



DEPARTAMENTO
DE COMPUTACION

Facultad de Ciencias Exactas y Naturales - UBA



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	3
2	Desarrollo y Resultados	4
3	Parte I – Entendiendo el simulador simusched	4
3.1	Ejercicios	4
3.2	Resultados y Conclusiones	4
3.2.1	Resolución Ejercicio 1	4
3.2.2	Resolución Ejercicio 2	4
4	Parte II: Extendiendo el simulador con nuevos schedulers	6
4.1	Ejercicios	6
4.2	Resultados y Conclusiones	6
4.2.1	Resolución Ejercicio 3	6
4.2.2	Resolución Ejercicio 4	7
4.2.3	Resolución Ejercicio 5	9
5	Parte 3: Evaluando los algoritmos de scheduling	11
5.1	Ejercicios	11
5.2	Resultados y Conclusiones	11
5.2.1	Resolución Ejercicio 6	11
5.2.2	Resolución Ejercicio 7	12
5.2.3	Resolución Ejercicio 8	18
5.2.4	Resolución Ejercicio 9	22
5.2.5	Resolución Ejercicio 10	24
6	Bibliografía	25

1 Introducción

En este Trabajo Práctico estudiaremos diversas implementaciones de algoritmos de scheduling. Haciendo uso de un simulador provisto por la cátedra podremos representar 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 paper implementaremos una versión del algoritmo para schedulers con prioridades dinámicas y estáticas y mediante experimentos intentaremos comprobar ciertas propiedades que cumple el algoritmo.

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

3.2 Resultados y Conclusiones

3.2.1 Ejercicio 1

Dada la simpleza del código, optamos por mostrar nuestra implementación, 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 $bmax$

```
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);
    }
}
```

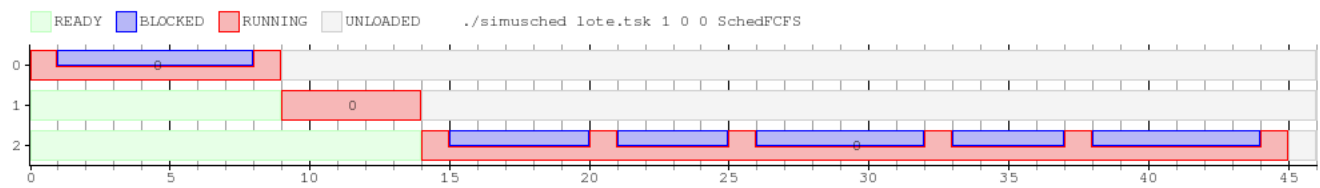
3.2.2 Ejercicio 2

Para este punto, utilizamos el siguiente lote de tareas:

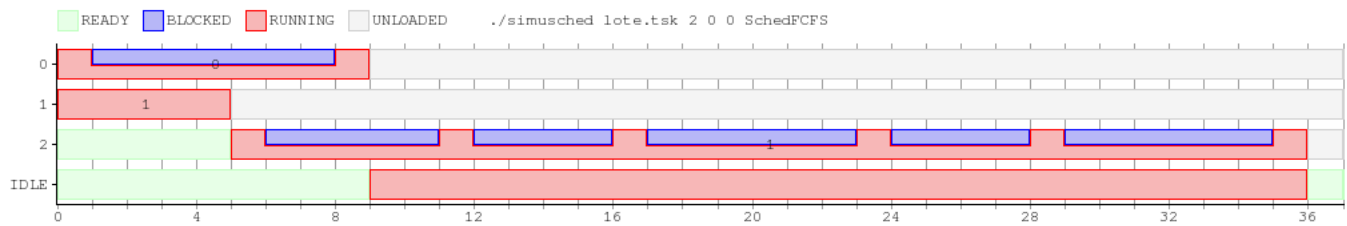
```
TaskConsola 1 4 8
TaskCPU 4
TaskConsola 5 3 6
```

El mismo, presenta una tarea de uso intensivo *TaskCPU* que dura unos 4 ticks, y otras dos interactivas, las cuales se bloquean 1 y 5 ticks respectivamente con una duración de entre 4 y 8 para la primera y 3 y 6 para la segunda.

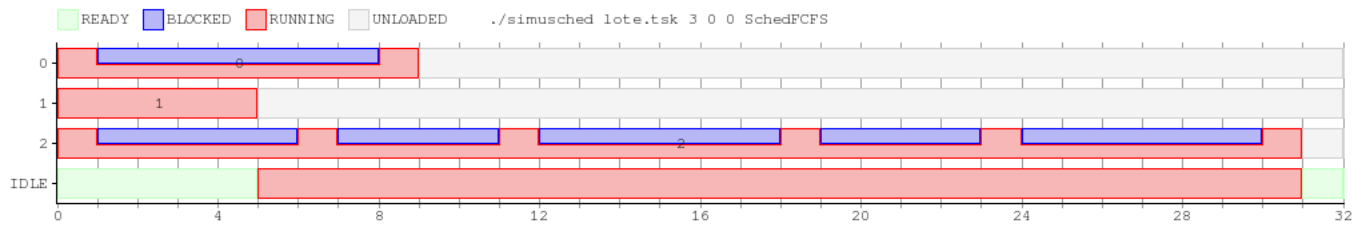
A continuacion, los respectivos graficos de mediciones



Lote1 Scheduler FCFS - 1 core



Lote1 Scheduler FCFS - 2 core



Lote1 Scheduler FCFS - 3 core

Debido a las tareas de tipo TaskConsola, se observa que en los tres casos la duración de cada bloque es distinta.

A modo de análisis, se puede observar por medio de los gráficos 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 3 gráficos. Agregando un core más, el tiempo que se tarda en ejecutar por completo todas las tareas de reduce casi a la mitad.

4 Parte II: Extendiendo el simulador con nuevos schedulers

4.1 Ejercicios

- **Ejercicio 3** Completar la implementacion 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 asi la migracion de procesos entre nucleos.
- **Ejercicio 4** Diseñar uno o mas lotes de tareas para ejecutar con el algoritmo del ejercicio anterior. Graficar las simulaciones y comentarlas, justificando brevemente por que el comportamiento observado es efectivamente el esperable de un algoritmo Round-Robin.
- **Ejercicio 5** A partir del articulo:

– 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.

1. Responda:

1. ¿Que problema estan intentando resolver los autores?
2. ¿Por que introducen el algoritmo de la seccion 7? ¿Que problema buscan resolver con esto?
3. Explicar coloquialmente el significado del teorema 7.

2. Disenar e implementar un scheduler basado en prioridades fijas y otro en prioridades dinamicas. Para eso complete las clases *SchedFixed* y *SchedDynamic* que se encuentran en los archivos *sched_fixed.h|cpp* y *sched_dynamic.h|cpp* respectivamente.

4.2 Resultados y Conclusiones

4.2.1 Ejercicio 3

Para desarrollar la implementacion 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 proximo 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, cuando, y cuanto de su quantum consumo 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. A su vez, sera reseteado el quantum, se le dara inicio a la proxima tarea que se encuentre ready y cuando el sistema operativo, nos envíe una señal de unblock, la tarea desalojada regresara al final de la cola global.

4.2.2 Ejercicio 4

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.

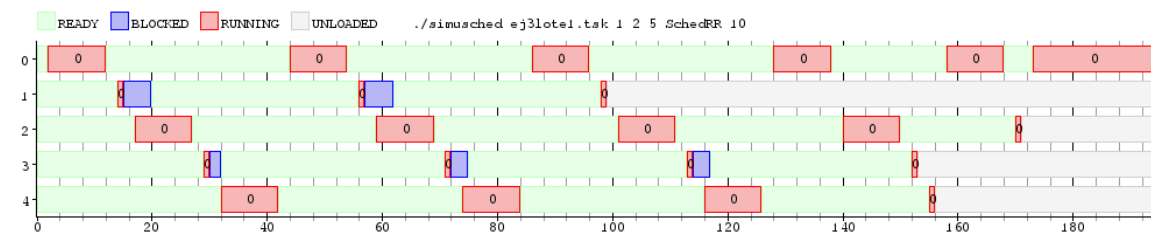
En caso de haberse bloqueado, esta misma dejará de ser considerada hasta que se desbloquee, perdiendo el quantum que le quedaba si hubiere. Automáticamente, seguirá corriendo la próxima tarea que se encuentre en la cola global. Cuando el proceso se desbloquee, será encolada nuevamente al final de dicha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

Para corroborar que el comportamiento era el deseado, desarrollamos 3 diversos lotes de tareas compuestos por tareas del tipo *taskConsola* y *taskCpu*, trabajando con 1, 2 y 3 cores y utilizando el mismo *quantum* para cada uno de los mismos.

