Università di Udine — Facoltà di Scienze MM.FF.NN.

Laurea in Informatica — A.A. 2003/04

Trasparenze del Corso di *Sistemi Operativi*

Marino Miculan

Università di Udine

Processi e Thread

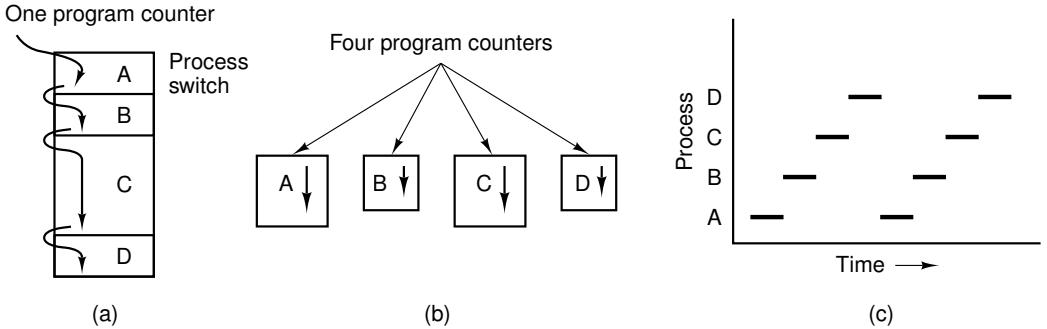
- Concetto di processo
- Operazioni sui processi
- Stati dei processi
- Threads
- Schedulazione dei processi

Il Concetto di Processo

- Un sistema operativo esegue diversi programmi
  - nei sistemi batch – "jobs"
  - nei sistemi time-shared – "programmi utente" o "task"
- I libri usano i termini *job* e *processo* quasi come sinonimi
- Processo: programma in esecuzione. L'esecuzione è sequenziale.
- Un processo comprende anche tutte le risorse di cui necessita, tra cui:
  - programma
  - program counter
  - stack
  - sezione dati
  - dispositivi

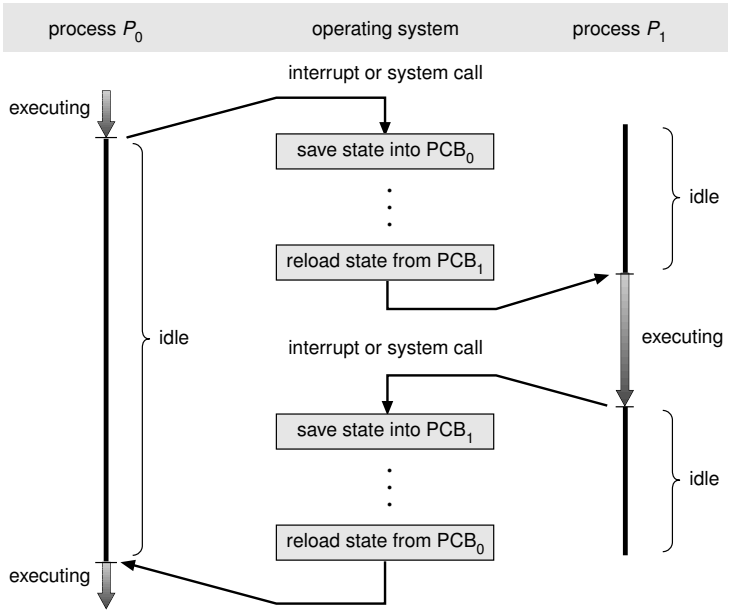
Multiprogrammazione

Multiprogrammazione: più processi in memoria, per tenere occupate le CPU.
Time-sharing: le CPU vengono "multiplexate" tra più processi



Switch causato da terminazione, prelazione, system-call bloccante.

Switch di contesto



Switch di Contesto

- Quando la CPU passa ad un altro processo, il sistema deve salvare lo stato del vecchio processo e caricare quello del nuovo processo.
- Il tempo di *context-switch* porta un certo overhead; il sistema non fa un lavoro utile mentre passa di contesto
- Può essere un collo di bottiglia per sistemi operativi ad alto parallelismo (migliaia - decine di migliaia di thread).
- Il tempo impiegato per lo switch dipende dal supporto hardware

Creazione dei processi

- Quando viene creato un processo
  - Al boot del sistema (intrinseci, daemon)
  - Su esecuzione di una system call apposita (es., `fork()`)
  - Su richiesta da parte dell'utente
  - Inizio di un job batch

  La generazione dei processi indica una naturale gerarchia, detta *albero di processi*.
- Esecuzione: alternative
  - Padre e figli sono in esecuzione concorrente
  - Il padre attende che i figli terminino per riprendere l'esecuzione

- Condivisione delle risorse:
  - Padre e figli condividono le stesse risorse
  - I figli condividono un sottoinsieme delle risorse del padre
  - Padre e figli non condividono nessuna risorsa
- Spazio indirizzi: alternative
  - I figli duplicano quello del padre (es: `fork()`)
  - I figli caricano sempre un programma (es: `CreateProcess()`)

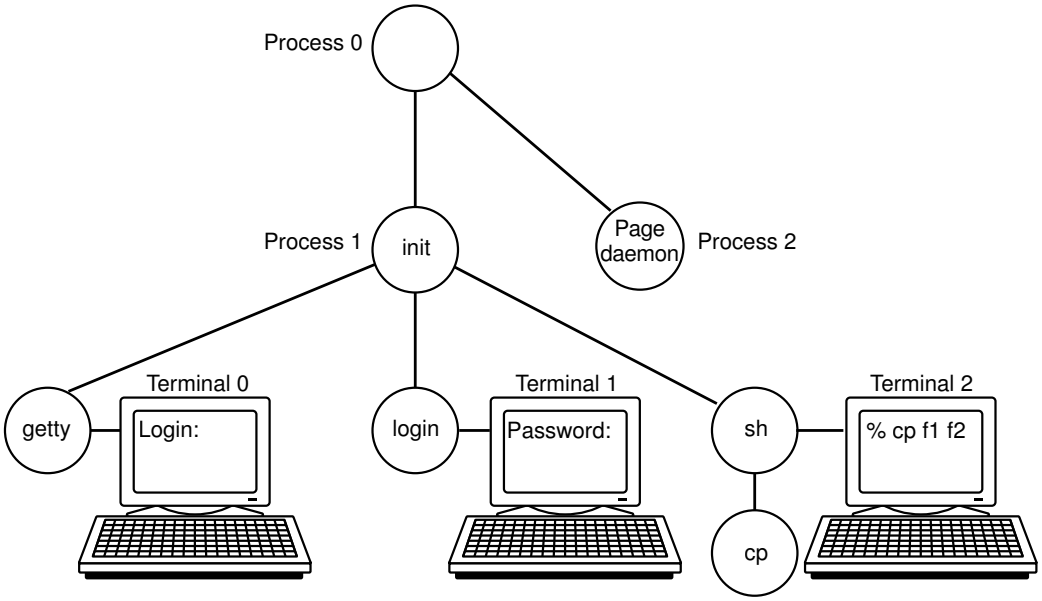
Terminazione dei Processi

- Terminazione volontaria—normale o con errore (**exit**). I dati di output vengono ricevuti dal processo padre (che li attendeva con un **wait**).
- Terminazione involontaria: errore fatale (superamento limiti, operazioni illegali, . . .)
- Terminazione da parte di un altro processo (uccisione)
- Terminazione da parte del kernel (es.: il padre termina, e quindi vengono terminati tutti i discendenti: terminazione *a cascata*)

Le risorse del processo sono deallocate dal sistema operativo.

