DEPARTAMENTO
INGENIERÍA INFORMÁTICA
Y CIENCIAS DE LA COMPUTACIÓN
FACULTAD DE INGENIERÍA UNIVERSIDAD DE CONCEPCIÓN

Sistemas Operativos: Concurrencia/Sincronización y uso de profiler

Alumnos: Fabián Cid Escobar
Rodolfo Fariña Reisenegger

Profesora: Cecilia Hernández Rivas

8 de Enero del 2021, Concepción

Introducción

Es importante saber aprovechar al máximo los recursos de un computador al momento de programar, ya que de esta manera podemos generar algoritmos y códigos que se ejecuten de manera más rápida considerando la arquitectura del sistema.

A continuación, se presentan 2 implementaciones, la primera es una simulación de un paso vehicular con una sola vía que debe compartirse para pasar en 2 direcciones utilizando hebras cuidando de no caer en bloqueos mortales y condiciones de carrera, y la otra es una comparación de algoritmos de multiplicación de matrices cuadradas $O(n^3)$ con el fin de ilustrar cómo aprovechan los caché del CPU.

Finalmente, se hará un pequeño análisis sobre los tipos de fallos que ocurren al utilizar un browser, en particular, firefox.

Simulador de Tráfico

El código para este ejercicio se encuentra en la carpeta "item a" en los archivos "main.cpp" y "Monitor.h"

En el archivo "main.cpp" se crea un Monitor como variable global, se crean "n_total" hebras con una semilla aleatoria que se inician con las funciones "Ida" y "Vuelta" que representan las direcciones de las hebras, las cuales son asignadas también de manera aleatoria para generar comportamientos inesperados y probar la consistencia del monitor.

La función main:

```
int main(){

 srand(time(NULL));

 int n_total = rand()%101;

 cout << "Vehiculos totales: " << n_total << endl;

 pthread_t threads[n_total];

 cout << "Ingrese N: ";
 cin >> N;
 m.GetN(N);

 for(int i = 0; i < n_total; i++){
  if(rand()%2)
    pthread_create(&threads[i], NULL, &Ida, NULL);
  else
    pthread_create(&threads[i], NULL, &Vuelta, NULL);
 }

 // Espera a que terminen todas las hebras para terminar el main
 for(int i = 0; i < n_total; i++){
  pthread_join(threads[i], NULL);
 }

 cout << "Main terminado!\n";

 return 0;
}
```

El monitor:

Es una clase de C++ con 1 constructor y 3 métodos: *Punto_Entrada(bool dir)*, *Punto_Salida()* y *GetN(int N)*.

A continuación solo se explicarán los métodos de entrada y salida para los vehículos a través de imágenes ya que considero que es más cómodo leer el propio código con sus comentarios que el pseudocódigo. Se omiten el constructor y el método *GetN*.

Método *Punto_Entrada(bool dir)*:

```
void Monitor::Punto_Entrada(bool dir){

 pthread_mutex_lock(&mutex);

 // Agregar vehiculo al contador de vehiculos en espera
 if(dir){
  n_ida++;
 }
 else{
  n_vuelta++;
 }

 // Si la direccion del vehiculo no coincide con la del monitor, esperar
 while(dir != dirm){
  cout << "Vehiculo con dir " << dir << " esperando" << endl;
  if(dir){
   // Si no hay ningun vehiculo en la otra dirección esperando, puede pasar
   if(n_vuelta == 0){
    //cout << "n_vuelta es 0, paso de ida libre" << endl;
    dirm = !dirm;
    count = 0;
    continue;
   }

   pthread_cond_wait(&ida, &mutex);
  }
  else{
   // Si no hay ningun vehiculo esperando en la otra dirección, puede pasar
   if(n_ida == 0){
    //cout << "n_ida es 0, paso de vuelta libre" << endl;
    dirm = !dirm;
    count = 0;
    continue;
   }
   pthread_cond_wait(&vuelta, &mutex);
  }
 }

 pthread_mutex_unlock(&mutex);
```

La variable *bool dirm* es la dirección del monitor.
Los enteros *n_ida* y *n_vuelta* llevan la cuenta de los vehículos que están en la cola esperando en cada dirección, las variables de condición *ida* y *vuelta* diferencian la dirección de la hebra al momento de hacer signal.

Aquí, además de prevenir el paso de una hebra viene en una dirección que no coincide con la del monitor, también nos deshacemos de un bloqueo mortal en el caso en que una hebra con dirección opuesta a la del monitor deba dormir pero del otro lado no haya ninguna hebra, en ese caso, se cambia la dirección del monitor para dejarla pasar y se reinicia el contador.

También se usa el mutex “mutex” encolar vehículos uno a la vez evitando condiciones de carrera. Luego se suelta para simular la entrada a la calle.

