centralelille

**Département**
**de**
**Mathématiques et Informatique**

# Système et réseau : module n° 2
# Séminaire n° 2

# Processus

Samir El Khattabi *et* Christian Vercauter

*Version éditée le 14 mars 2020*

**Année 2019-2020**

# Table des matières

# Introduction

Ce document est un recueil d'exercices, réalisé à partir de polycopiés de cours et d'exercices créés par Étienne Craye, Samir El Khattabi et Christian Vercauter pour plusieurs enseignements effectués à EC-Lille et à IG2I Lens.

Il concerne le concept de processus comme composant de base d'un système d'exploitation multi-tâche.

Les exemples pris et les exercices proposés sont adaptés au système `LINUX` utilisé sur un ordinateur d'architecture `x86-64` bits.

Ils font appel à :

- des compétences SHELL acquises dans le module 1 de cet électif ;
- un minimum de connaissances sur la programmation en langage C ;
- des compétences sur les outils de développement associés.


Le compilateur `Gcc`

L'éditeur de textes `Emacs`


L'éditeur de textes `vim`

Dans la version avec réponses aux questions, de ce document, les solutions présentées ont été obtenues à partir de plusieurs ordinateurs dans différentes configurations :


`Ubuntu 18.04 LTS` en mode virtuel avec `VirtualBox`


`Ubuntu 18.04 LTS` en mode natif


`Debian 8.10` en mode natif

Chapitre I

# Introduction

## 1. Composants d'un système d'exploitation multi-tâche

UNIX est un système multi-utilisateur et multi-tâche. L'espace de mémoire centrale — et l'espace disque en cas de *swap* — est partagé entre toutes les tâches internes du système et les tâches des utilisateurs.

L'utilisation du processeur, des processeurs le cas échéant, et de ses cœurs, est également partagée entre toutes les tâches en cours d'exécution, donnant l'illusion d'un véritable parallélisme d'exécution.

C'est la responsabilité d'un composant du noyau du système d'exploitation, appelé **ordonnanceur** (*scheduler*), d'attribuer et de reprendre le processeur à une tâche en cours.

La gestion des espaces mémoires (physique et virtuel) est confiée à l'unité **MMU** (*memory management unit*) qui contrôle les accès aux espaces de mémoire affectées aux tâches en cours d'exécution.

Un processus est un programme en cours d'exécution dans un espace de mémoire qui lui est propre et qui utilise le processeur et ses registres. C'est en quelque sorte, l'instance d'un programme : un programme peut être lancé plusieurs fois, mais chaque exécution donne naissance à un processus distinct.

Sous UNIX et dérivés, les processus sont organisés en une arborescence de processus dont la racine est le processus `init`.

Bien qu'ils aient des espaces de mémoire indépendants, les processus peuvent interagir par des mécanismes du noyau de communication inter-processus (IPC pour *Inter Processus Communication*).

Chaque processus peut être composé de plusieurs unités d'exécution, appelées *threads* qui partagent l'espace d'adressage du processus conteneur.

L'ordonnancement des tâches sous LINUX gère en réalité des threads, considérant qu'un processus est composé d'au moins un thread, le *thread principal*.

## 2. Caractéristiques d'un processus

### 2.1 Identifiant

Chaque processus est identifié par son numéro unique appelé **PID** (*Process IDentifier*).

La numérotation des processus est séquentielle ; la racine de l'arbre des processus a par conséquent le n° 1. Lorsque le dernier numéro est atteint, l'ordonnanceur affectera aux nouveaux processus le plus petit des PIDs des processus terminés.

**Question 1.**

a) Consulter le fichier `/proc/sys/kernel/pid_max` afin de déterminer le plus grand numéro de processus.

b) Consulter le fichier `/proc/sys/kernel/threads-max` afin de déterminer le plus grand numéro de thread.

c) Quelle est la commande permettant d'afficher dans cet ordre …

- le PID ;
- le nom d'utilisateur ;
- le temps écoulé depuis le lancement de l'exécution ;
- l'état ;
- le nom de la commande …

du processus n° 1 ?

d) Dans quel répertoire se situe-t-elle et que représente-t-il ?

