Sistemas Operativos

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

Trabajo Práctico Número 1

Scheduling

Integrante	LU	Correo electrónico
Ciruelos Rodríguez, Gonzalo	063/14	gonzalo.ciruelos@gmail.com
Maddonni, Axel Ezequiel	200/14	axel.maddonni@gmail.com
Thibeault, Gabriel	114/13	gabriel.eric.thibeault@gmail.com

Índice

1. Ejercicio 1

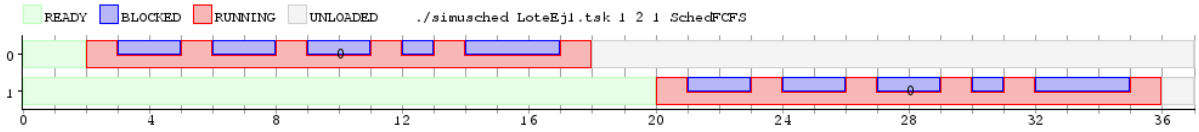
Nuestra implementación de la TaskConsola consiste en un ciclo que realiza n (el primer parámetro de la tarea) interrupciones. Para determinar la cantidad de tiempo que debe durar cada interrupción empleamos la función *std* :: *rand*() de la librería estándar. Sin embargo, es necesario normalizar el resultado de ésta, ya que devuelve un valor entre 0 y $RAND\_MAX$ (un macro definido en *stdlib.h*, dependiente de la implementación) y necesitamos que esté entre *bmin* y *bmax* (los otros dos parámetros de la tarea).

Para lograr esto, dividimos el valor aleatorio inicial por $RAND\_MAX - 0$, para obtener un número perteneciente al intervalo $[0, 1]$. Luego, lo multiplicamos por $(bmax - bmin)+1$, obteniendo un resultado perteneciente al conjunto $[0, bmax-bmin+1]$. Finalmente sumamos *bmin* y obtenemos un valor perteneciente al conjunto $[bmin, bmax + 1]$. Si bien esto puede parecer incorrecto, el cast de un *double* a un *int* en C++ toma la parte entera del *double*, por lo que este conjunto es el deseado.

El único caso donde el resultado puede no llegar a ser el deseado es donde el valor es exactamente $bmax + 1$. Si bien esto no puede pasar en una variable continua (como sería teóricamente la uniforme que estamos manejando), al tratar con una representación de máquina de los reales (como son los *doubles*) esto es posible (y sucede cuando *rand*() devuelve exactamente $RAND\_MAX$). Para evitar este error, si el resultado final es exactamente $bmax + 1$, le asignamos *bmax*.

En la figura 1 se puede ver un ejemplo de un lote de tareas con dos Task Consolas (ambas con parámetros $n = 5$, $bmin = 1$ y $bmax = 3$).

Figura 1: Ejemplo de un lote de tareas con Task Consola



2. Ejercicio 2

En las figuras 2 y 3 se pueden ver los gráficos de Gantt para el lote de tareas de este ejercicio, para 1 y 2 cores, respectivamente.

La latencia para un solo core es de 4 ciclos de CPU para la taskCPU, 109 ciclos para una de las tasksConsola y 190 ciclos para la otra. Para dos cores es de 4 ciclos para la taskCPU y una de las tasksConsola y de 85 para la otra.

Con los resultados de la figura 2 se puede ver claramente el problema que puede surgir al utilizar un scheduler First Come First Serve: el usuario en este tipo de casos esperaría poner a correr su algoritmo, y pasar el tiempo hasta que éste termine de ejecutarse utilizando otras aplicaciones. Sin embargo, al correr este lote de tareas en una computadora con un

solo core se debe esperar a que termine de correr la primer tarea para poder utilizar otras aplicaciones.

Si bien con otro tipo de scheduler (por ejemplo Round Robin) el algoritmo tardaría más tiempo, el usuario podría utilizar otras aplicaciones mientras tanto para hacer pasar el tiempo.

Al emplear dos cores para correr el lote de tareas se alivia el problema detallado previamente, ya que al menos se puede ejecutar una de las aplicaciones deseadas mientras corre el algoritmo CPU-intensivo en el otro core, como se ve en la figura 3. Sin embargo, el problema no se elimina completamente debido a que aún se debe esperar a que la primera aplicación termine de ejecutar para poder correr la segunda.

