Memoria virtual
10

Sistemas operativos y distribuidos

Gustavo Distel
gd@cs.uns.edu.ar

DCIC - UNS

Memoria virtual

Contenido

- Generalidades.
- Paginación por demanda.
- *Copy-on-Write*.
- Reemplazo de páginas.
- *Thrashing*.
- Asignación de memoria del *kernel*.
- Otras consideraciones.
- Ejemplos de sistemas operativos.

Memoria virtual

- La memoria virtual es una técnica que permite la ejecución de procesos que no están completamente en memoria.
- Abstrae la memoria principal en una matriz de almacenamiento extremadamente grande y uniforme, separando la memoria lógica vista por el programador de la memoria física.
- También permite que los procesos compartan archivos, bibliotecas y memoria compartida.
- Sin embargo, no es fácil de implementar y puede disminuir sustancialmente el rendimiento del sistema si no se utiliza con precaución.

Memoria virtual

Generalidades

- Los temas de memoria principal descritos son necesarios debido a un requisito básico: las instrucciones a ejecutar deben estar en memoria física.
- Este requisito limita el tamaño de un programa al de la memoria física. Sin embargo, en muchos casos no se necesita todo el programa. Por ej.:
  - En general tienen código para manejar condiciones de error inusuales. Debido a que rara vez ocurren, este código casi nunca se ejecutará.
  - A menudo las matrices, listas y tablas tienen asignada más memoria de la que realmente necesitan. Se puede declarar una matriz de `100` por `100` elementos, aunque rara vez sea mayor que `10` por `10` elementos.
  - Ciertas opciones y características de un programa rara vez se usan (por ej.: el *help*).
- Incluso en aquellos casos en los que se necesita todo el programa, es posible que no sea necesario todo al mismo tiempo.

Memoria virtual

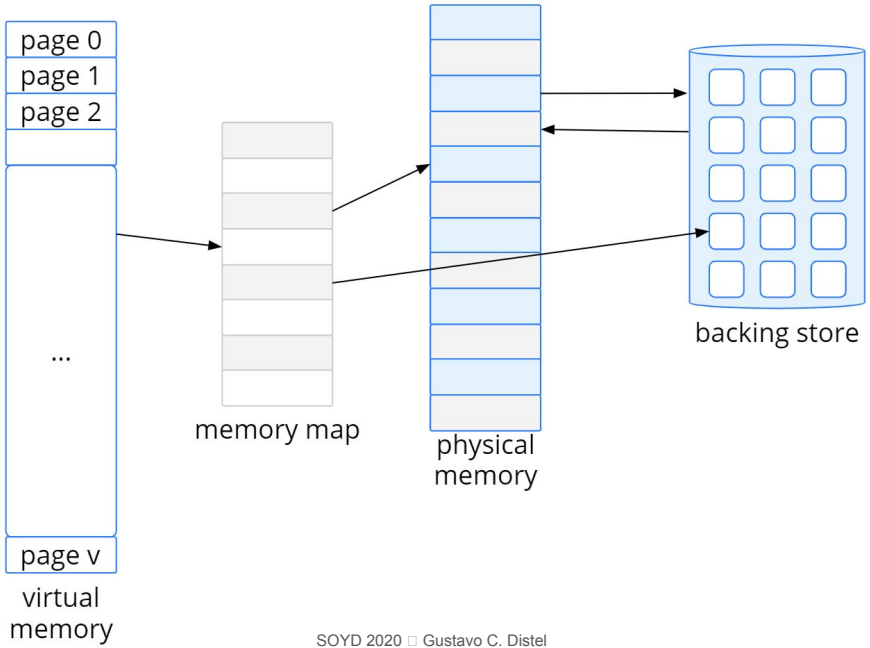
Generalidades

- La capacidad de ejecutar programas que están parcialmente en memoria tiene los siguientes beneficios:
  - Un programa no está limitado por la cantidad de memoria física. Los usuarios pueden escribir programas para un espacio de direcciones virtuales extremadamente grande, simplificando la tarea de programación.
  - Debido a que cada programa consume menos memoria física, se pueden ejecutar más programas al mismo tiempo, con un aumento en la utilización y el rendimiento de la *CPU*, y sin incrementar el tiempo de respuesta o el tiempo de retorno.
  - Es necesario menos E/S para cargar o intercambiar porciones de programas en memoria, por lo que cada programa se ejecuta más rápido.

Memoria virtual

Generalidades

- La memoria virtual implica la separación de la memoria lógica percibida por los desarrolladores de la memoria física.
- Esta separación proporciona una memoria virtual extremadamente grande para los programadores, aunque solo se disponga de una memoria física más pequeña.



Memoria virtual

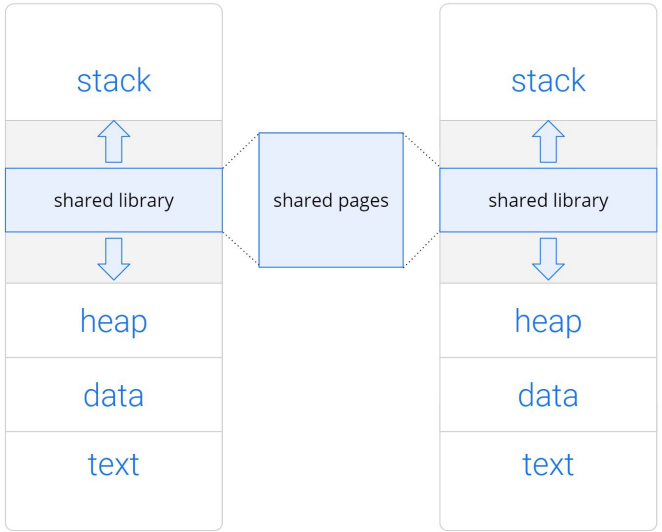
Generalidades

- El espacio de direcciones virtuales de un proc. es la vista lógica (o virtual) de cómo se almacena en memoria; esta vista comienza en una determinada dirección lógica y crece en memoria contigua.
- Sin embargo, la memoria física está organizada en marcos y los marcos asignados a un proc. pueden ser no contiguos.
- El espacio entre el *heap* y el *stack* es parte del espacio de direcciones virtuales.
- Los espacios de direcciones virtuales que incluyen huecos se conocen como espacios de direcciones dispersos (*sparse*).
- La ventaja es que los huecos se pueden llenar a medida que crecen los segmentos o si se vinculan bibliotecas dinámicamente durante la ejecución de un programa.

Memoria virtual

Generalidades

- La memoria virtual permite que dos o más procesos compartan archivos y memoria mediante el uso compartido de páginas, por ej.:
  - Compartir bibliotecas del sistema, como la estándar `C`.
  - Permitir que un proceso cree una región de memoria que pueda compartir.
  - También se pueden compartir páginas durante la creación de un proceso al usar `fork()`, acelerando así su creación.



