

# Modelado y Simulación de CPU Dual-Core en Red de Petri y JAVA

Programación Concurrente

Departamento de Computación

Facultad de Ciencias Exactas, Físicas y Naturales

Universidad Nacional de Córdoba

2019

Bastida, Lucas Ramiro - lucasbastidacba@gmail.com

Miranda, Noelia - naylenmiranda@gmail.com

Molina, Franco Elías - francoeliasmolina@gmail.com

Palmiotti, Mauro Agustín - mauropalmiotti@gmail.com

## 1. Introducción

El presente trabajo tiene por objetivo el control del procesamiento de tareas que realizan los núcleos de un procesador. Como punto de partida se tomó la red de Petri que representaba a un procesador mono núcleo y se la extendió a una red que modele un procesador con dos núcleos. A continuación se modeló dicho sistema con objetos en Java, siempre teniendo en cuenta los requerimientos exigidos para el trabajo.

## 2. Desarrollo

### 2.1 Problemas de concurrencia

El principal problema de concurrencia que observamos es el disparo de todas las transiciones al mismo tiempo lo que puede llevar a una inconsistencia en el marcado o a bloqueos en el sistema, esto lo evitamos mediante el uso de un monitor de concurrencia, logrando así que el disparo de las transiciones sea controlado, garantizando el buen funcionamiento del sistema.

### 2.2 Modelado del Sistema en Red de Petri

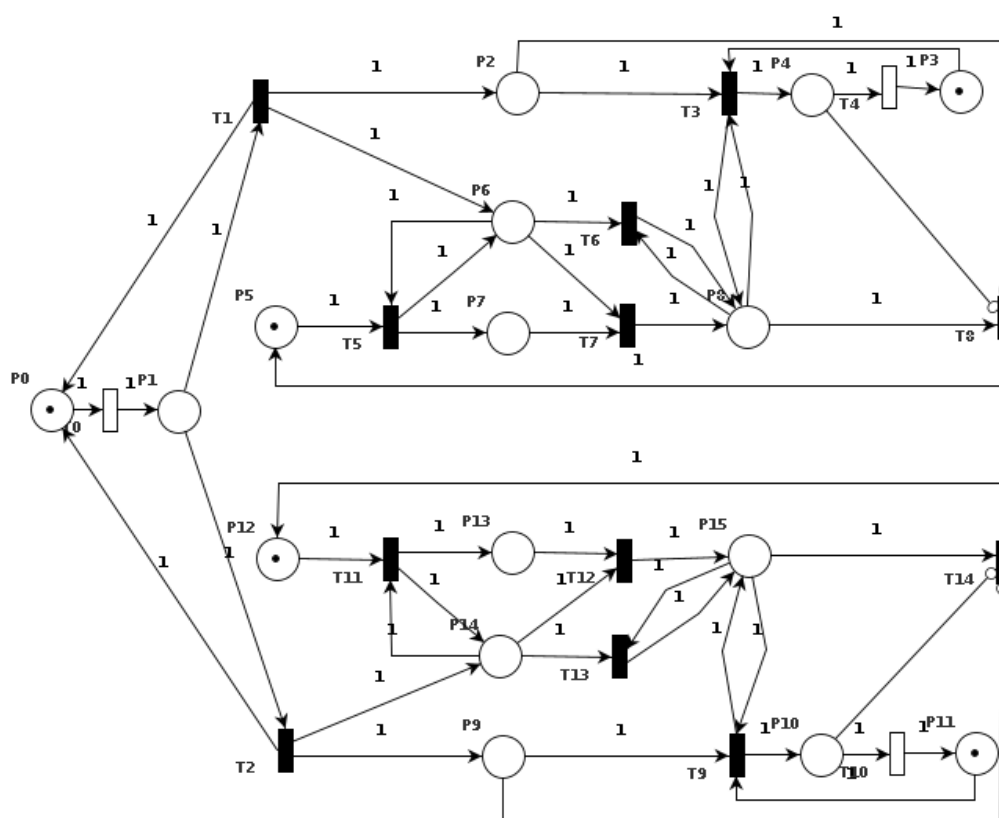


Figura 2.2.1. Modelo de Red de Petri para CPU de Dos Núcleos

### 2.2.2 Propiedades

La Red de Petri utilizada cuenta con una serie de propiedades, enunciadas a continuación:

- **Vivacidad:** Debido a que todas las transiciones de la red siempre pueden ser disparadas y esta evoluciona gracias al disparo de estas, se puede afirmar que dicha red tiene Vivacidad.
- **Seguridad:** La condición para que una Red de Petri sea segura es que cada plaza que la compone tiene a lo sumo cero o un token. A diferencia de esto, esta red cuenta con plazas que tienen más de un token, por lo tanto, no es segura.
- **Limitación:** Una Red de Petri está limitada si todos las plazas están limitados por  $k$ , es decir que todas las plazas pueden contener a lo sumo  $k$ -token. Sin embargo, esto no ocurre en este caso, por lo que la red no es limitada.
- **Libre de conflicto y conflictos estructurales:** Se dice que existe un conflicto estructural cuando al menos dos transiciones tienen una plaza en común. Esto se cumple en esta red, por lo que se puede afirmar que no es libre de conflictos y que tiene conflictos estructurales.
- **Libre elección:** Una red es de libre elección cuando las transiciones que participan en un conflicto tienen una sola plaza de entrada. Esto no es lo que ocurre en este caso, por lo que se puede afirmar que no tiene libre elección.
- **Simple:** La red es simple ya que las transiciones solo pueden verse afectadas por un conflicto.
- **Pura:** Una Red de Petri es pura cuando no posee auto-loop, es decir, cuando una plaza es tanto una plaza de entrada como una de salida de una transición. Como en esta red se encuentran auto-loop, se dice que es pura.
- **Capacidad finita:** Cuando las plazas de la red están limitadas a un número máximo de tokens, se dice que tiene capacidad finita, las plazas de la red analizada pueden contener infinitos token por lo que la red no es de capacidad finita.
- **Red de Petri No-autónomas:** Una RdP no-autónoma, como ser este caso, es aquella que está sincronizada y/o temporizada.
- **Interbloqueo:** Se dice que esta red está libre de interbloqueo ya que no tiene deadlock, es decir alguna marca alcanzable de donde no se puede disparar ninguna transición.
- **Persistencia:** Se dice que una Red de Petri es persistente si para cada transición se cumple que dicha transición sólo puede ser desensibilizada por su propio disparo. Consecuentemente, al no cumplirse esto en la red, no es persistente.
- **Conservación:** Esta red cumple con esta propiedad, ya que la conservación implica que todos los tokens que se generan y consumen en la red permanecen constantes.

Realizando un análisis de propiedades por medio de la herramienta Petrinator se obtuvo:

#### Petri Net Classification

Types of Petri net	
State Machine	false
Marked Graph	false
Free Choice Net	false
Extended FCN	false
Simple Net	false
Extended SN	false
Mathematical properties	
Bounded	false
Safe	false
Deadlock	false

Figura 2.2.2.1. Propiedades

### 2.3 Invariantes

Los invariantes permiten caracterizar ciertas propiedades de las marcas alcanzables y de las transiciones inalterables, independientemente de la evolución de la red. Se analizarán dos tipos de invariantes a continuación:

#### 2.3.1 Invariantes de plaza o P-invariantes

Un P-invariante es una región de la red, un subconjunto de plazas, en donde el número de tokens permanece constante. Los tokens pueden moverse de una plaza a otra en la región, pero ninguno se crea ni desaparece. Para verificar que la cantidad de marcas se mantiene constante en el grupo de plazas involucradas en cada P-invariante, en cada disparo se compara el valor del marcado actual de plazas contenidas en un invariante con el marcado inicial de las mismas plazas obtenida al momento de cargar la red de petri. Así el programa

verifica en cada disparo que se están cumpliendo las invariantes de plazas. Realizando un análisis de estos con la herramienta Petrinator obtenemos los siguiente:

**P-Invariants**

P0	P1	P10	P11	P12	P13	P14	P15	P2	P3	P4	P5	P6	P7	P8	P9
1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	1	0

Figura-2.3.1.1

**P-Invariant equations**

$$M(P0) + M(P1) = 1$$

$$M(P10) + M(P11) = 1$$

$$M(P12) + M(P13) + M(P15) = 1$$

$$M(P3) + M(P4) = 1$$

$$M(P5) + M(P7) + M(P8) = 1$$

Figura-2.3.1.2.

