# Capítulo 9: Memória virtual

# Capítulo 9: Memória virtual

- Base
- Paginação por demanda
- Cópia na escrita
- Substituição de página
- Alocação de frames
- Thrashing
- Arquivos mapeados na memória
- Alocando memória ao kernel
- Outras considerações
- Exemplos de sistema operacional

# Objetivos

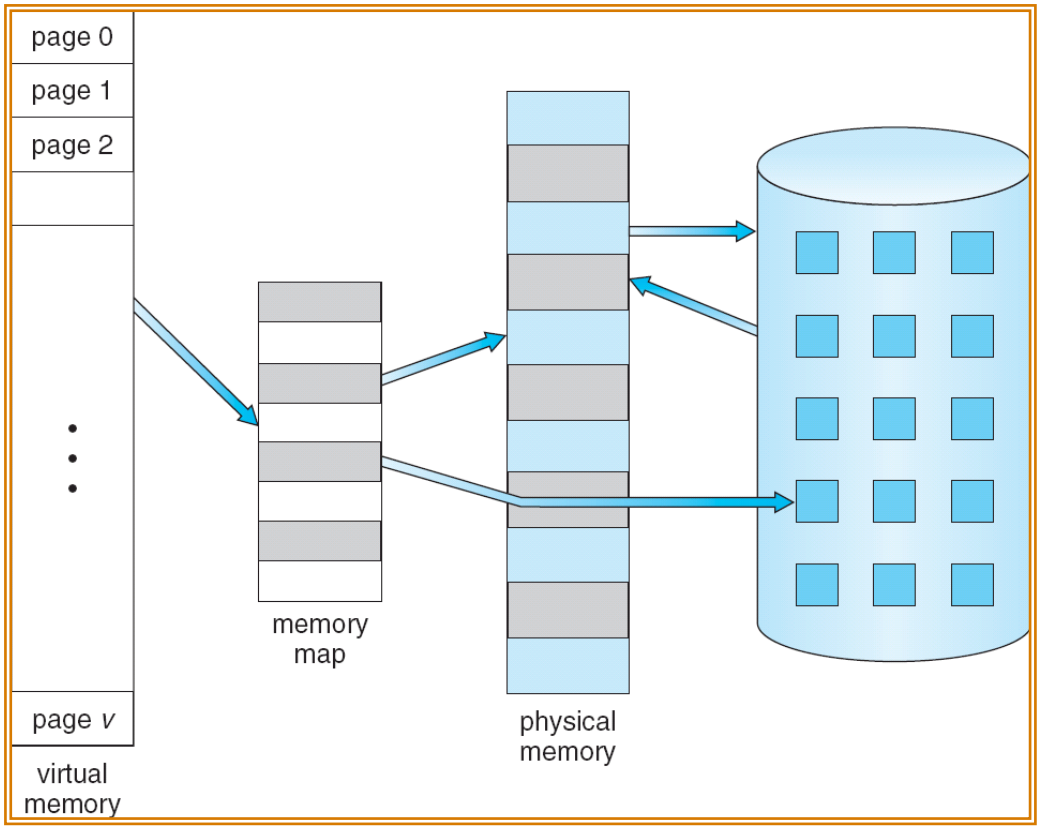
- Descrever os benefícios de um sistema de memória virtual
- Explicar os conceitos de paginação por demanda, algoritmos de substituição de página e alocação de frames de página
- Discutir os princípios do modelo de conjunto de trabalho



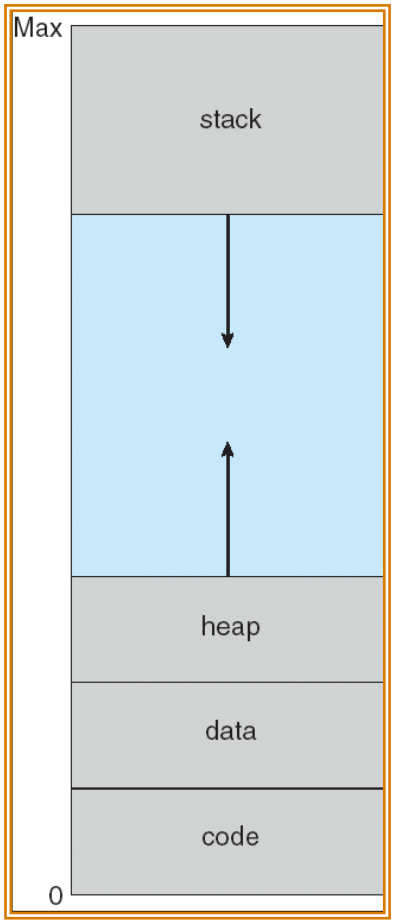
# Base

- **Memória virtual** – separação da memória lógica do usuário da memória física.
  - Somente parte do programa precisa estar na memória para execução
  - Logo, espaço de endereço lógico pode ser muito maior que o espaço de endereços físicos
  - Permite que espaços de endereço sejam compartilhados por vários processos
  - Permite criação de processo mais eficiente
- A memória virtual pode ser implementada por:
  - Paginação por demanda
  - Segmentação por demanda

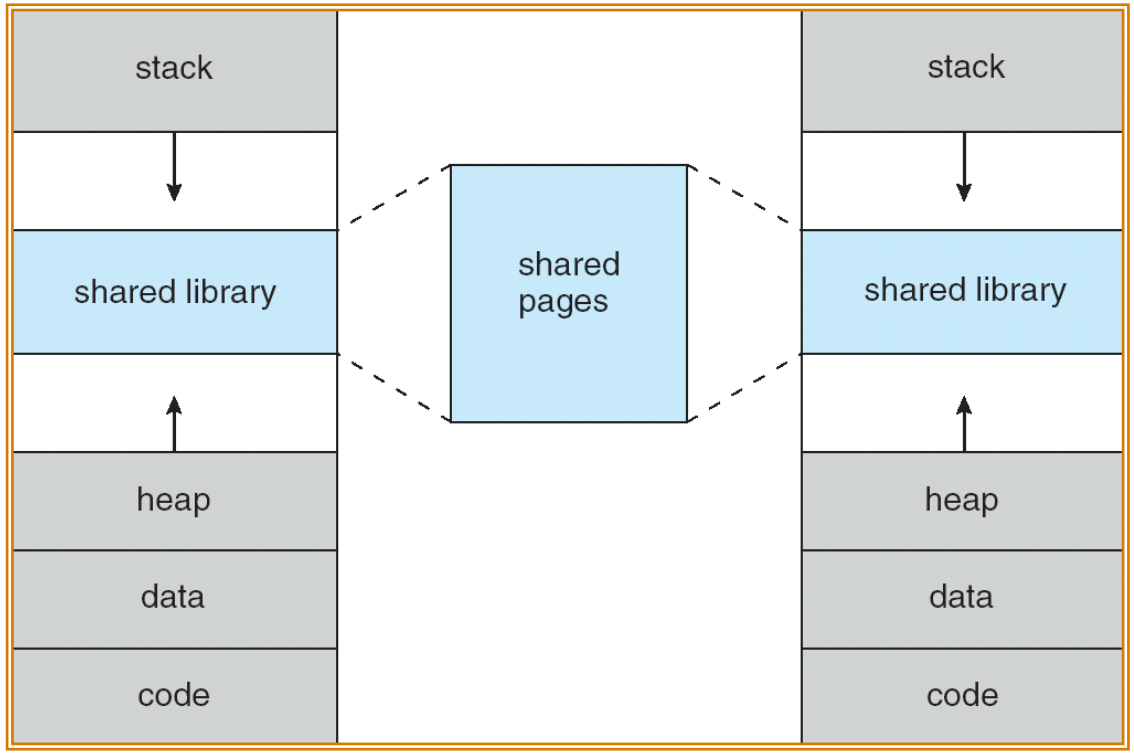
# Memória virtual maior que a memória física




# Espaço de endereço virtual



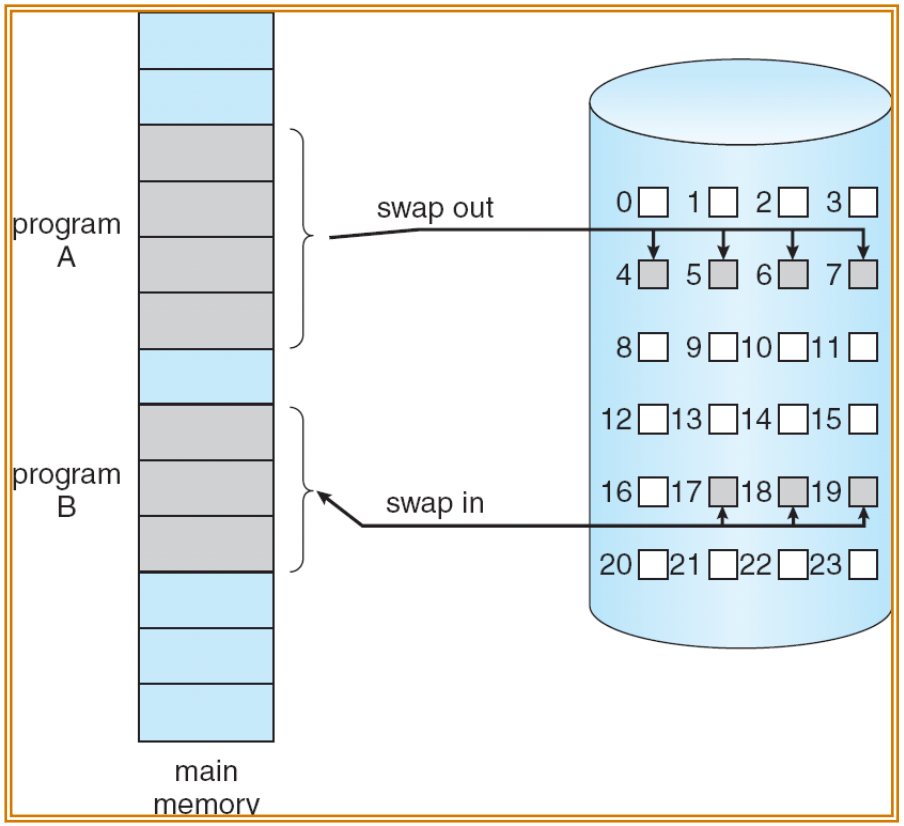

# Biblioteca compartilhada usando memória virtual




# Paginação por demanda

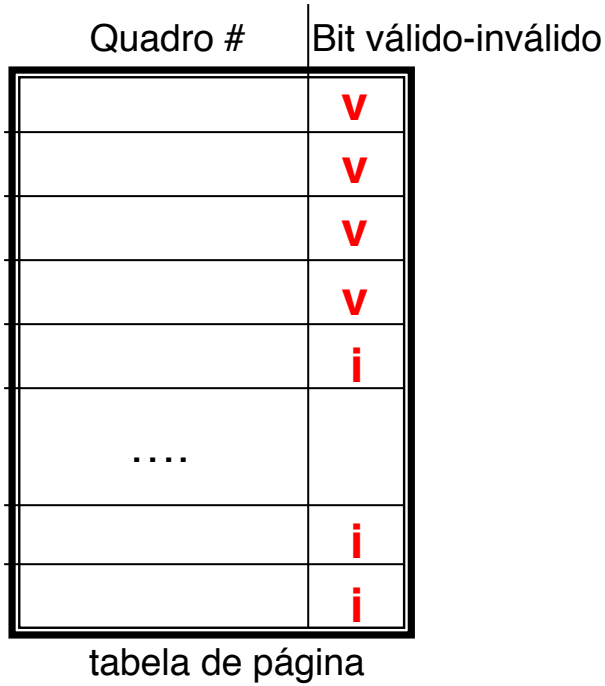
- Traz a página para memória somente quando necessária
  - Menos E/S necessária
  - Menos memória necessária
  - Resposta mais rápida
  - Mais usuários
- Página é necessária ⇒ referência a ela
  - referência inválida ⇒ aborta
  - não na memória ⇒ traz para memória
- **Lazy swapper** – nunca troca uma página para memória, a menos que a página seja necessária
  - Swapper que lida com páginas em um **paginador**

