# Contenido



# 5. Estructura de un proceso

## 5.1 Programas y procesos

Un programa es una colección de instrucciones y de datos que se encuentran almacenados en un archivo ordinario. Este archivo tiene en su nodo-i un atributo que lo identifica como ejecutable. Puede ser ejecutado por el propietario, el grupo y el resto de los usuarios, dependiendo de los permisos que tenga el archivo.

Los usuarios pueden crear archivos ejecutables de varias formas. Una de las sencillas es mediante la escritura de programa para el intérprete de órdenes (scripts de shell). Mediante este mecanismo se deben realizar dos pasos para obtener un programa. El primero es editar un archivo

de texto que contenga una serie de líneas que puedan ser interpretadas por un intérprete de órdenes (`sh`, `csh` o `ksh`). Una vez editado el programa, hay que cambiar sus atributos para que sea ejecutable; esto se consigue con la orden `chmod`. Para poder ejecutar un archivo así creado, tendremos que arrancar un intérprete de órdenes, pasándole como parámetro el nombre de nuestro archivo de órdenes. Como, por defecto, al iniciar una sesión bajo UNIX, se ejecuta un intérprete para dar servicio al usuario, bastará con escribir el nombre del archivo de órdenes para que empiece a ejecutarse.

Trabajar con archivos de órdenes presenta grandes ventajas a la hora de realizar programas cortos que no sean de gran complejidad, pero es una seria limitación a la hora de afrontar el desarrollo de una aplicación de mayor tamaño. Para ello, en la mayor parte de las ocasiones, vamos a generar archivos ejecutables mediante la ayuda de lenguajes de alto o bajo nivel. En nuestro caso estamos empleando el compilador de lenguaje C.

Este mecanismo de generación ya ha sido estudiado, pero para ser exhaustivos lo vamos a exponer. Primero se debe crear un archivo de texto que contenga el código fuente de nuestro programa (este archivo tendría una extensión `.c`). El compilador de C (`gcc`) se va a encargar de traducir el código fuente a código objeto que entiende nuestra computadora.

La estructura de todo programa ejecutable creado por el compilador de C viene impuesta por el sistema. Para ver una descripción detallada de esta estructura, podemos consultar la entrada `a.out` del manual de UNIX. A grosso modo, un programa consta de las siguientes partes:

- Un conjunto de encabezados que describen los atributos del archivo.
- Un bloque donde se encuentran las instrucciones en lenguaje máquina del programa. Este bloque se conoce en UNIX como texto del programa.
- Un bloque dedicado a la representación en lenguaje máquina de los datos que deben ser inicializados cuando arranca la ejecución del programa. Aquí está incluida la indicación de cuánto espacio de memoria debe reservar el kernel para estos datos. Tradicionalmente, este bloque se conoce como `bss` (seudo-operador del ensamblador de IBM 7090 que significa `block started by symbol`). El kernel inicializa, en tiempo de ejecución, esta zona a valor 0.
- Otras secciones, tales como tablas de símbolos.

Cuando un programa es leído del disco por el kernel y es cargado en memoria para ejecutarse, se convierte en un proceso. En un proceso no sólo hay una copia del programa, sino que además el kernel le añade información adicional para poder manejarlo.

Un proceso se compone de tres bloques fundamentales que se conocen como segmentos. Estos bloques son:

- El segmento de texto. Contiene las instrucciones que entiende el CPU. Este bloque es una copia del bloque de texto del programa.
- El segmento de datos. Contiene los datos que deben ser inicializados al arrancar el proceso. Si el programa ha sido generado por un compilador de C, en este bloque estarán las variables globales y las estáticas. Se corresponde con el bloque `bss` del programa.

- El segmento de pila. Lo crea el kernel al arrancar el proceso y su tamaño es gestionado dinámicamente por el kernel. La pila se compone de una serie de bloques lógicos, llamados marcos de pila, que son introducidos cuando se llama a una función y son sacados cuando se vuelve de la función. Un marco de pila se compone de los parámetros de la función, las variables locales de la función y la información necesaria para restaurar el marco de pila anterior a la llamada a la función (dentro de esta información se incluyen el contador de programa y el apuntador de pila anteriores a la llamada a la función). En los programas fuente no se incluye código para gestionar la pila (a menos que estén escritos en ensamblador); es el compilador quien incluye el código necesario para controlarlo.

Debido a que los procesos se ejecutan en dos modos: usuario y supervisor (también conocido como modo kernel); el sistema maneja dos pilas por separado. La pila del modo usuario contiene los argumentos, variables locales y otros datos relativos a funciones que se ejecutan en modo usuario, y la pila del modo supervisor contiene los marcos de pila de las funciones que se ejecutan en modo supervisor (estas funciones son las llamadas al sistema).

UNIX es un sistema que permite multiproceso (ejecución de varios procesos simultáneamente). El planificador es la parte del kernel encargada de gestionar el CPU y determinar qué proceso ocupa el tiempo de CPU en un determinado instante.

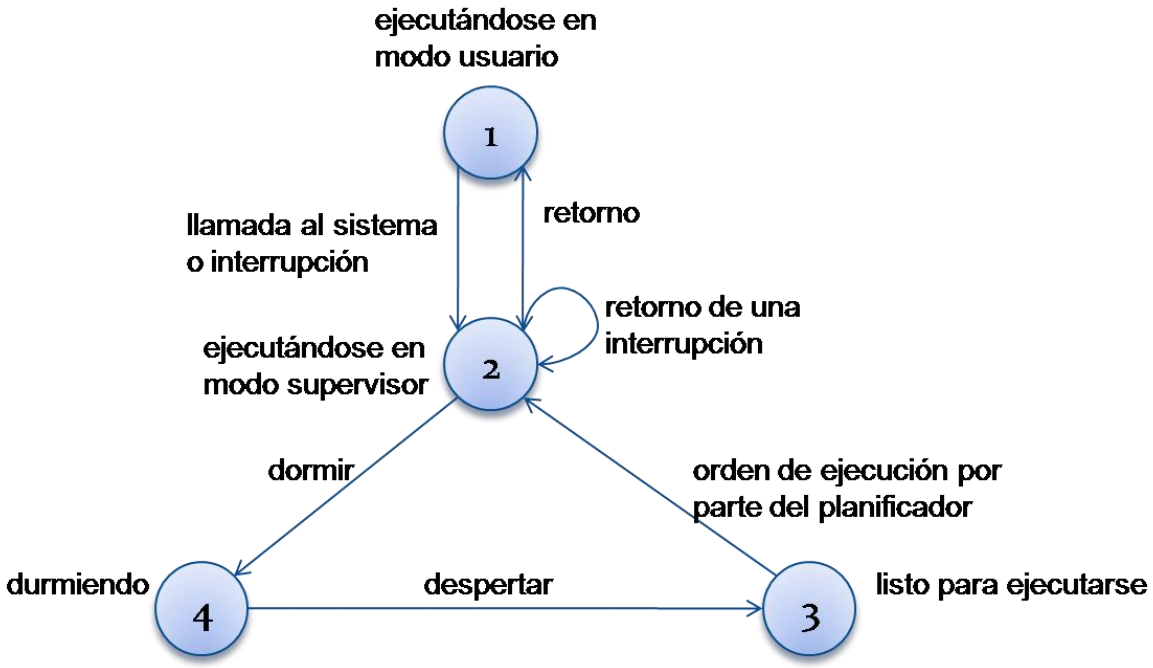
Un mismo programa puede estar siendo ejecutado en un instante determinado por varios procesos a la vez.

Desde un punto de vista funcional, un proceso en UNIX es la entidad que se crea tras la llamada `fork`. Todos los procesos, excepto el primero (proceso número 0), son creados mediante una llamada a `fork`. El proceso que llama a `fork` se conoce como proceso padre y el proceso creado es el proceso hijo. Todos los procesos tienen un único proceso padre, pero pueden tener varios procesos hijos. El kernel identifica cada proceso mediante su `PID` (process identification), que es un número asociado a cada proceso y que no cambia durante el tiempo de vida de éste.

El proceso 0 es especial; es creado cuando arranca el sistema, y después de hacer una llamada `fork` se convierte en el proceso intercambiador (encargado de la gestión de la memoria virtual). El proceso hijo creado se llama `init` y su `PID` vale 1. Este proceso es el encargado de arrancar los demás procesos del sistema según la configuración que se indica en el archivo `/etc/inittab`.

## 5.2 Estado de un Proceso

El tiempo de vida de un proceso se puede dividir en un conjunto de estados, cada uno con unas características determinadas. En la siguiente figura podemos ver, en un primer nivel de aproximación, los estados por los que evoluciona un proceso.



