



DEPARTAMENTO
DE COMPUTACION

Facultad de Ciencias Exactas y Naturales - UBA

Trabajo Práctico I

Scheduling

Sistemas Operativos
Primer Cuatrimestre 2015

Integrante	LU	Correo electrónico
Aldasoro Agustina	86/13	agusaldasoro@gmail.com
More Ángel	931/12	angel_21_fer@hotmail.com
Zimenspitz Ezequiel	155/13	ezeqzim@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>

Resumen

En el presente trabajo se describe la problemática de ...

Índice

1. Parte I	4
1.1. Ejercicio 1: TaskConsola	4
1.2. Ejercicio 2: Ejecución de tres tareas	4
2. Parte II	6
2.1. Ejercicio 3: Scheduler Round-Robin	6
2.2. Ejercicio 4: Ejecución de lotes de tareas	7
2.3. 1er caso:	7
2.4. 2do caso:	8
2.5. 3er caso:	9
2.6. Ejercicio 5: Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment	11
2.7. a:	11
2.8. b:	11
2.9. c:	11
3. Parte III	13
3.1. Ejercicio 6: TaskBatch	13
3.2. Ejercicio 7: Ejecución lote de tareas	13
3.3. Ejercicio 8: Scheduler Round-Robin modificado	14
3.4. Ejercicio 9: Ejecución lote de tareas	17
3.5. Ejercicio 10: Ejecución lote de tareas	18

1. Parte I

1.1. Ejercicio 1: TaskConsola

Programar un tipo de tarea *TaskConsola*, que simulará una tarea interactiva. La tarea debe realizar n llamadas bloqueantes, cada una de una duración al azar entre $bmin$ y $bmax$ (inclusive). La tarea debe recibir tres parámetros: n , $bmin$ y $bmax$ (en ese orden) que serán interpretados como los tres elementos del vector de enteros que recibe la función.

Al momento de ejecutar la tarea *TaskConsola*, lo que realiza nuestro algoritmo es *uso_IO* (sistema operativo???) n veces, eligiendo cada vez un número al azar -mediante la función `rand()`- entre $bmin$ y $bmax$.

1.2. Ejercicio 2: Ejecución de tres tareas

Escribir un lote de 3 tareas distintas: una intensiva en CPU y las otras dos de tipo interactivo (*TaskConsola*). Ejecutar y graficar la simulación usando el algoritmo FCFS para 1, 2 y 3 núcleos.

Para observar el comportamiento de un lote de tareas en un scheduler basado en la técnica FCFS (*First Come, First Served*). Donde cada una se ejecuta en el orden en el que se encuentran *ready*. Se ejecutaron tres tareas distintas. Dos se corresponden el tipo de tarea *TaskConsola* y la otra solo haciendo uso intensivo del CPU (sin bloqueo). Las tareas utilizadas las siguientes:

```
TaskConsola 4 2 7
TaskCPU 3
@3:
TaskConsola 5 1 10
```

Además para observar como varía el tiempo total (si es que lo hace), se simuló la ejecución para 1, 2 y 3 cores. Dado que en este tipo de Scheduler no hay cambio de contexto ni migración de procesos entre los distintos núcleos los demas parametros no son de importancia.

Los diagramas de Gantt obtenidos fueron los siguientes:

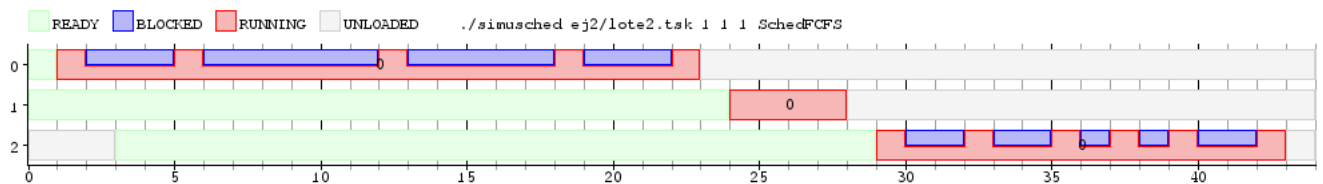


Figura 1: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 1 núcleo.

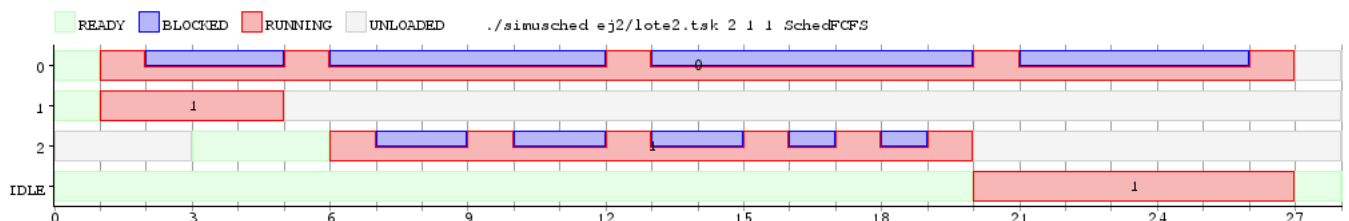


Figura 2: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos.