La única forma de eliminar completamente este problema para un scheduler FCFS es tener a disposición más cores que tareas a ejecutar, pero sólo en raras circunstancias es posible satisfacer este requerimiento.

Figura 2: Lote de tareas de Rolando para 1 core

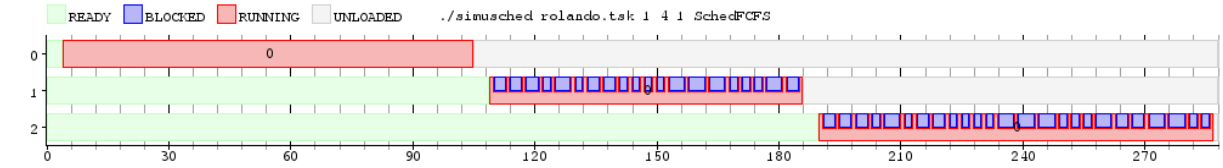
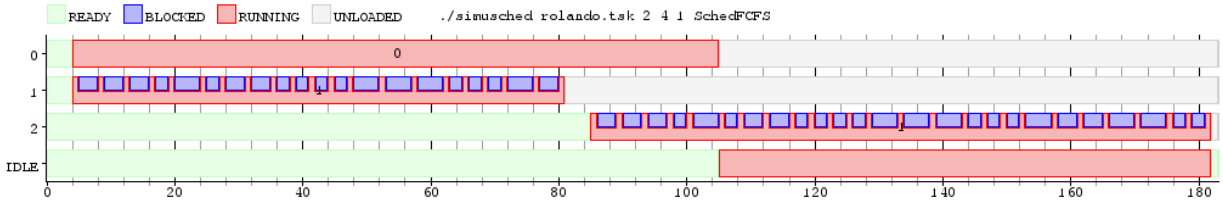


Figura 3: Lote de tareas de Rolando para 2 cores

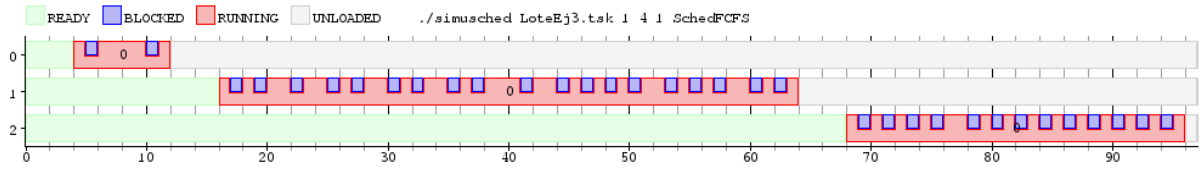


3. Ejercicio 3

Nuestra implementación de Task Batch consiste en crear un vector de bools de tamaño *total_cpu* (el primer parámetro de la tarea), que se llena con *cant_bloqueos* valores en *true* y el resto en *false*. Luego, utilizamos el algoritmo de Fisher-Yates para hacer un shuffle del vector. Finalmente, se lo recorre, y por cada posición, si el valor es *true* se hace una interrupción de IO, y si es *false* se hace uso de la CPU.

En la figura 4 se puede ver un lote de tareas con 3 TaskBatch, con parámetros 5 y 2; 28 y 19; 14 y 13.

Figura 4: Ejemplo de un lote de tareas con Task Batch



4. Ejercicio 4

Para implementar el scheduler Round-Robin, decidimos usar en la estructura privada de la clase SchedRR una cola global con los pids de los procesos(ints), y dos vectores del tamaño de la cantidad de cores, uno para guardar el valor de los quantums correspondiente a cada core, y el otro para almacenar el tiempo restante hasta el desalojo, que se irá decrementando con los ticks.

