Departamento de Computación,
Facultad de Ciencias Exactas y Naturales,
Universidad de Buenos Aires

TP1 - Scheduling

Sistemas Operativos

Primer Cuatrimestre de 2015

Apellido y Nombre	LU	E-mail
Cisneros Rodrigo	920/10	rodricis@hotmail.com
Rodríguez, Agustín	120/10	agustinrodriguez90@hotmail.com
Tripodi, Guido	843/10	guido.tripodi@hotmail.com

Contents

1 Introducción

En este Trabajo Práctico estudiaremos diversas implementaciones de algoritmos de scheduling. Haciendo uso de un simulador provisto por la cátedra podremos reprensentar el comportamiento de estos algoritmos. Implementaremos dos Round-Robin, uno que permite migración de tareas entre núcleos y otro que no y a través de experimentación intentaremos comparar ambos algoritmos. Asimismo, basándonos en un scheduling el cual solo tenemos la versión ejecutable realizaremos una serie de experimentos para luego implementar el mismo.

2 Desarrollo y Resultados

3 Parte I – Entendiendo el simulador simusched

3.1 Ejercicios

- **Ejercicio 1** Programar un tipo de tarea TaskConsola, que simulara una tarea interactiva. La tarea debe realizar n llamadas bloqueantes, cada una de una duracion al azar 1 entre bmin y bmax (inclusive). La tarea debe recibir tres parametros: n, bmin y bmax (en ese orden) que seran interpretados como los tres elementos del vector de enteros que recibe la funcion.

- **Ejercicio 2** Rolando, uno de los investigadores del departamento, utiliza su computadora para correr un algoritmo muy complejo que hace un uso intensivo de la CPU por 100 ciclos y no utiliza ninguna llamada bloqueante. Mientras corre su algoritmo suele poner su cancion preferida y luego navegar por internet (estas tareas realizan 20 y 25 llamadas bloqueantes respectivamente con una duracion variable entre 2 y 4 ciclos).
  Escribir el lote de tareas que simule la situacion de Rolando. Ejecutar y graficar la simulacion usando el algoritmo FCFS para 1 y 2 nucleos con un cambio de contexto de 4 ciclos.
  Calcular la latencia de cada tarea en los dos graficos. Explicar que desventaja tendrıa Rolando si debe mantener este algoritmo de scheduling y solo tiene disponible una computadora con un nucleo (haga referencia a los graficos y a los calculos anteriores para justificar su explicacion).

- **Ejercicio 3**Programar un tipo de tarea TaskBatch que reciba dos parametros: total cpu y cant bloqueos. Una tarea de este tipo debera realizar cant bloqueos llamadas bloqueantes, en momentos elegidos pseudoaleatoriamente. En cada tal ocasion, la tarea debera permanecer bloqueada durante exactamente un (1) ciclo de reloj.
  El tiempo de CPU total que utilice una tarea TaskBatch debera ser de total cpu ciclos de reloj (incluyendo el tiempo utilizado para lanzar las llamadas bloqueantes; no ası el tiempo en que la tarea permanezca bloqueada). Explique la implementacion realizada y grafique un lote que utilice 3 tareas TaskBatch con parametros diferentes y que corra con el scheduler FCFS.

3.2 Resultados y Conclusiones

3.2.1 Ejercicio 1

Dada la simpleza del código, optamos por mostrar nuestra ximplementación, en vez de comentarlo detalladamente.

Realizamos un ciclo de i ¡ params[0], donde utilizamos la función dada por la catedra, uso_IO a la cual le pasamos el pid correspondiente y un entero ciclos que es el valor random obtenido entre *bmin* y *bmax*. Esa función uso_IO simula una llamada bloqueante.

```
ciclos = rand() % (params[2] - params[1] + 1) + params[1];
```

A continuacion, el codigo mencionado:

```
void TaskConsola(int pid, vector<int> params) {
     int i, ciclos;
     for (i = 0; i < params[0]; i++) {
            ciclos = rand() % (params[2] - params[1] + 1) + params[1];
            uso_IO(pid, ciclos);
     }
}
```

3.2.2 Ejercicio 2

Para este punto, utilizamos el siguiente lote de tareas:

```
TaskCPU 100
TaskConsola 20 2 4
TaskConsola 25 2 4
```

El mismo, presenta una tarea de uso intensivo $TaskCPU$ que dura 100 ticks, y otras dos interactivas, las cuales se bloquean 20 y 25 ticks respectivamente con una duración de entre 2 y 4 tanto para la primera como la segunda.
A continuación, los respectivos gráficos de mediciones.