## 2.2 Espace d'adressage

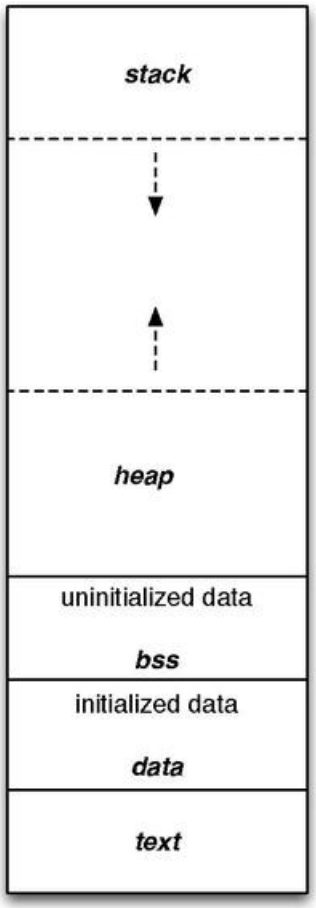
L'espace d'adressage d'un processus se compose de plusieurs régions ou segments comme le montre la figure ci-dessous :

- le segment `DATA` qui contient les variables globales ainsi que les variables statiques, initialisées explicitement dans le code source ;
- le segment `BSS` qui contient les variables globales ainsi que les variables statiques, non initialisées explicitement dans le code source.

  Ces variables sont initialisées à zéro pour les variables de type caractère ou numérique, ou à `NULL` pour les pointeurs ;
- le `tas` (*heap*), qui représente l'espace de mémoire dynamique, alloué et restitué lorsque des appels aux fonctions `malloc()`, `calloc()`, `realloc()` et `free()`, sont effectués ;
- la `pile` utilisateur (*stack*), gérée en FIFO, sur laquelle sont empilés :
  - les paramètres transmis à la fonction à exécuter
  - les valeurs de plusieurs registres du processeur : `rip`, registre des flags, `rbp`, `rsi`, `rdi` etc. pour des processeurs de la famille `x86-64` ;

  C'est aussi sur la pile qu'est réservé l'espace mémoire utilisé par les variables de la fonction à exécuter.

  La fin d'exécution réalise les opérations inverses :
  - suppression de l'espace mémoire alloué aux variables locales ;
  - restauration des registres sauvegardés sur la pile ;
  - retour dans le programme appelant ;
  - suppression des valeurs des paramètres




Le tas et la pile se partagent en fait une même zone mémoire, mais se développent en sens opposé ; lorsque le pointeur de pile rencontre le pointeur de tas, c'est qu'il n'y a plus d'espace mémoire, ni pour exécuter une fonction ni pour allouer dynamiquement de l'espace mémoire.

### Question 2.

Après avoir généré les deux exécutables `testStat` et `testStat_ic` de la séance précédente, à l'aide de l'outil `make` en spécifiant correctement les cibles, exécuter la commande `size` sur chacun des deux exécutables.

Qu'obtient-on comme résultats ?

# 3. Ordonnancement

## 3.1 Rôle

Le rôle de l'ordonnanceur du noyau, est de gérer l'ensemble des processus lancés, de façon à répartir au mieux l'usage du processeur pour leur exécution.

Par exemple, lorsque le processus en cours effectue une opération bloquante, comme une demande de lecture d'information saisie au clavier, ou issue d'un fichier, plutôt que d'attendre la fin de cette opération en monopolisant le processeur, l'ordonnanceur va préempter le processus en cours et réaliser une commutation de contexte pour l'attribuer à un processus prêt.

L'ordonnanceur est également invoqué à intervalles réguliers de l'ordre de 1 ms à quelques ms. Il est alors chargé d'élire le prochain processus à exécuter et d'effectuer, si nécessaire, une commutation de contexte.

## 3.2 Commutation de contexte et élection

Le contexte d'un processus représente l'ensemble des informations qui lui permettront de reprendre son exécution après qu'il ait été interrompu. Cela inclut :

- son état
- une sauvegarde des principaux registres du processeur : mot d'état, compteur ordinal, son pointeur de pile, etc.
- les adresses des zones de code et de données
- son entrée dans la table des descripteurs de processus
- …

Cet ensemble d'informations forme le bloc de contrôle de processus ou `PCB` (*process control block*

Lors d'un changement de contexte, l'ordonnanceur …

1. arrête le processus en cours d'exécution, met à jour son `PCB` et le sauvegarde ; ce processus passe dans l'état prêt ou en attente selon les circonstances ;
2. l'ancien `PCB` du processus élu est restauré, devenant ainsi le `PCB` de la tâche en cours : les registres du `CPU` reçoivent ainsi leurs valeurs sauvegardées, ce qui permet à ce processus de reprendre son exécution dans l'état précis là où il avait été interrompu

## 3.3 Politiques d'ordonnancement

Plusieurs stratégies d'ordonnancement existent pour l'élection du prochain processus à exécuter.