### 2.3.2 Invariantes de transición o T-invariantes:

Un T-invariante indica un posible bucle en la red, es decir, una secuencia de transiciones cuyo efecto neto es nulo, es decir que conduce de nuevo a la marca en que comienza. Para la verificación de los T-invariantes se utiliza un procedimiento similar que para los P-invariantes, es decir, cuando se dispara una transición, se verifica si esta pertenece a un T-invariante y se determina si esta se disparó en el orden secuencial correspondiente a dicho T-invariante. Realizando el mismo análisis con Petrinator:

**T-Invariants**

T0	T1	T10	T11	T12	T13	T14	T2	T3	T4	T5	T6	T7	T8	T9
1	0	1	1	1	0	1	1	0	0	0	0	0	0	1
1	0	1	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	1
1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0
1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	0	1	1	0

Figura.2.3.2.1.

Se pueden observar los siguientes T-invariantes:

- {T0, T2, T11, T12, T9, T10, T14}
- {T0, T10, T13, T2, T9}
- {T0, T1, T3, T4, T6}
- {T0, T1, T5, T7, T3, T4, T8}

## 2.4 Conflictos y Política de Resolución

Para la resolución de conflictos se utilizó la política solicitada para el trabajo, es decir, que la distribución de tareas entre los buffer sea equitativa. Para realizar esto, antes de disparar la transición que asigna los buffer se verifica la capacidad de los mismos para así determinar cuál será el buffer que reciba la tarea. En caso de que tengan la misma cantidad, las tareas se enviarán al buffer 1.

## 2.5 Modelado del Sistema con Objetos en Java

### 2.5.1 Diagrama de Clases

Diagrama de clases UML

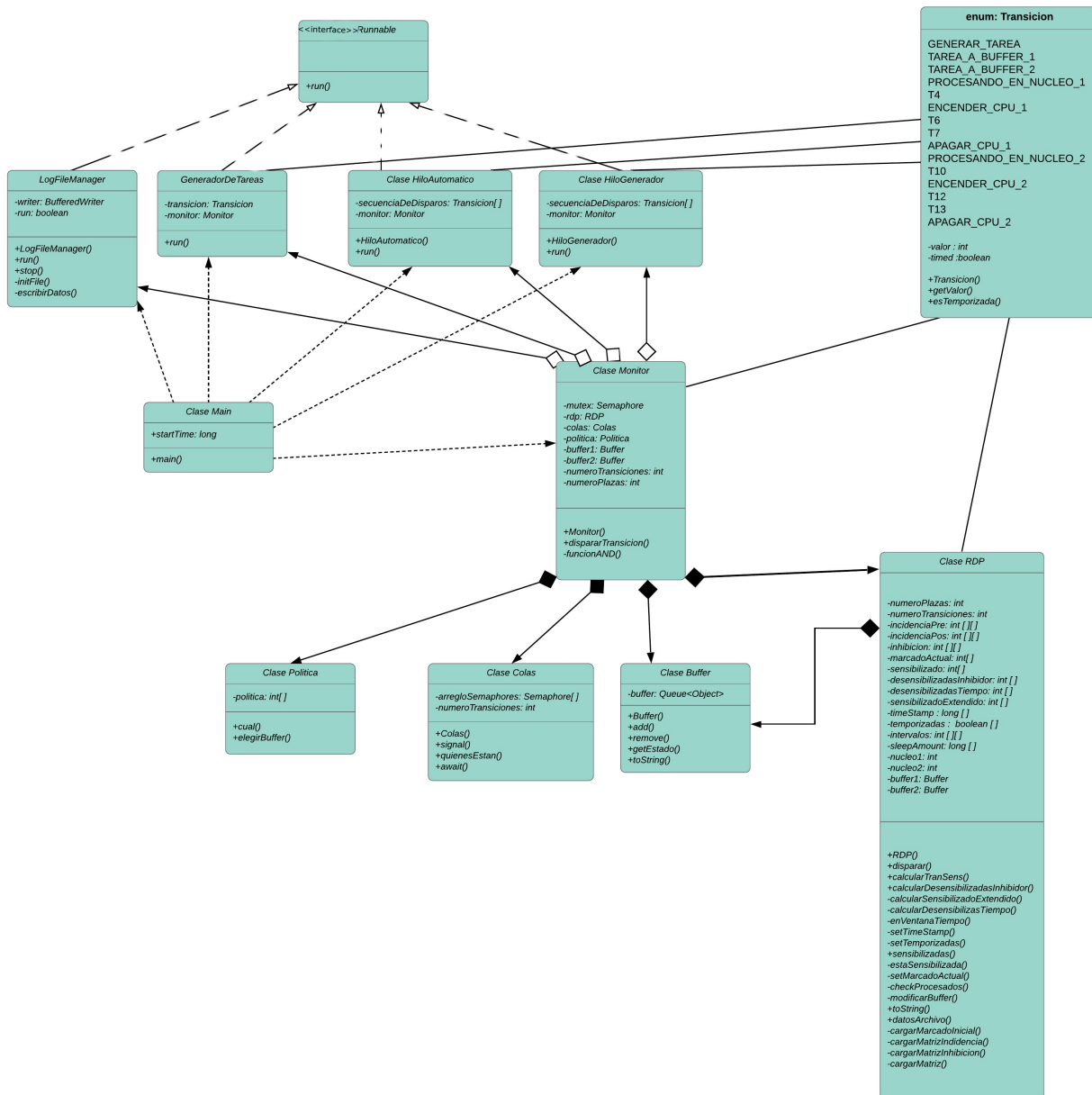
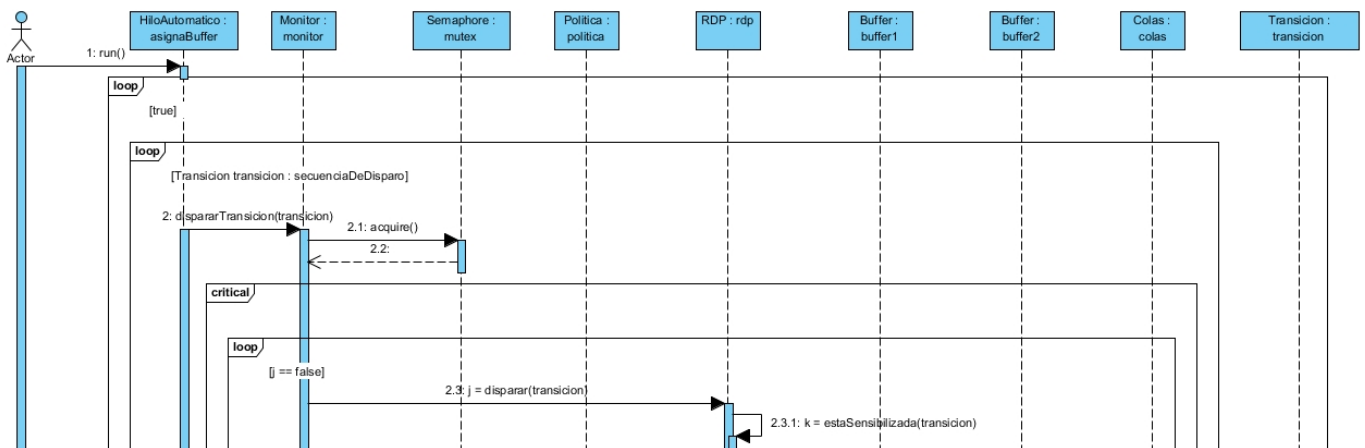


Figura.2.5.1.1. Diagrama de clases

## 2.5.3 Diagrama de Secuencias

Se procedió a realizar un diagrama de secuencias para un disparo exitoso de una de las transiciones que alimenta a uno de los buffers de la CPU, mostrando el uso de la política.



