DEPARTAMENTO DE COMPUTACION

Facultad de Ciencias Exactas y Naturales - UBA

Trabajo Práctico I

Scheduling

Sistemas Operativos

Segundo Cuatrimestre de 2015

Integrante	LU	Correo electrónico
Arístides Catalano	279/10	dilbert_cata@hotmail.com
Laura Muiño	399/11	mmuino@dc.uba.ar
Jorge Quintana	344/11	jorge.quintana.81@gmail.com

Facultad de Ciencias Exactas y Naturales

Universidad de Buenos Aires

Ciudad Universitaria - (Pabellón I/Planta Baja)

Intendente Güiraldes 2160 - C1428EGA

Ciudad Autónoma de Buenos Aires - Rep. Argentina

Tel/Fax: (54 11) 4576-3359

http://www.fcen.uba.ar

Contents

0.1 Ejercicio 1

El ejercicio consiste en programar una tarea que simule n llamadas bloqueantes (con n pasado por parámetro) donde la duración de cada llamada bloqueante está determinada por los parámetros bmin y bmax.

Para generar las duraciones al azar dentro del rango [bmin, bmax], se utilizó la funcion rand de la libreria stdlib y se realizó lo siguiente:

int cant = bmax - bmin + 1;
int cant_ciclos_bloqueada;
cant_ciclos_bloqueada = bmin + (rand() % cant);

De esta forma se garantiza que *cant_ciclos_bloqueada* esté entre el rango pedido. Para realizar la simulación de las llamadas bloqueantes se ultilizó la función uso_IO provista por la cátedra.

Para probar la tarea se crearon los siguientes lotes:

- TaskConsola 5 10 20
- TaskConsola 15 2 20

En la primera tarea se eligieron esos parámetros para comprobar que la cantidad de tiempo bloqueado respetara los límites requeridos, dado que la primera simulación no permitía apreciar gráficamente a simple vista la variabilidad dentro del rango, se creo la segunda tarea, con un rango más amplio para que el diagrama de Gantt manifieste dicha variabilidad en los tiempos de bloqueo random de la tarea.

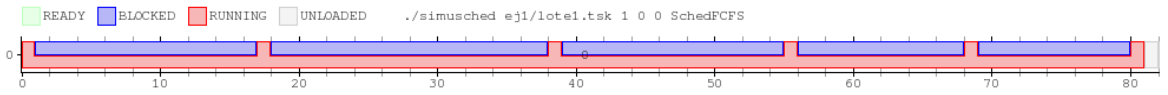


Figure 1:

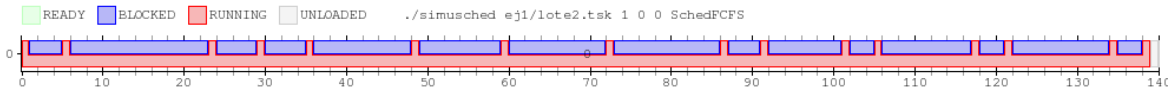


Figure 2: Figura 2.

0.2 Ejercicio 2

Para representar el uso de 100 ciclos de CPU y dos tareas bloqueantes definimos el siguiente lote de tareas:

TaskCPU 200
TaskConsola 20 2 4
TaskConsola 25 2 4

TaskConsola realizará 20 y 25 llamadas bloqueantes respectivamente, con cada bloqueo de duración variable entre 2 y 4 ciclos. El cambio de contexto se fijo a 4 ciclos. En este ejercicio, el enunciado no aclaraba nada de costos de migración, con lo cual lo mantuvimos en cero. Estos fueron los gráficos obtenidos :

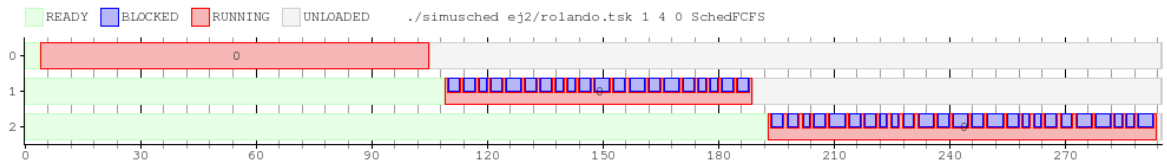


Figure 3:

La latencia es el tiempo que un proceso tarda en empezar a ejecutarse. Con un núcleo, la latencia para las tareas será la suma entre el costo de cambio de contexto y la duración de la tarea anterior. En el caso de la primer tarea (la cero) su latencia es 4. La segunda tarea (la uno) tendrá latencia $4 + 100 + 4 = 108$. Por último, la tarea 2 tendra latencia $108 + duracion\_tarea1 + 4$.