# Transferência de memória pagina para espaço contíguo em disco



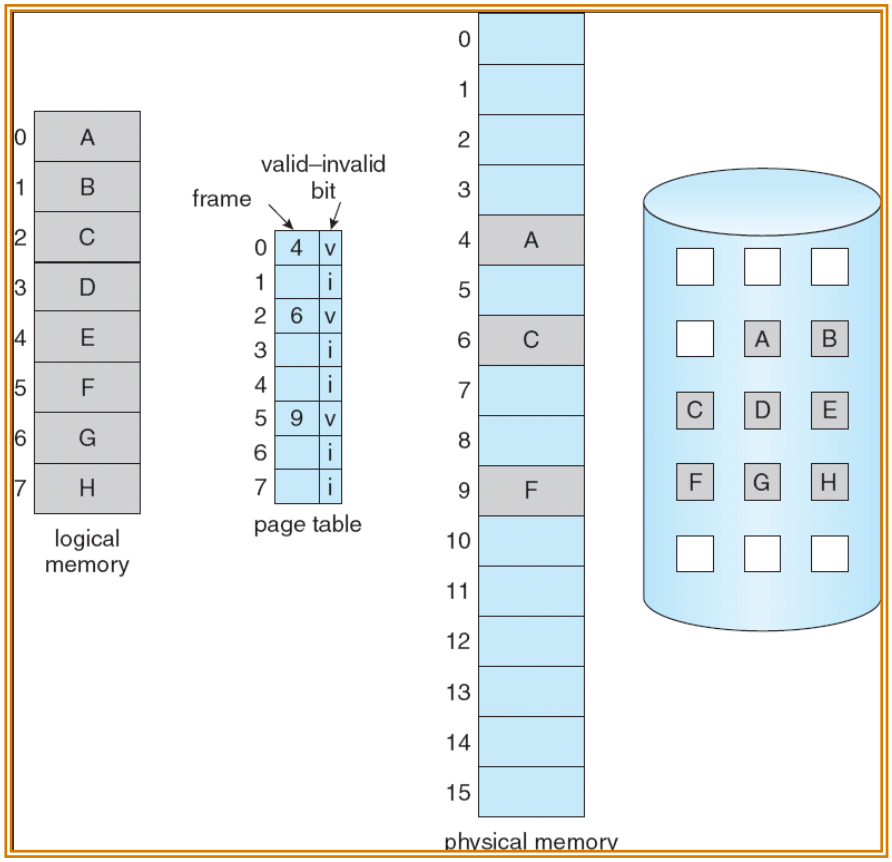

# Bit válido-inválido

- A cada entrada de tabela de página, um bit de válido-inválido é associado (**v** ⇒ na memória, **i** ⇒ não-na-memória)
- Inicialmente, o bit válido–inválido é definido como **i** em todas as entradas
- Exemplo de um snapshot de tabela de página




- Durante a tradução do endereço, se o bit válido–inválido na entrada da tabela de página for **I** ⇒ falta de página

# Tabela de página quando algumas páginas não estão na memória




# Falta de página

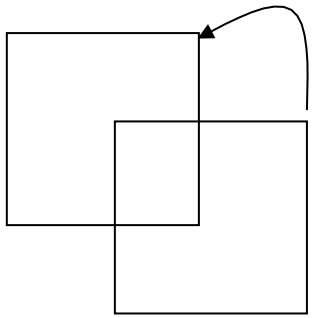
- Se houver referência a uma página, primeira referência a essa página causará um trap para o sistema operacional:
- **falta de página**

1. Sistema operacional examina outra tabela para decidir:
   - Referência inválida ⇒ aborta
   - Apenas não na memória
2. Apanha quadro vazio
3. Passa página para quadro
4. Reinicia tabelas
5. Define bit de validação = **v**
6. Reinicia a instrução que causou a falta de página



# Falta de página (cont.)

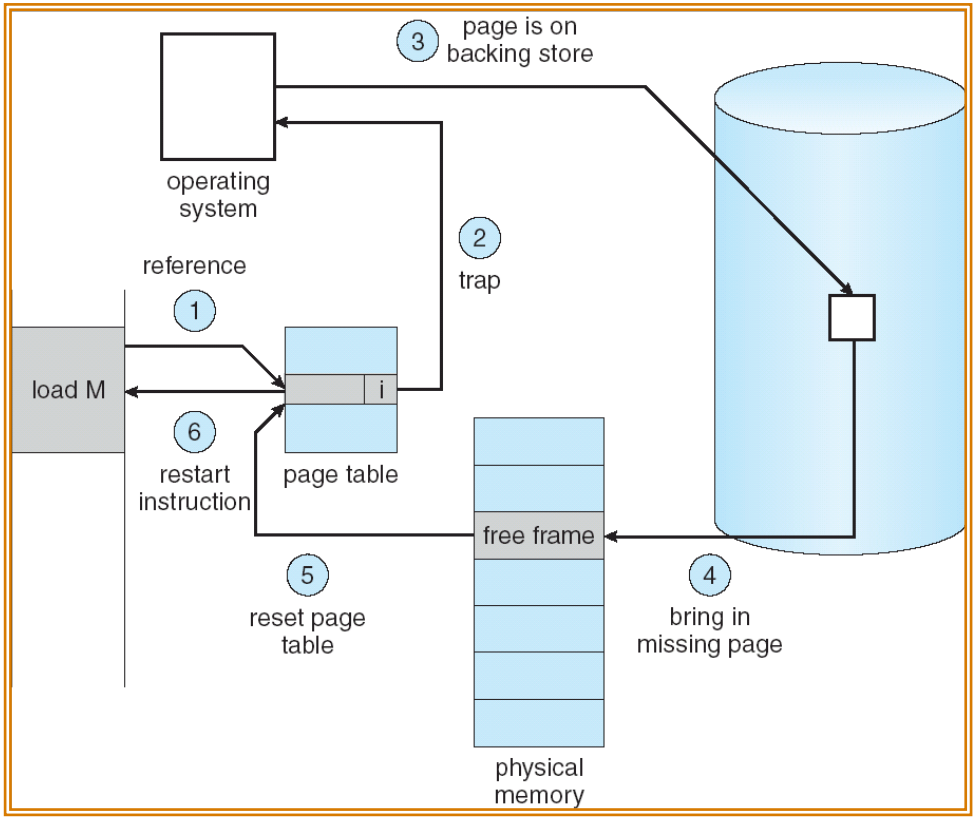
- Reinicia instrução
  - movimento em bloco



  - auto incrementa/decrementa local



# Etapas no tratamento de falta de página




# Desempenho da paginação por demanda

- Taxa de falta de página $0 \le p \le 1.0$
  - se $p = 0$ nenhuma falta de página
  - se $p = 1$, cada referência é uma falta

- Tempo de acesso efetivo (EAT)

$$EAT = (1 - p) \times \text{acesso à memória}$$
$$p \text{ (overhead de falta de página}$$
$$+ \text{ swap página fora}$$
$$+ \text{ swap página dentro}$$
$$+ \text{ reiniciar overhead)}$$

# Exemplo de paginação por demanda

- Tempo de acesso à memória = 200 nanossegundos
- Tempo médio de serviço de falta de página = 8 milissegundos
- EAT = (1 – p) x 200 + p (8 milissegundos)
  = (1 – p  x 200 + p x 8.000.000
  = 200 + p x 7.999.800
- Se um acesso dentre 1.000 causar uma falta de página, então
  EAT = 8.2 microssegundos.
  Isso é um atraso por um fator de 40!!

# Criação de processo

- A memória virtual permite outros benefícios durante a criação do processo:
  - Cópia na escrita
  - Arquivos mapeados na memória (depois)

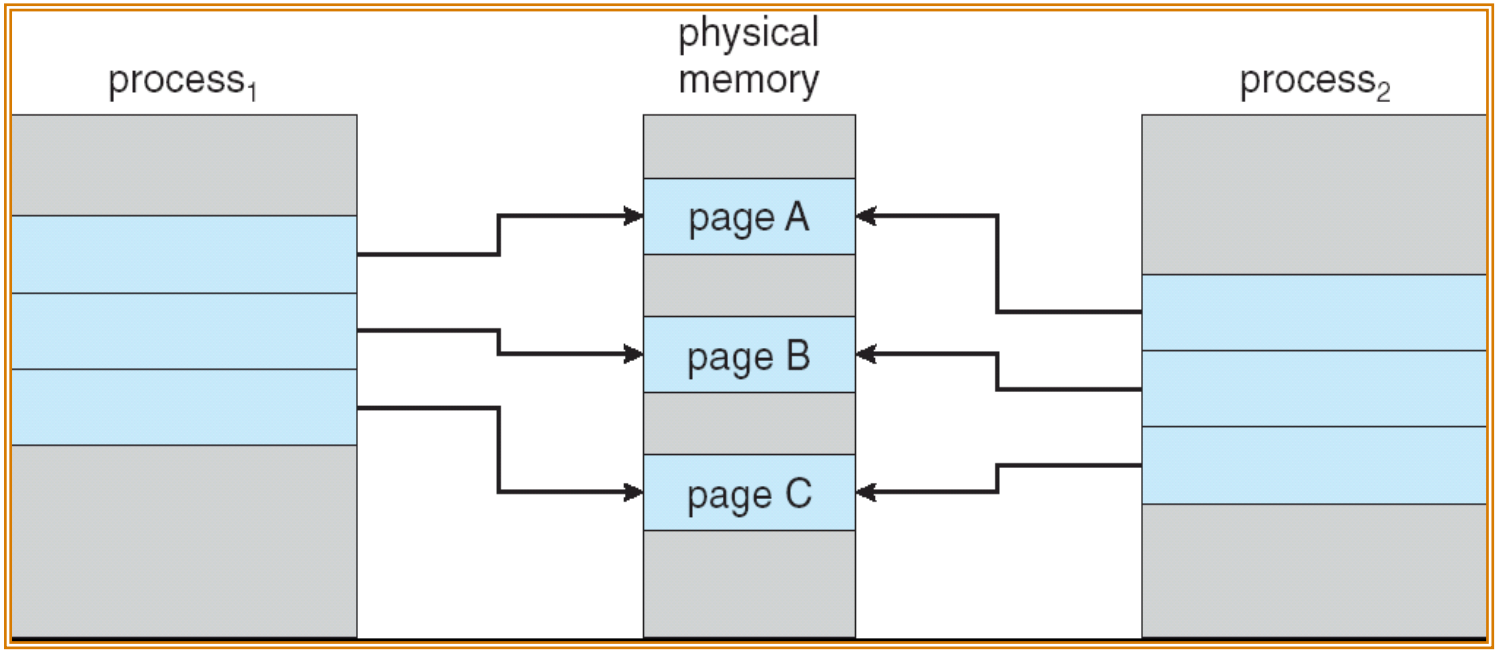
# Cópia na escrita

- Cópia na escrita permite que processos pai e filho inicialmente *compartilhem* as mesmas páginas na memória