Los algoritmos son simples:

- Para inicializar el scheduler, inicializamos con una cola vacía, y el vector de quantums y time_left con los valores correspondientes a los valores de quantum de cada core, pasados por parámetro.
- *load* simplemente pushea un pid a la cola de procesos.
- *unblock*, al igual que load, agrega el proceso desbloqueado a la cola global.
- En cada *tick*, se evalúa el Motivo pasado por parámetro. En caso de que el proceso haya terminado (m==EXIT), si no hay procesos por ejecutar, se regresa a la tarea Idle, de lo contrario, se reinicia el timeleft del core al valor inicial (el valor de los quantum de dicho core) y pasa a ejecutar el primer proceso en la cola. En caso de que el proceso se encuentre bloqueado (m==BLOCK), al igual que en el caso anterior, se pasa a ejecutar el próximo proceso (el pid del proceso bloqueado recién regresará a la cola cuando se desbloquee). Por último, si no se cumplen estas condiciones (no terminó ni está bloqueado), si se está ejecutando la tarea idle, chequea que no haya procesos en la cola, y en caso de que lo haya le otorga la ejecución al primero. Si no fuera la tarea idle la que se está ejecutando, se resta uno al timeleft, y si éste llega a 0, se pasa a ejecutar el próximo proceso en la cola, reiniciando el valor del timeleft al valor de quantum original.

5. Ejercicio 5

Figura 5: Lote de tareas ejecutando con Round Robin con quantum 2

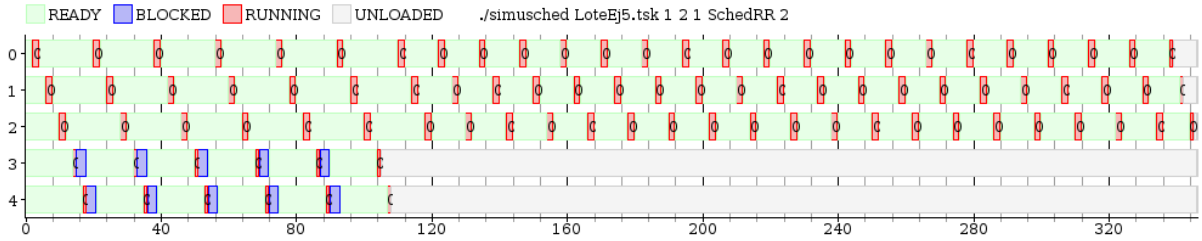


Figura 6: Lote de tareas ejecutando con Round Robin con quantum 10

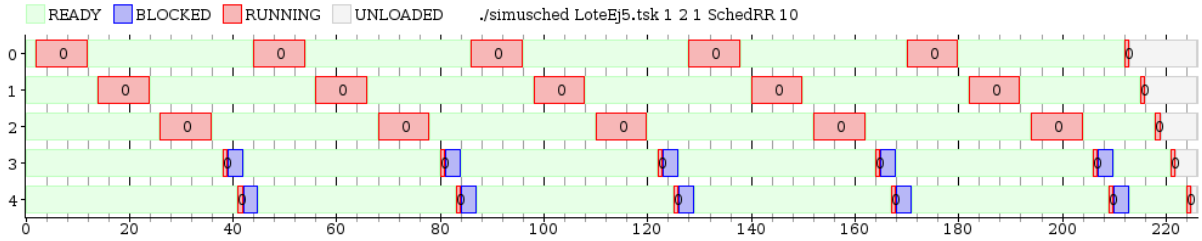
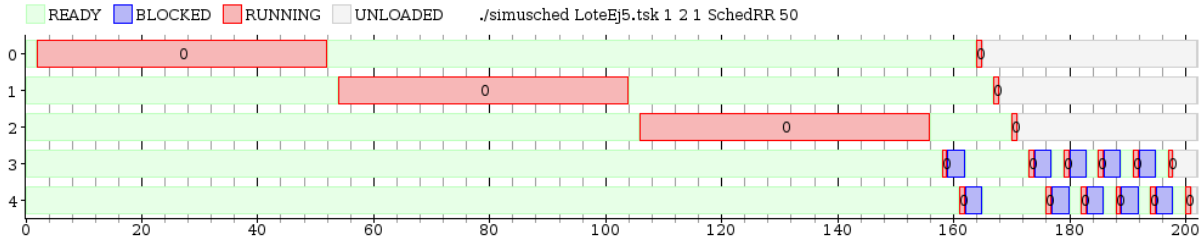


