

DESCRIÇÃO

Organização de funcionamento da memória de um computador: gerência pelo sistema operacional (SO), utilização da memória virtual e como ela é implementada no Linux.

PROpósito

Apresentar as técnicas de gerência de memória empregadas pelos sistemas operacionais.

OBJETIVOS

MÓDULO 1

Descrever como os processos enxergam a memória e como ela é gerenciada

MÓDULO 2

Distinguir as diversas políticas de alocação de memória

MÓDULO 3

Classificar o funcionamento da memória virtual

MÓDULO 4

Descrever como o Linux realiza a sua gerência de memória

INTRODUÇÃO

Segundo von Neumann, para que um programa possa ser executado, suas instruções e seus dados devem estar alocados na memória principal, a fim de que possam ser referenciados diretamente. Disso decorre o fato de os processos ativos terem de estar alocados na memória para que possam executá-los.

A necessidade de gerenciar os espaços disponíveis na memória, bem como o local onde estão as instruções e os dados de um processo, são, portanto, fundamentais para a sua execução.

Mesmo nos antigos sistemas monotarefa isso já era necessário, sendo ainda mais importante nos modernos sistemas multitarefas.

Além disso, o alto custo da memória e a sua exiguidade diante das necessidades dos programas tornaram ainda mais fundamental o gerenciamento eficiente desse recurso pelos sistemas operacionais (SO).

Paginação, segmentação e memória virtual são técnicas comumente usadas nos SO modernos para aumentar a eficiência do gerenciamento. Como fazer esse gerenciamento e como funcionam as diversas técnicas são o objeto deste tema.

MÓDULO 1

-
- Descrever como os processos enxergam a memória e como ela é gerenciada

GERÊNCIA DE MEMÓRIA

A memória do computador é um recurso extremamente importante e que exige um gerenciamento apurado. Ela é composta por vários elementos, tais como: registradores e cache (armazenamento interno); memória principal RAM (armazenamento primário) e armazenamento secundário; discos de estado sólido, magnéticos e óticos; e fitas magnéticas.

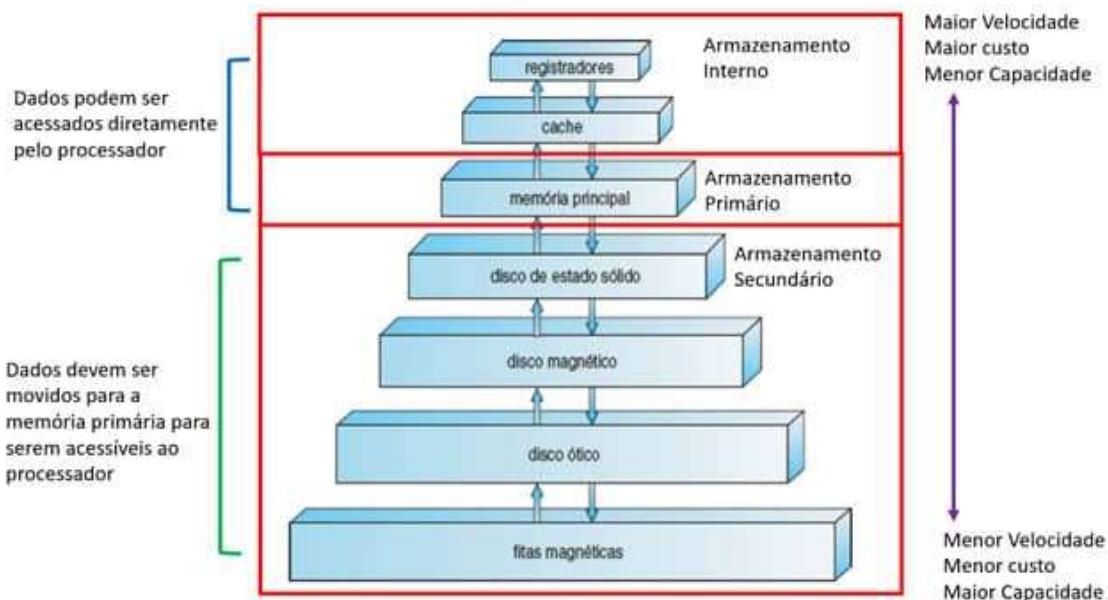


Figura 1: Elementos da memória. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Um sistema de computação utiliza vários níveis de armazenamento, cada um com suas próprias características de custo, velocidade de acesso e capacidade. Como se pode notar na Figura 1, quanto mais rápida a memória (ou seja, mais próximo ao topo da figura), mais cara ela será e menor quantidade existirá no computador.

Na Figura 1 também podemos verificar os três grandes tipos de armazenamento:

ARMAZENAMENTO INTERNO

ARMAZENAMENTO PRIMÁRIO

ARMAZENAMENTO SECUNDÁRIO

ARMAZENAMENTO INTERNO

É constituído pela memória interna do processador e engloba os registradores e o cache. É a memória de trabalho efetiva do processador. Trata-se de uma memória **volátil**.

VOLÁTIL

Guarda as informações temporariamente, e requer corrente elétrica para reter dados. Quando a energia é desligada, todos os dados são apagados.

ARMAZENAMENTO PRIMÁRIO

É constituído pela memória principal do computador, normalmente referenciada como memória RAM. Armazena o código dos programas e seus dados. Pode ser acessada diretamente pelo processador, que solicita a transferência de seu conteúdo para os registradores da CPU durante o processamento. É uma memória volátil.

ARMAZENAMENTO SECUNDÁRIO

Também chamado de Armazenamento de Massa, é a memória que armazena os dados para uso posterior, já que é não volátil. Para que seu conteúdo possa ser manipulado, é necessário que seja transferido antes para a memória primária por meio de uma operação de leitura.

O sistema operacional é o responsável por realizar a gerência da memória. Entre suas funções estão:

Alocar e desalocar os processos na memória.

Controlar os espaços disponíveis.

Impedir que um processo acesse o conteúdo da memória de outro processo.

Transferir dados entre o armazenamento primário e secundário e vice-versa.

COMO OS PROCESSOS ENXERGAM A MEMÓRIA

Como já sabemos, a memória de um computador é composta por um conjunto de circuitos eletrônicos que são capazes de armazenar bits. Podemos considerar então que, do ponto vista do hardware, ela é um conjunto de bytes, que podem, por meio de um circuito eletrônico, ser acessados individualmente. Essa memória é denominada memória física, onde efetivamente os dados serão armazenados, e corresponde a um espaço de endereçamento físico, normalmente representado em hexadecimal.

Do ponto de vista processual, entretanto, ela é vista como um conjunto de endereços lógicos que podem ser acessados diretamente por comandos da linguagem de máquina do processador. Essa memória lógica corresponde ao espaço de endereçamento do processo e, normalmente, nos sistemas atuais, é muitas vezes maior que a memória física disponível na máquina, gerando a chamada memória virtual.

Dessa forma, podemos notar que os processos não enxergam a memória física, mas apenas a memória lógica. Portanto, todas as referências a endereço para o processo correspondem ao seu espaço de endereçamento lógico, que lhe foi atribuído durante o processo de sua carga e que é independente do espaço de endereçamento de qualquer outro processo.

O modelo de memória de um processo pode ser visto na Figura 2, onde temos:

Text	Área da memória que armazena o código do programa.
Data	Área de memória onde residem as variáveis do programa.
Heap	Área de trabalho do programa onde são alocadas variáveis temporárias e variáveis dinâmicas.
Pilha	Área onde ficam os registros de ativação de procedimentos, variáveis locais

- **Atenção!** Para visualização completa da tabela utilize a rolagem horizontal

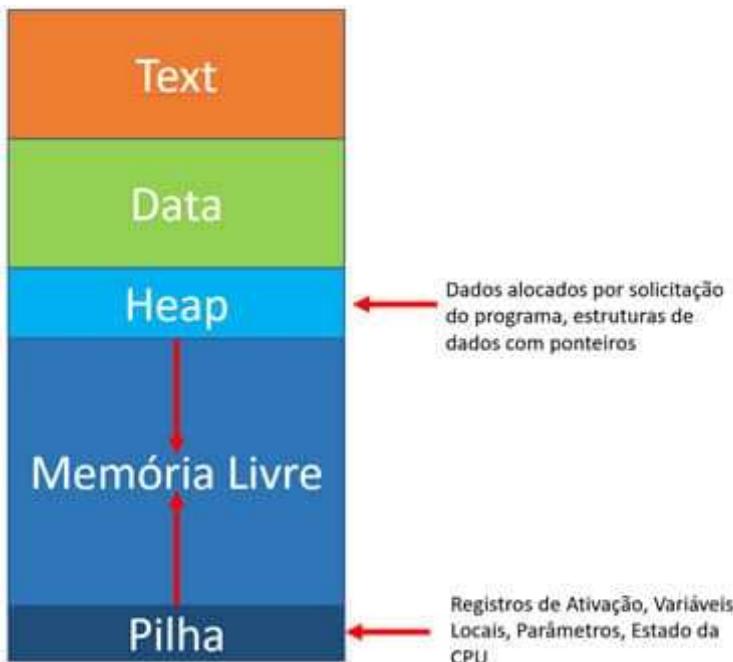


Figura 2: Espaço de endereçamento de um processo. Fonte: EnsineMe.

Dentro do espaço de endereçamento do programa, entre o Heap e a Pilha, temos uma área livre que permite que eles cresçam um em direção ao outro.

Como o processo enxerga apenas os seus endereços lógicos e o circuito eletrônico enxerga somente os endereços físicos, é necessário, então, que se faça a tradução do endereço lógico para o físico, pois, dessa forma, um programa que referencia os seus endereços lógicos pode apontar para os respectivos endereços físicos.

O componente responsável por este mapeamento é o MMU (Memory Management Unit) que consiste em um conjunto de chips que realiza seu trabalho a partir das seguintes regras:

REGRA 1

Se o endereço lógico é maior que o limite inferior e menor que o limite superior, o endereço é valido. Nesse caso, o endereço lógico é igual ao endereço físico.

REGRA 2

Se o endereço lógico é menor que o limite superior, adiciona o endereço base ao endereço lógico e realiza o acesso no endereço resultante. Nesse caso, o endereço lógico é diferente do endereço físico.

REGRA 3

Se o endereço lógico for maior que o limite superior ou menor que o limite inferior, o endereço é inválido e é gerada uma exceção.

Os conceitos de limite superior e inferior serão tratados a seguir.

Para um processo, a memória é exclusiva para suas demandas, no entanto, a memória é sempre dividida entre outros processos. Mesmo quando o sistema é monotarefa, a memória terá uma área dedicada para o sistema operacional (Figura 3a). Enquanto nos sistemas multiprogramados, a utilização e concorrência da memória ocorre inclusive entre outros programas (Figura 3b).

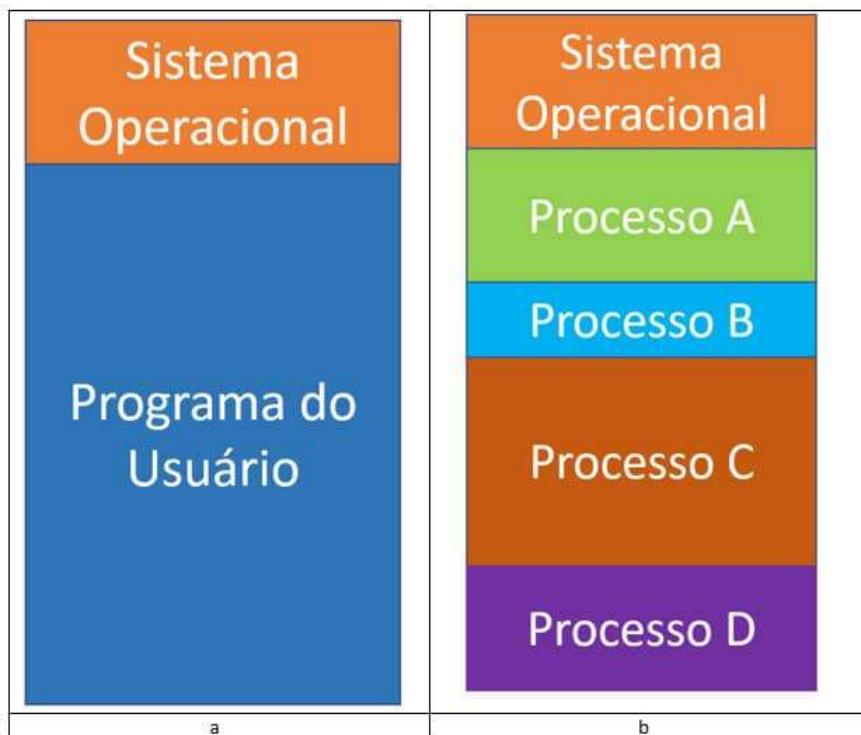


Figura 3: Processos compartilhando memória. Fonte: EnsineMe.

Se não tivermos cuidado, um processo poderá “invadir” a área de outro, lendo e sobrescrevendo dados, o que acabaria por gerar erros. Como impedir que isso aconteça?

PROTEÇÃO DE MEMÓRIA

Para realizar a proteção de forma eficiente, temos que nos certificar que cada processo tenha um espaço de memória separado. Isso é fundamental para que possamos carregar vários

processos na memória ao mesmo tempo, permitindo a execução concorrente deles, além de protegê-los uns dos outros.

A ideia básica da separação é que seja determinado um intervalo de endereços legais que possam ser acessados pelo processo, de forma a assegurar que esse acesso seja realizado exclusivamente por ele.

É possível fornecer essa proteção usando dois registradores, geralmente um registrador base e um registrador limite, como ilustrado na Figura 4.

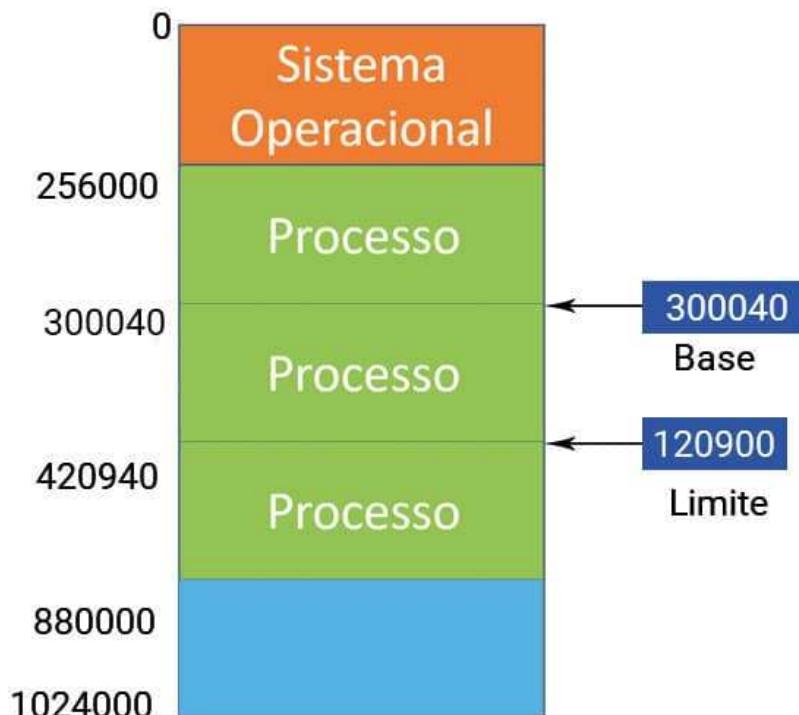


Figura 4: Registradores base e limite. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Quando um processo é alocado na memória, ele recebe um endereço inicial de carregamento (endereço base) e outro que corresponde ao tamanho total da área alocada ao processo (endereço limite). Ambos são armazenados, respectivamente, nos registradores base e limite.