Nuestro primer lote de tareas fue el siguiente:

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

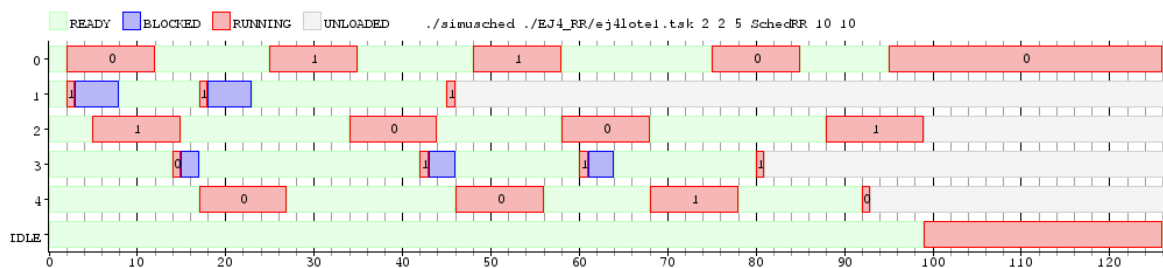
Obteniendo los siguientes resultados:



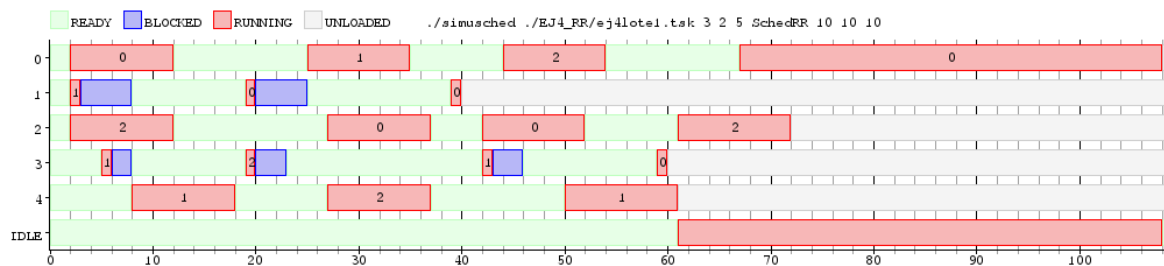
Lot1 - Scheduler RR - 1 core

Con esta simulación, trabajamos con 2 ticks de cambio de contexto.

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



Lot1 - Scheduler RR - 2 core



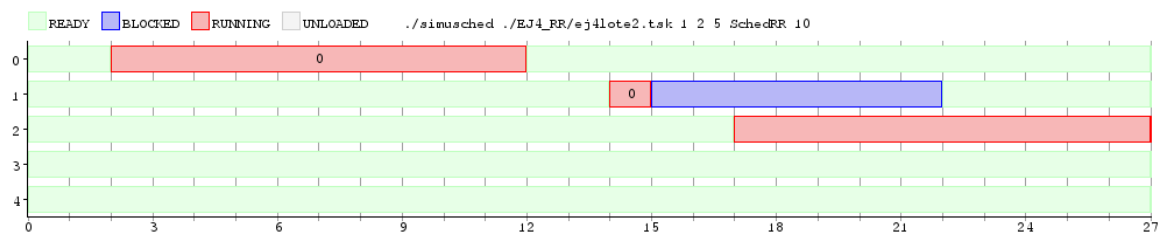
Lote1 - Scheduler RR - 3 core

Es notorio, además de la ejecución circular de las tareas, un cierto paralelismo al estar trabajando con 2 o 3 cores.

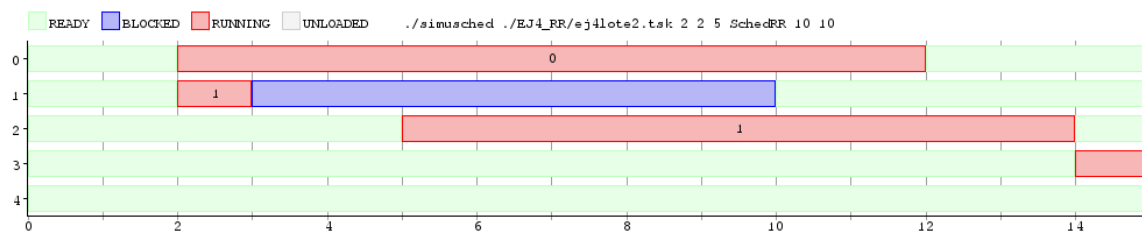
Luego, de esta simulación probamos con un lote con tareas que se bloqueen por más tiempo:

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

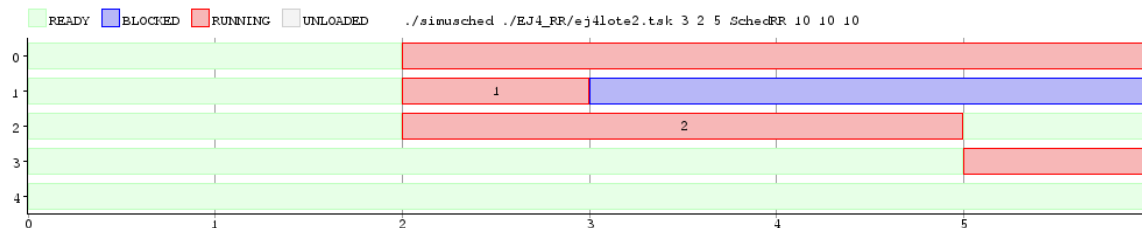
Manteniendo la misma cantidad de tick para cambio de contexto y core. También, nos pareció prudente, mantener los mismos valores de *quantum* obteniendo los siguientes gráficos:



Lote2 - Scheduler RR - 1 core



Lote2 - Scheduler RR - 2 core



Lote2 - Scheduler RR - 3 core

Con este lote, además de lo observado anteriormente pudimos ver que, al tener una tarea bloqueada por un largo tiempo, el scheduler directamente la ignora.

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 5

PARTE 1

En el paper "Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment" los autores están intentando mostrar y resolver un problema que estaba surgiendo en esa época (1973). El uso de computadoras que controlaban y monitoreaban procesos industriales había empezado a incrementarse notablemente. Con esto aparecen los sistemas que tienen un "tiempo crítico" para procesar. Es decir, sistemas en donde el procesamiento estaba sujeto a un tiempo máximo al cual ejecutarse.

Por lo tanto necesitaban maximizar la eficiencia del uso del procesamiento, y para eso afirman que eso es posible mediante un algoritmo de scheduling que asegure procesar antes de ese tiempo crítico.

Por eso en el paper proponen dos algoritmos que manejan prioridades: prioridades fijas y dinámicas.

En la sección 7 introducen el algoritmo de prioridades dinámicas tratando de resolver un problema que muestra el algoritmo de prioridades fijas descrito en las secciones anteriores.

Al tener prioridades fijas, puede ocurrir inanición. Es decir, puede pasar que siempre lleguen tareas con prioridades más altas de las que se están por corriendo o por correr, dejándolas en espera y nunca atendidas.

El algoritmo que presenta en esta sección tiene el nombre de "The deadline driven scheduling algorithm", explicando que se trata de un algoritmo que da más prioridad a las tareas en las que su deadline esté mas cercano.