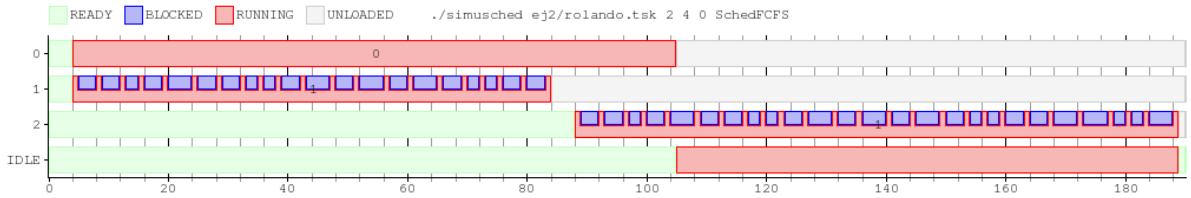


Figure 4:

En cambio, con dos núcleos, la tarea cero tiene latencia 4, y las tareas uno y dos tienen 4 y duracion_tarea1 + 4 respectivamente.

0.3 Ejercicio 3

Para realizar la tarea TaskBatch se generaron cant_bloqueos números distintos aleatoriamente dentro del rango [0, total_cpu -1]. Al hacerlo se tuvo en cuenta el hecho de que se pueden obtener números repetidos. Luego, si el momento coincidia con el número generado al azar, se llamaba a la funcion que simula los bloqueos (uso_IO).

La tarea generada es la siguiente

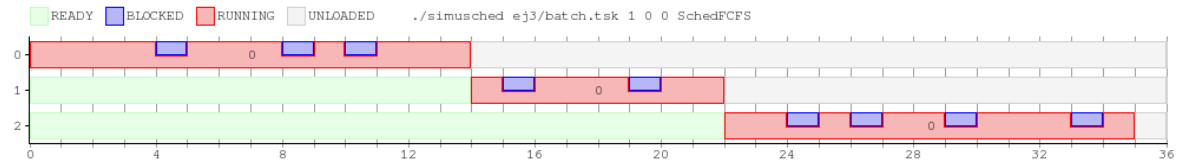


Figure 5:

0.4 Ejercicio 4

El ejercicio consiste en implementar el scheduler $Round-Robin$, que soporte migraciones entre núcleos y tenga una única cola global para los procesos.

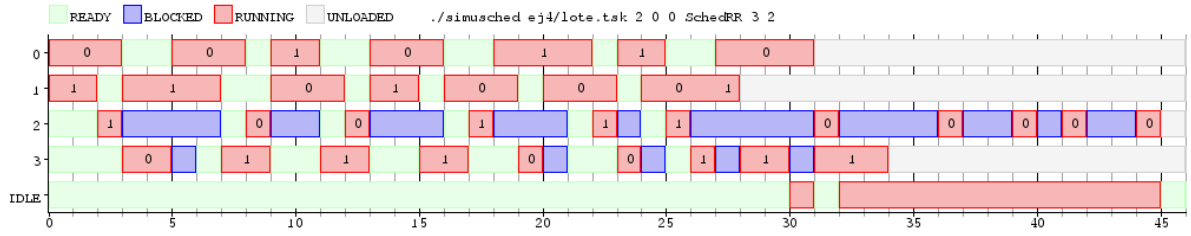
Para esto se utiliza la estructura $queue < int >$, donde cada elemento de la misma representa un pid de algún proceso listo para ser ejecutado. También se debe guardar la cantidad de cores y sus respectivos quantums, que son pasados como parámetro cuando se llama al constructor de la clase. Se almacenan entonces estos datos y el quantum que le queda a cada proceso en cada CPU, usando dos estructuras de tipo $vector < int >$.

Los métodos a implementar son:
$load(pid)$: encola pid en $colaReady$ que es la cola de procesos en estado ready. $unblock(pid)$: hace la misma acción, encolar nuevamente el pid de la tarea que se desbloqueó. Es decir, la tarea queda al final de la $colaReady$ En el método $tick(cpu, motivo)$ se toman 3 casos: el proceso consumió todo el ciclo usando el CPU, realizó una llamada bloqueante o terminó de ejecutarse.