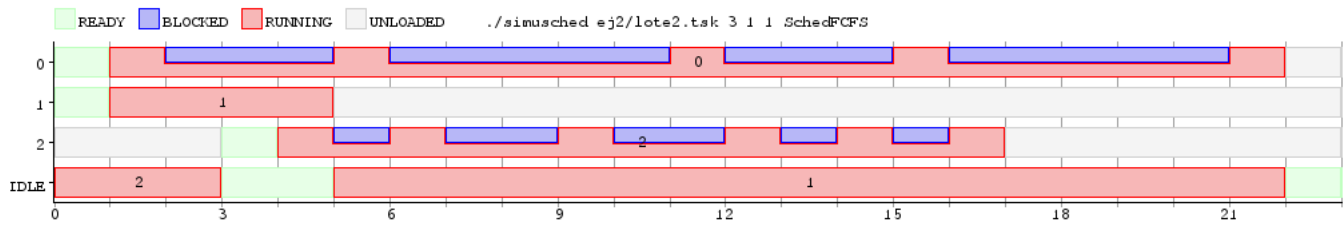


Figura 3: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 3 núcleos.

Aca habria que hablar un poco y revisar esto: :D

A partir de los resultados obtenidos en los gráficos anteriores. Podemos observar que el tiempo total varía de acuerdo al número de cores con los que se este simulando. A medida que se incrementa el número el tiempo total disminuye. No solo influyó este factor sino que también, el hecho de que estamos trabajando con un modelo sin desalojo. Al trabajar con un solo core debemos esperar que una tarea finalice para que la próxima pueda ser ejecutada. Es decir, se van a ir ejecutando secuencialmente según fueron estando *ready*.

Al aumentar en una unidad el número de core. La primer tarea disponible comenzó a ejecutarse. Dado que aun disponemos de otro core, cuando una segunda tarea paso a estar disponible pudo ser ejecutada al instante por el núcleo adicional. Y cuando uno de estos se desocupó se ejecutó la última tarea. Dado que dos tareas pudieron ejecutarse simultaneamente el tiempo total disminuyó. Aún más cuando se trabajó con 3 cores cada tarea pudo ser ejecutada en un núcleo distinto y dado que ambas podian ser ejecutadas mientras se ejecutaban las otras el tiempo total fue igual al máximo entre $release\ time_j + c_j$, donde j indica alguna de las tres tares utilizadas y c_j su tiempo de ejecución.

2. Parte II

2.1. Ejercicio 3: Scheduler Round-Robin

Completar la implementación del scheduler Round-Robin implementando los métodos de la clase *SchedRR* en los archivos *sched_rr.cpp* y *sched_rr.h*. La implementación recibe, como primer parámetro, la cantidad de núcleos y a continuación los valores de sus respectivos *quantums*. Debe utilizar una única cola global, permitiendo así la migración de procesos entre núcleos.

Las estructuras de datos con las que vamos a trabajar, en la clase *SchedRR*, son las siguientes:

```
int cores;
vector<int> quantums;
vector<int> quantums_timer;
vector<int> actuales;
int siguiente;
queue< int, deque<int> > cola;
```

- **cores** es la cantidad de núcleos.
- **quantums** es un vector de *cores* posiciones, que guarda en *quantums[i]* el valor del quantum asignado al núcleo *i*.
- **quantum.timer** es un vector, tal que *quantum.timer[i]* representa el valor del quantum restante para la tarea corriendo en el núcleo *i*.
- **actuales** vector que indica el PID de la tarea ejecutandose en el núcleo *i* (*actuales[i]*). Para los núcleos sin tarea devuelve la constante *IDLE_TASK*.
- **siguiente** indica el core al que se le debe asignar la siguiente tarea.
- **cola** es la cola de tareas que restan ser ejecutadas.

Modificamos a la función *next* para que reciba un parametro más (enum Motivo { TICK, BLOCK, EXIT }).

```
int next(int cpu, const enum Motivo m);
```

Constructor Scheduler Round-Robin

Al construir un Scheduler Round-Robin, se instancian las estructuras de datos de modo que: se le asigna la cantidad de cores correspondientes (con sus respectivos *quantums*), todas las tareas actuales se definen como *Iddle*, la cola está vacía y el siguiente núcleo que le corresponde ejecutar es el primero ingresado como parámetro.

Función Load

Recibe el *pid* de una nueva tarea como parámetro. Luego, las primeras *n* tareas (siendo *n* el número de cores) se distribuyen entre cada core (dado que al inicio tengo *n* cores disponibles). Una vez alcanza las *n* distribuciones se encolan los nuevos *pid* en *cola*. Estos serán asignados a los distintos cores con la función *next* explicada luego.

Función Tick

Recibe *cpu* como parámetro y el *Motivo*. Dado que se produjo un tick voy a actualizar el quantum (restarle 1) de la tarea en *cpu*, si no es la *Iddle* (porque esta corre indefinidamente hasta que la desplace otra tarea). Si se acabó el quantum de la tarea actual (ya sea porque terminó o no) o se bloqueó, voy a querer actualizar la tarea actual. Para esto, invocó a la función *next()*. La misma devuelve el *pid* de la próxima tarea a ejecutar en *cpu*.