PARTE 2

Algoritmo Scheduler Fixed - Explicacion de Implementacion

Luego del estudio del Paper solicitado se realizo la implementacion del dicho algoritmo, utilizando una serie de estructuras para que este funcione acorde a lo pedido:

- Un struct denominado *tarea* el cual contiene el pid, el run_time_actual, periodo dandonos informacion de la tarea cargada.
- Una lista de *tarea* nombrada *tareas*, esta es ordenada segun el periodo de las tareas de menor a mayor, obteniendo la prioridad del algoritmo.
- Una variable global llamada *mayor* en la cual guardamos el pid de la tarea con mayor periodo.
- Una variable global *primera_pasada* con la cual podemos realizar nuestra primer comparacion de periodos entre tareas.

Ademas de estas estructuras utilizamos una funcion privada *insertarOrdenado* la cual como el nombre lo dice va guardando en nuestra lista de tareas, las tareas a corde se van cargando en su respectivo lugar comparando los periodos de las mismas.

De esta forma, la secuencia del algoritmo fue la siguiente:

1. Llega una nueva tarea se la carga e inserta ordenadamente en la lista.

2. La tarea corre hasta finalizar.
3. Una vez que finaliza se chequea en la lista cual es la primera en orden de prioridad queda esta ready para correr.

De esta forma, con las estructuras y funciones logramos que nuestro scheduler trabaje de la forma deseada.

5 Parte 3: Evaluando los algoritmos de scheduling

5.1 Ejercicios

- **Ejercicio 6** 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 así el tiempo en que la tarea permanezca bloqueada).
- **Ejercicio 7** Elegir al menos dos metricas diferentes, definir las y explicar la semantica de su definicion. 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 migracion. Deben variar la cantidad de nucleos de procesamiento. Para cada una de las metricas elegidas, concluir cual es el valor optimo de quantum a los efectos de dicha metrica.
- **Ejercicio 8** Implemente un scheduler Round-Robin que no permita la migracion de procesos entre nucleos (SchedRR2). La asignacion 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). Diseñe y realice un conjunto de experimentos que permita evaluar comparativamente las dos implementaciones de Round-Robin.
- **Ejercicio 9** Disenar un lote de tareas cuyo scheduling no sea factible para el algoritmo de prioridades fijas pero si para el algoritmo de prioridades dinamicas.
- **Ejercicio 10** Disenar un lote de tareas, cuyo scheduling si sea factible con el algoritmo de prioridades fijas, donde se observe un mejor uso del CPU por parte del algoritmo de prioridades dinamicas.

5.2 Resultados y Conclusiones

5.2.1 Ejercicio 6

Al igual que con la tarea TaskConsola, mencionaremos nuestra implementación y continuación de la misma 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 $total_pu$ el cual tendra 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 ira desde 0 hasta el tamaño del vector y dependiendo el valor booleano, usará la funciones dadas por la catedra uso_IO o uso_CPU.

5.2.2 Ejercicio 7

Las métricas elegidas fueron:

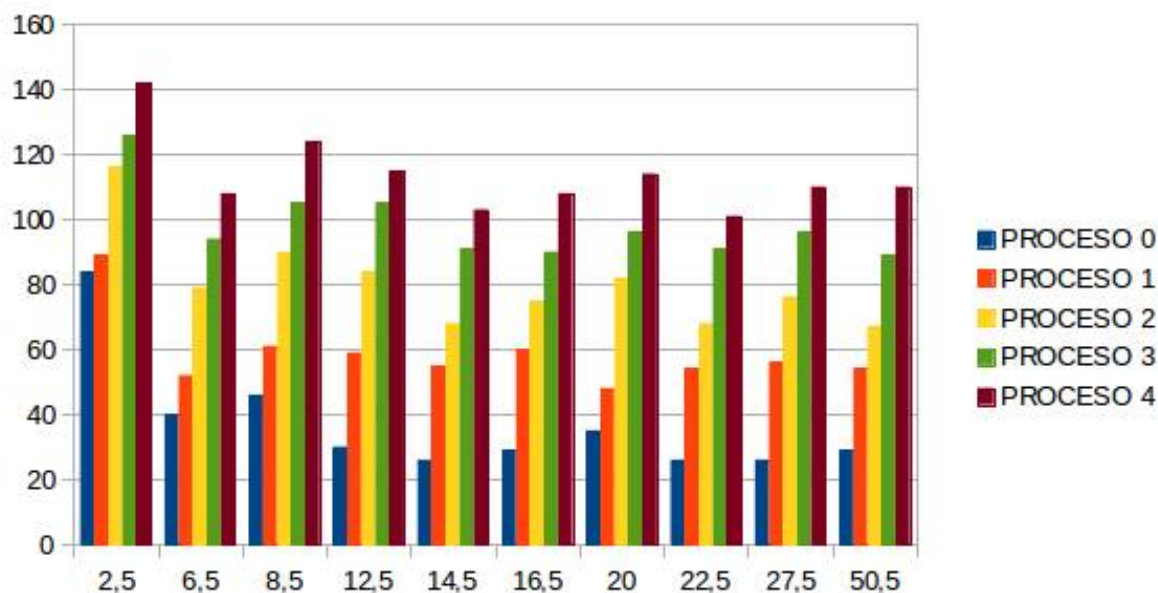
- **Turnaround:** Es el intervalo de tiempo desde que un proceso es cargado hasta que este finaliza su ejecución.
- **Waiting Time:** Es la suma de los intervalos de tiempo que un proceso estuvo en la cola de procesos *ready*.

Como las tareas TaskBatch se bloquean pseudoaleatoriamente, para obtener datos relevantes tomamos un promedio de las mediciones.

A la hora de encarar la experimentación, lo que realizamos trabajar con varios quantum distintos para poder obtener una mejor apreciacion del efecto del *quantum* en la ejecución de este tipo de tareas.

A partir de este resultado, desarrollamos los siguientes gráficos de turnaround time en función del quantum, utilizando 2 y 3 núcleos

Luego de realizar mediciones con distintos *quantum*, tomamos la decisión de trabajar con los mismos *quantum* para cada nucleo al trabajar con más de 1 core. Igualmente, mostraremos a continuacion un grafico ejemplificando la diferencia que se produce al trabajar con distintos *quantums* por core.



Turnaround - 2 core - Prueba Quantum distintos por Core

$EjeX = Quantum;$

$EjeY = Tiempo$

Al realizar este gráfico y varias mediciones con distintos *quantum* por core, observamos que no eran mediciones rigurosas, ya que una proceso podria estar corriendo con distintos tiempos por la migracion de procesos por core.

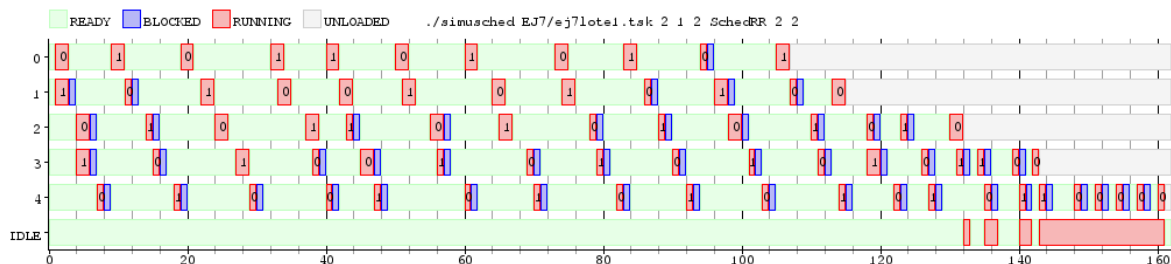
Por consiguiente, al trabajar con las nuevas mediciones, concluimos con 2 hipotesis:

- Con 2 nucleos las mediciones de tiempo tienden a estabilizarse a partir de un *quantum* igual a 9.
- Con 3 nucleos las mediciones de tiempo tienden a estabilizarse a partir de un *quantum* igual a 11.

