

COMPUTACIÓN DE ALTA PERFORMANCE

Curso 2025

Sergio Nesmachnow (sergion@fing.edu.uy)

Centro de Cálculo



TEMA 6

PROGRAMACIÓN

MULTITHREADING

CONTENIDO

1. Hilos de ejecución
2. Modelos de planificación
3. POSIX threads
4. Pool de threads
5. Reentrancia vs thread-safe
6. Patrones paralelos de control
7. Paralelismo automático
8. Optimizando C
9. Arquitecturas paralelas

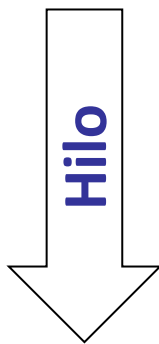
6.1: Hilos de ejecución

Hilos de ejecución

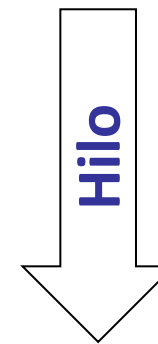
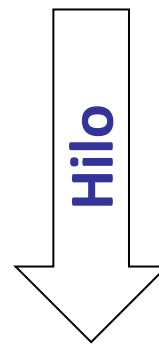
- Un thread (proceso ligero) es una unidad básica de uso de la CPU.
- Un proceso está formado por uno o varios threads, sin embargo un thread pertenece solamente a único proceso.
- A nivel de SO cada thread tendrá su propio:
 - TID (Thread IDentifier).
 - Conjunto de Registros, Program Counter, Stack.
 - Prioridad.
 - Máscara de señales.
 - Datos privados.
- Los thread de un mismo proceso compartirán:
 - Espacio de memoria virtual (tablas de páginas).
 - Archivos abiertos, pipes, sockets, etc.

Hilos de ejecución

Proceso monohilado



Proceso multihilado



Hilos de ejecución

- Entradas en la tabla de procesos de un proceso que utiliza 4 procesadores mediante la primitiva `fork()`:

PID	USER	PR	NI	VIRT	RES	SHR	S	%CPU	%MEM	TIME+	COMMAND
4478	brunolop	25	0	3559m	1.5g	6516	R	100.0	2.2	2996:27	caffa3d.MBRi.mp
4479	brunolop	25	0	3559m	1.5g	7844	R	100.0	2.2	2996:14	caffa3d.MBRi.mp
4480	brunolop	25	0	3559m	1.5g	8468	R	100.0	2.2	2997:04	caffa3d.MBRi.mp
4482	brunolop	25	0	3559m	1.5g	7464	R	100.0	2.2	2997:37	caffa3d.MBRi.mp

- Entrada en la tabla de procesos de un proceso que utiliza 4 procesadores mediante multihilado:

PID	USER	PR	NI	VIRT	RES	SHR	S	%CPU	%MEM	TIME+	COMMAND
14397	aguti	25	0	1819m	1.5g	9.9m	R	400.1	2.1	1350:53	wrf.exe

Hilos de ejecución

- Beneficios:
 - Es más rápido un cambio de contexto entre threads de un mismo proceso que entre dos procesos diferentes.
 - Es más “liviano” para el sistema operativo crear un thread que crear un proceso nuevo.
 - Los threads de un proceso comparten toda la memoria y los recursos que utilizan.
 - Es más fácil utilizar mecanismos de sincronización y comunicación.
- Desventajas:
 - Programación más difícil. ¡Todo está compartido!
 - Poca tolerancia a fallos. Si alguno de los threads provoca un fallo, todo el proceso es detenido.

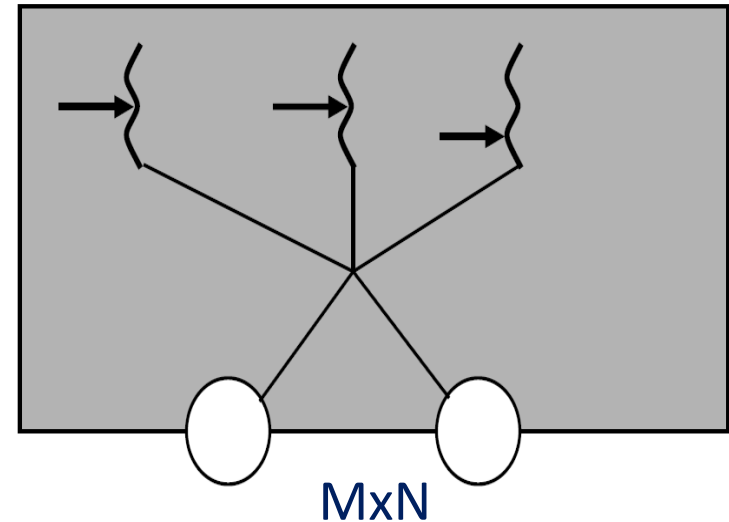
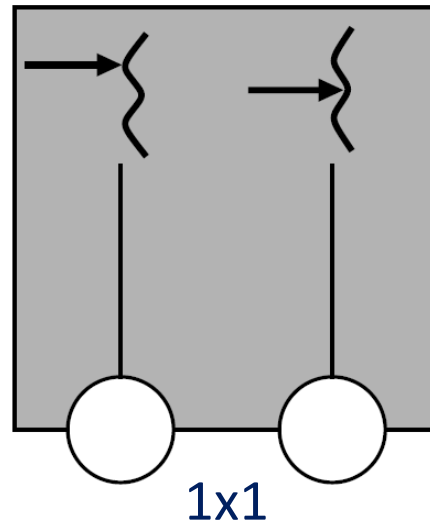
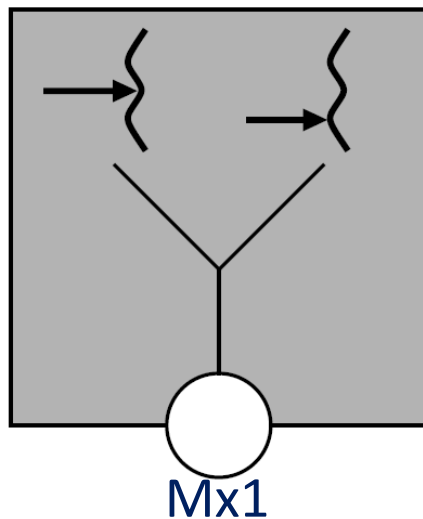
6.2: Modelos de planificación

Modelos de threads

- Hilos a nivel de usuario (user threads)
 - Son implementados en una biblioteca en espacio de usuario
 - Permite para crear, planificar y administrar threads sin soporte del SO
 - El SO solo reconoce un hilo de ejecución en el proceso
- Hilos a nivel del núcleo (kernel threads)
 - El SO soporta la creación, planificación y administración de los threads
 - Reconoce tantos hilos de ejecución como threads se hayan creado

Modelos de planificación

- La mayoría de los sistemas proveen threads a nivel de usuario y de sistema operativo. Surgen varios modelos:
 - Mx1 (Many-To-One): varios threads de usuario a un único thread de núcleo.
 - 1x1 (One-to-One): cada thread de usuario se corresponde con un thread a nivel del núcleo.
 - MxN (Many-To-Many): varios threads a nivel de usuario (M) se corresponde con varios threads a nivel del núcleo (N), con $M > N$.