Gerarchia dei processi

- In alcuni sistemi, i processi generati (*figli*) rimangono collegati al processo generatore (*parent*, *genitore*).
- Si formano "famiglie" di processi (*gruppi*)
- Utili per la comunicazione tra processi (p.e., segnali possono essere mandati solo all'interno di un gruppo, o ad un intero gruppo).
- In UNIX: tutti i processi discendono da `init` (PID=1). Se un parent muore, il figlio viene ereditato da `init`. Un processo non può diseredare il figlio.
- In Windows non c'è gerarchia di processi; il task creatore ha una *handle* del figlio, che comunque può essere passata.



Stato del processo

Durante l'esecuzione, un processo cambia *stato.*

In generale si possono individuare i seguenti stati:

new: il processo è appena creato

running: istruzioni del programma vengono eseguite da una CPU.

waiting: il processo attende qualche evento

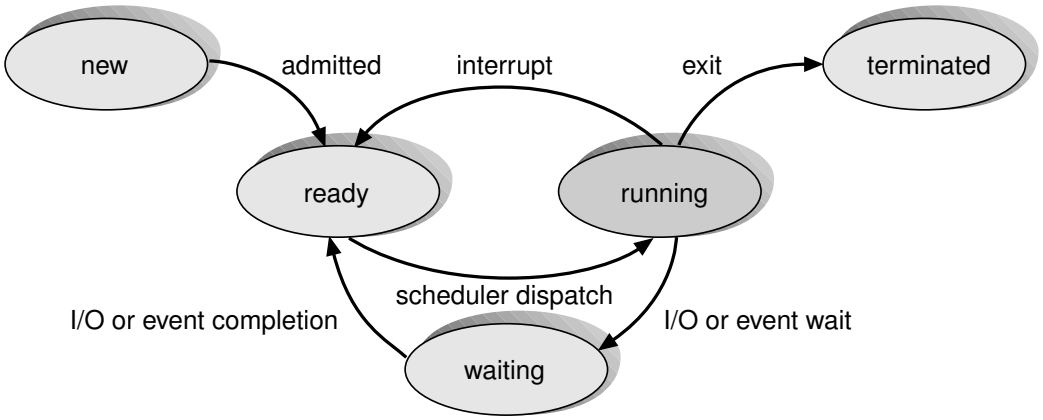
ready: il processo attende di essere assegnato ad un processore

terminated: il processo ha completato la sua esecuzione

Il passaggio da uno stato all'altro avviene in seguito a interruzioni, richieste di risorse non disponibili, selezione da parte dello scheduler, . . .

$0 \leq$ n. processi in running $\leq$ n. di processori nel sistema

Diagramma degli stati



Process Control Block (PCB)

Contiene le informazioni associate ad un processo

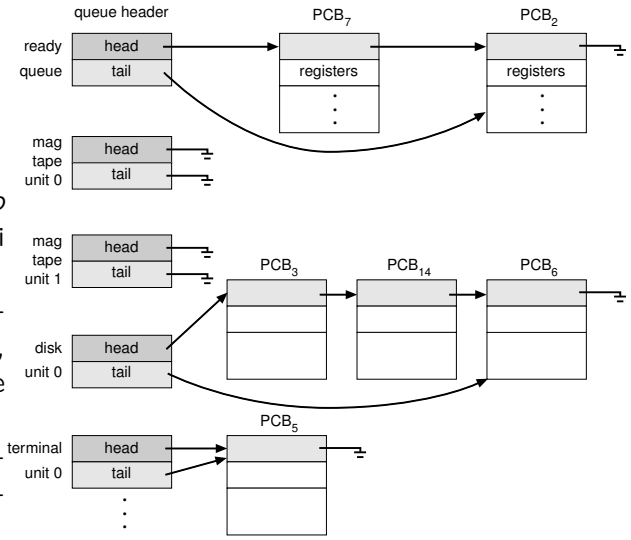
- Stato del processo
- Dati identificativi (del processo, dell'utente)
- Program counter
- Registri della CPU
- Informazioni per lo scheduling della CPU
- Informazioni per la gestione della memoria
- Informazioni di utilizzo risorse
  - tempo di CPU, memoria, file...
  - eventuali limiti (*quota*)
- Stato dei segnali

Process management	**Memory management**	**File management**
Registers	Pointer to text segment	Root directory
Program counter	Pointer to data segment	Working directory
Program status word	Pointer to stack segment	File descriptors
Stack pointer		User ID
Process state		Group ID
Priority		
Scheduling parameters		
Process ID		
Parent process		
Process group		
Signals		
Time when process started		
CPU time used		
Children's CPU time		
Time of next alarm		

Gestione di una interruzione hardware

1. Hardware stacks program counter, etc.
2. Hardware loads new program counter from interrupt vector.
3. Assembly language procedure saves registers.
4. Assembly language procedure sets up new stack.
5. C interrupt service runs (typically reads and buffers input).
6. Scheduler decides which process is to run next.
7. C procedure returns to the assembly code.
8. Assembly language procedure starts up new current process.

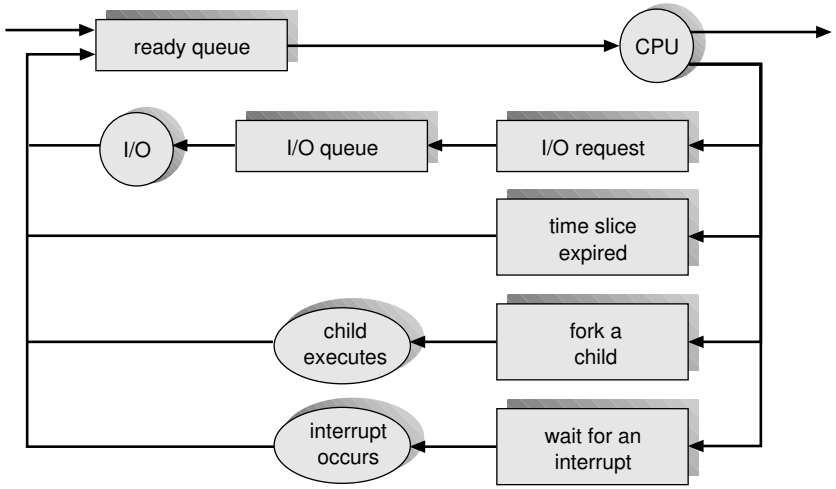
Code di scheduling dei processi



- Coda dei processi (*Job queue*) – insieme di tutti i processi nel sistema
- *Ready queue* – processi residenti in memoria principale, pronti e in attesa di essere messi in esecuzione
- *Code dei dispositivi* – processi in attesa di un dispositivo di I/O.

Migrazione dei processi tra le code

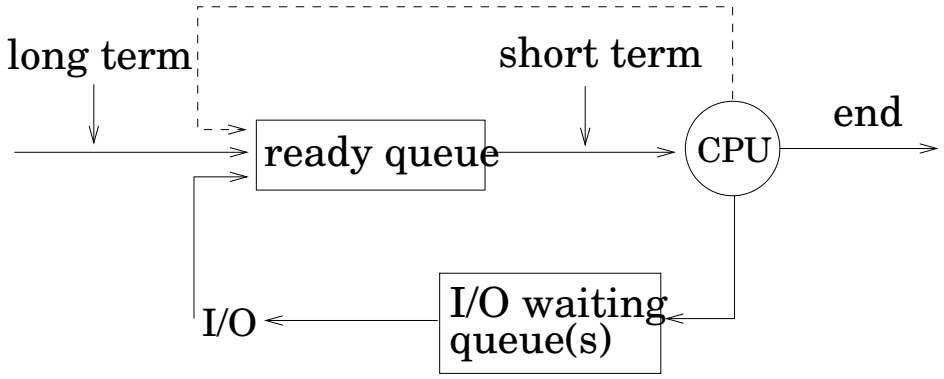
I processi, durante l'esecuzione, migrano da una coda all'altra



Gli *scheduler* scelgono quali processi passano da una coda all'altra.