A continuación, se muestra la segunda mitad del método:

```
// Desde aquí, consideramos que el vehiculo va pasando por la carretera
// Usamos el mutex "inMovement" para sellar la carretera y no venga nadie de la otra direccion
// y el mutex "mutex" para no tocar los mismos valores por otra hebra que esta en la fila

pthread_mutex_lock(&inMovement);
pthread_mutex_lock(&mutex);

// Aumentar contador de vehiculos que pasan en la direccion
count++;

cout << "Vehiculo pasando con dir" << dir << endl;

// La direccion se debe cambiar aqui para evitar un choque
if(count == N){
  // Si vamos de ida y hay vehiculos esperando de vuelta, cambiar la direccion
  if(dirm && n_vuelta != 0){
    dirm = !dirm;
    count = 0;
    //cout << "Nueva dir!, ahora es " << dirm << endl;
  }
  // Si vamos de vuelta y hay vehiculos esperando de ida, cambiar la direccion
  else if(!dirm && n_ida != 0){
    dirm = !dirm;
    count = 0;
    //cout << "Nueva dir! ahora es " << dirm << endl;
  }
  // SI vamos en cualquier direccion y al otro lado no hay autos esperando, dejamos pasar N más de la misma direccion
  else{
    cout << "En el lado contrario no hay autos esperando! El flujo mantiene su direccion y reinicia contador" << endl;
    count = 0;
  }
}

// Disminuir contador que cuenta su presencia en la fila
if(dir){
  n_ida--;
  n_total++;
}
else{
  n_vuelta--;
  n_total++;
}

pthread_mutex_unlock(&mutex);

}
```

El vehículo una vez en camino, se usa el mutex *inMovement* el cual se asegura de que no entre ninguna hebra al camino una vez alguno esté dentro evitando así condiciones de carrera con autos de ambos sentidos, también se asegura de que lleguen en el orden de entrada. Una vez tomado *inMovement*, también toma a *mutex*

ya que también lee y modifica valores que se utilizan en la parte en la que los autos se encolan evitando más inconsistencias.

En esta sección del método también se cambia la dirección ya que en el método de salida solo se avisa al siguiente auto para entrar según la dirección del monitor. También se prevé un bloqueo mortal si no hay autos esperando en la dirección contraria manteniendo la misma dirección. Si la dirección en esta parte no se cambia y la próxima hebra en llegar viene en dirección contraria, pasa de igual manera con la prevención de bloqueo mortal explicada en la primera parte del método.

Al final, se descuenta al vehículo de la fila y se suelta al mutex, dando paso a la llamada de *Punto_salida()*.

Método *Punto_Salida()*:

```
void Monitor::Punto_Salida(){

  pthread_mutex_lock(&mutex);
  pthread_mutex_unlock(&inMovement);

  cout << "Vehiculo paso!" << endl;
  cout << "ida: " << n_ida << " vuelta: " << n_vuelta << " count: " << count << endl;

  if(dirm)
    pthread_cond_signal(&ida);
  else if(!dirm)
    pthread_cond_signal(&vuelta);

  pthread_mutex_unlock(&mutex);

}
```

Aquí, al comienzo se toma a *mutex* para evitar condiciones de carrera y se suelta *inMovement* para dejar pasar al vehículo siguiente en la carretera, luego según la dirección se hace un signal a la siguiente hebra dormida.

Y así será para cada hebra hasta que logren salir todas y el programa termine.

Con las medidas mencionadas anteriormente, jamás se ha obtenido algún bloqueo mortal o inconsistencias dentro de la ejecución.

Multiplicación de matrices con perf

Es evidente que hoy en día la multiplicación de matrices es uno de los problemas más comunes en casi todos los campos donde se analizan grandes cantidades de datos, por esto, es necesario poder implementar algoritmos que utilicen los procesadores actuales de manera correcta. Uno de los mejores algoritmos disponibles hoy en día

es el de Strassens, sin embargo, no veremos ese, sino que analizaremos 3 implementaciones, la “naive” (implementación 0), la “transpuesta” (implementación 1) y la “copia” (implementación 2).

Se solicitó programar la multiplicación de matrices con 3 implementaciones distintas, cada una debía ser $O(n^3)$, luego de esto se realizó un análisis de cómo actuó el CPU con cada una de estas. A continuación, se muestran las alternativas:

Naive:

```
65  // Multiplicar A y B
66  //cout << "Mutliplicacion Simple!" << endl;
67
68  for (int i = 0; i < n; ++i){
69    for (int j = 0; j < n; ++j){
70      for (int k = 0; k < n; ++k){
71        C[i][j] += A[i][k] * B[k][j];
72      }
73    }
74  }
```

Imagen: Implementación “naive”

Este corresponde al algoritmo “naive” de multiplicación de matrices, es el más lento de los que implementamos y este constantemente tendrá misses en el L1 cache.

