

Trabajo Práctico 2

Sistemas Operativos

Segundo Cuatrimestre 2008

Resumen

Se pide realizar un programa que conmute diferentes procesos, asignandoles a cada uno un tiempo de ejecucion. El multitasker no corre sobre ningun Sistema Operativo, se ubica en memoria utilizando un bootloader GRUB. El mismo debe ser implementador para plataformas Intel de 32 bits, en modo protegido. El multitasker debe ser preemptivo y tomar como base la interrupcion de hardware correspondiente al timer tick.

Introduccion

Para realizar el trabajo se parte del Trabajo especial presentado para la materia "Arquitecturas de computadoras" y se procede a implementar el multitasker desde ahí. En cuanto al multitasker, este presenta 2 tipos de funcionamiento: round robin y round robin con prioridades, los cuales serán explicados con mas detalle en la seccion correspondiente.

En cuanto al desalojo de procesos, se decicio no utilizar el método provisto por el procesador sino que se implementó uno desde cero.

La preemptividad del multitasker se asegura dado que los procesos que estan corriendo no pueden hacer nada para evitar se sacados del procesador ya que no participan en esto sino que se utiliza la interrupcion INT08 para determinar cuando un proceso debe desalojar el mismo.

Organización de la entrega

El codigo para el trabajo practico se divide en 2 grandes partes, la carpeta src, donde se encuentra tanto el codigo fuente C como el codigo fuente de assembler, y la carpeta include donde se guardan los archivos.h. Tanto include como src comparten una subdirectorio llamado drivers donde se encuentra el codigo que maneja los distintos dispositivos (serial, video, tty, teclado). Por otro lado el directorio src provee un subdirectorio de nombre apps donde se aloja tanto el codigo fuente de las aplicaciones del sistema operativo como los header de las mismas.

Ademas, en el raiz se ubican el Makefile y los subdirectorios de la Imagen del Sistema operativo y el codigo binario del mismo.

Contexto de Tareas

Se optó por implementar una versión propia del switcher de contextos de tareas. Es interesante que debido a que cada proceso tiene su propia zona de memoria no es necesario hacer un backup del stack de los mismos sino que alcanza con hacer backup de los registros en el momento en que se cambia de proceso y restaurarlo despues. Ya que el scheduler guarda en cada registro asignado a los procesos cual era su ESP en el momento en que estos abandonaron el microprocesador.

Generador de contextos

Cuando se crea un nuevo proceso se genera el stack frame del mismo, esto se implementa por medio de una funcion de assembler de nombre createStackFrame, la misma recibe como parametro la direccion del nuevo ESP y un puntero a funcion que corresponde a la nueva funcion a ejecutar.

Lo que hace es reemplazar el registro ESP por el valor que recibe como parametro y luego pushea el estado de los registros, CS y ESP. Esto se hace para que cuando el scheduler le de el procesador a este proceso, el mismo encuentre su contexto sin inconsistencias. Finalmente retornaen su nombre el valor de ESP a la función createProcess.

Generador de procesos

Los procesos se crean llamando a CreateProcess, la cual se encarga de: por un lado le asigna una pagina de memoria al stack y otra al heap, luego inicializa la misma y finalmente llama a createStackFrame para guardar toda esta informacion en arreglo de estructuras de tipo process_t, las mismas serán utilizadas luego por el scheduler y la funcion top para realizar las tareas de multitasking. Vale aclarar que es aquí donde se asignan las prioridades a los procesos para que luego el scheduler decida cuanto

tiempo viviran en el procesador.

Entrada Salida

Cuando se trata de entrada/salida se mantuvo el mismo modelo que se tenía anteriormente realizandole las modificaciones necesarias para que funcionara en esta nueva versión del sistema operativo. Para brindar mayor escalabilidad y facilidad al realizar programas se maneja la entrada/salida por medio de file descriptors, que hacen que la lectura o escritura sean transparentes para el usuario, solo basta indicar el file descriptor que se quiere utilizar y el sistema operativo se encarga de llamar a las funciones que hagan falta por lo que la sintaxis para escribir en el puerto serial y la de un printf a stdout no varían mas alla de indicar el file descriptor destino.

Una vez que el kernel cargó, este le asigna un FD de lectura y un FD de video a la TTY activa, se hablará mas de TTYs en la sección correspondiente.

Ademas vale destacar que la librería de entrada/salida que se le ofrece al programador del sistema operativo (se encuentra en io.c) es bastante completa e implementa las funciones de la conocida stdio de UNIX, lo cual ayuda tambien a facilitar al programador las herramientas para desarrollar al no tener que aprender nuevas funciones.

TTY

Las multiples TTYs fueron implementadas como un vector de TTYs, donde la estructura que define a cada una indica si las mismas están activas y mantienen datos sobre los File Descriptors que estas tienen asignados. Actualmente se soportan hasta 7 TTYs, lo cual es modificable en el archivo tty.h.