Gli Scheduler

- Lo *scheduler di lungo termine* (o *job scheduler*) seleziona i processi da portare nella ready queue.
- Lo *scheduler di breve termine* (o *CPU scheduler*) seleziona quali processi ready devono essere eseguiti, e quindi assegna la CPU.

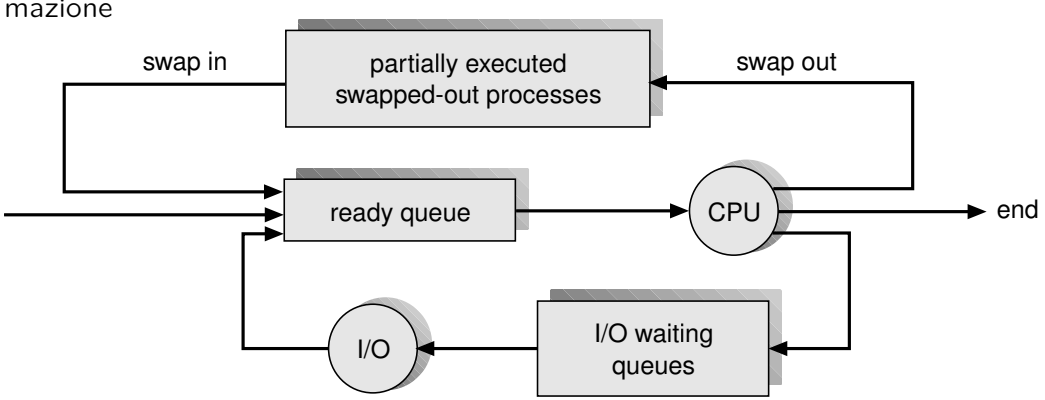


Gli Scheduler (Cont.)

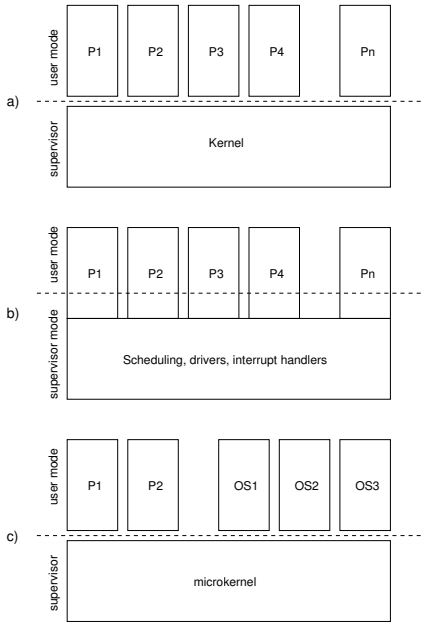
- Lo scheduler di breve termine è invocato molto frequentemente (decine di volte al secondo) ⇒ deve essere veloce
- Lo scheduler di lungo termine è invocato raramente (secondi, minuti) ⇒ può essere lento e sofisticato
- I processi possono essere descritti come
  - I/O-bound: lunghi periodi di I/O, brevi periodi di calcolo.
  - CPU-bound: lunghi periodi di intensiva computazione, pochi (possibilmente lunghi) cicli di I/O.
- Lo scheduler di lungo termine controlla il grado di multiprogrammazione e il *job mix*: un giusto equilibrio tra processi I/O e CPU bound.

Gli Schedulers (Cont.)

Alcuni sistemi hanno anche lo *scheduler di medio termine* (o *swap scheduler*) sospende temporaneamente i processi per abbassare il livello di multiprogrammazione



Modelli di esecuzione dei processi



Esecuzione kernel separata dai processi utente.

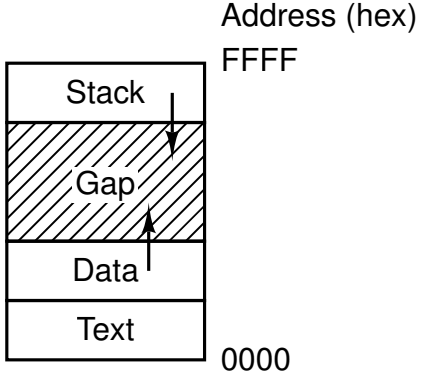
Esecuzione kernel all'interno dei processi

Stretto necessario all'interno del kernel; le decisioni vengono prese da processi di sistema.

Esempio esteso: Processi in UNIX tradizionale

- Un *processo* è un programma in esecuzione + le sue risorse
- Identificato dal *process identifier (PID)*, un numero assegnato dal sistema.
- Ogni processo UNIX ha uno spazio indirizzi separato. Non vede le zone di memoria dedicati agli altri processi.

  Un processo UNIX ha tre segmenti:
  - Stack: Stack di attivazione delle subroutine. Cambia dinamicamente.
  - Data: Contiene lo heap e i dati inizializzati al caricamento del programma. Cambia dinamicamente su richiesta esplicita del programma (es., con la **malloc**).
  - Text: codice eseguibile. Non modificabile, protetto in scrittura.

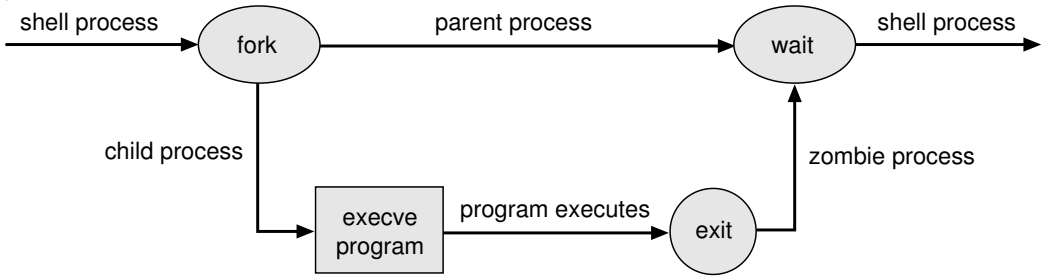


Creazione di un processo: la chiamata fork(3)

```
pid = fork();
if (pid < 0) {
   /* fork fallito */
} else if (pid > 0) {
   /* codice eseguito solo dal padre */
} else {
   /* codice eseguito solo dal figlio */
}
/* codice eseguito da entrambi */
```

Esempio: ciclo fork/wait di una shell

```
while (1) {
 read_command(commands, parameters);
 if (fork() != 0) {    /* parent code */
   waitpid(-1, &status, 0);
 } else {              /* child code */
   execve(command, parameters, NULL);
 }
}
```



Alcune chiamate di sistema per gestione dei processi

System call	Description
pid = fork( )	Create a child process identical to the parent
pid = waitpid(pid, &statloc, opts)	Wait for a child to terminate
s = execve(name, argv, envp)	Replace a process' core image
exit(status)	Terminate process execution and return status
s = sigaction(sig, &act, &oldact)	Define action to take on signals
s = sigreturn(&context)	Return from a signal
s = sigprocmask(how, &set, &old)	Examine or change the signal mask
s = sigpending(set)	Get the set of blocked signals
s = sigsuspend(sigmask)	Replace the signal mask and suspend the process
s = kill(pid, sig)	Send a signal to a process
residual = alarm(seconds)	Set the alarm clock
s = pause( )	Suspend the caller until the next signal