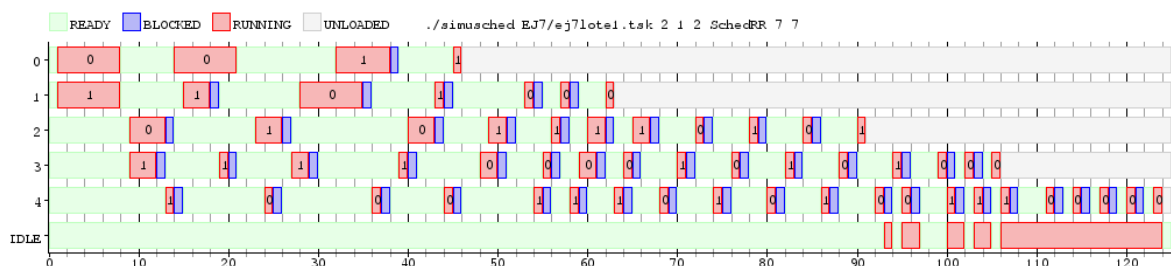
Turnaround Time

2 Core

A continuación se muestran los Diagramas de Gantt más relevantes:

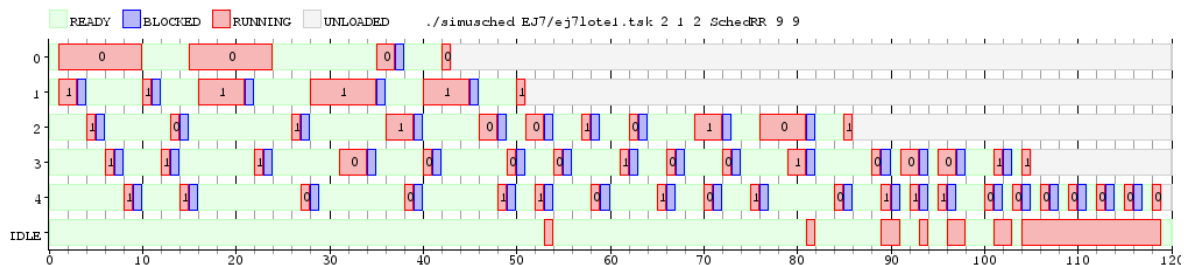


Lote1 - Turnaround - 2 core - Quantum igual a 2



Lote1 - Turnaround - 2 core - Quantum igual a 7

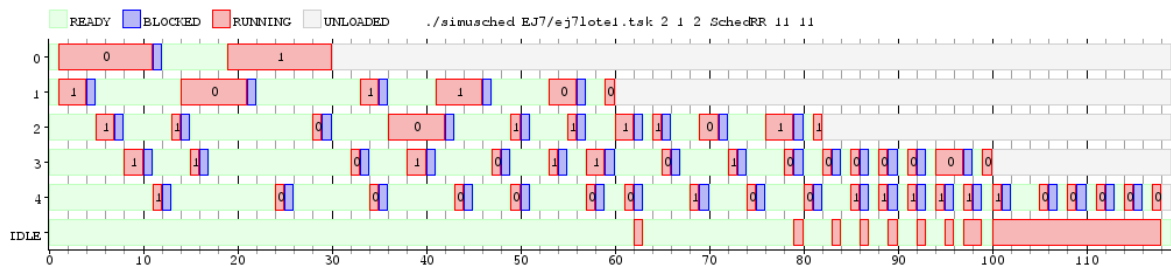
La performance empieza a mejorar a medida que el *quantum* aumenta.



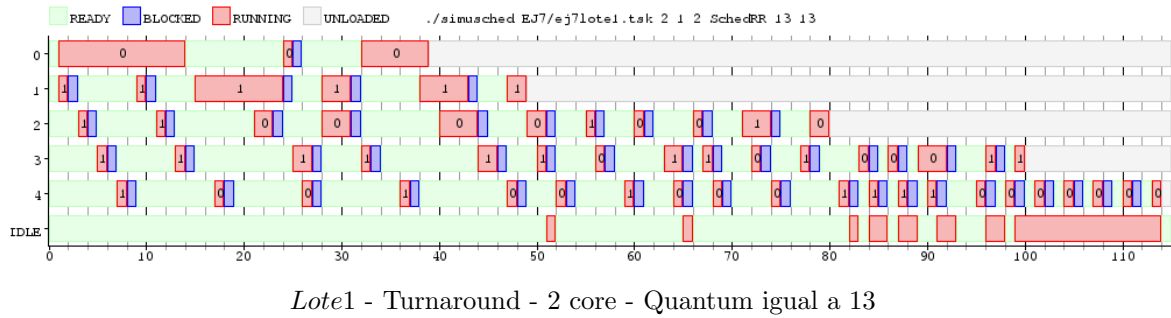
Lote1 - Turnaround - 2 core - Quantum igual a 9

La performance sigue mejorando, a partir de este valor, el desempeño comienza a estabilizarse, como muestran los siguiente dos gráficos.

Las pequeñas diferencias en los valores se deben a que este tipo de tarea presenta una pseudoaleatoriedad notoria.