Las TTYs funcionan independientemente unas de otras y tienen como agregados muy util la posibilidad de hacer scroll dentro de las mismas para ver comandos anteriores y sus respuestas por medio de la tecla pg up y pg down, esto es posible porque guardan un buffer de video mas alla de lo que la pantalla llega a mostrar. Ademas las TTYs implementan versiones de getByte y setByte propias a las mismas para controlar el flujo de entrada/salida de los procesos asociados a ellas, esto decidio resolverse asi ya que debia controlarse la como los procesos que corren consumen caracteres de la entrada o escriben en la salida.

Scheduler

El Scheduler funciona de dos maneras: en round-robin y en round-robin con prioridades, el funcionamiento de las dos es similar, con la salvedad de que el primero siempre le asigna un tiempo de procesador de 1 timer tick a cada proeso, mientras que el segundo asigna tiempos que varían entre 1 y 4 dependiendo de la prioridad de cada proceso. La implementación del scheduler va de la mano del cambio de contextos ya que es el scheduler el que le dicta cual es la direccion del nuevo ESP. La version entregada solo ofrece soporte para 64 aplicaciones facilmente expandible a mas modificando la constante simbolica correspondiente.

El scheduler esta implementado como una cola circular que cada vez que debe dar el procesador a otro proceso actua de la siguiente manera:

- Guarda el ESP actual en la estructura del proceso actual.
- Lee el estado del siguiente proceso en la lista, si el estado del mismo no es PROC_READY entonces lee el del proximo.
- Repite el segundo paso hasta encontrar un proceso con estado PROC_READY
- Retorna el subindice en la cola del nuevo proceso

En el caso del scheduler con prioridad la implementacion es muy similar

- Guarda el ESP actual en la estructura del proceso actual.
- Si el proceso actual estuvo menos tiempo en el procesador del tiempo que debe entonces lo deja y le suma 1 a la cantidad de time slots que vivio
- Por el contrario, si ya cumplio su tiempo de vida:
Lee el estado del siguiente proceso en la lista, si el estado del mismo no es PROC_READY entonces lee el del proximo.

- Repite el tercer paso hasta encontrar un proceso con estado PROC_READY
- En la estructura que define a este proceso setea su tiempo vivido con 0
- Retorna el subíndice en la cola del nuevo proceso

De esta manera, el scheduler mantiene a los procesos bloqueados fuera del procesador hasta que estos se desbloqueen. Vale aclarar que los procesos bloqueados por tratar de leer de una entrada sin datos son desbloqueados cuando alguien escribe en esa entrada por el controlador de la misma.

Estado de Procesos

El estado de los procesos en cualquier momento dado es uno de los siguientes:

- PROC_BLOQUED
- PROC_SLEEP_BLOQUED - Para procesos que estan durmiendo
- PROC_STDIN_BLOQUED - Para procesos que se bloquearon leyendo una entrada vacia
- PROC_READY - Para procesos que no estan bloqueados ni ejecutandose
- PROC_EXECUTING - Para procesos que estan ejecutandose

Ademas, a cada proceso le corresponde una prioridad entre 0 y 4 que indica la importancia del mismo, siendo 0 la minima y 4 la máxima, cualquier intento de cambiar la misma por un valor no comprendido entre estos dos hará que el proceso automáticamente tenga prioridad 0.

La prioridad de los procesos se utiliza principalmente para determinar cuantos time slots se le asigna a cada proceso (recordar que 1 time slot = 1 timer tick), los procesos de prioridad 0 permanecen 1 time slot en ejecución, los de prioridad 1 permanecen 2 time slots, etc.

El Scheduler ofrece además una interface para saber que procesos ocupan el procesador en un momento dado y en que porcentaje, estado de los mismos, etc. La misma se llama con la funcion top(), y como ejemplo del uso de la misma se encuentra la funcion topApp() que muestra en formato tabular esta información.

Para la eliminacion de procesos se cuenta con el comando kill {pid} que simplemente recorre la cola de procesos buscando aquel proceso cuyo pid sea igual al indicado, ademas, ejecuta la misma funcion sobre los hijos de este proceso, es decir, sobre los procesos cuyo campo parent en la estructura que lo define sea igual al pid indicado. Esta funcion se ejecuta recursivamente hasta que no encuentre mas procesos descendientes del proceso inicial con pid indicado.

IPC

Para permitir la comunicación entre procesos se implementó el IPC de UNIX shared memory, acompañado por supuesto de una implementación de semáforos.

Los shared memory se identifican por una key que debe ser única y son guardados en un arreglo de registros de tipo s_ipc_block_shm los cuales identifican univocamente a los mismos.

La implementacion de shared memory utiliza memoria del kernel en su creacion y aprovecha la librería de paginacion para conseguir que se le asigne memoria libre. La librería de shared memory se utiliza de manera similar a la de UNIX, contando con las funcion shm_open, shm_close y mmap.