O registrador base estabelece o limite inferior da área do processo (300040), e a soma do limite com o endereço base define o limite superior da área do processo (420940), conforme o exemplo da Figura 4.

A proteção do espaço da memória é assegurada pela MMU, que, ao receber um endereço da CPU de um programa rodando em modo usuário, verifica se ele se encontra no intervalo legal do processo. Se estiver, permite o acesso; caso contrário, gera um erro fatal, conforme ilustrado na Figura 5.

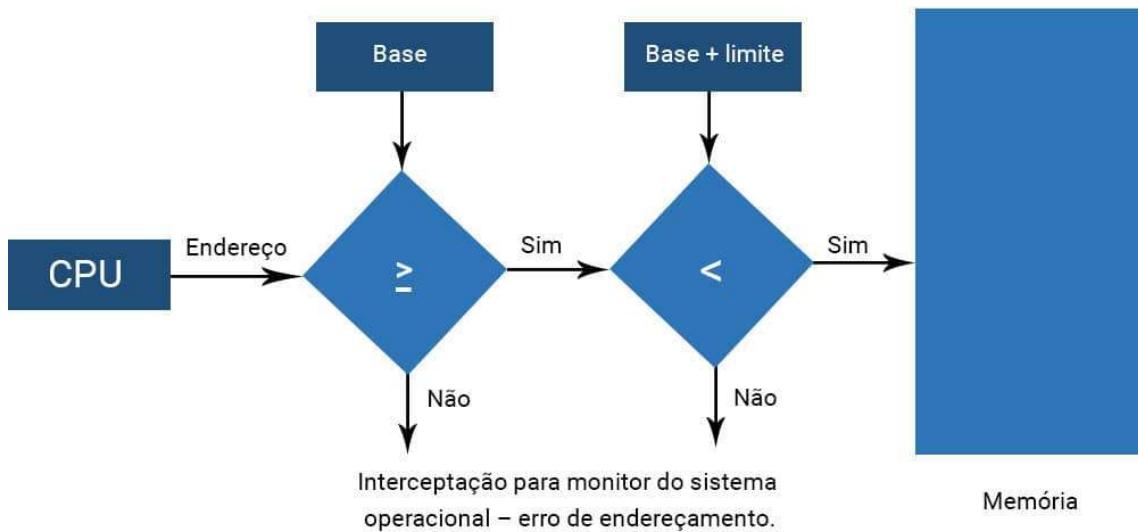


Figura 5: Proteção de memória com base e limite. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Esse esquema impede que um programa rodando em modo usuário, de forma deliberada ou acidental, modifique o código ou as estruturas de dados do sistema operacional ou de outros processos de usuários.

O carregamento dos registradores base e limite exige a execução de uma instrução privilegiada pelo Sistema Operacional (SO), concedida pelo SO estar em modo Kernel. Sendo assim, não é possível modificá-lo sem este acesso privilegiado.

Por sua vez, o sistema operacional, em modo kernel, pode acessar qualquer endereço de memória, sendo seu ou de qualquer outro processo de usuário.

Assim, permite a carga de programas do usuário, a descarga destes em caso de erros, o acesso e a alteração de argumentos de chamadas de sistema, a execução de operações de entrada e saída a partir da memória principal e vários outros serviços. Em um sistema multiprocessado, por exemplo, é possível executar mudanças de contexto, transferindo o estado de um processo dos registradores para a memória principal, antes de carregar o contexto do próximo processo da memória principal para os registradores.

ATENÇÃO

O esquema de proteção aqui descrito é básico e, dependendo da política de alocação adotada, poderá sofrer modificações conforme veremos no próximo módulo.

De acordo com o que foi visto, quando um processo é alocado na memória, ele recebe um endereço inicial para sua área de memória que é carregado no registrador base. Entretanto, o

processo pode ser carregado inicialmente em uma posição e, depois de um tempo, pode ser desalocado, apenas para, em seguida, ser alocado novamente em outro endereço de memória. Para resolver essa situação temos o que chamamos de relocação.

Pode parecer estranho o fato de um processo ser alocado, desalocado e depois ser realocado em outro ponto da memória. Contudo, dependendo da política de alocação, isso é possível, conforme veremos no próximo módulo.

RELOCAÇÃO

Um processo, quando alocado na memória principal, faz referências às suas posições, ou seja, aos endereços físicos dessa memória. Por essa razão, quando um módulo foi link-editado e seus endereços já estão associados às posições físicas do espaço de memória onde ele será alocado, diz-se que esse módulo está em Imagem de Memória, ou que ele está com Endereçamento Absoluto.

Para que um processo possa ser alocado em qualquer posição da memória, ele não pode estar com endereçamento absoluto e, nesse caso, um mapeamento de endereços deverá ser feito entre os endereços dos objetos referenciados pelo processo (lógicos) e os endereços absolutos (físicos) no espaço ocupado por eles na memória principal.

Chamamos de Espaço de Endereçamento o conjunto de endereços, sejam eles de dados ou de instruções, referenciados por um processo, podendo este ser:

Espaço Lógico de Endereçamento

O conjunto de objetos ou endereços lógicos referenciados.

Espaço Físico de Endereçamento

O conjunto de endereços físicos correspondentes.

A relocação de memória é, portanto, a função que mapeia os endereços lógicos em endereços físicos. Ela pode ser realizada pelo link-editor durante a resolução das referências em aberto, na geração do módulo de carga. Os endereços são resolvidos em relação a uma base inicial e o processo só poderá ser alocado a partir dessa base, ou seja, sempre rodará no mesmo lugar da memória.

Alguns sistemas deixam essa tarefa de relocação para o carregador (loader) ou ligador-carregador (link-loader), que faz a resolução das referências externas e a relocação de

endereços no instante de carregar o processo na memória para sua execução.

No primeiro caso (link-editor), a carga em imagem de memória sempre roda no mesmo lugar da memória, enquanto no segundo caso ela pode rodar em qualquer lugar.

Quando esse mapeamento de endereços é feito antes do carregamento do módulo, o processo é denominado Relocação Estática.

Para que a tradução dinâmica de endereços possa ser efetuada, é preciso que toda referência seja lógica, isto é, nenhum endereço no programa poderá estar representando uma posição física, pois será mapeado pelo hardware. Esse outro processo é chamado de Relocação Dinâmica.

Para a relocação, o nosso registrador base será agora chamado de registrador de relocação e ele receberá o endereço inicial da área de memória do processo.

Observe a Figura 6:

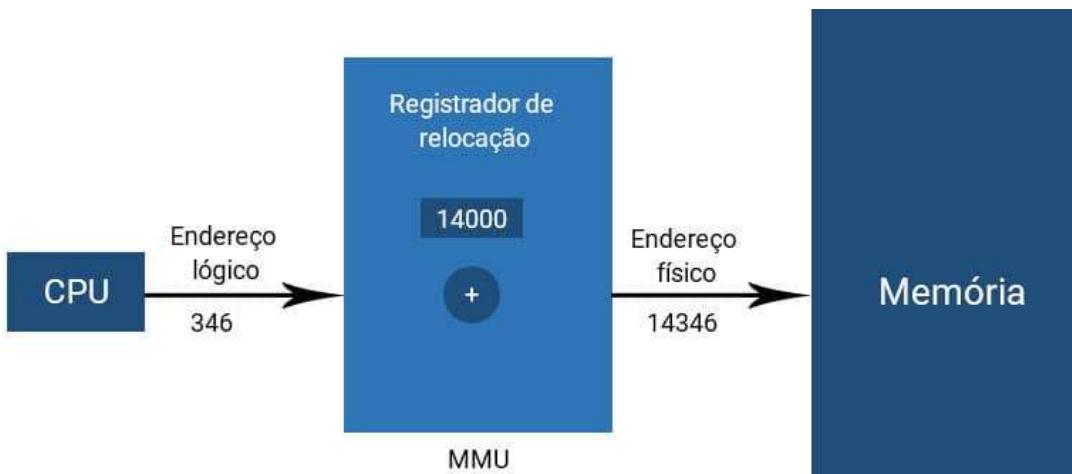


Figura 6: Relocação dinâmica. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

É possível notar que o valor do registrador de relocação é 14000, portanto, ao receber o endereço lógico 346, ele soma 14000 e acessa o endereço 14346.

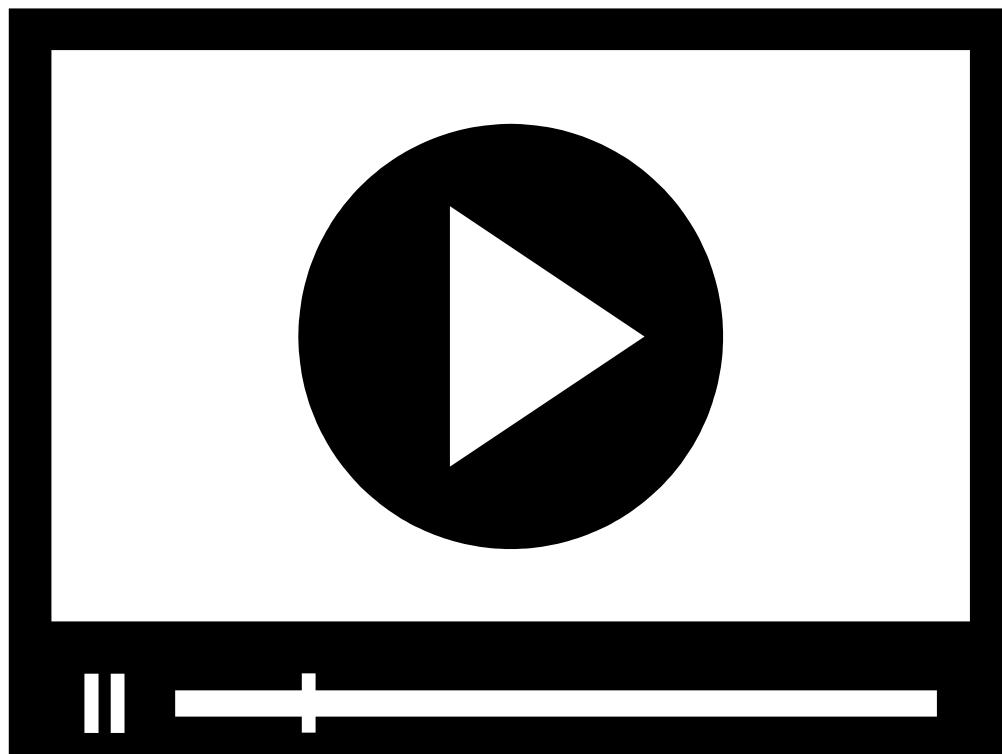
ATENÇÃO

Como veremos adiante, existem técnicas de gerência de memória que retiram o processo que está bloqueado da memória e, quando ele for executado novamente, recarregam-no em outro endereço. Isso só é possível devido à relocação.

E como fica a proteção de memória nesse caso? Como a base agora é o registrador de relocação, isso significa que não existirá endereço menor que este, portanto, a proteção deve ser realizada apenas para verificar se o endereço lógico não é maior que o valor do registrador limite, pois, assim, o programa estaria ultrapassando o limite superior de sua memória, conforme pode ser visto na Figura 7:



Figura 7: Proteção de memória com relocação dinâmica. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.



PROCESSOS E A MEMÓRIA

Assista ao vídeo para saber mais sobre os processos e a memória:



VERIFICANDO O APRENDIZADO

MÓDULO 2

- Distinguir as diversas políticas de alocação de memória

POLÍTICAS DE ALOCAÇÃO

As políticas de alocação de memória compreendem dois tipos básicos:

1

Manter os processos na memória principal durante toda a sua execução.



Mover os processos entre a memória principal e a secundária (tipicamente disco), utilizando técnicas de swapping (Permuta)ou de paginação.

Iniciaremos agora a compreensão dessas políticas de alocação de memória.

GERENCIAMENTO DE MEMÓRIA SEM PERMUTA

ALOCAÇÃO CONTÍGUA

Os primeiros sistemas computacionais eram monoprogramados, ou seja, somente um processo de usuário por vez estava na memória. Para melhorar essa situação, foi desenvolvido um esquema muito simples, no qual a memória principal era compartilhada entre o sistema operacional e o processo de usuário, conforme pode ser visto na Figura 8.



Figura 8: Alocação contígua. Fonte: EnsineMe.

Essa técnica apresenta como desvantagem a limitação do tamanho máximo do programa ao tamanho da memória disponível. Para superar essa limitação, foi desenvolvida a primeira técnica de permuta, a overlay.

OVERLAY

A técnica de overlay utiliza o conceito de sobreposição, ou seja, a mesma região da memória será ocupada por módulos diferentes do processo.

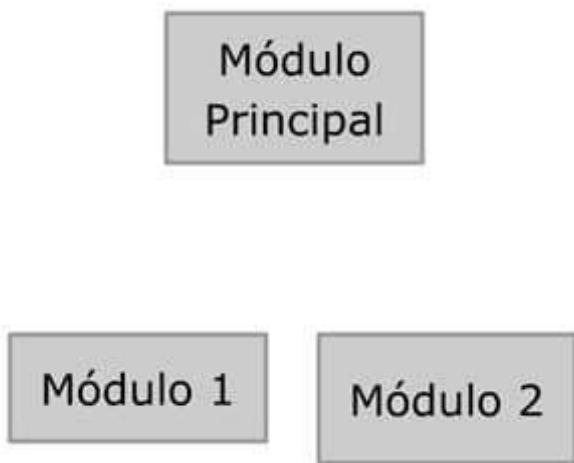


Figura 9: Módulo principal e secundários. Fonte: EnsineMe.

Quando um programa excedia a memória disponível, o programador dividia o código em um módulo principal e vários módulos secundários (Figura 9). Para que a técnica pudesse funcionar, era necessário que os módulos secundários fossem independentes entre si e qualquer dependência seria apenas em relação ao módulo principal.

