falta de página para o processo 2
  - *buffer do processo 1 pode ser escolhido para ser levado para disco – problema!*
- Solução possível
  - Fixação de páginas envolvidas com E/S na memória

Espaços Separados de Instruções e Dados



a) Espaço de endereçamento único
b) Espaços separados de instruções (I) e dados (D)

Páginas Compartilhadas

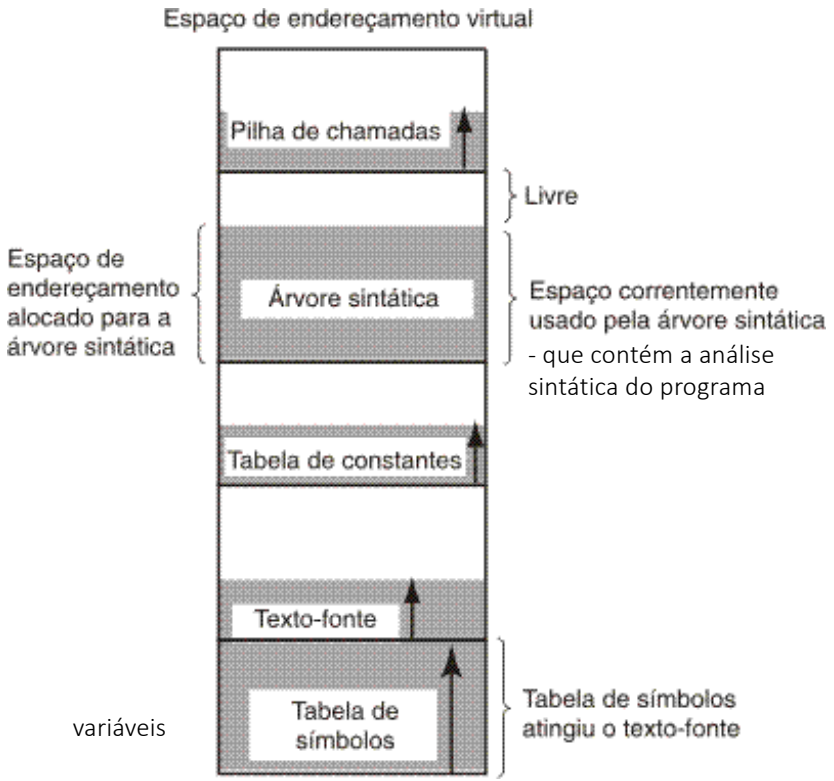


Dois processos que compartilham o mesmo código de programa e, por conseqüência, a mesma tabela de páginas para instruções

Tópicos

- ✓Gerenciamento básico de memória
- ✓Troca de processos (*swapping*)
- ✓Memória virtual
- ✓Paginação (*paging*)
- ✓Aceleração da paginação
- ✓Substituição de páginas
- • Segmentação