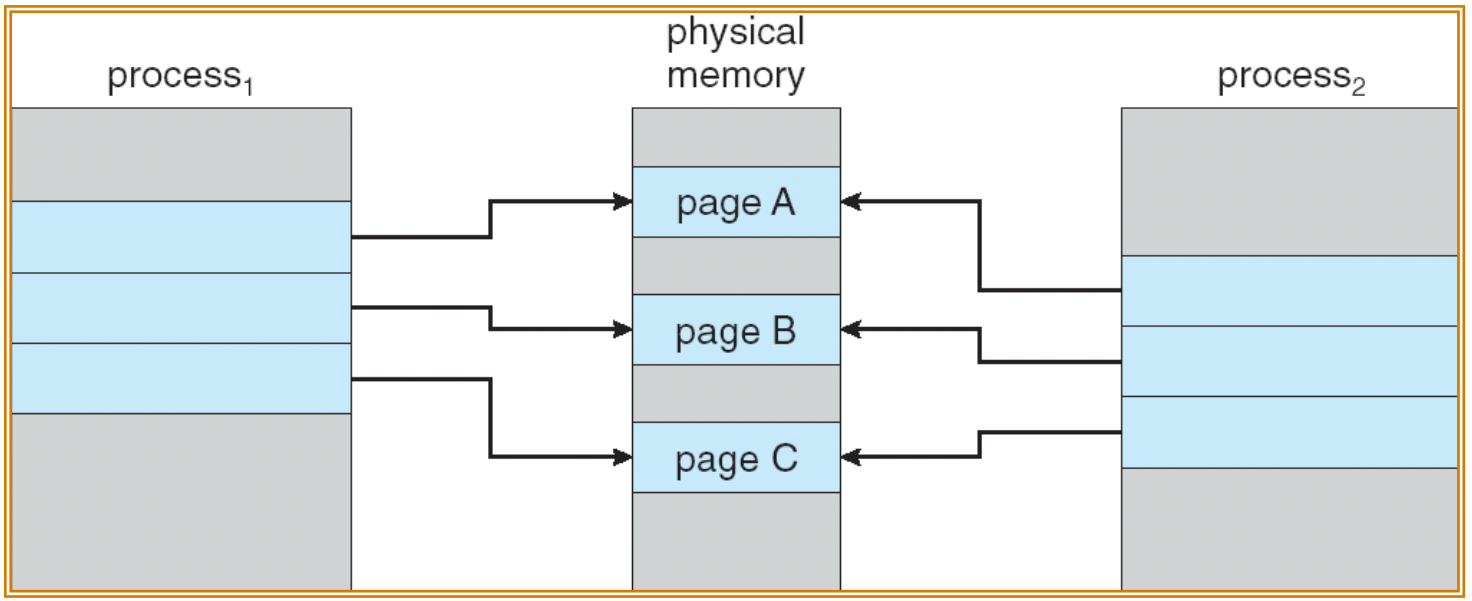
  Se qualquer processo modificar uma página compartilhada, somente então a página é copiada
- A cópia na escrita permite criação de processo mais eficiente, pois somente páginas modificadas são copiadas
- Páginas livres são alocadas de um **pool** de páginas zeradas



# Antes que processo 1 modifique página C




# Depois que processo 1 modifica página C




# O que acontece se não houver frame livre?

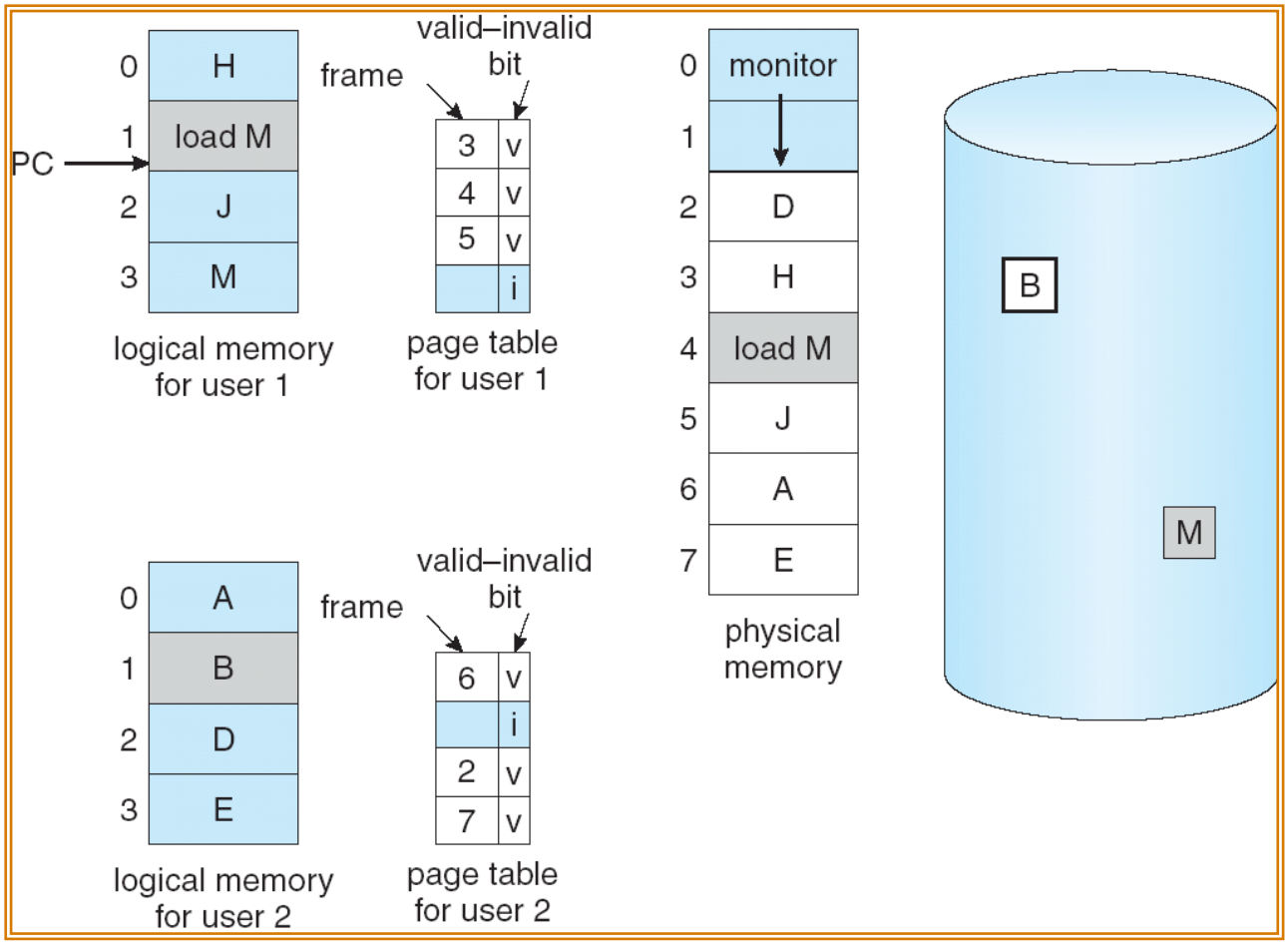
- Substituição de página – encontre alguma página na memória, mas se não realmente em uso, passa para fora
  - algoritmo
  - desempenho – deseja um algoritmo que resultará no mínimo de faltas de página
- Mesma página pode ser trazida para a memória várias vezes



# Substituição de página

- Impede superalocação de memória modificando rotina de serviço de falta de página para incluir substituição de página
- Use **bit de modificação (sujo)** para reduzir overhead das transferências de página – somente páginas modificadas são gravadas em disco
- Substituição de página completa separação entre memória lógica e memória física – memória virtual grande pode ser fornecida em uma memória física menor

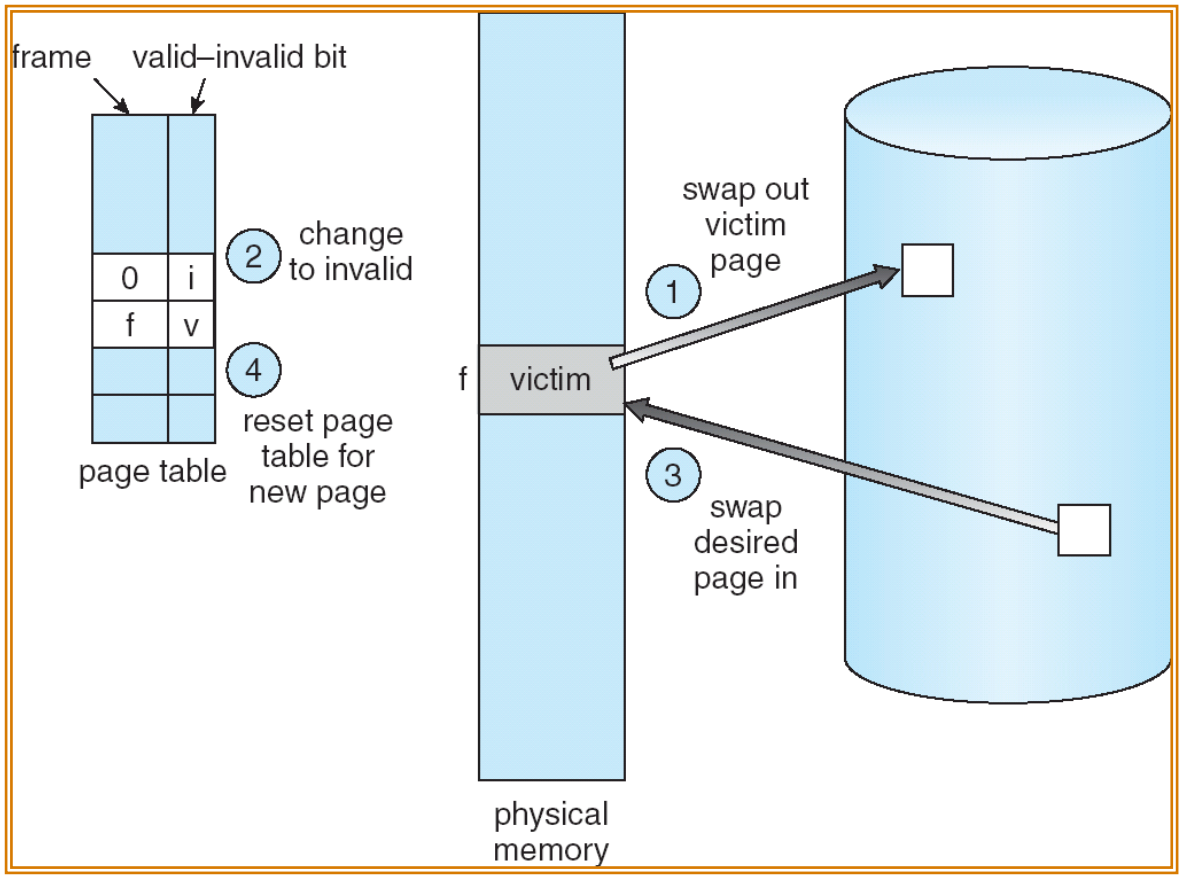
# Necessidade de substituição de página




# Substituição de página básica

1. Ache o local da página desejada no disco
2. Ache um quadro livre:
   - Se houver um quadro livre, use-o
   - Se não houver quadro livre, use um algoritmo de substituição de página para selecionar um quadro **vítima**
3. Traga a página desejada para o quadro (recém) livre; atualize a página e as tabelas de quadro
4. Reinicie o processo