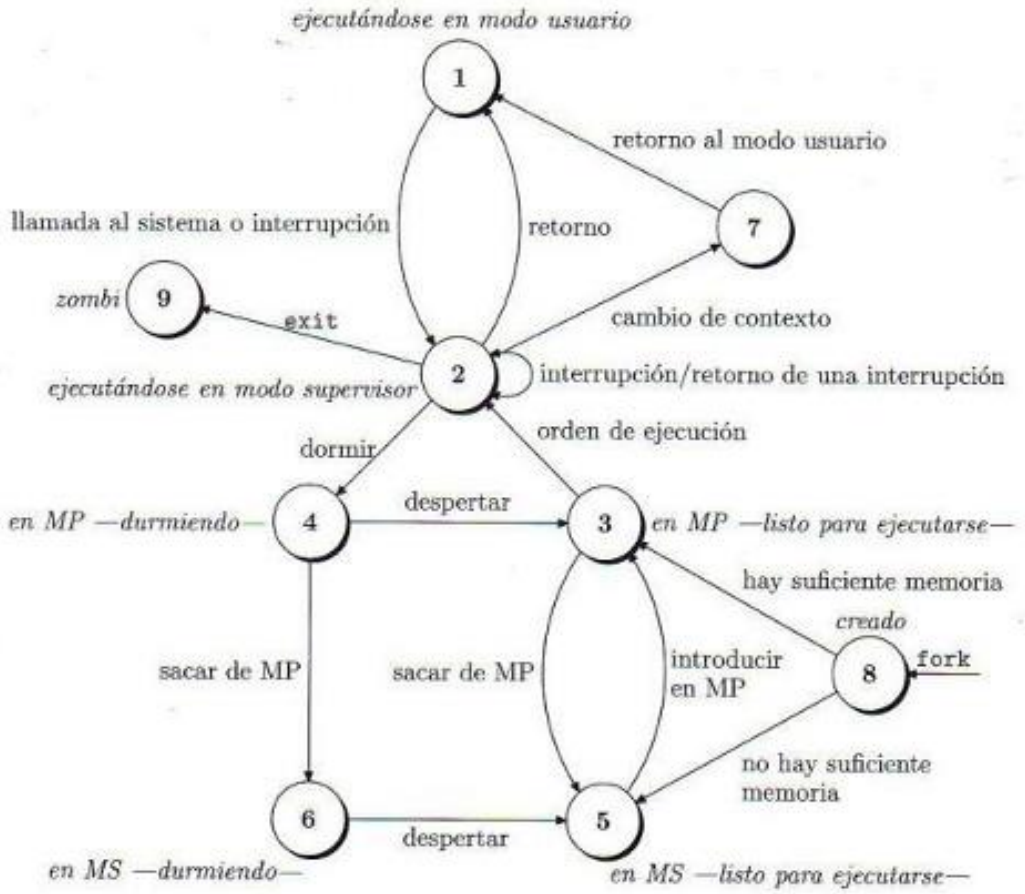

Estos son:

1. El proceso se está ejecutando en modo usuario.
2. El proceso se está ejecutando en modo supervisor.
3. El proceso no se está ejecutando, pero está listo para ser ejecutado cuando lo indique el planificador de tareas. Puede haber varios procesos simultáneos en este estado.
4. El proceso está durmiendo. Un proceso entra en este estado cuando no puede proseguir su ejecución porque está esperando a que se complete una operación de entrada/salida.

En un sistema monoprocesador no puede haber más de un proceso ejecutándose a la vez. Así, en los dos modos de ejecución (usuario y supervisor: estados 1 y 2) sólo podrá haber un proceso en cada estado.

Un proceso no permanece siempre en un mismo estado, sino que está continuamente cambiando de acuerdo con unas reglas bien definidas. Estos cambios de estado vienen impuestos por la competencia que existe entre los procesos para compartir un recurso escaso como es el CPU. La transición entre los cuatro estados descritos también queda definida en la figura anterior, que en este sentido es un diagrama de transición de estados. Un diagrama de transición de estados es un grafo dirigido, cuyos nodos representan los eventos que hacen que un proceso cambie de un estado a otro.

Si bien la figura anterior muestra los cuatro estados básicos por los que puede pasar un proceso, el diagrama de estados para los procesos de UNIX es bastante más complejo. En la siguiente figura podemos ver el diagrama completo y los estados que en él se reflejan son:




1. El proceso se está ejecutando en modo usuario.
2. El proceso se está ejecutando en modo supervisor.
3. El proceso no se está ejecutando, pero está listo para ejecutarse tan pronto como el kernel lo ordene.
4. El proceso está durmiendo cargado en memoria.
5. El proceso está listo para ejecutarse, pero el intercambiador (proceso 0) debe cargar el proceso en memoria antes de que el kernel pueda ordenar que pase a ejecutarse.
6. El proceso está durmiendo y el intercambiador ha descargado el proceso hacia una memoria secundaria (área de intercambio del disco) para crear espacio en la memoria principal donde poder cargar otros procesos.
7. El proceso está regresando del modo supervisor a modo usuario, pero el kernel se apropia del proceso y hace un cambio de contexto, pasando otro proceso a ejecutarse en modo usuario.
8. El proceso acaba de ser creado y está en un estado de transición; el proceso existe, pero ni está preparado para ejecutarse (estado 3), ni durmiendo (estado 4). Este estado es el inicial para todos los procesos, excepto el proceso 0.
9. El proceso ejecuta la llamada `exit` y pasa el estado zombi. El proceso ya no existe, pero le deja a su proceso padre un registro que contiene el código de salida y algunos datos estadísticos tales como los tiempos de ejecución. El estado de zombi es el estado final de un proceso.

## 5.3 Tabla de Procesos y Área de Usuario

Todo proceso tiene asociadas una entrada en la tabla de procesos y un área de usuario. Estas son dos estructuras que van a describir el estado del proceso y que le van a permitir al kernel su control.

La tabla de procesos tiene campos que van a ser accesibles desde el kernel, pero los campos del área de usuario sólo necesitan ser visibles por el proceso.

Las áreas de usuario se reservan cuando se crea un proceso y no es necesario que una entrada de la tabla de procesos que no aloja ningún proceso tenga reservada un área de trabajo.

Los campos que tiene cada una de las entradas de la tabla de procesos son los siguientes:

- Campo de estado que identifica el estado del proceso.
- Campos para localizar el proceso y su área de usuario, tanto en memoria principal como en memoria secundaria. El kernel usa esta información para realizar los cambios de contexto cuando el proceso pasa de un estado a otro. También utiliza esta información cuando traslada el proceso de la memoria principal al área de intercambio, y viceversa. En estos campos también hay información sobre el tamaño del proceso, para que el kernel sepa cuánto espacio de memoria debe reservar para él.
- Algunos identificadores de usuario (`UID`) para determinar los privilegios del proceso. Por ejemplo, el campo `UID` delimita qué procesos puede enviar señales al proceso actual y qué procesos pueden enviárselas a él.
- Identificadores de proceso (`PID`) que especifican las relaciones entre procesos. Estos identificadores son fijados cuando se crea el proceso mediante una llamada a `fork`.
- Descriptores de eventos, cuando el proceso está durmiendo y que serán utilizados al despertar.
- Parámetros de planificación que permiten al kernel determinar el orden en que los procesos pasan del estado ejecutándose en modo supervisor a ejecutándose en modo usuario.
- Un campo de señales que enumera las señales que han sido recibidas, pero que no han sido tratadas todavía.
- Algunos temporizadores que indican el tiempo de ejecución del proceso y el tiempo de uso de los recursos del kernel. Estos campos se usan para llevar control de los procesos y calcular la prioridad dinámica que se le asigna. Aquí también hay un temporizador que puede programar el usuario y que se usa para enviarle al proceso la señal de `SIGALRM`.

El área de usuario contiene información que es necesaria sólo cuando el proceso se está ejecutando. Algunos de los campos de que consta esta zona son los siguientes:

- Apuntador a la entrada de la tabla de procesos correspondiente al proceso al cual pertenece el área de usuario.
- Los identificadores de usuario real y efectivo (`UID`), que te determinan algunos privilegios del proceso, tales como el permiso de acceso a un archivo.
- Temporizadores que registran el tiempo empleado por el proceso ejecutándose en modo usuario y en modo supervisor.

- Un arreglo que indica cómo va a responder el proceso a las señales que recibe.
- Un registro que indica los errores que se han producido durante alguna llamada al sistema.
- Un campo de valor de retorno que contiene el resultado de las llamadas efectuadas por el proceso.
- Parámetros de entrada/salida que describen la cantidad de datos a transferir, la dirección del arreglo origen o destino de la transferencia y los apuntadores de lectura/escritura del archivo al que se refiere la operación de entrada.
- El directorio de trabajo actual y el directorio raíz asociados al proceso.
- La tabla de descriptores de archivo que identifica los archivos que el proceso tiene abiertos.
- Campos de límite que restringen el tamaño del proceso y de algún archivo sobre el que puede escribir.
- Una máscara de permisos que va a ser usada cada vez que se crea un nuevo archivo.

## 5.4 Contexto de un Proceso

El contexto de un proceso es su estado, definido por su código, los valores de sus variables globales y sus estructuras de datos, el valor de los registros del CPU, los valores almacenados en su entrada de la tabla de procesos y en su área de usuario, y el valor de sus pilas de usuario y supervisor. El código del sistema operativo y sus estructuras de datos globales, son compartidos por todos los procesos, pero no son considerados parte del contexto del proceso.

Cuando se ejecuta un proceso, se dice que el sistema se está ejecutando en el contexto de un proceso. Cuando el kernel decide que debe ejecutar otro proceso, realiza un cambio de contexto, lo que da lugar a que el kernel guarde la información necesaria para poder continuar con la ejecución del proceso interrumpido en el mismo punto donde se quedó. De igual manera, cuando el proceso cambia del modo usuario al modo supervisor, el kernel guarda información para cuando el proceso tenga que volver al modo usuario. Sin embargo, el cambio de modo usuario a supervisor y viceversa, no se contempla como un cambio de contexto.

