

MA-CSEL Conception systeme Embarqué Linux

Kirill GOUNDIAEV & Tanguy DIETRICH

May 31, 2023



Contents

1	Objectif	3
2	Programmation Systeme	3
2.1	Systeme de fichier	3
2.2	Multiprocessing et Ordonnanceur	3
2.2.1	Exercice 1 Processus et signaux	3
2.2.2	Exercice 2 CGroups Limitation memoire	4
2.2.3	Exercice 3 CGroups Controle du CPU	6
2.3	Outils d'analyse de performance pour Linux	9
3	Conclusion	13

1 Objectif

This is my link: ¹.

2 Programmation Systeme

2.1 Systeme de fichier

2.2 Multiprocessing et Ordonnanceur

2.2.1 Exercice 1 Processus et signaux

Le but de cet exercice etait de mettre en place une communication entre deux processus en utilisant un service linux tel que socketpair. Le processus enfant devait envoyer des message au processus parent qui devait les afficher. Lorsque le process enfant envoie le message "exit" le programme doit se terminer. Il etait aussi de demander de fixer l'affinité des processus afin que le thread enfant effectue ces taches sur le CPU 1 et le thread parent sur le CPU 0. Ainsi que d'ignorer les signaux SIGHUP, SIGINT, SIGQUIT, SIGABRT et SIGTERM.

Afin d'ignorer les signaux, nous avons utiliser la structure sigaction qui permet de modifier le comportement d'un signal. Chaque handler de signal a été assigné a SIG_IGN, ce qui permet d'ignorer le signal. voici un extrait du code :

```
1 struct sigaction sa;
2 sa.sa_handler = SIG_IGN;
3 sigemptyset(&sa.sa_mask);
4 sa.sa_flags = 0;
5 sigaction(SIGHUP, &sa, NULL);
6 sigaction(SIGINT, &sa, NULL);
7 sigaction(SIGQUIT, &sa, NULL);
8 sigaction(SIGABRT, &sa, NULL);
9 sigaction(SIGTERM, &sa, NULL);
```

La création du socketpair se fait simplement avec ce bout de code :

```
1 int fd[2];
2 if(socketpair(PF_LOCAL, SOCK_STREAM, 0, fd) < 0) {
3     perror("socketpair");
4     exit(1);
5 }
```

Le parametre PF_LOCAL permet de créer un socket local, SOCK_STREAM permet de créer un socket de type TCP. La valeur 0 permet de spécifier le protocole par défaut (ici TCP).

Afin de crée les deux process, nous avons utiliser la fonction fork() qui permet de crée un processus enfant identique au processus parent. Voici un extrait du programme apres la fonction fork() :

```
1 pid = fork();
2 if (pid == 0) { // child
3     close(fd[PARENTSOCKET]);
4     // set thread affinity
5     if(setAffinity(1) == -1) { perror("sched_setaffinity");}
6     child(fd[CHILDSOCKET]);
7     close(fd[CHILDSOCKET]);
8     exit(0);
9 }
10 else { // parent
11     close(fd[CHILDSOCKET]);
12     // set thread affinity
13     if(setAffinity(0) == -1) { perror("sched_setaffinity");}
14     parent(fd[PARENTSOCKET]);
15     close(fd[PARENTSOCKET]);
16 }
17 // must wait for child to exit
18 // waitpid(pid, NULL, 0);
19 wait(NULL);
```

La valeur de pid retourner par la fonction fork() permet de savoir si le processus est le parent ou l'enfant. Ensuite il faut assigner l'affinité des processus, pour cela nous avons utiliser la fonction sched_setaffinity()