La implementación de este código está en el archivo “**parte2imp0.cpp**”, para compilar use “g++ parte2imp0.cpp -O3 -o p2i0.out”. Notar que estos archivos se ejecutan individualmente.

Este es el más lento de los códigos y más adelante veremos el rendimiento de él. Nos referiremos a esta implementación de ahora en adelante como la “naive”.

El siguiente snippet de código corresponde a la implementación 2, donde se transpone la matriz B y se realiza la multiplicación ajustada a esto para obtener el resultado correcto. Este código tiene muchos menos fallos en el Cache L1, debido a la organización de la matriz en esta. Esta implementación la nombraremos como “transpuesta”, debido al procedimiento que realiza.

```
67    //Transponemos B
68    for (int i = 0; i < n; ++i){
69      for (int j = 0; j < n; ++j){
70        Bt[j][i] = B[i][j];
71      }
72    }
73
84    // Multiplicar A y Bt por fila
85    cout << "Mutliplicacion con transpuesta" << endl;
86
87    int aux = 0, i, j ,k;
88    for (i = 0; i < n; ++i){
89      for (j = 0; j < n; ++j){
90        aux = 0;
91        for (k = 0; k < n; ++k){
92          aux += A[i][k] * Bt[j][k];
93        }
94        C[i][j] = aux;
95      }
96    }
97
```

Imagen: Implementación “transpuesta”

A diferencia de la implementación anterior, esta si recorre la matriz B como está dispuesta en el caché, sin tener que ir haciendo saltos constantemente, por esto, es mucho más rápido y esto lo veremos en los resultados más adelante.

La implementación de este código está en el archivo “**parte2imp1.cpp**”, para compilar use “g++ parte2imp1.cpp -O3 -o p2i1.out”.

Finalmente, la última implementación, a la cual llamaremos “copia”, toma la idea de copiar una columna de la matriz B, para así acceder a un conjunto más pequeño (arreglo) y tener la información más a mano. A pesar de que implica copiar, es mas rapida y lo veremos en los resultados.

```
//crear arreglo auxiliar
int *auxArr = (int *)malloc(n * sizeof(int));

// Multiplicar A y Bt por fila
cout << "Mutliplicacion optimizada con arreglo auxiliar" << endl;

int aux = 0, i, j ,k, l;

for (i = 0; i < n; ++i){
  for (l = 0; l < n; ++l){
    auxArr[l] = B[l][i];
  }

  for (j = 0; j < n; ++j){
    aux = 0;
    for (k = 0; k < n; ++k){
      aux += A[j][k] * auxArr[k];
      //cout<<A[j][k]<<" * "<<auxArr[k]<<endl;
    }
    //cout<<" / "<<endl;
    C[j][i] = aux;
  }
}

cout << "Done" << endl;
```

Imagen: implementación "copia"

A continuación, analizaremos los resultados de los tiempos de ejecución de multiplicación de matrices aleatorias, desde tamaño 128 a 2048, en potencias de 2. Omitimos los resultados más pequeños puesto que las diferencias son muy pequeñas, de hecho, en general no habían muchas diferencias en los resultados entre las 3 implementaciones, esto debido a que el tiempo en copiar la matriz quitaba los beneficios de transponer la matriz o ir copiando al arreglo auxiliar. La implementación de este código está en el archivo "**parte2imp2.cpp**", para compilar use "g++ parte2imp2.cpp -O3 -o p2i2.out".

Para el análisis de perf, se presentaron algunos inconvenientes, puesto que algunos de los eventos del programa no eran soportados en la configuración de ninguno de los 2 integrantes.

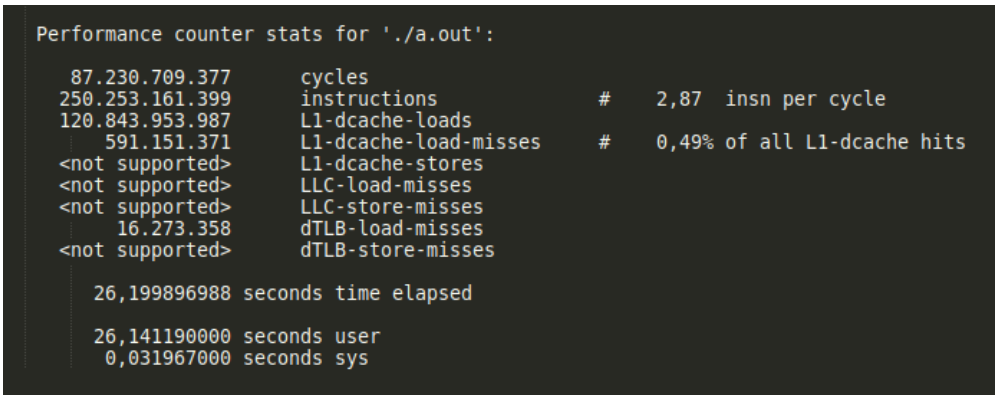
Especificaciones del computador en que se realizaron las pruebas:

CPU: AMD Ryzen 7 PRO 1700 Eight-Core Processor 3.7 GHz 768KB L1, 4MB L2, 16MB L3, 8 Core/16 Thread
RAM: 2x8GB 3200MHz CL16
GPU: XFX RX580 Ellesmere XT Core 1411 Mhz 8GB Mem 2000 Mhz
SSD: Crucial BX500 480GB
HDD: WD 1TB 7200 RPM

Al utilizar perf, se comenzó con la siguiente línea de comando, basándonos en lo aprendido en las prácticas:

sudo perf stat -e cycles,instructions,L1-dcache-loads,L1-dcache-load-misses,L1-dcache-stores,LLC-load-misses,LLC-store-misses,dTLB-load-misses,dTLB-store-misses ./a.out

Al utilizar esto, obtuvimos el siguiente resultado:



Donde se ve que hay varios eventos *“<not supported>”* por la configuración actual, se intentó utilizar distintos eventos similares que se obtuvieron de *“perf list”,* tales como:

- amd_iommu_0/mem_dte_hit/
- amd_iommu_0/mem_dte_mis/
- ls_l1_d_tlb_miss.all
- bp_l1_tlb_miss_l2_hit

Los cuales tampoco estaban soportados, o arrojaban valores extraños, por esto, se ha decidido omitir dichos valores, de esto, nuestro análisis estará limitado a los siguientes eventos:

- cycles
- instructions
- L1-dcache-loads
- L1-dcache-load-misses
- dTLB-load-misses
- dTLB-loads (este fue uno que logre encontrar que sirve)

Adicionalmente, se vio la alternativa de utilizar un programa distinto a perf para obtener información, pero dichas alternativas eran de pago.

Se obtuvieron los siguientes resultados:

Multiplicación simple

	cycles	inst	L1-dcache-loads	L1-dcache-load-misses	dTLB-load-misses	dTLB-loads	Time elapsed
128	7344550	20804743	8737923	198157	1405	1794	0.005766378
256	52955001	130930928	52888338	1668811	26895	15073745	0.022714834
512	451482744	982988117	421382094	141561726	477217	137487421	0.146807722
1024	5513116124	7695571002	3493561729	1286244011	193835512	1080488875	1.728929354
2048	124378861265	60954498926	32672660644	10258497246	6441651040	8637860168	39.1587705

Multiplicación transpuesta

	cycles	inst	L1-dcache-loads	L1-dcache-load-misses	dTLB-load-misses	dTLB-loads	Time elapsed
128	5769959	14300570	4698832	297375	1646	14409	0.004604734
256	25572250	63995693	21169328	1614127	2656	180711	0.013411133
512	147118066	573371504	159207239	10681260	8808	774505	0.055708131
1024	1292809545	4239006580	1145828742	77798908	1905802	3740141	0.410006475
2048	11508665174	33033722302	8934032427	586818578	16334349	18153130	3.598842539

Multiplicación arreglo auxiliar

	cycles	inst	L1-dcache-loads	L1-dcache-load-misses	dTLB-load-misses	dTLB-loads	Time elapsed
128	5292982	14220391	4606298	292319	1528	5993	0.004265128
256	25601214	78639176	19595861	1638925	3267	13165	0.015353559
512	149505889	562470743	149985773	10660280	14392	700027	0.050276572
1024	1406251803	4230955633	1155929097	78693605	3269589	3980090	0.435634543
2048	11762231343	33038736908	8924281468	597670245	20501794	21426972	3.712286177

Notar que cada valor se calculó 3 veces y se obtuvo la media de dichos resultados, para así tener más precisión.