# Substituição de página

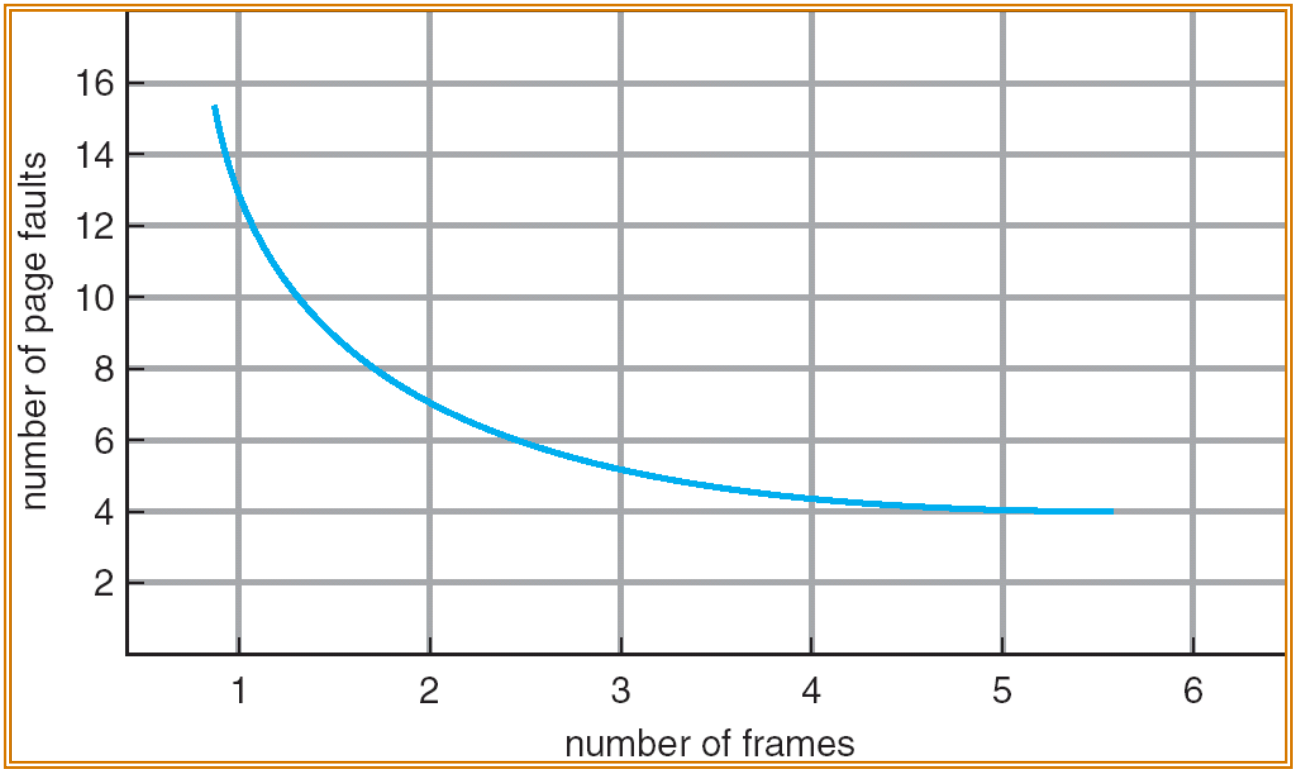



# Algoritmos de substituição de página

- Deseja taxa de falta de página mais baixa
- Avalia algoritmo executando-o em uma string em particular de referências de memória (string de referência) e calculando o número de faltas de página nessa string
- Em todos os nossos exemplos, a string de referência é

**1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5**

# Gráfico de faltas de página versus número de quadros




# Algoritmo First-In-First-Out (FIFO)

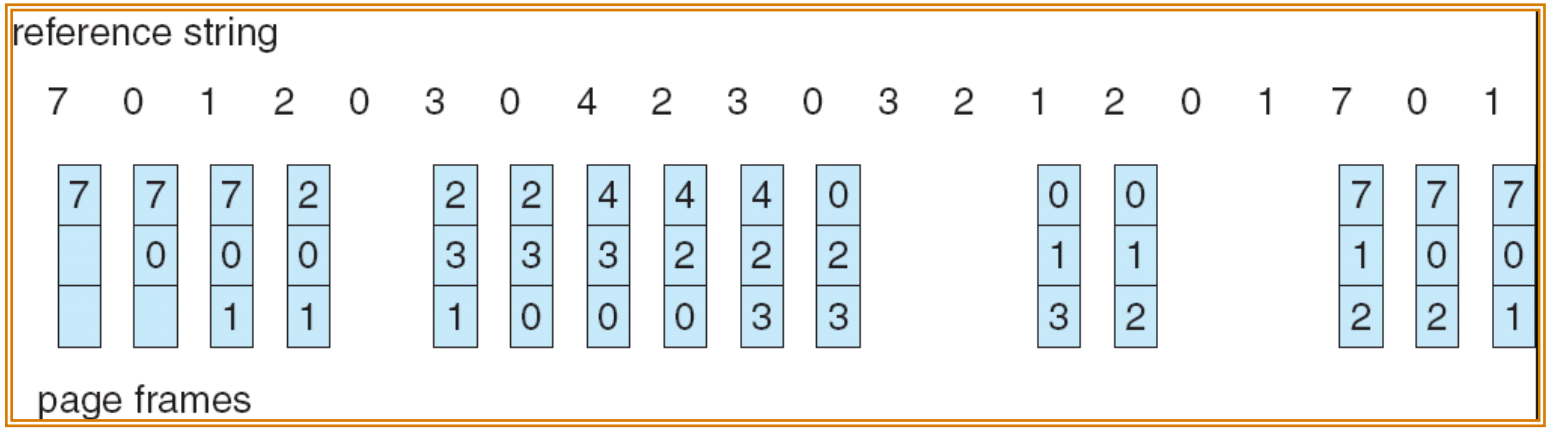
- String de referência: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5
- 3 quadros (3 páginas podem estar na memória ao mesmo tempo por processo)

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| 1 | 1 | 4 | 5 | |
| 2 | 2 | 1 | 3 | 9 faltas de página |
| 3 | 3 | 2 | 4 | |

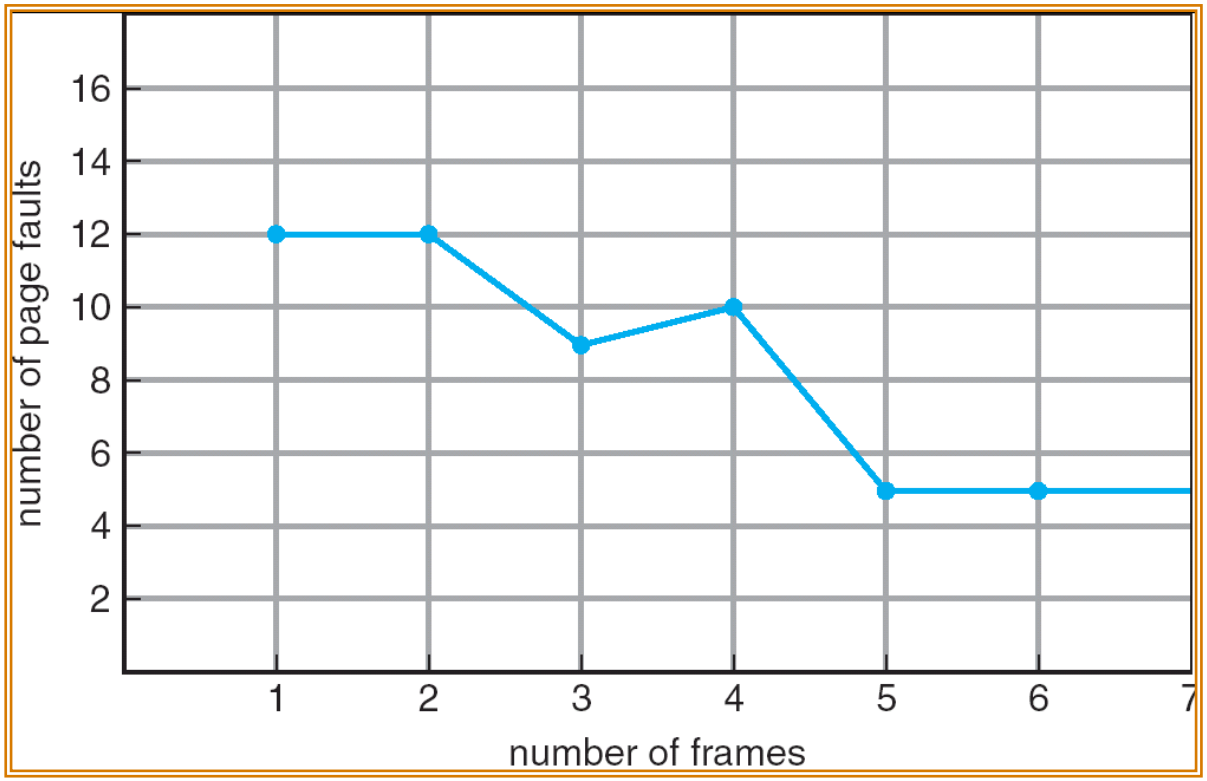
- 4 frames

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| 1 | 1 | 5 | 4 | |
| 2 | 2 | 1 | 5 | 10 faltas de página |
| 3 | 3 | 2 | | |
| 4 | 4 | 3 | | |

# Substituição de página FIFO



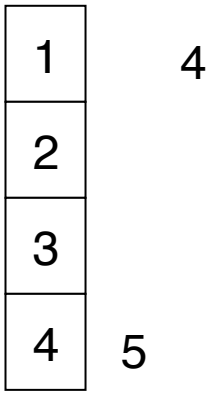

# FIFO ilustrando anomalia de Belady




# Algoritmo ideal

- Substitua página que não será usada pelo maior período de tempo
- Exemplo de 4 frames

1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5



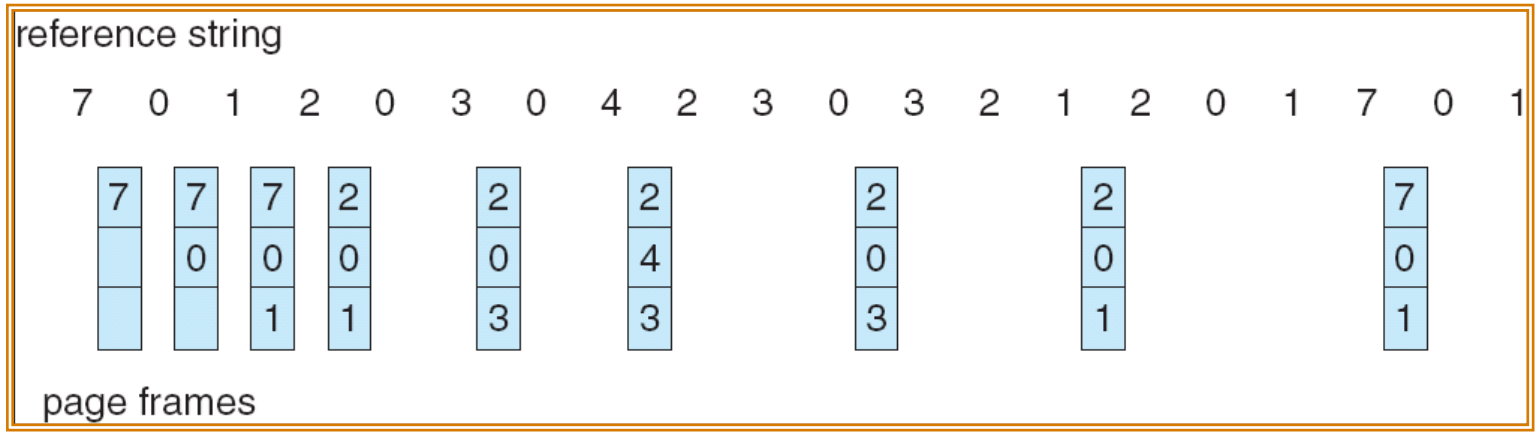

4

5

6 faltas de página

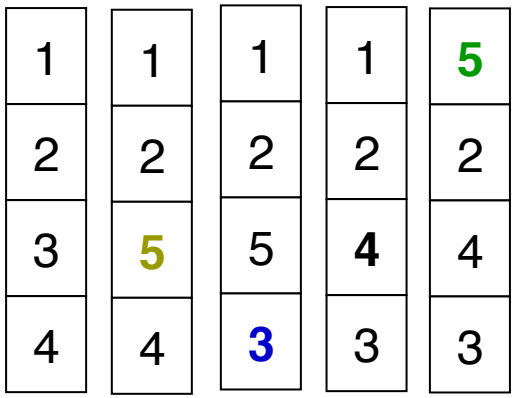
- Como você sabe disto?
- Usado para medir como seu algoritmo funciona