I segnali POSIX

Signal	Cause
SIGABRT	Sent to abort a process and force a core dump
SIGALRM	The alarm clock has gone off
SIGFPE	A floating-point error has occurred (e.g., division by 0)
SIGHUP	The phone line the process was using has been hung up
SIGILL	The user has hit the DEL key to interrupt the process
SIGQUIT	The user has hit the key requesting a core dump
SIGKILL	Sent to kill a process (cannot be caught or ignored)
SIGPIPE	The process has written to a pipe which has no readers
SIGSEGV	The process has referenced an invalid memory address
SIGTERM	Used to request that a process terminate gracefully
SIGUSR1	Available for application-defined purposes
SIGUSR2	Available for application-defined purposes

Gestione e implementazione dei processi in UNIX

- In UNIX, l'utente può creare e manipolare direttamente più processi
- I processi sono rappresentati da *process control block*
  - Il PCB di ogni processo è memorizzato in parte nel kernel (*process structure, text structure*), in parte nello spazio di memoria del processo (*user structure*)
  - L'informazione in questi blocchi di controllo è usata dal kernel per il controllo dei processi e per lo scheduling.

Process Control Blocks

- La struttura base più importante è la *process structure*: contiene
  - stato del processo
  - puntatori alla memoria (segmenti, u-structure, text structure)
  - identificatori del processo: PID, PPID
  - identificatori dell'utente: *real UID, effective UID*
  - informazioni di scheduling (e.g., priorità)
  - segnali non gestiti
- La *text structure*
  - è sempre residente in memoria
  - memorizza quanti processi stanno usando il segmento text
  - contiene dati relativi alla gestione della memoria virtuale per il text

Process Control Block (Cont.)

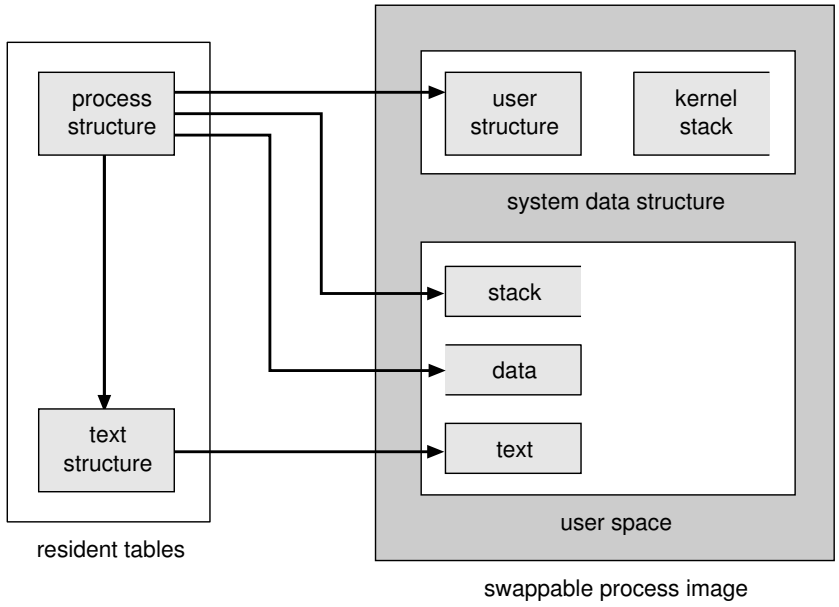
- Le informazioni sul processo che sono richieste solo quando il processo è residente sono mantenute nella *user structure* (o *u structure*).

  Fa parte dello spazio indirizzi modo user, read-only (ma scrivibile dal kernel) e contiene (tra l'altro)
  - real UID, effective UID, real GID, effective GID
  - gestione di ogni segnali (exit, ignore, esecuzione di una funzione)
  - terminale di controllo
  - risultati/errori delle system call
  - tabella dei file aperti
  - limiti del processo
  - mode mask (*umask*)

Segmenti dei dati di sistema

- La maggior parte della computazione viene eseguita in user mode; le system call vengono eseguite in modo di sistema (o supervisore).
- Le due fasi di un processo non si sovrappongono mai: un processo si trova sempre in una o l'altra fase.
- Per l'esecuzione in modo kernel, il processo usa uno stack separato (*kernel stack*), invece di quello del modo utente.
- Kernel stack + u structure = *system data segment* del processo

Parti e strutture di un processo



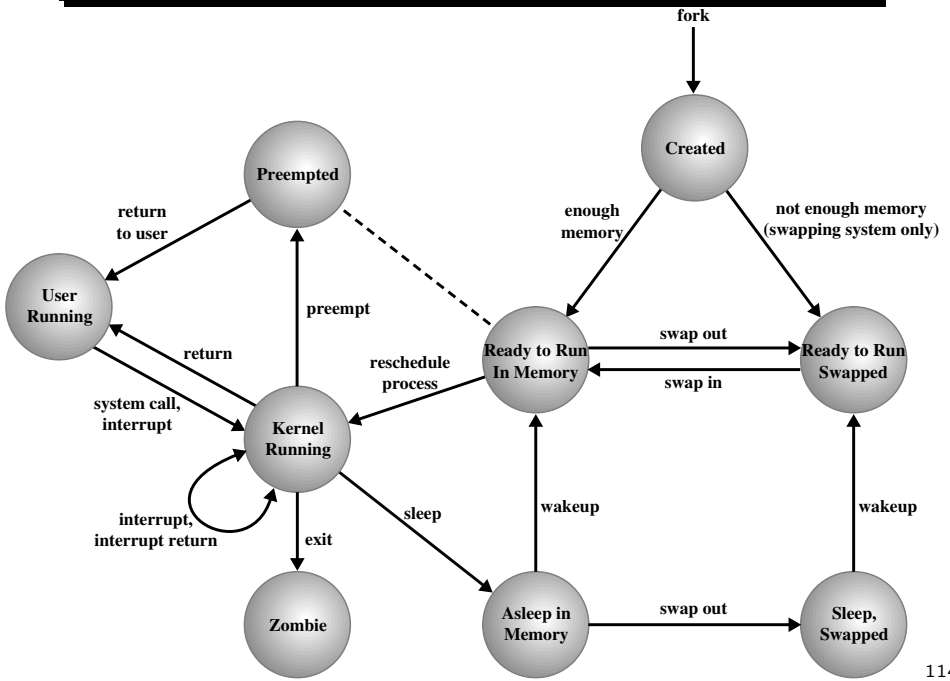
Creazione di un processo

- La **fork** alloca una nuova process structure per il processo figlio
  - nuove tabelle per la gestione della memoria virtuale
  - nuova memoria viene allocata per i segmenti dati e stack
  - i segmenti dati e stack e la user structure vengono copiati ⇒ vengono preservati i file aperti, UID e GID, gestione segnali, etc.
  - il text segment viene condiviso, puntando alla stessa text structure
- La **execve** non crea nessun nuovo processo: semplicemente, i segment dati e stack vengono rimpiazzati

Creazione di un processo (Cont.)

- La **vfork** *non* copia i segmenti data e stack; vengono condivisi
  - il system data segment e la process structure vengono creati
  - il processo padre rimane sospeso finché il figlio non termina o esegue una **execve**
  - il processo padre usa **vfork** per produrre il figlio, che usa **execve** per cambiare immediatamente lo spazio di indirizzamento virtuale — non è necessario copiare data e stack segments del padre
  - comunemente usata da una shell per eseguire un comando e attendere il suo completamento:
  - efficiente per processi grandi (risparmio di tempo di CPU), ma potenzialmente pericolosa delicata (le modifiche fatte dal processo figlio prima della **execve** si riflettono sullo spazio indirizzi del padre)

Diagramma degli stati di un processo in UNIX



Stati di un processo in UNIX (Cont.)