Memória Principal

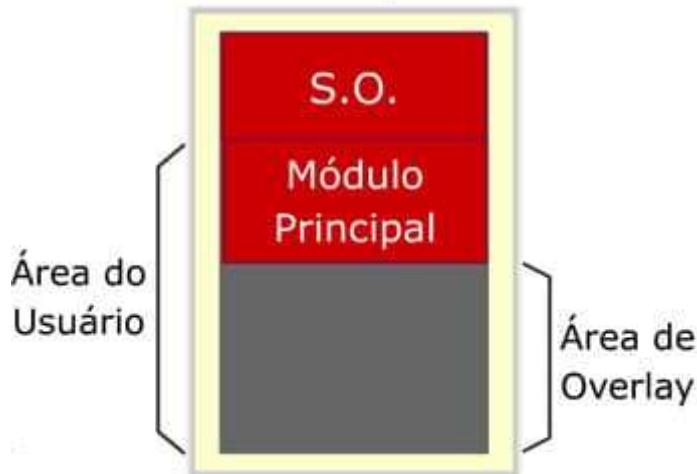


Figura 10: Carga do módulo principal. Fonte: EnsineMe.

Nesse modelo, o primeiro passo era carregar apenas o módulo principal na memória, permanecendo os módulos secundários no disco (Figura 10).

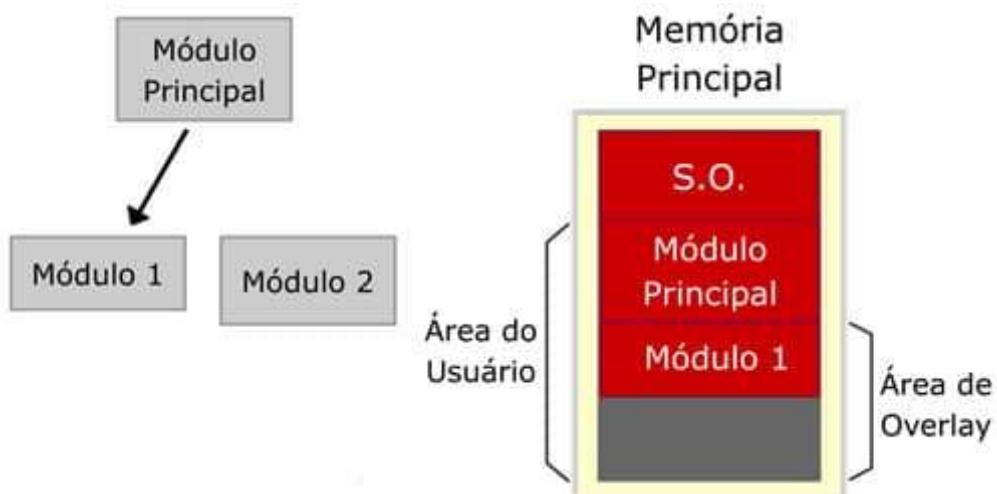


Figura 11: Carga do módulo 1. Fonte: EnsineMe.

O módulo 1 é um módulo secundário, tal como o 2. Estes podem ser requisitados pelo módulo principal, e o SO os carregará em memória assim que forem demandados.

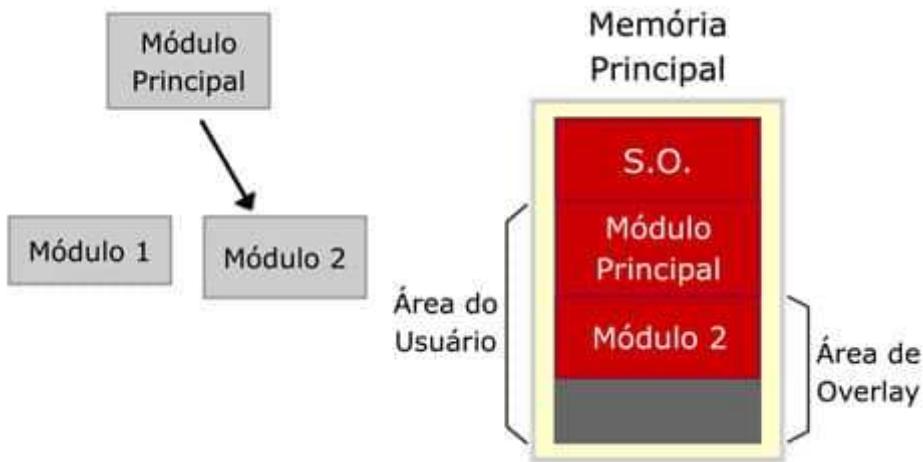


Figura 12: Carga do módulo 2. Fonte: EnsineMe.

Após o término da execução do modulo 1, o controle retorna ao módulo principal, que volta a executar. Ao necessitar de um recurso do módulo 2, ele solicita sua carga na área de overlay (Figura 12) e é colocado em execução.

Nesse tipo de estrutura, um módulo fica sempre residente (módulo principal) e os demais são organizados em uma árvore hierárquica de módulos, mutuamente exclusivos, em relação a sua execução, e colocados lado a lado num mesmo nível da árvore, de modo que o mesmo espaço possa ser alocado para mais de um módulo, os quais permanecem no disco e serão executados um de cada vez por meio de comandos de chamada (call).

ATENÇÃO

Esse foi o primeiro uso de permuta, mas cabe ao programador escrever o código de forma correta e determinar o endereçamento de carregamento dos módulos de overlay.

ALOCAÇÃO PARTICIONADA FIXA

Com o advento da multitarefa, apareceu também a necessidade de se manter mais de um processo de usuário na memória ao mesmo tempo. Surgiu então a ideia de dividir a memória em partições fixas, podendo ser de tamanhos diferentes e, em cada uma, seria alocado um processo de usuário que ali coubesse.

Essas partições eram fixas, estabelecidas na configuração do sistema, e o processo nela permanecia até o seu término, quando então ela era liberada para o uso de outro processo que estivesse na fila esperando alocação.

Duas estratégias podem ser adotadas para alocar o processo e estão ilustradas na Figura 13:

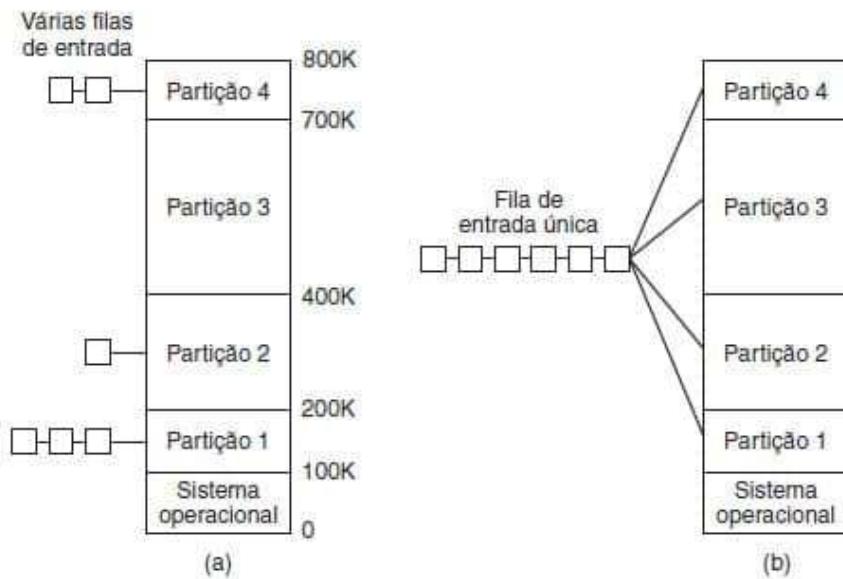


Figura 13: Filas de processo e partições fixas. Fonte: TANENBAUM, 2008.

a

Uma fila por partição: os processos são divididos em várias filas de acordo com o seu tamanho e são alocados quando a partição atendida pela fila está disponível (Figura 13a).

b

Uma única fila de entrada: todos os processos ficam na mesma fila e vão sendo alocados na menor partição livre que possa acomodá-los (Figura 13b).

Este método de gerência de memória baseado em partições fixas gera, de uma forma ou de outra, um grande desperdício de memória. Isso acontece porque quando um processo é carregado em uma partição sem ocupar todo o seu espaço, o espaço restante não poderá ser utilizado por nenhum outro processo.

Para evitar esse desperdício foi desenvolvido um esquema de gerenciamento e alocação de memória dinamicamente, dependendo da necessidade do processo. Esse esquema é conhecido como alocação com partições variáveis.

ALOCAÇÃO COM PARTIÇÕES VARIÁVEIS

Nesta técnica, em vez de particionar a memória em blocos de tamanhos predeterminados...



Figura 14: Área de memória livre. Fonte: EnsineMe.

A memória de usuário é inicialmente considerada uma única partição livre.



Figura 15: Alocação do processo A. Fonte: EnsineMe.

Ao iniciar o processo A, ele é carregado na memória e o seu tamanho define o tamanho da sua partição.



Figura 16: Alocação dos processos B e C. Fonte: EnsineMe.

Os processos B e C, de forma análoga, são carregados no espaço livre ainda disponível, de acordo com o ilustrado na Figura 16.



Figura 17: Falta de espaço em memória. Fonte: EnsineMe.

Ao chegar ao processo D, não existe espaço livre contínuo suficiente para que seja carregado. Ele deve, então, esperar que um espaço contíguo de tamanho suficiente esteja liberado, assim que o processo A termina, logo, o processo D pode ser alocado.

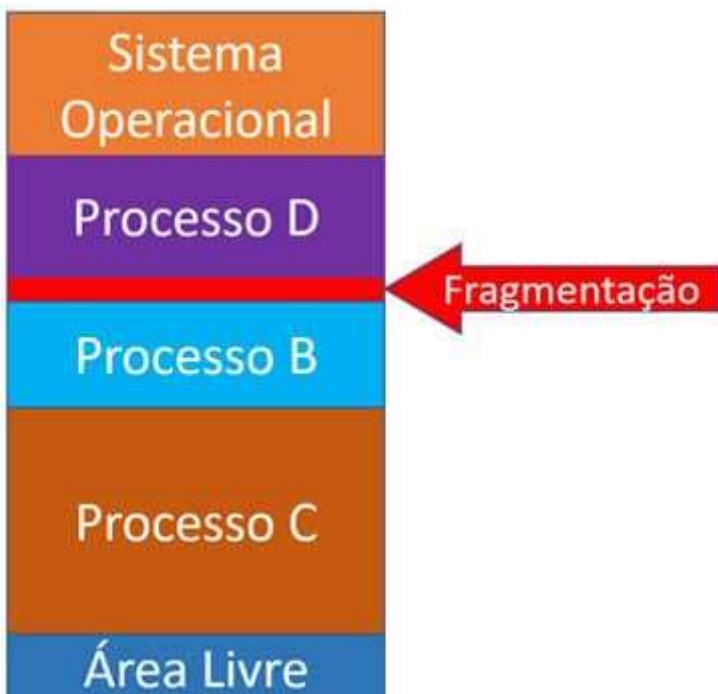


Figura 18: Fragmentação em memória. Fonte: EnsineMe.

Após alocar e desalocar vários processos, a memória pode se fragmentar, por exemplo, no espaço entre os processos D e B.

Para realizar a escolha da partição para a próxima tarefa em fila, podem ser utilizados diversos tipos de políticas. Para exemplificar, considere uma situação em que um processo C de 70k precisa ser alocado em uma das partições a seguir (figura 19). Assim, serão descritas as formas que podem ser utilizadas para realizar a alocação de memória.



Figura 19: Ocupação de memória.

POLÍTICA BEST-FIT

Procura alocar o processo na partição disponível de tamanho mais próximo ao do processo. Busca deixar fragmentos livres menores, mas exige que se percorra todas as partições para descobrir a menor em que o processo caiba. No nosso exemplo, será alocado na partição de 80k, gerando um fragmento de 10k, conforme visto na Figura 20.

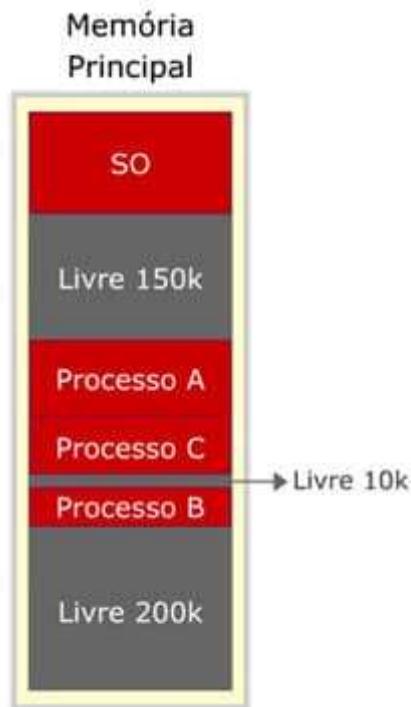


Figura 20: Política Best-Fit.

POLÍTICA FIRST-FIT

Procura alocar o processo na primeira partição onde ele couber. Probabilisticamente, agrupa os processos pequenos, separando-os dos grandes, e tem a vantagem de ser mais rápido, pois só percorre as partições até encontrar uma em que o processo caiba. No caso do exemplo ilustrado na Figura 21, gera uma área livre de 80k.



Figura 21: Política First-Fit.

POLÍTICA WORST-FIT

Procura alocar o processo na menor partição disponível onde ele couber. Intuitivamente, sempre caberá mais um processo pequeno no espaço resultante. Tem como desvantagem ter que percorrer todas as partições até encontrar a menor. No caso do exemplo, gera uma área livre de 130k, como visto na Figura 22:



Figura 22: Política Worst-Fit.

FRAGMENTAÇÃO EXTERNA E INTERNA

A diferença principal entre as partições fixas e as variáveis é que nas variáveis o número, tamanho e posição das partições variam ao longo do tempo, conforme é possível observar na Figura 23:

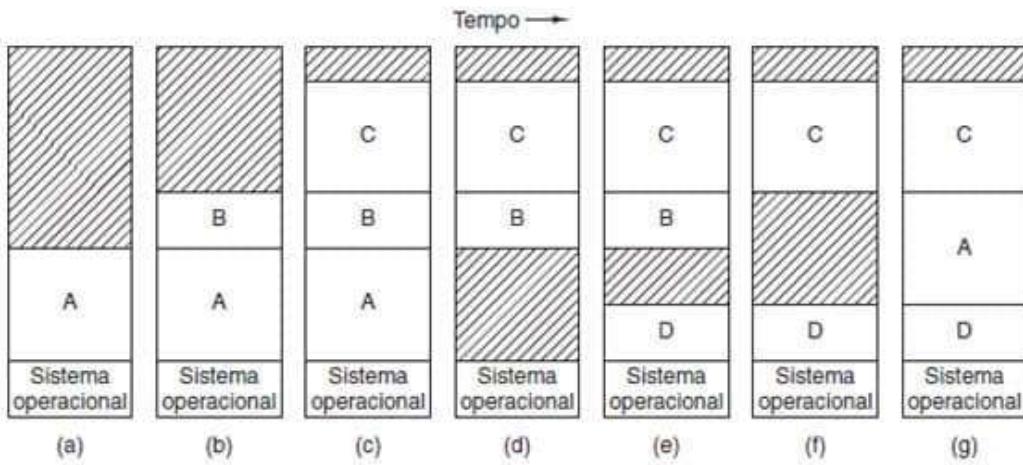


Figura 23: Fragmentação de memória nas partições variáveis. Fonte: TANENBAUM, 2008.