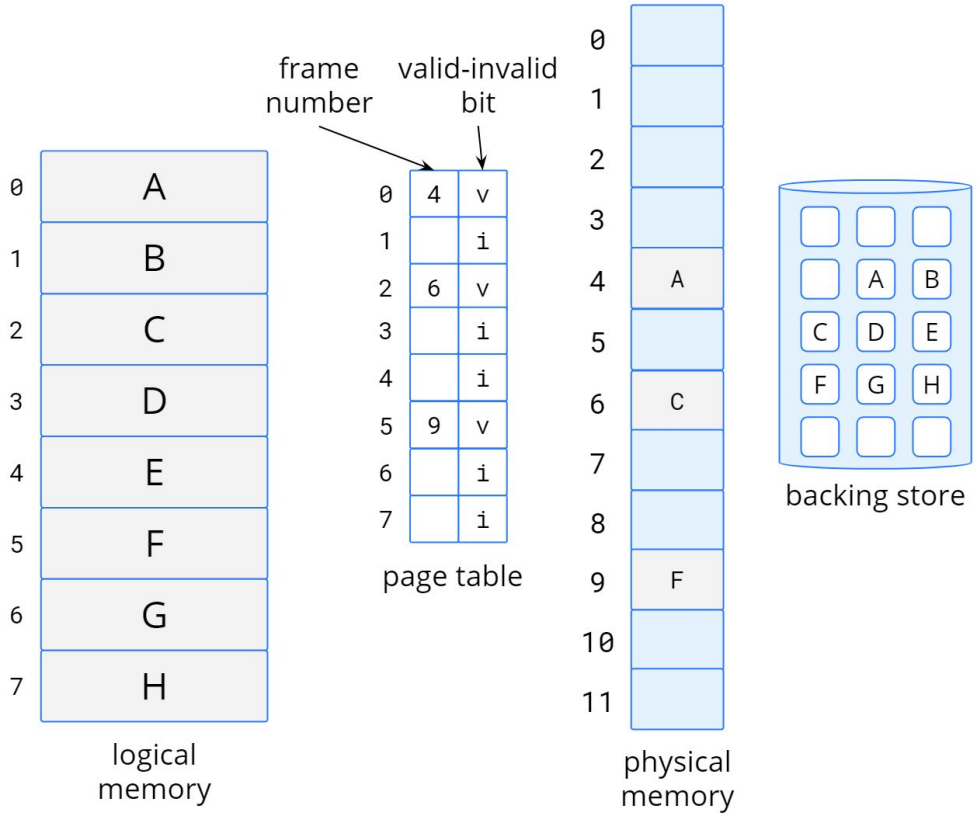
Paginación por demanda

Conceptos básicos

- El concepto general detrás de la paginación por demanda es cargar una página en memoria solo cuando es necesario (cuando es demandada).
- Como resultado, mientras se ejecuta un proceso, algunas páginas estarán en memoria y otras estarán en almacenamiento secundario.
- Se necesita soporte de *HW* para hacer esta distinción; *bits* `válido-inválido`:
  - `Válido`: la página asociada es legal y está en memoria.
  - `Inválido`: la página no es válida (es decir, no está en el espacio de direcciones lógicas del proceso), o es válida pero está en almacenamiento secundario.
- La entrada de la TPs para una página que no está actualmente en memoria simplemente se marca como `inválida`.
- Marcar una página como `inválida` no tendrá ningún efecto si el proceso nunca intenta acceder a esa página.

Paginación por demanda

Conceptos básicos



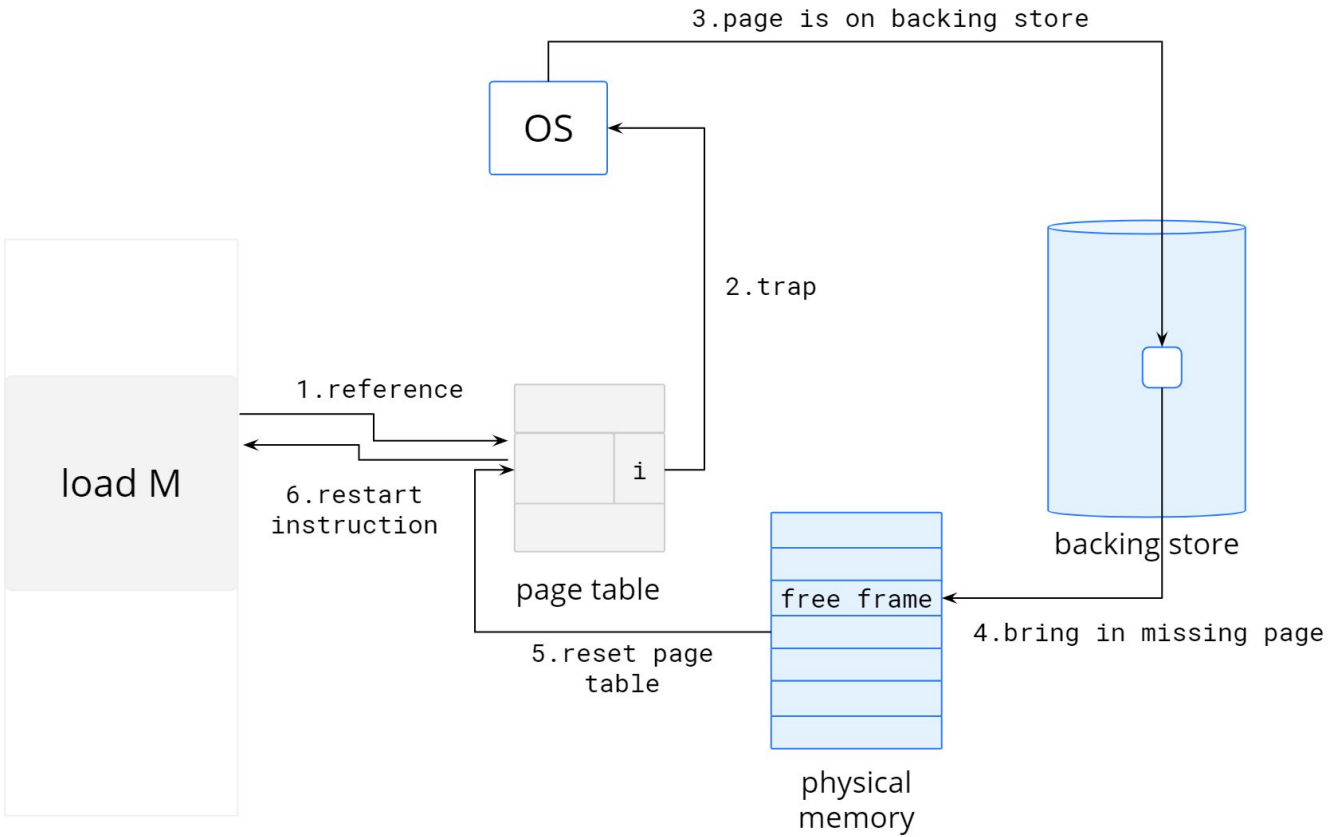
Paginación por demanda

Conceptos básicos

- El acceso a una página marcada como **`inválida`** provoca un ***`page fault`*** → *trap* al SO.
- Procedimiento para manejar un ***`page fault`***:
  - **`1.`** Se verifica una tabla interna del proceso (generalmente en el *PCB*) para determinar si la referencia es a un acceso **`válido`** o **`inválido`**.
  - **`2.`** Si la referencia es **`inválida`** se finaliza el proceso. Si es **`válida`** pero aún no se ha traído esa página, se trae.
  - **`3.`** Se busca un marco libre (tomando uno de la lista de marcos libres).
  - **`4.`** Se planifica una operación en el almacenamiento secundario para leer la página deseada al marco recién asignado.
  - **`5.`** Cuando se completa la lectura, se modifica la tabla interna mantenida con el proceso y la tabla de páginas para indicar que la página ahora está en memoria.
  - **`6.`** Se reinicia la instrucción que fue interrumpida por el *trap*.
- El proceso ahora puede acceder a la página como si siempre hubiera estado en memoria.

Paginación por demanda

Conceptos básicos



Paginación por demanda

Conceptos básicos

- **Paginación por demanda pura**: no traer nunca una página a memoria hasta que sea requerida.
  - Un proceso se comienza a ejecutar sin páginas en memoria.
  - La primera instrucción a ejecutar provocará un *page fault*.
  - Después de que esta página se lleva a memoria, el proceso continúa ejecutándose, provocando *page faults* según sea necesario hasta que cada página que necesita esté en memoria.
  - En un determinado momento puede ejecutarse sin más *page faults*.
- Los programas tienden a tener una localidad de referencia, descrita más adelante, que resulta en un rendimiento razonable de la paginación de la demanda.
- El *HW* para soportar la paginación por demanda es el mismo que el *HW* de paginación y swapping:
  - **Tabla de páginas**: para marcar una entrada con un *bit* válido-inválido u otro valor de *bits*.
  - **Memoria secundaria**: contiene las páginas no presentes en memoria principal, se denomina *swap device*, y la sección utilizada para paginación es el *swap space*.