- User running: esecuzione in modo utente
- Kernel running: esecuzione in modo kernel
- Ready to run, in memory: pronto per andare in esecuzione
- Asleep in memory: in attesa di un evento; processo in memoria
- Ready to run, swapped: eseguibile, ma swappato su disco
- Sleeping, swapped: in attesa di un evento; processo swappato
- Preempted: il kernel lo blocca per mandare un altro processo
- Zombie: il processo non esiste più, si attende che il padre riceva l'informazione dello stato di ritorno

Dai processi...

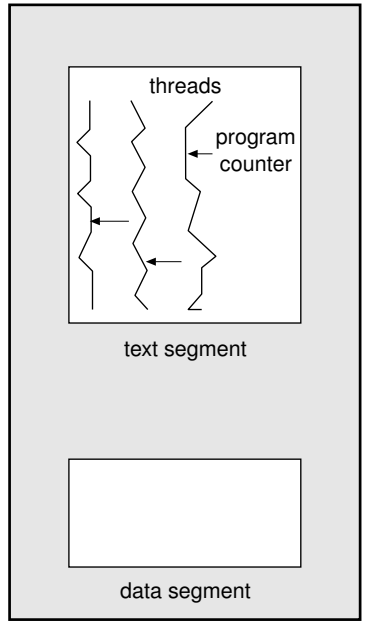
I processi finora studiati incorporano due caratteristiche:

- Unità di allocazione risorse: codice eseguibile, dati allocati staticamente (variabili globali) ed esplicitamente (heap), risorse mantenute dal kernel (file, I/O, workind dir), controlli di accesso (UID, GID)...
- Unità di esecuzione: un percorso di esecuzione attraverso uno o più programmi: stack di attivazione (variabili locali), stato (running, ready, waiting,...), priorità, parametri di scheduling,...

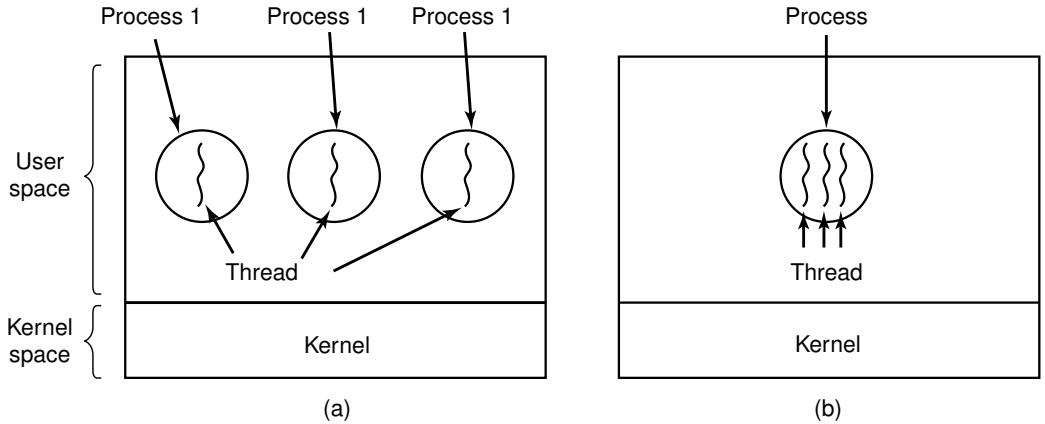
Queste due componenti sono in realtà *indipendenti*

...ai thread

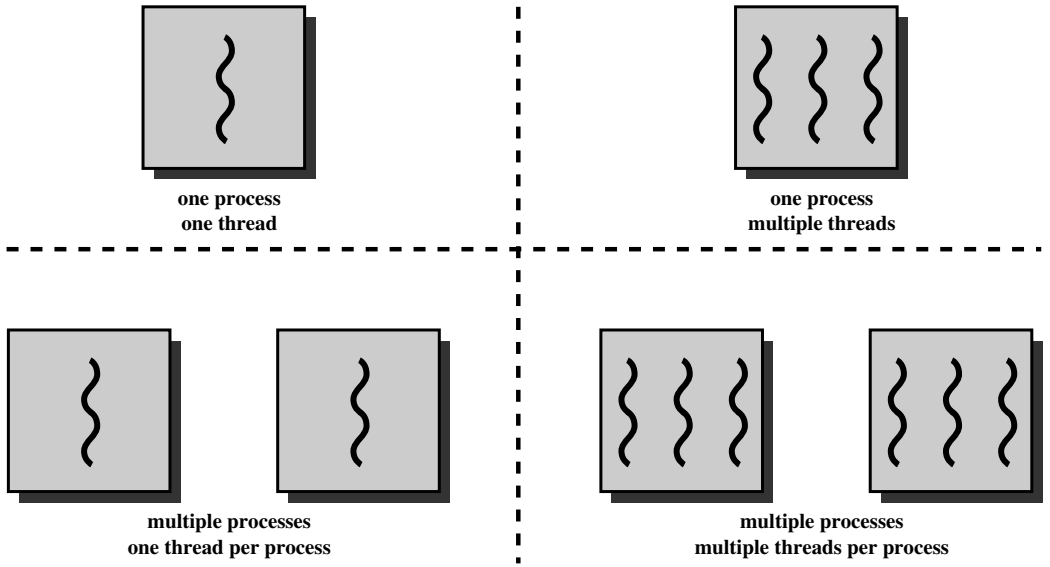
- Un *thread* (o *processo leggero*, *lightweight process*) è una unità di esecuzione:
  - program counter, insieme registri
  - stack del processore
  - stato di esecuzione
- Un thread condivide con i thread suoi pari una unità di allocazione risorse:
  - il codice eseguibile
  - i dati
  - le risorse richieste al sistema operativo
- un *task* = una unità di risorse + i thread che vi accedono



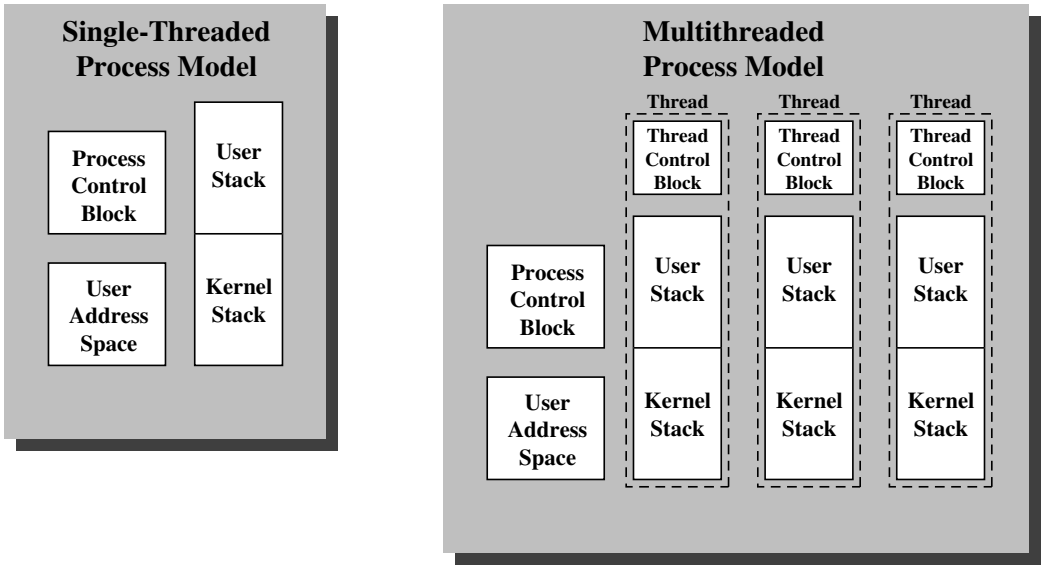
Esempi di thread



Processi e Thread: quattro possibili scenari



Modello multithread dei processi



Risorse condivise e private dei thread

Tutti i thread di un processo accedono alle stesse risorse condivise

Per process items	**Per thread items**
Address space	Program counter
Global variables	Registers
Open files	Stack
Child processes	State
Pending alarms	
Signals and signal handlers	
Accounting information	