¹<http://www.latex-tutorial.com>

qui est appelé dans la fonction `setAffinity()` que nous avons créer. Pour terminer il ne reste qu'à lancer la fonction correspondante au processus (enfant, ou parent). Et ne pas oublier d'effectuer un `wait` pour attendre que le processus enfant se termine. Pour éviter les zombies. La fonction `setAffinity` que nous avons créer utilise `sched_setaffinity`, voici le code :

```

1  int setAffinity(int core) {
2      // set thread affinity
3      cpu_set_t cpuset;
4      CPU_ZERO(&cpuset);
5      // set this process to run on core 0
6      CPU_SET(core, &cpuset);
7      // here 0 mean use the calling process
8      if(sched_setaffinity(0, sizeof(cpuset), &cpuset) == -1) {
9
10         return -1;
11     }
12     return 0;
13 }

```

La communication entre les deux process est assez simple étant donnée, que nous avons simplement 2 descripteur de fichier, du point de vue de notre programme, c'est comme si nous allions écrire/lire dans un fichier. Il ne reste plus qu'à lire le descripteur de fichier dans le parent, et d'écrire avec l'enfant.

```

1  void child(int socket) {
2      // get the child socket
3      int cpt = 0;
4      int messageLength;
5      bool exitProcess = false;
6      while (!exitProcess) {
7          messageLength = strlen(messages[cpt])+1;
8          write(socket, messages[cpt], messageLength);
9          if (strcmp(messages[cpt], EXIT_MESSAGE) == 0)
10             {
11                 exitProcess = true;
12             }
13         // juste to give the time to the parent to
14         // read the message
15         // because the parent could read two message
16         // at once and not see the exit message
17         usleep(1000000);
18         cpt = (cpt + 1) % NUM_MESSAGE;
19     }
20     printf("Child exit\r\n");
21 }

```

Listing 1: Processus Enfant

```

1  void parent(int socket) {
2      // get the parent socket
3      char buffer[512];
4      bool exitProcess = false;
5      while (!exitProcess) {
6          if (read(socket, buffer, sizeof(buffer))
7              <= 0) {
8              perror("read");
9              exit(1);
10             }
11         printf("Parent received: %s\r\n", buffer);
12         if (strcmp(buffer, EXIT_MESSAGE) == 0) {
13             exitProcess = true;
14         }
15     }
16     printf("Parent exit\r\n");
17 }

```

Listing 2: Processus Parent

Il faut tout de même faire attention à plusieurs choses, premièrement le parent peut recevoir deux messages en même temps avec la fonction `read()`, il faut donc faire attention à bien lire le message en entier. Car on pourrait recevoir "message""exit", avec un zéro terminal entre les deux. ce qui ferait que le programme ne s'arrêterait pas. Ensuite la taille du buffer pourrait ne pas être suffisante pour lire le message en entier, ce qui pourrait créer un buffer overflow.

Lors de ce TP, nous avons appris à utiliser les `socketpair` afin de communiquer entre deux processus. Nous avons aussi appris à ignorer des signaux, mais il aurait aussi été possible de les rediriger vers une fonction. Dans le but d'effectuer une action. Grâce à ce TP, nous avons appris à gérer un processus (création, affinité, communication, etc...). En utilisant les fonctions `fork()`, `sched_setaffinity()`, `socketpair()`, etc...

Ce labo a été plus compliqué que nous le pensions, car nous avons eu de la difficulté pour la réception du message "exit". La solution que nous avons choisie est simple mais pourrait poser des problèmes. Il serait mieux de regarder le nombre de bytes reçus, et de parser le message reçu dans différents strings, en utilisant les zéros terminaux.