La stratégie du tourniquet (*round-robin*) est régulièrement utilisée dans les systèmes d'exploitation travaillant en temps partagés.

Un quantum de temps est attribué à chaque processus et l'ordonnanceur gère une file circulaire de processus éligibles. Le processus en tête de cette liste est le processus en cours d'exécution.

À la fin de chaque quantum, le processus en cours est interrompu, un décalage circulaire de la file est réalisé, le replaçant en queue de liste et permettant l'exécution du processus arrivé en tête de file.

Si cette liste est constituée de $n$ tâches, alors la tâche interrompue, doit attendre au plus $n-1 \times quantum$ pour à nouveau passer dans l'état d'exécution ; un processus peut rendre le processeur avant la fin de son quantum de temps, soit de façon volontaire soit parce qu'il passe dans l'état en attente.

L'efficacité de cette stratégie est dépendante du quantum : la durée du changement de contexte doit être négligeable devant la valeur du quantum. Par exemple, si le quantum est fixé à 1 ms et qu'un changement de contexte prend 100 ns, alors l'*overhead* est de l'ordre de 10% : l'intervalle de temps entre l'exécution de deux processus est de 1,1 ms.

Un quantum trop long a un impact sur le temps de réponse des applications des utilisateurs.

UNIX et dérivés prennent en charge plusieurs politiques d'ordonnancement qui peuvent coexister au sein d'un même système :

1. des politiques d'ordonnancement pour processus *temps réel* ;
2. des politiques d'ordonnancement en temps partagés, pour des processus ordinaires ;

Une valeur de priorité statique est assignée à chaque processus, et l'ordonnanceur gère une file de processus éligibles pour chacune de ces valeurs.

Sous `LINUX` les priorités statiques vont de 0 (plus faible priorité) à 99.

La politique d'ordonnancement en temps partagé s'appliquent aux processus ordinaires des utilisateurs qui doivent avoir une priorité statique nulle. Elle utilise une priorité dynamique basée sur l'indice de courtoisie des processus, leur ancienneté en attente dans la file et sur leur aptitude à rendre rapidement le processeur, ce qui est l'une des caractéristiques des applications interactives.

**Question 3.**

En consultant le manuel du programmeur `LINUX`, à l'aide de la commande `man 7 sched`

a) Quel est, depuis `Linux 2.6.23`, l'ordonnanceur utilisé sous `LINUX` ?

b) qu'est-ce-que l'indice `nice` et sous `LINUX`, dans quel intervalle prend-t-il ses valeurs ?

c) quels sont les appels système permettant d'accéder à sa valeur ?

d) quelle est la commande permettant de définir cet indice pour l'exécution d'un processus ?

e) Est-il nécessaire d'être un utilisateur privilégié pour modifier cet indice ?

Chapitre II

# Création de processus

## 1. Notion d'appel système

### 1.1 Qu'est-ce-qu'un appel système ?

L'appel système est le moyen utilisé dans une application pour activer un service offert par le noyau du système.

Leur description est donnée dans le volume 2 des manuels UNIX.

On consultera notamment :

- l'introduction de ce volume, en exécutant la commande `man 2 intro`
- la présentation générale, en exécutant la commande `man 2 syscalls`

Le système UNIX comportait à l'origine environ 80 appels systèmes, qui assuraient divers services en matières de :

- gestion de fichiers, comme `open`, `read`, `write`, `unlink stat`, … ;
- gestion de processus, comme `fork`, `wait`, `execve`, `getpid`, `kill`, … ;
- gestion des communications inter-processus, comme `pipe`, `semget shmget`, ….

Il y a environ 380 appels système, permettant d'accéder aux services inclus dans un noyau récent du système LINUX ; certains d'entre-eux sont devenus obsolètes, mais restent présents pour assurer la comptabilité ascendante, d'autres offrent des services similaires.

D'un point de vue pratique, un appel système correspond à un appel d'une fonction C, qui après avoir rangé ses arguments dans certains registres du processeur, active une interruption logicielle qui fait basculer le processeur en mode superviseur, et qui, une fois le service réalisé, retourne la valeur -1 pour signaler son échec ou toute autre valeur, généralement 0, en cas de succès. En cas d'erreur, un code d'erreur est rangé dans une variable globale nommée `errno`

### 1.2 Exemple de traitement d'appel système

Soit le fichier `appelSys.c` suivant, contenant deux appels système :

- l'appel système `read()` qui lit des octets depuis un dispositif d'entrée (clavier, fichier, socket, etc.)