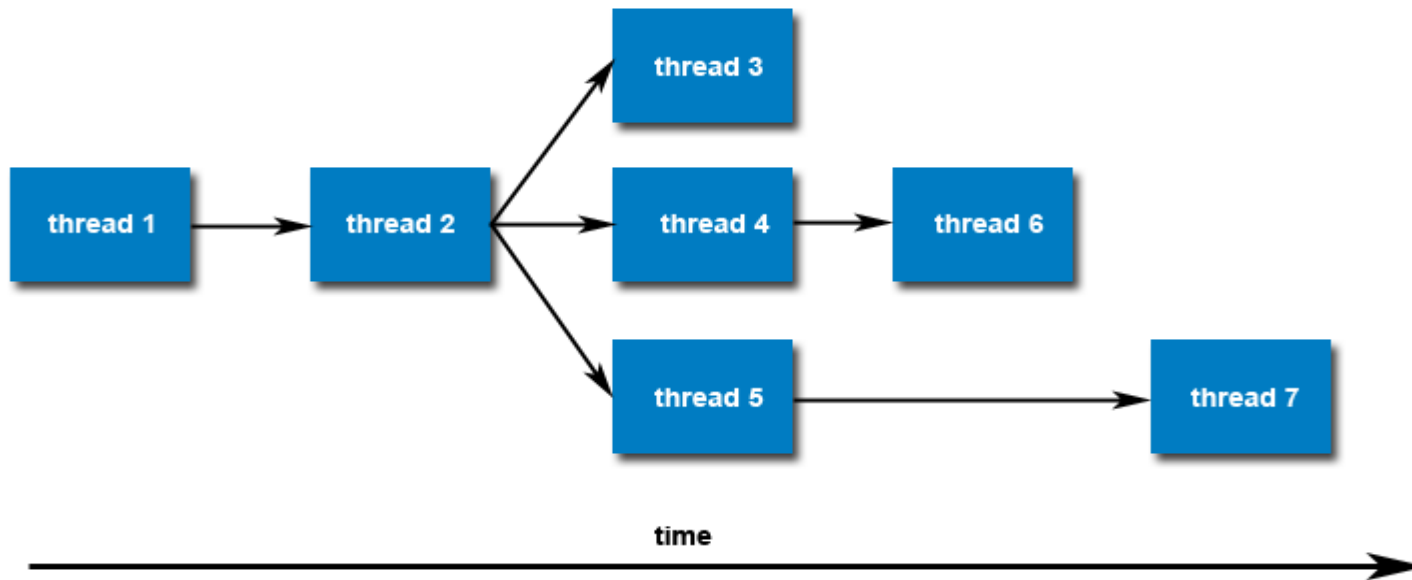
Linux threads

- Native POSIX Thread Library (NPTL) es la implementación por defecto de hilos en Linux desde la versión 2.6 del núcleo.
- Utiliza un modelo de planificación 1x1.
- Implementa la sincronización usando *Fast Userspace muTEX* (FUTEX).
- Un FUTEX opera casi completamente en espacio de usuario utilizando operaciones atómicas.
- Solo realiza system calls para dormir un hilo, despertar un hilo, o cuando se produce una condición de carrera.

6.3: POSIX threads

Creación de threads

- Función de creación: `pthread_create()`
- Recibe un puntero a la función donde comenzará a ejecutar el hilo creado.
- Esta función debe tener un cabezal predefinido.
- La creación de threads genera dentro del proceso una estructura de árbol.



Creación de threads

pthread_create

- Argumentos:
 - pthread_t *
TID del thread creado.
 - const pthread_attr_t *
Parámetro de inicialización.
 - void * (* función_thread) (void *)
Puntero a función donde comenzará a ejecutar el thread creado.
 - void *
Parámetro de entrada para el puntero a función.
- Retorno:
 - int
Valor de retorno (0 ok, != 0 error).

Creación de threads

- Si el parámetro `pthread_attr_t` es nulo, el thread será creado con los valores por defecto:

Atributo	Valor por defecto	Efecto
Scope	PTHREAD_SCOPE_SYSTEM	El thread compite con el resto de los procesos del sistema
Detachstate	PTHREAD_CREATE_JOINABLE	El valor de retorno del thread es preservado
Stack size	1 MB	Tamaño del stack
Priority		Es heredada de la prioridad del thread padre

Creación de threads

- El prototipo de la función debe ser `void* func_thread (void*)`
- El parámetro de tipo `void*` permite pasar cualquier tipo de datos a la función.

```
struct persona {  
    struct fecha  nacimiento;  
    int          sexo;  
};
```

```
struct persona p;
```

```
pthread_create (..., func_thread, (void *) p)
```

Terminación de threads

- Función de destrucción: `pthread_exit`.
- Típicamente es ejecutada cuando un thread finaliza su ejecución y no tiene nada más para realizar.
- Se puede asignar un status a la terminación para que algún otro threads (usando `pthread_join`) obtenga un valor de la ejecución.
- La función no elimina ningún recurso asignado al proceso que haya sido pedido por el thread.
- Si el thread `main` finaliza con un `pthread_exit`, todos los threads que hayan sido creados permanecerán activos.

Pequeño ejemplo hilado

- La función `pthread_join` permite a un thread esperar por la finalización de otro thread y obtener su estado de finalización.
- La función `pthread_join` es bloqueante sobre el thread que la invoca.
- No es posible esperar por varios threads como la función `wait` de C.

```
void* getNextPicture(void *arg){  
    buff = loadFile(arg);  
    pthread_exit(buff);}
```

```
int main() {  
    pthread_t pic_t;  
    buff = loadFile((void*)argv[1]);  
    for (i = 2; i < argc; i++) {  
        pthread_create(&pic_thread, NULL, getNextPicture, ...);  
        display(buff);  
        pthread_join(pic_thread, (void**) &buff);  
    }  
}
```

Sección crítica

- Sección de código desde donde se accede a un recurso compartido que no debe ser accedido por más de un hilo de ejecución.
- En programación concurrente los hilos de ejecución generalmente comparten datos.
- Se debe sincronizar el acceso para garantizar su integridad.
- POSIX brinda mecanismos de sincronización a través de funciones y de variables de sincronización:
 - Mutex
 - Variables de condición
 - Reader/Writer locks
 - Barriers

Mutex

- Mantiene MUTua EXclusión (MUTEX) en el acceso a secciones críticas entre los distintos hilos de un proceso.
- Garantiza que solamente un thread ejecutará la sección crítica.
- Cuando un thread está en una sección crítica, los demás threads que quieran acceder serán bloqueados.
- Una vez que este thread sale de la sección crítica, se despierta a otro thread que esté bloqueado para que pueda entrar.
- POSIX no garantiza un orden.

Mutex

- La estructura `pthread_mutex_t` permite definir variables de sincronización de mutua exclusión.
- Las variables mutex deben ser inicializadas y destruidas a través de las funciones:

```
pthread_mutex_init(pthread_mutex_t*, pthread_mutexattr_t*)
```

```
pthread_mutex_destroy(pthread_mutex_t*)
```

- El tipo de dato `pthread_mutexattr_t` permite inicializar el mutex con diferentes atributos.
- Por ejemplo:

```
pthread_mutex_t mutex1;
```

```
pthread_mutex_init(&mutex1, null);
```

```
...
```

```
pthread_mutex_destroy(&mutex1);
```

Mutex

- Para «ganar» un mutex se debe obtener un lock sobre el mismo. Existe una operación lock bloqueante y otra no bloqueante.
- Función bloqueante: bloquea al thread que invoca la función hasta que este obtenga el lock.

```
int pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t*);
```
- Función no bloqueante: el thread que ejecuta esta operación no quedará bloqueado en caso que el lock esté asignado a otro thread.

```
int pthread_trymutex_lock(pthread_mutex_t*);
```
- Para liberar un mutex ganado se tiene la operación:

```
int pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t*);
```

Mutex: problema de lectores y escritores

- Un conjunto de threads realiza operaciones de lectura en su sección crítica, mientras otro conjunto realiza operaciones de escritura.
- Si la cantidad de escrituras es significativamente menor que las lecturas, el problema se resuelve usando dos variables de sincronización.