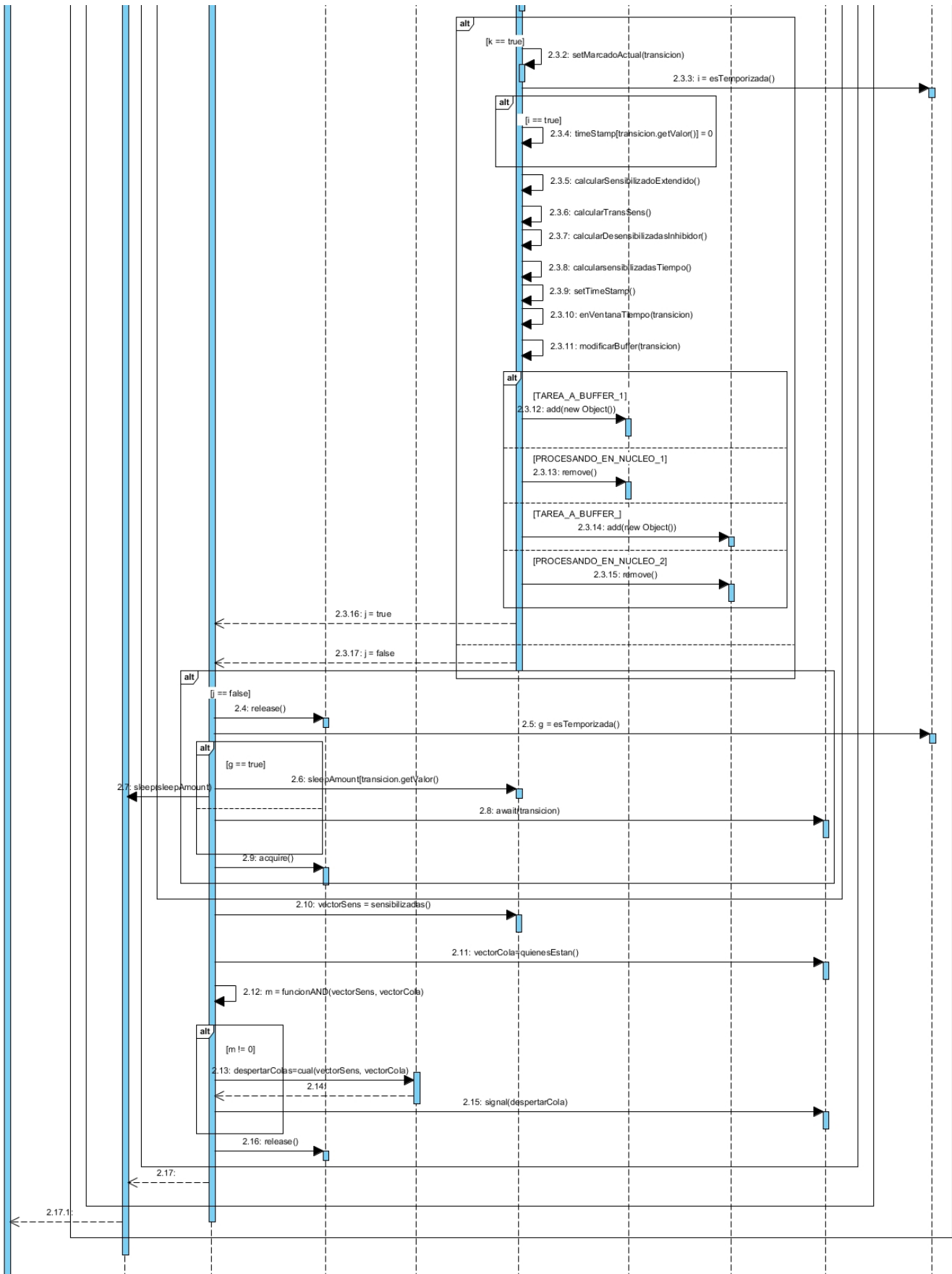


Figura.2.5.3.1. Diagrama de secuencia

#### 2.5.4 Determinación de la cantidad de hilos:

La cantidad de hilos necesarios para la ejecución del programa fue determinada analizando los invariantes de plaza y de transiciones, de esta forma se establecieron los siguientes hilos: Para el P-invariante compuesto por las plazas {P0 , P1}, que denota el arribo de las tareas, a la transición que las une T0 le corresponde un hilo a la transición T0. El mismo procedimiento se realizó para los segmentos {P4, P3} y {P10,

P11}, los cuales denotan el procesamiento de las tareas en cada uno de los núcleos, por ende le corresponde un hilo a las transiciones T3 y T4 y otro a las transiciones T9 y T10 ya que su ejecución es secuencial. En el caso del encendido de la CPU, el segmento {P5, P7, P8} forman parte de un P-invariante, por lo tanto, las transiciones T5, T7 y T8 que conectan estas plazas reciben un hilo. Así se pudo contabilizar la cantidad de hilos necesarios para la ejecución del programa, teniendo en cuenta que aquellas transiciones que no participan de una ejecución secuencial se le asigna un hilo propio, obteniendo que se necesitan **9 hilos**.

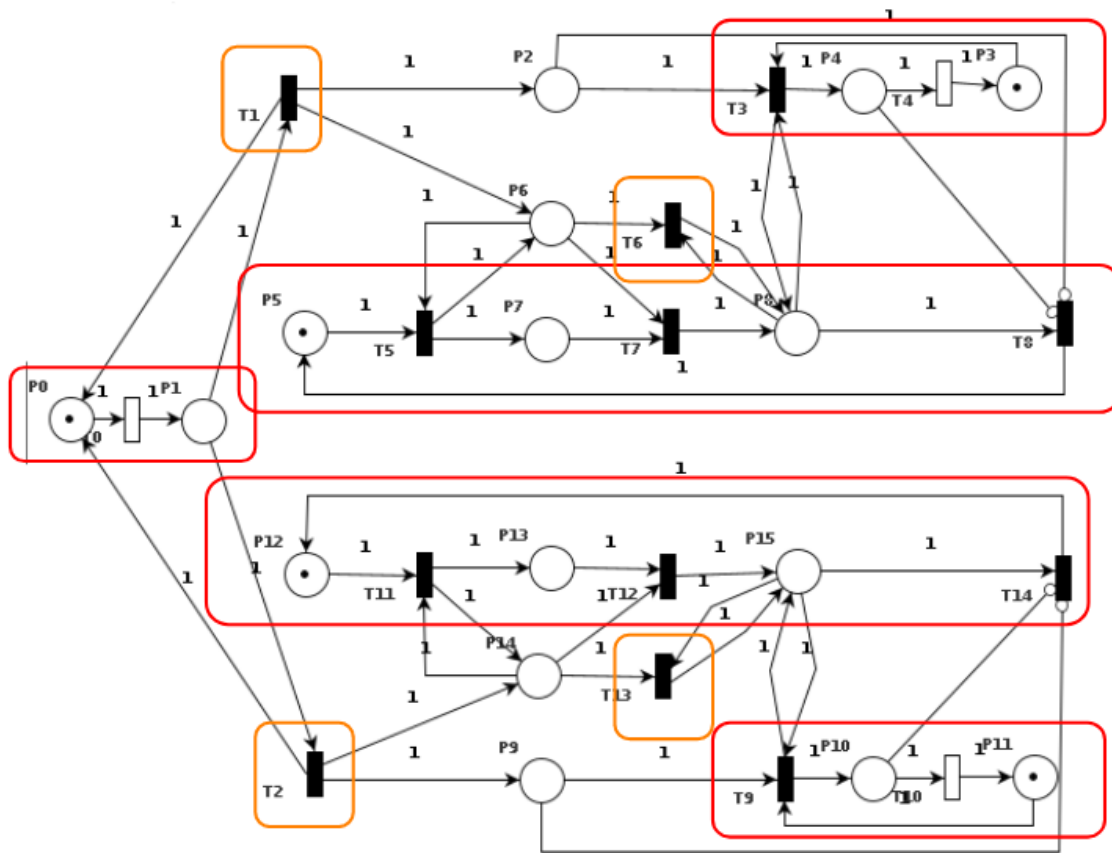


Figura.2.5.4.1 . Modelo de Red de Petri, en rojo los hilos dado los Invariantes de Plaza, en anaranjado los hilos extras.