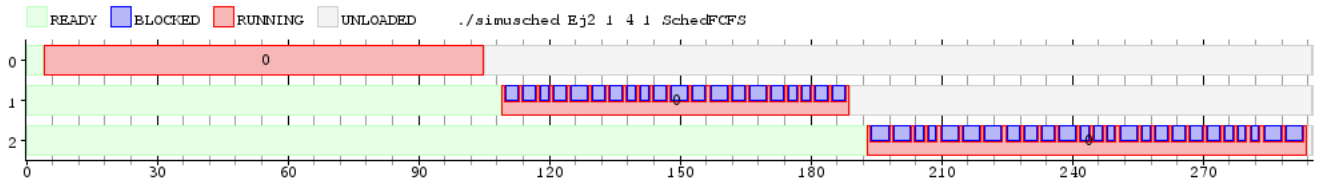


*Grafico*1 Scheduler FCFS - 1 core

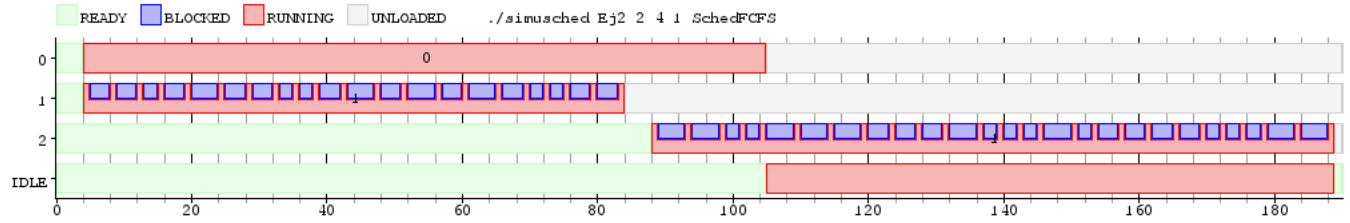


*Grafico*2 Scheduler FCFS - 2 core

A su vez, se nos solicito el calculo de la Latencia para cada una de las tareas basandonos en la experimentacion con uno y dos cores.

Latencia: Tiempo que demora una tarea en ejecutarse desde que la misma esta en estado *Ready*.

Para el grafico uno, los valores obtenidos para cada tarea fueron los siguientes:

- Tarea 1: 5
- Tarea 2: 109
- Tarea 3: 193

Para el grafico dos, los valores obtenidos para cada tarea fueron los siguientes:

- Tarea 1: 4
- Tarea 2: 4
- Tarea 3: 88

Se puede observar como aumenta el paralelismo a mayor cantidad de núcleos. En este scheduler en particular, esto ayuda de gran manera al rendimiento del sistema, puesto que un núcleo podrá ejecutar otra tarea recién cuando haya terminado la anterior. Las consecuencias de este comportamiento son visibles en los 2 graficos. Agregando un core más, el tiempo que se tarda en ejecutar por completo todas las tareas de reduce casi a la mitad.

3.2.3 Ejercicio 3

Al igual que con la tarea TaskConsola, mencionaremos nuestro implementación y por consiguiente explicaremos ciertos puntos de la misma.

```
void TaskBatch(int pid, vector<int> params) {
     int total_cpu = params[0];
     int cant_bloqueos = params[1];
     srand(time(NULL));
     vector<bool> uso = vector<bool>(total_cpu);
     for(int i=0;i<(int)uso.size();i++)
        uso[i] = false;
for(int i=0;i<cant_bloqueos;i++) {
            int j = rand()%(uso.size());
            if(!uso[j])
               uso[j] = true;
            else
               i--;
            }
     for(int i=0;i<(int)uso.size();i++) {
         if( uso[i] )
             uso_IO(pid,1);
         else
             uso_CPU(pid, 1);
        }
     }
```

Para este tipo de tarea, creamos un vector de tamaño igual a $total_cpu$ el cual tendrá bool, ya sea true o false dependiendo del uso que se le de dentro de la tarea, ya sea uso_IO o uso_CPU. En caso de ser uso_IO sera true, y sino false.
Luego, utilizaremos un ciclo que irá desde 0 hasta el tamaño del vector y dependiendo el valor booleano, usará la funciones dadas por la catedra uso_IO o uso_CPU.

ACA FALTARIA PROBAR UN LOTE DE TAREAS

Conclusiones

La diferencia entre los valores de quantum entre los casos se puede presumir a que cada vez que agregamos un núcleo aumentamos la posibilidad de una migración de la tareas.