A longo do tempo, esse processo pode acarretar fragmentação externa, ou seja, entre as partições podem ser gerados pequenos pedaços livres que, no seu todo, poderiam atender à necessidade de memória de um processo, mas, como não são contíguos, não permitem a alocação.

Outro tipo de fragmentação é a interna, que você pode compreender a seguir:

★ EXEMPLO

Considere uma área livre de 16.484 bytes e que o próximo processo solicite 16.480 bytes. Se for alocado exatamente o bloco solicitado, ficaremos com uma fragmentação externa de 4 bytes. O esforço para fazer o controle de uma lacuna tão pequena não compensa. Dessa forma, a solução geral para esse tipo de problema é alocar todo o bloco para o processo, que resultará numa área não utilizada de 4 bytes dentro dele, correspondendo a uma fragmentação interna.

Uma possível solução para a fragmentação externa seria realizar a compactação da memória, que compreende mover todos os blocos ocupados para uma das extremidades do espaço de endereçamento físico, resultando na geração de um grande bloco livre.

Apesar de parecer uma solução tentadora, ela não é normalmente utilizada porque o seu custo de processamento é alto.

Outra solução possível seria permitir que o espaço de endereçamento do processo não seja contíguo, possibilitando, dessa forma, que ele receba blocos de memória disponíveis em

qualquer parte do espaço de endereçamento. Essa ideia, com o swap, é a base do funcionamento da paginação e da segmentação que serão estudados mais adiante.

GERENCIAMENTO DE MEMÓRIA COM PERMUTA

SWAP DE MEMÓRIA

Um processo deve estar na memória para ser executado. Entretanto, nada impede que, enquanto ele está bloqueado ou em espera, ele seja retirado da memória principal e transferido para a memória secundária e novamente carregado, quando chegar sua vez de ser novamente executado. Isto é o que chamamos de swapping.

O uso do swapping permite aumentar o grau de multiprogramação, pois permite que a memória total dos processos ultrapasse a memória física disponível no sistema, o que era impossível no esquema de partições.

Observe a Figura 24, que ilustra a situação em que temos o processo E esperando por um espaço livre contíguo onde ele caiba.

No esquema de partições ele necessitaria esperar o término da execução de um dos processos em memória, porém, se o sistema utiliza swapping, é possível retirar um processo que não esteja em execução e que ocupe o meio de uma partição. No caso, o processo A (swap out) o coloca no disco, atribui a nova partição disponível ao processo que estava esperando e, posteriormente, atribui outra partição (swap in) ao processo que foi desalojado.

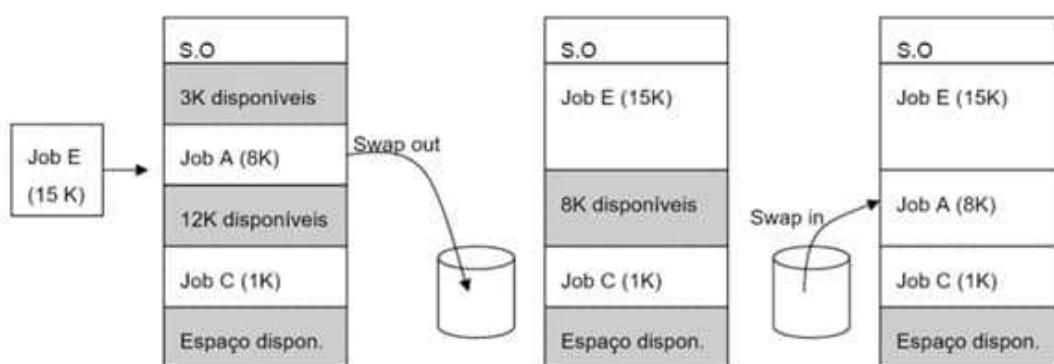


Figura 24: Swapping. Fonte: TANENBAUM, 2008.

Como é possível perceber, essa técnica utiliza relocação dinâmica e, portanto, os processos não podem utilizar endereçamento absoluto.

As grandes vantagens do swap são:

Maior compartilhamento da memória (maior throughput de tarefas).

Menor fragmentação de memória.

Boa técnica para ambientes com processos pequenos e poucos usuários.

A desvantagem é o tempo gasto no swap in e no swap out.

★ EXEMPLO

Suponha que um processo que tem que ser retirado da memória possua 200MB (swap out) e que um processo a ser carregado tenha 150MB (swap in). Se considerarmos que o HD possui uma velocidade de escrita de 50MB/s e de leitura de 100MB/s o swap out demoraria 4 segundos e o swap in 1,5 segundos. Portanto, a operação total, sem considerar outros tempos envolvidos, demoraria 5,5 segundos, uma eternidade em termos computacionais.

Devido a essa perda de tempo, essa técnica não é utilizada em sistemas modernos. Nos sistemas operacionais atuais, variantes otimizadas no tempo de escrita/leitura, tais como a paginação, são largamente implementadas.

GERENCIAMENTO DE ESPAÇO LIVRE

Para que as diversas políticas de alocação possam funcionar é necessário que o SO controle os espaços livres na memória e onde cada processo está alocado, utilizando algumas técnicas que serão estudadas a seguir.

GERENCIAMENTO DE MEMÓRIA COM MAPAS DE BITS

Nesta técnica, a memória é dividida em unidades de alocação e, para cada unidade, existe um bit no mapa de bits marcado como 0 se a unidade estiver livre, e com 1 se estiver ocupada.

Neste esquema, a definição do tamanho da unidade é extremamente importante. Quanto menor for a unidade, maior será o mapa e vice-versa. Entretanto, também existe outra implicação: se a unidade for grande e o tamanho do processo não for múltiplo do tamanho da unidade, no último bloco alocado haverá fragmentação interna.

📣 ATENÇÃO

O principal problema desse tipo de gerenciamento é que, quando for necessário trazer um processo de n unidades para a memória, o gerenciador da memória terá que encontrar uma sequência de n bits 0 consecutivos no mapa, o que é uma operação lenta por sua própria natureza.

Observe a Figura 25, que mostra a gerência de espaço livre funcionando:

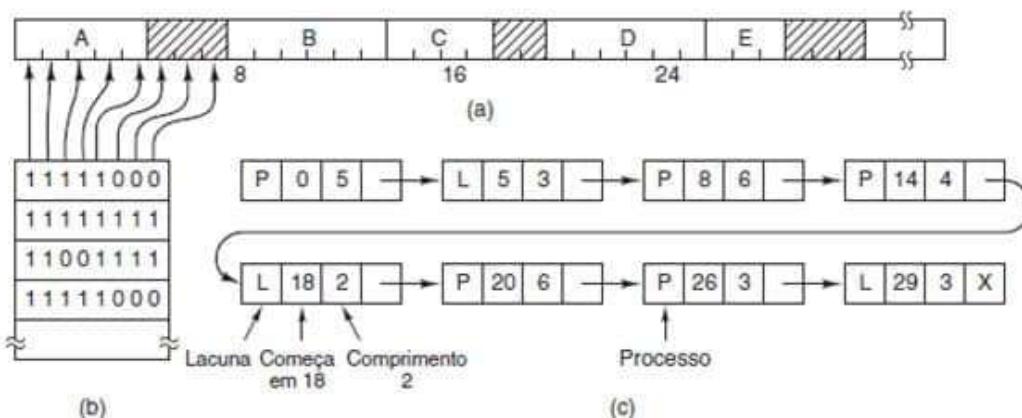


Figura 25: Memória e mapeamento de espaço livre. Fonte: TANENBAUM, 2008.

A letra (a) mostra uma parte da memória com cinco processos e três lacunas. Os tracinhos mostram as unidades de alocação de memória.

A letra (b) mostra o mapa de bits correspondente.

A letra (c) apresenta as mesmas informações como uma lista encadeada.

GERENCIAMENTO DE MEMÓRIA COM LISTAS ENCADEADAS

A outra forma de gerenciamento é a criação de uma lista encadeada, na qual cada nó da lista corresponde a um segmento de memória alocada – indicada na Figura 25(c) pelo P – ou livre – indicada por L. Além da indicação do status, o nó armazena o endereço inicial do segmento e o seu tamanho em unidades de alocação.

Nesse exemplo, a lista de segmentos está ordenada pelo endereço. Ordenando dessa maneira, quando um processo termina a lista deve ser atualizada. Um processo que termina normalmente tem dois vizinhos, exceto se for o primeiro ou o último da lista, que podem ser processos ou lacunas.

Essa situação gera quatro possíveis combinações a serem tratadas e que são exibidas na Figura 26.

Considerando que o processo X terminou, deve-se:

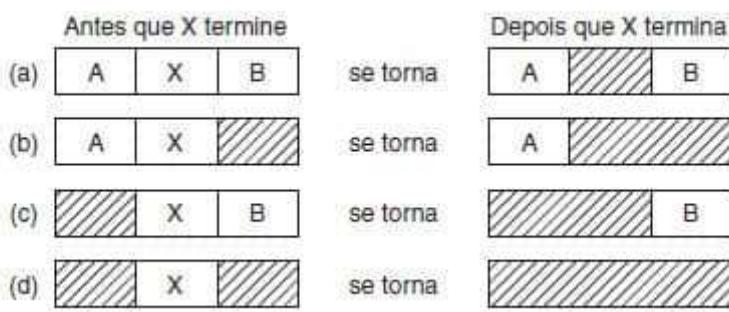


Figura 26: Gerência da lista encadeada. Fonte: TANENBAUM, 2008.

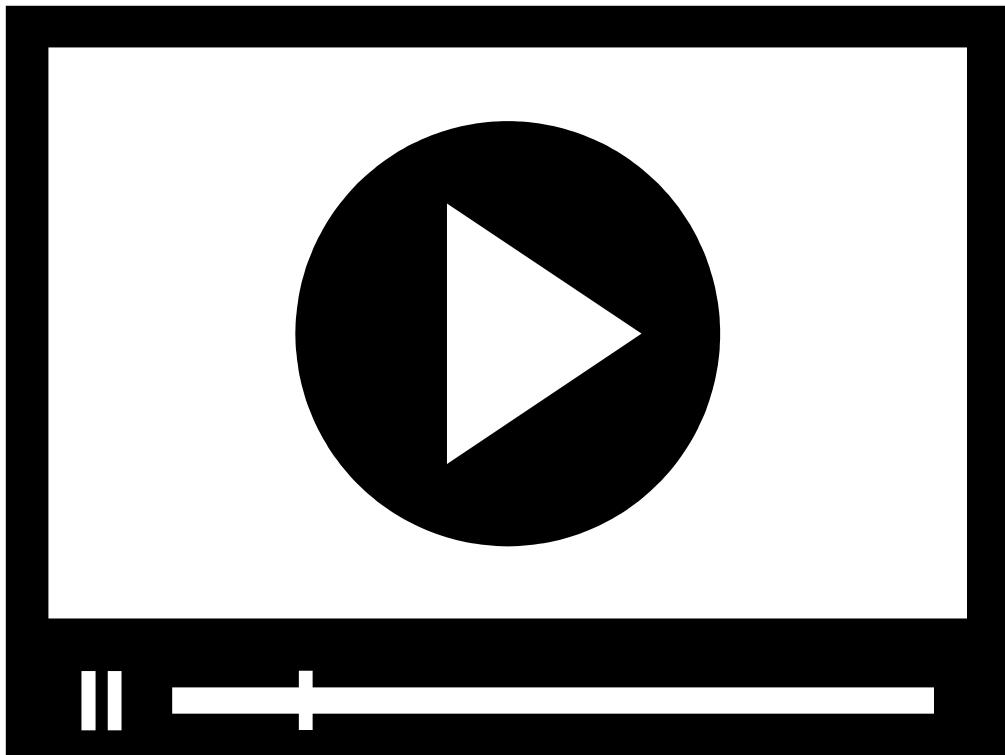
Na situação (a), atualizar a lista exige substituir um P por um L.



Nas situações (b) e (c), duas entradas são aglutinadas em uma e a lista se torna uma única entrada mais curta.



Na situação (d), três entradas são aglutinadas e dois itens são removidos da lista.



POLÍTICAS DE ALOCAÇÃO DE MEMÓRIA

O vídeo discorre sobre a Metodologia para a Seleção de Instruções e Alocação de Registradores. Assista para saber mais.



VERIFICANDO O APRENDIZADO

MÓDULO 3

● Classificar o funcionamento da memória virtual

MEMÓRIA VIRTUAL

Como vimos anteriormente, o espaço de endereçamento lógico de um programa tem que ser mapeado em um espaço de endereçamento físico de memória.

De fato, essa correspondência pode ser deixada totalmente a cargo do SO, de forma que o programa não tenha nenhuma responsabilidade em se ater a um determinado tamanho de memória física disponível.

Assim, o conjunto de endereços que um programa pode endereçar pode ser muito maior que a memória física disponível para o processo em um determinado momento, até mesmo mais que o total de memória fisicamente disponível na máquina.

A esse conjunto de endereços chamamos de espaço de endereçamento virtual. Ao conjunto de endereços reais de memória denominamos espaço de endereçamento real.

Assim, como os programas podem ser maiores que a memória física, somente uma parte de cada programa precisa estar na memória durante a execução. As partes que não são necessárias em um determinado instante ficam em disco e somente são carregadas quando se tornarem necessárias.

Todo o processo é **transparente para o usuário** e também para **os compiladores e link-editores**, pois estes trabalham apenas com o espaço de endereçamento virtual. Apenas o SO se incumbe de carregar ou descarregar as partes necessárias e mapeá-las no espaço de endereçamento real durante a execução.

Como consequência desse mapeamento, o programa não precisa estar nem mesmo em regiões contíguas de memória. Naturalmente, o nível de fracionamento do programa deve ser escolhido de forma a não comprometer o desempenho, na medida em que a tarefa de mapeamento é feita pelo SO com recursos de hardware.

Assim, a memória (tanto a virtual como a real) é dividida em blocos, e o SO mantém tabelas de mapeamento para cada processo, que relacionam os blocos da memória virtual do processo com os blocos da memória real da máquina.

A Figura 27 mostra essa ideia. Note que o espaço de endereçamento virtual é muito maior que a memória física. Observe ainda que o processo é endereçado por partes, no caso páginas, e

elas são lidas do disco para a memória e gravadas no disco, em um processo chamado paginação, uma implementação da ideia de swap e que estudaremos a seguir.