Escritores

```
Mutex_lock(mtxEscr)  
Sección crítica  
Mutex_unlock(mtxEscr)
```

Lectores

```
Mutex_lock(mtxLec)  
lectores++  
if (lectores == 1)  
    Mutex_lock(mtxEscr)  
Mutex_unlock(mtxLec)  
Sección crítica  
Mutes_lock(mtxLec);  
lectores--  
if (lectores == 0)  
    Mutex_unlock(mtxEscr)  
Mutex_unlock(mtxLec)
```


Busy waiting

- No siempre resulta más eficiente bloquear un thread en espera.
- Bloquear un thread implica entrar en modo kernel, bloquear el thread en una correspondiente cola, ejecutar el planificador del sistema, ...
- Para secciones críticas largas es mejor bloquear el hilo.
- Para secciones críticas cortas es mejor hacer busy waiting.
- Los spinlocks son idénticos a los mutex salvo porque en lugar de bloquearse reintentan hasta obtener el lock (busy-waiting).

SPINLOCK

- POSIX provee una implementación de spinlocks.

```
int pthread_spin_destroy(pthread_spinlock_t *lock);
```

```
int pthread_spin_init(pthread_spinlock_t *lock, int psh);
```

```
int pthread_spin_lock(pthread_spinlock_t *lock);
```

```
int pthread_spin_trylock(pthread_spinlock_t *lock);
```

```
int pthread_spin_unlock(pthread_spinlock_t *lock);
```

- Al invocar la operación `pthread_spin_lock`
 - el hilo de ejecución adquirirá el spinlock en caso de que se encuentre disponible
 - en caso contrario el hilo entrará en bucle hasta obtenerlo (busy waiting).
- La mayoría de las bibliotecas diseñadas para HPC utilizan spinlocks puros o híbridos (p.ej. Intel MPI, OpenMPI, etc.)

VARIABLES DE CONDICIÓN

- Las variables de condición permiten bloquear a un proceso hasta que cierta condición sea verdadera.
- Siempre deben ser usadas junto con un mutex asociado.
- La condición es controlada bajo la protección del mutex.
- Cuando la condición es falsa, el thread es bloqueado y libera el lock del mutex.
- Cuando otro thread cambia algún componente de la condición, este puede enviar un signal a threads que estén esperando.
- Los threads serán despertados, obtendrán el lock y evaluarán nuevamente la condición para determinar sus próximas acciones.

Variables de condición

- Funciones:

```
pthread_cond_init(pthread_cond_t*, pthread_condattr_t*)
```

```
pthread_cond_destroy(pthread_cond_t*)
```

```
pthread_cond_wait(pthread_cond_t* cv, pthread_mutex_t* mtx)
```

```
pthread_cond_signal(pthread_cond_t * cv)
```

```
pthread_cond_broadcast(pthread_cond_t * cv)
```

- Para ejecutar `wait` el thread debe tener ganado el mutex asociado
- `wait` bloquea el thread hasta que otro thread ejecute `signal` sobre la variable de condición.
- El mutex `mtx` es liberado al invocar `wait`.
- Al invocar `signal` un thread es despertado y queda en espera para la obtención del mutex `mtx`.

Variables de condición

Thread 1

```
pthread_mutex_t    m;  
pthread_cond_t     c;  
...  
pthread_mutex_lock(&m);  
while (!operado(dato_compartido))  
    pthread_cond_wait(&c,&m);  
trabajar(dato_compartido);  
pthread_mutex_unlock(&m);
```

Thread 2

```
...  
pthread_mutex_lock(&m);  
operar(dato_compartido);  
pthread_cond_signal(&c);  
pthread_mutex_unlock(&m);  
...
```

- Al invocar a `pthread_cond_wait` se libera la variable de mutua exclusión asociada.
- Cuando un thread es despertado por `pthread_cond_signal` se pone en espera para obtener la variable de mutua exclusión.
- `pthread_cond_broadcast` despierta y pone en espera a todos los threads que están en una variable de condición.

Variables de condición

- En el problema de lectores-escritores se quiere dar prioridad a los escritores. La estrategia es que cuando llegue un escritor “avise” de forma que los próximos lectores sean bloqueados.

Escritores

```
Mutex_lock(mtxEscr)  
Sección crítica  
Mutex_unlock(mtxEscr)
```

Lectores

```
Mutex_lock(mtxLec)  
lectores++  
if (lectores == 1)  
    Mutex_lock(mtxEscr)  
Mutex_unlock(mtxLec)  
Sección crítica  
Mutes_lock(mtxLec);  
lectores--  
if (lectores == 0)  
    Mutex_unlock(mtxEscr)  
Mutex_unlock(mtxLec)
```

Variables de condición

- La estrategia es que cuando llegue un escritor “avise” de forma que los próximos lectores sean bloqueados.

Lectores

```
Mutex_lock(mtxEscrEspera)
While (Escritores != 0)
    Esperar(cond,mtxEscrEspera)
Mutex_lock(mtxLec)
lectores++
if (lectores == 1)
    Mutex_lock(mtxEscr)
Mutex_unlock(mtxLec)
Mutex_unlock(mtxEscrEspera)
Sección crítica
Mutes_lock(mtxLec);
lectores--
if (lectores == 0)
    Mutex_unlock(mtxEscr)
Mutex_unlock(mtxLec)
```

Escritores

```
Mutex_lock(mtxEscrEspera)
Escritores++
Mutex_unlock(mtxEscrEspera)

Mutex_lock(mtxEscr)
Sección crítica
Mutex_unlock(mtxEscr)

Mutex_lock(mtxEscrEspera)
Escritores--
Signal_broadcast(cond)
Mutex_unlock(mtxEscrEspera)
```

Read-write locks

- Funciones:

1. `pthread_rwlock_init(pthread_rwlock_t*, pthread_rwlockattr_t*)`
2. `pthread_rwlock_destroy(pthread_rwlock_t*)`
3. `pthread_rwlock_rdlock (pthread_rwlock_t * rw)`
4. `pthread_rwlock_tryrdlock (pthread_rwlock_t * rw)`
5. `pthread_rwlock_wrlock (pthread_rwlock_t * rw)`
6. `pthread_rwlock_trywrlock (pthread_rwlock_t * rw)`
7. `pthread_rwlock_unlock(pthread_rwlock_t *)`

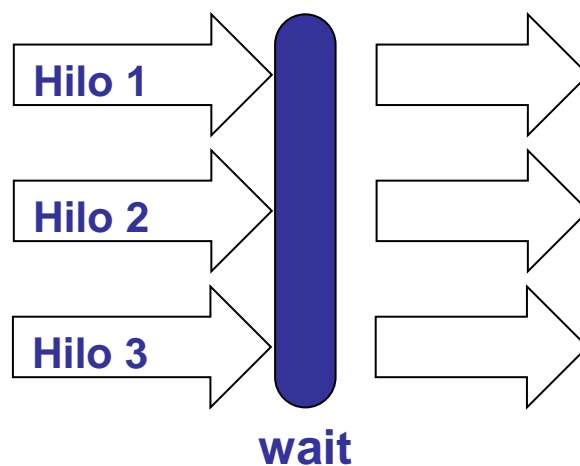
- POSIX no define si los escritores o lectores tienen prioridad.
- En Linux los lectores tienen prioridad sobre los escritores.
- Puede modificarse con la función `pthread_rwlockattr_setkind_np`
 - `PTHREAD_RWLOCK_PREFER_READER_NP`
 - `PTHREAD_RWLOCK_PREFER_WRITER_NONRECURSIVE_NP`

Barrier

- POSIX brinda la función de sincronización barrier que permite sincronizar varios threads en un mismo punto.
- Cuando todos los threads llegan a ese punto se continua la ejecución.