En todos lo casos se observa la influencia negativa que proviene de elegir un quantum con valores pequeños.

Agregar núcleos de procesamiento mejora significativamente la performance de acuerdo a la métricas con las que trabajamos, al permitir más procesamiento en pararelo y disminuyendo los waiting time de las tareas.

Fijada una cantidad de núcleos puntual, aumentar el valor del quantum también mejora la performance, igualmente, como vimos, a partir de cierto valor de quantum, las mejoras en la performance tienden a estabilizarse y dejan de ser muy significativas. Esto se produce a que las tareas con mas cantidad de bloqueos en algun momento dejan de consumir todo el quantum otorgado si este es aumentado en su valor.

4 Parte II: Extendiendo el simulador con nuevos schedulers

4.1 Ejercicios

- **Ejercicio 4** Completar la implementación del scheduler Round-Robin implementando los metodos de la clase SchedRR en los archivos sched rr.cpp y sched rr.h. La implementacion recibe como primer parametro la cantidad de nucleos y a continuacion los valores de sus respectivos quantums. Debe utilizar una unica cola global, permitiendo ası la migracion de procesos entre nucleos.

- **Ejercicio 5**Disene un lote con 3 tareas de tipo TaskCPU de 50 ciclos y 2 de tipo TaskConsola con 5 llamadas bloqueantes de 3 ciclos de duracion cada una. Ejecutar y graficar la simulacion utilizando el scheduler Round-Robin con quantum 2, 10 y 50.
  Con un cambio de contexto de 2 ciclos y un solo nucleo calcular la latencia, el waiting time y el tiempo total de ejecucion de las cinco tareas para cada quantum. ¿En cual es mejor cada uno? ¿Por que ocurre esto?

- **Ejercicio 6** Grafique el mismo lote de tareas del ejercicio anterior para el scheduler FCFS. Haciendo referencia a lo que se observa en los graficos de este ejercicio y el anterior, explique las diferencias entre un scheduler Round-Robin y un FCFS.

- **Ejercicio 7** Grafique el mismo lote de tareas del ejercicio anterior para el scheduler FCFS. Haciendo referencia a lo que se observa en los graficos de este ejercicio y el anterior, explique las diferencias entre un scheduler Round-Robin y un FCFS.

- **Ejercicio 8** Implemente un scheduler Round-Robin que no permita la migracion de procesos entre nucleos (SchedRR2). La asignación de CPU se debe realizar en el momento en que se produce la carga de un proceso (load). El nucleo correspondiente a un nuevo proceso sera aquel con menor cantidad de procesos activos totales (RUNNING + BLOCKED + READY).Explique un escenario real donde la migracion de nucleos sea beneficiosa y uno donde no (mencione especificamente que metricas de comparacion vistas en la materia mejorarıan en cada caso). Disene un lote de tareas en nuestro simulador que represente a cada uno de esos escenarios y grafique su resultado para cada implementacion. Calcule y compare en cada grafico las metrica que menciono.

4.2 Resultados y Conclusiones

4.2.1 Ejercicio 4

Para desarrollar la implementación del scheduler $Round - Robin$ y que este funcione de una forma correcta utilizamos una serie de estructuras puntuales.
Las mismas son las siguientes:

1. Una cola global, la cual nombramos q, esta contiene los PID de los procesos activos que no estan bloqueados y en el tope de la misma se encuentra el próximo proceso a correr. Esta cola, fue desarrollada para que cuando se desaloje un proceso por finalizar su *quantum* la misma pase al final de la cola y generando el ciclo acorde al comportamiento de este scheduler.

2. Un vector denominado *cores*, este tiene en su elemento i el pid correspondiente a al proceso que está corriendo en el core $i + 1$. Inicializamos todos los elementos en -1, esto corresponde a la Idle Task, de esta forma reconocemos que no se cargaron procesos en los núcleos.

3. Un vector *quantum* guarda en la posicion i el quantum que se dispuso a cada núcleo.

4. Un vector *quantumActual* aqui guardaremos la cantidad de ticks que le quedan al proceso desde que fue cargado en el core.

5. Una lista de *bloqueados* esta tendra procesos que se bloquearon cuando estaban corriendo.

De esta manera, con estas estructuras nos permiten determinar para cada tarea, cuándo, y cuánto de su quantum consumieron de forma que podamos desalojarla correctamente.

A su vez, tomamos ciertas decisiones en esta implementación:

- Si una tarea se encuentra bloqueada cuando se produce el tick del reloj, esta misma es desalojada de la cola global, y agregada en un lista de bloqueados. Además, sera reseteado el quantum, se le dará inicio a la próxima tarea que se encuentre ready y cuando el sistema operativo, nos envie una señal de unblock, la tarea desalojada regresará al final de la cola global.