# Substituição de página ideal



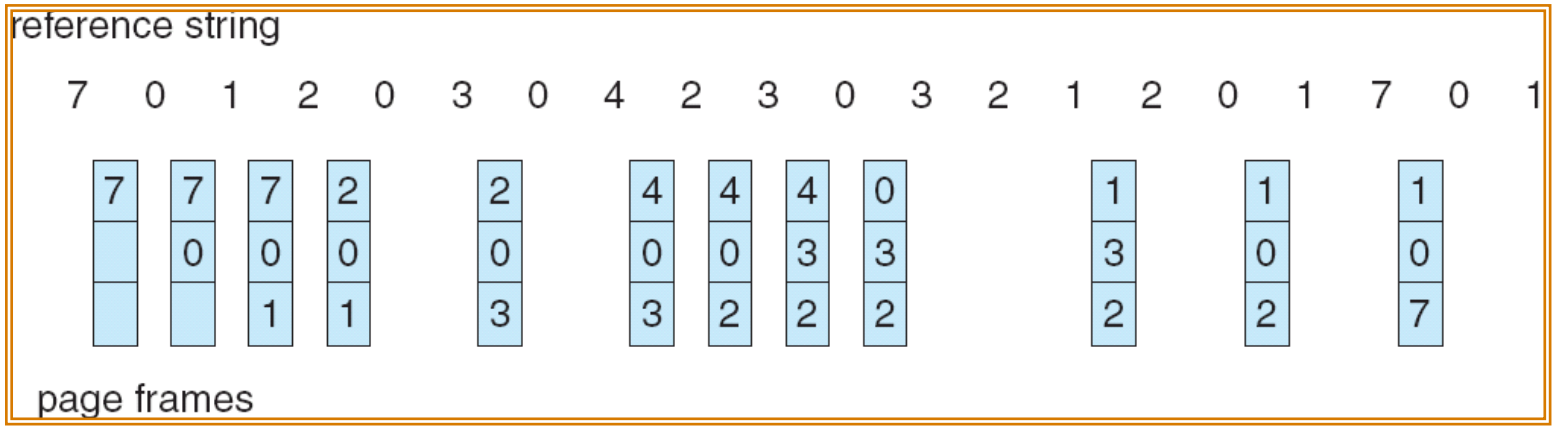

# Algoritmo Least Recently Used (LRU)

- String de referência: 1, 2, 3, 4, 1, 2, **5**, 1, 2, **3**, **4**, **5**




- Implementação do contador
  - Cada entrada de página tem um contador; toda vez que a página é referenciada por essa entrada, copia o clock para o contador
  - Quando uma página precisa ser mudada, veja os contadores para determinar quais devem mudar

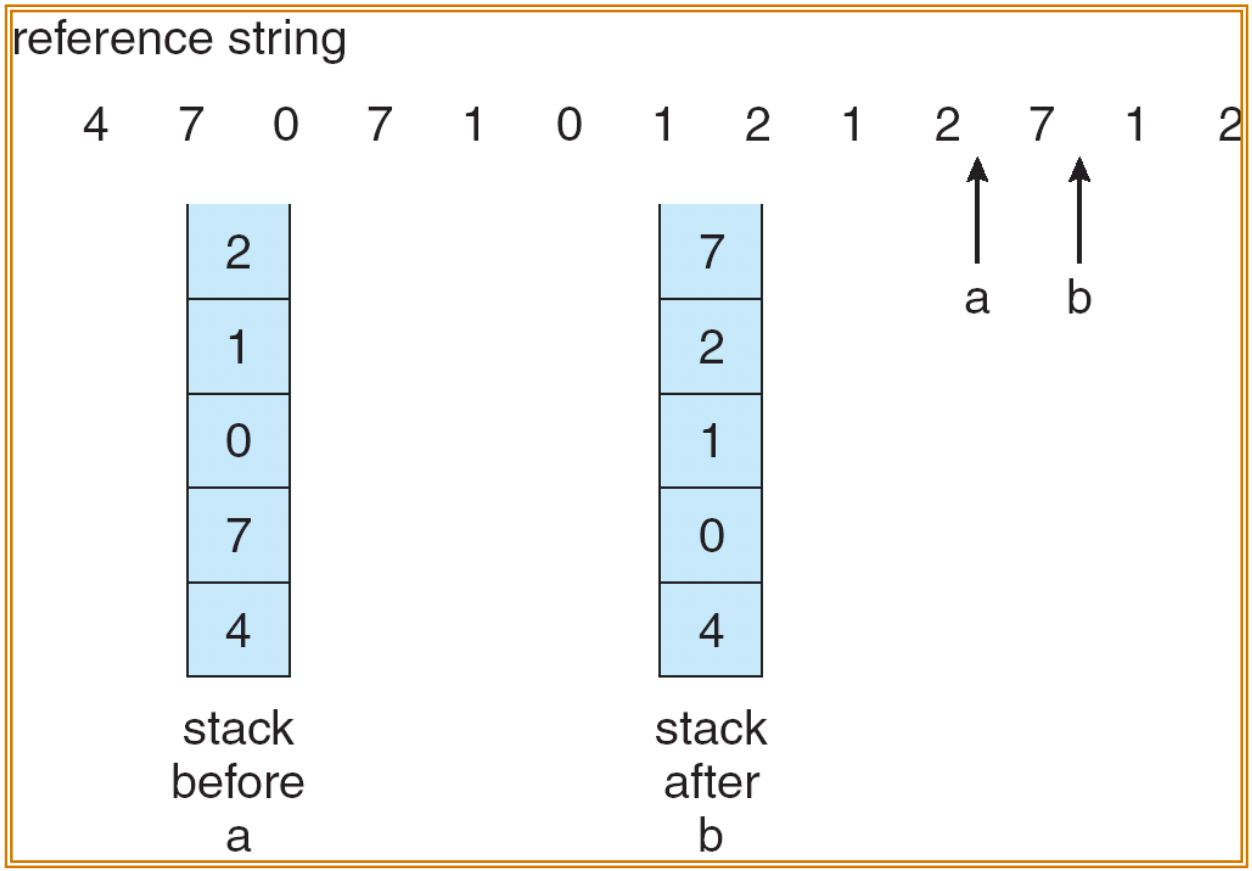
# Substituição de página LRU




# Algoritmo LRU (cont.)

- Implementação de pilha – mantenha uma pilha de números de página em um formato de link duplo:
  - Página referenciada:
    - mova-a para o topo
    - requer que 6 ponteiros sejam trocados
  - Nenhuma busca para substituição

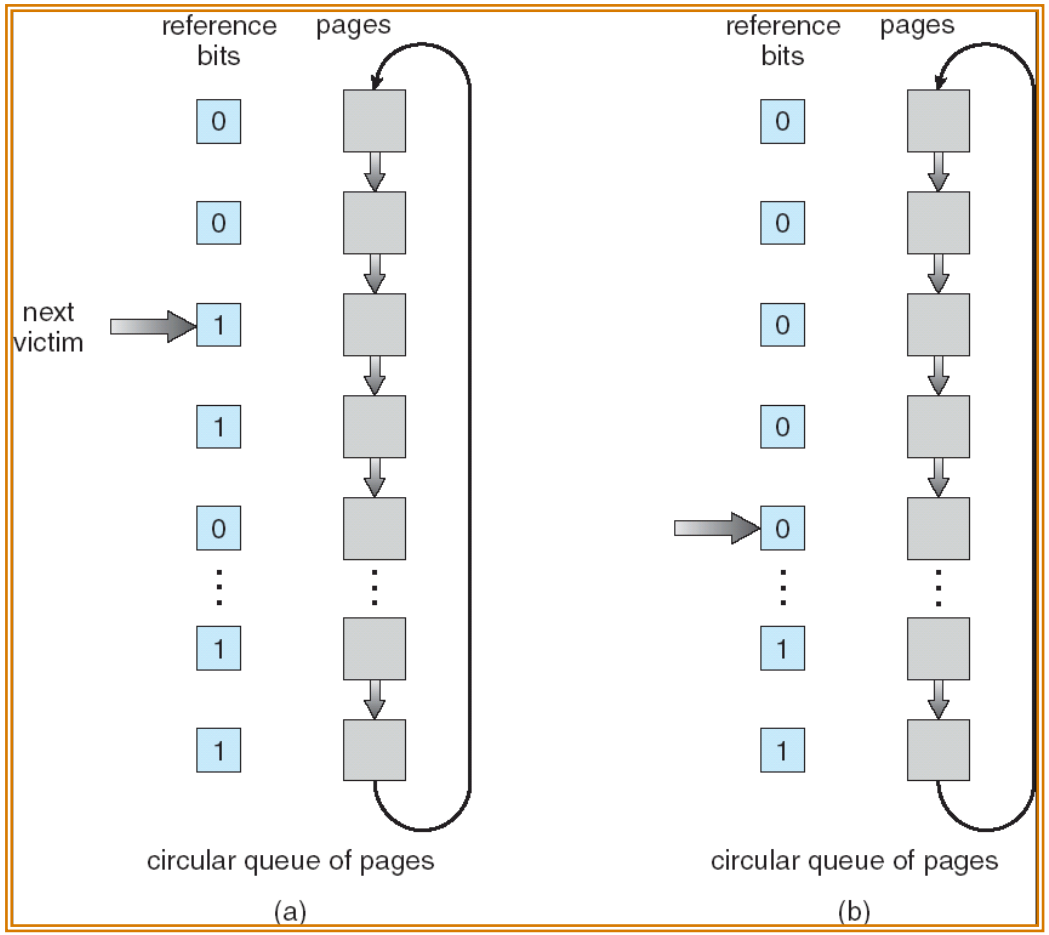
# Uso de uma pilha para registrar as referências de página mais recentes




# Algoritmos de aproximação LRU

- Bit de referência
  - A cada página associe um bit, inicialmente = 0
  - Quando a página é referenciada, bit passa para 1
  - Substitua a que é 0 (se uma existir)
    - Não sabemos a ordem, porém
- Segunda chance
  - Precisa de bit de referência
  - Substituição relógio
  - Se página a ser substituída (na ordem do relógio)
  - Se página a ser substituída (na ordem do relógio) tem bit de referência = 1 então:
    - define bit de referência 0
    - deixa página na memória
    - substitui próxima página (na ordem do relógio), sujeito às mesmas regras

# Algoritmo de substituição de página da mesma chance (relógio)




# Algoritmos de contagem

- Mantenha um contador do número de referências que foram feitas a cada página
- **Algoritmo LFU:** substitui página por menor contador
- **Algoritmo MFU:** baseado no argumento de que a página com a menor contagem provavelmente acabou de ser trazida e ainda está para ser usada

# Alocação de quadros

- Cada processo precisa do número *mínimo* de páginas
- Exemplo:  IBM 370 – 6 páginas para tratar da instrução SS MOVE:
  - instrução tem 6 bytes, pode espalhar por 2 páginas
  - 2 páginas para tratar *de*
  - 2 páginas para tratar *para*
- Dois esquemas de alocação principais
  - alocação fixa
  - alocação por prioridade

# Alocação fixa

- Alocação igual – Por exemplo, se houver 100 quadros e 5 processos, dá a cada processo 20 quadros.
- Alocação proporcional – Aloca de acordo com o tamanho do processo
  - $s_i$ = tamanho do processo $p_i$
  - $S = \sum s_i$
  - $m$ = número total de quadros
  - $a_i$ = alocação para $p_i = \frac{s_i}{S} \times m$

$$m = 64$$
$$s_i = 10$$
$$s_2 = 127$$
$$a_1 = \frac{10}{137} \times 64 \approx 5$$
$$a_2 = \frac{127}{137} \times 64 \approx 59$$

# Alocação por prioridade

- Usa um esquema de alocação proporcional ao invés de tamanho
- Se processo $P_i$ gera uma falta de página,
  - seleciona para substituição um de seus quadros
  - seleciona para substituição um quadro de um processo com número de prioridade menor