- l'appel système `write()` qui écrit des octets sur un dispositif de sortie (écran de la console, fichier, socket, etc.)

```c
#include <unistd.h>

#define MAXLEN 80

int main (void) {
    int nbLus, nbEcrits;
    char buff [MAXLEN+1];

    nbLus = read(0, buff, MAXLEN);
    nbEcrits = write (1, buff, nbLus);

    return 0;
}
```

La génération du code assembleur est obtenue en exécutant la commande `gcc appelSys.c -S`

```
1   .file "appelSys.c"
2   .text
3   .globl  main
4   .type main, @function
5  main:
6  .LFB0:
7   .cfi_startproc
8
9   pushq %rbp
10  .cfi_def_cfa_offset 16
11  .cfi_offset 6, -16
12  movq  %rsp, %rbp
13  .cfi_def_cfa_register 6
14  subq  $96, %rsp
15  leaq  -96(%rbp), %rax
16  movl  $80, %edx
17  movq  %rax, %rsi
18  movl  $0, %edi
19  call  read
20  movl  %eax, -4(%rbp)
21  movl  -4(%rbp), %eax
22  movslq  %eax, %rdx
23  leaq  -96(%rbp), %rax
24  movq  %rax, %rsi
25  movl  $1, %edi
26  call  write
27  movl  %eax, -8(%rbp)
28  movl  $0, %eax
29  leave
30  .cfi_def_cfa 7, 8
31  ret
32  .cfi_endproc
33 .LFE0:
34  .size main, .-main
35  .ident  "GCC: (Debian 4.9.2-10+deb8u2) 4.9.2"
36  .section  .note.GNU-stack,"",@progbits
37
```

On y trouve :

– à la ligne 14, l'opération qui range l'adresse de la variable locale `buff` dans le registre `rax`

– à la ligne 15, le rangement de 80 (`MAXLEN`) dans le registre `rdx`

– le rangement dans le registre `rsi` du contenu de `rax`, c'est-à-dire l'adresse du buffer, à la ligne 16 ;

- à la ligne 17, le rangement de la valeur 0, qui désigne le dispositif standard d'entrée, dans le registre `rdi`
- l'appel de la fonction `read` à la ligne 18
- le rangement du résultat présent dans le registre `rax` dans la variable locale `nbLus`
- le rangement du nombre de caractères lus, présent dans `rax` dans le registre `rdx`, ...

Après avoir généré le code exécutable en mode statique par la commande

`gcc appelSys.c -static -o appelSys`, on génère dans un fichier texte, le code désassemblé du programme à l'aide la commande `objdump appelSys -D > appelSys.txt`

Une recherche dans le fichier `appelSys.txt` permet d'atteindre le début du code de la fonction principale.

```
0000000000400f8e <main>:
  400f8e: 55                    push   %rbp
  400f8f: 48 89 e5              mov    %rsp,%rbp
  400f92: 48 83 ec 60           sub    $0x60,%rsp
  400f96: 48 8d 45 a0           lea    -0x60(%rbp),%rax
  400f9a: ba 50 00 00 00        mov    $0x50,%edx
  400f9f: 48 89 c6              mov    %rax,%rsi
  400fa2: bf 00 00 00 00        mov    $0x0,%edi
  400fa7: e8 e4 00 03 00        callq  431090 <__libc_read>
  400fac: 89 45 fc              mov    %eax,-0x4(%rbp)
  400faf: 8b 45 fc              mov    -0x4(%rbp),%eax
  400fb2: 48 63 d0              movslq %eax,%rdx
  400fb5: 48 8d 45 a0           lea    -0x60(%rbp),%rax
  400fb9: 48 89 c6              mov    %rax,%rsi
  400fbc: bf 01 00 00 00        mov    $0x1,%edi
  400fc1: e8 2a 01 03 00        callq  4310f0 <__libc_write>
  400fc6: 89 45 f8              mov    %eax,-0x8(%rbp)
  400fc9: b8 00 00 00 00        mov    $0x0,%eax
  400fce: c9                    leaveq
  400fcf: c3                    retq
```

La recherche du code de la fonction `__libc_read` nous conduit à cette portion de code :

```
0000000000431090 <__libc_read>:
  431090: 83 3d 05 6c 28 00 00  cmpl   $0x0,0x286c05(%rip)
  431097: 75 14                 jne    4310ad <__read_nocancel+0x14>

0000000000431099 <__read_nocancel>:
  431099: b8 00 00 00 00        mov    $0x0,%eax
  43109e: 0f 05                 syscall
  4310a0: 48 3d 01 f0 ff ff     cmp    $0xfffffffffffff001,%rax
  4310a6: 0f 83 84 30 00 00     jae    434130 <__syscall_error>
  4310ac: c3                    retq                    retq
```