Figura 7: Lote de tareas ejecutando con Round Robin con quantum 50



Tarea 0

Quantum	**2**	**10**	**50**
Latencia	2	2	2
Waiting Time	288	162	114
Tiempo Total	339	213	165

Tarea 1

Quantum	**2**	**10**	**50**
Latencia	6	14	54
Waiting Time	291	165	117
Tiempo Total	342	216	168

Tarea 2

Quantum	**2**	**10**	**50**
Latencia	10	26	106
Waiting Time	294	168	120
Tiempo Total	345	219	171

Tarea 3

Quantum	**2**	**10**	**50**
Latencia	14	38	158
Waiting Time	84	201	177
Tiempo Total	105	222	198

Tarea 4

Quantum	**2**	**10**	**50**
Latencia	17	41	161
Waiting Time	87	204	180
Tiempo Total	108	225	201

Figura 8: Valores Promedio entre las tareas

Quantum	**2**	**10**	**50**
Latencia	9.8	24.2	96.2
Waiting Time	208.8	180	141.6
Tiempo Total	247.8	219	180.6

Conclusiones a partir de los gráficos (figuras 5, 6 y 7, además de la tabla de la figura 8):

- Con respecto a la **latencia**, es menor en el caso con el scheduler con quantum de 2 ciclos. Esto se debe a que el primer desalojo se hace más rápido ya que el tiempo asignado por quantum es menor que en los demás. Como se ve en la tabla de los promedios, el valor de la latencia aumenta cuanto mayor es el valor del quantum.
- Con respecto al **waiting time**, ocurre lo contrario, es menor con el scheduler de quantum 50. Esto se debe a que cuanto menor es el quantum, más cambios de contexto se realiza durante la ejecución de las tareas, y esto agrega tiempo de espera ya que cada cambio de contexto tarda 2 ciclos en realizarse.
- Por último, el **tiempo total**, al igual que en el anterior, es menor en último caso, con quantum de 50 ciclos. De la misma manera, al aumentar el quantum y reducir los cambios de contexto, y por ende los costos de cada cambio de contexto, el tiempo total se reduce.

6. Ejercicio 6

Figura 9: Lote de tareas ejecutando con FCFS

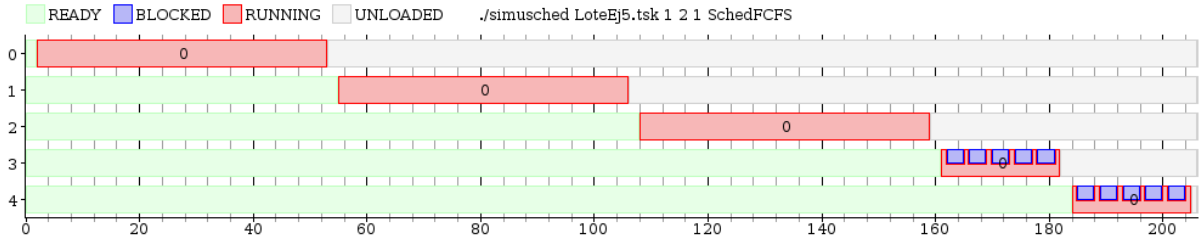


Figura 10: Datos de las Tareas para FCFS: (en unidades de tiempo)

Tarea	**0**	**1**	**2**	**3**	**4**	**Promedio**
Latencia	2	55	108	161	184	102
Waiting Time	2	55	108	161	184	102
Tiempo Total	53	106	159	182	205	141

El scheduler FCFS es el más sencillo de todos: los procesos se ejecutan en orden de llegada, formando una cola. En cambio, los scheduler Round-Robin otorgan un tiempo (quantum) a cada proceso, alternando con desalojos entre cada uno de manera cíclica. Como se ve en la tabla para para este ejemplo, esto produce que el tiempo de respuesta (latencia) usando FCFS sea mayor que utilizando una política Round-Robin.