Función Next

La función Next también va a ser invocada para un sólo núcleo *cpu* pasado por parámetro. De este modo, si la tarea que se estaba ejecutando previo a la invocación de *next()* terminó de ejecutarse y la cola se encuentra vacía, la tarea que pondrá a ejecutar va a ser la Tarea Iddle. Si la tarea que se estaba ejecutando no terminó su ejecución o se bloqueó, se deberá encolar en la cola global de pendientes. Si todavía no asigné una tarea actual para el núcleo *cpu*, le asigno la primera de la cola dándole todo el quantum disponible para el núcleo *cpu*. (Si la cola se encontraba vacía al llamar la función *next()* y la tarea ejecutándose no había concluido se la encolará para luego volver a asignársela al núcleo).

2.2. Ejercicio 4: Ejecución de lotes de tareas

Diseñar uno o más lotes de tareas para ejecutar con el algoritmo del ejercicio anterior. Graficar las simulaciones y comentarlas, justificando brevemente por qué el comportamiento observado es efectivamente el esperable de un algoritmo Round-Robin.

Para poder observar el comportamiento del Scheduler basado en la metodología Round Robin evaluamos tres casos.

2.3. 1er caso:

Ejecutamos el mismo lote de tareas utilizado anteriormente (pág 4), manteniendo los mismos parámetros, para así poder evaluar y comparar un Scheduler basado en Round Robin y otro en FCFS.

```
TaskConsola 4 2 7
TaskCPU 3
@3:
TaskConsola 5 1 10
```

Los diagramas de Gantt obtenidos fueron los siguientes:

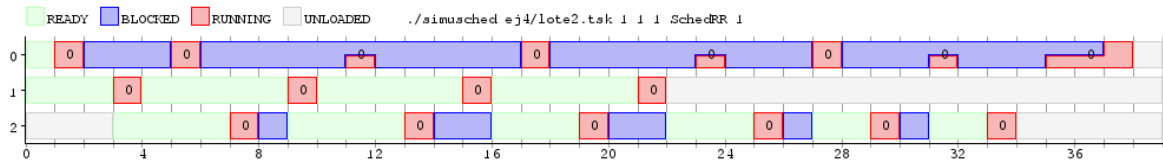


Figura 4: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 1 núcleo con Scheduler Round Robin.

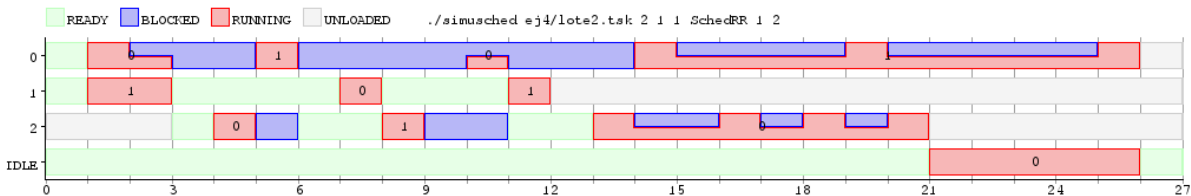


Figura 5: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con Scheduler Round Robin.

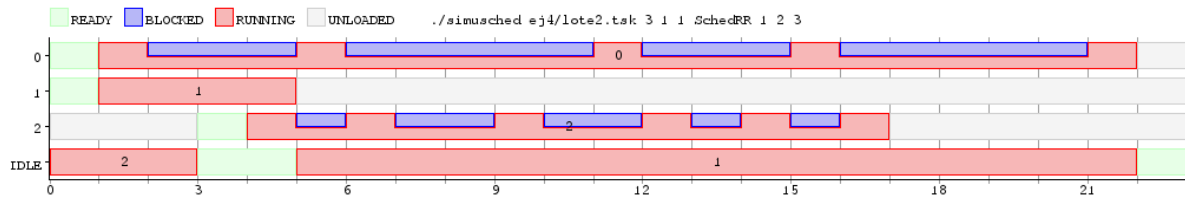


Figura 6: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 3 núcleos con Scheduler Round Robin.

Apartir de los resultados obtenidos podemos ver que para los gráficos 5 y 6 el tiempo total de ejecución fue el mismo que para las figuras 2 y 3 respectivamente. En estos casos observamos que el tiempo dependió de la tarea TaskConsola 4 2 7. La cual tenía el mayor tiempo de ejecución. Entonces, sin importar el modelo, aunque las otras dos tareas terminaron el procesador tuvo que esperar a que finalice dicha tarea. Un caso interesante para analizar es de la figura 1 y 4. En ambas, solo se utilizaba un núcleo. Pero, en el modelo Round Robin el tiempo de ejecución fue menor. Esto se debe al comportamiento de dicho scheduler que permite cambios de contexto y migración de procesos. Para el modelo FCFS, había que esperar que una tarea finalice para ejecutar la próxima. Si ésta tenía mucho tiempo de bloqueo entonces ese tiempo se desperdiciaba. En el modelo Round Robin se pudieron aprovechar esos tiempos para ejecutar las otras tareas. Y dado que la tarea con mayor tiempo de ejecución era del tipo TaskConsola con muchos períodos de bloqueo. El tiempo fue lo suficiente como para ejecutar en su totalidad las otras tareas.