Por otro lado los semáforos tambien son guardados en un arreglo de estructuras, con la diferencia de que el tipo de las mismas es s_ipc_block_sem. Cuando un proceso pide un semáforo lo que se hace es guardar la información de este en una estructura de tipo s_ipc_block_proc_sem, la cual se usa para determinar que procesos pidieron ese semáforo y que procesos estan bloqueados esperandolo. De nuevo, la interface de esta librería es similar a la de UNIX, ya que cuenta con funciones sem_set, sem_up, sem_down y sem_close.

Intérprete de comandos

El interprete de comandos funciona de manera similar al de bash y cuenta con historial de comandos ingresados recientemente, obviamente el historial no es

persistente una vez que se apaga la computadora y se vuelve a encender. Además, al igual que en UNIX, si se escribe el carácter “&” al final del nombre de un comando, este se ejecutará en background, lo que se detalla a continuación.

El shell funciona en un ciclo infinito que lee comandos de STDIN y los ejecuta, la forma de utilizarlo es similar a la de UNIX y acepta comandos de hasta 50 caracteres (fácilmente modificable). Cuando el shell detecta que se quiere ejecutar un programa, este se forkea y su hijo ejecuta al mismo, a cada programa se le pasa como parámetros su pid, ppid y una lista de los parámetros ingresados por línea de comandos.

Los programas que pueden ser llamados desde el shell se registran (en el archivo shell.c) como handlers que llaman a los mismos, de esta manera se mantiene la uniformidad en la llamada.

Una de las debilidades del mismo es que la historia de comandos solo llega a abarcar como máximo 10, aunque esto es simplemente modificable, ya que la constante simbólica que lo define es la única limitación en este aspecto.

Fork

Este método para la duplicación de procesos fue implementado mediante un syscall.

Procesos en background

Se dispone de varios métodos para controlar si los procesos se ejecutan en background o foreground. Por un lado se cuenta con la posibilidad de anexar “&” al final de un comando para que el proceso corra en background desde el inicio, por otro lado se cuenta con el comando fg para traer a foreground al último proceso que se ejecutó en background, así como también su contraparte bg, que envía a background el último proceso detenido en foreground. Para detener un proceso se optó por implementar una combinación de teclas ala linux, para hacerlo basta con presionar CTRL+Z.

Administración de memoria

Se eligió utilizar un modelo flat en cuanto a la unidad de segmentación, ya que al no poder desactivarla, lo más parecido a eso es definir 4 segmentos diferentes, los cuales son:

- 2 Segmentos de código que ocupan toda la memoria cada uno, uno de 16bits y otro de 32 bits.
- 2 Segmentos de datos que ocupan toda la memoria cada uno, uno de 16 bits y otro de 32 bits.

Lo interesante es el modo en que se realiza paginación, porque ya que se ofrece multitasking debe también ofrecerse la posibilidad a cada proceso de tener una zona de memoria propia a la que los demás no puedan acceder. Esto se resolvió de la siguiente manera:

- Se inicializa el módulo de paginación indicándole cuánto espacio ocupa el kernel del sistema operativo para asignarle a este la cantidad de páginas que necesite, también se informa de la zona de usuario para asignarle las páginas necesarias, por último, se guarda el directorio de páginas en CR3 y se setea el bit de paginación.
- Cada vez que se pida una nueva página, la librería de paginación busca la primera página vacía y la reserva, así como también otras páginas si ese fuera el caso.
- Para dar de baja o de alta una página basta con setear en el registro de atributos de la misma el último bit en 0 o 1 dependiendo de si se la quiere dar de baja o de alta.

Por otro lado, a diferencia del trabajo presentado en “Arquitecturas de computadoras”, se ofrece la posibilidad de pedir memoria dinámicamente, utilizando el ya conocido malloc(). Este funciona de la siguiente manera:

- Se inicializa el memory manager cuando arranca el sistema operativo, el mismo

contiene información sobre todos los bloques ocupados y libres en cada momento. La memoria se representa como una lista doble enlazada donde cada bloque apunta al proximo y al anterior. Además, para evitar procesamiento inútil, se mantiene en el header de esta lista la ubicación del primer bloque vacío, lo cual acelera la asignación de memoria nueva.

- Cuando se pide un bloque de memoria el memory manager se fija si tiene suficiente memoria disponible, si es así le asigna un bloque al proceso que lo pidió y actualiza el puntero al primer bloque libre.
- Cuando se quiere liberar un bloque de memoria basta con setear el flag de free en el header del mismo. Además, para mantener consistente la lista se une el nuevo bloque libre a sus vecinos si estos estuvieran libres.

Programas de prueba

Aunque rudimentarios, los programas de prueba a, b, c, d muestran claramente como se realiza el multitasking, cada uno de ellos imprime la letra q se indica en su nombre con un color que la distingue de las demás, al correr los cuatro al mismo tiempo deja ver como los procesos se ejecutan por cierto tiempo y luego son reemplazados por otros, imprimiendo algo distinto cada vez. Sinceramente fue la forma mas clara y convincente de demostrar que el sistema ofrece multitasking.