4.2.2 Ejercicio 5

EN ESTE PUNTO SIRVE TODO LO ESCRITO SOLO HAY Q CAMBIAR GRAFICOS!

El algoritmo de scheduler **Round-Robin** tiene como característica asignar a todas las tareas un determinado tiempo máximo de procesamiento, a esto se lo llama *quantum*.

Este tiempo esta definido para cada núcleo en particular, dependiendo de en cuál de ellos estén ejecutando los procesos, se les asignará el respectivo tiempo máximo.

Otra característica del **Round-Robin** es que las tareas se encolan y se ejecutan cíclicamente. Osea que cuando se deja de ejecutar, si no terminó su ejecución, la tarea se encolará al final de la lista. Como elección de diseño, elegimos que se use una cola global para todos los procesadores, aunque también se podría tener una cola para cada núcleo.

A su vez, también puede ocurrir una tarea no consuma todo su *quantum*. Ya sea porque la tarea se bloquea (haciendo uso de dispositivos de entrada/salida) o porque termine su ejecución.

En caso de haber terminado, nuestro algoritmo pone a correr directamente la próxima tarea de acuerdo al orden circular que se estableció y la tarea que finalizó se desalojará por completo y no sera considerada nuevamente.

En caso de haberse bloqueado, esta misma dejará de ser considerada hasta que se desbloquee, perdiendo el quantum que le quedaba si hubiere. Automáticamente, seguirá corriendo la próxima tarea que se encuentre en la cola global. Cuando el proceso se desbloquee, será encolada nuevamente al final de dicha cola.

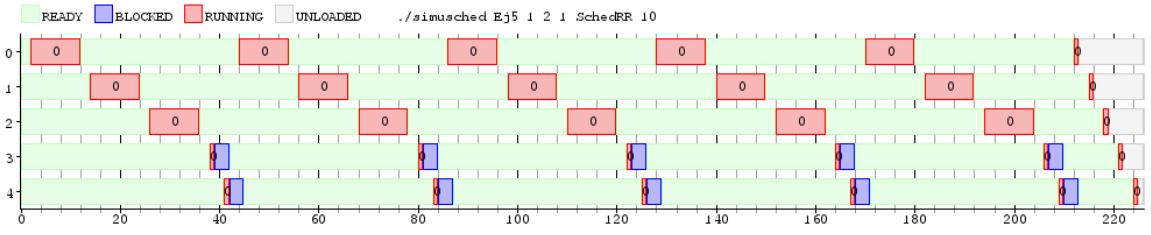
Para corroborar que el comportamiento era el deseado, nos solicitaron 1 lotes de tareas compuestos por tareas del tipo *taskConsola* y *taskCpu*, trabajando con 1 cores y utilizando distintos *quantum* para cada uno de los mismos.

El lote de tareas fue el siguiente:

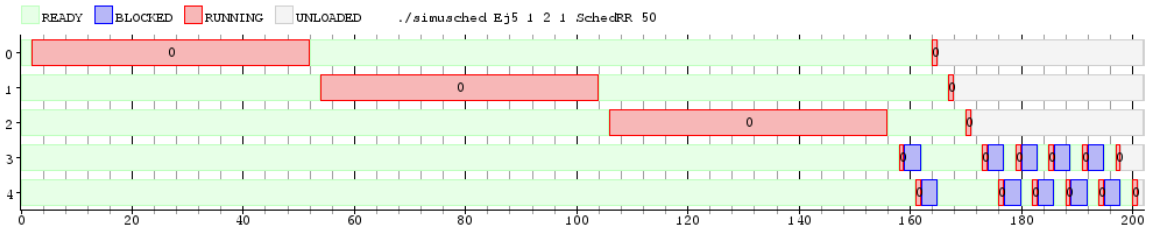
```
*3 TaskCPU 50
*2 TaskConsola 5 3 3
```

Obteniendo los siguientes resultados:

*Lote*1 - Scheduler RR - 1 core - 2 quantum



*Lote*1 - Scheduler RR - 1 core - 10 quantum



*Lote*1 - Scheduler RR - 1 core - 50 quantum

Se puede observar el cambio de tareas cíclico tanto porque terminaron su quantum o porque se bloquearon.