2.4. 2do caso:

Para este caso se creó un nuevo lote de tareas y lo que se buscó fue analizar cómo varía el tiempo total de ejecución, para las mismas, a medida que se cambia el quantum para un total de dos cores. Las tareas que se usaron son las siguientes:

```
TaskConsola 10 2 6
TaskCPU 10
@3:
TaskCPU 7
@2:
TaskConsola 7 4 10
```

Los resultados obtenidos son:

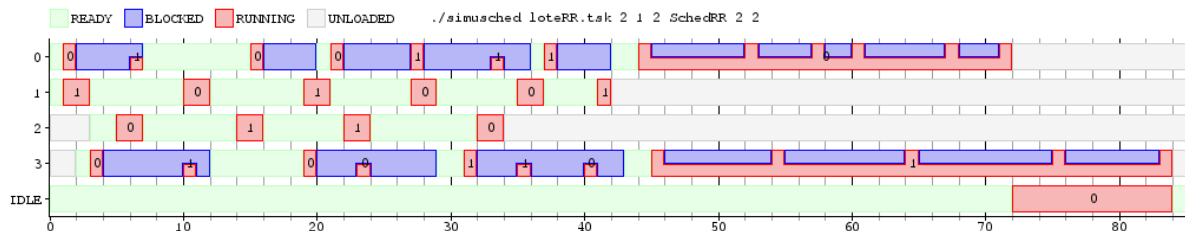


Figura 7: Diagrama para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantum de 2 y 2 ciclos respectivamente.

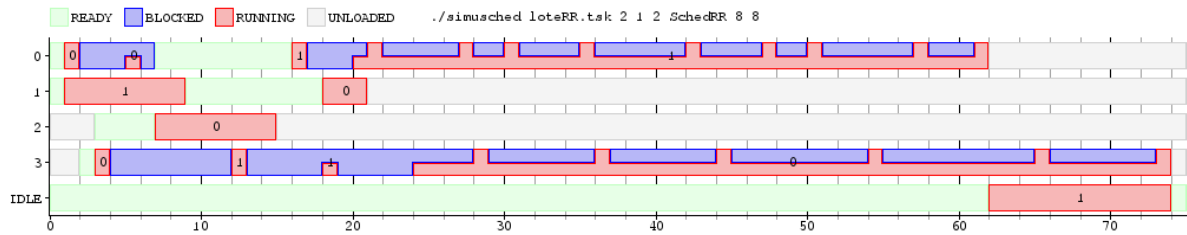


Figura 8: Diagrama para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantum de 8 y 8 ciclos respectivamente.

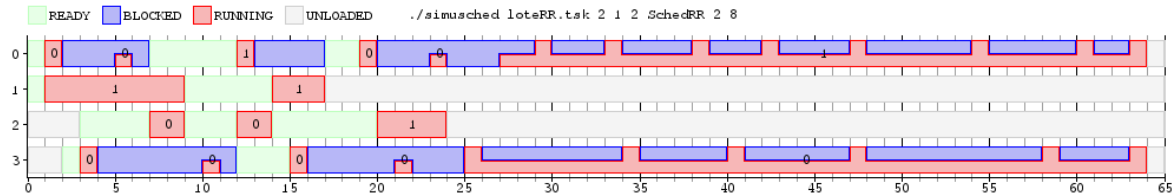


Figura 9: Diagrama para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantum de 2 y 8 ciclos respectivamente.

Los resultados obtenidos se acercan a lo esperado. Los cuales fueron que para quantums muy chicos, el tiempo de ejecución total aumente frente a otros casos. Lo cual se observa en la figura 7. Principalmente cuando se utilizan quantums muy chicos ocurren muchos cambios de contextos. Si este no es depreciable, AumentandA el tiempo total que el procesador necesita para ejecutar todas las tareas. Luego, al aumentar el quantum de cada core a 8 (figura 8), observamos que el tiempo total fue menor que para el caso anterior. Ya que, se produjeron menos cambios de contexto. Sin embargo, cuando se usó un quantum bajo y otro de mayor ciclo, el tiempo total bajó con respecto al anterior caso. Podemos atribuir este comportamiento al tipo de tareas con el que se trabajamos como se observa, algunas tareas pudieron migrar en este último caso y finalizar su ejecución más rápidamente. Intuyendo, con estos resultados, que quantums de ciclos muy bajos no son beneficiosos. Lo mejor es encontrar un promedio de la cantidad de ciclos para un quantum dado que para valores mas grandes también se observó que puede tardar más con respecto a otros casos.

2.5. 3er caso:

En el último caso se observó el comportamiento para un lote de tarea. A medida que modificabamos el número de núcleos en los que se ejecutaban las mismas.