Desde un punto de vista formal, el contexto de un proceso es la unión de su contexto del nivel usuario, su contexto de registro y su contexto de nivel de sistema.

El contexto del nivel usuario se compone de los segmentos de texto, datos y pila del proceso, así como de las zonas de memoria compartida que se encuentran en la zona de direcciones virtuales del proceso. Las partes del espacio de direcciones virtuales que periódicamente no residen en memoria principal debido al intercambio o a la paginación, también son parte del contexto del nivel de usuario.

El contexto de registros se compone de las siguientes partes:

- El contador de programa que contiene la dirección de la siguiente instrucción que debe ejecutar el CPU. Esta dirección es una dirección virtual, tanto en modo usuario como en modo supervisor.
- El registro de estado del procesador que especifica el estado del hardware de la computadora. El registro de estado normalmente contiene campos para indicar que el

resultado de la última operación ha sido cero, positiva, negativa, si ha habido desbordamiento, acarreo, etc. Las operaciones que causan la modificación del registro de estado son realizadas en un determinado proceso, por lo tanto, este registro contiene el estado del hardware en relación con ese proceso. Otros campos importantes son los que indican el nivel de ejecución actual del proceso (en relación con las interrupciones) y el modo de ejecución (supervisor o usuario). El campo que indica el modo de ejecución determina si un proceso puede ejecutar instrucciones privilegiadas y si un proceso puede acceder al espacio de direcciones del kernel.

- El apuntador de la pila contiene la dirección de la siguiente entrada en la pila de usuario o supervisor. La arquitectura de la computadora dictará si el apuntador de la pila señala a la siguiente entrada libre o a la última entrada usada. De igual forma, es la arquitectura la que impone si la pila crece hacia direcciones altas o bajas de memoria.
- Los registros de propósito general contienen datos generados por el proceso durante su ejecución.

El contexto de nivel de sistema de un proceso tiene una parte estática (los tres primeros campos de la siguiente lista) y una parte dinámica (los dos últimos campos). Todo proceso tiene una única parte estática del contexto del nivel de usuario, pero puede tener un número variable de partes dinámicas. La parte dinámica es vista como una pila de capas de contexto que el kernel puede introducir y sacar según los eventos que se produzcan.

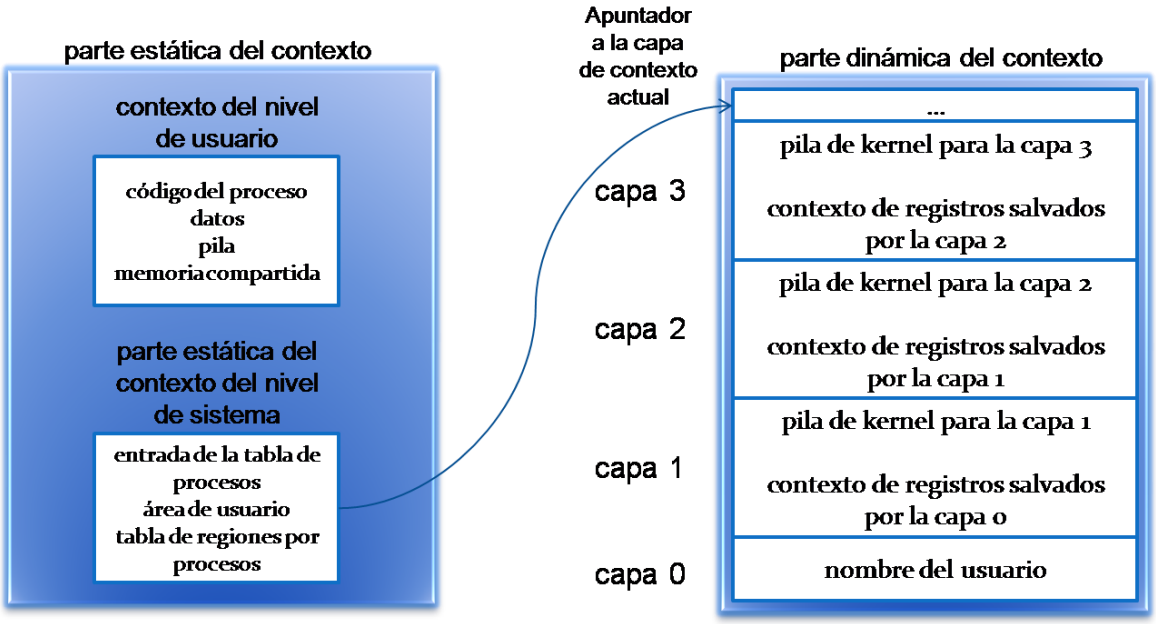
Las partes del contexto del nivel del sistema son las siguientes:

- La entrada en la tabla de procesos. Define el estado del proceso y contiene la información de control que es siempre accesible al kernel.
- El área del usuario. Contiene información de control del proceso que necesita ser accedida sólo en el contexto del proceso.
- Entradas de la tabla de regiones por proceso (`pregion`), tabla de regiones y tabla de páginas, que definen el mapa de transformaciones entre las direcciones del espacio virtual y las direcciones físicas. Si varios procesos comparten regiones comunes, estas regiones también son consideradas parte del contexto de cada proceso, ya que cada proceso las manipula independientemente. Es trabajo del módulo de gestión de memoria indicar qué partes del espacio de direcciones virtuales de un proceso no están cargadas en memoria.
- La pila de supervisor, que contiene los marcos de pila de las funciones ejecutadas en modo supervisor. Si bien todos los procesos ejecutan el mismo código del kernel, hay una copia privada de la pila del kernel para cada uno de ellos que da cuenta de las llamadas que cada proceso hace a las funciones del kernel. Por ejemplo, un proceso puede ejecutar la llamada `creat` y ponerse a dormir hasta que se le asigne un nodo-i, y otro proceso puede invocar la llamada `read` y dormir hasta que se efectúe la transferencia entre el disco y la memoria. Ambos procesos están ejecutando funciones del kernel, pero tienen pilas separadas que contienen la secuencia de llamadas a funciones que ha realizado cada uno. El kernel debe ser capaz de recuperar el contenido de la pila del modo supervisor y la posición del apuntador de la pila para reanudar la ejecución de un proceso en modo supervisor. La pila del kernel está vacía cuando el proceso se está ejecutando en modo usuario.

- La parte dinámica del contexto del nivel de sistema se compone de una serie de capas que se almacenan al modo de pila. Cada capa contiene la información necesaria para poder recuperar la capa anterior, incluyendo el contexto de registro de la capa anterior.

El kernel introduce una capa de contexto cuando se produce una interrupción, una llamada al sistema o un cambio de contexto. Las capas de contexto son extraídas de la pila cuando el kernel vuelve del tratamiento de una interrupción, el proceso vuelve al modo usuario después de ejecutar una llamada al sistema o cuando se produce un cambio de contexto. La capa introducida es la del último proceso que se estaba ejecutando y la extraída es la del proceso que se parará a ejecutar. Cada una de las entradas de la tabla de procesos contiene información suficiente para poder recuperar las capas de contexto.

La siguiente figura muestra los componentes que forman el contexto de un proceso. En el lado izquierdo tenemos la parte estática del contexto, y en el lado derecho, la parte dinámica.




Un proceso se ejecuta en su contexto, o más exactamente, en su capa de contexto actual. El número de capas de contexto está limitado por el número de niveles de interrupción que soporte la computadora. Por ejemplo, si una computadora soporta 5 niveles de interrupción (interrupciones de software, de terminales, de disco, de varios periféricos y del reloj), un proceso tendrá al menos 7 capas de contexto: una por cada nivel de interrupción, una para las llamadas al sistema y otra para el nivel de usuario. Estas 7 capas son suficientes para contener todas las capas posibles, incluso si las interrupciones se dan en la secuencia más desfavorable, ya que las interrupciones de un nivel determinado son bloqueadas (el CPU no las atiende) mientras que el kernel está atendiendo una interrupción de nivel igual o superior.

Una vez visto el concepto de un proceso y su estructura, abordaremos el estudio de las facilidades que nos brinda UNIX para manipular y gestionar los procesos.

Lo primero que vamos a ver es la forma de invocar un programa desde otro. Esto lo vamos a conseguir con la llamada `exec`.

# 6. Creación de un proceso

## 6.1 Ejecución de Programas mediante exec

Existe toda una familia de funciones `exec` que podemos usar para ejecutar programas. Dentro de esta familia, cada función tiene su interfaz propia, pero todas tienen aspectos comunes y obedecen al mismo tipo de funcionamiento.

Básicamente, el resultado que se consigue con estas funciones es cargar un programa en la zona de memoria del proceso que ejecuta la llamada, sobrescribiendo los segmentos del programa antiguo con los del nuevo.

El contenido del contexto del nivel de usuario del proceso que llama a `exec` deja de ser accesible y es reemplazado de acuerdo con el nuevo programa. Es decir, el programa viejo es sustituido por el nuevo y nunca retornaremos a él para proseguir con su ejecución, ya que es el programa nuevo el que se ejecutará.