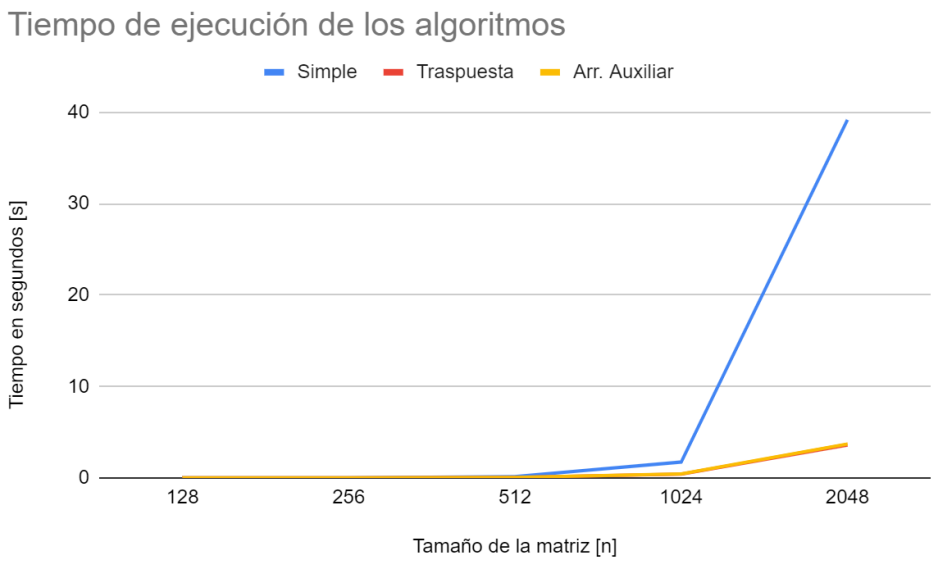


Gráfico 1: Tiempo de ejecución promedio de los algoritmos de multiplicación de matrices

En el Gráfico 1 se puede observar claramente que la implementación transpuesta y la del arreglo auxiliar son casi iguales, con la transpuesta siendo levemente mejor, esto es interesante, puesto que según la literatura y resultados en otros sistemas Intel, debería ser levemente la implementación de arreglo auxiliar. Creemos que esto puede ser debido a las diferencias de arquitectura entre los procesadores AMD con Intel. Evidentemente, la implementación naive es mucho peor, demorando casi 10 veces más que las anteriores, mostrando claramente porque es necesario optimizar algunos códigos.

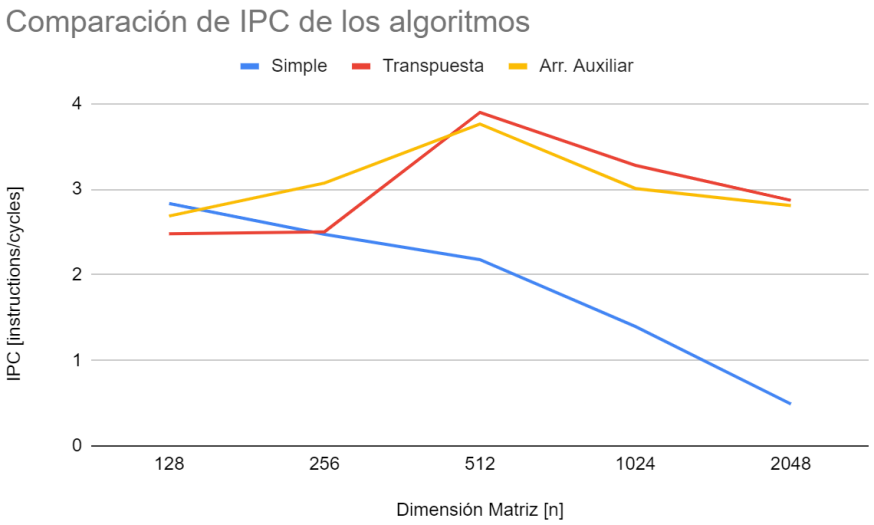


Gráfico 2: Comparación de instrucciones por ciclos de los 3 algoritmos

Otro detalle que consideramos interesante, eran las instrucciones por ciclo (IPC), es interesante notar que el IPC permanece alto para la implementación transpuesta y la del arreglo auxiliar, sin embargo, para la implementación naive uno puede ver que el

IPC disminuye considerablemente al aumentar el tamaño de la matriz. Esto es porque en la implementación naive los saltos entre las columnas de la matriz consumen mucho tiempo y se demoran mucho en cada ciclo, por esto baja el IPC.