Paginación por demanda

Lista de marcos libres

- La mayoría de los SOs mantienen una lista de marcos libres para satisfacer las solicitudes de los *page faults*.

- Los SOs generalmente asignan marcos libres utilizando una técnica denominada ***`zero-fill-on-demand`***.
- Los marcos ***`zero-fill-on-demand`*** se "ponen a cero (***`zero-out`***)" antes de ser asignados, borrando así su contenido anterior (considerar las posibles implicaciones de seguridad de no borrar el contenido de un marco antes de reasignarlo).
- Cuando se inicia un sistema, toda la memoria disponible se coloca en la lista de marcos libres.
- A medida que se solicitan marcos libres el tamaño de la lista se reduce. En algún momento, la lista cae a cero o cae por debajo de un cierto umbral, en cuyo punto debe rellenarse nuevamente.

Paginación por demanda

Performance de la paginación por demanda

- La paginación por demanda puede afectar significativamente el rendimiento de un sistema, por lo que se calcula el `tiempo de acceso efectivo`.
- Considerar por ej. que el tiempo de acceso a memoria (`ma`) de `10` nanosegundos, mientras no haya *page faults*:
  - `tiempo de acceso efectivo = tiempo de acceso a memoria`.
- Sin embargo, si ocurre un *page fault*, primero se debe leer la página del almacenamiento secundario y luego acceder a la palabra deseada.
- Sea `p` la probabilidad de un *page fault* (`0 ≤ p ≤ 1`). Se espera que `p` sea cercano a `0`, es decir, esperaríamos tener solo unos pocos *page faults*.
  - `Tiempo de acceso efectivo = (1 - p) × ma + p × page fault time`.
- Para calcular el tiempo de acceso efectivo, se debe saber cuánto tiempo se necesita para resolver un *page fault*.

Paginación por demanda

Performance de la paginación por demanda

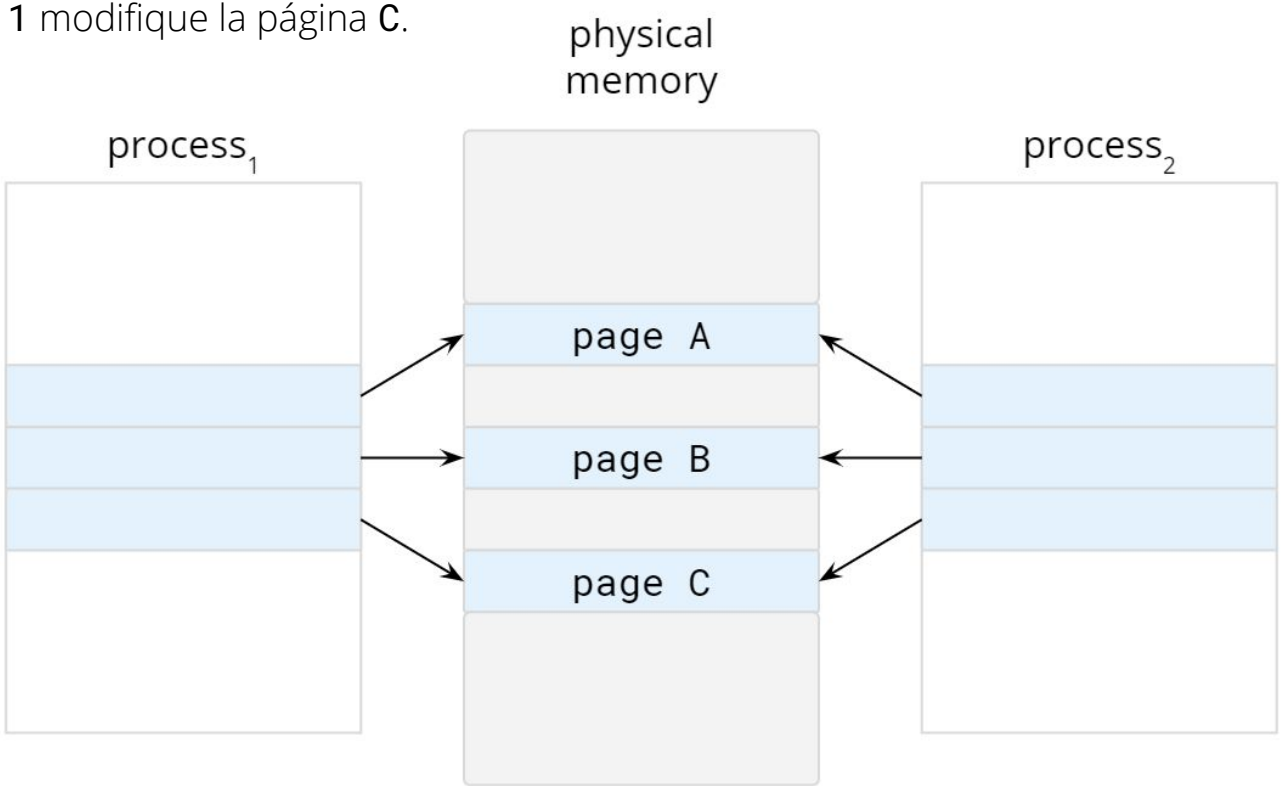
- Existen al menos tres componentes principales involucrados en el tiempo de servicio de un *page fault*:
  - 1. Servir la interrupción del *page fault*.
  - 2. Leer la página.
  - 3. Reiniciar el proceso.
- Con un tiempo promedio de servicio de *page fault* de **8 *milisegundos*** y un tiempo de acceso a memoria de **200 *nanosegundos***, el tiempo de acceso efectivo en ***nanosegundos*** es:
  - $\textit{effective access time} = (1 - p) \times (200) + p\ (8\ \textit{milisegundos})$
  - $= (1 - p) \times 200 + p \times 8{,}000{,}000$
  - $= 200 + 7{,}999{,}800 \times p.$
- Por lo tanto el tiempo de acceso efectivo es directamente proporcional a la tasa de *page fault*.

Copy-on-Write

- La creación de procesos con **`fork()`** puede evitar la paginación por demanda mediante una técnica similar al uso compartido de páginas.
- Esta técnica proporciona una creación rápida y minimiza el número de páginas nuevas que deben asignarse al proceso recién creado.
- Tradicionalmente, **`fork()`** funciona creando una copia del espacio de direcciones del padre al hijo, duplicando las páginas que pertenecen al padre.
- Sin embargo, teniendo en cuenta que muchos procesos hijos invocan **`exec()`** luego de la creación, la copia del espacio de direcciones del padre puede ser innecesaria.
- En su lugar se puede usar ***`copy-on-write`***, que permite que los procesos padre e hijo compartan inicialmente las mismas páginas.
- Las páginas compartidas están marcadas ***`copy-on-write`***, lo que significa que si cualquiera de los procesos escribe en éstas, se crea una copia de la página compartida.