Las tareas usadas fueron:

```
TaskCPU 7
@2:
TaskCPU 6
@1:
TaskCPU 10
@3:
TaskCPU 4
```

Obteniendo los siguientes resultados:

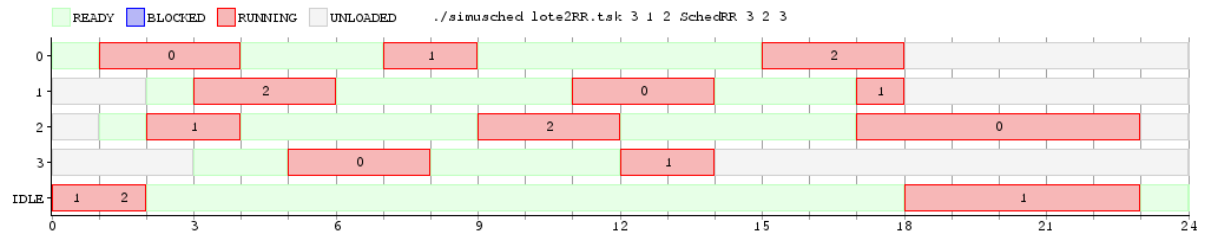


Figura 10: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 3 núcleos con Scheduler Round Robin.

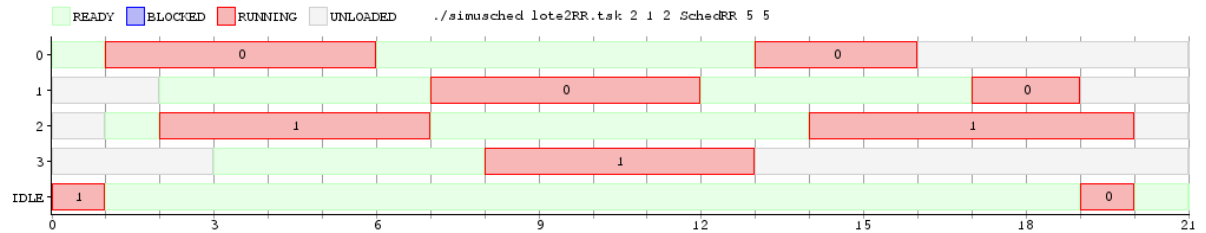


Figura 11: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con Scheduler Round Robin.

En este último caso quisimos comparar el comportamiento de un mismo lote de tareas cuando modificábamos el número de cores en un Scheduler Round Robin. Lo que observamos fue que cuando se contaba con un número mayor de cores las migraciones de procesos fueron mas frecuentes. Dado que estas no son despreciables y de hecho tienen un costo de 2 ciclos. Al producirse en gran cantidad el tiempo total para la finalización de tareas aumentó considerablemente. Como se observa en la figura 10, hay un gran lapso de tiempo entre la ejecución de una misma tarea. Dado que en cada quantum se ejecutaron en un core distinto. En cambio, en la figura 11 no se produjeron migraciones, y pese a que se contaba con un core menos el tiempo fue menor. Pudiendo concluir que aunque las migraciones de procesos pueden ser provechosas como se observó en el caso 2 (pág 9). Si se producen en exceso pueden perjudicar la perfomance del procesador.

2.6. Ejercicio 5: Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment

A partir del artículo Liu, Chung Laung, and James W. Layland. *Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment. Journal of the ACM (JACM) 20.1 (1973): 46-61.*

Responda:

1. ¿Qué problema están intentando resolver los autores?
2. ¿Por qué introducen el algoritmo de la sección 7? ¿Qué problema buscan resolver con esto?
3. Explicar coloquialmente el significado del teorema 7.

2.7. a:

Frente al avance que se venía produciendo en esos años del uso de las computadoras en distintos procesos industriales. Los autores establecieron que esto se iría masificando aún más. Y que una correcta aplicación solo es posible cuando se tiene un scheduler eficiente y factible. Sobre todo para aquellos usos en los cuales se requerían que las tareas llevadas al cabo se ejecuten dentro de un lapso de tiempo determinado (a lo cual lo llaman "hard-real-time"). Ya que en caso contrario, una respuesta tardía podría provocar un efecto no deseado en una aplicación o no sería de interés. Además intentaron desarrollar este tema. Ya que como describen, la mayoría de paper, hasta entonces, estaban orientados a contextos en lo que no había una cota de tiempo para llevar a cabo todas las tareas. Y los que habían, hacían uso de varios supuestos, llevando en algunos casos a situaciones irreales. Por lo que plantearon dos modelos de scheduler para tareas en un entorno de *hard-real-time*. Ambos se basan en fijar prioridades para cada una de las tareas pero, uno de manera estática y el otro dinámicamente. Además para mejorar el rendimiento del mismo buscan establecer cotas (cuando es posible) para determinar si es aplicable alguno de los modelos. De manera que no se produzca *overflow* (alguna de las tareas finalice su ejecución después del tiempo límite).