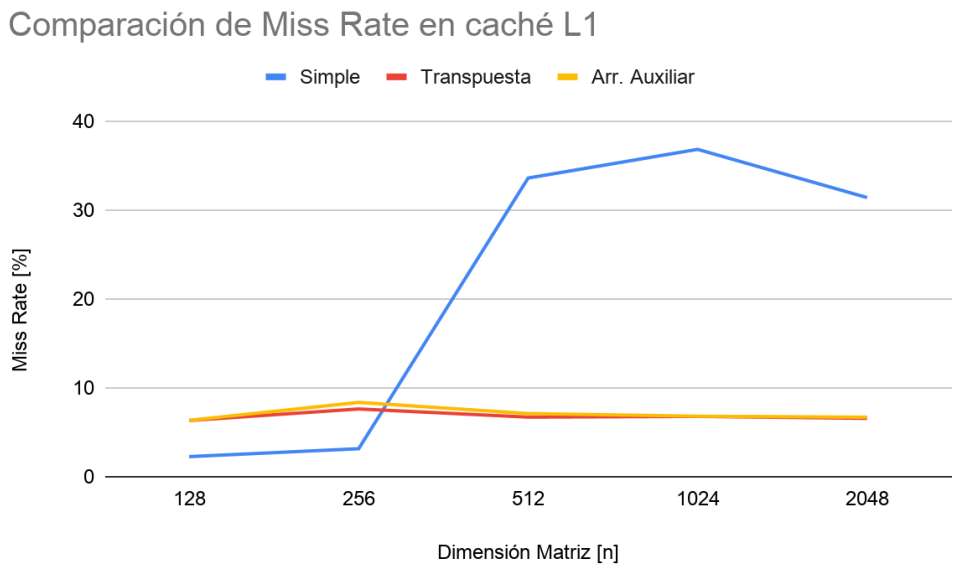


Gráfico 3: Comparación de los miss rate en caché L1 de los 3 algoritmos

Lo siguiente es analizar los loads y misses del caché L1, para esto, analizaremos el porcentaje de precisión de los loads y los misses (10 loads con 8 misses = 80% fallo). Notamos que inicialmente la implementación naive tiene menos misses (debido a que no copia la transpuesta o arreglo auxiliar), pero a medida que aumenta el tamaño, el "missrate" aumenta considerablemente. Las otras 2 implementaciones permanecen relativamente constantes con el tamaño de la matriz, y son mucho mejores, puesto que presentan el comportamiento esperado del cache según la literatura, que es un "missrate" menor a 10%.

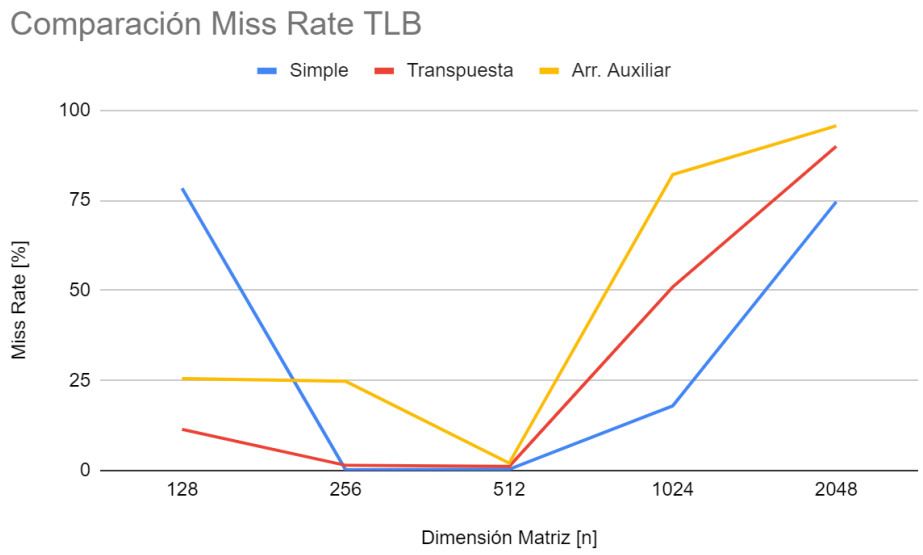


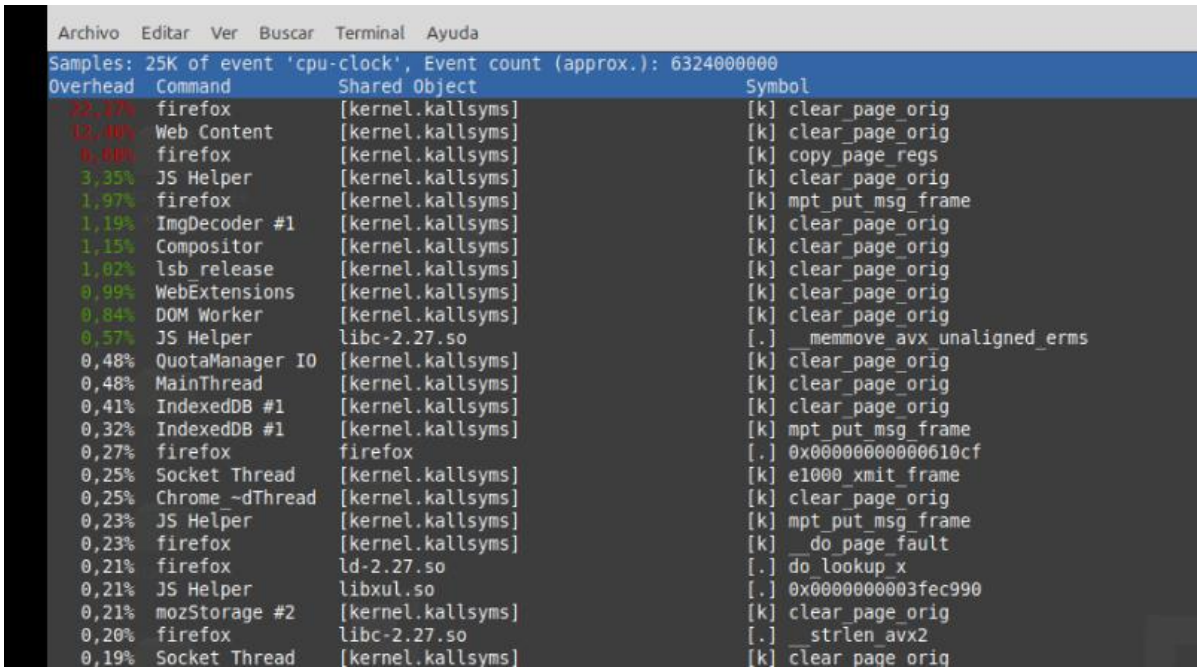
Gráfico 4: Comparación de Miss Rate de TLB