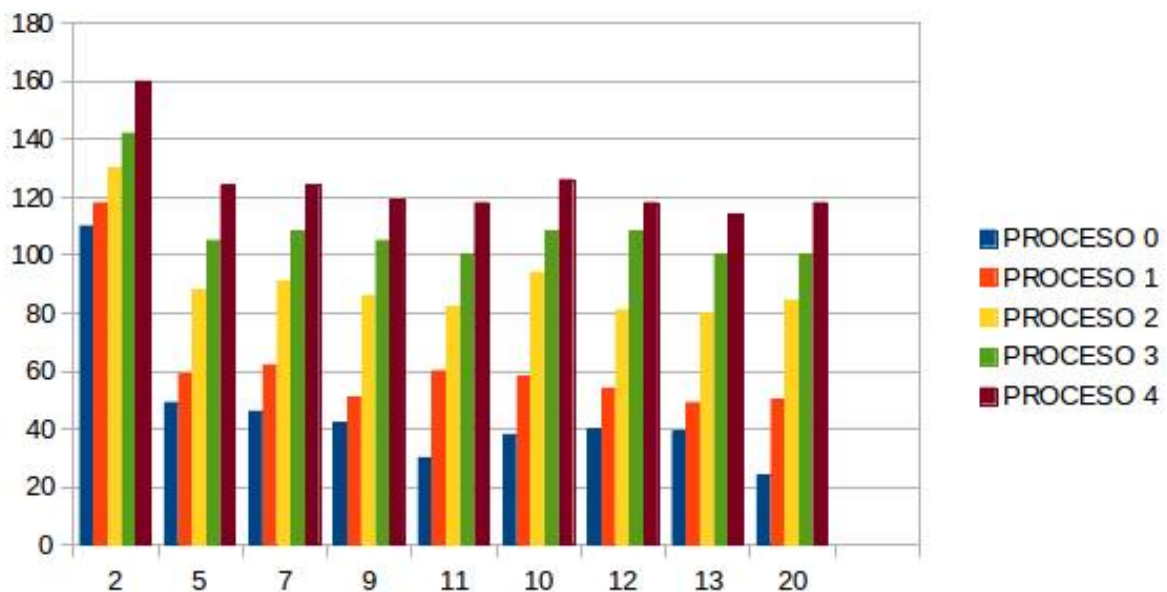


Lote1 - Turnaround - 2 core - Quantum igual a 11



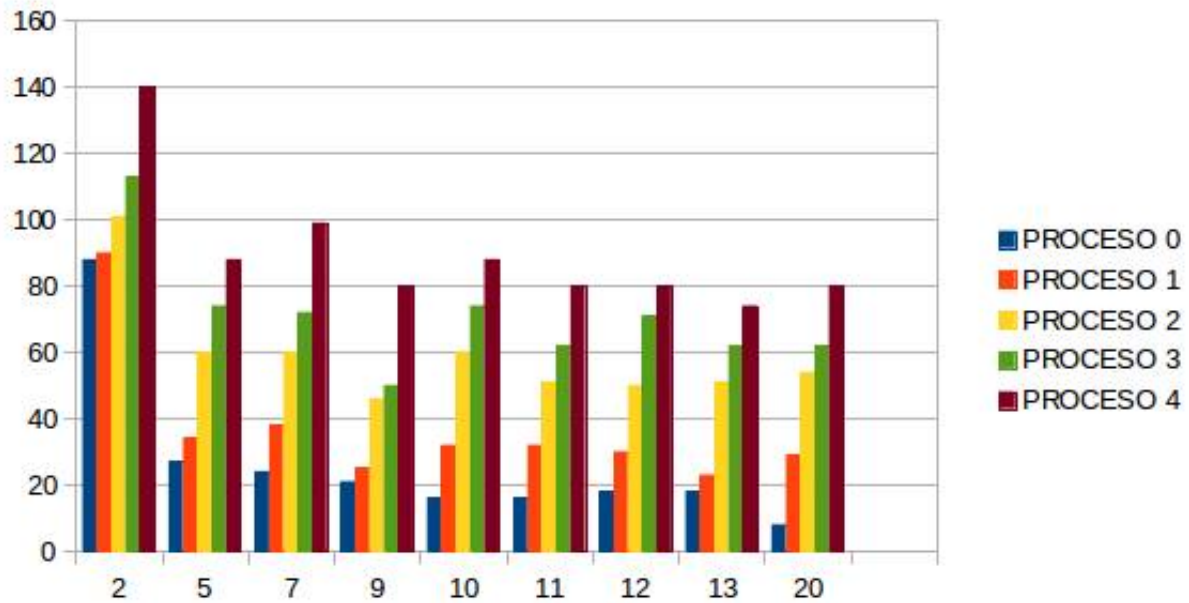
Como mencionamos, las mediciones tienden a estabilizarse con un *quantum* igual a 9, pero la mejor performance obtenida es con un *quantum* igual a 13, teniendo en cuenta como mencionamos la pseudoaleatoriedad de este tipo de tarea.

Se puede observar en la primer figura que a pesar de trabajar con 2 cores, al tener un quantum bajo (igual a 2) el costo es alto.



Turnaround - 2 core
 $E_{jeX} = Quantum$
 $E_{jeY} = Tiempo$

Waiting Time

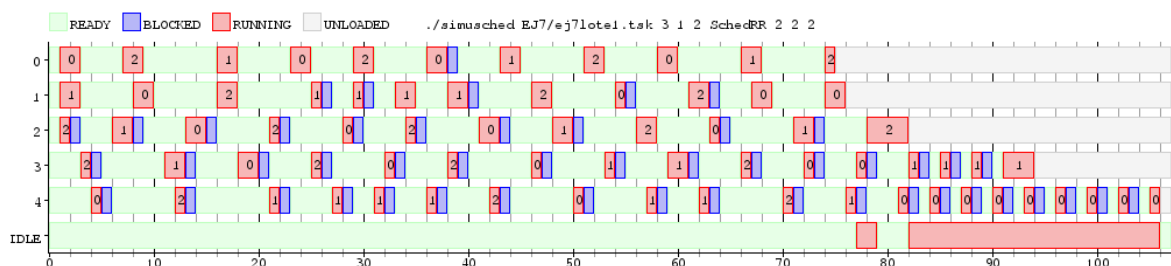


Waiting Time - 2 core
EjeX = Quantum
EjeY = Tiempo

Con este tipo de metrica, se comienza a estabilizar a partir del *quantum* igual a 5, obteniendo su mejor performance con el *quantum* igual a 13.

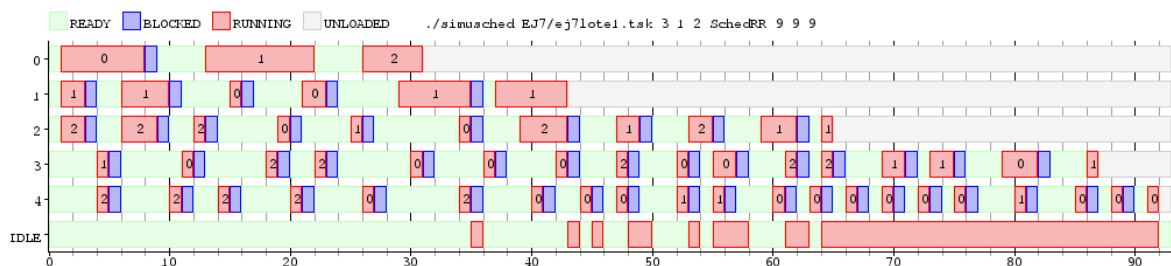
3 Core

A continuación, al igual que con 2 cores, mostraremos los resultados mas relevantes:



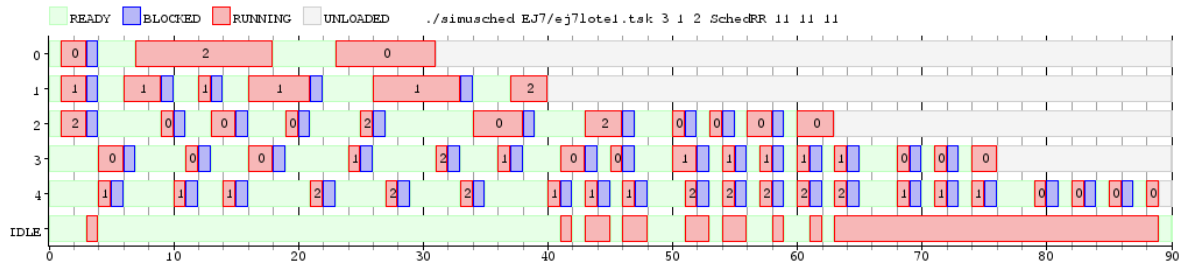
Lote1 - Turnaround - 3 core - Quantum igual a 2

Se observa que al tener otro core mas, a diferencia de con 2, a pesar de estar con un *quantum* bajo, la performance va en alto.

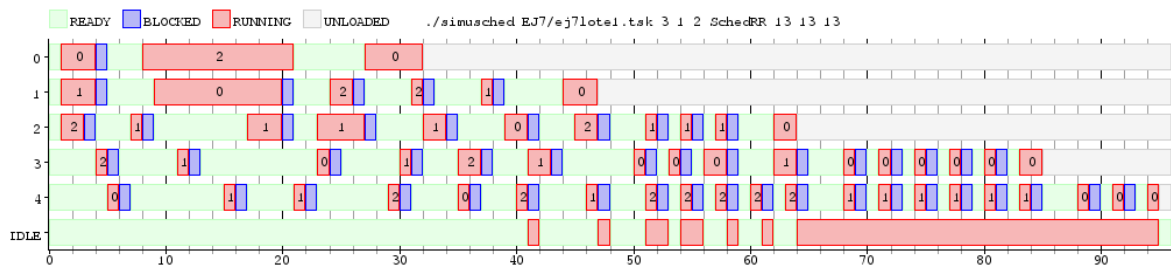


Lote1 - Turnaround - 3 core - Quantum igual a 9

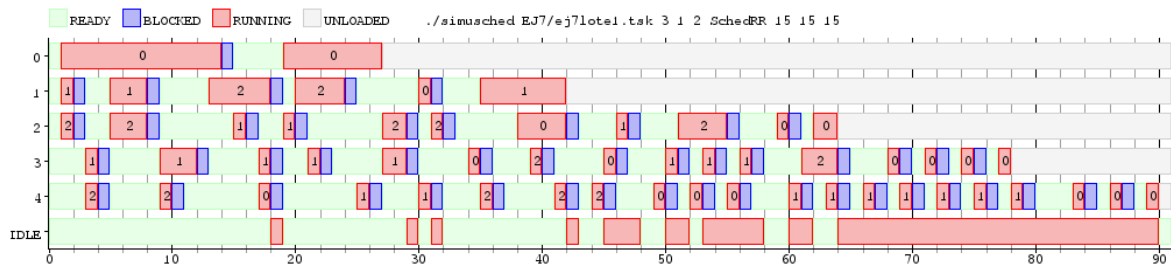
La performance empieza a mejorar a medida que el *quantum* aumenta.