2.2.2 Exercice 2 CGroups Limitation mémoire

Dans cet exercice, l'objectif était de montrer que les CGroups permettent de limiter l'utilisation de la mémoire d'un processus. Pour faire cela, nous avons créé un programme qui alloue de la mémoire par blocs de 2MB,

et qui remplit cette memoire avec des 0. voici ce programme :

```

1  #define NUM_BLOCKS 50
2  #define MEGABYTE 1024 * 1024
3  #define BLOCK_SIZE (2 * MEGABYTE)
4
5  int main(void)
6  {
7      int i;
8      char *ptr[NUM_BLOCKS];
9      printf("Allocating memory...\n");
10     for (i = 0; i < NUM_BLOCKS; i++)
11     {
12         getchar();
13         printf("Allocating block %d\n", i);
14         ptr[i] = malloc(BLOCK_SIZE * sizeof(char));
15         if (ptr[i] == NULL){exit(EXIT_FAILURE);}
16         memset(ptr[i], 0, BLOCK_SIZE);
17     }
18     for (i = 0; i < NUM_BLOCKS; i++){free(ptr[i]);}
19     return 0;
20 }

```

Listing 3: Allocation de memoire

Afin de voir ce qu'il se passait, nous avons ajouter un print a chaque allocation pour voir a quel moment le programme serait stoppé. Nous avons aussi ajouter un getchar() afin de pouvoir faire allouer un nouveau block de memoire.

avant de lancer ce code, il est necessaire de créer un groupe de controle, et de limiter la memoire de ce groupe. Afin de simplifier l'utilisation de ce programme, nous avons écrit un script qui permet de faire cela.

```

1  #!/bin/sh
2  mount -t tmpfs none /sys/fs/cgroup
3  mkdir /sys/fs/cgroup/memory
4  mount -t cgroup -o memory memory /sys/fs/cgroup/memory
5  mkdir /sys/fs/cgroup/memory/mem
6  echo $$ > /sys/fs/cgroup/memory/mem/tasks
7  echo 20M > /sys/fs/cgroup/memory/mem/memory.limit_in_bytes
8  ./ex2

```

Ce script monte un systeme de fichier tmpfs, puis monte un groupe de controle sur ce systeme de fichier. Ensuite il cree un groupe de controle, et limite la memoire de ce groupe a 20MB a tout les processus qui y sont lié. Enfin il lance le programme qui alloue de la memoire.

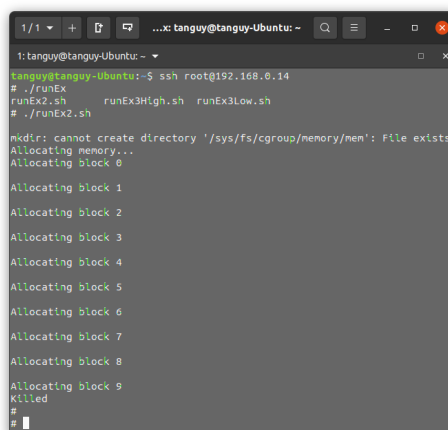


Figure 1: execution de l'exercice 2

Comme on peut le voir sur la figure 1, le programme se fait tuer par le kernel lorsque l'on essaie d'allouer le 10eme block de memoire. Ce qui correspond bien a la limite de 20MB que nous avons fixé.

1 Quel effet a la commande `echo $$ > ...` sur les cgroups ?

`$$` en bash est le pid du processus courant. Donc cette commande permet d'écrire le pid du processus courant dans le fichier `/sys/fs/cgroup/memory/mem/tasks`. Ce qui permet de lier le processus courant au groupe de controle mem.

2 Quel est le comportement du sous-système memory lorsque le quota de mémoire est épuisé ? Pourrait-on le modifier ? Si oui, comment ?

Lorsque le quota de memoire est epuisé, le kernel tue le processus qui a essayé d'allouer de la memoire. Selon cette documentation ². Il est possible de legerement modifier le comportement en utilisant la commande :

```
1 echo 1 > /sys/fs/cgroup/memory/mem/memory.oom_control
```

Cette commande desactive le "OOM Killer", si un programme atteint ça limite de memoire, il sera mis en pause j'usqu'a ce qu'il y ai de la memoire de disponible.