# Alocação global versus local

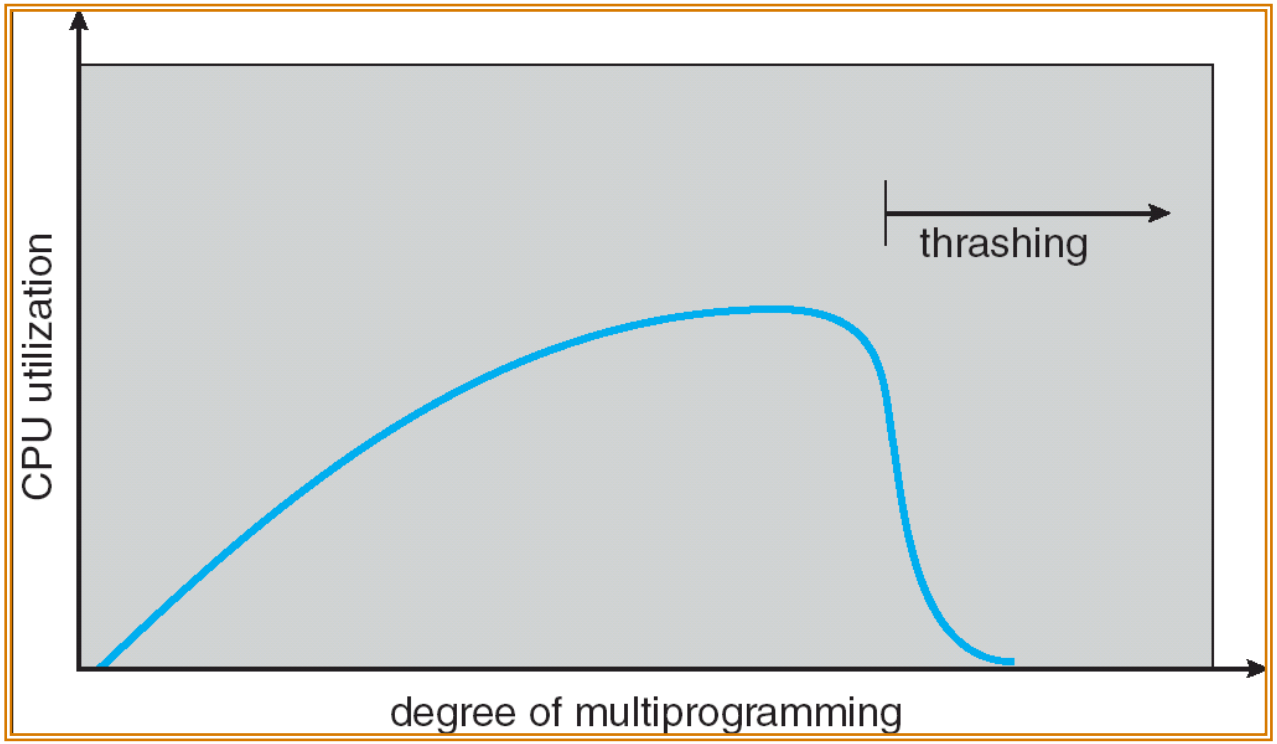
- **Substituição global** – processo seleciona um quadro de substituição do conjunto de todos os quadros; um processo pode apanhar um quadro de outro
- **Substituição local** – cada processo seleciona apenas do seu próprio conjunto de quadros alocados



# Thrashing

- Se um processo não tem páginas “suficientes”, a taxa de falta de página é muito alta. Isso leva a:
  - baixa utilização de CPU
  - sistema operacional pensa que precisa aumentar o grau de multiprogramação
  - outro processo acrescentado ao sistema
- **Thrashing** ≡ um processo está ocupado trocando páginas pra dentro e pra fora

# Thrashing (cont.)

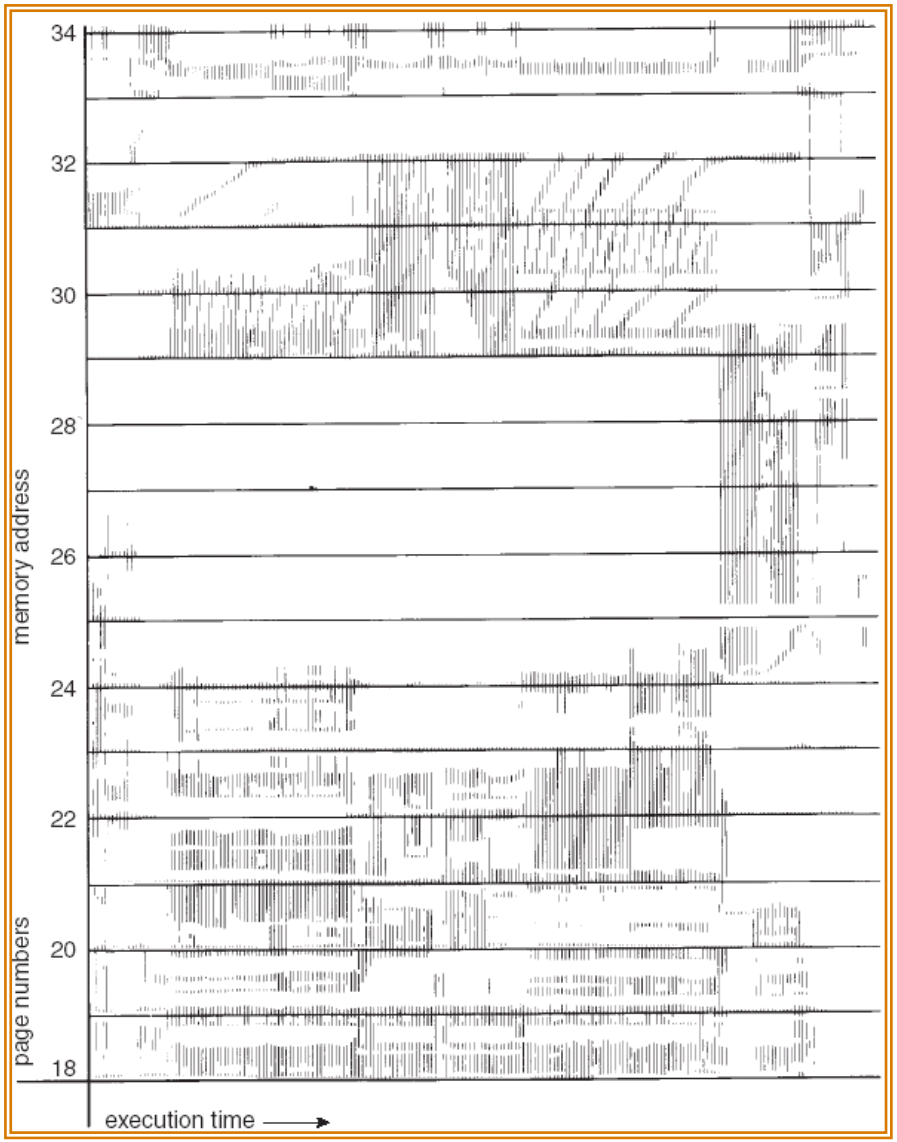



# Paginação por demanda e thrashing

- Por que a paginação por demanda funciona?
  Modelo de localidade
  - Processo migra de uma localidade para outra
  - Localidades podem se sobrepor
- Por que ocorre o thrashing?
  $\Sigma$ tamanho da localidade > tamanho total da memória



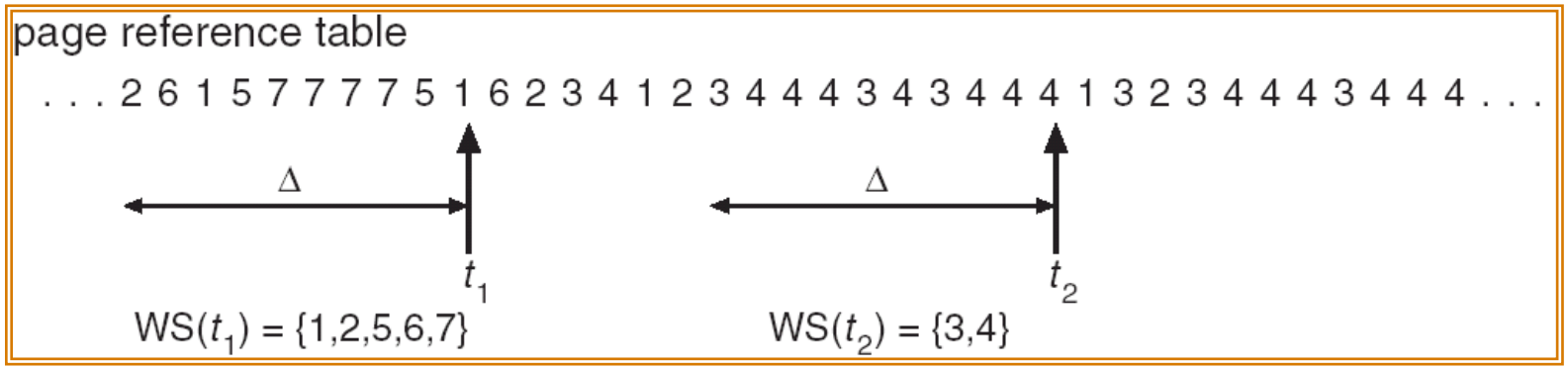
# Localidade em um padrão de referência de memória




# Modelo de conjunto de trabalho

- $\Delta \equiv$ janela conjunto de trabalho $\equiv$ um número fixo de referências de página
  Exemplo: 10.000 instruções
- $WSS_i$ (conjunto de trabalho do Processo $P_i$) = número total de páginas referenciadas no $\Delta$ mais recente (varia no tempo)
  - se $\Delta$ muito pequeno, não abrangerá localidade inteira
  - se $\Delta$ muito grande, abrangerá várias localidades
  - se $\Delta = \infty \Rightarrow$ abrangerá programa inteiro
- $D = \Sigma\ WSS_i \equiv$ total de quadros por demanda
- se $D > m \Rightarrow$ Thrashing
- Política se $D >$ m, então suspenda um dos processos

# Modelo de conjunto de trabalho

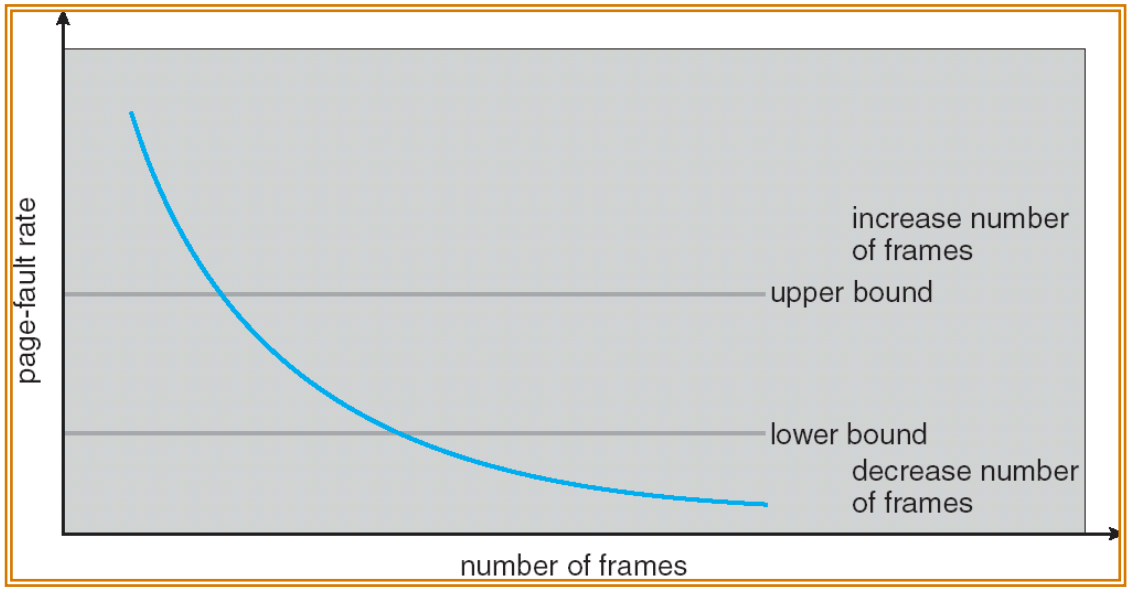



# Acompanhando o conjunto de trabalho

- Aproximado com timer de intervalo + um bit de referência
- Exemplo: $\Delta$ = 10.000
  - Interrupções de timer após cada 5000 unidades de tempo
  - Mantém na memória 2 bits para cada página
  - Sempre que um timer interrompe a cópia e define os valores de todos os bits de referência como 0
  - Se um dos bits na memória = 1 $\Rightarrow$ página não conjunto de trabalho
- Por que isso não é completamente preciso?
- Melhoria = 10 bits e interrupção a cada 1000 unidades de tempo