En el miss rate de la TLB, se presenta una anomalía extraña para las matrices de tamaño 256 y 512, resulta difícil encontrar una explicación para esto, pero creemos que esto puede ser porque la asociación de tablas de marcos y páginas para esos tamaños funciona mejor. Sin embargo, nos gustaría encontrar una explicación más precisa, puesto que investigamos y no logramos encontrar mucho al respecto.

Creemos que para obtener más precisión se deberían hacer pruebas con tamaños 4096 y 8192 de matrices.

Linux perf y browser internet

Lo siguiente era investigar sobre cuáles eran las funciones que utilizaban más el CPU al usar firefox. Para esto, hemos utilizado el comando *"perf record firefox"* y luego *"perf report"*, esto nos entrega las funciones junto al porcentaje de uso del cpu que corresponden. A continuación, presentamos nuestro resultado de navegar la web un poco:



```
Archivo  Editar  Ver  Buscar  Terminal  Ayuda
Samples: 25K of event 'cpu-clock', Event count (approx.): 6324000000
Overhead  Command          Shared Object                     Symbol
  22,17%  firefox          [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
  12,40%  Web Content      [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   6,88%  firefox          [kernel.kallsyms]                 [k] copy_page_regs
   3,35%  JS Helper        [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   1,97%  firefox          [kernel.kallsyms]                 [k] mpt_put_msg_frame
   1,19%  ImgDecoder #1    [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   1,15%  Compositor       [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   1,02%  lsb_release      [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,99%  WebExtensions    [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,84%  DOM Worker       [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,57%  JS Helper        libc-2.27.so                      [.] __memmove_avx_unaligned_erms
   0,48%  QuotaManager IO  [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,48%  MainThread       [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,41%  IndexedDB #1     [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,32%  IndexedDB #1     [kernel.kallsyms]                 [k] mpt_put_msg_frame
   0,27%  firefox          firefox                           [.] 0x00000000000610cf
   0,25%  Socket Thread    [kernel.kallsyms]                 [k] e1000_xmit_frame
   0,25%  Chrome_~dThread  [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,23%  JS Helper        [kernel.kallsyms]                 [k] mpt_put_msg_frame
   0,23%  firefox          [kernel.kallsyms]                 [k] __do_page_fault
   0,21%  firefox          ld-2.27.so                        [.] do_lookup_x
   0,21%  JS Helper        libxul.so                         [.] 0x0000000003fec990
   0,21%  mozStorage #2    [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
   0,20%  firefox          libc-2.27.so                      [.] __strlen_avx2
   0,19%  Socket Thread    [kernel.kallsyms]                 [k] clear_page_orig
```

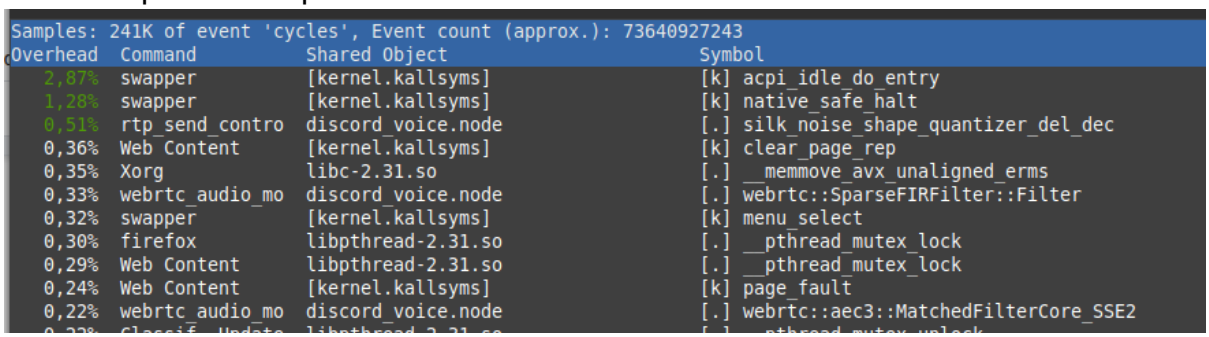
Nos podemos dar cuenta que firefox es quien más está utilizando el CPU, junto con "web content" y otras partes de "js helper", todos partes de firefox y probablemente llamadas entre sí. Nos damos cuenta de que "clear_page_orig" es la función que más consume tiempo, junto con "copy_page_regs" y "mpt_put_msg_frame", las 3 para generar las páginas web que uno puede ver con el browser.