Luego de estos experimentos pudimos observar ciertos puntos del comportamiento del Round-Robin:

- Carácter circular del algoritmo.
- Desalojo de las tareas cuando se bloquean o terminan y la inmediata asignación del núcleo a la siguiente tarea en caso de existir alguna.
- Libre de inanición.
- Una tarea bloqueada es ignorada por el scheduler hasta que se desbloquee.

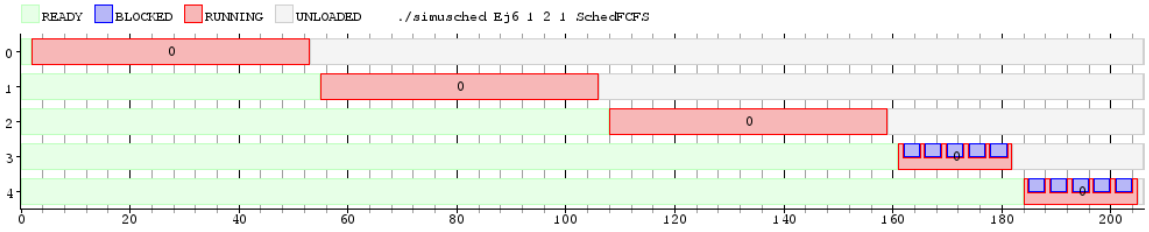
Finalmente, dado su carácter circular y equitativo, podemos afirmar que todas las tareas que estén en condiciones de correr serán ejecutadas y ninguna será negada de tiempo de procesamiento.

4.2.3 Ejercicio 6

El lote de tareas solicitado fue el siguiente:

```
*3 TaskCPU 50
*2 TaskConsola 5 3 3
```

Obteniendo los siguientes resultados:



*Lote*1 - Scheduler FCFS - 1 core

A modo de analisis, hemos obtenido las siguientes conclusiones:

-

4.2.4 Ejercicio 7

4.2.5 Ejercicio 8

EN ESTE SOLO FALTARIA DECIR EL CASO REAL TRATANDO DE USAR NUESTRO LOTE YA HECHO

La idea principal de esta nueva versión de $Round - Robin$ se centraliza en que no permita migración entre cores, esto se basa principalmente en utilizar una cola para cada núcleo por separado, y en cada cola respectiva se encolaran las tareas que fueron asignadas inicialmente a cada nucleo.
Para desarrollar este tipo de algoritmo, el cual denominaremos $RR2$, utilizamos estructuras puntuales, enunciadas a continuación:

- Un vector *quantum* y otro *quantumActual*, los cuales siguen cumpliendo la misma funcion que en Round-Robin 1.

- Un vector de colas denominado *colas*, en el cual, en la posición i encontraremos la cola correspondiente a ese núcleo de procesamiento.

- Un diccionario de *Bloqueados*, donde la clave contendra el número de core, y en definición la tareas bloqueadas de ese core. Esto nos beneficiara cuando haya que reubicarla en la cola de procesos ready.

- Un vector de enteros *cantidad*, que como la palabra lo define, tendrá en cada posición i la totalidad de las tareas, ya sea bloqueadas, activas o en estado ready que tiene asignado ese core, beneficiandonos la determinación del núcleo al que se le asignará la tarea al momento de cargarla.

Cuando se carga una tarea, previamente, se chequeará que core tiene menor cantidad de procesos totales asignados (aqui es donde el vector *cantidad* entra en juego). Una vez que se obtiene este nucleo, se agrega la tarea a la cola correspondiente y se actualiza la cantidad sumando una unidad.

Al bloquearse un proceso, se define una nueva entrada en el diccionario *bloqueados* con el pid y el nucleo correspondiente. De esta forma, al desbloquearse, colocamos la tarea en la cola del core correspondiente y eliminamos la entrada del diccionario. Así logramos resolver el inconveniente de la nula migración entre nucleos.

Finalmente, cuando una tarea finaliza, la quitamos y descontamos una unidad a la posición i del vector *cantidad*. Esta es la única vez, en la cual se descuenta. Aunque una tarea se bloquee, la misma seguirá contando en el vector. De esta forma se cumplirá, que las tareas son asignadas a los cores con menor cantidad de tareas.
Luego de realizar dicha implementación, en comparación al Round-Robin original, hemos conjeturado las siguientes hipótesis:

1. Dados un mismo lote de tareas y una misma configuración del scheduler (mismos costo en cambio de contexto y quantum) un único núcleo de procesamiento, ambos algoritmos deben comportarse de la misma manera.

2. Comportamiento menos eficiente en el RR2 con respecto al paralelismo, ya que al no permitir migración de nucleos este se pierde.