3 Est-il possible de surveiller/vérifier l'état actuel de la mémoire ? Si oui, comment ?

Afin de surveiller la memoire, il y a plusieurs options simple, comme la commande `top`, `htop`. la fonction `free` permet aussi de voir l'etat de la memoire. Mais elle donne des informations sur la memoire globale, et non sur un processus en particulier. Il est aussi possible de voir l'etat de la memoire d'un processus en utilisant la commande :

```
1 cat /proc/<PID>/stat | awk '{print $23}'
```

Nous ne conaission pas du tout les CGroups, ce qui a rendu cet exercice tres interessant. Nous avons réussi a faire effectuer l'exercice, mais a un certain moment la limitation de memoire ne fonctionnait pas. Il faudra que l'on regarde plus en detail comment fonctionne les CGroups, et comment les utiliser, la structure et le nombre de fichier present dans le systeme de fichier `/sys/fs/cgroup/memory/` est assez impressionnant. Toutefois, il est bon de savoir qu'il est possible de limiter la memoire d'un processus, et de voir comment cela fonctionne.

2.2.3 Exercice 3 CGroups Controle du CPU

Dans cet exercice, l'objectif est de limiter l'utilisation du CPU par un processus. Pour cela, nous avons crée un programme qui lance 2 processus faisant des calcul afin de charger les CPU. Nous avons utiliser la fonction `fork()` vue dans l'exercice 1 (2.2.1).

Ce programme nous permet de simplement lancer 2 processus qui vont charger les CPU.

```
1 int main(void)
2 {
3     pid_t pid;
4     pid = fork();
5     if (pid == 0) { // child
6         compute();
7         exit(0);
8     }
9     else { // parent
10        compute();
11    }
12    // must wait for child to exit
13    // waitpid(pid, NULL, 0);
14    wait(NULL);
15    return 0;
16 }
17
```

Listing 4: Processus Enfant

```
1 void compute() {
2     int a = 0;
3     while (1) {
4         // do some random computation
5         a = (a + 1) % 1000000;
6     }
7 }
8
```

Listing 5: Processus Parent

Il reste a configurer les CGroups pour limiter l'utilisation du CPU par les processus. Pour faire cela, les ligne de commande nous ont été fourni.

```
1 #!/bin/sh
2 mkdir /sys/fs/cgroup/cpuset
3 mount -t cgroup -o cpu,cpuset cpuset /sys/fs/cgroup/cpuset
4 mkdir /sys/fs/cgroup/cpuset/high
5 mkdir /sys/fs/cgroup/cpuset/low
```

²https://access.redhat.com/documentation/en-us/red_hat_enterprise_linux/6/html/resource_management_guide/sec-memory

```

6 echo 3 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpuset.cpus
7 echo 0 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpuset.mems
8 echo 2 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpuset.cpus
9 echo 0 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpuset.mems
10 echo $$ > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/tasks
11 ./ex3

```

Pour simplifier l'exercice, nous avons fait deux script bash, un qui lance le processus dans le groupe high, et un autre qui le lance dans le groupe low. La seule différence se trouve à la ligne 10, où nous changeons "high" en "low".

1 Les 4 dernières lignes sont obligatoires pour que les prochaines commandes fonctionnent correctement. Pouvez-vous en donner la raison ?

La documentation trouvable ici : ³ nous indique que cpuset.cpus et cpuset.mems sont mandatoires pour chaque cgroup. le fichier cpuset.cpus permet de spécifier sur quels CPU le processus peut s'exécuter, il est possible de spécifier un intervalle de cpu, ou une liste. le fichier cpuset.mems permet de spécifier quels nœud mémoire le processus peut utiliser.