### 2.5.5 Ejecuciones

Para este programa un hilo representa una transición, con el objetivo de que estas puedan ser disparadas concurrentemente. Aquellos grupos de transiciones cuya ejecución es siempre secuencial pueden ser agrupadas por un único hilo que las maneje.

Además, se realizaron las siguientes ejecuciones con **1000 tareas** completadas para cada caso:

Consideraciones: Los resultados dependen del computador donde fueron realizadas principalmente debido a la cantidad de hilos utilizados (9) ya que los procesadores tienen un límite en la cantidad total de hilos que pueden ejecutarse simultáneamente.

En el caso c se considera la misma ejecución con los mismos parámetros pero con un procesador de 2 núcleos y 2 hilos por núcleo:

Processor **Intel(R) Core(TM) i5-7200U CPU @ 2.50GHz, 2712 Mhz, 2 Core(s), 4 Logical Processor(s)**.

Los núcleos físicos son la cantidad componentes de hardware reales. Los núcleos lógicos son el número de núcleos físicos multiplicado por el número de subprocesos que pueden ejecutarse en cada núcleo mediante el uso de hyperthreading.

Finalmente se agregó una caso extra en donde un núcleo tiene menor tiempo de procesamiento en comparación con el tiempo de llegada de las tareas.

#### 2.5.5.1 a) Ambos núcleos con el mismo tiempo de "service\_rate".

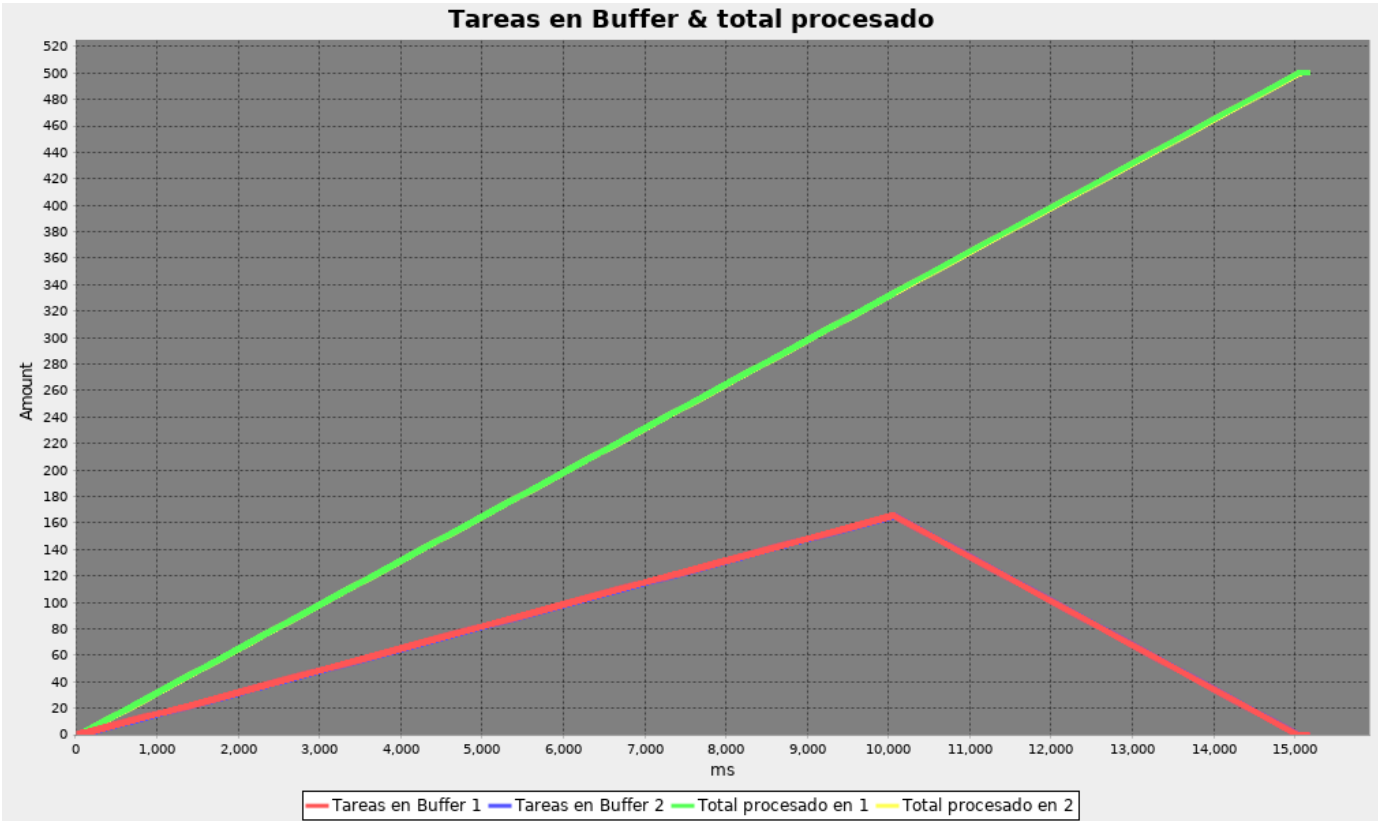
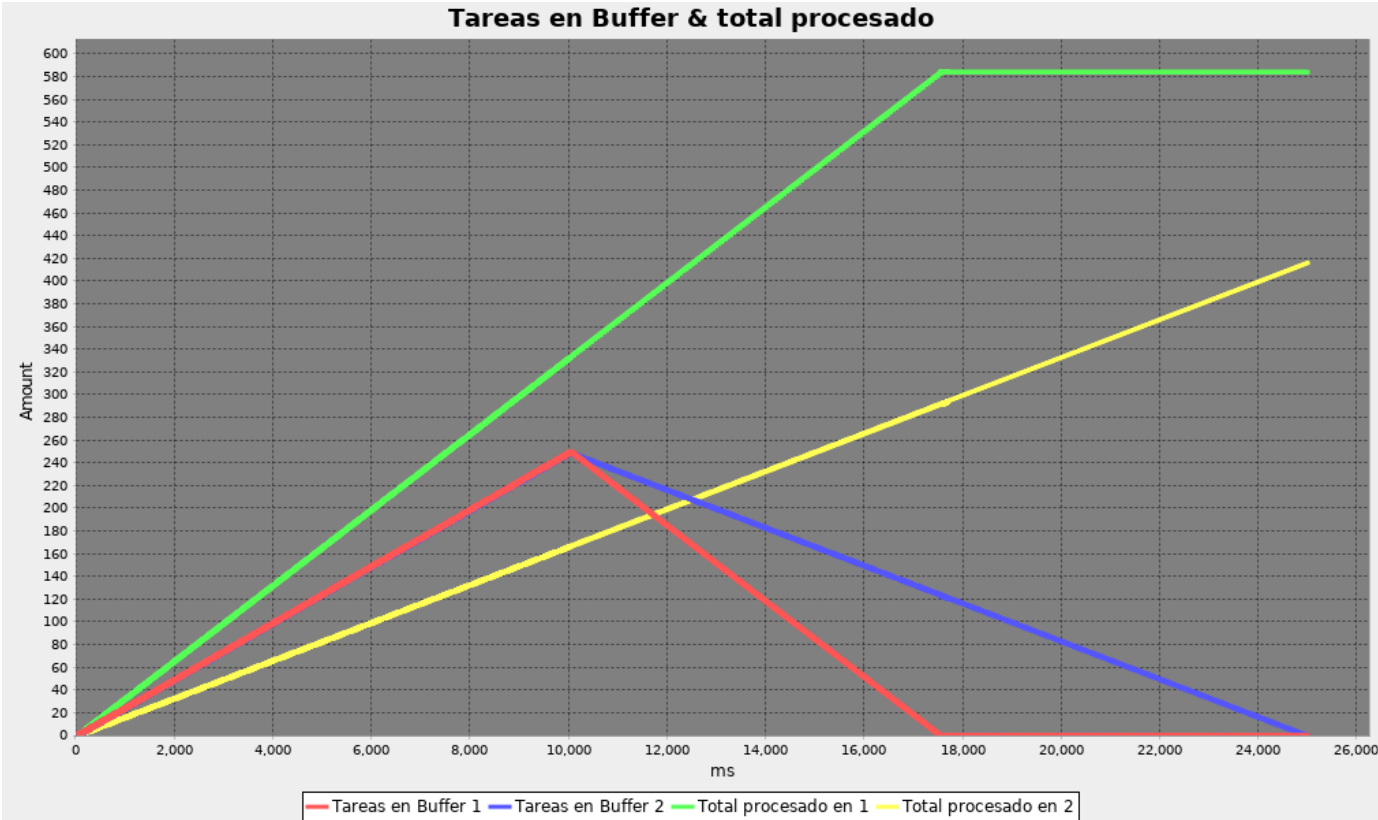