3. Comportamiento más eficiente en el RR2 con lotes de tareas que se bloquean un gran numero de veces. Esto surge ya que el Round-Robin original, es mas proclive a realizar cambios de contexto con la posibilidad de darse un cambio de core.

Por consiguiente, procederemos a demostrar lo conjeturado.

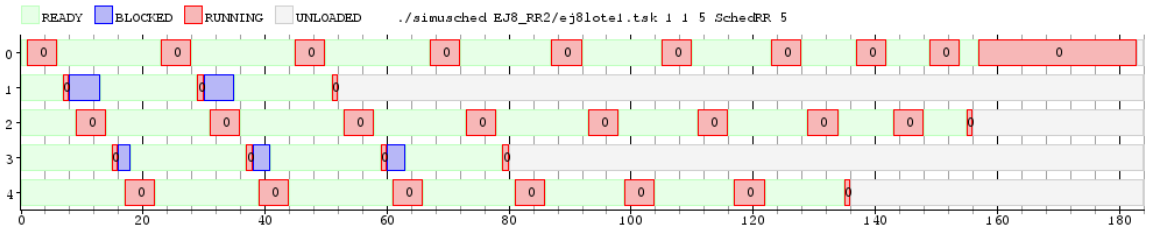
Iniciando con nuestra primer conjetura:

Dados un mismo lote de tareas y una misma configuración del scheduler (mismos costo en cambio de contexto y quantum) un único núcleo de procesamiento, ambos algoritmos deben comportarse de la misma manera.

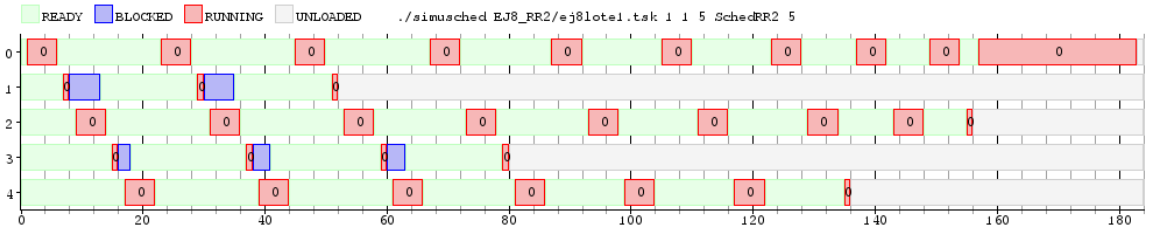
Trabajando con el lote que mencionamos a continuación:

```
TaskCPU 70
TaskConsola 2 4 5
TaskCPU 40
TaskConsola 3 2 3
TaskCPU 30
```

Utilizando un *quantum* igual a 5 y un cambio de contexto igual a 1 obtuvimos resultados muy marcados, viendose notoriamente lo que queremos demostrar.



*Lote*1 - Round Robin - 1 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1

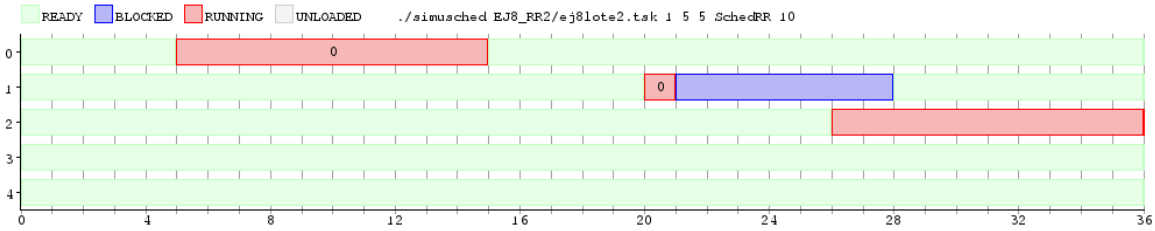


*Lote*1 - Round Robin 2 - 1 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1

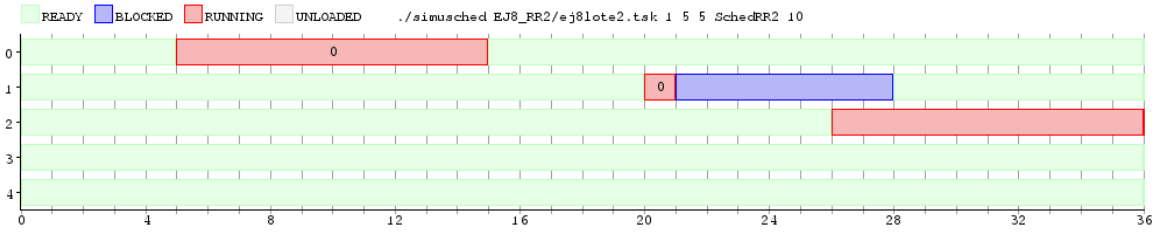
Continuando con un lote distinto para ser mas precisos:

```
TaskCPU 70
TaskConsola 5 6 7
TaskCPU 40
TaskConsola 10 9 8
TaskCPU 30
```