2.8. b:

En la sección 7 se introduce un nuevo algoritmo, el cual es para un scheduler basado en asignaciones de prioridades dinámicamente (llamado *The deadline Driven Scheduling*). Lo introducen como una variante al algoritmo presentado anteriormente (para un scheduler con prioridades fijas). Intentando evitar o disminuir algunos de los problemas presentados para dicho modelo.

Una de los problemas a resolver es mejorar las asignaciones de las prioridades. De manera de aprovechar el procesador a un 100 %. De esta forma, este nuevo algoritmo establece que el nuevo modelo nunca va a ejecutar la idle sino, que siempre se va a estar ejecutando alguna tarea. A diferencia del modelo de prioridades fijas, donde la utilización del procesador podía variar de un 70 a un 100 %. Para conseguir esto, se va a aumentar o disminuir la prioridad de una tarea conforme se acerca a su deadline, es decir las prioridades de una misma tarea van a ser modificadas a lo largo de su ejecución. Además, buscaron determinar si un conjunto de tareas evitara producir *overflow*, con este algoritmo. En el caso del scheduler con prioridades fijas, se estableció una condición para tal motivo (*teorema 4*¹). Pero, la misma solo es necesaria. Para el scheduler presentado en esta sección se desarrolló una nueva condición, *teorema 7*, la cual garantiza que si se cumple entonces es aplicable el algoritmo y en caso contrario, no lo es (el mismo será explicado en el siguiente punto).

2.9. c:

Teorema 7: For a given set of m tasks, the deadline driven scheduling algorithm is feasible if and only if

$$(C_1/T_1) + (C_2/T_2) + \dots + (C_m/T_m) \leq 1 \quad ^2$$

Siendo C_i el tiempo de ejecución para una tarea i , $1 \leq i \leq m$, y T_i su respectivo período.

En las secciones anteriores, al presente teorema, se determina que la fracción de CPU que utiliza una tarea en el sistema esta dado por C_i/T_i (*the utilization factor*). Lo que se plantea en este teorema es que un scheduler, para una cantidad m de tareas, es factible y por lo tanto realizable sin que se produzca overflow. Cuando la suma del costo de CPU de cada tarea es menor que uno o igual a 1. Es decir que el ejecutar todas las tareas este dentro de la capacidades del CPU (no supere el 100 % del rendimiento del mismo). Ya que en caso contrario se estaria exigiendo que el CPU trabaje a más límite, lo cual es imposible.

1

2

¹Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a HardReal-Time Environment. C. L. LIU Project MAC, Massachusetts Institute of Technology AND JAMES W. LAYLAND Jet Propulsion Laboratory, California Institute of Technology. pág 6

²Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a HardReal-Time Environment. C. L. LIU Project MAC, Massachusetts Institute of Technology AND JAMES W. LAYLAND Jet Propulsion Laboratory, California Institute of Technology. pág 10

3. Parte III

3.1. Ejercicio 6: TaskBatch

Programar un tipo de tarea TaskBatch que reciba dos parámetros: total cpu y cant bloqueos. Una tarea de este tipo deberá realizar cant bloqueos llamadas bloqueantes, en momentos elegidos pseudoaleatoriamente. En cada tal ocasión, la tarea deberá permanecer bloqueada durante exactamente un (1) ciclo de reloj. El tiempo de CPU total que utilice una tarea TaskBatch deberá ser de total cpu ciclos de reloj (incluyendo el tiempo utilizado para lanzar las llamadas bloqueantes; no así el tiempo en que la tarea permanezca bloqueada).

3.2. Ejercicio 7: Ejecución lote de tareas

Elegir al menos dos métricas diferentes, definir las y explicar la semántica de su definición. Diseñar un lote de tareas TaskBatch, todas ellas con igual uso de CPU, pero con diversas cantidades de bloqueos. Simular este lote utilizando el algoritmo SchedRR y una variedad apropiada de valores de quantum. Mantener fijo en un (1) ciclo de reloj el costo de cambio de contexto y dos (2) ciclos el de migración. Deben variar la cantidad de núcleos de procesamiento. Para cada una de las métricas elegidas, concluir cuál es el valor óptimo de quantum a los efectos de dicha métrica.

3.3. Ejercicio 8: Scheduler Round-Robin modificado

(ME FALTA EXPLICAR ESTAS EXPERIMENTACIONES, PERO VOY A ESTUDIAR PARA METODOS :/)

Implemente un scheduler Round-Robin que no permita la migración de procesos entre núcleos (*SchedRR2*). La asignación de CPU se debe realizar en el momento en que se produce la carga de un proceso (*load*). El núcleo correspondiente a un nuevo proceso será aquel con menor cantidad de procesos activos totales (*RUNNING + BLOCKED + READY*). Diseñe y realice un conjunto de experimentos que permita evaluar comparativamente las dos implementaciones de Round-Robin.