Il est nécessaire de spécifier sur quelle CPU les processus vont s'exécuter

2 Ouvrez deux shells distincts et placez une dans le cgroup high et l'autre dans le cgroup low, par exemple :

```

1 $ ssh root@192.168.0.14
2 $ echo $$ > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/tasks

```

Lancez ensuite votre application dans chacun des shells. Quel devrait être le bon comportement ? Pouvez-vous le vérifier ?

le programme appartenant au cgroup high devrait tourner sur le CPU 3, alors que le programme appartenant au groupe low devrait tourner sur le CPU 2. De plus comme un seul CPU est associé à 2 processus, le temps CPU devrait être partagé entre les deux processus. la charge sera donc toujours de 100% sur un CPU, mais partagé à 50% entre les deux processus. Afin de vérifier cela, nous pouvons utiliser la commande htop, qui nous permet de voir l'utilisation des CPU. Voici l'exécution du script runEx3Low.sh :

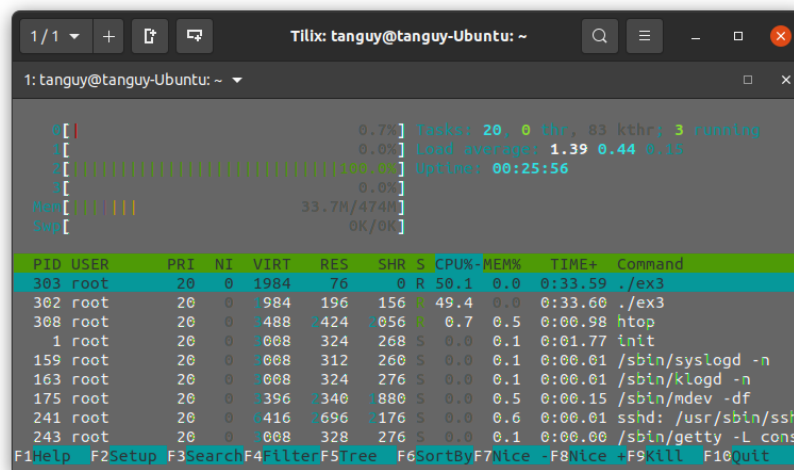


Figure 2: Execution du script runEx3Low.sh

Sans arrêter le script runEx3Low.sh, nous pouvons lancer le script runEx3High.sh :

³https://access.redhat.com/documentation/en-us/red_hat_enterprise_linux/6/html/resource_management_guide/sec-cpuset

Figure 3: Execution du script runEx3High.sh

En modifiant la ligne 6 et 8, on peut faire en sorte que les processus se repartisse sur les 4 CPU, et non pas seulement 2.

```
1 echo 2-3 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpuset.cpus
2 echo 0 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpuset.mems
3 echo 0-1 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpuset.cpus
4 echo 0 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpuset.mems
```

Figure 4: Execution des deux scripts avec 4 CPU

3 Sachant que l'attribut `cpu.shares` permet de répartir le temps CPU entre différents `cgroups`, comment devrait-on procéder pour lancer deux tâches distinctes sur le cœur 4 de notre processeur et attribuer 75% du temps CPU à la première tâche et 25% à la deuxième ?

Ici on veut faire tourner tous nos programmes sur le CPU4, donc on peut écrire.

```
1 echo 3 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpuset.cpus
2 echo 0 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpuset.mems
3 echo 3 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpuset.cpus
4 echo 0 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpuset.mems
5 # set the cpu.shares
6 echo 768 > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/cpu.shares
```



```

7 echo 256 > /sys/fs/cgroup/cpuset/low/cpu.shares
8 # change high to low for the other script
9 echo $$ > /sys/fs/cgroup/cpuset/high/tasks
10 ./ex3

```

Pour ce test, nous avons réutiliser le programme qui genere deux processus, nous aurons donc 2 processus qui se partageront 75% du temps CPU, et deux autre pour les 25% restant.