Llegamos a lo siguiente:



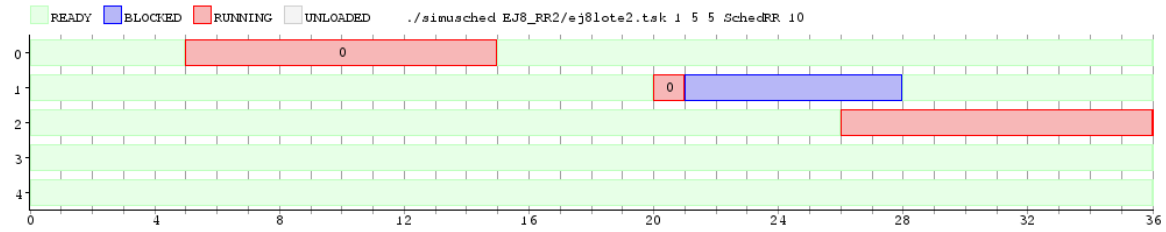
*Lote*2 - Round Robin - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 5



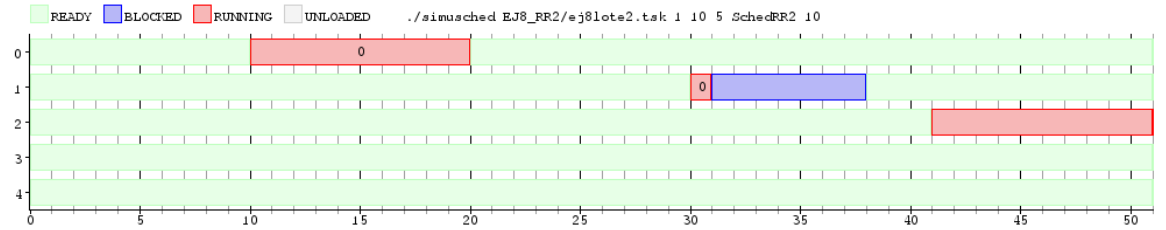
*Lote*2 - Round Robin 2 - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 5

Viendose nuevamente, la igualdad que mencionamos. Hemos podido ver a su vez, que la única forma en la que los resultados sean distintos con el mismo lote seria modificando o la cantidad de *quantum* o la unidad de cambio de contexto entre uno y otro.

Aqui, un ejémplo para mayor precisión:



*Lote*2 - Round Robin - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 5



*Lote*2 - Round Robin 2 - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 10

Concluimos entonces que, al trabajar con colas globales o no, utilizando un único núcleo y mismo lote quantum y cambio de contexto, ambos schedulers se comportan de la misma manera.

Procedemos a demostrar la segunda conjetura:

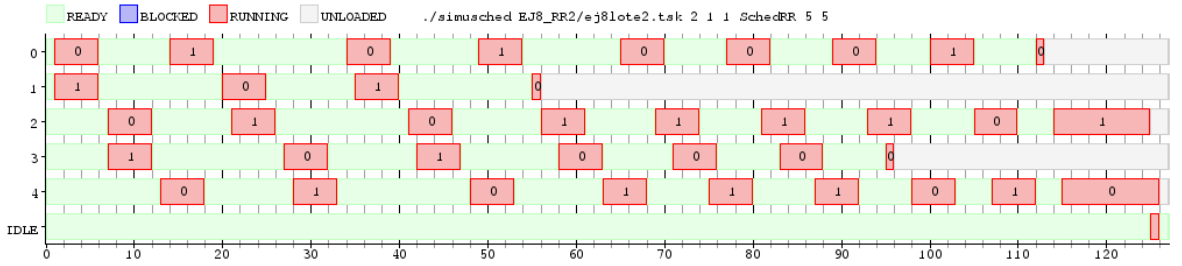
Comportamiento menos eficiente en el RR2 con respecto al paralelismo, ya que al no permitir migración de núcleos este lo pierde

Para demostrar esta conjetura trabajamos con procesos que demanden mas uso del cpu como lo son las *taskCPU*

Un ejemplo de los lotes utilizados fue el siguiente:

```
TaskCPU 40
TaskCPU 15
TaskCPU 50
TaskCPU 30
TaskCPU 50
```

Obteniendo los siguientes datos relevantes:



*Lote*3 - Round Robin - 2 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1

*Lote*3 - Round Robin 2 - 2 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1

Se puede ver en estos diagramas como la implementación del Round Robin original trabaja mejor finalizando la ejecución de las tareas hasta 50 milisegundos antes.
Esto se da por la falta de paralelismo de el RR2 ya que al ser asignados los procesos a cada core, cuando uno de los dos finaliza, este queda ocioso ya que no existe la posibilidad de migrar procesos.