Las estructuras de datos con las que vamos a trabajar, en la clase *SchedRR2*, son las siguientes:

```
int cores;
vector<int> quantums;
vector<int> quantums_timer;
vector<int> actuales;
int siguiente;
vector<pair<int, queue<int, deque<int>>*>> colas;
```

- **cores** cantidad de núcleos.
- **quantums** vector de *cores* posiciones, donde *quantums[i]* es el valor del quantum asignado al core *i*.
- **quantums_timer** vector tal que en *quantums_timer[i]* se encuentra el valor del quantum restante para la tarea corriendo en el *i*-ésimo núcleo.
- **actuales** vector que indica el PID de la tarea ejecutandose en el núcleo *i* (*actuales[i]*). Para los núcleos sin tarea devuelve la constante *IDLE_TASK*.
- **siguiente** indica el core al que se le debe asignar la próxima tarea.
- **colas** vector de tuplas. Donde cada posición representa a un core y la primer componente de la tupla hace referencia al número de tareas *running + blocked + ready* en el mismo. Y la segunda componente es una cola FIFO con los respectivos PID's.

Modificamos a la función *next* para que reciba un parámetro más (enum *Motivo { TICK, BLOCK, EXIT }*).

```
int next(int cpu, const enum Motivo m);
```

Constructor Scheduler Round-Robin Modificado

Al construir un Scheduler Round-Robin sin migración de procesos, empezamos por instanciar las estructuras de datos de modo que: a *cores* se le asigna la cantidad de cores correspondientes. A *quantums_timer* los respectivos *quantums*; Todas las tareas actuales se definen como *Idle* en *actuales*; Se inicia cada tupla de *colas* en cero ya que aún no hay tareas y las colas vacías; Por último *siguiente* es el núcleo al que le corresponde ejecutar la primer tarea, es decir al 0.

Función Load

Recibe el *pid* de una nueva tarea como parámetro. Al igual que para el Scheduler Round Robin, adoptamos distribuir las primeras *n* tareas entre cada core (dado que al inicio hay *n* cores disponibles). Además se incrementa la primer componente de cada tupla en uno (dado que ahora en cada core tengo una tarea). Una vez alcanza las *n* distribuciones se las futuras tareas serán asignadas a los CPU's con menor cantidad de tareas *running + blocked + ready*. Es decir, se encolarán sus *pid*'s en las colas de cada CPU de *colas* con la primer componente más baja, incrementado ahora dicha componente.

Función Tick

Recibe *cpu* como parámetro y el *Motivo*. Dado que se produjo un tick voy a actualizar el quantum (restarle 1) de la tarea en *cpu*, siempre que no sea la IDLE. Si se acabó el quantum de la tarea actual (ya sea porque terminó o no) o se bloqueó, voy a querer actualizar la tarea actual. Invocando a la función *next()*. La misma devuelve el *pid* de la próxima tarea a ejecutar en *cpu*.

Función Next

Si la tarea que se estaba ejecutando previo a la invocación de *next()* terminó de ejecutarse y la cola se encuentra vacía, la tarea que pondrá a ejecutar va a ser la Tarea Idle y se actualiza el número que indica cuantas tareas hay en ese *cpu*. Si la tarea que se estaba ejecutando no terminó su ejecución o se bloqueó, se deberá encolar en la cola del *cpu* pasado por parametro. Si todavía no asigné una tarea actual para el mismo, le asigno la primera de la cola dándole todo el quantum disponible para el núcleo *cpu*. (Si la cola se encontraba vacía al llamar la función *next()* y la tarea ejecutándose no había concluido se la encolará para luego volver a asignársela al núcleo).

Para evaluar el comportamiento del Scheduler Round Robin sin migraciones frente al diseñado en la sección 2, Pág 6. Vamos a utilizar el mismo lote de tareas que se uso para este último en los casos 2 y 3. Manteniendo las mismas condiciones en las que fueron obtenidos los resultados.

De esta forma para el lote de tareas:

```
TaskConsola 10 2 6
TaskCPU 10
@3:
TaskCPU 7
@2:
TaskConsola 7 4 10
```

Se obtuvo como resultado:

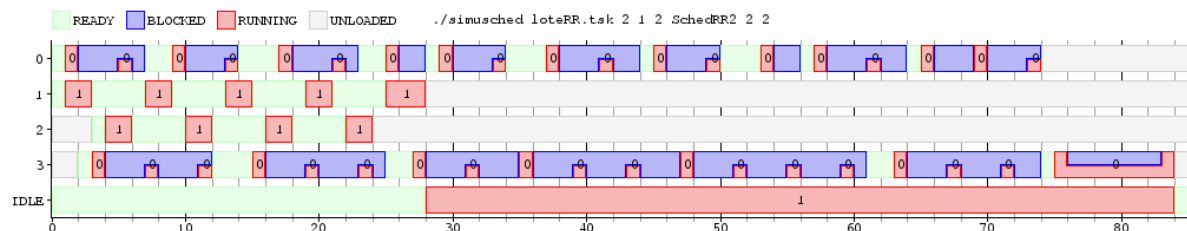


Figura 12: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantums de 2 y 2 ciclos respectivamente. En un Scheduler Round Robin sin migración de procesos.