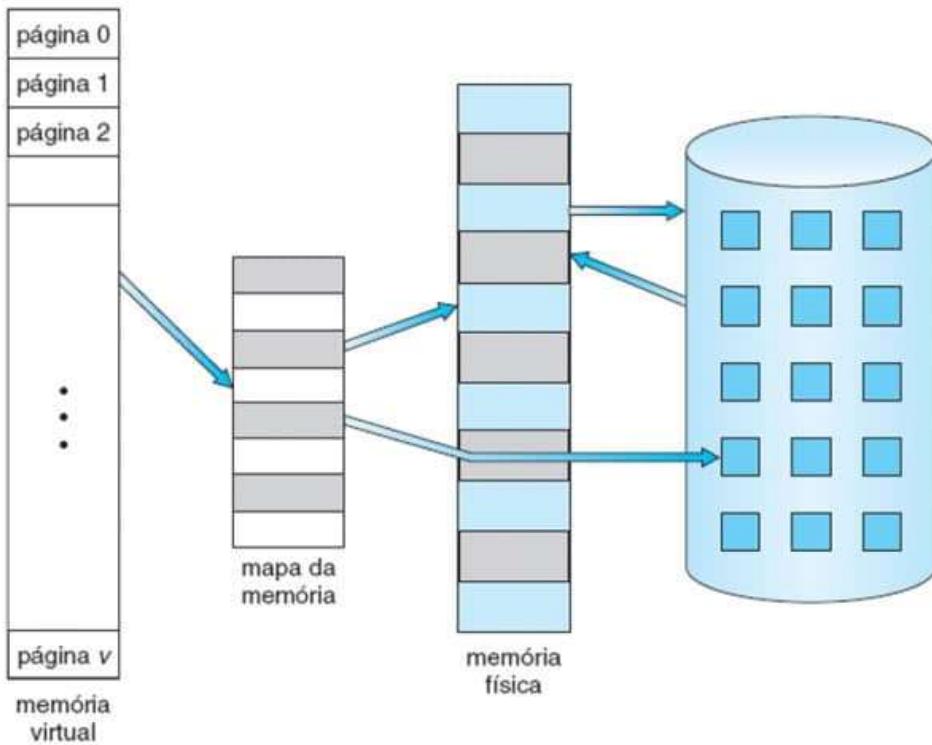


Figura 27: Memória virtual. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

PAGINAÇÃO

Na paginação, o espaço de endereços é dividido em blocos de igual tamanho que chamamos de páginas. A memória principal também é dividida em blocos de mesmo tamanho (igual ao tamanho da página) denominados molduras.

Esses blocos de memória real são compartilhados pelos processos, de forma que a qualquer momento um determinado processo terá algumas páginas residentes na memória principal (as páginas ativas), enquanto as restantes utilizarão a memória secundária (as páginas inativas).

O mecanismo da paginação possui duas atribuições:

Executar a operação de mapeamento, isto é, determinar qual a página referenciada e em que bloco de memória (se for o caso) ela se encontra.

Transferir páginas da memória secundária para os blocos da memória principal (quando for requerido) e guardá-las de volta na memória secundária quando elas não estiverem

em uso.

Observe a Figura 28, que apresenta o esquema de paginação. Nela podemos ver que o processo foi dividido em 4 páginas (0 a 3), a tabela de páginas que as associa com os frames e a alocação das páginas na memória.

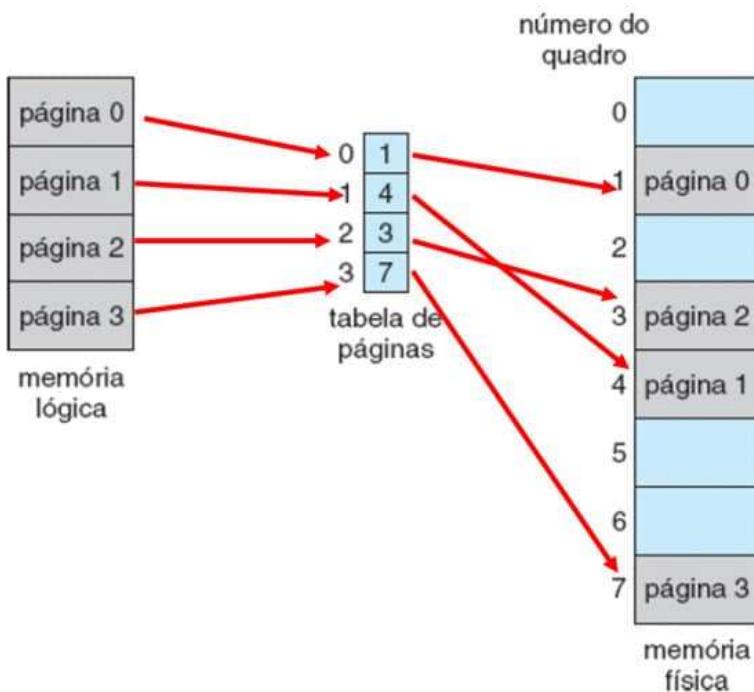


Figura 28: Paginação. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Na paginação, o hardware determina tanto o tamanho do quadro como o da página, sendo que o tamanho da página é sempre uma potência de 2 variando normalmente entre 512 bytes e 2KB. O uso de potências de 2 visou facilitar o mapeamento dos endereços virtuais para os físicos.

CONTROLE DE ESPAÇO LIVRE

Quando um novo processo chega ao sistema para ser executado, o seu tamanho é analisado em páginas. Como cada página do processo necessita de um quadro, se, por exemplo, ele possui 4 páginas, pelo menos 4 quadros devem estar livres. A forma mais fácil de o SO realizar o controle das áreas livres é mantendo uma lista dos quadros livres. Como todos os quadros possuem o mesmo tamanho e o processo pode ser alocado de forma não contígua, a lista não necessita estar ordenada, o que facilita muito a sua manutenção.

É exatamente esta situação que se pode observar na Figura 29(a), que mostra os quadros livres (em tom cinza) e ocupados (em tom azul) na memória física, o novo processo de 4 páginas e a lista de quadros livres com 5 quadros (14, 13, 18, 20 e 15).

A partir desta situação, a página 0 do processo será alocada no primeiro quadro da lista, o 14, a segunda no 13, e assim, sucessivamente, sendo preenchida a tabela de páginas do processo e gerando o cenário que pode ser observado na Figura 29(b).

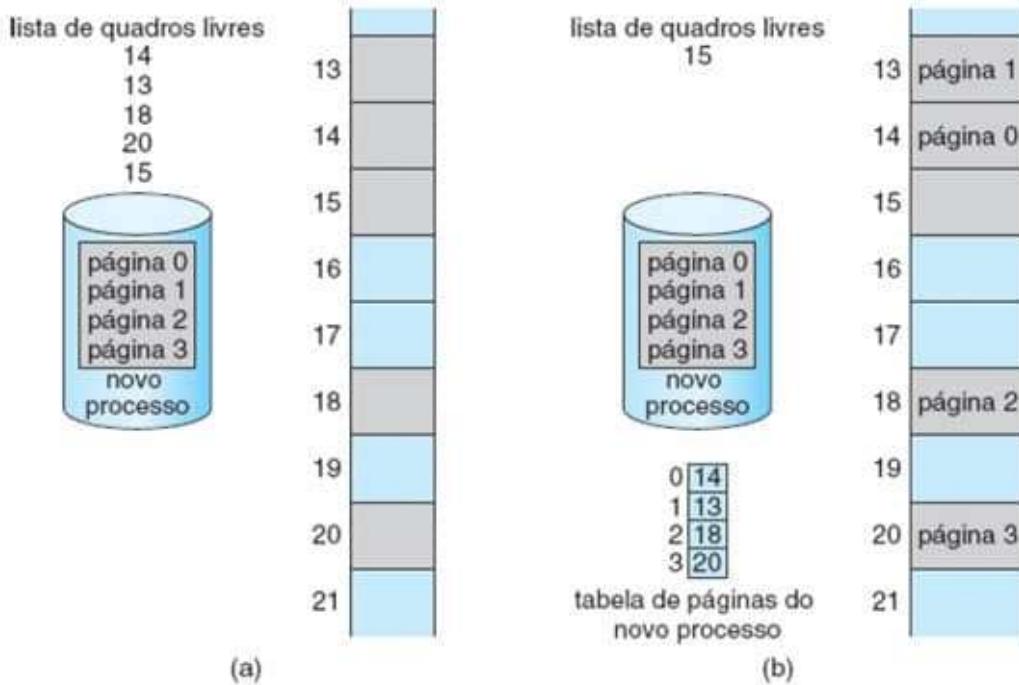


Figura 29: Paginação e controle de quadros livres. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

PROTEÇÃO DE MEMÓRIA

Em um ambiente paginado, a proteção de memória é provida pelo acréscimo de bits de proteção associados a cada quadro na tabela de páginas.

Um bit pode definir que uma página é apenas de leitura ou se permite também a gravação.

Além dos bits já descritos, normalmente um outro bit denominado válido-inválido é acrescido à tabela para estabelecer se aquela página está no espaço de endereçamento lógico do programa (acesso legal) ou não (acesso ilegal).

Considere a situação da Figura 30. Ela nos mostra um sistema com espaço de endereçamento de 14 bits (0 a 16383) e um processo que usa apenas os endereços de 0 a 10468.

Considerando um tamanho de página de 2KB, o processo possui 6 páginas, apesar de ter uma tabela de páginas com mais entradas possíveis.

Na tabela de páginas, apesar de o processo possuir somente 6 delas, as entradas referentes às páginas 6 e 7 estão com o número de quadro 0, o que faria com que uma referência à página 7 gerasse uma exceção para o SO.

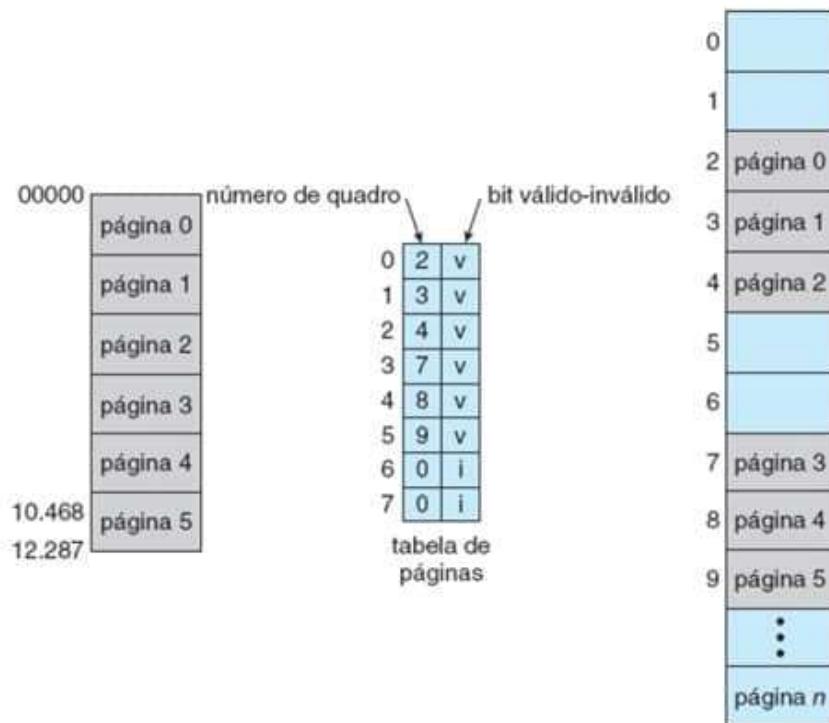


Figura 30: Proteção de memória. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

PAGINAÇÃO SOB DEMANDA

A ideia básica da paginação sob demanda é carregar na memória somente páginas que forem referenciadas na execução.

Obviamente, em um primeiro momento, somente a página inicial do processo será carregada e à medida que as instruções fizerem referências a outras páginas, elas serão carregadas. Essa abordagem faz com que páginas que nunca foram referenciadas jamais sejam carregadas na memória.

E como funciona essa demanda? Como se sabe, o número de blocos alocados a um processo é menor do que o número de páginas que ele usa. Por isso, é possível que um endereço de programa referece uma página ausente. Nesse caso, a entrada da tabela correspondente

estará “vazia” e uma interrupção do tipo *page fault* é gerada sempre que uma página inativa é requerida e causa a ação descrita na Figura 31.

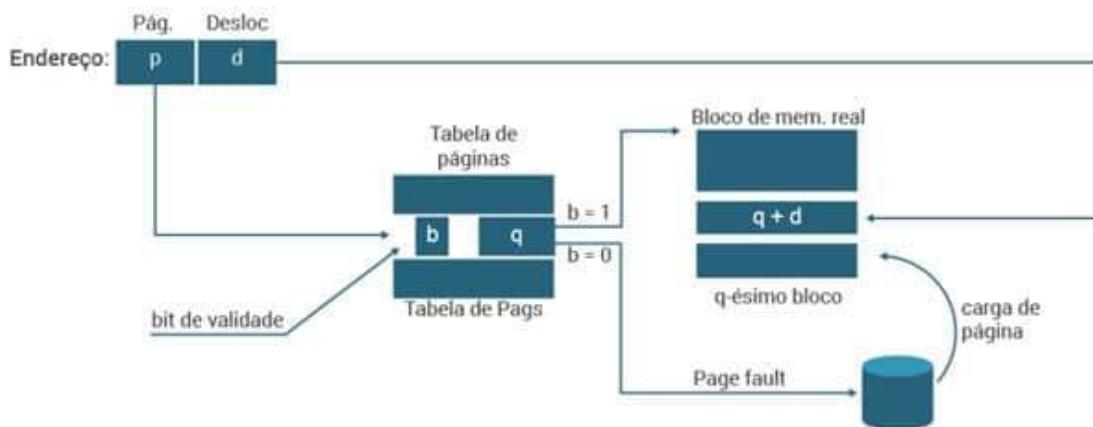


Figura 31: Paginação sob demanda. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Caso não tenha entendido o que aconteceu, segue a explicação:

RESUMINDO

A interrupção faz com que o mecanismo da paginação inicie a transferência da página ausente da memória secundária para um dos blocos da memória principal e atualize a tabela de páginas. O processo muda de estado, ficando bloqueado até que a transferência termine. A posição ocupada por uma página na memória secundária é guardada em uma tabela separada ou na própria tabela de páginas. Se não houver nenhum bloco de memória disponível, então é necessário desocupar um dos blocos para a página, cuja presença está sendo solicitada. A escolha do bloco é função do algoritmo de troca, conforme será visto adiante.

POLÍTICAS DE PAGINAÇÃO

Para minimizar a ocorrência de *page faults* surgiu o conceito de **working set**. Assim, quando um programa começa a executar, a possibilidade de que ele requisite páginas que não estejam na memória é muito grande. Entretanto, à medida que mais páginas vão sendo carregadas, a ocorrência de *page faults* vai diminuindo devido ao princípio da localidade dos programas. Assim, cabe ao SO definir um conjunto de páginas que devem ficar carregadas, sabendo que se trata de um compromisso entre capacidade e velocidade.

WORKING SET

O conjunto das páginas mais acessadas por um determinado processo

Quanto mais páginas carregadas no *working set*, menor o risco de geração de *page fault*, logo, melhor é o desempenho. Em compensação, quanto mais páginas no *working set*, menos processos podem estar carregados ao mesmo tempo.

Definido o *working set*, resta definir qual deve ser a página retirada da memória quando ocorre um *page fault*, pois uma página precisa ser carregada e não existe quadro livre. Esta decisão pode obedecer a várias políticas.