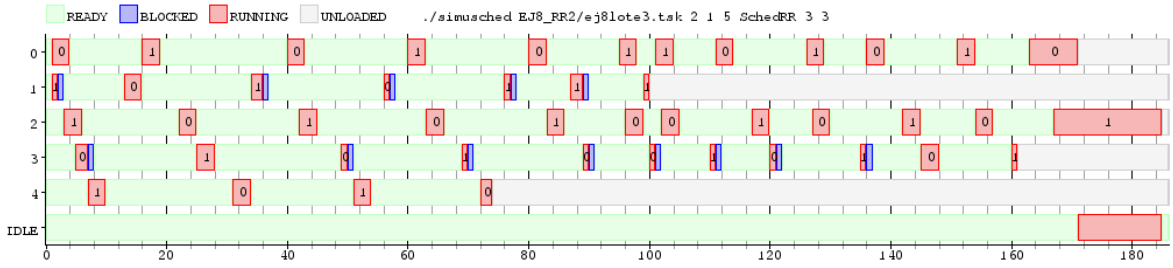
Por ultimo, nuestra tercer y ultima conjetura:

Comportamiento mas eficiente en el RR2 con lotes de tareas que se bloquean un gran numero de veces

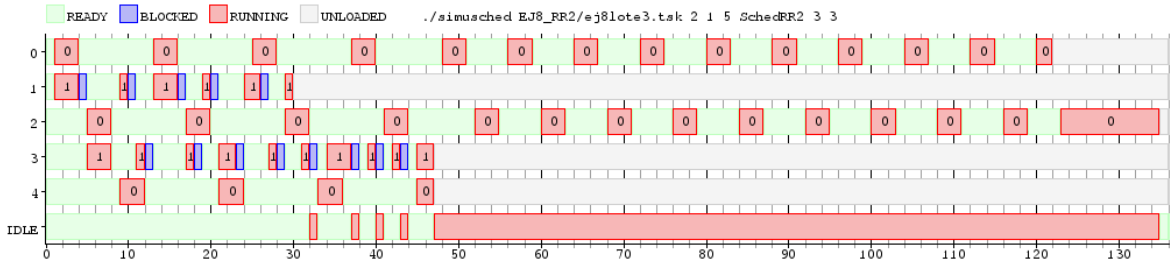
Para esta conjetura, trabajamos con lotes de tareas que utilicen el CPU y se bloqueen muchas veces para poder demostrar la mejor performance del RR2.

A continuación un ejemplo, con el siguiente lote:

```
TaskCPU 40
TaskBatch 10  5
TaskCPU 50
TaskBatch 15 8
TaskCPU 10
```



*Lote*3 - Round Robin - 2 core - Quantum = 3 - cambio de contexto = 1



*Lote*3 - Round Robin 2 - 2 core - Quantum = 3 - cambio de contexto = 1

Se puede observar por los diagramas como el RR2 tiene una mejor performance en este estilo de lotes llegando a finalizar las ejecuciones hasta 50 milisegundos antes que el Round-Robin original.
Como el Round-Robin original tiene pérdida de tiempo con el cambio de contexto y migración de tareas este empeora su performance en comparación al RR2 que no admite este tipo de migración es notorio la

superioridad en relación a nuestra conjetura.

Podemos concluir luego de estas demostraciones que, el Round-Robin original es ampliamente superior desde el punto de vista de la performance que se obtiene al trabajar con tareas que demanden mucho uso del CPU, mientras que el RR2 es ampliamente mejor cuando se utilicen tareas que se bloqueen por un tiempo considerable.

5 Bibliografía

- Cátedra de Sistemas Operativos - Clases teóricas y prácticas (2º Cuatrimestre 2015)
- Facultad de Ingenieria Uruguay
  ($https://eva.fing.edu.uy/pluginfile.php/75120/mod\_resource/content/1/6-SO-Teo-Planificacion.pdf$)
- Operating Systems Concepts, Abraham Silberschatz & Peter B. Galvin