Condivisione di risorse tra i thread

- Vantaggi: maggiore efficienza
  - Creare e cancellare thread è più veloce (100–1000 volte): meno informazione da duplicare/creare/cancellare (e a volte non serve la system call)
  - Lo scheduling tra thread dello stesso processo è molto più veloce che tra processi
  - Cooperazione di più thread nello stesso task porta maggiore throughput e performance
    (es: in un file server multithread, mentre un thread è bloccato in attesa di I/O, un secondo thread può essere in esecuzione e servire un altro client)

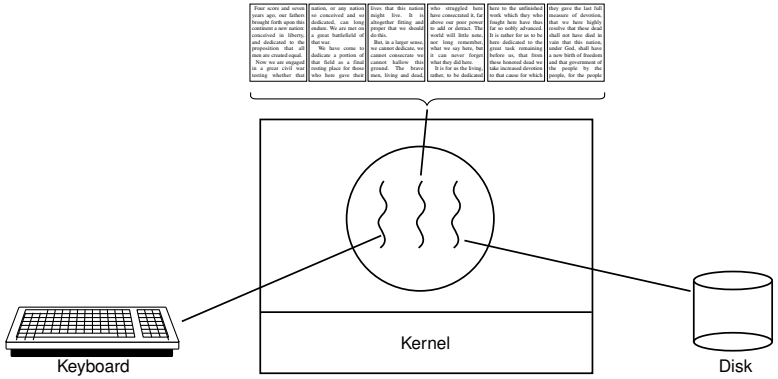
Condivisione di risorse tra thread (Cont.)

- Svantaggi:
  - Maggiore complessità di progettazione e programmazione
    * i processi devono essere "pensati" paralleli
    * minore information hiding
    * sincronizzazione tra i thread
    * gestione dello scheduling tra i thread può essere demandato all'utente
  - Inadatto per situazioni in cui i dati devono essere protetti
- Ottimi per processi cooperanti che devono condividere strutture dati o comunicare (e.g., produttore–consumatore, server, . . .): la comunicazione non coinvolge il kernel

Esempi di applicazioni multithread

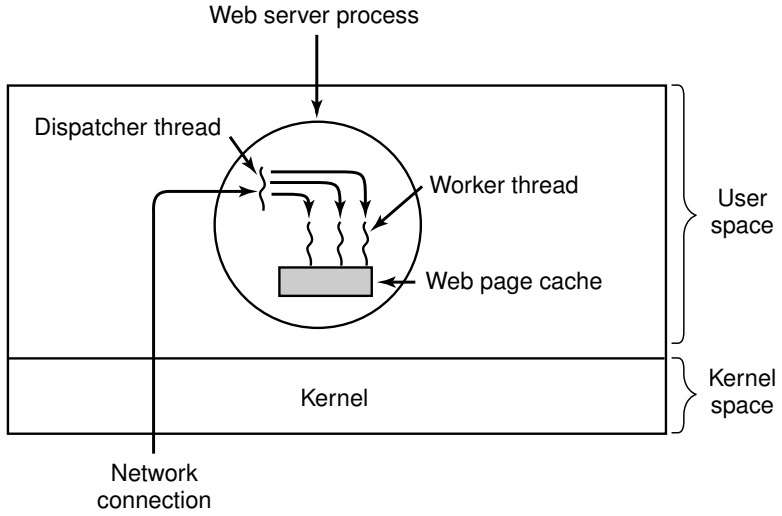
Lavoro foreground/background: mentre un thread gestisce l'I/O con l'utente, altri thread operano sui dati in background. Spreadsheets (ricalcolo automatico), word processor (reimpaginazione, controllo ortografico,. . .)

Elaborazione asincrona: operazioni asincrone possono essere implementate come thread. Es: salvataggio automatico.



Esempi di applicazioni multithread (cont.)

Task intrinsecamente paralleli: vengono implementati ed eseguiti più efficientemente con i thread. Es: file/http/dbms/ftp server, . . .



Stati e operazioni sui thread

- Stati: *running*, *ready*, *blocked*. Non ha senso "swapped" o "suspended"
- Operazioni sui thread:

  creazione (spawn): un nuovo thread viene creato all'interno di un processo (`thread_create`), con un proprio punto d'inizio, stack, . . .

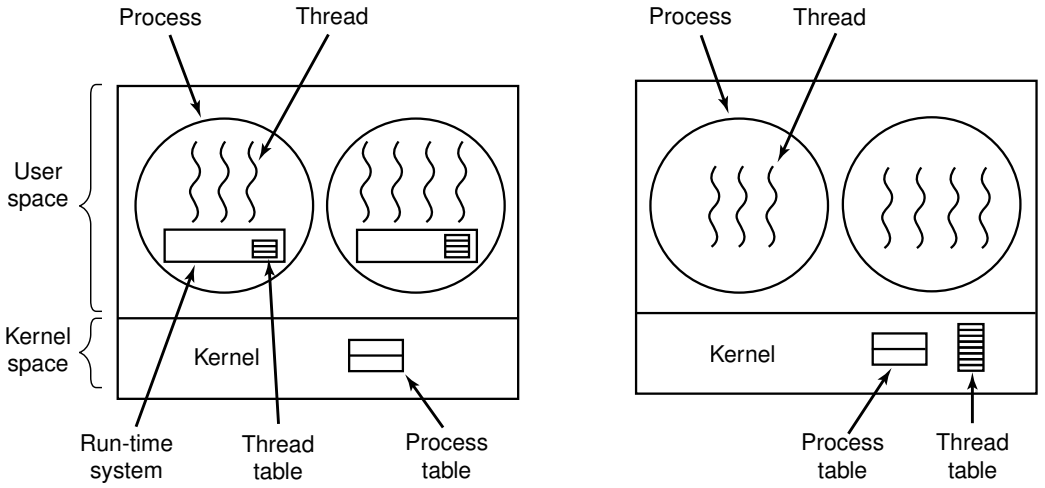
  blocco: un thread si ferma, e l'esecuzione passa ad un altro thread/processo. Può essere volontario (`thread_yield`) o su richiesta di un evento;

  sblocco: quando avviene l'evento, il thread passa dallo stato "blocked" al "ready"

  cancellazione: il thread chiede di essere cancellato (`thread_exit`); il suo stack e le copie dei registri vengono deallocati.

- Meccanismi per la sincronizzazione tra i thread (semafori, `thread_wait`): indispensabili per l'accesso concorrente ai dati in comune

Implementazioni dei thread: Livello utente vs Livello Kernel



User Level Thread

User-level thread (ULT): stack, program counter, e operazioni su thread sono implementati in librerie a livello utente.

Vantaggi:

- efficiente: non c'è il costo della system call
- semplici da implementare su sistemi preesistenti
- portabile: possono soddisfare lo standard POSIX 1003.1c (pthread)
- lo scheduling può essere studiato specificatamente per l'applicazione

User Level Thread (Cont.)