La declaración de la familia de funciones `exec` es la siguiente:

```
#include <unistd.h>
int execl(const char *path, const char *arg0, … , (char *) 0);
int execv(const char *path, char *const argv[]);
int execle(const char *path, const char *arg0, …, (char *) 0,
          char *const envp[]);
int execve(const char *path, char *const argv[], char *const
envp[]);
int execlp(const char *file, const char *arg0, …, (char *)0);
int execvp(const char *file, char *const argv[]);
```

En todas estas funciones, `path` apunta a la ruta (absoluta o relativa) de un archivo ejecutable.

`file` apunta al nombre de un archivo ejecutable. La ruta del archivo se construye buscado el archivo en los directorios que se indican en la variable de entorno `PATH`. Tanto `path` como `file` se refieren a archivos ejecutables o a archivos de datos (scripts de shells) para un intérprete de órdenes. Si el archivo no tiene un número mágico que lo identifique como directamente ejecutable, se le pasa a `/bin/sh` como un archivo de órdenes para que lo interprete.

`arg0, arg1, …, argn` son apuntadores a cadenas de caracteres y constituyen la lista de argumentos que se le pasa al nuevo programa. Por convenio, al menos `arg0` está presente siempre y apuntando a una cadena idéntica a `path` o al último componente de `path`. Hay que resaltar que a continuación de `argn` pasamos un apuntador a `NULL` ( `(char *) 0` ) para indicar el final de los argumentos.

`argv` es un arreglo de cadenas de caracteres que constituyen la lista de argumentos que va a recibir nuestro programa. Por convenio, `argv` debe tener al menos un elemento, que debe apuntar a una cadena idéntica a `path` o al último componente de `path`. El final de `argv` se

indica haciendo que a continuación de su último elemento significativo haya un apuntador a NULL.

envp es un arreglo de apuntadores a cadenas de caracteres que constituyen el entorno en el que se va a ejecutar el nuevo programa. envp también termina con un apuntador a NULL.

Los argumentos para estas 6 funciones exec son difíciles de recordar. Las letras en el nombre de la función nos pueden ayudar en algo. La letra "p" significa que la función toma el argumento file y usa la variable de entorno PATH para encontrar el archivo ejecutable. La letra "l" indica que la función toma una lista de argumentos y es mutuamente exclusiva con la letra "v" que toma argv. Finalmente, la letra "e" significa que la función toma el arreglo envp en vez de usar las variables de entorno.

Si el nuevo programa que ejecutará se encuentra escrito en C, entonces recibe los parámetros arg0, argv1, …, argn o argv y envp a través de la función principal main. Esta función se puede declarar de la forma siguiente:

```
main(int argc, char *argv[], char *envp[]);
```

Donde argc es el total de argumentos que recibe el programa (total de elementos de argv). argv es un arreglo de apuntadores a cada uno de los argumentos y envp tiene el mismo significado que hemos descrito antes. Si, por ejemplo, invocamos a un programa C mediante la siguiente línea.

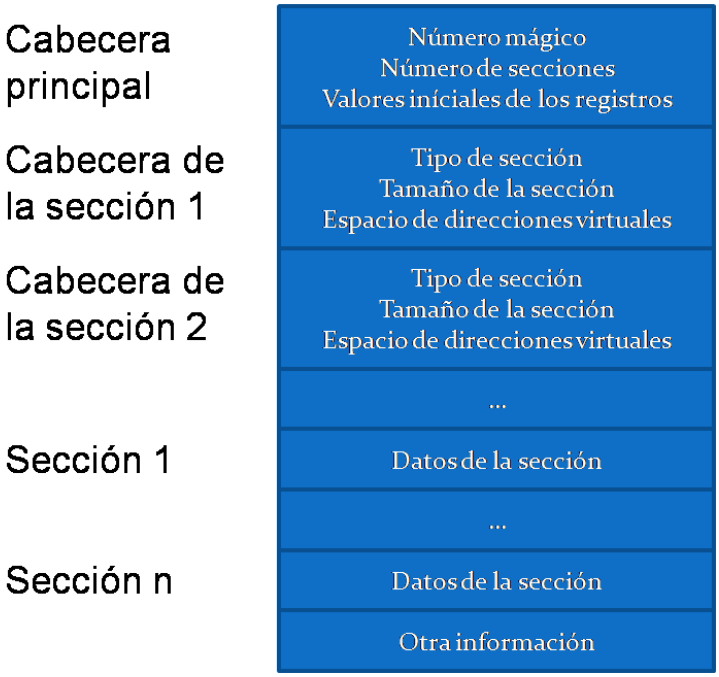
```
$ copiar archivo1 archivo2
```

argc va a tomar el valor 3 y los contenidos de argv serán argv[0] = "copiar", argv[1] = "archivo1", argv[2] = "archivo2". Como vemos, argv[0] contiene el nombre del programa. Esto es así porque el shell se encarga de llamar a exec con arg0 = "copiar" o argv[0] = "copiar".

Si exec devuelve el control al programa que la invoca, es porque no se ha ejecutado correctamente. En este caso devuelve el valor -1 y en errno estará el código del tipo de error producido.

Básicamente, todo programa consta de una cabecera principal y una serie de secciones, cada una de las cuales se compone de una cabecera y una zona de datos. En la siguiente figura podemos ver la estructura lógica de todo programa. Los programas son generados por el enlazador (programa ld) y sus partes son:

- La cabecera principal, que contiene el total de secciones del programa, la dirección de inicio de ejecución y el número mágico del programa que identifica qué tipo de archivo es.
- Cabeceras de sección que describen cada una de las secciones del archivo. Contiene el tamaño de la sección, el total de direcciones virtuales que va a ocupar durante su ejecución y otra información.
- Secciones que van a contener el código del programa y variables globales.
- Secciones que van a contener tablas de símbolos, información para el depurador, etc.




Como ejemplo de aplicación de dos de las funciones de la familia `exec`, vamos a escribir un programa que consulte el estado de un archivo y que ejecute una acción determinada cuando el archivo sufra su última modificación. La forma de invocar este programa será:

```
$ esperar nombre_archivo [-t tiempo] [orden]
```

El programa lee el estado del archivo `nombre_archivo` y espera el tiempo indicado por `timeout`; si el archivo no ha sufrido cambios, entonces ejecuta la secuencia de instrucciones indicada en orden; en caso contrario, vuelve a esperar otro `timeout` segundos. Si no especificamos ningún valor para `timeout`, se deben tomar 60 segundos por defecto.

```
#include <stdio.h>
#include <fcntl.h>
#include <string.h>
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
#include <time.h>

int main(int argc, char *argv[]) {
      int fd, timeout;
      struct stat buf;
      time_t ultima_fecha = 0;
      char **orden;

      if (argc < 2) {
            fprintf(stderr, "forma de uso: %s nombre_archivo [-t
timeout] [orden]\n", argv[0]);
            return -1;
      }
```

```
        if ((fd = open(argv[1], O_RDONLY)) == -1) {
                perror(argv[1]);
                return -1;
        }

        if (strcmp(argv[2], "-t") == 0) {
                timeout = atoi(argv[3]);
        } else {
                timeout = 60;
        }

        if (argc == 3) {
                orden = &argv[2];
        } else if (argc >= 5) {
                orden = &argv[4];
        }

        fstat(fd, &buf);
        while (buf.st_mtime != ultima_fecha) {
                ultima_fecha = buf.st_mtime;
                fprintf(stdout, "durmiendo\n");
                sleep(timeout);
                fprintf(stdout, "despertando\n");
                fstat(fd, &buf);
        }
        execvp(*orden, orden);
        perror(argv[0]);
}
```

## 6.2 Creación de Procesos – fork

La única forma de crear un proceso en el sistema UNIX es mediante la llamada `fork`. El proceso que invoca a `fork` se llama proceso padre y el proceso creado es el proceso hijo. La declaración de `fork` es la siguiente:

```
#include <sys/types.h>
pid_t fork();
```

Y la forma de invocarla `es pid = fork()`.

La llamada a `fork` hace que el proceso actual se duplique. A la salida de `fork`, los dos procesos tienen una copia idéntica del contexto del nivel de usuario excepto el valor de `pid`, que para el proceso padre toma el valor del PID del proceso hijo y para el hijo toma el valor de 0.

La razón de por qué el `PID` del hijo es regresado a su padre es debido a que un proceso padre puede tener más de un hijo y no existe ninguna llamada que permita a un proceso padre obtener, posteriormente, el `PID` de sus hijos. Por otro lado, `fork` regresa 0 al proceso hijo debido a que un proceso sólo puede tener un padre, y cualquier proceso hijo siempre puede obtener el `PID` del padre a través de la llamada `getppid`. (El `PID 0` es reservado para uso exclusivo del kernel).

Si la llamada a `fork` falla, devolverá el valor de -1 y en `errno` estará el código del error producido.