- TICK: Si la tarea era IDLE_TASK y no hay procesos en $colaReady$ sigue ejecutando lo mismo. Si la tarea era IDLE_TASK pero hay tareas disponibles en $colaReady$ se toma el tope de la cola (se quita de la cola), se actualiza el quantum disponibles y se devuelve ese pid. Si era cualquier otra tarea se resta un tick al quantum actual. Se chequea si se agotó su quantum, sino sigue ejecutando. Si lo consumió todo, se encola el pid en colaReady, se actualiza el quantum diponible, y se toma el tope de la cola como pid siguiente.
- BLOCK: Si no hay mas tareas en colaReady, se devuelve IDLE_TASK. Si hay, se actualiza el quantum diponible se devuelve el tope de colaReady quitando el elemento de la misma.
- EXIT: Ídem BLOCK.

Se creó un lote de tareas con el fin de probar el correcto funcionamiento del scheduler.

- *2 TaskCPU 20
- TaskConsola 10 1 5
- TaskBatch 15 5



En el gráfico se puede ver, como las tareas van migrando de núcleo, y que cada núcleo tiene un quantum asociado. En particular el core 0 tiene quantum 3 y el core 1 tiene como quantum 2. Cada vez que cada tarea agota su tiempo es desalojada y encolada en $colaReady$. Cuando las tareas 2 y 3 realizan llamadas bloqueantes, son desalojadas y quitadas de la $colaReady$, una vez que se desbloquean se encolan nuevamente en $colaReady$ En el instante 5 se ve que como las tareas 2 y 3 estan bloqueadas la tarea 1 obtiene el cpu dos veces seguidas, ya que no queda ninguna otra tarea para ejecutar.

0.5 Ejecicio 7

En este ejercicio se pide estudiar el comportamiento del scheduler Mistery y realizar una implementación que lo imite. Para esto se realizaron una serie de simulaciones variando primero la cantidad de parámetros y luego usando distintos lotes de tareas.

Las principales características observadas del scheduler son:

- La cantidad de parametros recibidos indican la cantidad de *colasReady* que va a tener el Sched.
- Siempre hay una cola con quantum 1, es la primera.
- Cada parámetro es el quantum asignado a cada cola. Si los argumentos son 263, la primera cola tendrá 2 ciclos de clock la segunda 6 y la tercera 3.
- El método *load*(*pid*) encola a las tareas en la primera colaReady.
- Si una tarea termina el quantum asignado a esa cola, se le quita el cpu y se la encola en la cola siguiente. Si estaba en la ultima cola, se la encola ahí.
- Si se le pasa un 0 como parámetro una vez que llegue una tarea a esa cola, va a ejecutarse hasta hacer EXIT.
- Las colas tienen prioridad, y van de menor a mayor. Es decir, si una tarea esta en ejecutando en la cola *colaReady*[2] y llega tareaNueva, se va a encolar en *colaReady*[0] y una vez que tarea sea desalojada, se le asignará el cpu a tareaNueva, ya que su cola tiene mayor prioridad.
- Si una tarea se bloquea se desaloja y se encola en la *colaReady* anterior a la que estaba cuando hizo la llamada bloqueante. Si estaba en la primera cola, se encola en la primera de vuelta.

  Se crearon 3 lotes de tareas que permitan identificar fácilmente estas características en los diagramas de Gantt.

  el primer lote de tareas es:

  – *2 TaskCPU 40
  – @20: *2 TaskCPU 40
  – @30: *2 TaskCPU 30

Figure 6: Scheduler Mistery

El costo de cambio de contexto y costa de migración de núcleo se decidió mantenerlo en 0, ya que no afecta el comportamiento del scheduler. En el gráfico (nombre del grafico) se ve que las tareas se encolaron en la primera *colaReady*, ejecutan durante un solo tick y luego se encolan en la cola siguiente, que es la que tiene un quantum asociado igual a 2. El comportamiento sigue hasta que en el instante 20 llegan dos tareas nuevas. Cuando la tarea 1 termina su quantum (instante 23), se empiezan a ejecutar las tareas en las colas con mayor prioridad, es decir las que acaban de llegar. Lo mismo sucede cuando llegan las tareas 4 y 5 en el el ciclo 30 de la simulación. Notar que las tareas 0 y 1 no vuelven a obtener uso del cpu hasta el tick número 66. Esto es porque el scheduler

le da prioridad a las tareas mas nuevas, ya que se encolan en las colas con mayor prioridad. Esta característica podría hacer que las tareas mas "viejas" tarden demasiado tiempo en obtener el cpu si continuamente estan llegando nuaves tareas al sistema. Otra característica a observar es que efectivamente cuando se le asigna una tarea a la cola con quantum asociado 0, esta va a correr hasta hacer EXIT.