De même pour le code de la fonction `__libc_write` qui réalise les opérations ci-dessous :

```
00000000004310f0 <__libc_write>:
  4310f0: 83 3d a5 6b 28 00 00  cmpl   $0x0,0x286ba5(%rip)
  4310f7: 75 14                 jne    43110d <__write_nocancel+0x14>

00000000004310f9 <__write_nocancel>:
  4310f9: b8 01 00 00 00        mov    $0x1,%eax
  4310fe: 0f 05                 syscall
  431100: 48 3d 01 f0 ff ff     cmp    $0xfffffffffffff001,%rax
  431106: 0f 83 24 30 00 00     jae    434130 <__syscall_error>
  43110c: c3                    retq
```

Ces deux fonctions font appel à l'instruction `syscall` dont le paramètre préalablement rangé dans le registre `rax` définit le service à réaliser :

- 0 pour une demande de lecture
- 1 pour une demande d'écriture

Cette instruction `syscall` remplace l'instruction d'interruption logicielle `int 0x80` utilisée sur les architectures 32 bits.

En cas d'erreur, l'une et l'autre se terminent en rangeant le code d'erreur dans une variable (probablement `errno` à ligne 5 ci-dessous) puis en réinitialisant le registre `rax` à -1 sur la ligne 7.

```
1  0000000000434120 <__syscall_error>:
2    434120: 48 f7 d8              neg    %rax
3
4  0000000000434123 <__syscall_error_1>:
5    434123: 64 89 04 25 d0 ff ff  mov    %eax,%fs:0xfffffffffffffd0
6    43412a: ff
7    43412b: 48 83 c8 ff           or     $0xffffffffffffffff,%rax
8    43412f: c3                    retq
9
10
```

### 1.3 En pratique ...

Pour utiliser un appel système, il faut inclure le fichier d'en-tête `unistd.h`

L'utilisation directe dans un programme de la variable `errno` nécessite l'inclusion du fichier d'en-tête `errno.h`. La fonction `perror()` utilise la valeur de cette variable, afin d'afficher le message d'erreur correspondant, complété par un message spécifique défini par le programmeur.

Il faut tester le résultat d'un appel système pour s'assurer que le service demandé a été accompli correctement. Cela peut, par exemple, être réalisé à l'aide de la macro-fonction définie comme suit ...

```
#define CHECK(sts, msg)       \
    if (-1 == (sts))  {       \
        perror(msg);          \
        exit(EXIT_FAILURE);   \
    }
```

... et utilisée comme dans cet exemple, adapté de celui présenté dans le paragraphe 1.2, page 9.

```
#include <unistd.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

#define MAXLEN 80

#define CHECK(sts, msg)       \
    if (-1 == (sts))  {       \
        perror(msg);          \
        exit(EXIT_FAILURE);   \
    }

int main (void)
{
    int nbLus, nbEcrits;
    char buff [MAXLEN+1];
```

```
    CHECK(nbLus = read(0, buff, MAXLEN), "read()");
    CHECK(nbEcrits = write (1, buff, nbLus), "write()");

    return EXIT_SUCCESS;
}
```

## 2. Appels système `getpid()` et `getppid()`

L'appel système `getpid()` renvoie l'identifiant du processus appelant.

L'appel système `getppid()` renvoie l'identifiant du processus père de l'appelant.

Leurs prototypes sont définis comme suit, dans le fichier `unistd.h` qu'il faut inclure en tête de programme : `#include <unistd.h>`

```
pid_t getpid(void);
```

```
pid_t getppid(void);
```

Elles retournent un résultat d'un type `pid_t` dont la définition est présente dans `sys/types.h` qu'il faut également inclure en tête de programme : `#include <sys/types.h>`

L'examen du contenu du fichier `/usr/include/x86_64-linux-gnu/sys/types.h` utilisé sur un ordinateur d'architecture `x86_64` sous LINUX, réalisé à l'aide de la commande :

```
cat /usr/include/x86_64-linux-gnu/sys/types.h | grep ' pid_t'
```

indique que `pid_t` est un alias de `__pid_t` :

```
typedef __pid_t pid_t;
```

Le type `__pid_t` est lui même défini dans le fichier

`/usr/include/x86_64-linux-gnu/bits/types.h` comme étant un alias pour le type `int` :

```
typedef int __pid_t;
```

**Question 4.**

a) Écrire et tester le programme permettant d'afficher l'identité du processus en cours ainsi que celle de son processus père, comme dans l'exemple ci-dessous.

```
Je suis le processus ..... n°6275
Mon père est le processus ..... n°5717
```

b) Que désigne le processus père, lorsque le programme est lancé en ligne de commande ?

c) Que note-t-on lorsqu'on exécute plusieurs fois ce programme ?