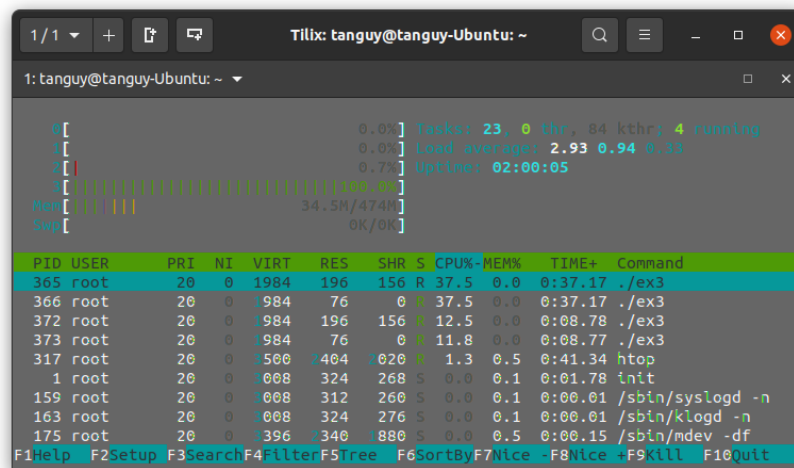


Figure 5: Execution des deux scripts avec 4 CPU

On peut observer sur la figure 8 que les deux processus ont 37.5% du temps CPU, et les deux autres 12.5%. ce qui fait bien 75% et 25%.

Ce TP était très proche du précédent, mais nous avons appris à gérer les ressources CPU allouées à un processus, et comment les partager entre plusieurs processus.

2.3 Outils d'analyse de performance pour Linux

Dans cette partie, nous allons nous familiariser avec l'outil perf de Linux. Cet outil permet de mesurer les performances d'un programme. Il est possible de mesurer le temps d'exécution d'un programme, le nombre de cycles d'horloge, le nombre d'instructions, le nombre de cache miss, etc.

tout d'abord, nous commençons par ajouter binutils dans buildroot :

```

1 $ cd /buildroot
2 $ make menuconfig
3 $ Target packages -> Development tools -> binutils
4 $ Target packages -> Development tools -> binutils binaries
5 $ make -j4

```

Puis nous installons le nouveau buildroot en prenant garde de ne pas effacer la configuration dans /etc/fstab, en utilisant les commandes fournies dans le cours. Après avoir vérifié que perf soit bien installé, nous avons lancé la commande perf sur l'exercice 1 :

```
1 $ perf stat ./ex1
```

Et nous avons obtenu le résultat suivant :

```

1:tanguy@tanguy-Ubuntu: ~
# perf stat ./ex1

Performance counter stats for './ex1':

      42051.28 msec task-clock           #    1.000 CPUs utilized
         21      context-switches       #    0.499 /sec
          0      cpu-migrations          #    0.000 /sec
       48868      page-faults           #    1.162 K/sec
  34313523725      cycles                #    0.816 GHz
  1675693617      instructions           #    0.05 insn per cycle
  270346594      branches               #    6.429 M/sec
   1091462      branch-misses           #    0.40% of all branches

      42.068733062 seconds time elapsed

      41.257007000 seconds user
       0.339370000 seconds sys

#

```

Figure 6: Execution des deux scripts avec 4 CPU

- 1 Ce programme contient une erreur triviale qui empêche une utilisation optimale du cache. De quelle erreur s'agit-il ? L'erreur est que le tableau est parcouru en entier entre chaque incrément, si tout le tableau rentrait dans la cache, cela pourrait ne pas poser de problème. Mais ici, le tableau est trop grand pour rentrer dans la cache, et donc à chaque incrément, le cache est vidé, et le tableau est rechargé dans la cache, ce qui prend du temps. Une modification simple pour rendre ce code plus efficace serait de déplacer la boucle d'incrément à l'intérieur des deux boucles.

```

1 for (k = 0; k < 10; k++)
2 {
3     for (i = 0; i < SIZE; i++)
4     {
5         for (j = 0; j < SIZE; j++)
6         {
7             array[j][i]++;
8         }
9     }
10 }
11