Figura.2.5.5.1.1. Evolución de la Cantidad de Tareas Procesadas en ambos núcleos en función del tiempo. Ambos núcleos tienen un tiempo de procesamiento de 30 milisegundos y el arrival rate de las tareas es de 10 ms.

Todas las tareas deberían llegar aproximadamente en 10 segundos debido a que son 1000 tareas con 10ms. Se puede observar la distribución equitativa de las tareas en los buffer, así como también se mantiene equitativa la cantidad de tareas procesadas por cada núcleo a causa de que ambos tienen el mismo tiempo de procesamiento.

Duración total del programa: 15 segundos. Tareas procesadas por el NÚCLEO 1 : 500 Tareas procesadas por el NÚCLEO 2 : 500

2.5.5.2 b) Un núcleo con el doble de tiempo de “service\_rate” que el otro



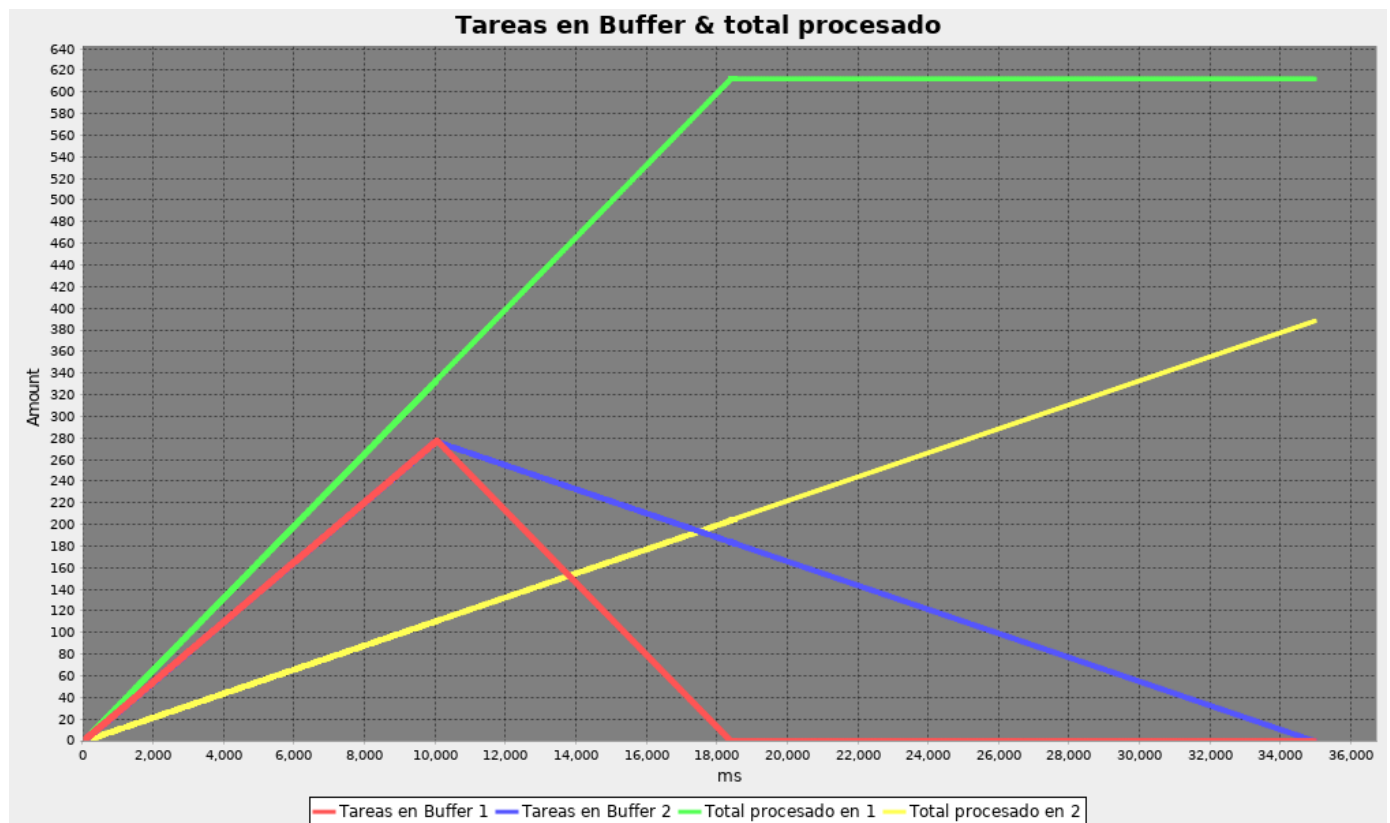
*Figura.2.5.5.2.1 .El NÚCLEO 1 tiene un tiempo de procesamiento de 30 milisegundos, en cambio el NÚCLEO 2 tiene un tiempo de procesamiento de 60 milisegundos y el arrival rate de las tareas es de 10 ms.*

En este caso se dispuso que el núcleo uno tenga el doble de tiempo de procesamiento que el núcleo dos, a causa de esto observamos nuevamente una distribución equitativa de tareas entre los buffer, pero no ocurre así con las tareas procesadas por cada núcleo. Se puede observar que el núcleo con menor tiempo lleva mayor cantidad de tareas procesadas, la tasa de cambio del buffer 2 es el doble que la tasa de cambio del buffer 1.

Duración total del programa: 25 segundos.

- Tareas procesadas por el NÚCLEO 1 : 597
- Tareas procesadas por el NÚCLEO 2 : 403

### 2.5.5.3 c) Un núcleo con el triple de tiempo de "service\_rate" que el otro



*Figura.2.5.5.3.1. El NÚCLEO 1 tiene un tiempo de procesamiento de 30 milisegundos, en cambio el NÚCLEO 2 tiene un tiempo de procesamiento de 90 milisegundos y el arrival rate de las tareas es de 10 ms.*

En este último caso, en el que el tiempo de procesamiento del núcleo uno es el triple que el del núcleo dos, se sigue observando una distribución equitativa entre los buffer, pero en el caso de las tareas procesadas por cada núcleo se puede observar que no se procesan equitativamente, la tasa de cambio del buffer 2 es el triple que la tasa de cambio del buffer 1.