Investigamos de clear_page_orig y es una función perteneciente a un repositorio de Linus Tovardls, está inicializa las páginas web. "copy_page_regs" resulta difícil de

analizar, puesto que la encontramos en ASM y “mpt_put_msg_frame” envía una request MPT, también fue difícil encontrar info de esta.

Es interesante notar que las funciones más usadas dependen mucho del tipo de browsing de web que uno hace, por ejemplo, al ver youtube o reddit, cambia considerablemente el output del report.

Además, si uno usa la opción “-a” para hacer record, graba todas las funciones llamadas por todo el procesador



Resulta difícil entender exactamente qué ocurre acá, pero, se da a conocer que varias de estas funciones corresponden a multithreading como “_pthread_mutex_lock” por firefox, manejo de páginas y swaps de procesos. Aca se logra ver porque es importante el manejo correcto de múltiples hebras. Además, es importante notar que esto se realizó en el computador del Ryzen 7 1700, mientras que el reporte de perf anterior fue en un i5-8300H, notamos que hay diferencia entre los reportes de los distintos procesadores.

Sobre las *minor faults* y *major faults* hemos descubierto lo siguiente:

Minor Faults: Ocurre cuando se debe asignar una página.

Major Faults: Ocurre cuando se debe recurrir al disco duro para recuperar información de una página.

En la primera ejecución, se puede ver que se registran muchos “major-faults”, esto porque es necesario ir a recopilar del disco la información necesaria para la ejecución de Firefox, del mismo modo, hay muchas minor faults, porque se deben asignar las páginas necesarias para que el programa pueda funcionar correctamente.

```
Performance counter stats for 'firefox':
     889.902 minor-faults
     80 major-faults
     55,284182286 seconds time elapsed
     48,528613000 seconds user
     7,117900000 seconds sys
```

Para la ejecución concurrente de firefox ocurre algo interesante, solo 1 major-fault, mientras que hay minor faults de todos modos. Esto es porque el CPU ya no necesita ir al disco para recopilar la información, sino que ya está guardada en memoria y puede recuperarse más rápido. Notar que dichas partes en memoria pueden o no ser compartidas. También notar que hay más minor-faults porque se ejecuta durante una mayor cantidad de tiempo.

```
Performance counter stats for 'firefox':

    1.326.405       minor-faults
    1               major-faults

    70,788155713 seconds time elapsed
    54,317637000 seconds user
    10,443119000 seconds sys
```

Conclusión

En el camino a la versión final y funcional del monitor, dimos con muchos problemas de concurrencia, tales como vehículos que “chocaban” en el camino al no implementar de manera correcta los *mutex* o no se utilizaban correctamente las *variables de condición* provocando bloqueos mortales. Aquello nos hizo dar cuenta de la importancia que tiene la sincronización de hebras y su trabajo en paralelo. También en la parte de *perf* para firefox, notamos que usaba *pthread_mutex_lock* lo que nos lleva a concluir que lo que aprendimos en este trabajo está muy presente en la programación actual.

Además, se ha podido ver de manera muy evidente el impacto de programar con la arquitectura del CPU en mente, una mejora de 40 segundos a 4 segundos es extremadamente importante. Esto nos lleva a que en las siguientes instancias en que se programe, se tenga en mente la manera en que se accede a las matrices si uno está manejando matrices demasiado grandes.

Además, fue posible ver que el CPU consume una cantidad de tiempo considerable en el manejo de procesos e hilos, sin embargo, los beneficios de ejecutar múltiples procesos siempre están ahí, y es indispensable aprovecharse de las arquitecturas modernas que poseen muchos núcleos.

Algo que no se remarcó en este informe, fue las diferencias que conlleva el hardware, Fabián posee un i5-8300H, procesador de 4 núcleos y 8 hilos, 4 GHz, mientras que Rodolfo posee un R7 1700, procesador de 8 núcleos y 16 threads, 3.7 GHz. Estos procesadores demoran cantidades de tiempo distinto en la parte de las matrices, y seria interesante mas adelante ver como la cantidad de cache distinto afecta a las matrices (1700 posee 20MB cache, 8300H 8MB). Esto no se analizó con más detalle debido a temas de tiempo.

Tuvimos algunos problemas con perf, debido a que no todas los eventos estaban soportados en el sistema del R7 1700, esto nos quitó un poco de tiempo, pero no fue mayor.

Finalmente, es interesante que en la parte de las matrices el algoritmo del arreglo auxiliar era un poco más lento que el de la matriz transpuesta, puesto que según lo investigado debería ser un poco más rápido. Esto puede ser por diferencias de la implementación, o el hardware.