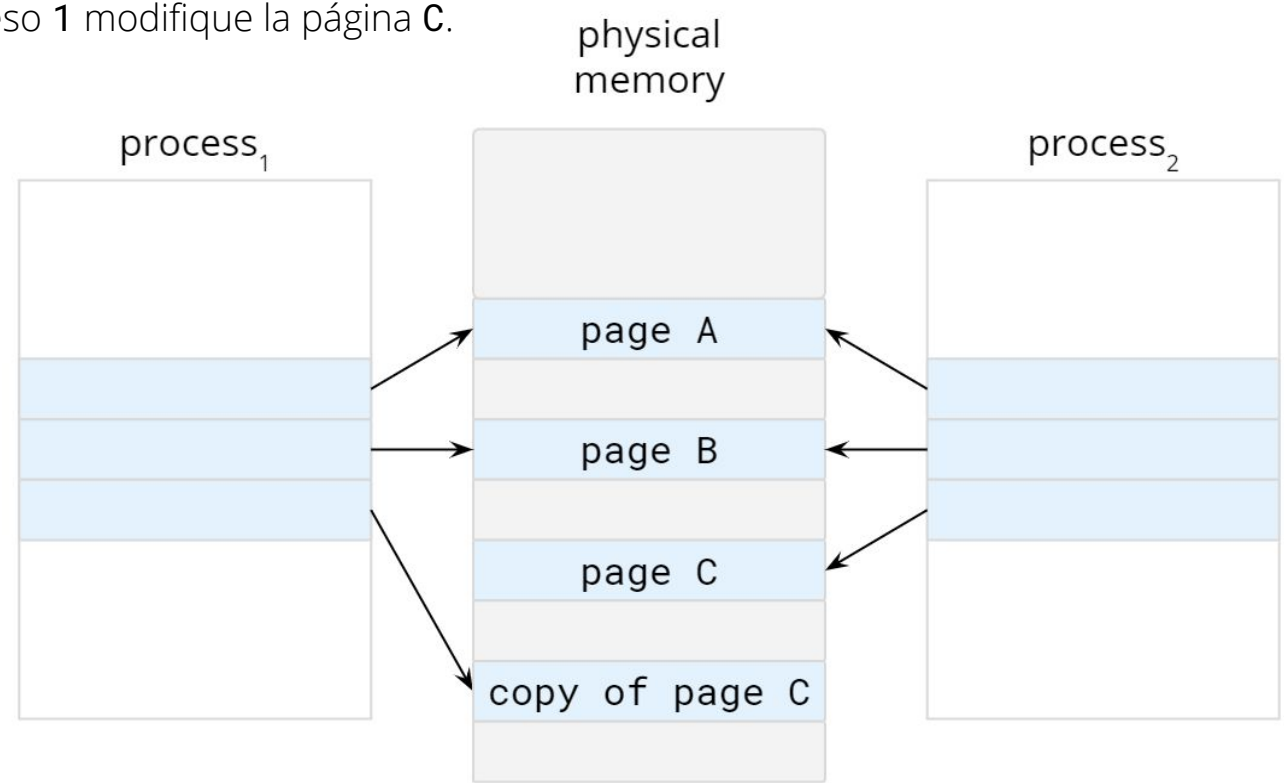
Copy-on-Write

- ***`copy-on-write:`*** a continuación se muestran el contenido de la memoria física antes de que el proceso **`1`** modifique la página **`C`**.



Copy-on-Write

- ***`copy-on-write:`*** a continuación se muestran el contenido de la memoria física después de que el proceso **`1`** modifique la página **`C`**.



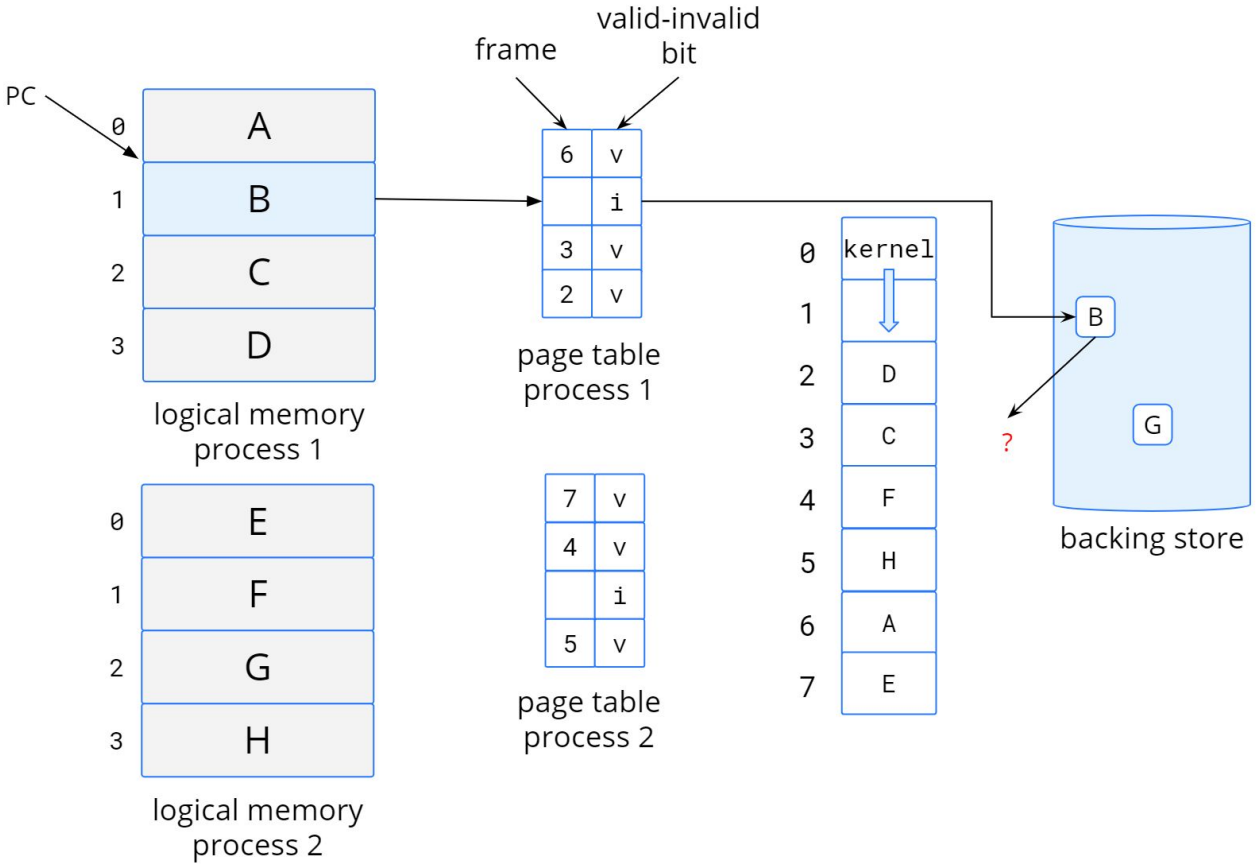
Copy-on-Write

- Por ej., sea un proceso hijo que intenta modificar una página que tiene partes de la pila con páginas marcadas ***`copy-on-write`***.
    - El SO obtendrá un marco de la lista de marcos libres y creará una copia de esta página, asignándola al espacio de direcciones del proceso hijo.
    - El proceso hijo modificará su página copiada y no la página que pertenece al proceso padre.
- Al utilizar ***`copy-on-write`*** solo se copian las páginas que se modifican, las páginas no modificadas se comparten por los procesos padre e hijo.
- Las páginas que se pueden modificar se marcan como ***`copy-on-write`***. Las páginas que no pueden modificarse (páginas que contienen código ejecutable) se comparten por el padre y el hijo.
- ***`copy-on-write`*** es una técnica común utilizada por varios SOs, incluidos **`Windows`**, **`Linux`** y **`macOS`**.

Reemplazo de páginas

- Si se aumenta el grado de multiprogramación, se puede producir una sobre asignación de la memoria.
- En un sistema con `40` marcos, si se ejecutan `6` procesos con `10` páginas c/u pero en realidad c/u usa `5` páginas, se tiene mayor utilización y rendimiento de la *CPU*, con `10` marcos excedentes.
- Sin embargo, es posible que c/u de estos procesos de repente intente usar las `10` páginas, lo que resulta en la necesidad de `60` marcos cuando en realidad solo hay `40` disponibles.
- Además, la memoria del sistema no se usa solo para páginas de programas (*Buffers* de E/S).
- La sobreasignación de memoria se manifiesta de la siguiente manera:
  - Mientras se ejecuta un proceso, se produce un *page fault*.
  - El SO determina dónde reside la página deseada en el almacenamiento secundario, pero no hay marcos libres (imagen).
- El SO puede terminar el proceso o utilizar estándar *swapping*, pero no son las mejores opciones.
- La mayoría de los SOs combinan *swapping* de páginas con reemplazo de páginas.