Duración total del programa: 34 segundos. • Tareas procesadas por el NÚCLEO 1 : 615 • Tareas procesadas por el NÚCLEO 2 : 385

### 2.5.5.4 A continuación se repetirá el mismo experimento pero utilizando un procesador diferente.

Processor Intel(R) Core(TM) i5-7200U CPU @ 2.50GHz, 2712 Mhz, 2 Core(s), 4 Logical Processor(s)



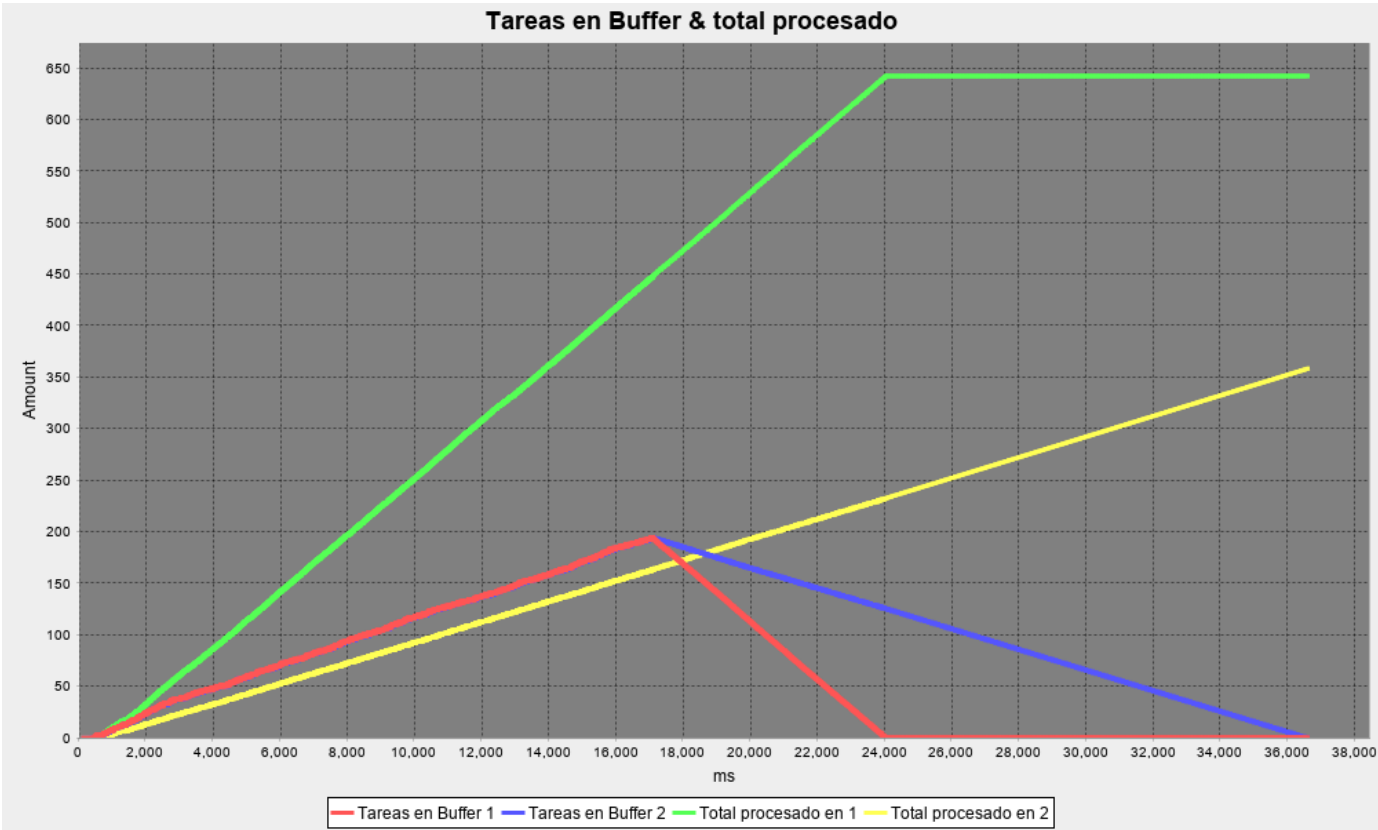


Figura.2.5.5.4.1

Se observa que la tasa de cambia termina siendo el triple al igual que el caso anterior pero durante un lapso de tiempo mayor. Esto viene dado por la limitación en el sistema ya que el procesador cuenta con 2 núcleos los cuales solo pueden procesar 2 hilos cada uno simultáneamente y la cantidad de hilos utilizados en nuestro caso es de 9. Una solución para minimizar el lapso de tiempo sería la utilización de una menor cantidad de hilos.