Lot1 - Turnaround - 3 core - Quantum igual a 11

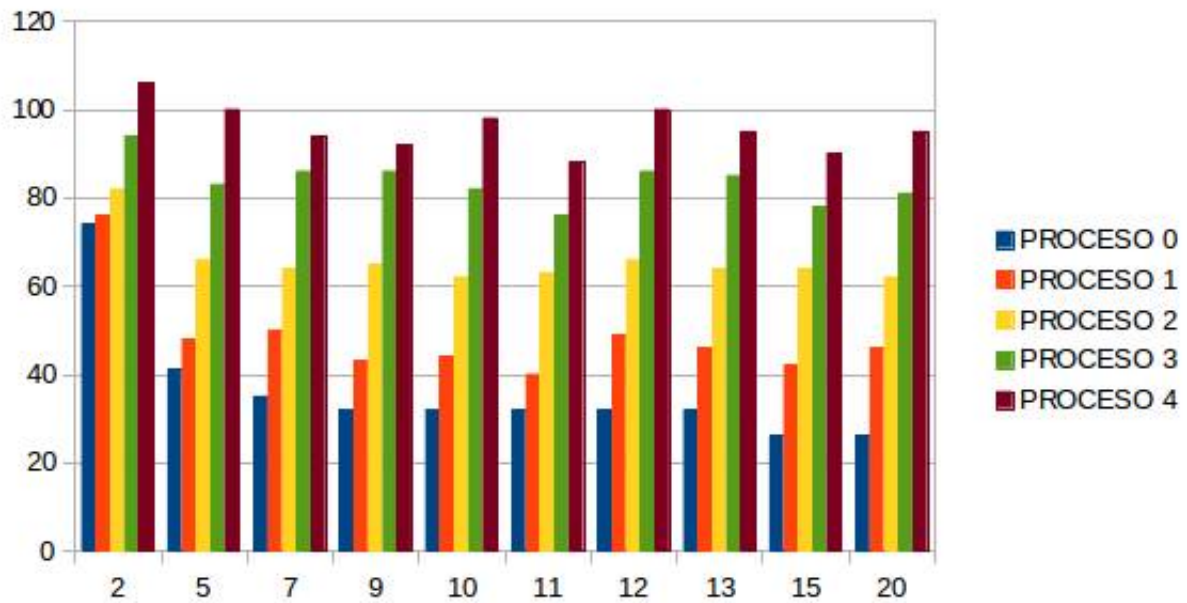


Lot1 - Turnaround - 3 core - Quantum igual a 13



Lot1 - Turnaround - 3 core - Quantum igual a 15

A diferencia que en nuestra hipótesis conjeturada para con dos cores, con un *quantum* igual a 11 se obtiene la mejor performance, pero teniendo en cuenta el tipo de tarea con la que se estuvo trabajando, a partir del *quantum* igual a 9 ya se estabiliza notoriamente.

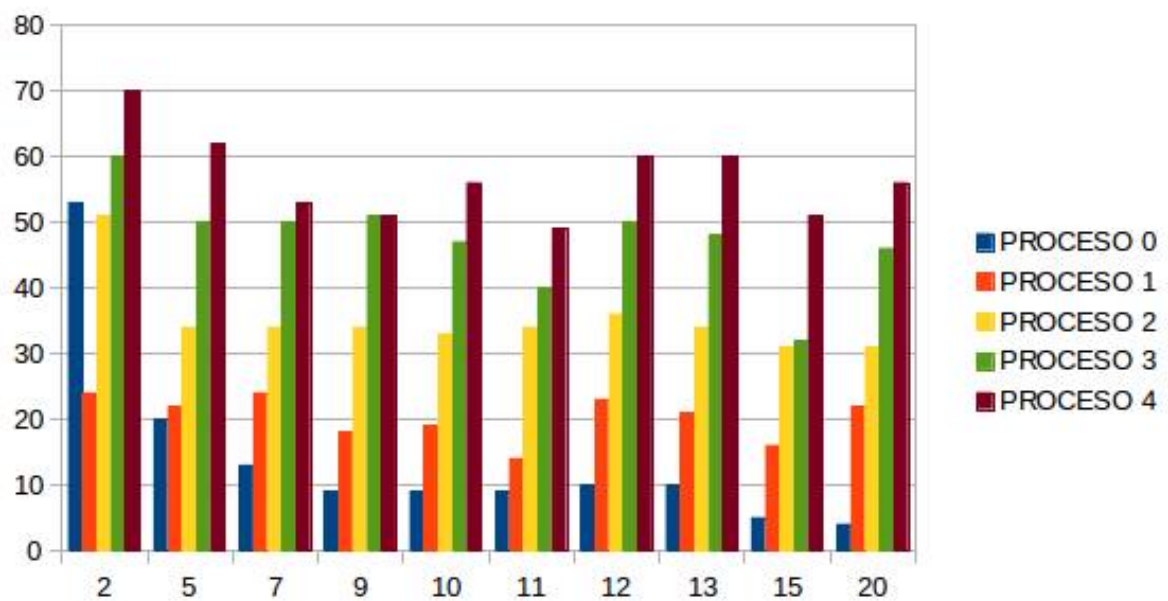


Turnaround - 3 core

$EjeX = Quantum$

$EjeY = Tiempo$

Waiting Time



Waiting Time - 3 core

$EjeX = Quantum$

$EjeY = Tiempo$

Con este tipo de metrica, se obtiene a diferencia de con Turnaround su mejor performance con el quantum igual a 15.

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 los 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 paralelo 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 más cantidad de bloqueos en algún momento dejan de consumir todo el quantum otorgado si este es aumentado en su valor.

5.2.3 Ejercicio 8

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 núcleo.

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 función que en Round-Robin 1.
- Un vector de colas denominado *colas*, en el cual la posición *i* encontraremos la cola correspondiente a ese núcleo de procesamiento.
- Un diccionario de *Bloqueados*, donde la clave contendrá el número de core, y en definición las tareas bloqueadas de ese core. Esto nos beneficiará 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, beneficiándonos la determinación del núcleo al que se asignará la tarea al momento de cargarla.

Cuando se carga una tarea, previamente, se chequeará que core tiene menor cantidad de procesos totales asignados (aquí es donde el vector *cantidad* entra en juego). Una vez que se obtiene este núcleo, 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 núcleo 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 núcleos.

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

Por consiguiente, procederemos a demostrar lo conjeturado.

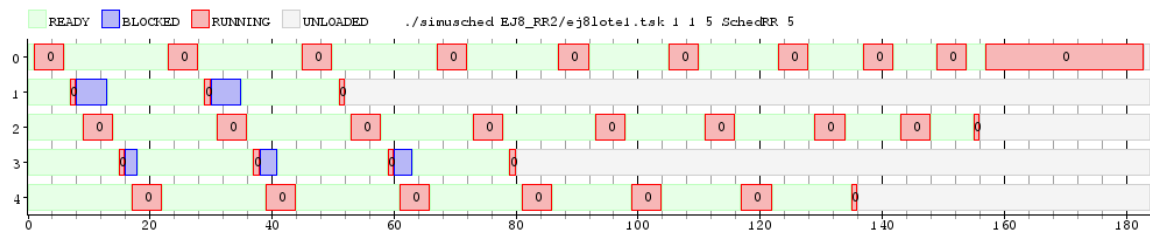
Iniciando con nuestra primer conjetura:

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

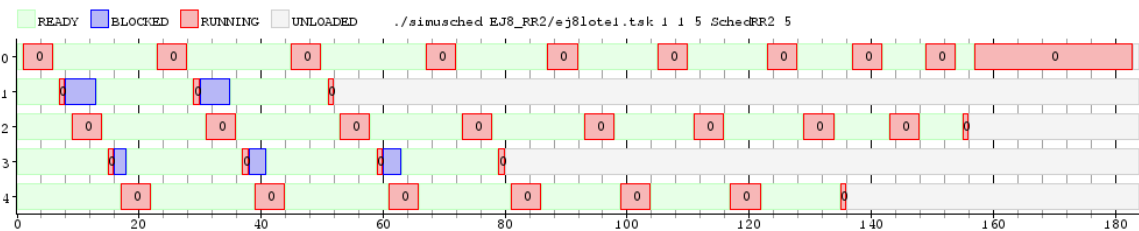
Trabajando con el lote que mencionamos a continuacion:

```
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.



Lote1 - Round Robin - 1 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1

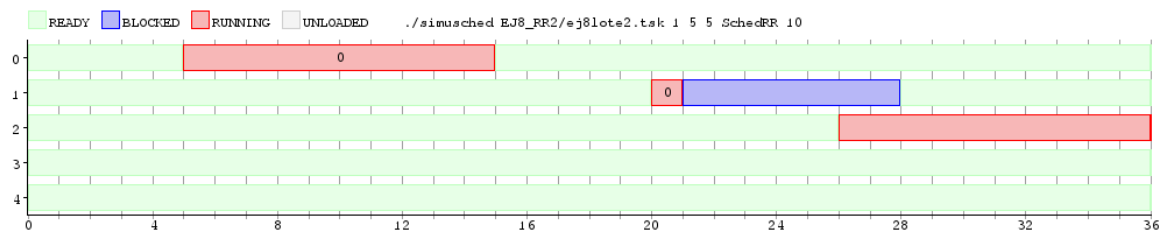


Lote1 - Round Robin 2 - 1 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1

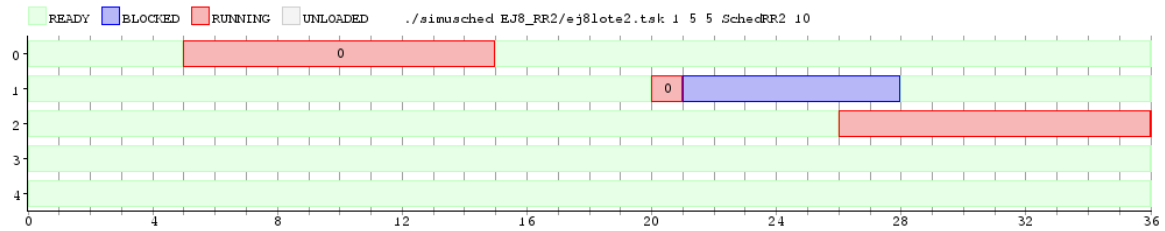
Continuando con un lote distinto para ser mas precisos:

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

Llegamos a lo siguiente:



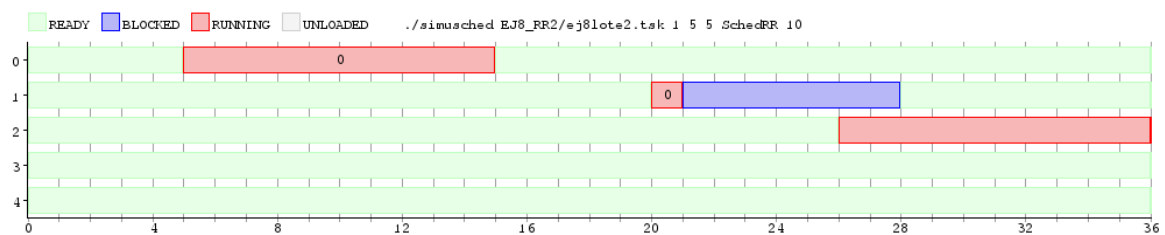
Lote2 - Round Robin - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 5



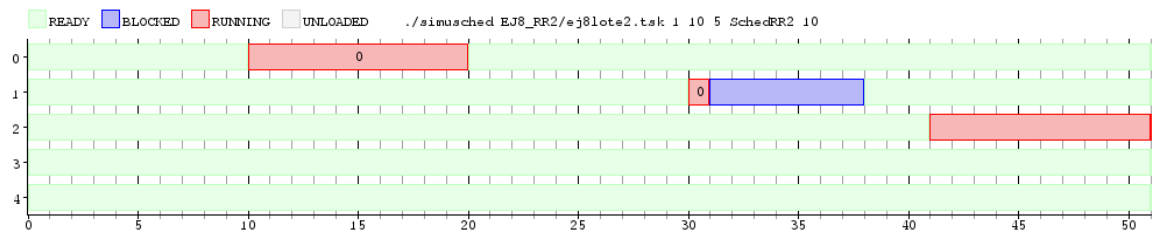
Lote2 - Round Robin 2 - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 5

Viendose nuevamente, la igualdad que mencionamos. Hemos podido ver a su vez, que la unica 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 ejemplo para mayor precision:



Lote2 - Round Robin - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 5



Lote2 - Round Robin 2 - 1 core - Quantum = 10 - cambio de contexto = 10

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

Procedemos a demostrar la segunda conjetura:

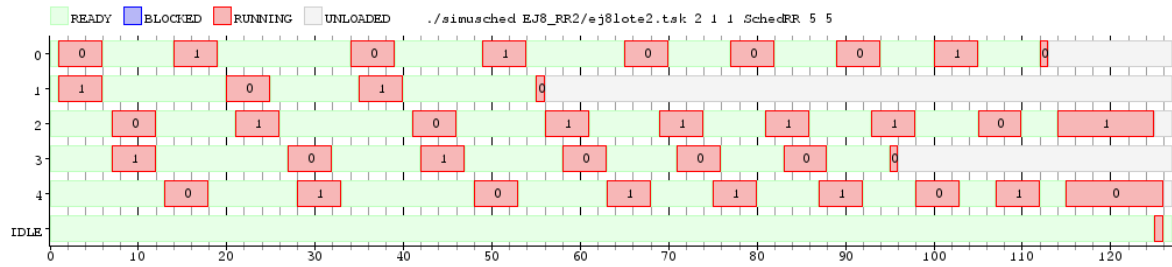
Comportamiento menos eficiente en el RR2 con respecto al paralelismo, ya que al no permitir migracion de nucleos este lo pierde

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:



Lote3 - Round Robin - 2 core - Quantum = 5 - cambio de contexto = 1



Lote3 - 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.

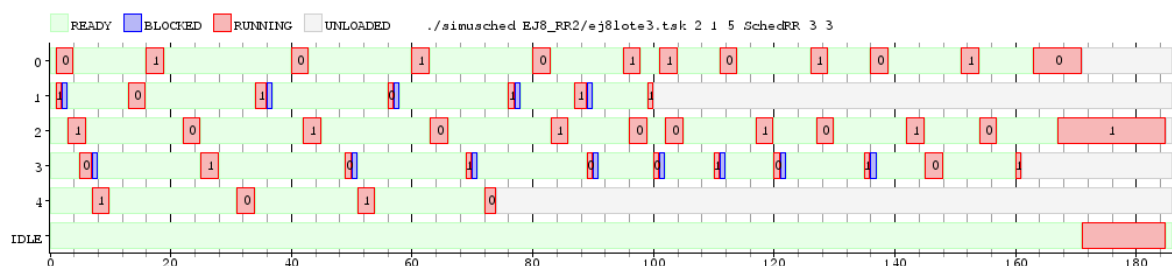
Por ultimo, nuestra tercer y ultima conjetura:

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 continuacion un ejemplo, con el siguiente lote:

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



Lote3 - Round Robin - 2 core - Quantum = 3 - cambio de contexto = 1



Lote3 - 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 para el Round-Robin original tiene perdida de tiempo con el cambio de contexto y migracion de tareas este empeora su performance en comparacion al RR2 que no admite este tipo de migracion es notorio la superioridad en relacion 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 obtiene al trabajar con tareas que demanden mucho uso del CPU, mientras que el RR2 sera mejor para cuando se utilicen tareas que se bloqueen por un tiempo considerable.

5.2.4 Ejercicio 9

Luego del estudio de la relacion de ambos algoritmos pudimos conjeturar las siguientes hipotesis:

- El Scheduler SchedFixed da prioridad a las tareas que menor periodo tengan.
- El Scheduler SchedDynamic da prioridad a las tareas que esten proximas a terminar su deadline.
- El Scheduler SchedFixed al dar prioridad a tareas con menor periodo, puede producir inanicion sin importar las tareas que lleguen con un deadline alto y necesidad de correr de inmediato.

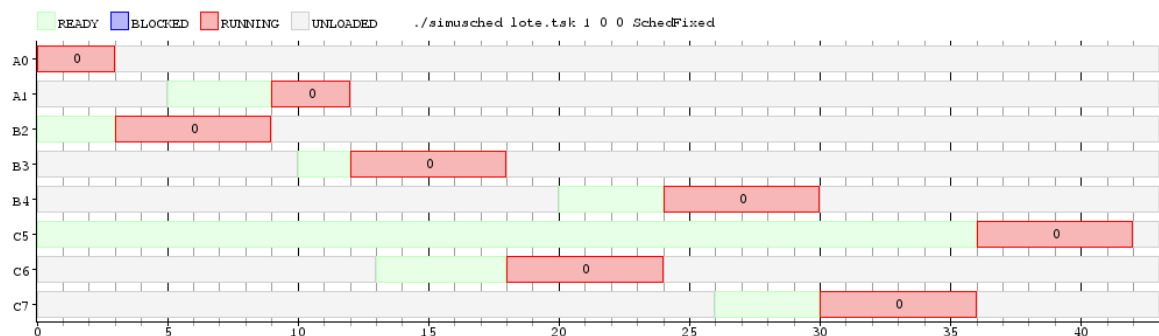
Iniciando con nuestra primer conjetura:

El Scheduler SchedFixed da prioridad a las tareas que menor periodo tengan.

Trabajando con el lote:

&A2,5,2
&B3,10,5
&C3,13,5

Llegamos a los siguientes resultados:



Lote1 - SchedFixed - 1 core

Se puede observar como las tareas de familia A que presentan un menor periodo en comparacion son ejecutadas mas rapidamente.

Continuando con nuestra segunda conjetura:

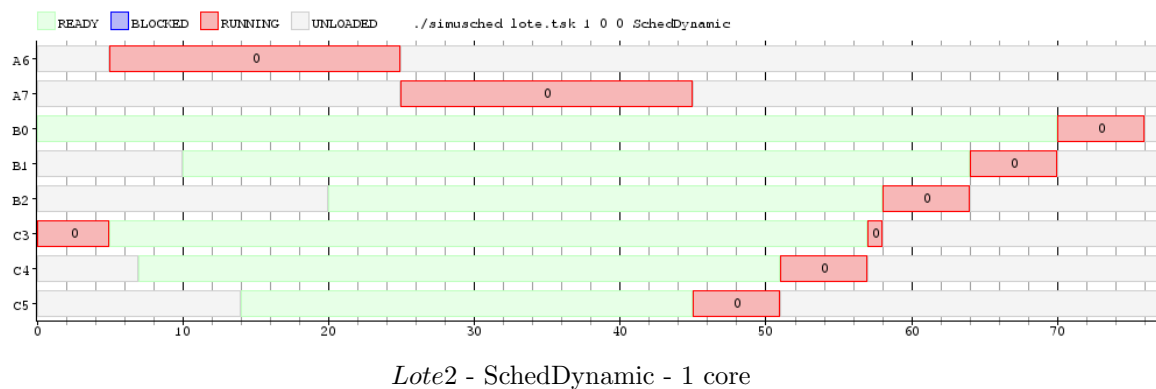
El Scheduler SchedDynamic da prioridad a las tareas que esten proximas a terminar su deadline

Para demostrar esta conjetura, trabajamos tanto con periodos como con tiempo de ejecucion mas largos.

Un ejemplo de uno de los lotes que utilizamos fue:

```
&B3,10,5
&C3,7,5
@5:
&A2,20,19
```

Con lo que, recibimos ciertos datos relevantes:



Aqui, podemos observar como tareas con periodo mas largo en comparacion pero con mayor tiempo de ejecucion a su vez, tienen mayor prioridad y hasta posibilidad de desalojar otra tarea para ser ejecutada de inmediato. Se puede ver en este ejemplo como la tarea A que ingresa en un tiempo @5 con un periodo alto pero tambien un run time alto hace que el scheduler, desaloje la que esta corriendo y ejecute esta familia de tareas.

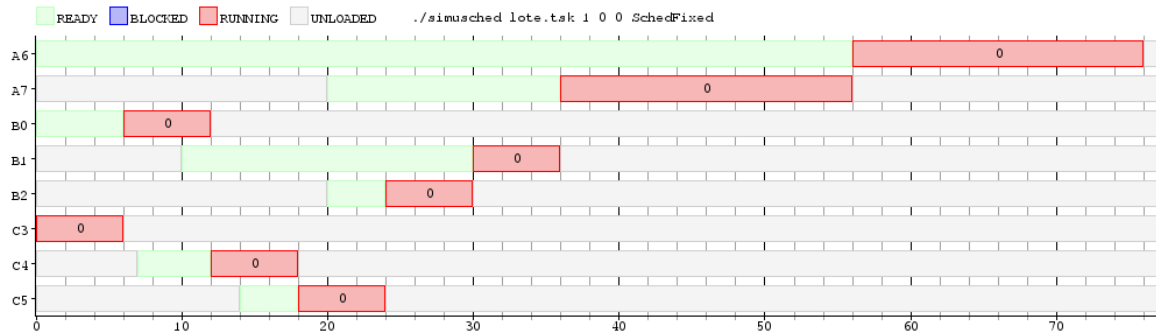
Con estas dos hipotesis demostradas, nos llevo a la conclusion de nuestra 3º, en la cual como mencionamos, **el Scheduler SchedFixed al dar prioridad a tareas con periodo mas corto, puede dejar de lado tareas con necesidad de ejecucion inmediata por tener un deadline proximo a terminar, mientras que, el Scheduler SchedDynamic optimiza esta situación dando prioridad a las tareas que esten proximas a finalizar su deadline**

Un ejemplo de lote de lo conjeturado sería el siguiente:

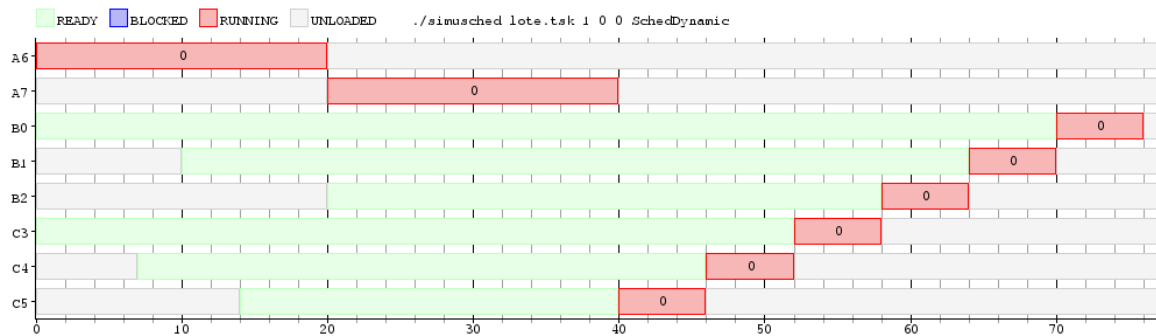
```
&B3,10,5
&C3,7,5
&A2,20,19
```

Como vemos, tenemos tareas con periodo relativamente corto, y otras con periodo mas largo, pero con su tiempo de ejecucion mas grande también.

Con este tipo de lote llegamos a los siguientes resultados:



Lote3 - SchedFixed - 1 core



Lote3 - SchedDynamic - 1 core

Se puede observar lo que hemos enunciado y la negatividad que presenta el SchedFixed en comparación al realizar ejecuciones con tareas con periodos cortos y otras con periodos mas amplios pero con tiempos de ejecucion similares al valor de su periodo. Dandole el privilegio de ejecucion a las mas cortas que a las otras. En este ejemplo puntualmente, el SchedFixed deja a la tarea de familia A perder hasta 3 veces su periodo a pesar de estar proxima a finalizar su deadline, dando prioridad a las de menor periodo.

5.2.5 Ejercicio 10

6 Bibliografía

- Cátedra de Sistemas Operativos - Clases teóricas y prácticas (2º Cuatrimestre 2014)
- 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