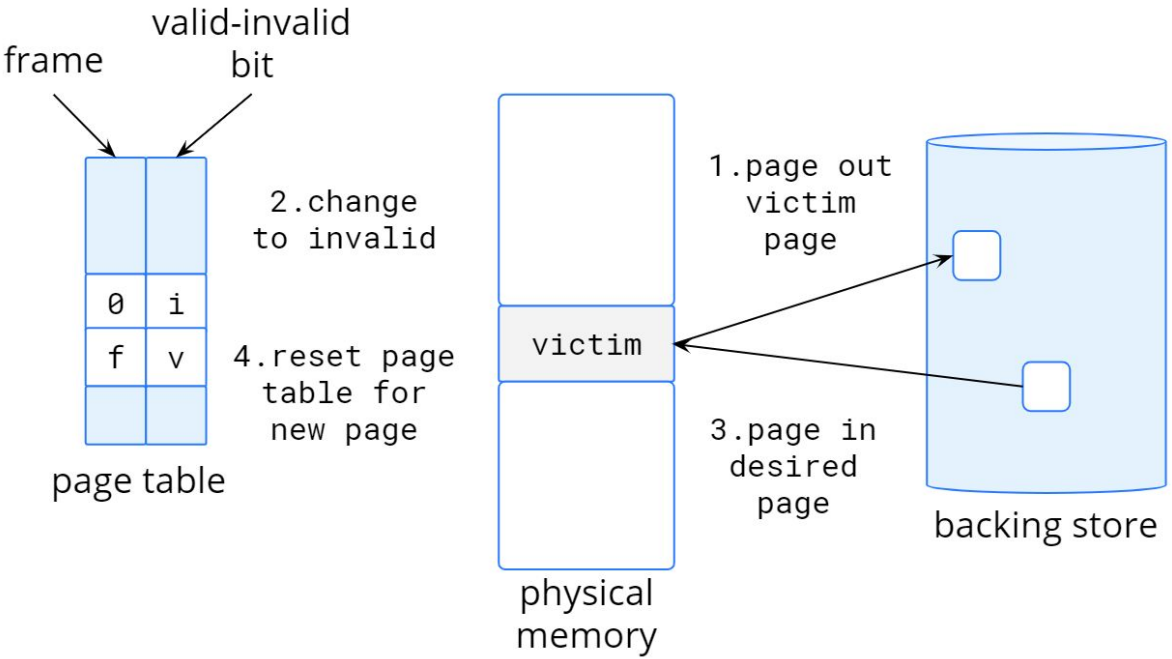
Reemplazo de páginas



Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas básico

- Si no hay ningún marco libre, se busca uno que no se esté utilizando y se libera.
- Se escribe su contenido en *swap* y se modifica la TP indicando que la página ya no está en memoria; a continuación se usa el marco liberado para la página por la cual el proceso falló.



Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas básico

- Se modifica la rutina de servicio de *page fault* para incluir el reemplazo de la página:
  - **1.** Encontrar la ubicación de la página deseada en almacenamiento secundario.
  - **2.** Encontrar un marco libre:
    - **a.** Si hay un marco libre, usarlo.
    - **b.** Si no hay un marco libre, usar un algoritmo de reemplazo de página para seleccionar un `marco víctima`.
    - **c.** Escribir el **`marco víctima`** en almacenamiento secundario (si es necesario); modificar la tabla de páginas y la tabla de marcos.
  - **3.** Leer la página deseada en el marco recién liberado; modificar la tabla de páginas y la tabla de marcos.
  - **4.** Continuar con la ejecución del proceso desde donde ocurrió el *page fault*.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas básico

- Si no hay marcos libres, se requieren dos transferencias de página (*page-out* y *page-in*); esto duplica el tiempo de servicio de *page fault* y aumenta el tiempo de acceso efectivo.
- Se puede reducir el *overhead* al usar un ***`bit de modificación`*** (***`modify bit`*** o ***`dirty bit`***) en cada página.
  - El *HW* modifica el *bit* cada vez que se escribe un *byte* en la página, indicando que ha sido modificada.
- Cuando se selecciona una página para reemplazar, se examina su ***`bit de modificación`***.
  - **Si está seteado**; la página se ha modificado desde cuando se leyó desde el almacenamiento secundario → se debe escribir la página en el almacenamiento.
  - **Si no está seteado**; la página no se ha modificado desde cuando se leyó en memoria → no se necesita escribir la página de memoria en el almacenamiento.
- Las páginas de solo lectura (por ej., páginas con código binario), no pueden ser modificadas, por lo tanto se pueden descartar.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas básico

- Se deben resolver dos problemas principales para implementar la paginación por demanda:
  - `Un algoritmo de asignación de marcos.`
  - `Un algoritmo de reemplazo de página.`
- Hay muchos algoritmos de reemplazo de página; cada SO tiene su propio esquema de reemplazo. En general, se selecciona el alg. que tenga la tasa de *page fault* más baja.
- Se evalúa un algoritmo ejecutándolo en una cadena particular de referencias de memoria (cadena de referencia - *reference string*) y calculando el número de *page faults*.
  - Solo se considera el número de página, en lugar de la dirección completa.
  - Para una referencia a una página **p**, cualquier referencia siguiente a la página **p** no causará *page fault*.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas básico

- Por ej., si se traza un proceso en particular y se tiene la siguiente secuencia de direcciones:
  - `0100, 0432, 0101, 0612, 0102, 0103, 0104, 0101, 0611, 0102, 0103, 0104, 0101, 0610, 0102, 0103, 0104, 0101, 0609, 0102, 0105`
- A `100` *bytes* por página, esta secuencia se reduce a la siguiente cadena de referencia:
  - `1, 4, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1`
- Para determinar la cantidad de *page faults* para una cadena de referencia particular y un algoritmo de reemplazo de página, también necesitamos saber la cantidad de marcos de página disponibles.
  - Es claro que a medida que aumenta el número de marcos disponibles, disminuye el número de *page faults*.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *FIFO (First-in, First-out)*

- El algoritmo de reemplazo *FIFO* asocia cada página con el momento en que esa página fue traída a memoria. Cuando se debe reemplazar una página, se elige la página más antigua.
- No es estrictamente necesario registrar el momento en que ingresa una página.
  - Se puede crear una cola *FIFO* para mantener todas las páginas en memoria.
    - Reemplazamos la página en la cabeza de la cola.
    - Cuando una página se trae a memoria, se inserta al final de la cola.
- Ejemplo:

Reference string	7	0	1	2	0	3	0	4	2	3	0	3	2	1	2	0	1	7	0	1
	7	7	7	**2**	2	2	2	**4**	4	4	**0**	0	0	0	0	**0**	0	**7**	7	7
		0	0	0	**0**	**3**	3	3	**2**	2	2	2	**2**	**1**	1	1	**1**	1	**0**	0
			1	1	1	1	**0**	0	0	**3**	3	**3**	3	3	**2**	2	2	2	2	**1**
Pages faults	F	F	F	F		F	F	F	F	F	F			F	F			F	F	F

