Ambiente de operación de la CPU x86 en modo protegido

Esquema de administración de la memoria

Cada descriptor descriptor de segmento especifica (entre otras cosas) la dirección base, el tipo y el tamaño límite de un segmento. Una dirección lógica está compuesta de un selector de segmento y un offset de 32 bits. La dirección lineal es la dirección base del segmento más el offset. Con solamente segmentación, una dirección lineal es también la dirección física. Si la paginación está habilitada, la CPU traduce la dirección lineal a dirección física a través de dos niveles de tablas de página.

Excepciones e interrupciones

En el modo real los vectores de excepción y de interrupción están en el 1KB bajo de la memoria de modo real. En el modo protegido, las excepciones e interrupciones están representadas por puertas de trampa y de interrupción en una tabla de descriptores de interrupción. La CPU usa la tabla de descriptores de interrupción para el procesamiento de excepciones e interrupciones. Las tablas de descriptores deben ser establecidas apropiadamente antes de “switchear” la CPU al modo protegido. Si se usa paginación, las tablas de páginas también deben ser establecidas antes de habilitar el hardware de paginación.

Administración de memoria en modo protegido

La administración de memoria consiste de traducción de dirección y de protección de memoria. En el modo protegido, el hardware de administración de memoria de la CPU x86 soporta segmentación y paginación.

14.2.1 Segmentación

Una CPU x86 en modo protegido tiene 6 registros de segmento, denotados por cs, ds, ss, es, fs y gs. Cada registro de segmento es de 16 bits, pero su contenido ya no es una dirección base como en el modo real. En lugar de ello, especifica el índice de un descriptor de segmento en una tabla de descriptores. Cada descriptor de segmento contiene la dirección base y el tamaño límite del segmento que se describe con él. La dirección lineal, la cual es también la dirección física es la dirección base del segmento más el offset. El formato de un registro de segmento se muestra en la Fig. 14.1

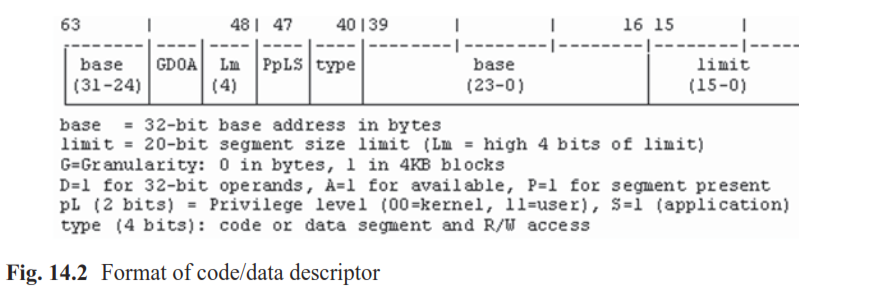


en la cual el index es un offset de 13 bits en una tabla de descriptores, T=0 significa que el selector se refiere a la Global Descriptor Table (GDT), T=1 significa que el selector se refiere a una Local Descriptor Table (LDT), RPL –Run Privilege Level-- es el nivel de privilegio del segmento para protección. Los dos bits del nivel de privilegio varían desde 00, el cual es el nivel más alto, hasta 11, el cual es el nivel más bajo. Los cuatro niveles de privilegio forman un conjunto de anillos de protección, los cuales pueden ser usados para implementar sistemas operativos seguros con múltiples capas de protección. Todos los sistemas tipo Unix usan solamente dos niveles de privilegio; el nivel kernel y el nivel usuario. Para MTX en modo protegido, se usarán dos niveles de privilegio, RPL=0 para el modo kernel y 3 para el modo usuario. Cuando un proceso se ejecuta en el nivel de privilegio 0, éste puede ejecutar cualquier segmento de código y acceder a cualquier segmento de datos. Cuando un proceso se ejecuta en el nivel de privilegio 3, éste no puede acceder a cualquier segmento de RPL 0 directamente. Esto hace que los programas de modo usuario no puedan ejecutar código kernel o acceder a datos del kernel. Como es usual, un proceso de modo usuario puede entrar al modo kernel solamente a través de interrupciones, excepciones, o haciendo explícitamente llamadas al sistema (syscalls).