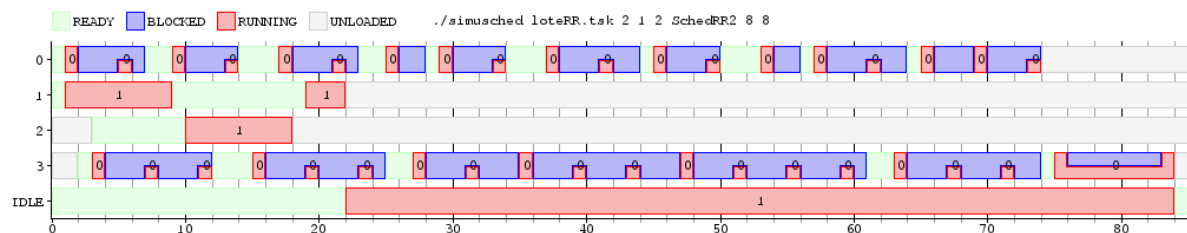


Figura 13: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantums de 8 y 8 ciclos respectivamente. En un Scheduler Round Robin sin migración de procesos.

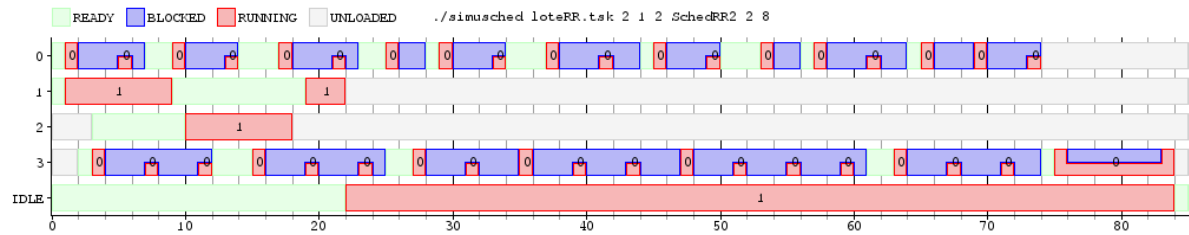


Figura 14: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantums de 2 y 8 ciclos respectivamente. En un Scheduler Round Robin sin migración de procesos.

Y para las tareas:

```
TaskCPU 7
@2:
TaskCPU 6
@1:
TaskCPU 10
@3:
TaskCPU 4
```

Obtuvimos los siguientes resultados:

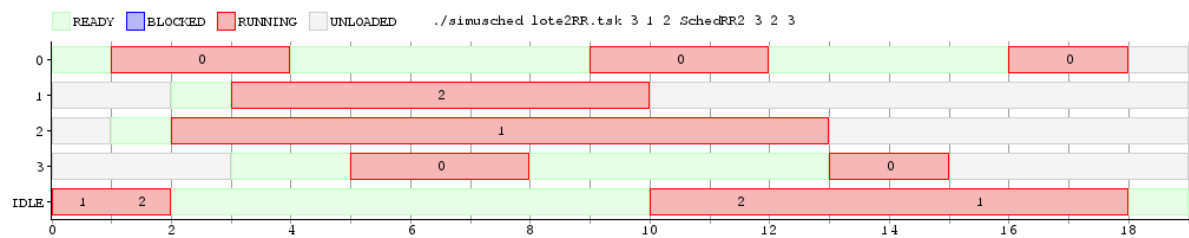


Figura 15: Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 3 núcleos con quantums de 3, 2 y 3 ciclos respectivamente. En un Scheduler Round Robin sin migración de procesos.

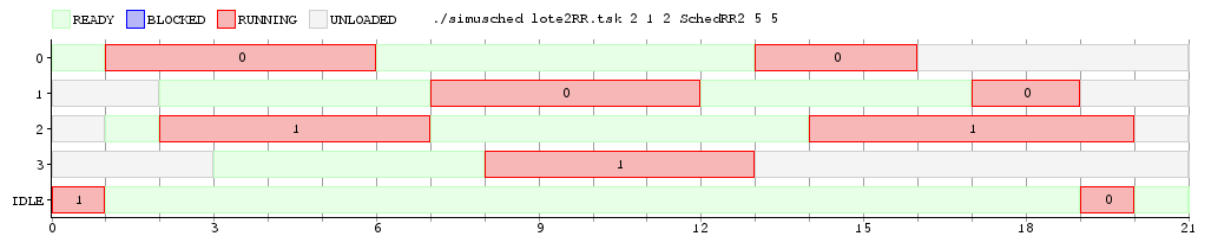


Figura 17:Diagrama de Gantt para la ejecución del lote de tareas bajo 2 núcleos con quantums de 5 y 5 ciclos respectivamente. En un Scheduler Round Robin sin migración de procesos.

3.4. Ejercicio 9: Ejecución lote de tareas

Diseñar un lote de tareas cuyo scheduling no sea factible para el algoritmo de prioridades fijas pero sí para el algoritmo de prioridades dinámicas.

3.5. Ejercicio 10: Ejecución lote de tareas

Diseñar un lote de tareas, cuyo scheduling sí sea factible con el algoritmo de prioridades fijas, donde se observe un mejor uso del CPU por parte del algoritmo de prioridades dinámicas.