Entretanto, antes de descartar qualquer página, o SO precisa saber se houve alguma alteração nela enquanto ela esteve na memória. Se houve, então essa página precisa ser salva em disco antes de ser descartada para que nenhum dado se perca. Neste caso, o SO mantém um bit na tabela de páginas chamado Bit de Modificação. Caso o bit indique que houve mudança, a página é salva em disco, onde poderá ser futuramente resgatada.

As políticas de liberação de páginas são:

PÁGINA ALEATÓRIA

FIFO

LRU

NRU

LFU

PÁGINA ALEATÓRIA

Escolhe-se simplesmente qualquer página. A desvantagem é que pode-se escolher uma página que seja muito acessada.

FIRST-IN-FIRST-OUT (FIFO)

Retira-se a página carregada há mais tempo. A desvantagem é que pode retirar páginas que sejam acessadas periodicamente.

LEAST-RECENTLY-USED (LRU)

Retira-se a página utilizada pela última vez há mais tempo. A desvantagem é o overhead causado pela necessidade de, a cada acesso, atualização do momento em que a página foi acessada.

NOT-RECENTLY-USED (NRU)

A página não utilizada nos últimos k acessos é substituída. A desvantagem também é o overhead causado pela necessidade de, a cada acesso, atualizar um contador de acessos à página.

LEAST-FREQUENTLY-USED (LFU)

Escolhe-se a página que tenha o menor número de acessos descritos em um contador de acessos. A ideia é manter na memória as páginas que são muito acessadas. Entretanto, o problema é que páginas recém-carregadas no working set terão baixo número de acessos e serão indesejavelmente cotadas para retirada.

Sistemas reais, como o Linux, implementam normalmente alguma variação da LRU a partir de algoritmos que buscam se aproximar desta política. Um dos mais comumente usados é o algoritmo de segunda chance.

ALGORITMO DE SEGUNDA CHANCE

Também conhecido como **algoritmo do relógio**, ele busca uma aproximação ao LRU. Para isso, na tabela de páginas são acrescidos bits de referência associados a cada uma de suas

entradas.

Inicialmente, todos os bits são desligados (posicionados com 0) pelo sistema operacional. Quando um processo de usuário é executado e uma página é referenciada, o bit associado a ela é ligado (com 1) pelo hardware. Após algum tempo, podemos determinar as páginas que têm sido usadas ou não usadas examinando os bits de referência, embora sem saber a ordem de uso.

● COMENTÁRIO

O algoritmo utiliza uma política de substituição FIFO, mas com uma diferença: quando uma página é selecionada para substituição, antes de fazer a troca verificamos seu bit de referência. Se o seu valor for zero, fazemos a substituição; se for 1, damos à página uma segunda chance zerando o seu bit e passamos à próxima página. Esse método assegura que se uma página for sempre referenciada, ela nunca sairá da memória.

Este algoritmo é normalmente implementado como uma fila circular (Figura 32) onde um ponteiro (o ponteiro do relógio, daí seu nome) indica a página que deve ser substituída a seguir. Quando um quadro é necessário, o ponteiro avança até encontrar uma página com bit de referência 0. Conforme ele avança, os bits de referência são zerados (Figura 32a).

Uma vez que uma **página vítima** seja encontrada, ela é substituída e a nova página é inserida na fila circular nessa posição (Figura 32b).

PÁGINA VÍTIMA

Página vítima é a candidata a sair da memória. Ele faz a busca na fila circular: ao encontrar uma página candidata à remoção (página vítima), ele substitui.

Observe que, na pior das hipóteses, quando todos os bits estão ligados, o ponteiro circula a fila inteira, dando a cada página uma segunda chance. Ele zera todos os bits de referência antes de selecionar a próxima página para substituição.

A substituição da segunda chance degenera para uma substituição FIFO se todos os bits estiverem ligados.

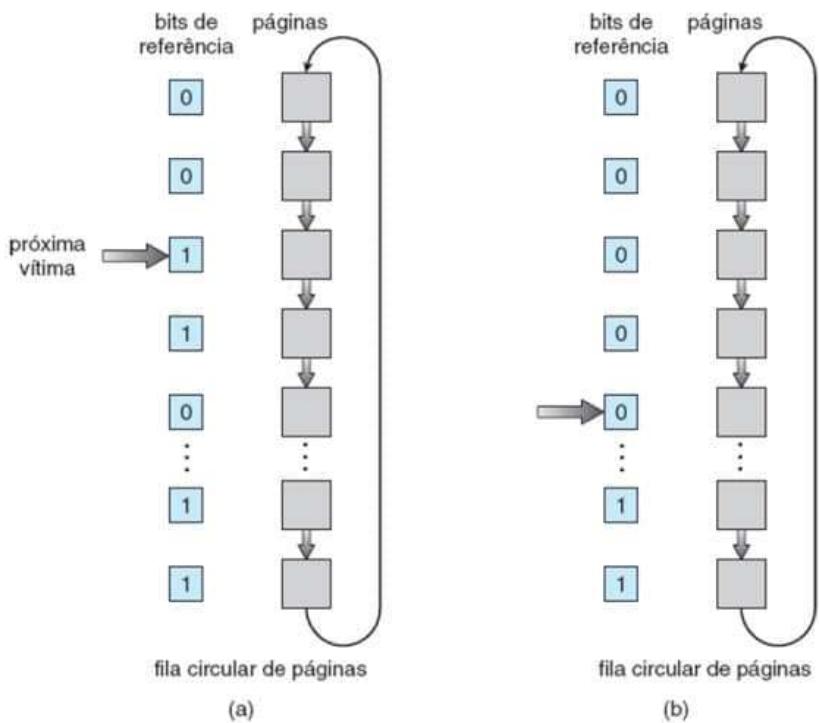


Figura 32: Algoritmo de segunda chance. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Um aperfeiçoamento que pode ser realizado neste algoritmo é levar em conta também o valor de bit de modificação. Dessa forma, a página pode estar em uma destas quatro categorias, da mais baixa para a mais alta:

(0, 0) nem recentemente utilizada, nem modificada

Melhor página para a substituição.

(0, 1) não recentemente utilizada, mas modificada

Não é uma opção tão boa porque a página terá que ser gravada em disco antes da substituição.

(1, 0) recentemente utilizada, mas não modificada

Provavelmente será usada outra vez em breve.

(1, 1) recentemente utilizada e modificada

Provavelmente será usada de novo em breve e terá que ser gravada em disco antes de poder ser substituída.

Nesta implementação, continuamos utilizando uma fila circular, mas em vez de verificar o bit de referência, determinamos a categoria da página e substituímos a primeira página da categoria mais baixa.

A principal diferença entre esse algoritmo e o algoritmo do relógio mais simples é que aqui damos preferência à substituição de páginas que não foram modificadas, para reduzir o número de operações de gravação requeridas, já que páginas que não foram modificadas ao serem substituídas não necessitam de gravação no disco.

SEGMENTAÇÃO

Devido ao grande número de page faults da paginação, a segmentação surgiu como uma alternativa de gerência de memória, na qual o programa não mais é dividido em blocos de comprimentos fixos (as páginas), mas, sim, em segmentos de comprimentos variados com um sentido lógico. Ou seja, a paginação procedia uma divisão física do programa e, às vezes, isso levava a um número muito grande de page faults por não observar suas características lógicas.

A segmentação busca aproveitar exatamente essas características, agrupando num segmento partes do programa que se referenciam mutuamente e que, quando trazidas à memória, estarão todas juntas evitando o que nesse caso é chamado de segment faults com tanta frequência.

Nesse esquema, o espaço de endereços torna-se bidimensional: endereços de programa são denotados pelo par (nome do segmento, endereço dentro do segmento).

Para facilitar a implementação do mecanismo de transformação de endereços, o SO troca o nome do segmento por um número, quando o segmento é referenciado pela primeira vez.

Considerando o par (s,d) como sendo um endereço de programa generalizado, onde s = número do segmento e d = endereço dentro do segmento, então o esquema de geração seria o apresentado na Figura 33:

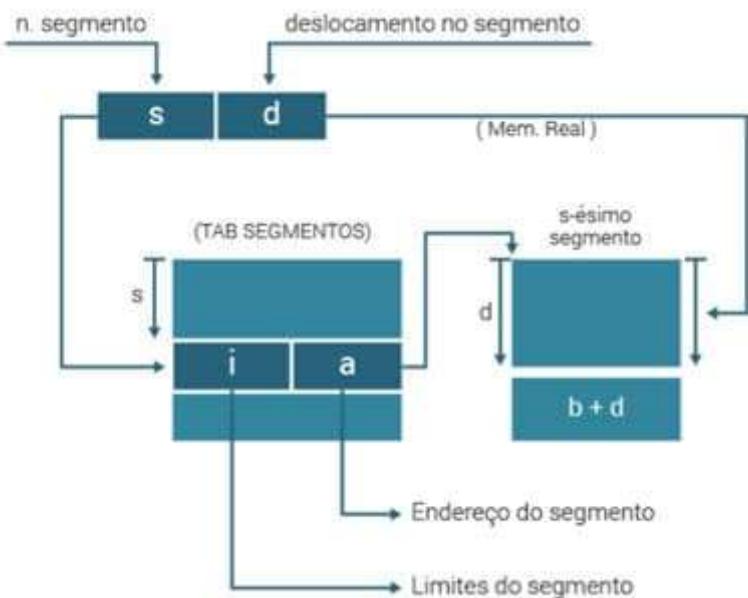


Figura 33: Segmentação. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

Conforme podemos ver, a transformação de endereço é realizada por intermédio de uma tabela de segmentos (uma tabela para cada processo). A “s-ésima” entrada da tabela contém o tamanho (**I**) e a posição inicial (**a**) da memória, onde o “s-ésimo” segmento foi carregado.

As entradas da tabela são chamadas de Descritores de Segmento. O algoritmo de mapeamento é:

Extrair endereço de programa (**s,d**).



Usar “**s**” para indexar tabela de segmentos.



Retirar o endereço inicial do segmento (**a**).



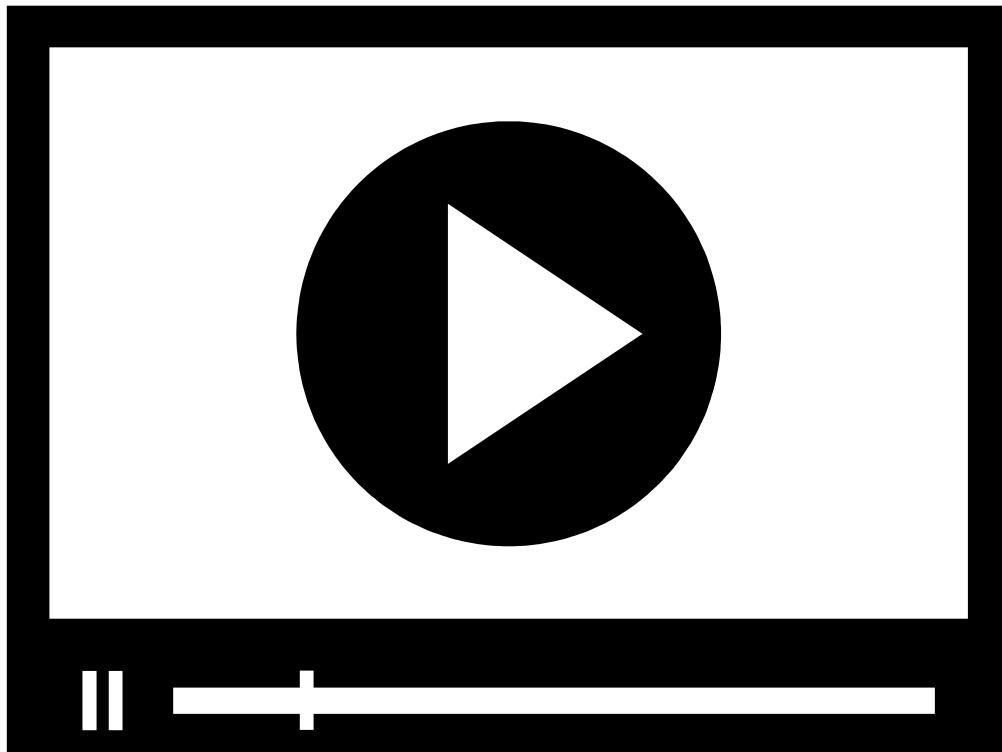
Se **d < 0** ou **d > I** então “violação de memória”.



$a + d$ é o endereço requerido.

A busca de espaços para um segmento a ser trazido à memória nos leva novamente aos problemas de gerência por partições variáveis. A diferença aqui é que o espaço contíguo só é necessário para o segmento e não para todo o processo.

A diferença principal entre a segmentação e a paginação é que a primeira busca uma divisão lógica do espaço de endereçamento do processo, enquanto a segunda busca uma divisão física desse mesmo espaço. Ambas se engajam na implementação de uma política de memória virtual de um único nível. Páginas têm seu tamanho determinado pelo tamanho da palavra, enquanto segmentos têm seu tamanho determinado pelo tamanho da memória disponível.



MEMÓRIA VIRTUAL

O especialista fala sobre a memória virtual.



VERIFICANDO O APRENDIZADO

MÓDULO 4

- Descrever como o Linux realiza a sua gerência de memória

GERENCIAMENTO DE MEMÓRIA NO LINUX

A gerência de memória no Linux envolve dois aspectos distintos, cada um efetuado por um componente específico:

A alocação e liberação da memória física – páginas, grupos de páginas e pequenos blocos de RAM.

A manipulação da memória virtual – mapeamento da memória física para o espaço de endereçamento de processos em execução.

GERENCIAMENTO DA MEMÓRIA FÍSICA NO LINUX

Em razão de restrições específicas do hardware, o Linux divide a memória física em quatro zonas ou regiões diferentes que, dependendo da arquitetura, correspondem a especificações diferentes.

Em uma arquitetura Intel x86 de 32 bits elas são:

ZONE_DMA

Para dispositivos ISA que somente podem acessar os primeiros 16MB da memória para fazer acesso direto.

ZONE_DMA32

Para dispositivos que podem acessar os primeiros 4GB da memória em operações de DMA.

ZONE_HIGHMEM

Corresponde à memória alta (high memory) que não está mapeada para o kernel do sistema, que, nesta arquitetura, corresponde aos primeiros 896MB do espaço de endereçamento, ficando todo o espaço restante até 4GB disponível para uso.

ZONE_NORMAL

Corresponde a todo o resto da memória.

Importante: em modernos sistemas de 64 bits, como o Intel x86 de 64 bits, existe uma pequena ZONE_DMA de 16 MB para ser utilizada por sistemas legados e todo o resto fica na ZONE_NORMAL, sem ZONE_HIGHMEM ou ZONE_DMA32.

A Figura 34 mostra o mapeamento entre as zonas e os endereços físicos na arquitetura do Intel x86 de 32 bits.