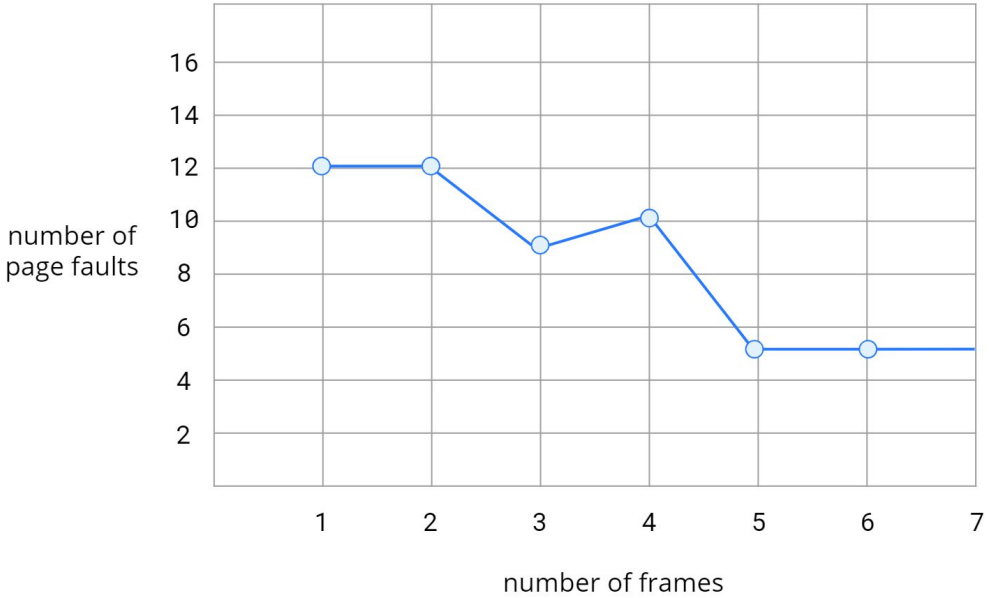
Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *FIFO (First-in, First-out)*

- El algoritmo de reemplazo de página *FIFO* es fácil de entender y programar. Sin embargo, su rendimiento no siempre es bueno.
- La página reemplazada puede ser un módulo de inicialización que se utilizó hace mucho tiempo y ya no es necesario, o podría contener una variable muy utilizada que se inicializó temprano y está en uso constante.
- Incluso si se selecciona una página activa para reemplazar, todo continúa funcionando correctamente.
  - Después de reemplazar una página activa por una nueva, ocurre un *page fault* de inmediato para recuperar la página activa (reemplazando a su vez otra página).
- Por lo tanto, una mala elección de reemplazo aumenta la tasa de *pages faults* y ralentiza la ejecución del proceso.
- Para ilustrar otros problemas, considere el siguiente *string* de referencia:
  - `1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5`

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *FIFO (First-in, First-out)*



- El número de fallos para **4** marcos (**10**) es mayor que el número de fallos para **3** (**9**).
- **Anomalía de Belady**: para algunos algoritmos de reemplazo de página, la tasa de *page fault* puede aumentar a medida que aumenta el número de marcos asignados.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *OPT* (*Optimal*)

- Reemplaza la página que no se utilizará durante el período de tiempo más largo.
- Este algoritmo garantiza la tasa de *page faults* más baja posible para un número fijo de marcos; además no sufre de la anomalía de Belady.

Reference string	7	0	1	2	0	3	0	4	2	3	0	3	2	1	2	0	1	7	0	1
	7	7	7	**2**	2	2	2	2	**2**	**3**	2	2	**2**	2	**2**	2	2	**7**	7	7
		0	0	0	**0**	0	**0**	**4**	4	4	**0**	0	0	0	0	**0**	0	0	**0**	0
			1	1	1	**3**	3	3	3	3	3	**3**	3	**1**	1	1	**1**	1	1	**1**
Pages faults	F	F	F	F		F		F			F			F				F		

- Solo **9** *page faults* (mucho mejor que *FIFO*, que da **15** *page fault*).
- Desafortunadamente, el algoritmo óptimo de reemplazo de página es difícil de implementar, ya que requiere un conocimiento futuro de la cadena de referencia (idem planificación *SJF*).
- El algoritmo óptimo se utiliza principalmente para realizar estudios de comparación con otros alg.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *LRU* (*Least recently used*)

- La distinción entre los algoritmos *FIFO* y *OPT* (aparte de mirar hacia atrás vs. hacia adelante en el tiempo) es que:
  - el alg. *FIFO* usa el tiempo en que una página fue traída a la memoria, mientras que,
  - el alg. *OPT* usa el tiempo en el cual se va a usar una página.
- Si utilizamos el pasado reciente como una aproximación del futuro cercano, entonces podemos reemplazar la página que no se ha utilizado durante el período de tiempo más largo.
- El reemplazo *LRU* asocia cada página con el momento de su último uso.
  - Cuando se debe reemplazar una página, *LRU* elige la página que no se ha utilizado durante el período de tiempo más largo.
- Podemos pensar en esta estrategia como el algoritmo óptimo de reemplazo de página que mira hacia atrás en el tiempo, en lugar de hacia adelante.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *LRU* (*Least recently used*)

Reference string	7	0	1	2	0	3	0	4	2	3	0	3	2	1	2	0	1	7	0	1
	7	7	7	**2**	2	2	2	**4**	4	4	**0**	0	0	**1**	1	1	**1**	1	1	**1**
		0	0	0	**0**	0	**0**	0	0	**3**	3	**3**	3	3	3	**0**	0	0	**0**	0
			1	1	1	**3**	3	3	**2**	2	2	2	**2**	2	**2**	2	2	**7**	7	7
Pages faults	F	F	F	F		F		F	F	F	F			F		F		F		

- 12 *page faults* (mejor que *FIFO* con 15). Además no sufre de la anomalía de Belady.
- La política de *LRU* se usa a menudo como un algoritmo de reemplazo de página y se considera adecuada. El principal problema es cómo implementarla.
- Un algoritmo de reemplazo de página *LRU* puede requerir asistencia de *HW*.
    - El problema es determinar un orden para los marcos definidos por el último uso.
- Dos implementaciones son factibles:

Reemplazo de páginas

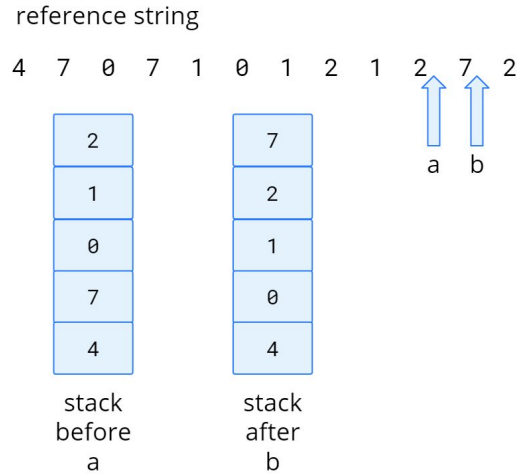
Reemplazo de páginas *LRU* (*Least recently used*)

- Contadores:
  - Se agrega a cada entrada de la TP un campo de **`tiempo de uso`** y se agrega a la *CPU* un reloj o contador lógico, el cual incrementa en cada referencia a memoria.
  - A su vez, cuando se referencia una página, el contenido del registro del reloj se copia al campo **`tiempo de uso`**.
  - De esta manera, siempre tenemos el "tiempo" de la última referencia a cada página.
    - Se reemplaza la página con el menor valor de tiempo.
  - Se requiere una búsqueda en la TP para encontrar la página *LRU* y una escritura en memoria por cada acceso.
  - Los tiempos también deben mantenerse cuando se cambian las tablas de páginas (debido a la planificación de la *CPU*).
  - También se debe considerar el desbordamiento del reloj.

Reemplazo de páginas

Reemplazo de páginas *LRU* (*Least recently used*)

- Pila:
  - Mantener una pila con los números de página.
    - Cada vez que se hace referencia a una página, se elimina de la pila y se coloca en la parte superior.
  - La página más utilizada recientemente siempre está en la parte superior, y la página menos utilizada en la parte inferior.



  - Debido a que las entradas deben eliminarse del medio de la pila, es mejor implementarla utilizando una lista doblemente enlazada con un puntero a la cabeza y uno a la cola.
  - Cada actualización es costosa, pero no se busca un reemplazo; el puntero de la cola apunta a la parte inferior de la pila, que es la página *LRU*.

Thrashing

- Considere lo que ocurre si un proceso no tiene suficientes marcos para su ejecución.
  - El proceso provocará un *page fault*, reemplazando alguna página.
  - Dado que todas sus páginas están activas, deberá reemplazar una página que necesitará de inmediato.
  - En consecuencia, falla una y otra vez, reemplazando las páginas que deberá traer nuevamente.
- Este alto nivel de paginación se denomina *thrashing*.
  - Un proceso se encuentra en *thrashing* si se la pasa más tiempo paginando que ejecutando.
  - El *thrashing* provoca graves problemas de rendimiento.