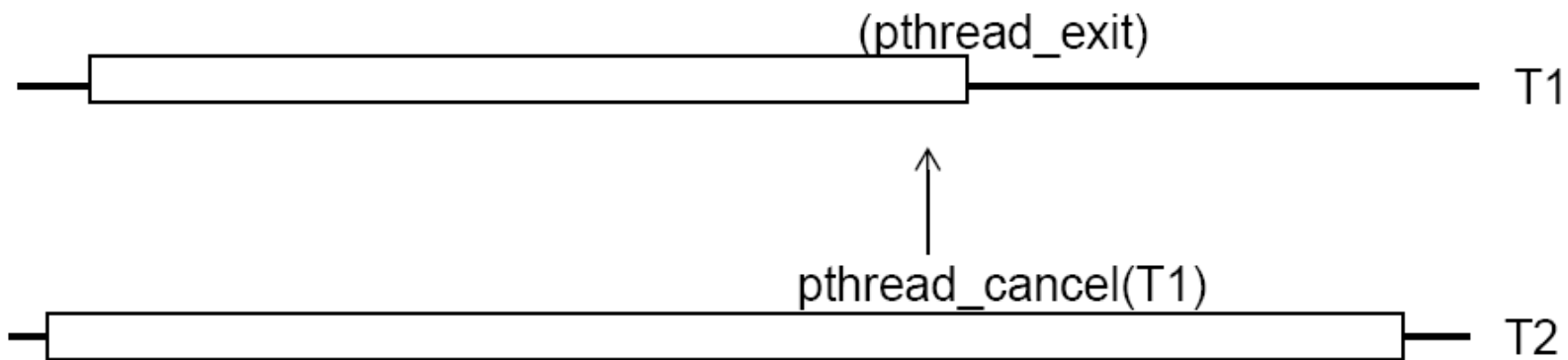
```
pthread_barrier_init(pthread_barrier_t *, pthread_barrierattr_t,  
    unsigned count)
```

```
pthread_barrier_wait(pthread_barrier_t *)
```



Cancelación de threads

- A veces es necesario finalizar un thread que está ejecutando.



- La función `pthread_cancel` permite que un thread cancele otro en la mitad de su ejecución.

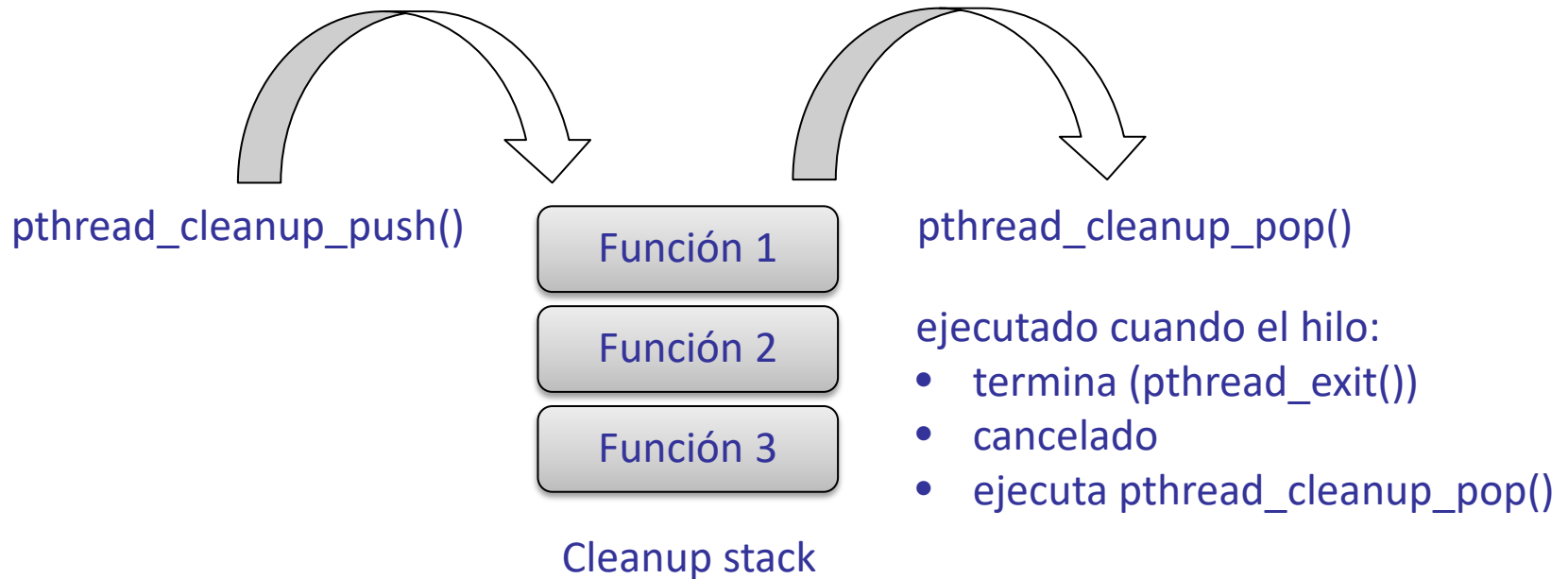
Cancelación de threads

- El thread tiene un estado privado que habilita su cancelación o no.
- Antes de entrar en una sección crítica se puede deshabilitar la cancelación y luego habilitarla nuevamente al salir.
- El estado es configurado a través de la función `pthread_setcancelstate`
- Se definen dos tipos de cancelación.
 - Asíncrona (asynchronous).
 - El thread es cancelado inmediatamente.
 - Diferida (deferred) – por defecto.
 - El thread es cancelado cuando consulta si fue cancelado utilizando la función `pthread_test_cancel`
 - También las funciones de biblioteca `pthread` son un punto de cancelación. Ej: `pthread_cond_wait`, `pthread_join`, etc.