En el modo protegido, una dirección lógica está compuesta de dos partes: un selector de segmento de 16 bits y un offset de 32 bits, el cual especifica la dirección relativa dentro del segmento. Dada una dirección lógica LA = [segment : offset], la CPU usa el bit T del selector de segmento para acceder ya sea a la GDT o a una LDT. Si T=0, usa la GDT, a la cual apunta el registro GDTR de la CPU. Si T=1, usa una LDT a la cual apunta el registro LDTR de la CPU. Un sistema tiene solamente una GDT, la cual especifica los segmentos de código y de datos del kernel que son comunes para todos los procesos. Cada proceso podría tener su propia LDT, la cual especifica el espacio de direcciones de modo usuario de ese proceso.

14.2.1.1 Descriptores de segmento

La Figura 14.2 muestra el formato de un descriptor de segmento de código o de datos, cada descriptor de segmento es de 8 bytes.



Los descriptores de segmento están ya sea en la GDT o en una LDT. El registro GDTR de la CPU apunta a un descriptor de GDT (no confundir con descriptor de segmento) que contiene la dirección y tamaño de la GDT (en realidad el descriptor de GDT contiene la dirección de la GDT y la cantidad de descriptores en la GDT menos 1). Similarmente, el registro LDTR apunta a un selector de LDT en la GDT, el cual apunta a la LDT.

Cuando se establecen la GDT y la LDT es conveniente definir unos cuantos prototipos de descriptores de segmento. Por ejemplo, los siguientes descriptores definen segmentos de código y de datos de 4GB de GDT (límite = 0xFFFFF, y granularidad página G=1, i.e. granularidad de 4KB=4096=0x1000=2^{12} bytes), entonces

Tamaño de segmento = (límite+1) \* (granularidad página)

= 0x100000 \* 0x1000 = 2^{20} \* 2^{12}

= 2^{32} = 4GB



Similarmente, los siguientes descriptores definen dos segmentos de código y de datos de 2MB de una LDT (límite = 0x001FF, y granularidad página, i.e. granularidad de 4KB=4096=0x1000=2^{12} bytes), entonces

Tamaño de segmento = (límite+1) \* (granularidad página)

= (0x001FF+1) \* 0x1000 = 0x00200 \* 0x1000 = 2^{9} \* 2^{12}

= 2^{21} = 2^{20}\*2 = (1MB) \* 2 = 2MB



Para diferentes direcciones base, simplemente hay que cambiar el campo dirección base (el byte 7 y los bytes del 4 al 2, los bytes se enumeran del 0 al 7 de derecha a izquierda y recordemos que dos cifras hexadecimales corresponden a un byte) en el prototipo de descriptor. Similarmente, se puede cambiar los campos límite (nibble bajo del byte 6 y los bytes 1 y 0) para obtener diferentes tamaños de segmento. Además de descriptores de segmento de código y de datos, la GDT también contiene Descriptores de Segmento eStado de Tarea (Task State Segment Descriptor, TSSD). Un TSSD se refiere a un Segmento de eStado de Tarea (Task State Segment, TSS), el cual es una estructura de datos usada por la CPU para guardar los registros de la CPU durante un “switcheo” de tarea por hardware. Este segmento también especifica la dirección lógica de las pilas para los niveles de privilegio 0, 1 y 2.

14.2.1.2 Modelos de Segmentación

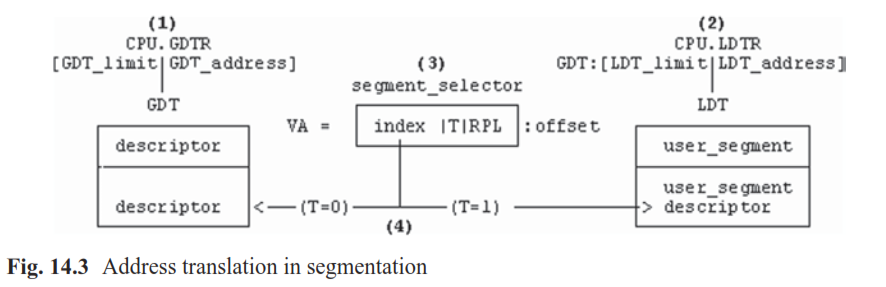
La administración de memoria por segmentación puede utilizar varios modelos de memoria diferentes:

El modelo plano (Flat model): En el modelo plano, todos los segmentos tienen base = 0, G = 1 (4KB) y limit = 0xFFFFF (1MB). En este caso, el mapeo de dirección virtual a dirección física es uno a uno. Una dirección virtual de 32 bits es un offset desde 0, así que también es una dirección física. Un uso especial del modelo plano es para paginación. Antes de habilitar el hardware de paginación, todos los segmentos son establecidos al tamaño máximo de tal manera que el rango de direcciones lineales es de 4 GB.

El modelo plano protegido (Protected flat model): En el modleo plano protegido, los segmentos son mapeados a memoria existente estableciendo el tamaño límite al tamaño de la memoria física disponible. Cualquier intento de acceder a memoria fuera del límite de segmento generará un error de protección.

El modelo multi-segmento (Multi-segment model): En el modelo multi-segmento, un programa podría usar todos los registros de segmento para acceder a hasta 6 segmentos protegidos.

La Figura 14.3 muestra la traducción de memoria de la CPU y el esquema de protección de memoria en segmentación, los cuales son explicados con las etiquetas de la (1) a la (4).



1. El registro GDTR de la CPU contiene un descriptor de GDT = [GDT\_limit | GDT\_address]. La GDT contiene descriptores de segmento globales de 8 bytes. Cada descriptor de segmento tiene una dirección base de 32 bits, un tamaño límite y un nivel de privilegio de 2 bits.
2. Como la GDT, la LDT también contiene descriptores de segmentos locales de 8 bytes. A diferencia de la GDT, la cual puede estar localizada en cualquier parte en la memoria, el descriptor LDT debe estar colocado en la GDT y cargar el registro LDTR con su selector en la GDT.
3. Una dirección virtual VA = [segment\_selector de 16 bits : offset de 32 bits].
4. El index de 13 bits es usado para acceder a un descriptor de segmento ya sea en la GDT (T=0) o en una LDT (T=1). Un programa se ejecuta en el nivel de privilegio (CPL, Current Privilege Level) de su selector de segmento de código. Cuando un programa usa un selector (RPL, Required Privilege Level) para acceder a un descriptor de segmento de datos (DPL, Descriptor Privilege Level), la CPU hace una prueba de privilegio de acuerdo con la siguiente expresión: max(CPL,RPL)<=DPL. Si el acceso intentado pasa la prueba de privilegio, la dirección física es PA = segment\_base + offset, la cual debe estar dentro del límite del segmento. Un segmento de pila es un segmento de datos R|W en el cual el bit de tipo de segmento E está establecido para que se expanda hacia abajo y una dirección física PA en un segmento de pila debe ser más grande que el límite del segmento. Como en el modo real de 16 bits, en el sistema MTX no usaremos segmentos de pila debido a las restricciones de las variables apuntador en C.

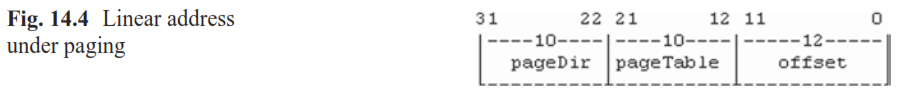
En general, un programa se ejecuta en segmentos de código con el mismo nivel de privilegio. Podría llamar procedimientos en un segmento de código conforme de nivel de privilegio más alto pero se ejecuta en el nivel de privilegio del programa original. Esta característica permite a los programas de modo usuario llamar a procedimientos en segmentos de código conformes de kernel. Un programa solamente puede transferir el control a un segmento de código no conforme de nivel de privilegio más alto a través de puertas en la Tabla de Descriptores de Interrupción (IDT, Interrupt Descriptor Table). Para MTX en modo protegido, supondremos dos niveles de privilegio y usaremos solamente segmentos de código no conformes, los cuales evitan que los programas de modo usuario ejecuten código kernel directamente.