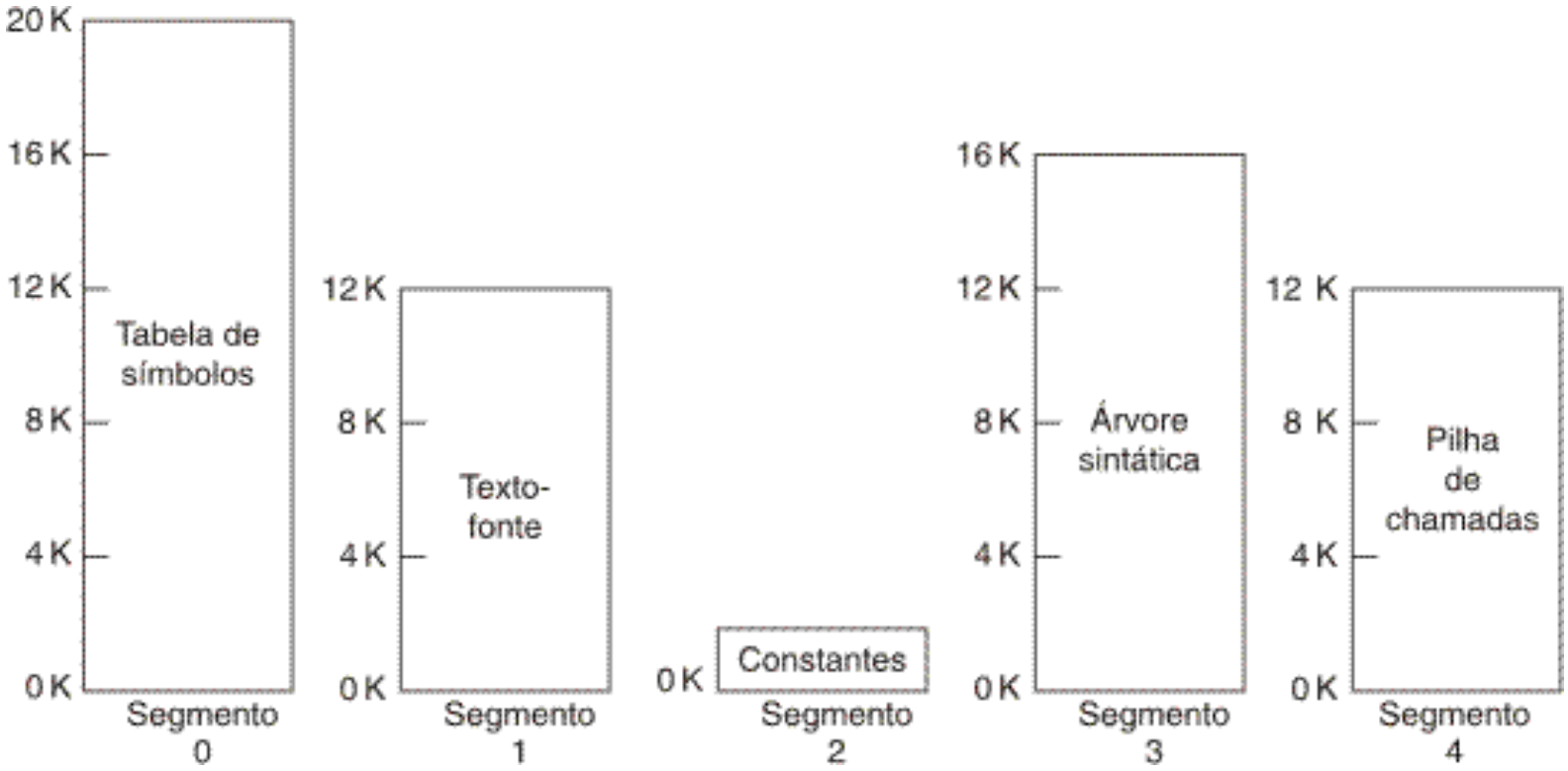
Segmentação (I)



Problema:

- Espaço de endereçamento unidimensional com tabelas crescentes
- Uma tabela pode atingir outra…

Segmentação (2)



Permite que cada tabela cresça ou encolha, independentemente

Comparação entre paginação e segmentação

Consideração	Paginação	Segmentação
O programador precisa estar ciente de que essa técnica está sendo usada?	Não	Sim
Quantos espaços de endereçamentos lineares existem?	Um	Muitos
O espaço de endereçamento total pode exceder o tamanho da memória física?	Sim	Sim
Os procedimentos e os dados podem ser diferenciados e protegidos separadamente?	Não	Sim
As tabelas com tamanhos variáveis podem ser acomodadas facilmente?	Não	Sim
O compartilhamento de procedimentos entre usuários é facilitado?	Não	Sim
Por que essa técnica foi inventada?	Para fornecer um grande espaço de endereçamento linear sem a necessidade de comprar mais memória física	Para permitir que programas e dados sejam quebrados em espaços de endereçamento logicamente independentes e para auxiliar o compartilhamento e a proteção

Conclusões

- Na forma mais simples de memória virtual, cada espaço de endereçamento de um processo é dividido em páginas de tamanho uniforme (ex. 4KB), que podem ser colocadas em qualquer moldura de página disponível na memória
- Dois dos melhores algoritmos de substituição de páginas são o Envelhecimento (aging) e o WSClock

Conclusões

- No projeto de sistemas de paginação, a escolha de um algoritmo não é suficiente

  Outras considerações:

  - Política de alocação
    - Determina quantas molduras de páginas cada processo pode manter na memória principal
  - Tamanho de página
- Segmentação ajuda a lidar com estruturas de dados que mudam de tamanho durante a execução e
  - simplifica o compartilhamento
  - permite proteção diferente para segmentos diferentes
- Segmentação e paginação podem ser combinados para fornecer uma memória virtual de duas dimensões