Cancelación de threads

- Problemas que surgen con la cancelación:
 - Que pasa con los recursos que tiene ganados (ej: mutex)?
 - Cómo se libera la memoria pedida dinámicamente (malloc)?
- Solución: handlers de limpieza en cancelaciones.
 - Se provee de una estructura LIFO (stack) que permite configurar funciones de limpieza del thread antes de finalizar su ejecución.
 - Las funciones de limpieza reciben un parámetro de tipo **void***
- Handlers de limpieza:
`pthread_cleanup_push(void*)`
`pthread_cleanup_pop(void*)`

Cancelación de threads



Señales

- Asignación de señales al igual que a un proceso tradicional.
- Cada thread cuenta con una mascara que le permite filtrar ciertas señales.
 - Un thread hereda la mascara de señales de su padre.
- Si el proceso recibe una señal, se ejecutará la rutina (handler) para uno de los threads que no la tenga deshabilitada.
- Se permite generar una señal para un thread específico a través de la función `pthread_kill(pthread_t, int signal)`

6.4: Pool de threads

Pool de threads

- La creación y destrucción repetida de threads desperdicia ciclos de procesamiento para la aplicación.
- Para evitar desperdiciar ciclos de procesador creando y destruyendo threads, una solución consiste en la utilización de un pool de threads:
 - Se crea un conjunto de threads los cuales esperan en una variable de condición por una señal.
 - Cuando un thread recibe la señal, este comienza su procesamiento.
 - Al finalizar su trabajo vuelve a esperar en la variable de condición a recibir más trabajo.
- De esta forma se evita estar creando y destruyendo continuamente threads.

Pool de threads

```
while (1) {  
    pthread_mutex_lock(&mtx);  
    pthread_cond_wait(&cond,&mtx);  
  
    if (salir) {  
        pthread_mutex_unlock(&mtx);  
        return NULL;  
    }  
  
    pthread_mutex_unlock(&mtx);  
  
    ...  
}
```

6.5: Reentrancia vs. thread-safe

Reentrancia vs thread-safe

- Una función es thread-safe cuando su código puede ser ejecutado en paralelo por más de un thread y su resultado es el mismo que ejecutado en forma serial.
 - Puede utilizar locks para proteger el acceso a recursos compartidos.
- Una función es reentrante cuando su código puede ser interrumpido y vuelto a ejecutar sin que la ejecución de ninguna de sus instancias se vea afectada.
 - Como regla general no debe referenciar datos estáticos o globales. Si lo hace, debe manipularlos de forma atómica.
 - Una función reentrante no debe hacer uso de una función no-reentrante.
- Una función puede ser reentrante, thread-safe, ambos, o ninguno.

Reentrancia vs thread-safe

- Los threads comparten el espacio de direccionamiento global, excepto el program counter, el stack y los registros.
- Cada thread tiene su propio stack, las variables locales a una función **NO SON COMPARTIDAS** entre threads.
- Sin embargo, variables globales y las estáticas definidas en un thread **SI SON COMPARTIDAS** entre los threads.
- Algunas funciones en las bibliotecas de C no son thread-safe.
 - **strtok** para la extracción de tokens de un string.
 - «The strtok() function uses a static buffer while parsing, so it's not thread safe.»
 - **rand** para la generación de un números aleatorios.
 - «The function rand() is not reentrant or thread-safe, since it uses hidden state that is modified on each call.»

Reentrancia vs thread-safe

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

int main(){
    int i;

    /* Inicializa la semilla */
    srand(1);

    for( i = 0 ; i < 5 ; i++ ) {
        printf("%d\n", rand());
    }

    return(0);
}
```

Reentrancia vs thread-safe

- Se ofrecen versiones reentrantes de muchas funciones. Por ejemplo: `rand_r` , `strtok_r`, etc.

Uso de `rand()`

```
srand(1);  
int p = rand();
```

Uso de `rand_r()`

```
int seed = 1;  
int p = rand_r(&seed);
```

6.6: Optimizando C

Optimización al compilar

- Los compiladores modernos realizan muchas optimizaciones sobre el código para mejorar su desempeño
- Ejemplo 1: eliminación de punteros
 - Un puntero puede ser eliminado si apunta a algo conocido.

- Por ejemplo:

```
int a;  
int *p = &a;  
*p = *p + 2;
```

- Puede ser optimizado a:

```
int a;  
a += 2;
```


Optimización al compilar

- Los compiladores modernos realizan muchas optimizaciones sobre el código para mejorar su desempeño
- Ejemplo 2: desenrollar ciclos (loop unrolling)
 - Algunos compiladores pueden hacer unroll de los loops

```
int i, a[2];  
for (i=0;i<2;i++) a[i]=i+1;
```

- Puede ser optimizado a:

```
int a[2];  
a[0]=1; a[1]=2;
```

OPTIMIZACIÓN AL COMPILAR

- Flags de optimización de GCC
 - Por defecto el compilador reduce el tiempo de compilación y produce binarios debuggeables
 - `-O0`: por defecto
 - `-O1`: reduce el tamaño del código y del tiempo de ejecución sin reducir demasiado mucho tiempo de compilación
 - `-O2`: aplica todas las optimizaciones con un compromiso de velocidad y tamaño
 - `-O3`: enciende todo `-O2` y otras que optimizan velocidad a costa de tamaño
 - `-Ofast`: optimizaciones `-O3` y otras que ignoran la conformidad a estándares

¿Dónde almacenar variables?

- Uso de variables globales o estáticas
 - Pueden ser inicializadas junto con la carga del programa
 - Ocupan memoria hasta la finalización del programa
- Uso del heap
 - Almacena memoria dinámica pedida utilizando **new/delete y malloc/free**
 - Fácilmente fragmentable: uso poco eficiente del caché
 - El sistema usa mecanismos para serializar el acceso a estructuras del heap
 - Los compiladores no son eficientes optimizando memoria dinámica
- Uso del stack
 - Todas (casi) las variables declaradas en una función están en el stack
 - Es muy eficiente para almacenar variables porque es de uso muy frecuente
 - Posiblemente se almacene totalmente en el caché L1 de la CPU
 - Es posible reducir el scope de ciertas variables usando { }
 - El tamaño del stack es limitado

¿Dónde almacenar variables?

- Hay que evitar utilizar grandes estructuras estáticas en el stack