Caso: 10 ms llegada de tareas, 5 ms de procesamiento buffer 1, 30 ms buffer 2

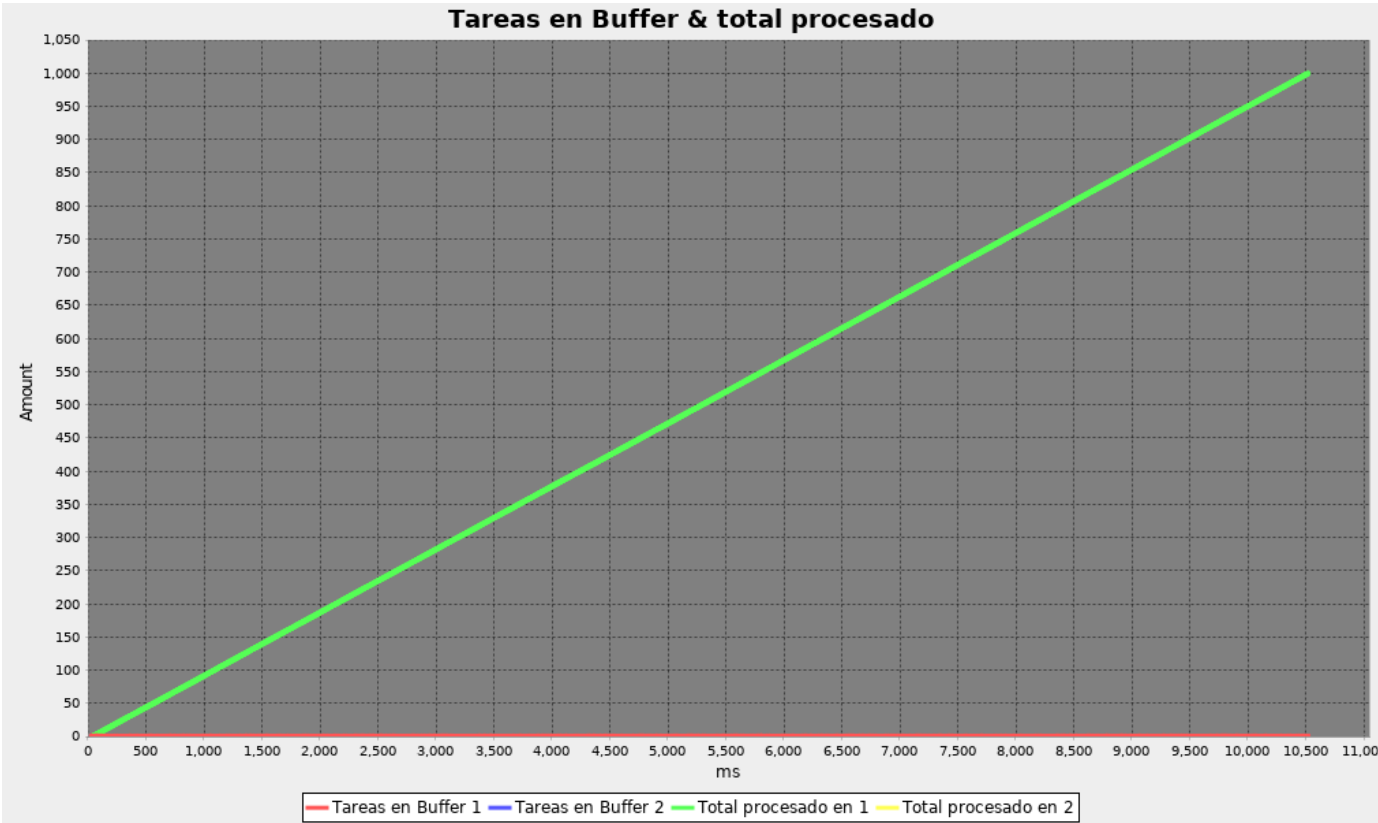


Figura.2.5.5.4.2

Se puede observar que como el núcleo 1 procesa las tareas en 5 ms. En la mayoría de las ejecuciones del programa, las 1000 tareas serán procesadas por e'l ya que estara vacia debido a que el tiempo de procesamiento es la mitad del tiempo que tardan en llegar las tareas.

Por último, se agregan las siguientes observaciones:

id	CPU	CPU Cores	CPU Threads	OnDemand	Tareas	Hilos	Arrival Rate	Service Rate 1	Service Rate 2	Tiempo Total	Tiempo Ideal	Gap
0	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	Si	1000	9	1ms	10ms	10ms	6837ms	5000ms	36%
1	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	Si	1000	9	10ms	10ms	10ms	11749ms	5000ms	134%
2	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	No	1000	9	10ms	10ms	10ms	10975ms	5000ms	119%
3	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	No	1000	9	10ms	20ms	20ms	10847ms	10000ms	8.5%
4	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	Si	3000	9	10ms	20ms	20ms	32699ms	30000ms	8.9%
5	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	No	1000	9	10ms	30ms	30ms	15541ms	15000ms	4%
6	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	No	3000	9	10ms	30ms	30ms	46527ms	45000ms	3.4%
7	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	No	1000	9	10ms	50ms	50ms	25501ms	25000ms	2%
8	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	No	3000	9	10ms	100ms	100ms	153339ms	150000ms	2%
9	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	Si	1000	9	20ms	10ms	10ms	21322msms	20000ms	6.6%
A	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	Si	1000	9	10ms	20ms	40ms	15252ms	14880ms	2.5%

id	CPU	CPU Cores	CPU Threads	OnDemand	Tareas	Hilos	Arrival Rate	Service Rate 1	Service Rate 2	Tiempo Total	Tiempo Ideal	Gap
B	Intel Core i7- 3517U 1.90GHz	2	4	Si	1000	9	10ms	20ms	60ms	20045ms	19680ms	1.9%

Observaciones:

- A medida que se incrementa la relación entre el Arrival Rate y los Service Rate, el gap se incrementa.
- Incrementar la cantidad de tareas también disminuye el gap.
- A medida que se aumentan los tiempos, disminuye el gap.

## 2.5.6 Verificación de los invariantes

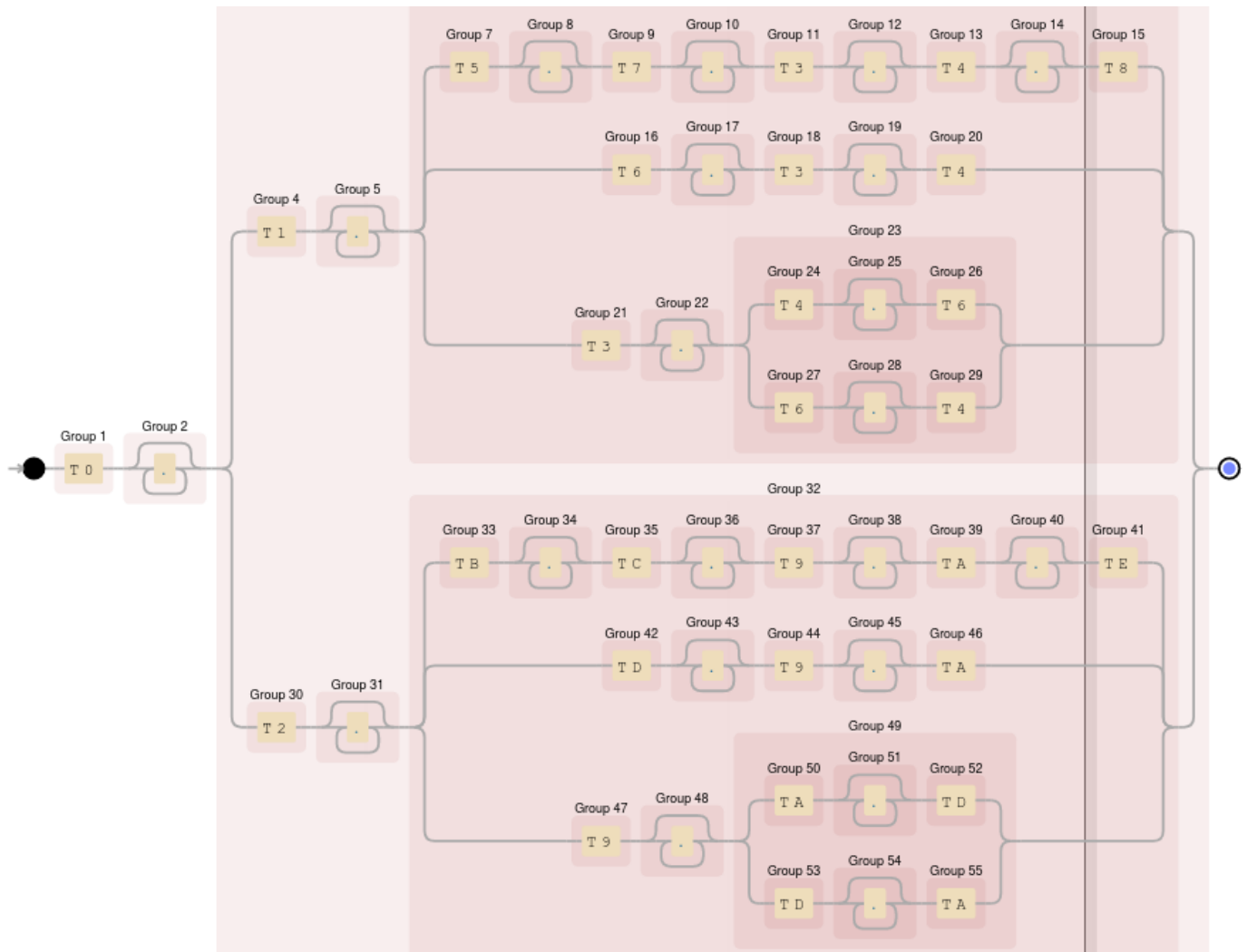
### P-Invariantes

Cada vez que se realiza el disparo de una transición se calcula el nuevo marcado y luego se verifica el cumplimiento de los P-invariantes mediante el uso de las ecuaciones de P-Invariantes especificadas anteriormente. En caso de violar alguna ecuación el programa imprime: "NO SE CUMPLIO UN P-INVARIANTE" en la consola y en el log. Luego tira una excepción finalizando así el programa. Como tal mensaje no aparece en el log se concluye que se cumplen las ecuaciones de los P-Invariantes.