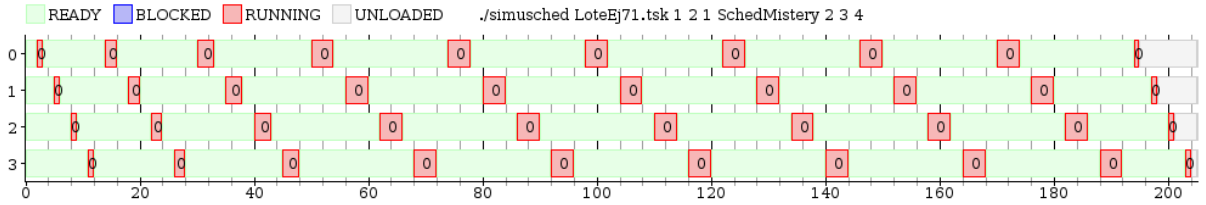
Con respecto al waiting time y al tiempo total, para este lote de tareas particular, FCFS saca ventaja al otro mecanismo, debido a que en los casos de quantum 2 y 10, el costo de cambios de contexto es muy grande en proporción al resto, mientras que en el de quantum 50, los tiempos se extienden mucho pues las tareas 0 a 2 llevan 51 ciclos de ejecución, provocando una larga espera para ejecutar el exit al final.

Sin embargo, Round-Robin tiene ventajas que no se pueden ver tanto en este ejemplo. Es un mecanismo más equitativo o "justo" y, a diferencia de FCFS, optimiza el tiempo de respuesta. Esto suele ser muy útil combinado con prioridades, aunque si se cambia el orden en que se realiza el ciclo puede llegar a a haber inanición, problema que no se presenta usando FCFS.

7. Ejercicio 7

Primero, lo que hicimos fue testear cuando se le pasaban muchos parámetros.

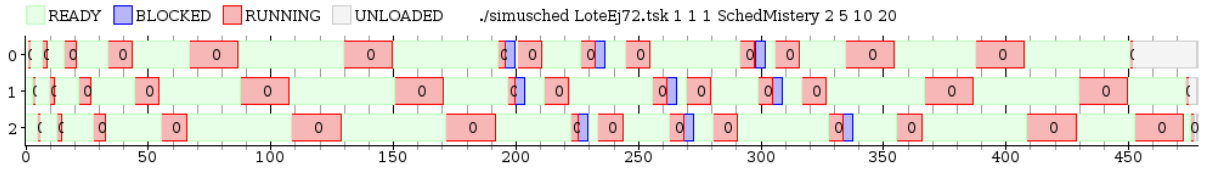
Figura 11: Ejemplo de un lote de tareas con Task Consola



Como se vé en la imagen, la cantidad de parámetros determina cuanto va a ser el quantum que se le asigna a cada tarea, progresivamente. Además gracias a este test, pudimos ver que hay preemption, y que el método probablemente sea similar a Round Robin.

Luego, lo que hicimos fue ver que pasa si una tarea se bloquea.

Figura 12: Ejemplo de un lote de tareas con Task Consola



Gracias a esta imagen pudimos confirmar que hay una idea de prioridades detrás de este scheduler. Esto se debe a que cuando una tarea se desbloquea, tiene *más prioridad*, dado que por ejemplo, la tarea 0, despues de desbloquearse, se ejecuta antes que la tarea 2, que era la que a priori le tocaba, si se tratara de un Round Robin común y corriente.

Además, este test nos permitió ver que cuando una tarea se desbloquea va a la cola que le sigue en prioridad (de más prioridad).

Entonces, de esta manera confirmamos que se trata de un scheduling de prioridad, en el que hay n colas (si nos pasaron $n-1$ parámetros), donde cada cola tiene un quantum igual al parámetro que corresponde (o 1 si es la primera). Y lo que hace el algoritmo es ir por la lista de colas buscando alguna cola no vacía, y si encuentra alguna no vacía corre la próxima tarea que corresponda.

Además, cuando una tarea es desalojada, pasa a estar en la cola siguiente (de menor prioridad) que la que estaba antes, y si estaba en la de menos prioridad se queda en esa.

En cuanto a la implementación, tenemos un vector de colas, y un vector de quantums (cuanto es el quantum de cada cola de tareas). Además, tenemos un entero que nos indica cuanto tiempo le queda a la tarea actual y de que cola salió.