Zona	Memória física
ZONE_DMA	< 16 MB
ZONE_NORMAL	16 .. 896 MB
ZONE_HIGHMEM	> 896 MB

📷 Figura 34: Relacionamento entre endereços físicos e zonas no Intel x8632. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

☐ **Atenção!** Para visualização completa da tabela utilize a rolagem horizontal

O kernel mantém uma lista das páginas livres em cada zona e, ao receber uma solicitação de memória, faz o atendimento disponibilizando as páginas na zona apropriada.

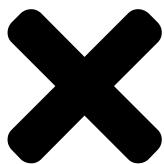
Cada zona possui seu próprio alocador de páginas que é o responsável por alocar e desalocar as páginas físicas.

MEMÓRIA VIRTUAL NO LINUX

O mecanismo de memória virtual é o responsável por manter o espaço de endereçamento disponível para cada processo. Para fazer o gerenciamento são mantidos, para cada processo, duas visões diferentes:

VISÃO LÓGICA

descreve as instruções que o sistema de memória virtual recebeu relacionadas com o layout do espaço de endereçamento. Nessa visão, o espaço de endereçamento consiste em um conjunto de regiões não sobrepostas, cada uma representando um subconjunto alinhado e contínuo de páginas do espaço de endereçamento. As regiões de cada espaço de endereçamento são vinculadas em uma árvore binária balanceada para permitir a busca rápida da região correspondente a qualquer endereço virtual.



VISÃO FÍSICA

corresponde a entradas nas tabelas de páginas de hardware do processo, que identificam a locação corrente exata de cada página de memória virtual, esteja ela em disco ou na memória física.

REGIÕES DE MEMÓRIA VIRTUAL

O Linux trabalha com vários tipos de regiões de memória virtual.

Uma região de memória virtual tem normalmente um arquivo associado a ela e funciona como uma porta de entrada para uma seção do arquivo de paginação.

Sempre que o processo faz referência a uma página da região, a entrada correspondente na tabela de páginas é preenchida com o endereço de uma página do cache de páginas do kernel com o valor do deslocamento apropriado no arquivo.

Outro aspecto importante nas regiões é como elas tratam as gravações. Uma região pode ser mapeada de forma compartilhada ou privada para o espaço de endereçamento de um processo.

❓ VOCÊ SABIA

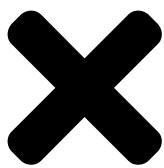
Se um processo gravar em uma região mapeada privadamente, então, o paginador detectará que uma cópia após a gravação é necessária para manter as alterações locais ao processo. Por outro lado, gravações em uma região compartilhada resultam na atualização do objeto mapeado para essa região, de modo que a alteração seja imediatamente visível por qualquer outro processo que esteja mapeando esse objeto.

TEMPO DE VIDA DE UM ESPAÇO DE ENDEREÇAMENTO VIRTUAL

Duas situações geram a criação de um novo espaço de endereçamento virtual:

Quando um processo executa um novo programa com a chamada de sistema `exec()`

Neste caso, o processo recebe um novo espaço de endereçamento virtual totalmente vazio. A rotina de carga do programa faz o mapeamento do espaço de endereçamento com regiões de memória virtual.



Quando um novo processo é criado pela chamada de sistema fork()

Neste caso, é realizada uma cópia completa do espaço de endereçamento virtual do processo pai para o conjunto das tabelas de páginas criadas para o processo filho, copiadas diretamente nas tabelas do filho. Portanto, após a ramificação, o pai e o filho compartilham as mesmas páginas físicas de memória em seus espaços de endereçamento.

PERMUTA E PAGINAÇÃO

Como se sabe, uma atividade extremamente importante na memória virtual é a execução do pagein e pageout.

Como acontece nos demais sistemas de paginação, o Linux trabalha em dois passos:

Decide qual página deve ser substituída na memória e se é necessário gravá-la em disco.

Carrega a nova página no quadro liberado pela página que foi substituída.

No Linux, a substituição de páginas utiliza uma política similar ao algoritmo do relógio, modificada para trabalhar com múltiplos ciclos.

Cada página possui uma “idade” que é ajustada a cada ciclo do relógio. A idade indica há quanto tempo a página foi alocada e/ou o nível de atividade que a página experimentou recentemente. Dessa forma, páginas acessadas com frequência recebem um valor de idade mais alto e a idade de páginas acessadas raramente cairá em direção a zero a cada ciclo.

Essa quantificação da idade permite que o paginador selecione as páginas a serem extraídas com base na política da menos frequentemente utilizada (LFU).

❓ VOCÊ SABIA

No tocante à Memória virtual do Kernel, o Linux reserva para seu próprio uso interno uma região constante do espaço de endereçamento virtual de cada processo. As entradas da tabela

de páginas que são mapeadas para essas páginas do kernel são marcadas como protegidas, para que as páginas não sejam visíveis ou modificáveis quando o processador estiver sendo executado em modalidade de usuário.

EXECUÇÃO E CARGA DE PROGRAMAS DE USUÁRIO

A execução de programas de usuário pelo kernel do Linux é disparada pela chamada de sistema `exec()`, que instrui o kernel a executar um novo programa dentro do processo em curso, substituindo completamente o contexto de execução corrente pelo contexto inicial do novo programa.

Para fazer a carga, é invocado o carregador que pode inicialmente fazer ou não a alocação na memória física do processo, mas sempre realiza o mapeamento do programa para a memória virtual.

MAPEAMENTO DE PROGRAMAS PARA A MEMÓRIA

No Linux, o carregador binário não carrega um arquivo desse mesmo sistema na memória física. Em vez disso, as páginas do arquivo binário são mapeadas para regiões de memória virtual. É utilizada a técnica da Paginação sob Demanda, de forma que somente quando a página for necessária é que ele será efetivamente alocado na memória física.

É responsabilidade do carregador binário do kernel estabelecer o mapeamento inicial da memória. Um arquivo binário no formato ELF consiste em um cabeçalho seguido por várias seções de páginas alinhadas. O carregador ELF funciona lendo o cabeçalho e mapeando as seções do arquivo para regiões separadas da memória virtual.

A Figura 35 mostra o layout típico de regiões de memória estabelecidas pelo carregador ELF. Em uma região reservada em uma extremidade do espaço de endereçamento reside o kernel, em sua própria região privilegiada de memória virtual inacessível a programas normais de modalidade de usuário.

O resto da memória virtual fica disponível para aplicações que podem usar as funções de mapeamento da memória do kernel para criar regiões que mapeiem uma parte de um arquivo ou que estejam disponíveis para dados de aplicações.

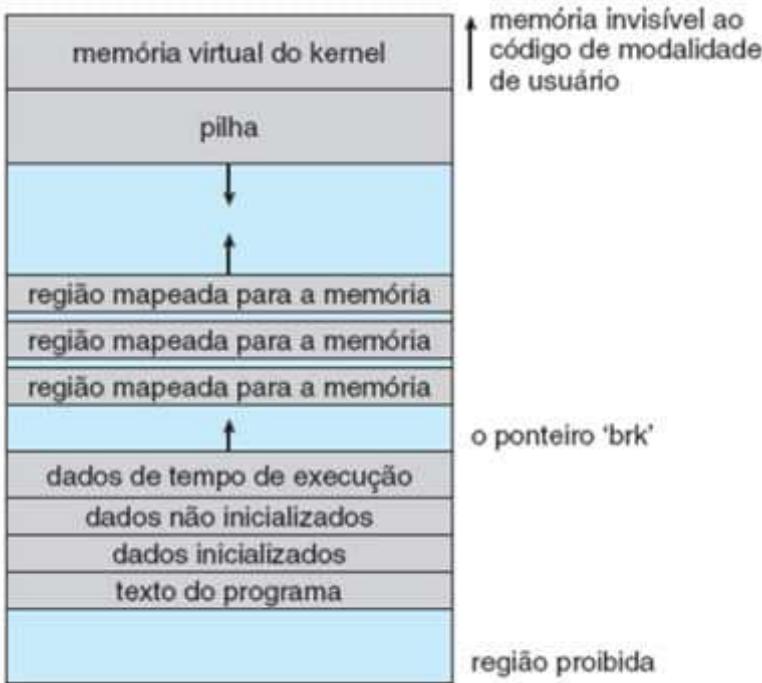


Figura 35: Layout de memória de um arquivo ELF. Fonte: SILBERSCHATZ, 2015.

A função do carregador é estabelecer o mapeamento inicial da memória para permitir que a execução do programa comece. As regiões que precisam ser inicializadas incluem a pilha e as regiões de texto e dados do programa.

A pilha é criada no topo da memória virtual de modalidade de usuário; ela cresce para baixo em direção a endereços de numeração menor e inclui cópias dos argumentos e variáveis de ambiente fornecidas ao programa na chamada de sistema `exec()`.

As outras regiões são criadas perto da extremidade inferior da memória virtual e incluem:

As seções do arquivo binário que contêm texto de programas ou dados apenas de leitura, que são definidas como apenas leitura e protegidas contra gravação.

Dados inicializados ou não que podem sofrer gravação são alocados a seguir.

O heap, que é uma área de tamanho variável e que armazena os dados em tempo de execução. Tem seu limite apontado por brk, o que permite sua expansão ou retração.

Uma vez que esses mapeamentos tenham sido estabelecidos, o carregador inicializa o registrador de contagem de programas do processo com o ponto inicial registrado no

cabeçalho ELF, e o processo pode ser incluído no escalonador.

VINCULAÇÃO ESTÁTICA E DINÂMICA

Uma vez que o programa foi carregado e escalonado para o processador, todos os conteúdos necessários para sua execução já estarão no seu espaço de endereçamento virtual.

Entretanto, a maior parte dos programas utiliza códigos de bibliotecas do sistema que também devem ser carregados.

★ EXEMPLO

Uma maneira simples de lidar com isso é embutir diretamente no executável do programa o código da biblioteca, o que é realizado pelo ligador durante a geração do executável. Dessa forma, o programa é vinculado estaticamente às suas bibliotecas e executáveis. Com este tipo de vinculação podem iniciar a execução imediatamente assim que carregados.

Essa abordagem, entretanto, tem como principal desvantagem o fato de que cada programa gerado deve conter cópias exatas das mesmas funções comuns das bibliotecas do sistema. É muito mais eficiente, tanto em termos de memória física como também de uso de espaço em disco, carregar as bibliotecas do sistema na memória apenas uma vez. Isso pode ser feito utilizando os recursos de vinculação dinâmica existentes no Linux.

Cada programa vinculado dinamicamente contém uma pequena função vinculada estaticamente que é chamada quando o programa é iniciado. Essa função estática apenas mapeia a biblioteca de vinculação para a memória e executa o código contido na função.

A biblioteca de vinculação determina as bibliotecas dinâmicas requeridas pelo programa e os nomes das variáveis e funções necessárias destas por meio da leitura das informações contidas em seções do binário ELF. Ela mapeia, então, as bibliotecas para o meio da memória virtual e resolve as referências para os símbolos contidos nas mesmas. Não importa para que local exato da memória essas bibliotecas compartilhadas sejam mapeadas, elas são compiladas em código independente de posição, que pode ser executado em qualquer endereço da memória.

UTILITÁRIOS E COMANDOS PARA GERENCIAR A MEMÓRIA DO SISTEMA LINUX

Para gerenciar a memória de um sistema Linux podem ser utilizados diversos comandos, inclusive utilitários para esse propósito, conforme será apresentado na sequência. Ao final deste módulo é disponibilizado o vídeo em que os pontos abordados são executados na prática, em uma máquina virtual.

OBTENDO INFORMAÇÕES PELA LINHA DE COMANDO

Para estes exemplos usaremos uma máquina virtual com Ubuntu instalado.

```
ventury@ventury-VirtualBox:~$ lsb_release -a
No LSB modules are available.
Distributor ID: Ubuntu
Description:      Ubuntu 20.04.1 LTS
Release:         20.04
Codename:        focal
```

⌚ Captura de tela da execução do comando htop.

O Linux provê uma série de comandos de linha que obtêm informações do sistema de memória. Vejamos os principais:

FREE

O comando free exibe informações precisas sobre o uso dos recursos de memória do sistema.

Neste exemplo, pode-se observar uma máquina virtual com aproximadamente 4GB (3996 MB) de RAM e tendo em uso 1235MB, sobrando 2338MB disponíveis.

O comando mostra ainda que temos uma área de 448MB para swap da qual foram utilizados 8MB.

O argumento -m faz com que as informações venham em MB.

TOP

Este comando mostra informações a respeito dos processos rodando em sua máquina, incluindo o uso da memória.

```
ventury@ventury-VirtualBox:~$ top

top - 00:27:05 up 56 min,  1 user,  load average: 0,06, 0,13, 0,28
Tarefas: 176 total,  1 em exec., 175 dormindo,  0 parado,  0 zumbi
%CPU(s): 7,1 us, 0,3 sis, 0,0 ni, 92,6 oc, 0,0 ag, 0,0 ih, 0,0 is 0,0 tr
MB mem : 3936,4 total,   213,9 livre, 1236,0 usados, 2486,5 buff/cache
MB swap: 448,5 total,   440,2 livre,     8,3 usados, 2338,9 mem dispon.

      PID USUARIO PR NI VIRT RES SHR S %CPU %MEM TEMPO+ COMANDO
 671 ventury 20 0 299596 110652 53100 S 3,3 2,7 2:47.25 Xorg
 988 ventury 20 0 3767984 432104 128412 S 2,7 10,7 3:24.88 gnome-+
20304 ventury 20 0 828292 64564 47380 S 0,7 1,6 0:34.52 gnome-+
50758 ventury 20 0 963324 52972 40168 S 0,3 1,3 0:01.06 gnome-+
 1 root 20 0 104332 13972 8512 S 0,0 0,3 0:04.52 systemd
 2 root 20 0 0 0 0 S 0,0 0,0 0:00.00 kthrea+
 3 root 0 -20 0 0 0 I 0,0 0,0 0:00.00 rcu_gp
 4 root 0 -20 0 0 0 I 0,0 0,0 0:00.00 rcu_pa+
 6 root 0 -20 0 0 0 I 0,0 0,0 0:00.00 kworker+
 9 root 0 -20 0 0 0 T 0,0 0,0 0:00.00 mm_perc+
```

VMSTAT

Este comando mostra a situação da memória virtual da máquina.

```
ventury@ventury-VirtualBox:~$ vmstat
procs -----memória----- swap-- e/s---- sistema-----cpu-----
r b swpd livre buff cache si so bi bo in cs us sy id wa st
2 0 9740 277436 156260 2309520 0 2 422 1040 359 1496 27 5 67 1 0
```

GETCONF PAGESIZE

O comando getconf PAGESIZE mostra o tamanho da página no sistema de memória virtual que, neste caso, é de 4096 bytes, ou seja, 4KB.

```
getconf -a | grep pagesize
ventury@ventury-VirtualBox:~$ getconf PAGESIZE
4096
ventury@ventury-VirtualBox:~$ █
```

SWAPON

O comando swapon mostra informações a respeito do arquivo de swap.

```
ventury@ventury-VirtualBox:~$ swapon  
NAME      TYPE    SIZE USED PRI 0  
/swapfile file 448,5M   9M -2  
ventury@ventury-VirtualBox:~$ █
```

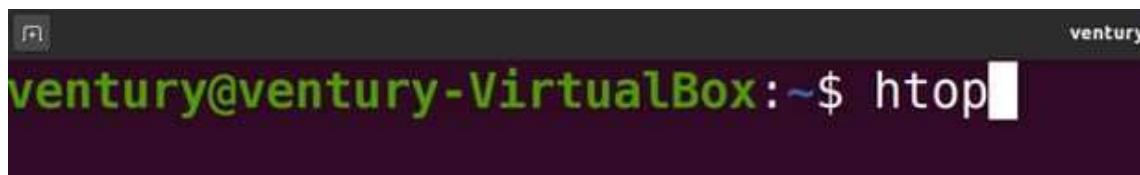
UTILITÁRIOS PARA ACESSO À INFORMAÇÃO

Vários utilitários que podem ser chamados na linha de comando ou por meio da interface gráfica podem ser utilizados para monitorar o uso da memória do Linux. Com exceção do monitor do sistema, todos os outros precisam ser instalados no Ubuntu, pois não existem como padrão.