14.2.2 Paginación

En el modo protegido, se puede también administrar la memoria por paginación. En la CPU x86, la paginación es implementada sobre la segmentación. Una dirección lógica primero es mapeada por segmentación a una dirección lineal. Si la paginación no está habilitada, la dirección lineal es también la dirección física. Si la paginación está habilitada, la dirección lineal es adicionalmente mapeada por el hardware de paginación de la CPU a una dirección física. En la mayoría de los sistemas de paginación el término paginación se refiere a paginación pura, el cual no tiene una noción de segmentos. La mayoría de los sistemas tipo Unix usan paginación pura. En la CPU x86 no hay forma de deshabilitar la segmentación, pero hay una forma de darle la vuelta. Cuando se está usando paginación, primero establecemos un modelo de segmento plano en el cual todos los segmentos son de tamaño 4GB, lo cual efectivamente esconde la capa de segmentación, haciéndola transparente. Entonces establecemos tablas de página y activamos la paginación. Con la paginación habilitada, una dirección lineal de 32 bits es tratada por la unidad de administración de memoria de la CPU (MMU, Memory Management Unit) como una

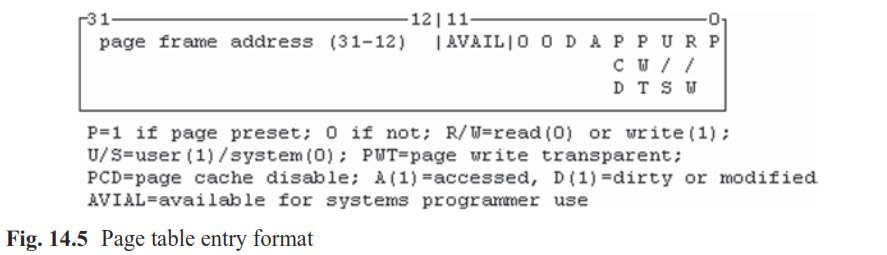
triada = [pageDir, pageTable, offset],

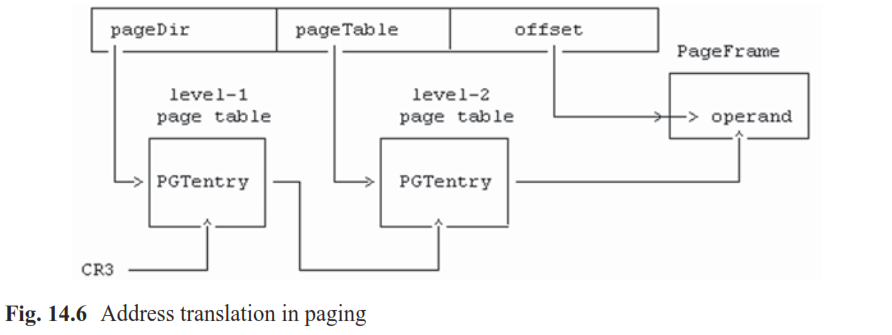
como se muestra en la Fig. 14.4.



14.2.2.1 Directorio de Página y Tablas de Página

En una dirección lineal, el pageDir se refiere a una entrada en una tabla de página de nivel 1, la pageTable se refiere a una entrada en una tabla de página de nivel 2 y el offset es la dirección relativa en la página. El tamaño de página normal es de 4KB. Con extensión de tamaño de página (PSE, Page Size Extension), algunas CPU x86 también soportan tamaño de superpágina de 4MB. Cuando se está usando paginación la MMU primero usa el registro de control CR3 para localizar el directorio de página, el cual es la tabla de página de nivel 1. Cada entrada de tabla de página tiene el formato mostrado en la Fig. 14.5.