Una secuencia de código típica para manejar la llamada a `fork` es la siguiente:

```
int pid;
…
if ((pid = fork()) == -1) {
     perror("fork");
} else if (pid == 0) {
     /* código que va a ejecutar el proceso hijo. */
} else {
     /* código que va a ejecutar el proceso padre. */
}
```

Como primer ejemplo de uso de `fork`, vamos a ver un programa que crea un proceso hijo y donde tanto el proceso como el hijo van a estar escribiendo por pantalla:

```
Soy el proceso PADRE
Soy el proceso HIJO
```

El código sería:

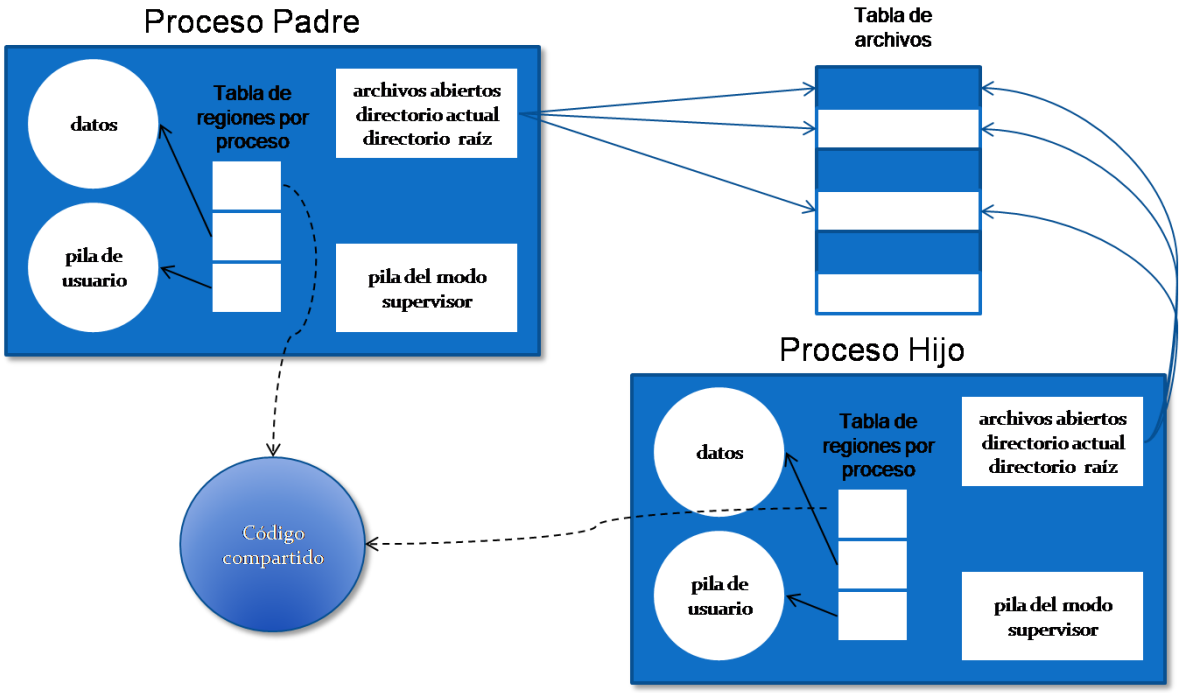
```
#include <sys/types.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

int main(int argc, char *argv[]) {
     int i = 0;
     switch( fork() ) {
          case -1:
               perror("fork");
               return -1;
          case 0:
               while (i < 100) {
                    fprintf(stdout,  "\t\tSoy  el  proceso  hijo:
%d\n", i++);
               }
               break;
          default:
               while (i < 100) {
                    fprintf(stdout,  "\t\tSoy  el  proceso  padre:
%d\n", i++);
               }
               break;
     }
     return EXIT_SUCCESS;
}
```

Cuando llamamos a `fork`, el kernel realiza las siguientes operaciones:

1. Busca una entrada libre en la tabla de procesos y la reserva para el proceso hijo.

2. Asigna un identificador de proceso para el proceso hijo. Este número es único e invariable durante toda la vida del proceso y es la clave para poder controlarlo desde otros procesos.
3. Realiza una copia del contexto del nivel de usuario del proceso padre para el proceso hijo. Las secciones que deban ser compartidas, como el código o las zonas de memoria compartida, no se copian, sino que se incrementan los contadores que indican cuántos procesos comparten esas zonas.
4. Las tablas de control de archivos locales al proceso, como puede ser la tabla de descriptores de archivo, también se copian del proceso padre al proceso hijo, ya que forman parte del contexto del nivel de usuario. En las tablas globales del kernel, tabla de archivos y tabla de nodos-i, se incrementan los contadores que indican cuántos procesos tienen abiertos esos archivos.
5. Retorna al proceso padre el `PID` del proceso hijo, y al proceso hijo le devuelve el valor de 0.

En la figura anterior, podemos ver el resultado de la ejecución de `fork`.




Es importante aclarar que ambos procesos (padre e hijo) comparten los mismos descriptores de archivos (con los mismos `offsets`). Sin ningún tipo de sincronización (una llamada `wait`) es posible que la salida de ambos procesos se mezcle. Por esto es necesario que los procesos se encarguen de manejar los descriptores. Existen dos formas de hacerlo:

- El padre espera hasta que el hijo haya terminado. En este caso, el padre no necesita hacer nada con los descriptores. Cuando el hijo termina, cualquiera de los descriptores compartidos que hayan sido usados por el hijo tendrán sus `offsets` actualizados de acuerdo con las operaciones realizadas.
- Tanto el proceso padre como el hijo siguen su propio camino. Después de la llamada `fork`, el proceso padre cierra aquellos descriptores que no necesita, al igual que el

proceso hijo. De esta manera, ninguno interfiere con los descriptores del otro. Este escenario es utilizado regularmente en servidores de red.

Es difícil que una llamada a `fork` falle, pero si lo hace puede ser porque:

- Ya existen demasiados procesos en el sistema, lo que usualmente significa que algo está mal.
- El número total de procesos para el `UID` real excede los límites del sistema (la constante `CHILD_MAX` especifica el número máximo simultáneo de procesos para un ID real de usuario).

Hay dos razones para usar la función `fork`:

- Cuando el proceso quiere duplicarse a sí mismo y así los procesos padre e hijo puedan cada uno ejecutar diferentes secciones del código al mismo tiempo. Esto es común para servidores de red en donde el proceso padre espera por una petición de servicio de un cliente. Cuando la petición llega, el padre ejecuta un `fork` y permite que el proceso hijo maneje la petición. El proceso padre vuelve a quedar esperando por otra petición.
- Cuando un proceso quiere ejecutar un programa diferente. Esto es común en intérpretes de shells. En este caso, el proceso hijo realiza un `exec` justo después de regresar del `fork`.

Algunos sistemas operativos combinan la operación de un `fork` seguido de un `exec` en una operación atómica llamada `spawn`.

### 6.2.1 La Función vfork

La función `vfork` tiene un funcionamiento similar y regresa los mismos valores que `fork`. Pero la semántica de las dos funciones difiere.

`vfork` intenta crear un nuevo proceso cuyo propósito es ejecutar un nuevo programa (`exec`). Un ejemplo del uso de `vfork` es el siguiente código:

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

int glob = 6;

int main(int argc, char *argv[]) {
      int var;
      pid_t pid;

      var = 88;
      fprintf(stdout, "before vfork\n");
      if ((pid = vfork()) < 0) {
            perror("vfork");
            return -1;
      } else if (pid == 0) {
            glob++;
```

```
            var++;
            fprintf(stdout, "CHILD pid = %d, glob = %d, var = %d\n",
getpid(), glob, var);
            _exit(0);
      }
      fprintf(stdout, "pid = %d, glob = %d, var = %d\n", getpid(),
glob, var);
      exit(0);
}
```

La función `vfork` crea un nuevo proceso, justo como `fork`, pero sin copiar el espacio de direccionamiento (contexto) del proceso padre. En su lugar mientras el proceso hijo esté corriendo y hasta que ejecuta una llamada `exec` o `exit` el proceso corre en el espacio de direccionamiento del padre. Esta optimización provee eficiencia en las implementaciones de memoria virtual de algunos sistemas UNIX.

Otra diferencia entre las dos funciones es que `vfork` garantiza que el proceso hijo se ejecute primero, hasta que se haga una llamada `exec` o `exit`. Cuando el proceso hijo ejecuta cualquiera de estas funciones, el proceso padre retoma el control. (Esto pueda llevar a un `deadlock` si el proceso hijo depende de que el proceso padre realice algunas acciones antes de que se ejecuten las llamadas).

## 6.3 Terminación de Procesos – Exit y wait

Una situación muy típica en programación en UNIX es que cuando un proceso crea a otro, el proceso padre se quede esperando a que termine el hijo antes de continuar su ejecución. Un ejemplo de esta situación es la forma de operar de los intérpretes de órdenes. Cuando escribimos una orden, el intérprete arranca un proceso para ejecutar la orden y no devuelve el control hasta que no se ha ejecutado completamente. Naturalmente, esto no es aplicable cuando la orden se ejecuta en segundo plano.

Para poder sincronizar los procesos padre e hijo, se emplean las llamadas `exit` y `wait`. La declaración de `exit` es la siguiente:

```
#include <stdlib.h>
void exit (int status);
```

`exit` termina la ejecución de un proceso y le devuelve el valor de estatus al sistema. Este valor lo podemos consultar a través de la variable de entorno "`?`".

Un retorno efectuado desde la función principal (`main`) de un programa C tiene el mismo efecto que la llamada a `exit`. Si efectuamos el retorno sin devolver ningún valor en concreto, el resultadlo devuelto al sistema estará indefinido.

La llamada a `exit` tiene además, las siguientes, consecuencias:

- Las funciones registradas por `atexit` son invocadas en orden inverso a como fueron registradas. `atexit` permite indicarle al sistema qué acciones queremos que se ejecuten al producirse la terminación de un proceso.

- El contexto del proceso es descargado de memoria, lo que implica que la tabla de descriptores de archivos es cerrada y sus archivos asociados cerrados, si no quedan más procesos que los tengan abiertos.
- Si el proceso padre del que ejecuta la llamada a `exit` está ejecutando una llamada a `wait`, se le notifica de la terminación de su proceso hijo y se le envían los 8 bits menos significativos de `status`. Con esta información, el proceso padre puede saber en qué condiciones ha terminado el proceso hijo.
- Si el proceso padre no está ejecutando una llamada a `wait`, el proceso hijo se transforma en un proceso zombi. Un proceso zombi sólo ocupa una entrada en la tabla de proceso del sistema y su contexto es descargado de memoria.

`exit` es uno de los pocos ejemplos de llamada que no devuelve ningún valor. Es lógico, ya que el proceso que la ejecuta deja de existir después de haberla ejecutado.

La declaración de `wait` es la siguiente:

```
#include <sys/types.h>
pid_t wait(int *stat_loc);
```

`wait` suspende la ejecución del proceso que la invoca hasta que alguno de sus procesos hijos termina. La forma de invocar a `wait` es:

```
int pid, estado;
…
pid = wait(&estado);
/* otra cosa */
pid = wait(NULL);
```

`PID` es el identificador de alguno de los procesos hijos zombis. `estado` es la variable donde vamos a almacenar el valor que el proceso hijo le envía al proceso padre mediante la llamada a `exit` y que da idea de la condición de finalización del proceso hijo. Si queremos ignorar este valor, podemos pasarle a `wait` un apuntador `NULL`.

Puede ocurrir que el proceso hijo termine de forma anormal. Para estos campos hay definidas, en el archivo `<wait.h>`, unas macros que analizan el valor de estado para determinar la causa de terminación del proceso. Estas macros son:

| Macros | Descripción |
|---|---|
| **`WIFEXITED(estado)`** | Devuelve verdadero (cualquier valor distinto de 0) cuando el proceso termina con una llamada a `exit` o a `_exit`. |
| **`WEXITSTATUS(estado)`** | Si `WIFEXITED` devuelve verdadero, esta macro devuelve el valor de 8 bits menos significativos que `exit` le pasa al proceso padre. |
| **`WIFSIGNALED(estado)`** | Devuelve verdadero cuando el proceso termina debido a la acción por defecto de alguna señal. |
| **`WTERMSIG(estado)`** | Si `WIFSIGNALED` devuelve verdadero, esta macro devuelve el número de la señal que ha causado la terminación del proceso. |
| **`WCOREDUMP(estado)`** | Devuelve verdadero si se ha generado un archivo con un volcado de la memoria (core image) del proceso. |

| | |
|---|---|
| **WIFSTOPPED(estado)** | Devuelve verdadero si el proceso está parado. |
| **WSTOPSIG(estado)** | Si `WIFSTOPPED` devuelve verdadero, esta macro devuelve el número de la señal que ha causado la parada del proceso. |

Si durante la llamada a `wait` se produce algún error, la función devuelve -1 y en `errno` estará el código del tipo de error producido.

`exit` y `wait` se suelen usar para conseguir que el proceso padre espere a la terminación de su proceso hijo. Una secuencia de código para realizar esta operación puede ser:

```
int pid, estado;
…
if ((pid = fork()) == -1) {
      /* error en la creación del proceso hijo. */
} else if (pid == 0) {
      /* código del proceso hijo. */
      exit(10);
} else {
      /* código del proceso padre. */
      pid = wait(&estado);
      /* cuando el proceso hijo llame a "exit", le pasará al padre
el
      valor 10, que éste puede recibir a través de "estado"
      (estado = 10). */
}
```

Como ejemplo de aplicación, vamos a codificar la función `system`, que es estándar en la biblioteca de funciones de C. Esta función se declara de la forma:

```
int system(const char *cadena);
```

Donde `cadena` es un apuntador a una cadena de caracteres que debe contener una orden para el intérprete de órdenes del sistema. Así, la llamada,

```
system("ls –al");
```

Despliega por pantalla el contenido del directorio actual. El código para esta función puede ser el siguiente:

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

int sistema(const char *orden) {
      int pid, tty, estado, w;

      fflush(stdout);
      if ((tty = open("/dev/tty", O_RDWR)) == -1) {
            perror("sistema");
            return -1;
      }
      /* código para el proceso hijo */
```

```
      if ((pid = fork()) == 0) {
            close(0); dup(tty);
            close(1); dup(tty);
            close(2); dup(tty);
            close(tty);
            execlp("sh", "sh", "-c", orden, NULL);
            exit(127);
      }
      /* código para el proceso padre */
      close (tty);
      while ((w = wait(&estado)) != pid && w != -1);
      if (w == -1) {
            estado = -1;
      }
      return estado;
}

int main(int argc, char *argv[]) {
      sistema("clear");
      sistema("ps -ef");
      sistema("ls -la");
}
```

### 6.3.1 Función waitpid

Esta forma en que un proceso puede ser detenido es usando la llamada `waitpid`:

```
#include <sys/wait.h>
pid_t waitpid(pid_t pid, int *statloc, int options);
```

La función `waitpid` tiene, esencialmente, la misma funcionalidad que la llamada `wait`. Sus principales diferencias son:

- La función `wait` puede bloquear el proceso hasta que un proceso hijo termina, mientras que `waitpid` tiene una opción que lo previene de este bloqueo.
- La función `waitpid` no espera a que el proceso hijo termine; tiene un número de opciones que controla qué es lo que espera el proceso.

Como mencionamos antes, si nosotros tenemos más de un proceso hijo, `wait` regresa en la terminación de cualquiera de ellos. ¿Qué sucede si queremos esperar a que un determinado proceso termine (asumiendo que conocemos el ID de ese proceso)? En versiones anteriores de UNIX, nosotros podemos tener el resultado de la llamada `wait` y comparar con el ID del proceso al cual estamos esperando. Si el proceso terminado no es el que estamos esperando, guardamos esa información (ID y estado de terminación) y volvemos a ejecutar `wait`. Continuaremos haciendo esto hasta que el proceso deseado termine. Esta funcionalidad está implementada en la función `waitpid`.

La interpretación del argumento `pid` que recibe `waitpid` depende de su valor:

| PID | Descripción |
|---|---|
| **`pid == 1`** | Espera hasta que termine cualquiera de sus procesos hijos. Con |

| | |
|---|---|
| | este valor `waitpid` es igual a `wait`. |
| **pid > 0** | Espera hasta que termine el proceso hijo cuyo ID sea igual a `pid`. |
| **pid == 0** | Espera hasta que termine cualquier proceso hijo cuyo ID de grupo sea igual que el ID del proceso que invoca a `waitpid`. |
| **pid < 1** | Espera hasta que termine el proceso hijo cuyo ID de grupo sea, en valor absoluto, igual a `pid`. |

La llamada `waitpid` regresa el ID del proceso hijo que haya terminado y gualda el estado de terminación del mismo en la localidad de memoria apuntado por statloc.

## 6.4 Información sobre Procesos

En este párrafo vamos a estudiar las llamadas necesarias para consultar y fijar algunos de los parámetros más importantes de un proceso, los que describen cómo se relaciona el proceso con el resto del sistema. Nos vamos a centrar en los siguientes aspectos: identificadores asociados a un proceso, usuarios asociados al proceso, variables de entorno y parámetros por defecto.

### 6.4.1 Identificadores de Proceso

Todo proceso tiene asociados dos números desde el momento de su creación: el identificador de proceso y el identificador del proceso padre.

El identificador de proceso (`PID`) es un número entero positivo que actúa a modo de nombre del proceso. El identificador del proceso padre (`PPID`) es el `PID` del proceso que ha creado al actual. El `PID` de un proceso no cambia durante el tiempo de vida de éste; sin embargo, su `PPID` sí puede variar. Esta situación se da cuando el proceso padre muere, pasando el `PPID` del proceso hijo a tomar el valor 1 (`PPID` del proceso `init`).

Para leer los valores de `PID` y `PPID` utilizaremos las llamadas `getip` y `getppid`, respectivamente. Las declaraciones de estas funciones son:

```
#include <types.h>
pid_t getpid();
pid_t getppid();
```

Las llamadas a estas funciones no van a fallar nunca.

En UNIX, los procesos van a estar agrupados en conjuntos de procesos que tienen alguna característica común (por ejemplo, tener un mismo proceso padre). A estos conjuntos se les conoce como grupos de procesos y desde el sistema son controlados a través de un identificador de grupo de procesos. Para determinar a qué grupo pertenece un proceso, utilizaremos la llamada `getpgrp`, cuya declaración es:

```
#include <sys/types.h>
pid_t getpgrp();
```

El identificador de grupo de procesos es heredado por los procesos hijos después de una llamada a `fork`, pero también puede cambiarse creando un nuevo grupo de procesos. Esto lo conseguimos con la llamada `setpgrp` cuya declaración es la siguiente:

```
#include <sys/types.h>
pid_t setpgrp();
```

`setpgrp` hace que el proceso actual se convierta en el líder de un grupo de procesos. El identificador de este grupo va a coincidir con el `PID` del proceso y es el valor devuelto por `setpgrp`. Si la llamada falla, devolverá el valor -1. Insistiremos más sobre los grupos de procesos cuando estudiemos las señales.