# 3. Appels système `fork()` et `exit()`

## 3.1 Appel système `fork()`

L'appel système `fork()` permet de créer un nouveau processus, appelé processus fils, qui est une copie conforme de son processus père. Il a cependant son propre identifiant et d'un descripteur spécifique dans la table des processus.

Schématiquement, l'espace d'adressage (*text*, *data*, *tas* et *pile*) du processus père est dupliqué ; le processus fils a alors accès :

- à une copie des variables globales utilisées par son père (segment *data* et *bss* ;
- à une copie des variables locales de la fonction qui a exécuté le `fork()` (segment *pile*) ;
- aux descripteurs de fichiers, de sockets qu'avait ouverts le processus père ;
- aux variables d'environnement de son père

Il y a également duplication du bloc de contrôle du père ; seules quelques informations du bloc de contrôle du processus fils sont mises à jour, comme :

- son pid et celui de son père ;
- la consommation en temps CPU …

Lorsque l'appel système `fork()` se termine deux processus en attendent le résultat :

1. le processus père qui reçoit le pid de son fils en cas de succès ou -1 si l'opération échoue ;
2. le processus fils qui reçoit la valeur 0 ;

Lorsque l'opération échoue, un code d'erreur est rangé dans la variable globale `errno`. Les valeurs les plus fréquentes sont définies par les constantes symboliques :

**ENOMEM** il n'y a plus suffisamment d'espace mémoire pour créer le processus fils ;

**EAGAIN** le nombre maximal de processus en cours de l'utilisateur est atteint.

Le fichier à inclure et le prototype de cet appel système sont les suivants :

```
#include <unistd.h>
pid_t fork(void);
```

## 3.2 Appel système `exit()`

L'appel système `exit()` termine un processus en retournant un status destiné à son processus père.

Par convention la valeur 0 retournée comme status de terminaison, indique que le processus s'est terminé normalement ; une autre valeur peut être utilisée pour signaler un mauvais usage du programme, un cas anormal prévu et traité dans le programme, …

Son fichier d'en-tête à inclure et son prototype sont les suivants :

```
#include <stdlib.h>

void exit(int status);
```

Sa présence dans un programme n'est pas toujours nécessaire ; ainsi dans la fonction principale d'un processus père, il suffit d'exécuter l'instruction `return 0;` pour terminer le processus père en fournissant la valeur 0 comme code de terminaison.

Il faut cependant s'assurer qu'un processus fils se termine effectivement pas l'exécution d'une opération `exit()`

### 3.3 Modèle de code

L'usage de la macro `CHECK()` présentée précédemment n'est pas des mieux adaptés, pour le contrôle de l'appel système `fork()`, on lui préférera la structure ci-dessous :

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

#include <unistd.h>
#include <sys/types.h>
#include <errno.h>

int main(void)
{
    pid_t pidFils;

    pidFils = fork();   /* Demande de création d'un processus */
    switch (pidFils) {
    case -1 :
        perror("Échec de la création d'un processus fils");
        exit (pidFils);

    case 0 :
        /*  On met ici le code spécifique du processus fils */
        exit (0); /* Fin normale du fils  */

    default :
        /* On met ici la suite du code du processus père */
        break;
    }
    return  0;  /* Fin normale du processus père    */
}
```

Chapitre III

# Applications et compléments

## 1. Création d'un processus fils

**Question 5.**

En utilisant le modèle présenté dans le paragraphe 3.3, page 15, écrire le programme permettant à un processus père de créer un processus fils.

Le processus père affiche son identité et celle de son père, puis affiche l'identité du processus fils qu'il a créé ; ce dernier affiche également son identité et celle de son père, de façon à produire comparable à ceci :

```
Je suis le processus ..............  n°1655
Mon père est le processus .........  n°1620
Je suis le père du processus ......  n°1656
Je suis le processus ..............  n°1656
Mon père est le processus .........  n°1655
```

**Question 6.**

Combien de processus seront créés lors de l'exécution du programme `fork2` dont le code source est le suivant :