### T-Invariantes

Para la verificación de los T invariantes se implementó un script en python, haciendo uso de la biblioteca "re" de expresiones regulares, más específicamente de la función *re.subn(pattern, repl, string)*, cuyos argumentos son un *string* de entrada, un formato de respuesta *repl* y una expresión regular *pattern* que buscará substraer los T invariantes dentro del string. Esta función se ejecuta de manera iterativa haciendo uso de un loop, hasta que ya no haya más matches. Luego se loggea en un archivo llamado logTinv.txt.

Para crear la expresión regular se hizo uso de la herramienta Debuggex (véase Bibliografía), con la cuál se pudo analizar paso por paso la composición de la expresión. A continuación una figura:



```
# ...
def tinv_matcher():
    logfilenameI='./log.txt'
    logfilenameO='./logTinv.txt'
    pattern='(T0) (.*) ((T1) (.*) ((T5) (.*) (T7) (.*) (T3) (.*) (T4) (.*) (T8) | (T6) (.*) (T3) (.*) (T4) |
(T3) (.*) ((T4) (.*) (T6) | (T6) (.*) (T4))) | (T2) (.*) ((TB) (.*) (TC) (.*) (T9) (.*) (TA) (.*) (TE) | (TD)
(.*) (T9) (.*) (TA) | (T9) (.*) ((TA) (.*) (TD) | (TD) (.*) (TA))))'

    repl='\g<2>\g<5>\g<8>\g<10>\g<12>\g<14>\g<17>\g<19>\g<22>\g<25>\g<28>\g<31>\g<34>\g<36>\g<38>\g<40>
>\g<43>\g<45>\g<48>\g<51>\g<54>'
    string=''
    terminate=False
    iteration=0

    # msg
    print("Generating file : "+logfilenameO+" ...")

    # Disparos to string (i.e. T0T1T6T0T1T6T0T2T13T0T2T13T0T1T6...)
    string=readFile(logfilenameI)

    # Create logTinv.txt
    logfile = open(logfilenameO, "a")
    logfile.truncate(0)
    logfile.write("INPUT: "+string+'\n\n')

    while(not terminate):
        print("Iteration: "+str(iteration))
        line = re.subn(pattern, repl, string) # <-----
        matches=int(line[1])
        string=str(line[0])
        leng=len(string)
```

```

        logfile.write('| ITERATION{:>5} | LENGHT{:>6} | MATCHES{:>5}'.format(str(iteration),
str(leng), str(matches))+" | OUTPUT "+string+'\n')
        iteration+=1
        if not matches:
            terminate=True
        print("Check File !!! => "+logfile.name)
        logfile.write("\n MEMO T-
INVARIANTS:\n{T0,T1,T5,T7,T3,T4,T8}\n{T0,T1,T6,T3,T4}\n{T0,T2,TB,TC,T9,TA,TE}\n{T0,T2,TD,T9,TA}")
        logfile.close
# ...

```

A continuación, una ejecución:

```

$ python3 src/verification/TransitionInvariant.py
...
Iteration: 300
Iteration: 301
Iteration: 302
Iteration: 303
Check File !!! => ./logTinv.txt

```

Se inspecciona el archivo de log:

```

# ./logTinv.txt
...
| ITERATION  294 | LENGHT    80 | MATCHES    1 | OUTPUT
T0T1T6T0T2TDT0T1T6T0T2TDT0T2TDT0T2TDT0T1T6T0T1T6T3T4T3T4T3T4T9TAT9TAT9TAT9TA
| ITERATION  295 | LENGHT    70 | MATCHES    1 | OUTPUT
T0T2TDT0T1T6T0T2TDT0T2TDT0T2TDT0T1T6T0T1T6T3T4T3T4T3T4T9TAT9TAT9TAT9TA
| ITERATION  296 | LENGHT    60 | MATCHES    1 | OUTPUT
T0T1T6T0T2TDT0T2TDT0T2TDT0T1T6T0T1T6T3T4T3T4T3T4T9TAT9TAT9TAT9TA
| ITERATION  297 | LENGHT    50 | MATCHES    1 | OUTPUT
T0T2TDT0T2TDT0T2TDT0T1T6T0T1T6T3T4T3T4T9TAT9TAT9TAT9TA
| ITERATION  298 | LENGHT    40 | MATCHES    1 | OUTPUT T0T2TDT0T2TDT0T1T6T0T1T6T3T4T3T4T9TAT9TA
| ITERATION  299 | LENGHT    30 | MATCHES    1 | OUTPUT T0T2TDT0T1T6T0T1T6T3T4T3T4T9TA
| ITERATION  300 | LENGHT    20 | MATCHES    1 | OUTPUT T0T1T6T0T1T6T3T4T3T4
| ITERATION  301 | LENGHT    10 | MATCHES    1 | OUTPUT T0T1T6T3T4
| ITERATION  302 | LENGHT     0 | MATCHES    1 | OUTPUT
| ITERATION  303 | LENGHT     0 | MATCHES    0 | OUTPUT

MEMO T-INVARIANTS:
{T0,T1,T5,T7,T3,T4,T8}
{T0,T1,T6,T3,T4}
{T0,T2,TB,TC,T9,TA,TE}
{T0,T2,TD,T9,TA}

```

Se observa que luego de la iteración 302, ya no hay más transiciones que verificar. Por lo que todas las t-invariantes han sido verificadas correctamente.

### 3. Conclusión

Tras la realización del presente trabajo se pudieron extraer numerosas conclusiones, se aprendió a **identificar** los problemas de concurrencia que surgen en el dominio de problema.

Se aprendió a razonar en un paradigma de programación distinto al de la programación secuencial, así como explotar las ventajas del multiprocesamiento. Se aprendió a **modelar** una solución mediante el uso de redes de petri temporales aprovechando sus ventajas tales como la representación gráfica, su ecuación de estados generalizada, sus invariantes, su escalabilidad, pero así también se pudo evidenciar sus limitaciones en cuanto a complejidad.

Además se aprendió a **implementar** dicho modelo, mediante el uso de programación orientada a objetos en Java, destacando las clases *Monitor*, *RdP* e *Hilos* en las cuales fué de mucha ayuda el uso de clases ya implementadas en *java.util* para colecciones, semáforos y buffers.

Cabe destacar la dificultad extra genera debuguear y testear el correcto funcionamiento de los hilos. Y a modo de test, se aprendió a implementar un validador de T-Invariantes en Python, con el cuál se verificó que el funcionamiento entre el modelo y la implementación se coherente.

Tambien hubo decisiones de diseños que vale la pena recalcar, en un principio la cantidad de hilos fue menor, lo que generaba que el tiempo de ejecucion se fuera menor. Esto se ve claramente ejecutando el programa en euna computadora distinta, debido a la limitación en el sistema ya que el procesador cuenta con 2 núcleos los cuales solo pueden procesar cada uno simultáneamente y la cantidad de hilos utilizados en nuestro caso es de 9. Una solución para minimizar el lapso de tiempo sería la utilización de una menor cantidad de hilos. Tambien desarrollar el programa en un lenguaje como C, posiblemente mejore tambien los tiempos.

Este trabajo además nos ha permitido **ampliar** el horizonte en el funcionamiento de otros tipos de sistemas, como los sistemas operativos, en particular Linux y de sus metodos de sincronizacion como SpinLocks, Semaphores, Mutexes.

## 4. Bibliografía

- *Ecuación de estado generalizada para redes de Petri no autónomas y con distintos tipos de arcos.* Dr. Ing. Orlando Micolini<sup>1</sup>, Geol. Marcelo Cebollada y Verdaguer<sup>1</sup>, Ing. Maximiliano Eschoyez, Ing. Luis Orlando Ventre<sup>1</sup>, Ing. Marcelo Ismael Schild. Laboratorio de Arquitectura de Computadoras (LAC) FCEfyN Universidad Nacional de Córdoba.
- <https://docs.oracle.com/javase/7/docs/api/>
- <https://www.debuggex.com/#cheatsheet>
- <https://docs.python.org/3/library/re.html>