# Esquema de freqüência de falta de página

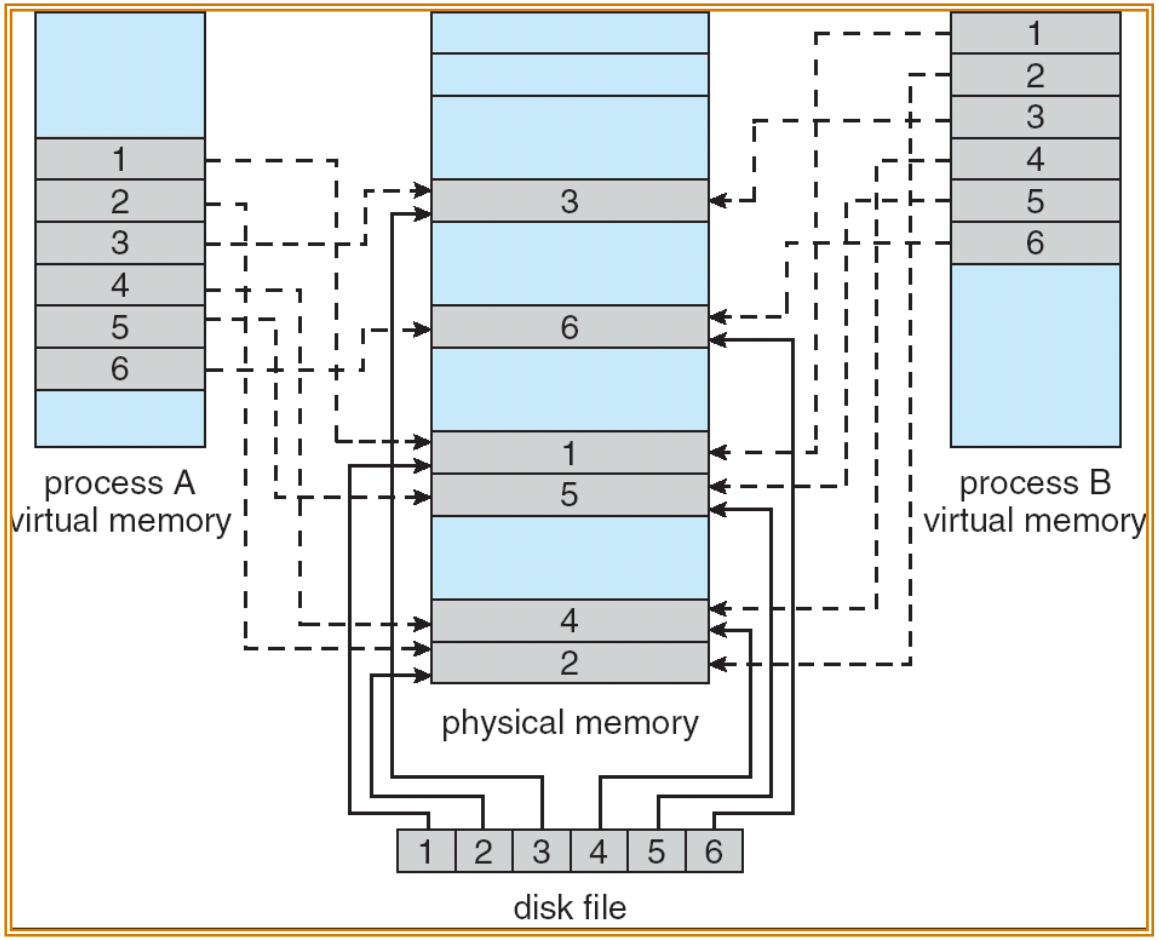
- Estabelece taxa de falta de página “aceitável”
  - Se a taxa real for muito baixa, processo perde quadro
  - Se a taxa real for muito alta, processo ganha quadro



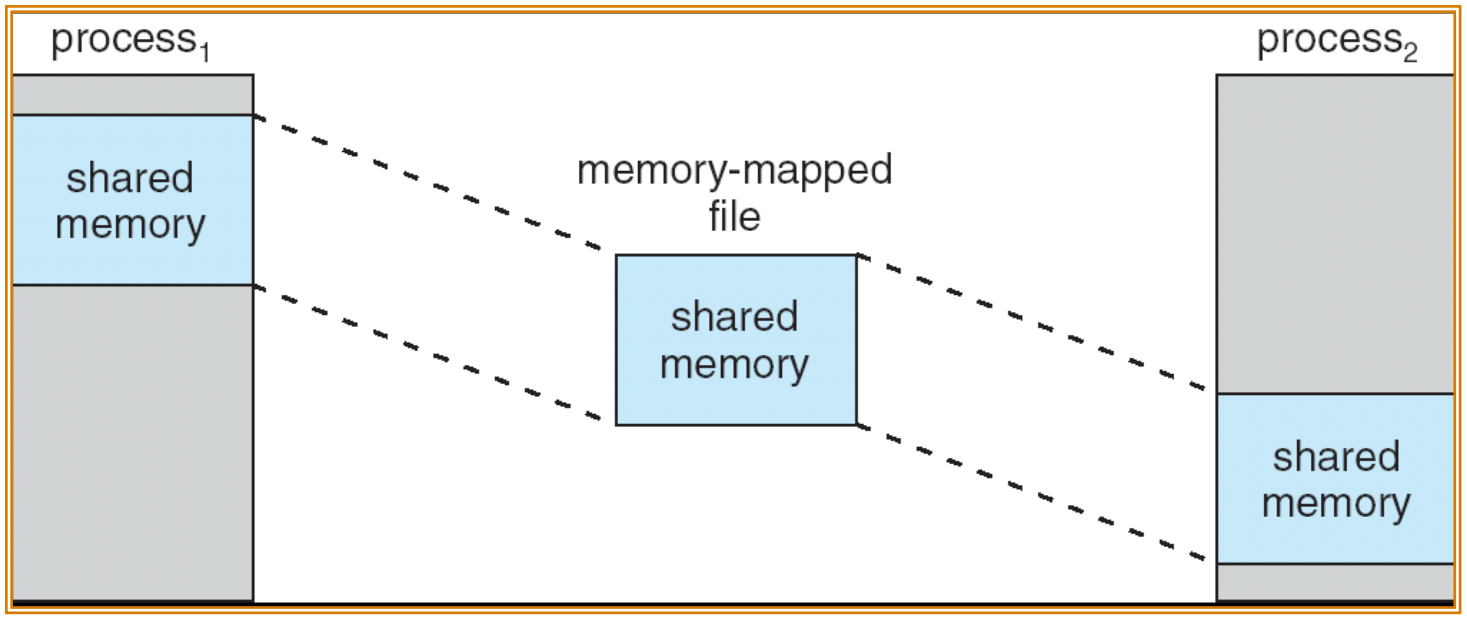

# Arquivos mapeados na memória

- E/S de arquivo mapeado na memória permite que a E/S de arquivo seja tratada como acesso de rotina à memória, **mapeando** um bloco de disco para uma página na memória
- Um arquivo é lido inicialmente usando paginação por demanda. Uma parte do arquivo com tamanho da página é lida do sistema para uma página física. Leituras/escritas subseqüentes de/para o arquivo são tratadas como acessos comuns à memória.
- Simplifica o acesso ao arquivo, tratando a E/S do arquivo por meio da memória, ao invés das chamadas do sistema **`read()`** e **`write()`**
- Também permite que vários processos sejam mapeados para o mesmo arquivo, permitindo que as páginas na memória sejam compartilhadas

# Arquivos mapeados na memória




# Memória compartilhada mapeada na memória no Windows




# Arquivos mapeados na memória em Java

```
import java.io.*;
import java.nio.*;
import java.nio.channels.*;

public class MemoryMapReadOnly
{
   // Assume the page size is 4 KB
   public static final int PAGE_SIZE = 4096;

   public static void main(String args[]) throws IOException {
      RandomAccessFile inFile = new RandomAccessFile(args[0],"r");

      FileChannel in = inFile.getChannel();
      MappedByteBuffer mappedBuffer =
       in.map(FileChannel.MapMode.READ_ONLY, 0, in.size());
      long numPages = in.size() / (long)PAGE_SIZE;
      if (in.size() % PAGE_SIZE > 0)
         ++numPages;

      // we will "touch" the first byte of every page
      int position = 0;
      for (long i = 0; i < numPages; i++) {
         byte item = mappedBuffer.get(position);
         position += PAGE_SIZE;
      }

      in.close();
      inFile.close();
    }
}
```

# Alocando memória do kernel

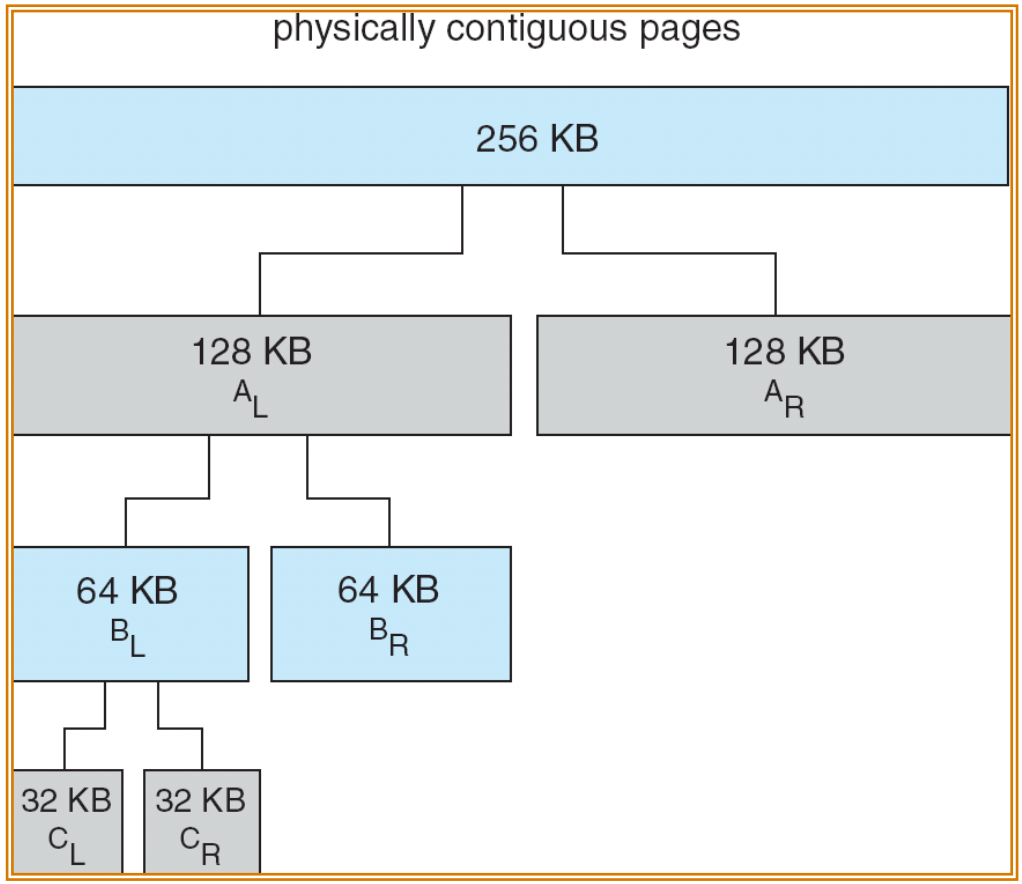
- Tratado diferente da memória do usuário
- Normalmente alocado por um pool de memória livre
  - Kernel solicita memória para estruturas de tamanhos variáveis
  - Alguma memória do kernel precisa ser contígua



# Sistema buddy

- Aloca memória a partir de segmento de tamanho fixo, consistindo em páginas de memória fisicamente contíguas
- Memória alocada usando **alocador de potência de 2**
  - Satisfaz requisitos em unidades com tamanho de potência de 2
  - Requisição arredondada para próxima potência de 2 mais alta
  - Quando precisa de alocação menor que o disponível, pedaço atual dividido em dois buddies da próxima potência de 2 menor
    - Continua até haver chunk de tamanho apropriado