```

Listing 6: Code fournis

```

1 for (i = 0; i < SIZE; i++)
2 {
3     for (j = 0; j < SIZE; j++)
4     {
5         for (k = 0; k < 10; k++)
6         {
7             // memory access already in cache
8             array[j][i]++;
9         }
10    }
11 }
12

```

Listing 7: Code modifié

Afin d'avoir un point de comparaison, nous avons lancé le programme de base avec la commande perf :

```
1 $ perf stat -e cache-misses ./ex1
```

Et nous avons obtenu le résultat suivant :

```

1:tanguy@tanguy-Ubuntu: ~
# perf stat -e cache-misses ./ex1

Performance counter stats for './ex1':

 407143880      cache-misses

      41.736347020 seconds time elapsed

      40.954292000 seconds user
       0.323720000 seconds sys

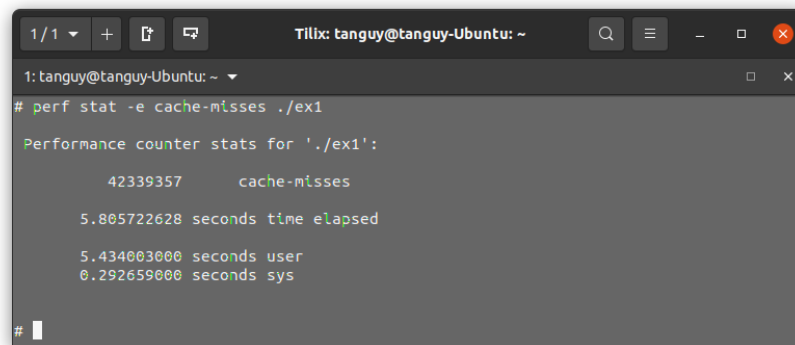
#

```

Figure 7: Execution des deux scripts avec 4 CPU

2 Corrigez l'erreur, recompilez et mesurez à nouveau le temps d'exécution (soit avec perf stat, soit avec la commande time). Quelle amélioration constatez-vous ?

Puis nous avons relancé le programme avec la correction :



```

1/1 + [?] [?] Tilix: tanguy@tanguy-Ubuntu: ~
1:tanguy@tanguy-Ubuntu: ~
# perf stat -e cache-misses ./ex1

Performance counter stats for './ex1':

      42339357      cache-misses

    5.805722628 seconds time elapsed

    5.434003000 seconds user
    0.292659000 seconds sys

#

```

Figure 8: Execution des deux scripts avec 4 CPU

le temps est passé de 41.7s à 5.8s et le nombre de cache miss de 407143880 à 42339357. Il y a 9.6x moins de cache miss, et le temps d'exécution est 7.2x plus rapide.

En modifiant une simple boucle

3 Relevez les valeurs du compteur L1-dcache-load-misses pour les deux versions de l'application. Quel facteur constatez-vous entre les deux valeurs ?

	Sans correction	Avec correction
L1-dcache-load-misses	406895610	42289308
cache-misses	407143880	42339357

Les résultats sont similaires aux deux résultats précédents, il y a 9.6x moins de cache miss, et le temps d'exécution est 7.2x plus rapide.

4 Décrivez brièvement ce que sont les événements suivants :

- a **instructions** : le nombre d'instruction exécuté
- b **cache-misses** : le nombre de cache miss
- c **branch-misses** : le nombre de branch miss
- d **L1-dcache-load-misses** : le nombre de cache miss de niveau 1
- e **cpu-migrations** : le nombre de migration de processus
- f **context-switches** : le nombre de changement de contexte

5 Lors de la présentation de l'outil perf, on a vu que celui-ci permettait de profiler une application avec très peu d'impacts sur les performances. En utilisant la commande time, mesurez le temps d'exécution de notre application ex1 avec et sans la commande perf stat

L'exécution de la commande perf stat a pris 5.477 secondes, et l'exécution de la commande time a pris 5.07 secondes. Mais il faudrait effectuer plusieurs lancements pour avoir une moyenne plus précise. On peut observer que le programme prend 0.4s de plus avec perf stat, ce qui est très peu, et donc on peut dire que perf stat a très peu d'impact sur les performances.