Entonces, cuando cargamos una tarea la ponemos en la cola mas prioritaria. Cuando una tarea se desbloquea, la ponemos en la cola anterior (de más prioridad). Cuando una tarea debe ser desalojada porque se acabó el tiempo que se le asignó, se recorre el vector de colas buscando la primera no vacía y en caso de que la encuentre, popea un pid y lo pone a correr. En caso de que no encuentre, continúa corriendo la tarea actual.

8. Ejercicio 8

Para implementar este scheduler, debemos mantener n cantidad de colas, donde n es la cantidad de cores del procesador. Además, como cuando entra un proceso nuevo debemos asignarlo al procesador con menos procesos totales, nos conviene tener un vector que nos dice cuantos procesos totales tiene cada core. Como siempre, tenemos los quantums de cada procesador, y el tiempo restante que tiene cada tarea de cada core.

Finalmente, tenemos un diccionario, cuyas claves son tareas y sus significados son cores, que nos dice para cada proceso bloqueado, a que core le corresponde. Necesitamos esto para sabes, cuando un proceso se desbloquea, a que core asignarselo.

Entonces, cuando entra un nuevo proceso, buscamos cual es el core con menos procesos actuales, y lo asignamos ahí. Cuando un proceso termina, lo que hacemos es fijarnos en la cola de cada core cual es el proceso que sigue.

Cuando un proceso se bloquea, lo definimos en el diccionario nombrado anteriormente; y cuando se desbloquea, buscamos en el diccionario a que core tiene que ir y borramos su entrada.

8.1. Escenario 1

La versión de Round Robin que no migra núcleos es beneficiosa en conjuntos de tareas que usan intensivamente el CPU y la memoria durante mucho tiempo. Como la memoria se usa intensivamente, migrar cores es costoso porque se pierde todo lo que estaba cacheado.

El lote que diseñamos consiste en 3 tareas, cada una empieza un segundo despues de la otra, y cada una usa el procesador por 30 unidades de tiempo.

```
1 TaskCPU 30
2 @1:
3 TaskCPU 30
4 @2:
5 TaskCPU 30
```

Figura 13: Ejemplo de un lote de tareas que solo usa CPU en Round Robin 1

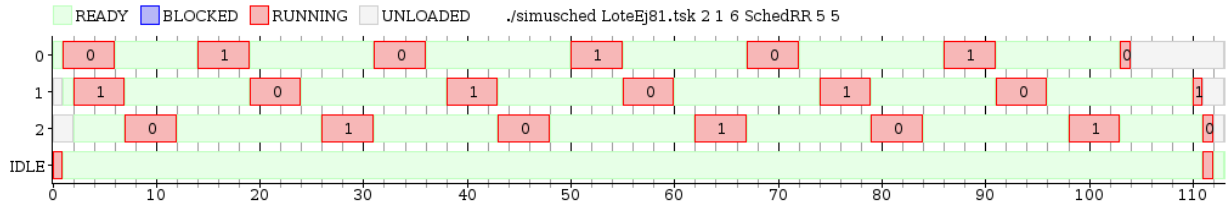
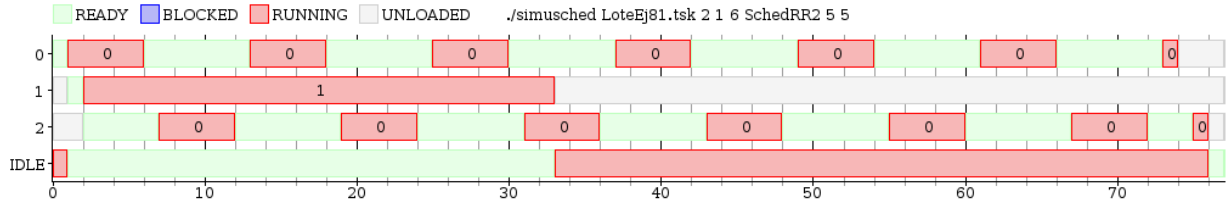


Figura 14: Ejemplo de un lote de tareas que solo usa CPU en Round Robin 2



Las métricas que analizaremos serán la eficiencia (tiempo en el que el CPU está corriendo las tareas sobre tiempo total) y el throughput.