Para poder estudiar con mayor facilidad el comportamiento del scheduler cuando una tarea se bloquea, se creó dos tareas $Task1$ y $Task2$, que no reciben ningún parámetro, hacen uso de cpu y realizan llamadas bloqueantes.

El lote de tareas es:

- Task2BLOCK
- Task1BLOCK
- @15: TaskCPU 20

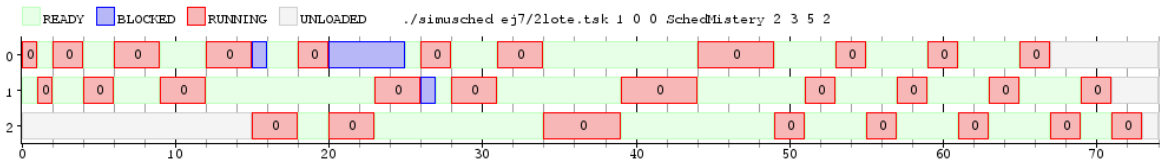


Figure 7: Scheduler Mistery

En el instante 0 llegan dos tareas. La tarea 0 es $Task2BLOCK$ y la tarea 2 es $Task1BLOCK$. En el ciclo de clock número 15 llega la $TaskCPU$ y las dos primeras tareas ya ejecutaron el quantum correspondiente a las tres primeras colas. En el instante 12, la tarea 0 se encuentra en la cola de con cantidad de quantum asociado 5. Pero en el ciclo 14 realiza una llamada bloqueante por lo que el scheduler la desaloja, y pasa a ejecutar a la tarea 2 que fue la última en llegar al sistema. Notar que como no hay ninguna otra tarea en las colas con quantum 1 y 2, solo la tarea 2 hace uso exclusivo del cpu del momento 15 al 18. Pero como al bloquearse una tarea, el scheduler la encola en la cola anterior a la que estaba, ahora pasa a ejecutar la tarea 0 nuevamente. De nuevo realiza otra llamada bloqueante, por lo que ahora esta tarea va a pasar a la cola con quantum 2. Esto lo podemos observar en el instante 26, la tarea 0 se ejecuta dos ciclos de clock. despues una vez que vuelve a hacer uso del cpu, realiza 3 ciclos y por ultimo pasa a la cola de quantum 5 y luego quantum 2 hasta que finaliza. La tarea 1 también se realiza una llamada bloqueante en el tick número 25 en el momento que estaba en la cola de quantum 5. Se puede ver que la siguiente vez que ejecuta, se le asigna 3 ciclos de clock, que era lo esperado.

0.6 Ejercicio 8

En el ejercicio 8 se pide realizar una implementación del scheduler round robin, pero sin migración de procesos entre núcleos. Para esto se agregaron nuevas estructuras a la clase SchedRR2: colaReady: ahora es un vector de colas, las cuales van a almacenar los pid de las tareas que ultilicen el core correspondiente. cantTasks: indica la cantidad de tareas que tiene cada cpu (RUNNING + BLOCKED + READY). cpuTareasBloqueadas: es una cola de tuplas con un pid en la primera coordenada (proceso que hizo llamada bloqueante) y número de core en el cual estaba ejecutando.