Exercice 2 :

1 Décrivez en quelques mots ce que fait ce programme.

Le programme commence par remplir un tableau de 65536 entiers avec des valeurs aléatoires entre 0 et 512 (en réalité les valeurs ne sont pas aléatoires car la seed est toujours la même, la somme sera toujours la même). Ensuite deux boucles for effectuent 10000 fois la somme des valeurs plus grande ou égale à 256.

2 Mesurez le temps d'exécution

Voici le résultat de l'exécution du programme :

```

1 # time ./ex2
2 sum=125454290000
3 real    0m 26.19s
4 user    0m 26.11s
5 sys     0m 0.00s

```

Le programme prend 26,19 seconde pour s'exécuter. dans le prochain test, nous allons essayer de trier le tableau en ajoutant ces ligne de code :

```

1 static int compare (const void* a, const void* b)
2 {
3     return *(short*)a - *(short*)b;
4 }
5 qsort(array, SIZE, sizeof(short), compare);

```

Listing 8: Code modifié

Le temps est a present de 23.45 secondes, nous avons gagner 2.74 secondes.

3 À l'aide de l'outil perf et de sa sous-commande stat, en utilisant différents compteurs déterminez pourquoi le programme modifié s'exécute plus rapidement.

D'après nos mesure, le gain de vitesse, viens des prediction de branchement. Voici les resultat de perf stat : (les autre resultat sont assez similaire)

```

327884259 branch-misses # 33.17% of all branches
842261 branch-misses # 0.08% of all branches

```

Le fait que le tableau soit trié permet d'avoir de meilleur prediction de branchement, donc le pipeline est moins souvent cassé.

Exercice 3 :

1 Compilez l'application et profilez l'application avec perf record :

Nous executons la commande suivante :

```

1 perf record --call-graph dwarf -e cpu-clock -F 75 \
2 ./read-apache-logs access_log_NASA_Jul95_samples

```

un fichier report.data est généré, que nous analysons avec la commande suivante :

```
1 perf report --no-children --demangle
```

2 Avec les instructions précédentes, déterminez quelle fonction de notre application fait (indirectement) appel à std::operator==<char>.

Le probleme viens de ce fonction :

```

1 bool HostCounter::isNewHost(std::string hostname)
2 {
3     return std::find(myHosts.begin(), myHosts.end(), hostname) == myHosts.end();
4 }

```

Listing 9: Extrait de hostcounter.cpp

3 Maintenant que vous savez quelle fonction utilise le plus de ressources CPU, trouvez une optimisation du code permettant de réduire drastiquement le temps d'exécution (vous devriez arriver à quelques dixièmes de secondes pour le fichier sample).

Nous modifions le code afin d'utiliser la structure set, au lieu de vector et testons le temps d'exécution avec la commande time. Le temps est a present de 1.49s, contre 2 minutes et 18 secondes avant la modification. En executant a nouveau la commande perf record, nous pouvons voir que les fonction memcmp et cfree, sont les plus utilisé.

4 Décrivez comment devrait-on procéder pour mesurer la latence et la gigue d'interruption, ceci aussi bien au niveau du noyau (kernel space) que de l'application (user space)

Dans le cas d'un systeme embarqué avec une routine d'interruptions assigné a une pin, on pourrait envoyé un signal carré sur la pin d'interruption. Puis inverser l'etat d'une pin de sortie, dans la routine d'interruption. Ensuite a l'aide d'un oscilloscope, on pourrait mesurer la latence et la gigue d'interruption. en effectuant des moyenne, et en calculant l'ecart type.

3 Conclusion

blabla