HTOP

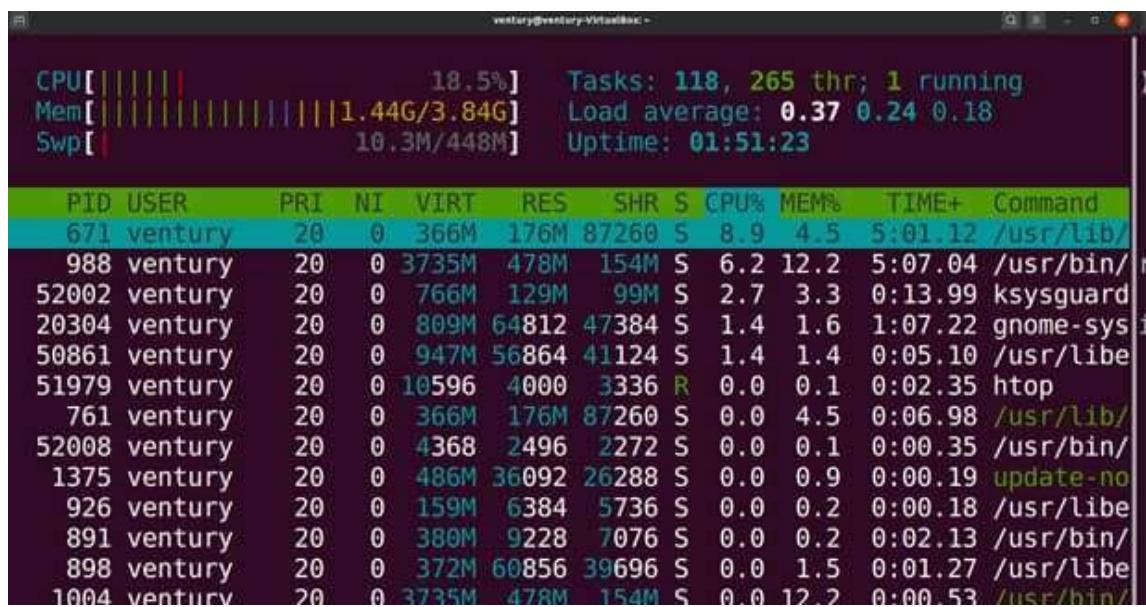
Esse aplicativo htop é uma evolução do comando top e exibe de forma interativa as informações do sistema.

Ele é chamado na linha de comando.



- Captura de tela do Software htop.

Após a chamada, ele carrega sua interface, na qual, em sua parte superior, temos informações agregadas e, na parte inferior, a lista de processos com suas informações de CPU, memória etc.



📷 Captura de tela do Software htop.

Neste aplicativo, as cores que aparecem no resumo na parte superior possuem significado.



📷 Captura de tela do Software htop.

Sendo assim, observa-se o seguinte:

CPU

Verde: *Threads* rodando com prioridade normal.

Azul: *Threads* rodando com baixa prioridade.

Vermelho: *Threads* rodando em favor do kernel.

MEMÓRIA

Verde: Memória em uso pelas aplicações.

Azul: Buffers em utilização.

Amarelo / Laranja: Cache.

SWAP

Vermelha: Representa a quantidade de memória swap utilizada

Essas informações podem ser obtidas ainda apertando F1



htop 2.2.0 - (C) 2004-2019 Hisham Muhammad
Released under the GNU GPL. See 'man' page for more info.

CPU usage bar: [low-priority/normal/kernel/virtualiz used%]
Memory bar: [used/buffers/cache used/total]
Swap bar: [used used/total]
Type and layout of header meters are configurable in the setup screen.

Status: R: running; S: sleeping; T: traced/stopped; Z: zombie; D: disk sl
Arrows: scroll process list Space: tag process
Digits: incremental PID search c: tag process and its child
F3 /: incremental name search U: untag all processes
F4 \/: incremental name filtering F9 k: kill process/tagged proce
F5 t: tree view F7]: higher priority (root onl
p: toggle program path F8 [: lower priority (+ nice)
u: show processes of a single user a: set CPU affinity
H: hide/show user process threads e: show process environment
K: hide/show kernel threads i: set IO priority

📷 Captura de tela do Software htop.

KSYSGUARD

O utilitário ksysguard é outro que pode ser chamado na linha de comando e que não vem instalado por padrão.



```
ventury@ventury-VirtualBox:~$ ksysguard  
Invalid Context= "Legacy" line for icon theme: "/usr/share/icons/Yaru/16x16/legacy  
/"
```

📷 Captura de tela da execução do utilitário ksysguard.

Ele possui uma interface gráfica que mostra as informações do sistema.

Na aba Tabela de Processos, ele mostra todos os existentes no sistema e as informações de CPU e memória.

Tabela de processos							
Nome	Usuário	% da CPU	Memória	Mem. compartilhada	Título da janela	Download	Upload
ksysguard	ventury	2%	32.452 K	102.688 K	Monitor do...		
gnome-shell	ventury	1%	17.428 K	47.384 K	Monitor do...		
gnome-shell	ventury		15.792 K	41.124 K	ventury@v...		
Xorg	ventury	8%	93.332 K	87.260 K			
gnome-shell	ventury	5%	331.540 K	158.312 K			
snap-store	ventury		268.680 K	50.324 K			
ibus-ext	ventury		21.160 K	39.696 K			
ibus-ui	ventury		20.056 K	50.752 K			
remmina	ventury		17.844 K	43.024 K			
ibus-x11	ventury		17.436 K	39.760 K			
seahorse	ventury		17.104 K	26.560 K			
evolution	ventury		16.108 K	41.968 K			
gnome-shell	ventury		14.876 K	41.384 K			
tracker	ventury		12.360 K	14.156 K			
xdg-desktop	ventury		11.048 K	21.056 K			
iglobal	ventury		10.816 K	33.600 K			

⌚ Captura de tela do Software htop.

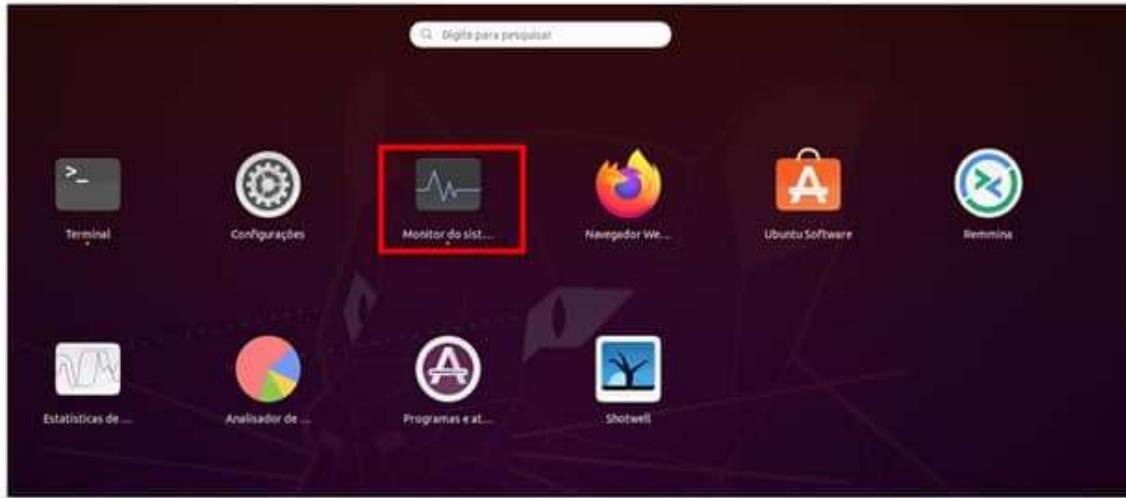
Na aba Carga do Sistema, ele mostra de forma gráfica a utilização pelos processos.



⌚ Captura de tela do Software htop.

MONITOR DO SISTEMA

Este aplicativo vem instalado por padrão e pode ser acessado na aba Ferramentas.



Após a abertura, ele apresenta uma interface gráfica com 3 abas na parte superior. São elas:

	Processos	Recursos	Sistemas de arquivos
Home do processo	Usuário % CPU (ID) Memória Total de texto Total de escrita Lettura do disco Escrita no disco Prioridade		
at-spi2-registryd	ventury 0 926 648,0 KIB 100,0 KIB N/D N/D N/D Normal		
at-spi-bus-launcher	ventury 0 915 944,0 KIB 48,0 KIB N/D N/D N/D Normal		
bash	ventury 0 5065 248,0 KIB 4,0 KIB N/D N/D N/D Normal		
bash	ventury 0 52013 1,4 MIB 432,0 KIB 48,0 KIB N/D N/D Normal		
dbus-daemon	ventury 0 673 2,8 MIB 828,0 KIB N/D N/D N/D Normal		
dbus-daemon	ventury 0 920 452,0 KIB 20,0 KIB N/D N/D N/D Normal		
dconf-service	ventury 0 979 744,0 KIB 92,0 KIB 412,0 KIB N/D N/D Normal		
evolution-addressbook-factor	ventury 0 1221 3,5 MIB 2,1 MIB 38,0 KIB N/D N/D Normal		
evolution-alarm-notify	ventury 0 1158 15,7 MIB 2,0 MIB N/D N/D N/D Normal		
evolution-calendarfactory	ventury 0 1140 3,9 MIB 5,0 MIB N/D N/D N/D Normal		
evolution-source-registry	ventury 0 1043 3,9 MIB 8,4 MIB N/D N/D N/D Normal		

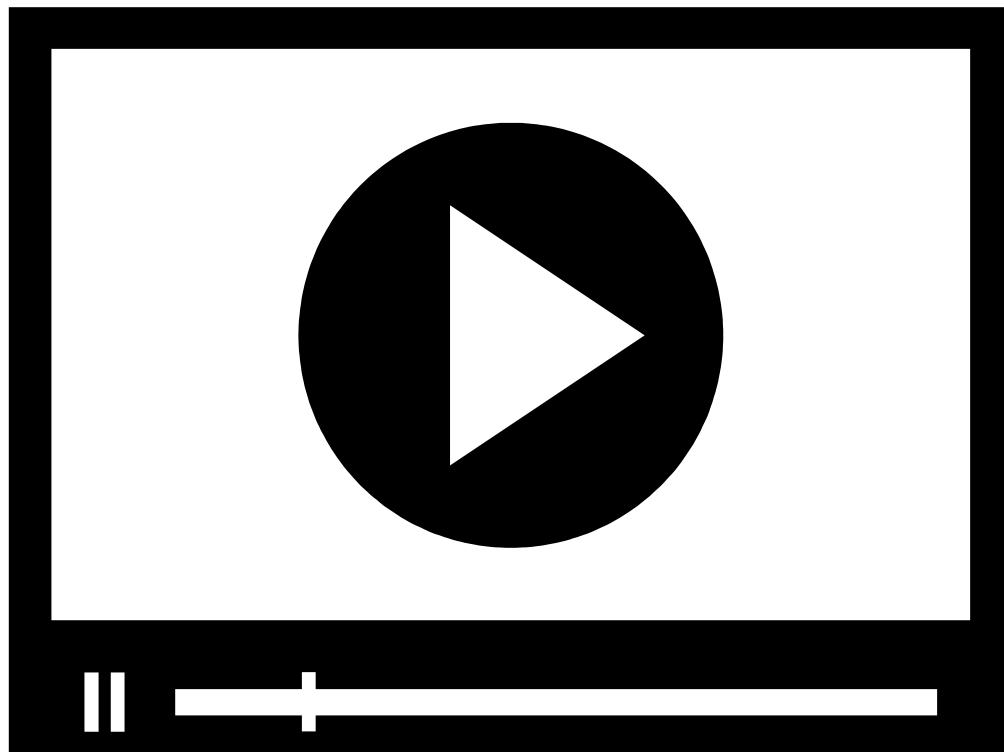
Local onde são exibidas as informações de cada um dos processos.



Janela que mostra, em forma de gráfico, o uso de cada recurso do sistema.



Apresenta os diretórios e o uso do espaço em disco.



GERENCIANDO A MEMÓRIA NO LINUX

Assista para ficar por dentro de como gerenciar a memória no Linux.



VERIFICANDO O APRENDIZADO

CONCLUSÃO

CONSIDERAÇÕES FINAIS

Ao longo deste tema, fizemos uma viagem pelos conceitos relacionados ao gerenciamento de memória pelos sistemas operacionais.

No primeiro módulo, vimos como os processos enxergam a memória e os princípios básicos da gerência pelo SO, incluindo proteção e relocação. No segundo módulo, vimos as principais políticas de alocação de memória, desde a mais simples em sistemas monotarefa até as mais complexas, com troca de processo entre o disco e a memória.

Em seguida, estudamos a memória virtual, como ela é implementada utilizando a paginação sob demanda e a diferença entre segmentação e paginação. Finalmente, no último módulo, estudamos um SO real, o Linux, que realiza o gerenciamento de sua memória.



PODCAST

⚠ PODCAST

REFERÊNCIAS

SILBERSCHATZ, A. **Fundamentos de sistemas operacionais**. 9. ed. Rio de Janeiro: LTC, 2015.

SILVA, G. M. **Guia Foca GNU/Linux**. Consultado em meio eletrônico em: 10 dez. 2020.

TANENBAUM, A. S. **Organização estruturada de computadores**. 5. ed. São Paulo: Pearson, 2006.

TANENBAUM, A. S.; BOS, H. **Sistemas operacionais modernos**. 4. ed. São Paulo: Pearson Educacional do Brasil, 2016.

TANENBAUM, A. S.; WOODHULL, A. S. **Sistemas operacionais**: projeto e Implementação. 3. ed. Porto Alegre: Bookman, 2008.

EXPLORE+

Para saber mais sobre os assuntos tratados neste tema, acesse o site:

Training, do professor Luiz Paulo Maia.

CONTEUDISTA

Sidney Nicolau Venturi Filho

 **CURRÍCULO LATTES**