```c
void displayWhoami (void);

int main(void)
{
    pid_t pidFils1, pidFils2, pidFils3;

    pidFils1 = fork();    /* Demande de création d'un processus */
    pidFils2 = fork();    /* Demande de création d'un processus */
    pidFils3 = fork();    /* Demande de création d'un processus */

    displayWhoami();
    return  0;  /* Fin normale du processus père    */
}

void displayWhoami (void)
{
    printf("Je suis le processus .............. n°%d\n", getpid());
    printf("Mon père est le processus ......... n°%d\n", getppid());
}
```

## 2. Génération d'un processus zombie

Reprendre le code la fonction de la question 5 et ajouter l'appel de fonction `sleep(10)` juste avant l'instruction `return 0;` de la fonction principale.

**Question 7.**

a) Dans quel volume, trouve-t-on la documentation de la fonction `sleep()`

Est-ce un appel système ?

b) Que réalise l'instruction `sleep(10);` et dans quel état passe le processus qui l'exécute ?

**Question 8.**

Lancer le programme en arrière-plan et exécuter la commande `ps -l`

Que constate-t-on ? Expliquer cet état.

## 3. Changement de code d'un processus

### 3.1 Description et principe

L'appel système `execve()` dont le fichier d'en-tête à inclure et le prototype ci-dessous, permet d'exécuter un programme.

```
#include <unistd.h>

int execve (char *filename, char *argv[], char *envp[]);
```

permet d'exécuter un programme.

Il n'y a pas création d'un nouveau processus mais remplacement de l'image mémoire du processus en cours par celle du programme à exécuter, autrement dit, les segments `text`, `data`, `bss` et la pile du processus appelant sont remplacés par ceux du programme chargé.

Le programme à exécuter, désigné par le premier argument de cet appel système, doit être un fichier exécutable ou un script commençant par une ligne `#! <interpréteur> [<arg. optionnel>]`

Le paramètre `argv` désigne un tableau de chaînes d'arguments transmises au nouveau programme : c'est la liste d'arguments du nouveau processus, où `argv[0]` désigne le nom du programme à exécuter.

Le paramètre `envp` est un tableau de chaînes de la définition de variables d'environnement de la forme `nom=valeur`, transmises au nouveau programme. Ces deux tableaux de pointeurs se terminent par la valeur `NULL`

En cas d'échec, cet appel système retourne la valeur -1 et range dans `errno` un code d'identification de l'erreur.

Il existe d'autres fonctions, dérivées de l'appel système `execve()` qui s'en différencient par la manière dont les paramètres leur sont transmis.

```
#include <unistd.h>

int execl (const char *filename, const char *arg, ...) ;
int execlp (const char *cmdname, const char *arg, ...) ;
int execle (const char *filename char *arg , ..., char* const envp[]) ;
int execv (const char *filename, char *const argv[]) ;
int execvp (const char *cmdname, char *const argv[]) ;
```

Elles permettent de :

- spécifier les arguments du nouveau processus sous forme d'une liste d'arguments (paramètres `arg`) et non d'un tableau de chaînes de caractères (paramètre `argv`) ;
- rechercher le programme à exécuter parmi les chemins de recherches (variable d'environnement `$PATH`, paramètre `cmdname`) au lieu de spécifier complètement son chemin (paramètre `filename`) …

Par exemple, la fonction `execv()` est la version simplifiée de `execve()`, n'ayant que deux paramètres :

- le chemin vers la commande ou le script à exécuter
- l'adresse d'une table de chaînes de caractères représentant les arguments fournis à la commande ou au script à exécuter. Cette table se termine par `NULL`.

On ne fournit pas l'adresse d'une table contenant les définitions de variables d'environnement.

### 3.2 Exemple d'utilisation

Soit le programme suivant qui affiche l'état des processus de l'utilisateur avant et après que l'appel à `execve()` ne soit réalisé :

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>

#define CHECK(sts, msg)             \
    if (-1 == (sts) )               \
    {                               \
        perror(msg);                \
        exit(EXIT_FAILURE);         \
    }

int main(int argc, char *argv[], char *envp[]) {
  char *args[] = {"ps", "-l", NULL};
  printf("Je suis le processus %d, fils du processus %d\n",
      getpid(), getppid());

  printf("\nAvant lancement de execve()\n");
  system("ps -l");

  printf("\nAprès lancement de execve()\n");
  CHECK(execve("/bin/ps", args, NULL), "execve()");
  printf("Fin de %s\n", argv[0]);

  return EXIT_SUCCESS;
}
```