Thrashing

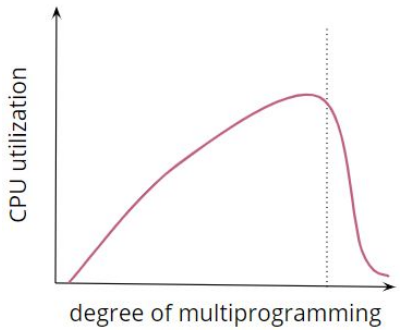
Causa

- El SO monitorea la utilización de la *CPU*.
  - Si la utilización de la *CPU* es baja, se aumenta el grado de multiprogramación introduciendo un nuevo proceso en el sistema.
- A su vez, se utiliza un alg. global de reemplazo de página, que reemplaza las páginas sin tener en cuenta el proceso al que pertenecen.
- Ahora supongamos que un proceso entra en una nueva fase de ejecución y necesita más marcos;
  - Comenzará a realizar page *faults* y a quitar marcos a otros procesos.
- Sin embargo, estos otros procesos también necesitan esas páginas, por lo que también fallan, quitando marcos de otros procesos.
- A su vez, los procesos que fallan deben usar el dispositivo de paginación para intercambiar (*swap*) páginas.
- A medida que se encolan en el dispositivo de paginación, la cola de listos se vacía y la utilización de la *CPU* disminuye.

Thrashing

Causa

- El planificador de la *CPU* detecta una disminución en la utilización de la *CPU* y aumenta el grado de multiprogramación.
- El nuevo proceso toma marcos de los procesos en ejecución, causando más *page faults* y una cola más larga en el dispositivo de paginación.
- Como resultado, la utilización de la *CPU* disminuye aún más, y el planificador de la *CPU* intenta aumentar aún más el grado de multiprogramación.



- Se produjo *thrashing* y el rendimiento del sistema se desploma.
- La tasa de *page fault* aumenta enormemente. Como resultado, aumenta el tiempo efectivo de acceso a memoria.
- El resultado es que no se realiza ningún trabajo, porque los procesos están dedicando todo su tiempo a la paginación.
- En este punto, para aumentar la utilización de la *CPU* y detener el *thrashing*, se debe disminuir el grado de multiprogramación.

Thrashing

Causa

- Podemos limitar los efectos del *thrashing* mediante el uso de un algoritmo de reemplazo local.
  - Requiere que cada proceso solo seleccione marcos de su conjunto de marcos asignados.
  - Por lo tanto, si un proceso comienza a hacer *thrashing*, no puede robar marcos de otro proceso y hacer que este último también caiga en *trashing*.
- El problema en parte continúa, ya que los procesos en *trashing* estarán en la cola de paginación la mayor parte del tiempo.
  - El tiempo de servicio promedio por *page fault* aumentará debido a la cola → el tiempo de acceso efectivo aumentará para todos los procesos.
- Para evitar el *thrashing* debemos proporcionar a un proceso con tantos marcos como sea necesario, observando cuántos marcos está utilizando actualmente → modelo de localidad de ejecución del proceso.
  - Establece que, a medida que se ejecuta un proceso, se mueve de una localidad a otra.
  - Una localidad es un conjunto de páginas que se usan juntas activamente.

Thrashing

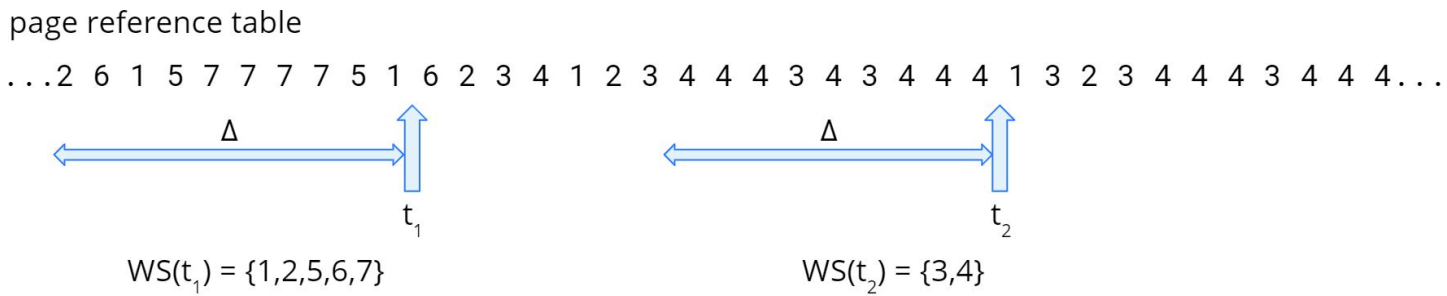
Causa

- Un programa en ejecución generalmente se compone de varias localidades diferentes, que pueden superponerse.
- Por ej., cuando se llama a una función, se define una nueva localidad.
    - En esta localidad se hacen referencias de memoria a las instrucciones de la llamada a la función, sus variables locales y un subconjunto de las variables globales.
- Cuando sale de la función, el proceso abandona esta localidad, ya que las variables locales y las instrucciones de la función ya no están en uso activo.
- Más tarde se puede regresar a esta misma localidad.

Thrashing

Working-Set Model

- El modelo de conjunto de trabajo se basa en el supuesto de localidad, utilizando un parámetro, **Δ**, para definir la ventana del conjunto de trabajo.
- La idea es examinar las referencias de página **Δ** más recientes, las cuales conforman el conjunto de trabajo.
- Si una página está activa, estará en el conjunto de trabajo, y si ya no se usa, caerá del conjunto de trabajo **Δ** unidades de tiempo después de su última referencia. Por lo tanto, el conjunto de trabajo es una aproximación de la localidad del programa.
- Por ej., si **Δ = 10** referencias de memoria, entonces el conjunto de trabajo en el tiempo t_1 es **{1, 2, 5, 6, 7}**. Para el tiempo t_2, el conjunto de trabajo ha cambiado a **{3, 4}**.



Thrashing

Working-Set Model

- La precisión del conjunto de trabajo depende de la selección del Δ.
  - Si el Δ es demasiado pequeño, no abarcará toda la localidad.
  - Si el Δ es demasiado grande, puede superponerse a varias localidades.
  - Si el Δ es infinito, el conjunto de trabajo es el conjunto de páginas utilizadas durante la ejecución del proceso.
- La propiedad más importante del conjunto de trabajo es entonces su tamaño. Si calculamos el tamaño del conjunto de trabajo WSS_i, para cada proceso en el sistema, entonces podemos considerar que:
  - $D = \sum WSS_i$, donde D es la demanda total de marcos.
- Cada proceso está utilizando activamente las páginas de su conjunto de trabajo. Por lo tanto, el proceso necesita WSS_i marcos.
- Si la demanda total es mayor que el número total de marcos disponibles ($D > m$) se producirá *thrashing*, porque algunos procesos no tendrán suficientes marcos.

Thrashing

Working-Set Model

- Una vez que se ha seleccionado el **Δ**, el uso del modelo de conjunto de trabajo es simple.
  - El SO monitorea el conjunto de trabajo de cada proceso y le asigna suficientes marcos como para proporcionarle su tamaño de conjunto de trabajo.
  - Si hay suficientes marcos adicionales, se puede iniciar otro proceso.
  - Si la suma de los tamaños de los conjuntos de trabajo aumenta, excediendo el número total de marcos disponibles, el SO selecciona un proceso para suspender.
  - Las páginas del proceso se escriben (*swapped*) y sus marcos se reasignan a otros procesos.
  - El proceso suspendido se puede reiniciar más tarde.