Los métodos load, unblock y tick también cambian respecto del round robin con migración de procesos. load(pid): ahora se encarga primero de buscar cual es el cpu con menor cantidad de tareas y, una vez encontrado, sumar uno a la cantTasks de ese cpu. Luego encola la tarea en la cola correspondiente de tareas ready. unblock(pid): como se pide que no haya migración de procesos entre núcleos, se guarda en la estructura *cpuTareasBloqueadas* todos las tareas bloqueadas con su número de core. Esta función encuentra la tupla en la cola, la quita de la cola, y luego encola la tarea en la colaReady del cpu obtenido. tick(cpu, m): Motivo TICK sigue siendo similar a la implementación anterior. Motivo BLOCK ademas de quitar al pid de la *colaReady* del cpu, arma una tupla de la forma (pid, cpu), siendo pid = current_pid(cpu). Luego encola esa tupla en *cpuTareasBloqueadas*, si quedan tareas en la *colaReady* toma la primera y devuelve su pid, y sino hay mas ready, devuelve IDLE_TASK. Motivo EXIT acá se resta uno a la cantTasks del cpu actual, y se devuelve la tarea que sigue en la *colaReady* y si no hay mas, IDLE_TASK.

Para corroborar su correcto funcionamiento se ideó un lote de tareas que permita chequear que, efectivamente no haya migración de núcleos y que se asignen correctamente los cores que cada tarea va a utilizar.

Lote utilizado:

TaskCPU 20 TaskConsola 20 1 5 TaskCPU 5 @2: *2 TaskCPU 20 TaskCPU 5 @4: TaskCPU 20 TaskConsola 10 1 5 TaskConsola 2 1 2 @18: TaskCPU 5 TaskConsola 3 2 4

La simulación se hizo con 3 cores con cambio de contexto 0, ya que no modifica el comportamiento del scheduler y costo de migración de núcleo 0. La idea del lote, es cargar los primeros cores con tareas que tarden mas en terminar, y dejar en el ultimo tareas que vayan terminando y que liberen el cpu, para poder apreciar de esta forma, que efectivamente se asignará el cpu con menos tareas. Debido a la implementación cuando todos los cores tengan igual cantidad de procesos, se le asignará el cpu mas chico numéricamente.

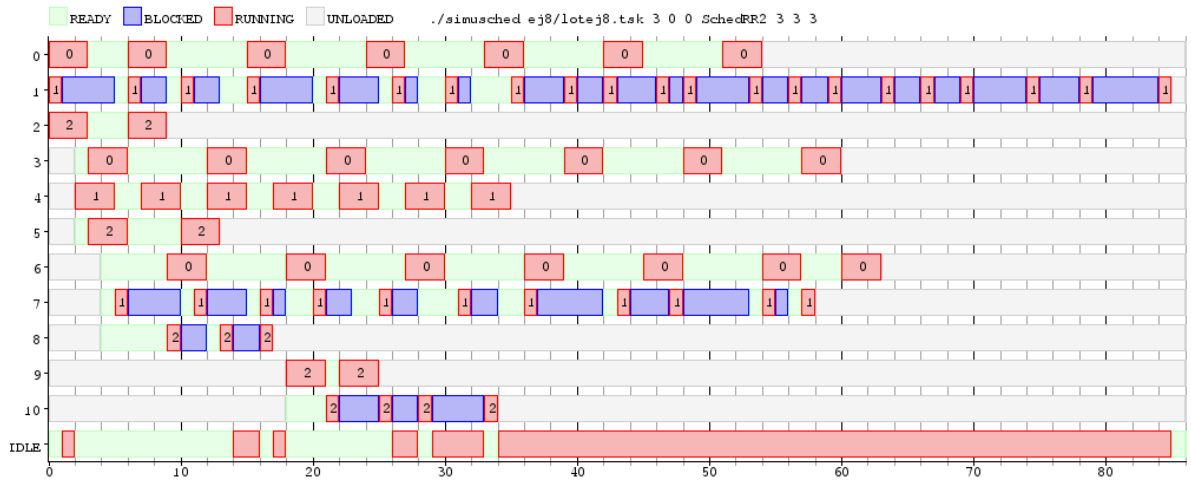


Figure 8:

Se puede observar que no existe migración de núcleos, ya que todas las tareas mantienen su número de cpu a lo largo de toda la simulación. En los instantes 0, 2 y 4 se ve que llegan las tareas y se les

asignan los cores de la forma esperada. En el instante 4, los 3 cpu tienen 3 tareas cada uno. En el instante 15 el cpu 2 se queda sin tareas para ejecutar(la tarea 2 termina en el momento 2, la 5 en el 9 y la 13 en el 15). por lo tanto se le asigna el IDLE_TASK por un ciclo de clock hasta que llegan dos nuevas tareas. Vemos que efectivamente se le asignan al core número 2, que es el que menos tareas tenia de los tres.