El ejemplo siguiente muestra un programa que crea un proceso hijo. Padre e hijo van a mostrar su `PID`, `PPID` y su identificador de grupo de procesos. Pasados 5 segundos, el padre va a morir, y el hijo va a mostrar sus nuevos `PID`, `PPID` e identificador de grupo de procesos. Pasados 10 segundos, el hijo se va a convertir en el líder de un nuevo grupo de procesos y va a mostrar sus identificadores.

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>
#include <sys/types.h>

int main(int argc, char *argv[]) {
     if (fork() == 0) {
          fprintf(stdout, "PID = %d, PPID = %d, ID de grupo =
%d\n",
               getpid(), getppid(), getpgrp());
          sleep(10);
          fprintf(stdout, "PID = %d, PPID = %d, ID de grupo =
%d\n",
               getpid(), getppid(), getpgrp());
          setpgrp();
          fprintf(stdout, "PID = %d, PPID = %d, ID de grupo =
%d\n",
                    getpid(), getppid(), getpgrp());
          exit(0);
     }
     sleep(5);
     fprintf(stdout, "\n\nPID = %d, PPID = %d, ID de grupo =
%d\n",
          getpid(), getppid(), getpgrp());
     exit (0);
}
```

## 6.4.2 Identificadores de Usuario y de Grupo

El kernel asocia a cada proceso dos identificadores de usuario y dos identificadores de grupo. Los identificadores de usuario son el identificador del usuario real (`UID`) y el identificador del usuario efectivo (`EUID`). Para el grupo, están el identificador del grupo real (`GID`) y el identificador del grupo efectivo (`EGID`).

El `UID` identifica al usuario que es responsable de la ejecución del proceso y el `GID` al grupo al cual pertenece el usuario.

El `EUID` se usa para determinar el propietario de los archivos recién creados, comprobar la máscara de permiso de acceso a archivos y los permisos para enviar señales a otros procesos. El

identificador de usuario efectivo va a permitir acceder a archivos de otros usuarios. Normalmente, el UID y EUID coinciden, pero si un proceso ejecuta un programa que pertenece a otro usuario y que tiene activo el bit S_ISUID (cambiar el identificador del usuario al ejecutar), el proceso va a cambiar su EUID y va a tomar el valor de UID del nuevo usuario. Es decir, a efectos de comprobación de permisos de usuario, va a tener los mismos permisos que tiene el usuario cuyo UID coincide con el EUID del proceso.

Con respecto al identificador de grupo efectivo, se aplica la misma norma, y el EUID es el GID del grupo al cual pertenece el usuario indicado en el EUID.

Para determinar qué valores toman estos identificadores, nos valemos de las llamadas: getuid (devuelve el identificador de usuario real), geteuid (devuelve el identificador del usuario efectivo), getgid (devuelve el identificador del grupo real) y el getegid (devuelve el identificador del grupo efectivo). La declaración de cada una de estas funciones es:

```
#include <sys/types.h>
uid_t getuid();
uid_t geteuid();
uid_t getgid();
gid_t getgid();
gid_t getegid();
```

Para cambiar los valores que toman estos identificadores, podemos usar las llamadas setuid y setgid, cuyas declaraciones son:

```
#include <sys/types.h>
int setuid(uid_t uid);
int setgid(uid_t gid);
```

Tanto setuid como setgid van a tener un comportamiento u otro dependiendo del valor que tenga el EUID del proceso. En el caso de setuid, si el identificador de usuario efectivo es el del superusuario, el kernel va a cambiar el UID y el EUID del proceso para que tomen el valor del parámetro uid. Si el identificador del usuario efectivo no es el del superusuario, pero el valor del parámetro uid coincide con el del identificador del usuario real, EUID va tomar el valor uid. Esto se hace para restaurar el valor de EUID después de que el proceso ejecuta algún programa que tiene activo el bit S_ISUID. En estos casos, setuid devuelve 0 para indicar que no se ha producido ningún error. En cualquier otro caso devolverá el valor -1 y en errno estará el código del error producido.

Para setgid se aplica lo dicho en setuid, pero referido al GID y EGID. En concreto, si el EUID del proceso es el del superusuario, entonces GID y el EGID cambian para tomar el valor del parámetro gid, y si no lo es, pero gid tiene el valor GID, entonces el EGID toma el valor gid. En cualquier otro caso se producirá un error.

Un ejemplo típico de programa que usa estas llamadas es el programa login. Este programa se ejecuta con el EUID del usuario root (superusuario). Después de preguntarnos nuestro nombre de usuario y nuestra contraseña, consulta en el archivo /etc/passwd cuáles son nuestros UID y GID, para hacer sendas llamadas a setuid y setgid y que los identificadores UID, EUID, GID y EGID pasen a ser los del usuario que quiere iniciar la sesión de trabajo. Luego llama a exec

para ejecutar un intérprete de órdenes que nos dé servicio. Este intérprete se va a ejecutar con los identificadores de usuario y grupo, tanto reales como efectivos, de acuerdo con el usuario que ha entrado en sesión.

Los procesos hijo van a heredar el `UID`, `EUID`, `GID` y `EGID` del padre.

### 6.4.3 Variables de entorno

Cuando un proceso empieza a través de una llamada a `exec`, el sistema pone a su disposición un arreglo de cadenas de caracteres conocido como entorno.

Para los programas que se ejecutan mediante una llamada a `execl`, `execv`, `execlp`, `execvp`, el entorno es accesible únicamente a través de la variable global `environ`, que se declara

```
extern char **environ;
```

Para las llamadas `execle` y `execve`, el entorno es accesible también a través del tercer parámetro de la función `main`, el parámetro `envp`:

```
main(int argc, char **argv, char **envp);
```

Tanto `environ` como `envp` tienen estructura de arreglo de cadena de caracteres terminado con un apuntador a NULL. Por convenio, cada una de estas cadenas tiene la forma:

```
VARIABLE_ENTORNO=VALOR_VARIABLE
```

Algunas de las variables usadas por programas estándar son:

| Variables | Descripción |
|---|---|
| **HOME** | Directorio de inicio de sesión de un usuario. |
| **LANG** | Identifica el idioma del Soporte en Lengua Nativa. |
| **PATH** | Indica la secuencia de directorios en lo que programa como `sh`, `time`, `nice`, `nohup`, etc. van a buscar cuando se especifica un archivo mediante su nombre y no mediante su ruta. |
| **TERM** | Identifica el tipo de terminal hacia el que se va a dirigir la salida. Es usado por programas como `vi`, `ed`, `mm`, etc. |

Podemos ver el valor de todas las variables de entorno asociadas a nuestra sesión de trabajo mediante la orden `env`. Un ejemplo de entorno puede ser:

```
$ env
ORBIT_SOCKETDIR=/tmp/orbit-manchas
GPG_AGENT_INFO=/tmp/seahorse-6P3tHM/S.gpg-agent:4871:1
SHELL=/bin/bash
TERM=xterm
USER=manchas
SSH_AUTH_SOCK=/tmp/keyring-nPbS33/ssh
GNOME_KEYRING_SOCKET=/tmp/keyring-nPbS33/socket
SESSION_MANAGER=local/manchas-laptop:/tmp/.ICE-unix/4795
USERNAME=manchas
PATH=/usr/local/sbin:/usr/local/bin:/usr/sbin:/usr/bin:/sbin:/bin:
/usr/games
…
COLORTERM=gnome-terminal
```

```
XAUTHORITY=/home/manchas/.Xauthority
_=/usr/bin/env
```
El entorno de un proceso es heredado por todos sus procesos hijo, después de la llamada `fork`.

El ejemplo siguiente muestra un programa que presenta por pantalla todas las variables de entorno asociadas a un proceso.

```
#include <stdio.h>

int main(int argc, char *argv[]) {
      extern char **environ;

      while (*environ) {
            puts(*environ++);
      }
}
```
Este programa puede servirnos de ejemplo para ver cómo está codificada la orden `env`.

Para preguntar por el valor de una variable de entorno determinada o para declarar nuevas variables, podemos usar las funciones que ofrece la biblioteca estándar de C. Estas funciones son `getenv` y `putenv` y están declaradas como sigue:

```
#include <stdlib.h>
char* getenv(char *name);
int putenv(char *cadena);
```
`getenv` busca en la zona de variables de entorno una cadena de caracteres que tenga la forma de `name=value` y devuelve un apuntador a `value` en esta zona. Si la cadena no existe, devuelve un apuntador a `NULL`. Ejemplos de llamadas a `getenv` son:

```
char *valor;
…
valor = getenv("TERM"); /* 1 */
valor = getenv("TERM="); /* 2 */
valor = getenv("TERM=vt100"); /* 3 */
```
En estos ejemplos, si la variable `TERM` vale `300h`, las líneas 1 y 2 devuelve `valor="300h"`, pero la 3 devuelve `NULL`. Sólo en el caso de que `TERM` valga `vt100`, la sentencia devolverá `valor="vt100"`.

`putenv` permite declarar una nueva variable de entorno o modificar el valor de una ya existente. `cadena` debe tener la forma de `"name=value"`. Hay que tener presente que la zona de memoria a la que apunta cadena es añadida al entorno y que por tanto se producirá un error si cadena es una variable automática (local a una función), ya que al abandonar la función dejará de existir.

Hay que advertir también que `putenv` manipula el entorno referenciado por `environ`, pero no el referenciado en `envp` (tercer argumento de `main`).

Ejemplos de llamada a `putenv` son:

```
char *var1 = "TERM=vt100";
```

```
char *var2 = "NOMBRE=francisco";
…
putenv(var1);
putenv(var2);
```

Por último, hay que indicar que las variables de entorno son locales a cada proceso, de tal forma que las modificaciones que se realicen sobre ellas no se conservan cuando muere el proceso. Esto no es aplicable a las variables que han sido declaradas como globales mediante la orden `export`.

### 6.4.4. Parámetros Relativos a Archivos

Todo proceso tiene asociado un directorio de trabajo y un directorio raíz. El directorio de trabajo indica dónde van a estar referidos los accesos a archivos que se realicen mediante un nombre de archivo y no mediante una ruta. Así, por ejemplo, si un proceso tiene como directorio de trabajo actual el directorio `/usr/local/bin` y abre el archivo datos mediante la llamada:

```
fd = open("datos", O_RDONLY);
```

El archivo que se está abriendo tiene `/usr/local/bin/datos` por ruta. Como vimos en el tema dedicado a sistema de archivos, la llamada `chdir` puede cambiar el directorio de trabajo asociado a un proceso.

El directorio raíz indica cuál es, dentro del sistema de archivos, el directorio que va a considerar el proceso como directorio raíz. Por lo general, el directorio raíz coincide con "`/`", pero lo podemos cambiar con la llamada `chroot`. Así, la siguiente secuencia de código permite acceder al archivo `/users/local/bin/prueba` indicando `/bin/prueba` como ruta:

```
chroot("/users/local");
fd = open("/bin/prueba", O_WRONLY); /*abriendo /users/local/bin/prueba*/
```

Relacionado con la creación de archivos, cada proceso tiene una máscara que indica qué bits, dentro de los bits de permiso en el modo de archivo, deben estar inactivos. La función `umask` es la que permite establecer esta máscara. Así, por ejemplo, en la siguiente secuencia de código vamos a intentar crear un archivo con los permisos `rwxrwxrwx` (lectura, escritura y ejecución para el propietario, el grupo y otros), pero el archivo se va a crear realmente con los permisos `rwxr—r--`, ya que la máscara de creación de archivos se va a fijar previamente al valor `0033`.

```
umask(0033);
fd = open("datos", O_WRONLY | O_CREAT, 0777);
```

Los procesos tienen limitado el tamaño máximo de los archivos que pueden crear y el tamaño máximo de memoria que pueden tener asignado. Para consultar estos parámetros se emplea la función `ulimit`. La declaración de esta llamada es la siguiente:

```
#include <ulimit.h>
long ulimit(int cmd, …);
```

`cmd` le indica a `ulimit` el tipo de operación que queremos realizar. Sus valores posibles son:

| Valores | Descripción |
|---|---|
| **UL_GETFSIZE** | `ulimit` devolverá el tamaño máximo (expresado en bloques de 512 bytes) de lo archivos que puede escribir el proceso. Para la lectura no existe ningún límite. |

| | |
|---|---|
| **UL_SETFSIZE** | `ulimit` establece el tamaño máximo de los archivos que el proceso puede escribir. El tamaño se indica a través del segundo parámetro de la función (este parámetro es de tipo long). El tamaño se expresa en unidades de bloques de 512 bytes. |
| **UL_GETMAXBRK** | `ulimit` devuelve el tamaño máximo de memoria que puede ocupar cualquier proceso. |

### 6.4.5 Identificación de Usuario

Cualquier proceso puede encontrar información sobre su `ID` y `EID` de usuario y de grupo. Algunas veces, sin embargo, queremos encontrar el nombre de usuario del usuario que está ejecutando un programa. Podríamos ejecutar la instrucción `getpwuid(getuid())` pero, ¿qué sucede si un usuario tiene múltiples nombres de usuario pero solo tiene un ID de usuario? El sistema normalmente mantiene información sobre el nombre bajo el cual entró un usuario. La función es:

```
#include <unistd.h>
char* getlogin();
```

La función falla si el proceso no se encuentra relacionado a una terminal con un usuario conectado. Un proceso de este tipo es llamado `process daemons`.

Dado el nombre de usuario, podemos usarlos para buscar el usuario dentro del archivo de passwords usando, por ejemplo, `getpwnam`.

## 6.5 Control de la Memoria Asignada

Para conocer las direcciones dinámicas donde se encuentran los segmentos de código y de datos de un proceso, están disponibles 6 símbolos que se definen de la siguiente forma:

```
extern _end;
extern end;
extern _etext;
extern etext;
extern _edata;
extern edata;
```

La dirección de símbolos `_etext` y `etext` es la primera dirección que hay después del segmento de código (también conocido como segmento de texto). La dirección `_edata` y `edata` es la primera que hay después de la región de datos que se inicializan al arrancar el programa. La dirección `_end` y `end` es la primera que hay después de la región de datos que no necesitan inicialización.

Para poder acceder desde un programa en C/C++ al valor de estos símbolos, hemos de utilizar el operador "`&`". Así, `&end` será una forma correcta de acceder a la dirección donde está `end`.

La dirección asociada a `end` se conoce también como `program break`, y puede ser modificada con llamada `brk` y `sbrk`. La declaración de estas llamadas es:

```
int brk(char *endds);
char *sbrk(int incr);
```

Ambas funciones se emplean para cambiar dinámicamente la cantidad de memoria reservada para el segmento de datos del proceso que las invoca.

`brk` hace que `end` tome el valor indicado en `endds`. `sbrk` añade `incr` bytes al segmento de datos a continuación del `program break`. `incr` puede ser un valor negativo, con lo que conseguiremos decrementar el tamaño dedicado al segmento de datos. Las dos funciones inicializan a 0 la zona de datos añadida.

Si la llamada a `brk` no da ningún mensaje de error, la función devuelve 0. `sbrk` devuelve el antiguo valor del `program break` cuando se ejecuta satisfactoriamente. Ambas funciones devuelven -1 cuando se produce algún error.

### 6.5.1 Stiky bit

Del Stiky bit ya hemos hablado en temas anteriores, pero quizá no quedó totalmente claro su significado, ya que aún no habíamos hablado de los conceptos relativos a procesos.

El stiky bit es uno de los bits de la palabra de modo de un archivo. Sólo es aplicable a los archivos ejecutables (programas) e indica que el segmento de código de este programa puede ser compartido por varios procesos. Así, cuando el kernel tiene que liberar memoria asignada al proceso (bien porque ha terminado su ejecución, bien porque debe pasar a la zona de intercambio), si hay otros procesos que estén compartiendo el segmento de código, este segmento no es descargado de memoria.

Solo el superusuario puede modificar el stiky bit de un programa.

El empleo de este bit supone una optimización del intercambio de información entre el disco y memoria, en el caso de programas muy utilizados como pueden ser el editor vi, el compilador de C/C++, etc.

### 6.5.2 Bloqueo de Memoria

Además del stiky bit, hay otros mecanismos para dejar residentes otros segmentos de un programa. La función `plock` se utiliza con esa idea. Su declaración es la siguiente:

```
#include <sys/lock.h>
int plock(in top);
```

Con `plock` podemos dejar residentes en memoria el segmento de código de un programa, su segmento de datos o ambos segmentos. Dependiendo del valor que tome `op`, indicaremos una acción u otra. En el archivo cabecera `<sys/lock.h>` están definidos los siguientes valores para `op`:

| Valores | Descripción |
|---|---|
| **PRLOCK** | Dejar en memoria los segmentos de código y de datos. `Procces lock.` |
| **TXTLOCK** | Dejar en memoria el segmento de código. `Text lock.` |
| **DATLOCK** | Dejar en memoria el segmento de datos. `Data lock.` |
| **UNLOCK** | Desbloquear y liberar memoria ocupada. |

Si la llamada a `plock` se realiza satisfactoriamente, la función devuelve 0; en caso contrario, devuelve -1 y en `errno` estará el código del error producido.

Sólo el superusuario tiene privilegios para emplear la llamada `plock`.

Los segmentos que queden residentes en memoria van a ser inmunes al intercambio con la memoria secundaria y van a restar capacidad del total de memoria libre del sistema. Como la memoria es un recurso escaso, caro y codiciado por todos los procesos, conviene no abusar del bloqueo de memoria, ya que puede bajar el rendimiento del sistema.

La técnica de dejar residente, total o parcialmente, un programa, mejora mucho la velocidad de ejecución en el caso de que un programa sea invocado muchas veces. Imaginemos, por ejemplo, una secuencia de órdenes que hace repetidas llamadas a un programa. Si ese programa se deja residente en memoria la primera vez que se ejecuta y se extrae de ella la última vez que se le invoca, habremos suprimido, del tiempo total de ejecución de la secuencia, el tiempo que se emplea en llevar el programa desde el disco a la memoria. Esto puede suponer una mejora sustancial en cuanto a rendimiento.

Cuando más adelante estudiemos memoria compartida, veremos que también hay posibilidad de bloquear una zona de memoria compartida para que no esté intercambiándose entre la zona de intercambio y la memoria principal.

# Referencias

Márquez, F. (2004). *Unix Programación Avanzada.* Colombia: Alfa-Omega.

Stevens, W. R. (2008). *Advanced programming in the UNIX environment.* Addison-Wesley.