14.2.2.2 Traducción de Dirección con Paginación

La Figura 14.6 ilustra el procedimiento de traducción de dirección con paginación. El registro CR3 de la CPU a la tabla de página de nivel 1. Dada una dirección lineal, la MMU primero usa el pageDir de 10 bits para localizar una entrada en la tabla de página de nivel 1. Suponga que la entrada de tabla de página de directorio está presente y que la prueba de acceso es OK. La MMU usa la dirección de frame de página de 20 bits de la entrada de tabla de página para localizar la tabla de página de nivel 2. Entonces usa el pageTable de 10 bits para localizar la entrada en la tabla de página de nivel 2. Suponga que la entrada de página está presente y que la prueba de acceso es OK también. La entrada de la tabla de página contiene la dirección del frame de página en memoria. La dirección física final es PA = (page frame address << 12) + offset. Dado que la paginación usualmente se apoya en el modelo de segmento plano, la protección a través de revisar los límites de segmento ya no tiene sentido. Con paginación, la protección es forzada por las entradas de tabla de página individuales. Una página está presente o no está presente. Un intento de acceder a una página no presente genera una page fault. Además, una entrada de tabla de página puede ser marcada ya sea como de solo lectura o escribible. Un intento de escribir a una página de solo lectura también genera una page fault. Los bits de acceso (A) y dirty (D) pueden ser usados para implementar remplazamiento de página en demand-paging.

14.2.2.3 Translation Lookaside Buffer (TLB)

Para aumentar la velocidad del proceso de traducción de paginación, la CPU almacena las entradas de tabla de página más recientemente usadas en una memoria cache interna, llamada la TLB. La mayor parte de la paginación se realiza usando los contenidos de la TLB. Se realizan ciclos de bus solamente cuando se usa una página nueva. Siempre que las tablas de página son cambiadas, el kernel del sistema operativo debe vaciar la TLB para evitar usar entradas de antiguas en la TLB. El vaciado de la TLB se puede hacer recargando el registro de control CR3. Entradas individuales en la TLB se pueden vaciar usando la instrucción INVPLG.

14.2.2.4 Full Paging

El esquema de paginación más simple es full paging. En este esquema, todas las páginas de una imagen de proceso son alojadas en frames de página física una vez. Después de cargar una imagen de proceso en frames de página, las páginas están siempre presentes. El esquema full paging puede ser estático o dinámico, dependiendo de cómo son alojados los frames de página. En paginación estática, cada imagen es alojada en una sola pieza de memoria física contigua alineada a frontera de página. El área de memoria es dividida en una secuencia de frames de página, las cuales son usadas como entradas de tabla de página. La principal ventaja de la paginación estática es que es extremadamente fácil de implementar. Primero, la imágenes de proceso pueden ser manejadas como particiones de tamaño variable por el algoritmo simple first fit. Segundo, es muy fácil construir tablas de página dado que todos los frames de página son contiguos. Tercero, no hay necesidad de mantener una estructura de datos separada para manejar los frames de página libres. En la paginación dinámica, las páginas de una imagen son alojadas dinámicamente. La principal ventaja de este esquema es que una imagen puede ser cargada en cualesquiera frames de páginas disponibles, los cuales no tienen que ser contiguos.

14.2.2.5 Demand-Paging

En demand-paging, las tablas de página de una imagen de proceso son construidas de acuerdo al tamaño de la imagen, pero no todas las páginas son frames de página alojados. Las páginas que no tienen frames de página sonmarcadas como no presentes. La dirección de frame en una entrada de tabla de página ausente podría apuntar a su ubicación en un dispositivo físico, por ejemplo, un número de bloque en un disco swap que contiene la imagen de página. Durante la ejecución, cuando un proceso intenta hacer referencia a una página que no está presente, éste genera una page fault, la cual cae en una trampa hacia el kernel del sistema operativo. El manejador de page fault del kernel del sistema operativo puede alojar un frame de página para la página, cargar la página faltante en el frame de página y cambiar la entrada de tabla de página a presente. Entonces el manejador le permite al proceso continuar con la entrada de tabla de página válida. Demand-paging es la base de la memoria virtual, en la cual el espacio de dirección virtual de un proceso puede ser mucho más grande que la memoria física alojada para este.

REF.

Wang., K.C. Design and Implementation of the MTX Operating System. Editorial Springer Nature, 2015. Capítulo 14.

K. C. Wang (auth.) - Design and Implementation of the MTX Operating System-Springer International Publishing (2015).pdf

p\'ag. 387 (400/551).