Thrashing

Working-Set Model

- Esta estrategia de conjunto de trabajo evita el *thrashing* mientras mantiene el grado de multiprogramación lo más alto posible.
- Por lo tanto, optimiza la utilización de la *CPU*.
- La dificultad con este modelo es hacer un seguimiento del conjunto de trabajo.
- La ventana del conjunto de trabajo es una ventana móvil. En cada referencia de memoria, aparece una nueva referencia en un extremo, y la referencia más antigua cae en el otro extremo.
- Una página está en el conjunto de trabajo si se hace referencia a ella en cualquier parte de la ventana.
- Se puede aproximar el modelo del conjunto de trabajo con una interrupción del temporizador de intervalo fijo y un *bit* de referencia.

Asignación de memoria del *kernel*

- La memoria del *kernel* a menudo se asigna desde un grupo de memoria libre diferente a la utilizada para satisfacer los procesos en modo usuario.
- Hay dos razones principales para esto:
  - **1.** El *kernel* solicita memoria para estructuras de datos de diferentes tamaños, algunos de los cuales tienen menos de una página de tamaño.
    - Como resultado, el *kernel* debe usar la memoria de forma conservadora e intentar minimizar el desperdicio debido a la fragmentación.
    - Esto es importante porque muchos SOs no someten el código del *kernel* o sus datos al sistema de paginación.
  - **2.** Ciertos dispositivos de *HW* interactúan directamente con memoria física, sin el beneficio de una interfaz de memoria virtual y, en consecuencia pueden requerir memoria que reside en páginas físicamente contiguas.
    - Las páginas asignadas a los procesos en modo usuario no tienen que estar necesariamente en memoria física contigua.

Asignación de memoria del *kernel*

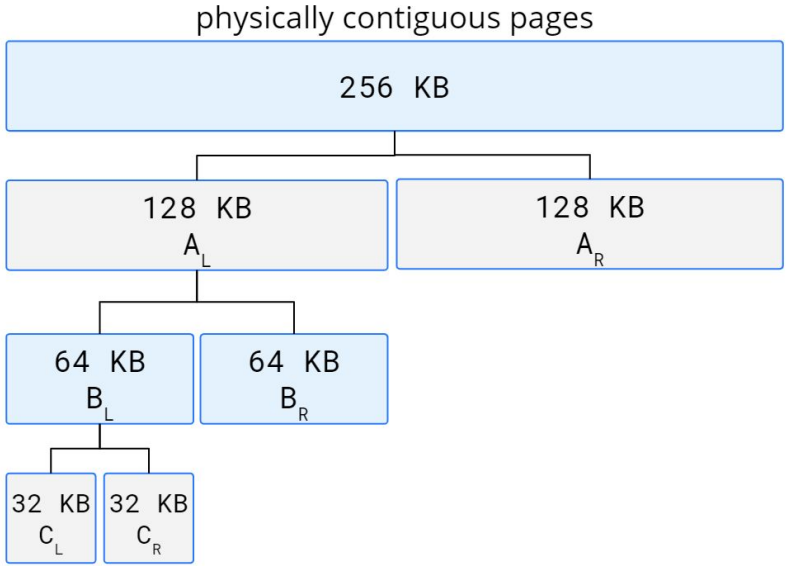
Buddy System (descomposición binaria)

- El *buddy system* asigna memoria de segmentos de tamaño fijo que consiste en páginas físicamente contiguas.
- La memoria se asigna desde este segmento utilizando un asignador de potencia de 2, que satisface las solicitudes en unidades de tamaño con una potencia de 2 (4 KB, 8 KB, 16 KB, etc.).
- Una solicitud en unidades de tamaño menor se redondea a la siguiente potencia más alta de 2. Por ej., una solicitud de 11 KB se satisface con un segmento de 16 KB.
- Considerando un tamaño de segmento de 256 KB si el *kernel* solicita 21 KB:
  - El segmento se divide en dos *buddies* (amigos), A_L y A_R de 128 KB c/u.
  - Uno de estos se divide en dos *buddies* de 64 KB: B_L y B_R.
  - La siguiente potencia más alta de 2 de 21 KB es 32 KB, por lo que B_L o B_R se divide nuevamente en dos *buddies* de 32 KB, C_L y C_R.
  - Uno de estos *buddies* se utiliza para satisfacer la solicitud de 21 KB (C_L es el segmento asignado).

Asignación de memoria del *kernel*

Buddy System (descomposición binaria)

- Una ventaja es la rapidez con la que los *buddies* adyacentes se pueden combinar para formar segmentos más grandes utilizando una técnica conocida como fusión (***coalescing***).
- Ej.: cuando el *kernel* libera C_L, se puede fusionar C_L y C_R en un segmento de 64 KB.
- A su vez B_L puede fusionarse con su *buddy* B_R para formar un segmento de 128 KB.
- Finalmente, podemos terminar con el segmento original de 256 KB.

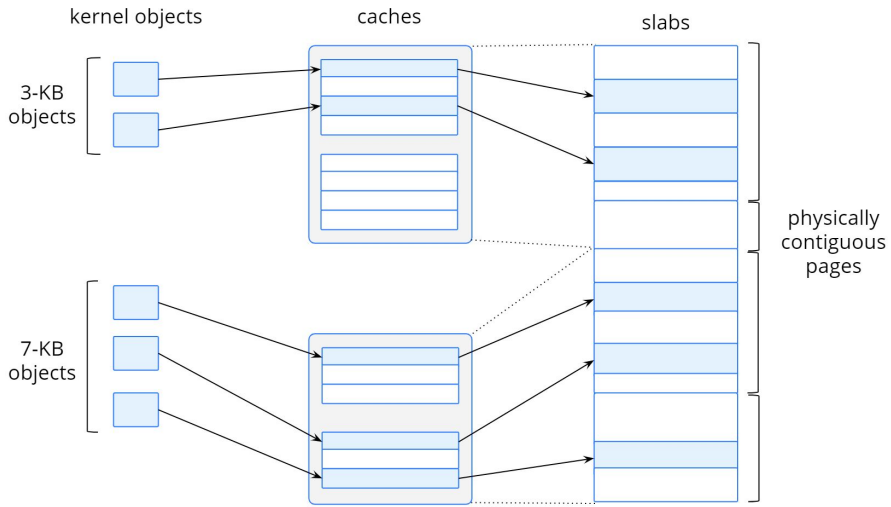


- El inconveniente del sistema de *buddies* es que redondear a la siguiente potencia más alta de 2 cause probablemente fragmentación dentro de los segmentos asignados.

Asignación de memoria del *kernel*

Slab Allocation

- Un *slab* está formado por una o más páginas físicamente contiguas.
- Un caché consta de uno o más *slabs*.
- Hay una memoria caché por cada estructura de datos del *kernel*; por ej., una para los descriptores de proceso, otra para objetos de archivo, otra para semáforos, etc.
- Cada caché se llena con objetos conformados por instancias de la estructura de datos del *kernel* que representa la caché.



- Por ej., la caché que representa semáforos almacena instancias de objetos semáforos, la caché que representa descriptores de proceso almacena instancias de objetos descriptores de proceso, y así sucesivamente.

Asignación de memoria del *kernel*

Slab Allocation

- El algoritmo de asignación de *slabs* utiliza cachés para almacenar objetos del *kernel*.
- Cuando se crea una memoria caché, se le asigna una serie de objetos, que inicialmente se marcan como libres.
- El número de objetos en la caché depende del tamaño de la *slab* asociada.
- Por ejemplo, una *slab* de 12 KB (compuesta por 3 páginas contiguas de 4 KB) podría almacenar 6 objetos de 2 KB.
- Cuando se necesita un nuevo objeto para una estructura de datos del *kernel*, el asignador puede seleccionar cualquier objeto libre del caché para satisfacer la solicitud.
- El objeto asignado desde el caché se marca como usado.

Otras consideraciones

- *Prepaging*
- *Page Size*
- *TLB Reach*
- *Inverted Page Tables*
- *Program Structure*
- *I/O Interlock and Page Locking*

Ejemplos de sistemas operativos

- Linux
- Windows
- Solaris