```
void memoryHog() {  
    char array[10*1024*1024]; // 10 MB en el stack  
}
```

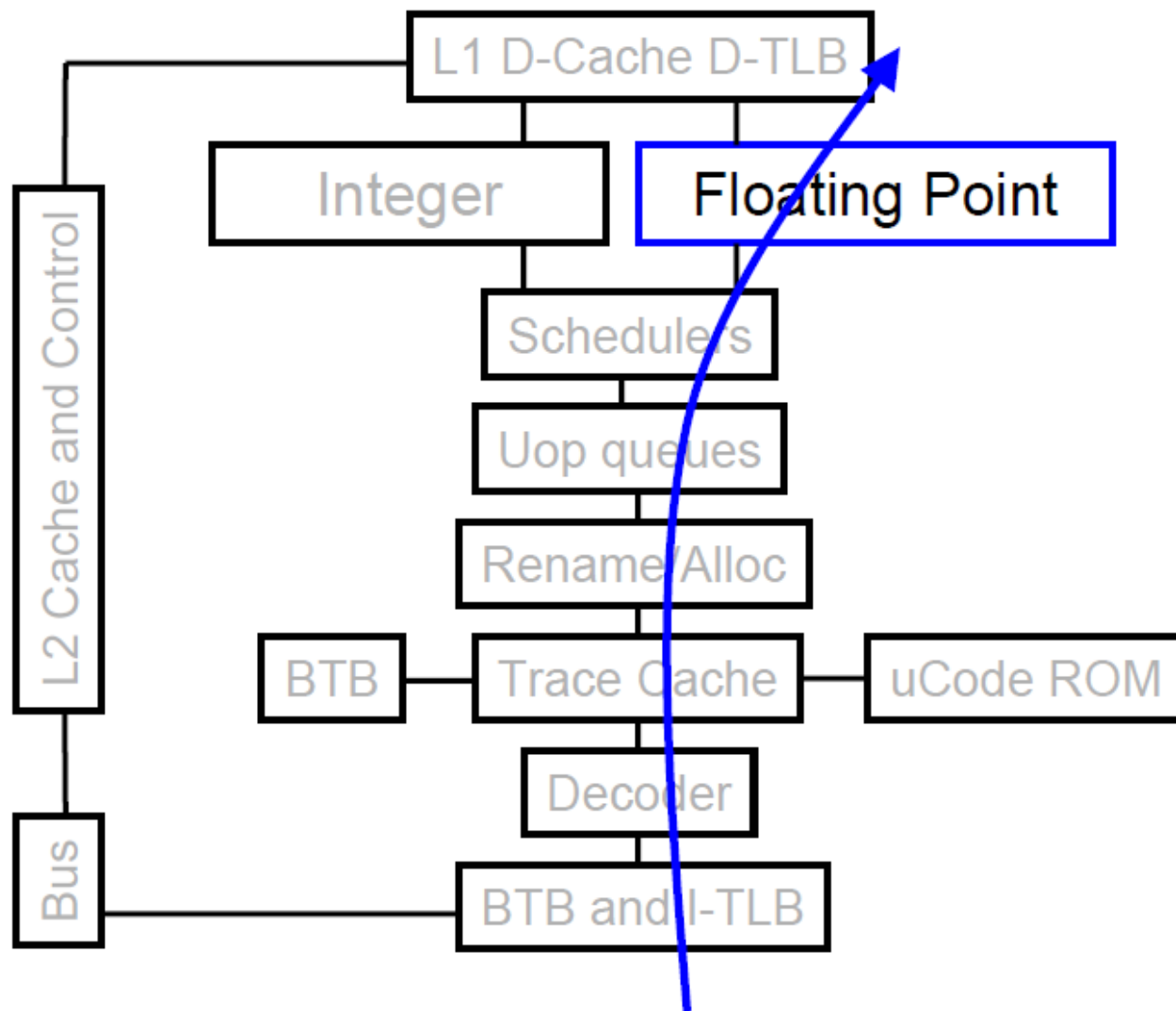
- El stack tiene tamaño limitado
- Atenta contra el uso eficiente del caché
- La mejor alternativa es utilizar variables estáticas o globales
 - ...aunque parezca «feo»

6.7: Ejecución de los hilos

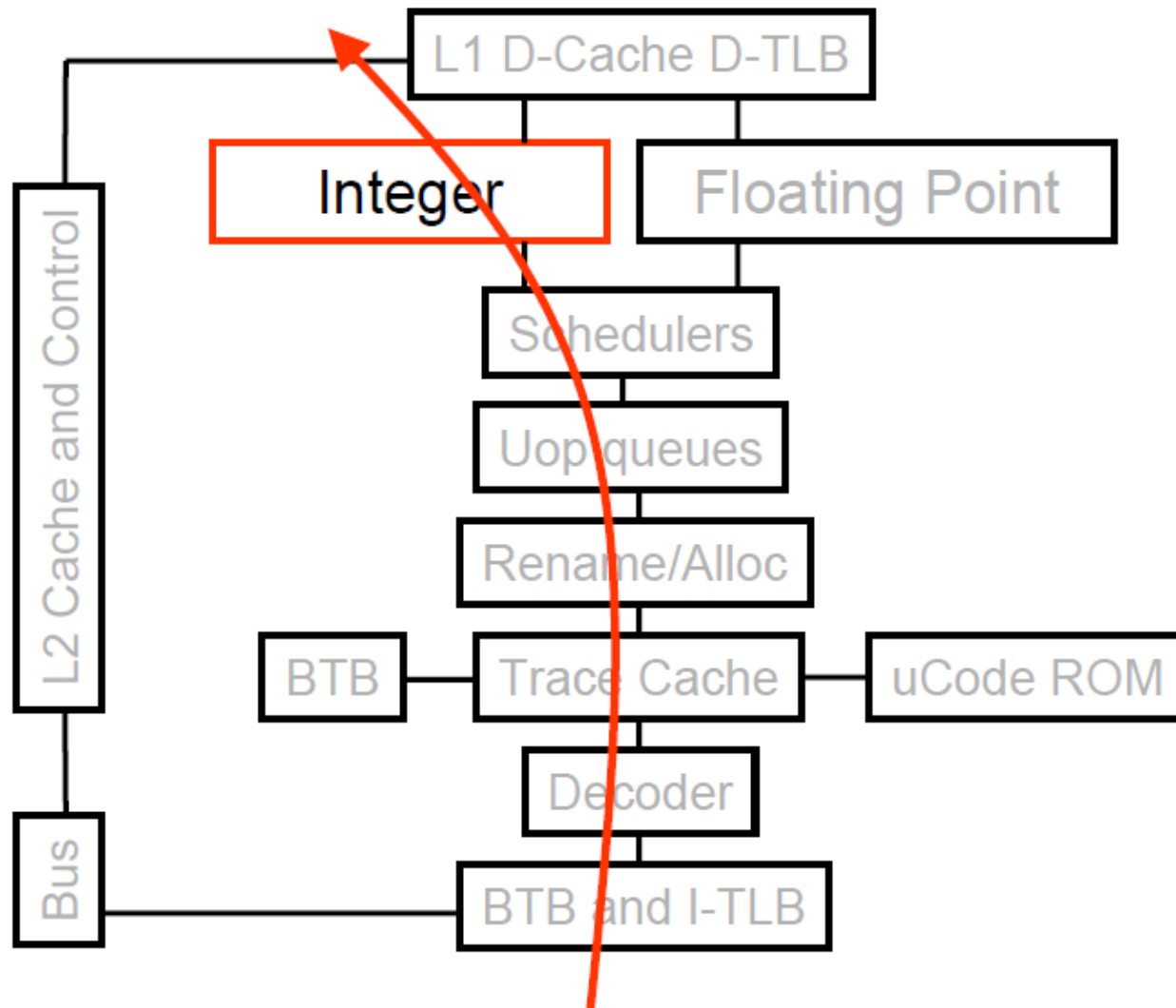
Niveles de paralelismo

- Existen diferentes niveles de paralelismo: de instrucción y de thread
- A nivel de instrucción
 - La CPU puede reordenar instrucciones, pipeline, predicción de saltos, etc.
 - Puede aprovecharse con un único procesador
- A nivel de hilo
 - Paralelismo de grano más grueso
 - Requiere más de un núcleo
- La tendencia actual es al paralelismo multinúcleo
- Recientemente surgió una técnica complementaria: el multihilado simultáneo (SMT)
 - Permite que múltiples hilos ejecuten simultáneamente en el mismo núcleo
 - Por ejemplo: cuando un hilo está esperando por una operación de punto flotante, otro hilo puede utilizar la unidad entera

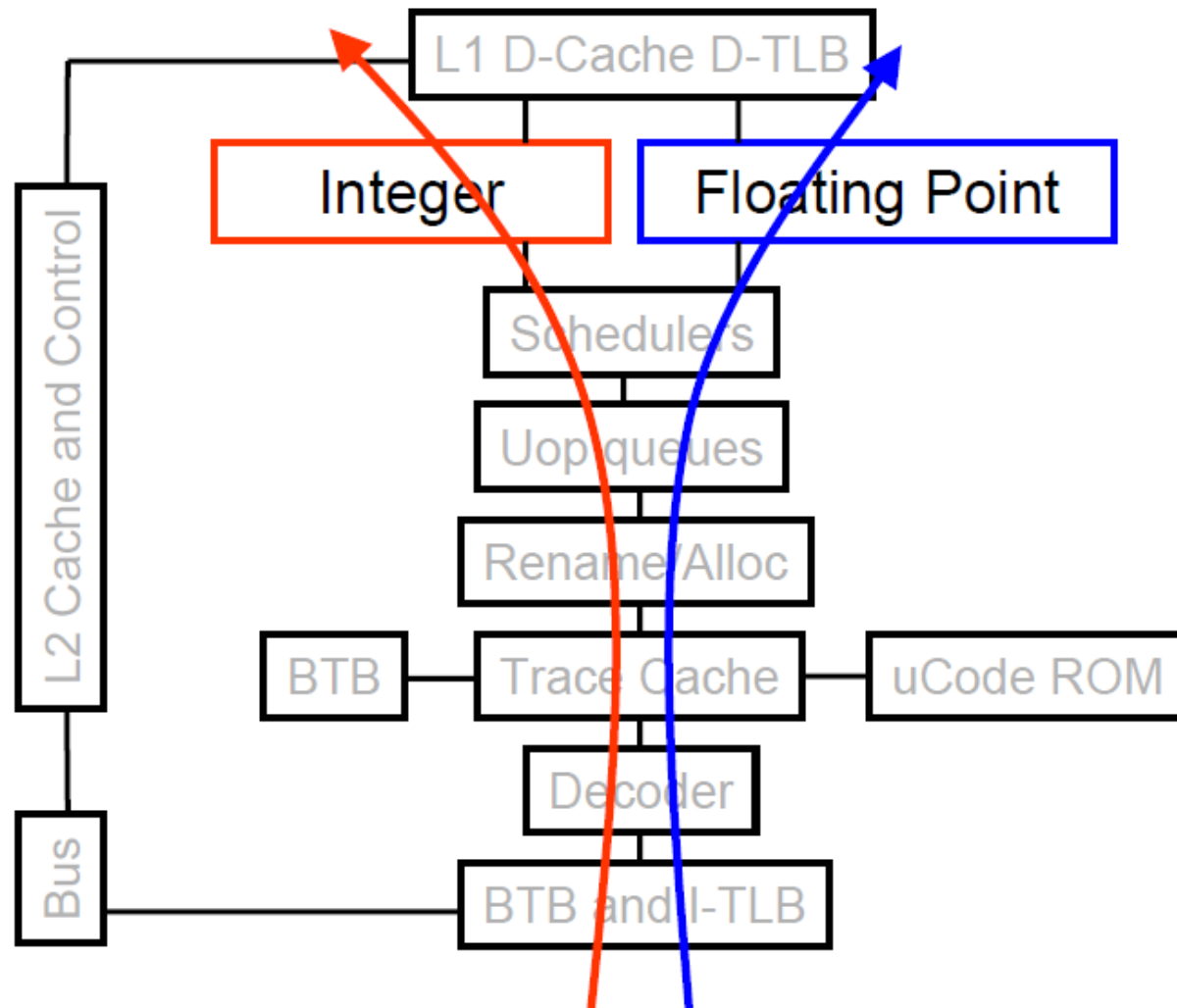
ARQUITECTURAS PARALELAS



ARQUITECTURAS PARALELAS