Como se ve en la figura 13, la eficiencia de el algoritmo de scheduling que migra núcleos no es tan alta, dado que la migración de núcleos ocurre muy seguido y se debe pagar un costo muy alto cada vez. Por esta misma razón, el throughput de este algoritmo es también bajo.

Por otro lado, como se ve en la figura 14, la eficiencia de el algoritmo de scheduling que no migra núcleos (si no fuera por el idle del final, que se solucionaría simplemente poniendo igual cantidad de tareas en cada núcleo) es mucho más alta. Esto se debe a que al no migrar núcleos, se aprovecha el cache del core y no es se paga el costo de perderlo. Por esta razón, el throughput del algoritmo es más alto que antes, terminando las tareas en casi la mitad del tiempo que el anterior algoritmo.

8.2. Escenario 2

Ahora veamos que pasa si hay una tarea que se bloquea por mucho tiempo, una que lo usa por muy poco tiempo y otras 2 que requieren usar CPU por un poco más de tiempo.

```
1 TaskIO  1  70
2 TaskCPU  50
3 @1:
4 TaskCPU  5
5 TaskCPU  50
```

Figura 15: Ejemplo de un lote de tareas que se bloquean y usan CPU en Round Robin 1

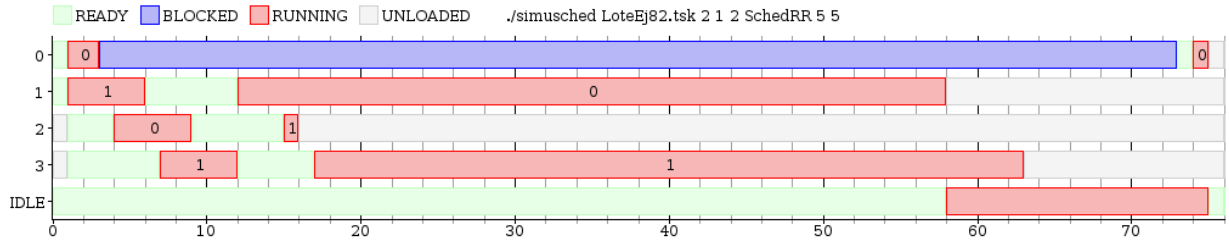
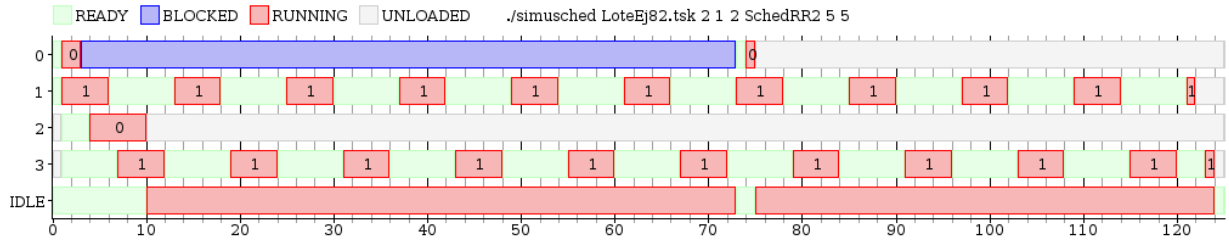


Figura 16: Ejemplo de un lote de tareas que se bloquean y usan CPU en Round Robin 2



Como se ve en la figura 15, el rendimiento y el throughput de esta versión es altísimo. Esto se debe a que, cuando se bloquea un proceso, el algoritmo puede correr en paralelo las 2 tareas demandantes de CPU en paralelo totalmente.

Sin embargo, en la versión del algoritmo que no permite migración entre procesadores, en la figura 16 todo cambia. Al no poder migrar tareas entre núcleos, cuando la tarea 2 termina, y la tarea 0 está bloqueada, el procesador 1 tiene una carga muy alta, mientras que el procesador 0 esta totalmente ocioso. Por esta razón, la eficiencia es mucho más baja que antes, y en consecuencia, el throughput es mucho más bajo.