Svantaggi:

- non c'è scheduling automatico tra i thread
  - non c'è prelazione dei thread: se un thread non passa il controllo esplicitamente monopolizza la CPU (all'interno del processo)
  - system call bloccanti bloccano tutti i thread del processo: devono essere sostituite con delle routine di libreria, che blocchino solo il thread se i dati non sono pronti (*jacketing*).
- L'accesso al kernel è sequenziale
- Non sfrutta sistemi multiprocessore
- Poco utile per processi I/O bound, come file server

Esempi: thread CMU, Mac OS ≤ 9, alcune implementazioni dei thread POSIX

Kernel Level Thread

Kernel-level thread (KLT): il kernel gestisce direttamente i thread. Le operazioni sono ottenute attraverso system call. Vantaggi:

- lo scheduling del kernel è per thread, non per processo $\Rightarrow$ un thread che si blocca non blocca l'intero processo
- Utile per i processi I/O bound e sistemi multiprocessor

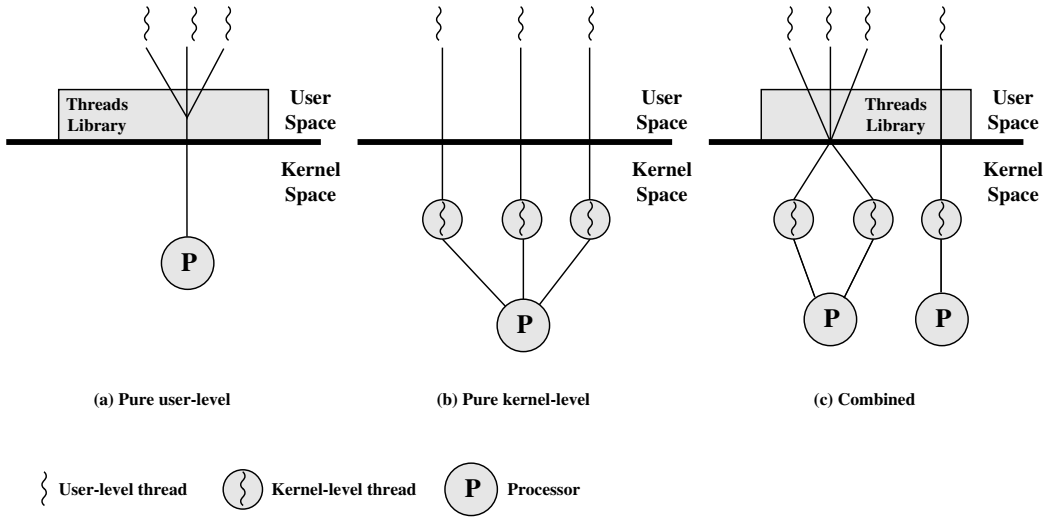
Svantaggi:

- meno efficiente: costo della system call per ogni operazione sui thread
- necessita l'aggiunta e la riscrittura di system call dei kernel preesistenti
- meno portabile
- la politica di scheduling è fissata dal kernel e non può essere modificata

Esempi: molti Unix moderni, OS/2, Mach.

Implementazioni ibride ULT/KLT

Sistemi ibridi: permettono sia thread livello utente che kernel.



Implementazioni ibride (cont.)

Vantaggi:

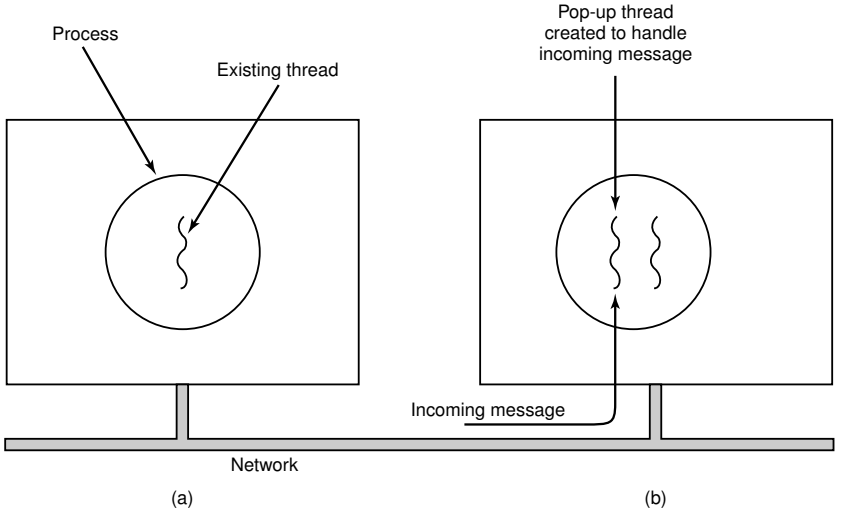
- tutti quelli dei ULT e KLT
- alta flessibilità: il programmatore può scegliere di volta in volta il tipo di thread che meglio si adatta

Svantaggio: portabilità

Es: Solaris 2 (thread/pthread e LWP), Linux (pthread e cloni), Mac OS X, Windows NT, ...

Thread pop-up

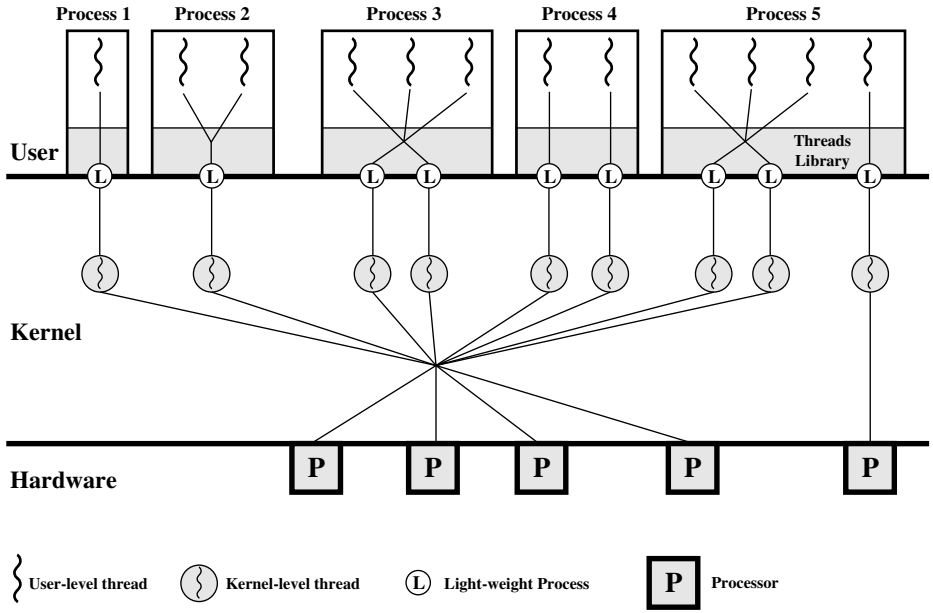
- I thread *pop-up* sono thread creati in modo asincrono da eventi esterni.



(a) prima; (b) dopo aver ricevuto un messaggio esterno da gestire

- Molto utili in contesti distribuiti, e per servizio a eventi esterni
- Bassi tempi di latenza (creazione rapida)
- Complicazioni: dove eseguirli?
  - in user space: safe, ma in quale processo? uno nuovo? crearlo costa...
  - in kernel space: veloce, semplice, ma delicato (thread bacati possono fare grossi danni)
- Implementato in Solaris

Esempio: I Thread di Solaris



I thread di Solaris (cont.)

Nel gergo Solaris:

Processo: il normale processo UNIX (spazio indirizzi utente, stack, PCB, . . .)