L'exécution de ce programme nommé `execve1` produit le résultat ci-dessous :

```
Je suis le processus 16221, fils du processus 12023

Avant lancement de execve()
F S   UID   PID  PPID  C PRI  NI ADDR SZ WCHAN  TTY          TIME CMD
0 S  1000 12023 12014  0  80   0 -  6492 wait   pts/1    00:00:00 bash
0 S  1000 16221 12023  0  80   0 -  1127 wait   pts/1    00:00:00 execve1
0 S  1000 16222 16221  0  80   0 -  1157 wait   pts/1    00:00:00 sh
4 R  1000 16223 16222  0  80   0 -  7558 -      pts/1    00:00:00 ps

Après lancement de execve()
F S   UID   PID  PPID  C PRI  NI ADDR SZ WCHAN  TTY          TIME CMD
0 S  1000 12023 12014  0  80   0 -  6492 wait   pts/1    00:00:00 bash
4 R  1000 16221 12023  0  80   0 -  6486 -      pts/1    00:00:00 ps
```

On remarque alors que :

1. l'appel de la fonction `system()` a créé un interpréteur de commande (`pid=16222`) qui qui-même a créé un processus (`pid=16223`) permettant l'exécution de la commande **`ps`**
2. dans la seconde partie des résultats, le processus initial n'est pas associé à la commande `execve1`, mais à la commande **`ps`**, et il s'agit du même processus (`pid=16221`)

### 3.3 Exercice

Il s'agit d'écrire un programme qui créé un processus fils chargé d'exécuter le programme `testExecve` dont le code est présenté ci-dessous, en utilisant l'appel système `execve()` ou la fonction `execv()` :

```c
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

int main (int argc, char *argv[], char *envp[])
{
    int i;
    int somme = 0;

    printf("\nJe suis le processus .............. n°%d\n", getpid());
    printf("Mon père est le processus ......... n°%d\n\n", getppid());

    for (i = 0;  argv[i] != NULL; i++)
        somme += atoi(argv[i]);
    return somme;
}
```

On note que le programme ci-dessus, récupère une liste de valeurs présentes en argument de ligne de commande. Chaque valeur représentée par une chaîne de caractères est convertie en valeur numérique entière. Leur somme est effectuée et le résultat utilisé comme comme de terminaison du programme.

Avant de lancer ce programme, le processus fils a créé un tableau de 10 nombres aléatoires compris entre 0 et 20, qu'il lui transmet en argument.

Voici un exemple de résultat généré par le programme à écrire :

```
Je suis le processus .............. n°2457
Mon père est le processus ......... n°1723
Je suis le père du processus ...... n°2458
```

```
Je suis le processus ..... n°2458
Mon père est le processus ..... n°2457

Je suis le processus ..... n°2458
Mon père est le processus ..... n°2457

Code de terminaison du processus .. n°2458 = 110
```

**Question 9.**

Écrire et tester le programme répondant aux spécifications présentées ci-dessus.

*Indication.* Le tableau d'arguments transmis au programme `testExecve` peut être déclaré et initialisé comme suit : `char *argv [11] = {NULL };`

Les 10 composantes utiles sont initialisées à `NULL` ainsi que la $11^e$, marquant ainsi la fin de la table des arguments.

*Indication.* Utiliser la fonction `malloc()` pour allouer de l'espace mémoire pour une chaîne de caractères.

*Indication.* Utiliser la fonction `sprintf()` pour convertir une valeur numérique entière en une chaîne de caractères.

# Bibliographie


[1] W. Richard Stevens, Stephen A. Rago *Advanced Programming in the UNIX Environment*, Addison-Wesley, Third Edition, 2013.

[2] Robert Love *Linux System Programming* O'Reilly, 2007.

[3] Christophe Blaess *Programmation système en C sous Linux* Eyrolles, 2e édition, 2005.

[4] Patrick Cegielski *Conception de systèmes d'exploitation : Le cas Linux* Eyrolles, 2e édition, 2004.

[5] Vincent Lozano *UNIX : Pour aller plus loin avec la ligne de commande* In Libro Veritas, Framabook, 2010 (Téléchargeable ici)

[6] Mendel Cooper, Linux Documentation Project *Advanced Bash-Scripting Guide*

- Version anglaise en ligne ;
- Traduction en français en ligne.

[7] Robert Mecklenburg *Managing Projects with GNU Make* O'Reilly, 3rd edition, 2004 (en ligne sur le projet Open Books)

[8] Richard M. Stallman and the GCC Developer Community *Using the GNU Compiler Collection* GNU Press

- Version anglaise à lire en ligne
- Version anglaise au format pdf