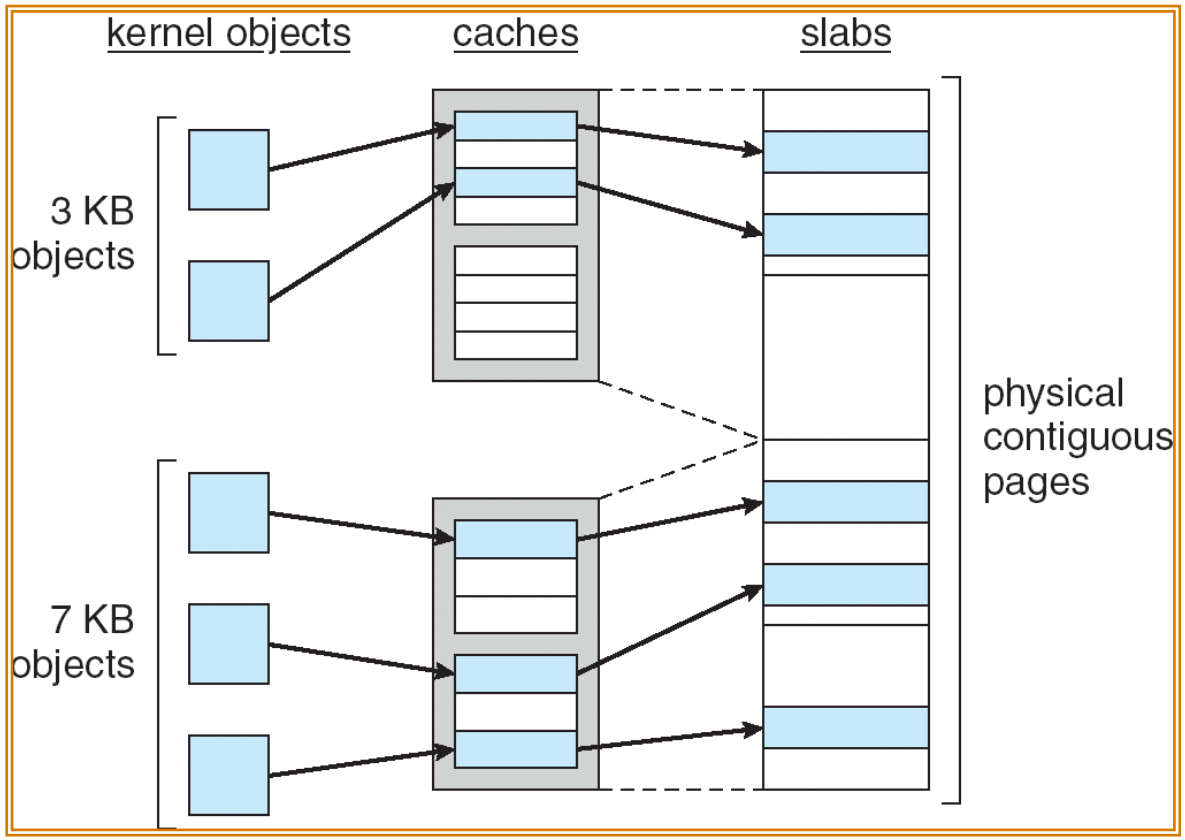
# Alocador de sistema buddy




# Alocador de slab

- Estratégia alternativa
- **Slab** é uma ou mais páginas fisicamente contíguas
- **Cache** consiste em uma ou mais slabs
- Cache único para cada  estrutura de dados exclusiva do kernel
  - Cada cache preenchido com **objetos** – instanciações da estrutura de dados
- Quando cache criado, preenchido com objetos marcados com **free**
- Quando estruturas armazenadas, objetos marcados como **used**
- Se slab cheio de objetos usados, próximo objeto alocado a partir de slab vazia
  - Se nenhuma slab vazia, nova slab alocada
- Benefícios incluem nenhuma fragmentação, satisfação rápida da requisição de memória

# Alocação de slab




# Outras questões – pré-paginação

- Pré-paginação
  - Reduzir o grande número de faltas de página que ocorre no início do processo
  - Pré-paginar todas ou algumas das páginas que um processo precisará.
  - Mas se as páginas pré-paginadas não forem usadas, E/S e memória foram desperdiçadas
  - Suponha que *s* páginas sejam preparadas e *α* das páginas seja usado
    - O custo de *s* * *α* faltas de página de salvamento > ou < que o custo de preparar *s* * *(1- α)* páginas desnecessárias*?*
    - *α* perto de zero ⇒ preparando perdas

# Outras questões – tamanho de página

- Coleção de tamanho de página deve levar em consideração:
  - fragmentação
  - tamanho da tabela
  - overhead de E/S
  - localidade



# Outras questões – Alcance do TLB

- Alcance do TLB – A quantidade de memória acessível pelo TLB
- Alcance do TLB = (Tamanho TLB) X (Tamanho da página)
- Ideal que o conjunto de trabalho de cada processo seja armazenado no TLB
  - Caso contrário, há um alto grau de faltas de página
- Aumenta o tamanho da página
  - Isso pode levar a um aumento na fragmentação, pois nem todas as aplicações exigem um tamanho de página grande
- Oferece múltiplos tamanhos de página
  - Isso permite às aplicações que exigem tamanhos de página maiores oportunidade de usá-las sem aumento na fragmentação

# Outras questões – Estrutura do programa

- Estrutura do programa
  - `int[128,128] data;`
  - Cada linha é armazenada em uma página
  - Programa 1

```
for (j = 0; j <128; j++)
    for (i = 0; i < 128; i++)
        data[i,j] = 0;
```

128 x 128 = 16.384 faltas de página

  - Programa 2

```
for (i = 0; i < 128; i++)
    for (j = 0; j < 128; j++)
        data[i,j] = 0;
```

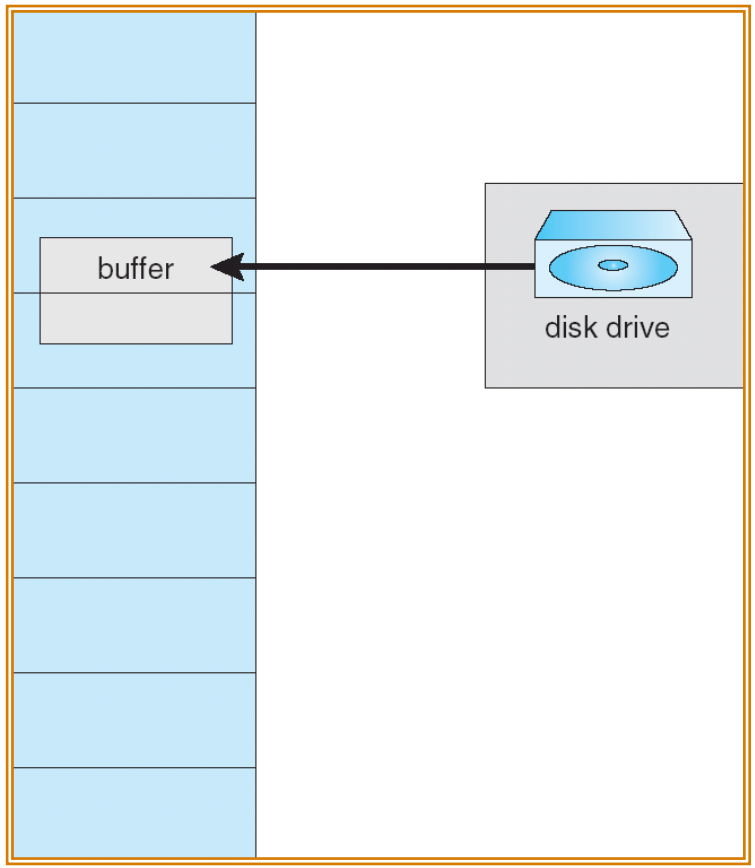
128 faltas de página

# Outras questões – interlock de E/S

- **Interlock de E/S** – Páginas às vezes precisam ser bloqueadas na memória
- Considere E/S – Páginas que são usadas para copiar um arquivo de um dispositivo precisam evitar serem selecionadas para evicção por um algoritmo de substituição de página



# Motivo para os quadros usados para E/S estarem na memória




# Exemplos de sistema operacional

- Windows XP
- Solaris



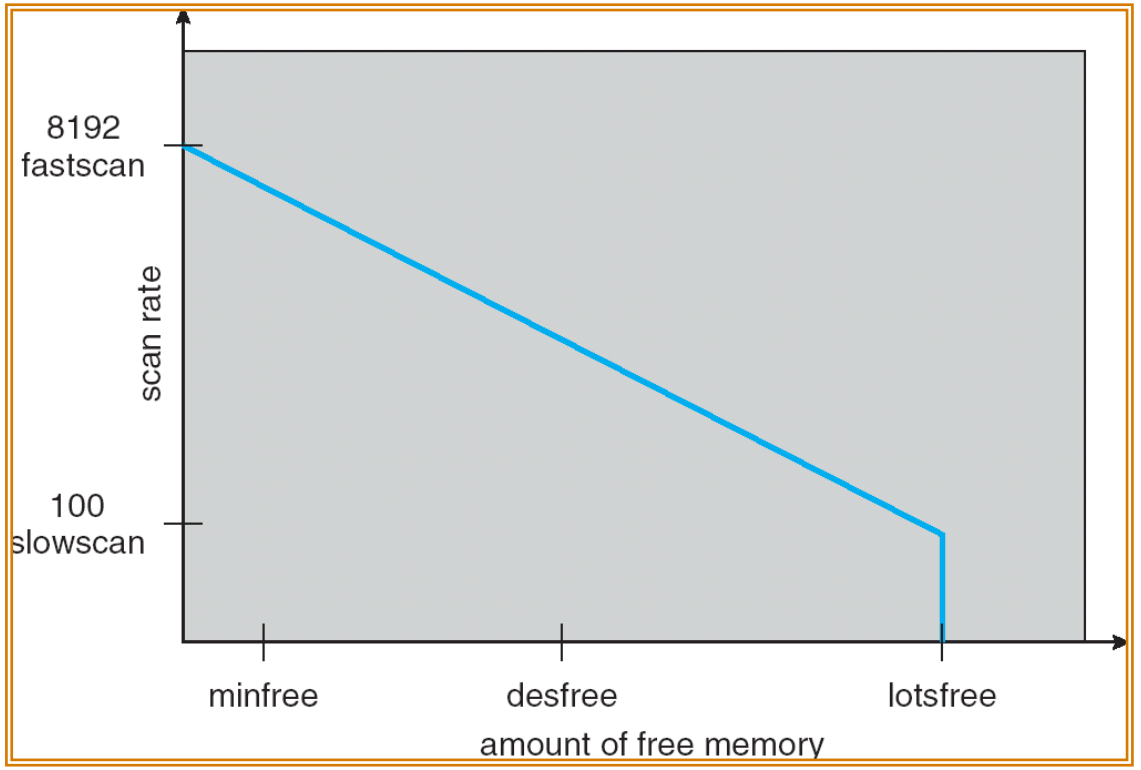
# Windows XP

- Usa paginação por demanda com **clustering**. Clustering traz páginas ao redor da página que falta.
- Os processos recebem **mínimo do conjunto de trabalho** e **máximo do conjunto de trabalho**
- Mínimo do conjunto de trabalho é o número mínimo de páginas que o processo tem garantia de ter na memória
- Um processo pode receber até o número máximo de páginas do seu conjunto de trabalho
- Quando a quantidade de memória livre no sistema ficar abaixo de um patamar, o **trimming automático do conjunto de trabalho** é realizado para restaurar a quantidade de memória livre
- O trimming do conjunto de trabalho remove páginas dos processos que possuem páginas em excesso do seu mínimo do conjunto de trabalho

# Solaris

- Mantém uma lista de páginas livres para atribuir processos com falta
- *Lotsfree* – parâmetro de patamar (quantidade de memória livre) para iniciar paginação
- *Desfree* – parâmetro de patamar para aumentar paginação
- *Minfree* – parâmetro de patamar para iniciar swapping
- Paginação é realização por processo *pageout*
- Pageout varre páginas usando algoritmo de relógio modificado
- *Scanrate* é a taxa em que as páginas são varridas. Isso varia de *slowscan* até *fastscan*
- Pageout é chamado com mais freqüência, dependendo da quantidade de memória disponível

# Scanner de página do Solaris 2




# Final do Capítulo 9