ARQUITECTURAS PARALELAS

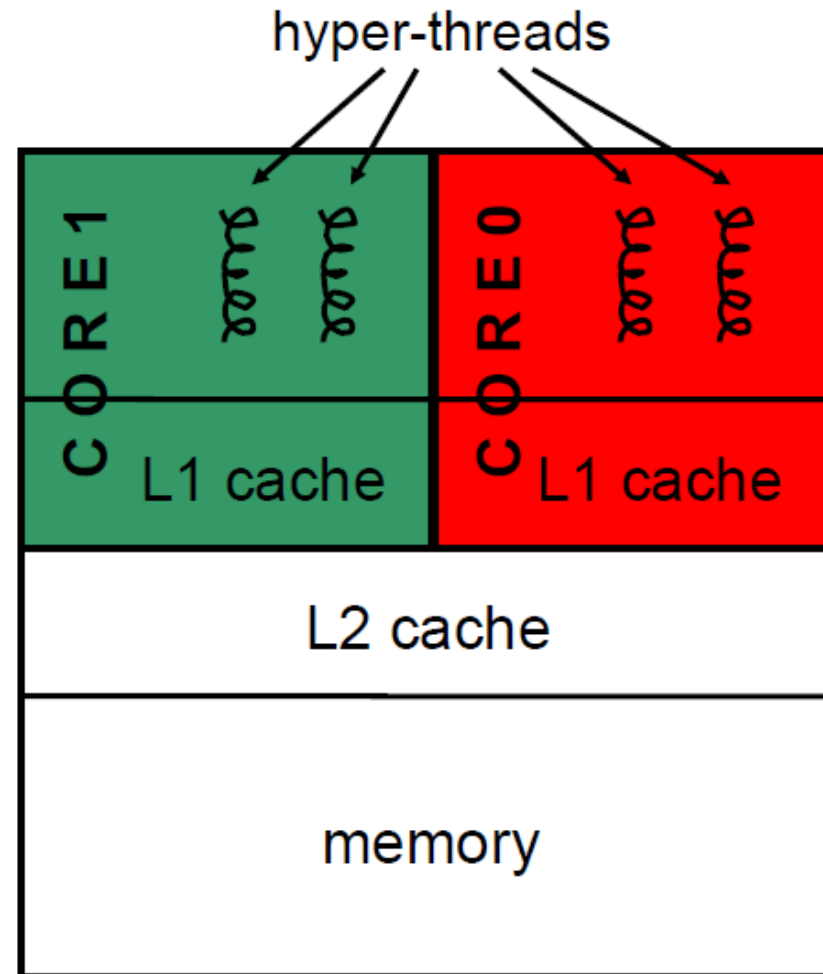


Multihilado simultáneo

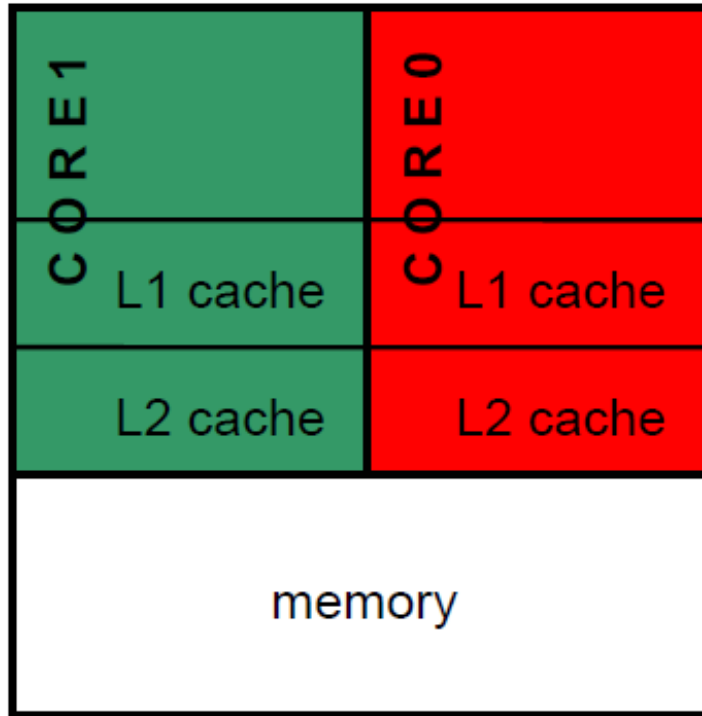
- Implementada por la tecnología Hyperthreading de Intel.
- El SO ve cada SMT como un núcleo virtual separado
 - SMT no es realmente multinúcleo
 - Principalmente se basa en explotar mecanismos de paralelismo a nivel de instrucción
- Para aplicaciones intensivas en cómputo (como HPC) el hyperthreading tiende a ser contraproducente
 - Existe mucha competencia por las unidades de procesamiento
 - Mejores resultados de eficiencia (reportados por Intel): 15% a 25%
 - Las mejoras son muy dependientes de la aplicación
 - En general, cuando dos aplicaciones demandan intensivamente el procesador, hyperthreading degrada la performance de ambas
 - No es eficiente desde el punto de vista energético

Jerarquía de memoria

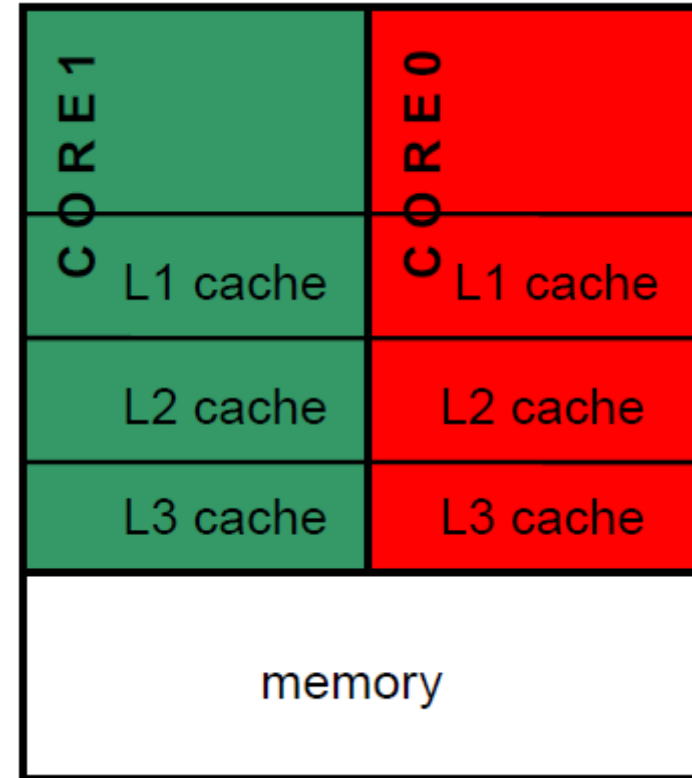
- Arquitectura Intel Xeon
- Cada core tiene hyperthreading
- Caché L1 privado
- Caché L2 compartido



Jerarquía de memoria



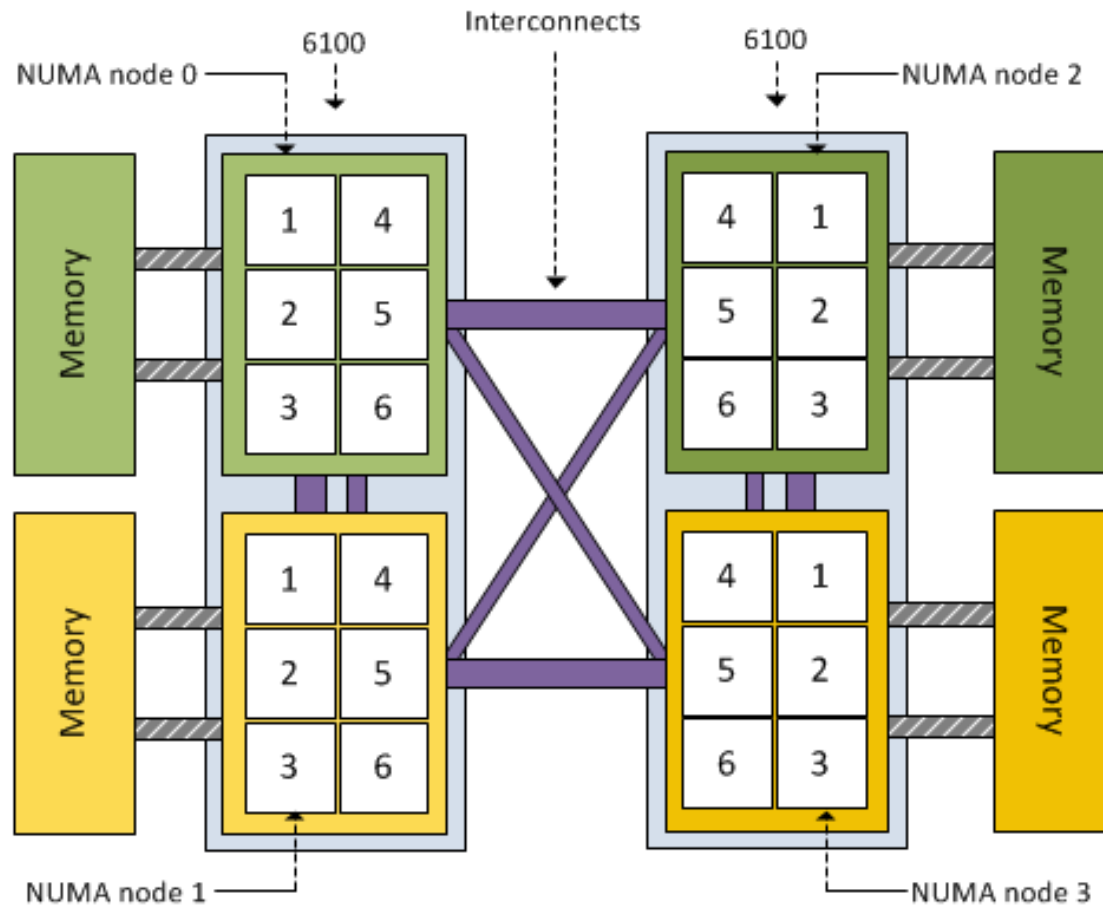
- Caché L1 y L2 privados
- Arquitecturas AMD Opteron, AMD Athlon, Intel Pentium D



- Diseño con cachés privados y L3
- Arquitectura Intel Itanium 2

Jerarquía de memoria

- La memoria RAM es siempre compartida
 - ... aunque para arquitecturas de muchos núcleos su acceso puede ser no uniforme (arquitecturas NUMA)



¿Dónde ejecutan los hilos?

- El SO intenta balancear la carga y migrar hilos entre núcleos
- La migración de un hilo es costosa. Incluye:
 - Reiniciar el pipeline de ejecución, invalidar el caché, etc.
- Se evita la migración y se mantiene afinidad con el núcleo inicial
 - El modelo se llama «soft affinity»
- El programador puede especificar una afinidad dura («hard affinity»)
 - Cada hilo/proceso tiene una máscara de afinidad (affinity mask)
 - En la máscara de afinidad se especifica que núcleos pueden ejecutar el hilo
- Existen bibliotecas que ayudan a este tipo de optimización
 - Por ejemplo: Portable Hardware Locality (hwloc)

Recursos online

- POSIX Threads Programming Tutorial, Lawrence Livermore National Laboratory.
 - <https://computing.llnl.gov/tutorials/pthreads/>
- Portable Hardware Locality (hwloc)
 - <https://www.open-mpi.org/projects/hwloc/>