User-level thread: implementato da una libreria a livello utente. Invisibili al kernel.

Lightweight process: assegnamento di ULT ad un thread in kernel. Ogni LWP supporta uno o più ULT, ed è gestito dal kernel.

Kernel thread: le entità gestite dallo scheduler.

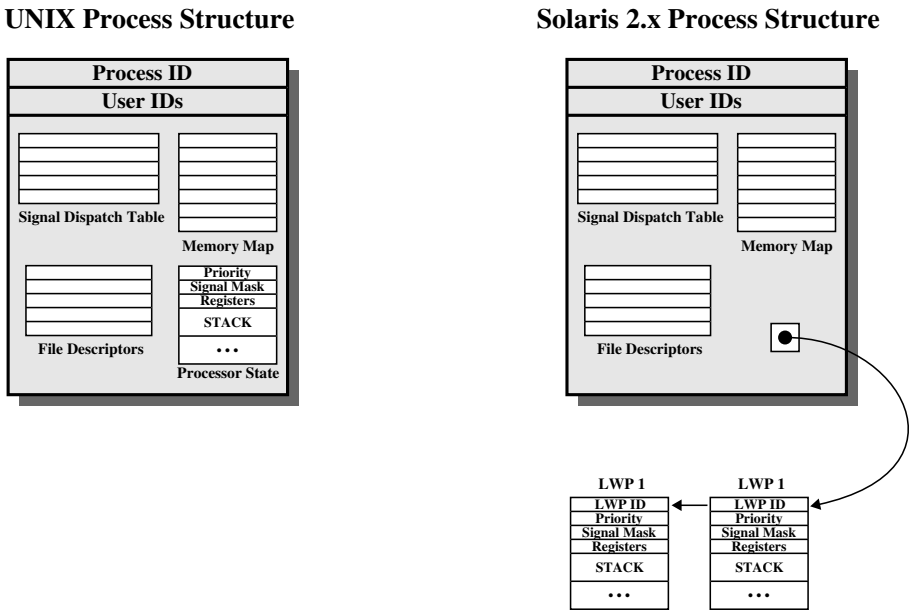
I thread in Solaris (Cont.)

È possibile specificare il grado di parallelismo *logico* e *fisico* del task

- task con parallelismo logico hanno più ULT su un solo LWP
  $\Rightarrow$ comodità di progetto, efficienza di switch
- task con parallelismo fisico hanno più ULT su più LWP
  $\Rightarrow$ efficienza di esecuzione
- task con necessità real-time possono fissare un ULT ad un LWP (*pinning*) (eventualmente, soggetto a politica `SCHED_RT`)

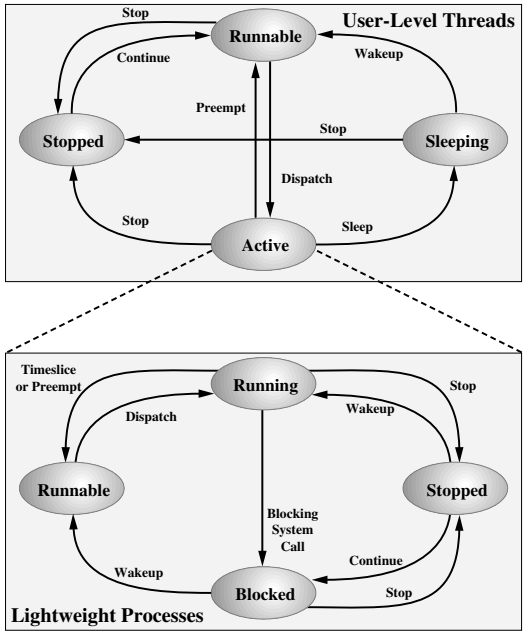
I task di sistema (swapper, gestione interrupt, . . .) vengono implementati come kernel thread (anche pop-up) non associati a LWP.

Strutture per processi e LWP in Solaris



Stati di ULT e LWP di Solaris

- Sleep: un ULT esecue una primitiva di sincronizzazione e si sospende
- Wakeup: la condizione viene soddisfatta
- Dispatch: un LWP è libero, il thread viene selezionato
- Preempt: si sblocca un ULT a priorità maggiore
- Yielding: un ULT rilascia il controllo eseguendo `thr_yield`



Processi e Thread di Linux

Linux fornisce una peculiare system call che generalizza la `fork()`:

```
pid = clone(function, stack_ptr, sharing_flags, arg);
```

I flag descrivono cosa il thread/processo figlio deve condividere con il parent

Flag	Meaning when set	Meaning when cleared
CLONE_VM	Create a new thread	Create a new process
CLONE_FS	Share umask, root, and working dirs	Do not share them
CLONE_FILES	Share the file descriptors	Copy the file descriptors
CLONE_SIGHAND	Share the signal handler table	Copy the table
CLONE_PID	New thread gets old PID	New thread gets own PID

A seconda dei flag, permette di creare un nuovo thread nel processo corrente, o un processo del tutto nuovo. P.e.: se tutto a 0, corrisponde a `fork()`.

Permette di implementare i thread a livello kernel.

Stati dei processi/thread di Linux

In `include/linux/sched.h`:

- Ready: pronto per essere schedulato
- Running: in esecuzione
- Waiting: in attesa di un evento. Due sottocasi: interrompibile (segnali non mascherati), non interrompibile (segnali mascherati).
- Stopped: Esecuzione sospesa (p.e., da SIGSTOP)
- Zombie: terminato, ma non ancora cancellabile

Processi e Thread di Windows 2000

Nel gergo Windows:

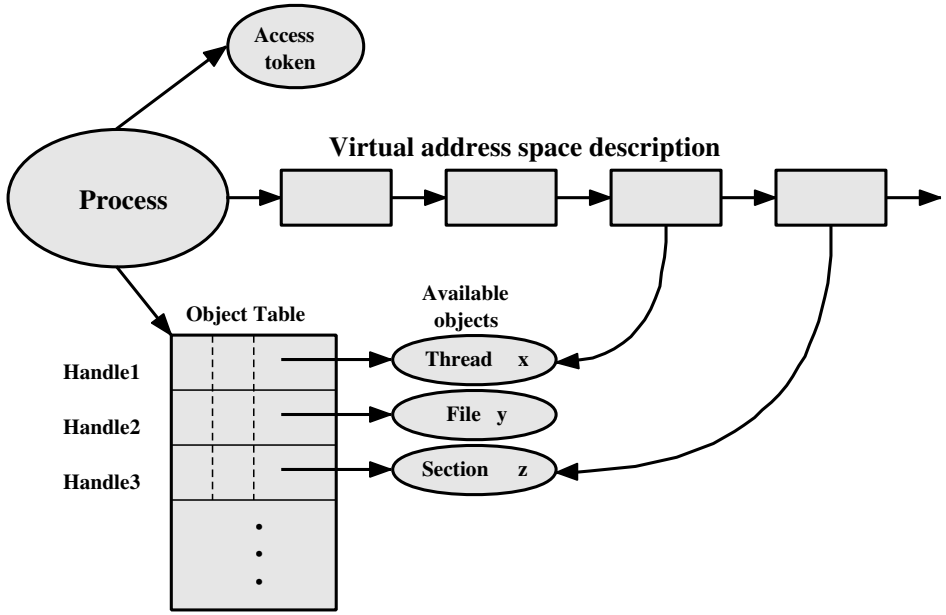
Job: collezione di processi che condividono quota e limiti

Processo: Dominio di allocazione risorse (ID di processo, token di accesso, handle per gli oggetti che usa). Creato con `CreateProcess` con un thread, poi ne può allocare altri.

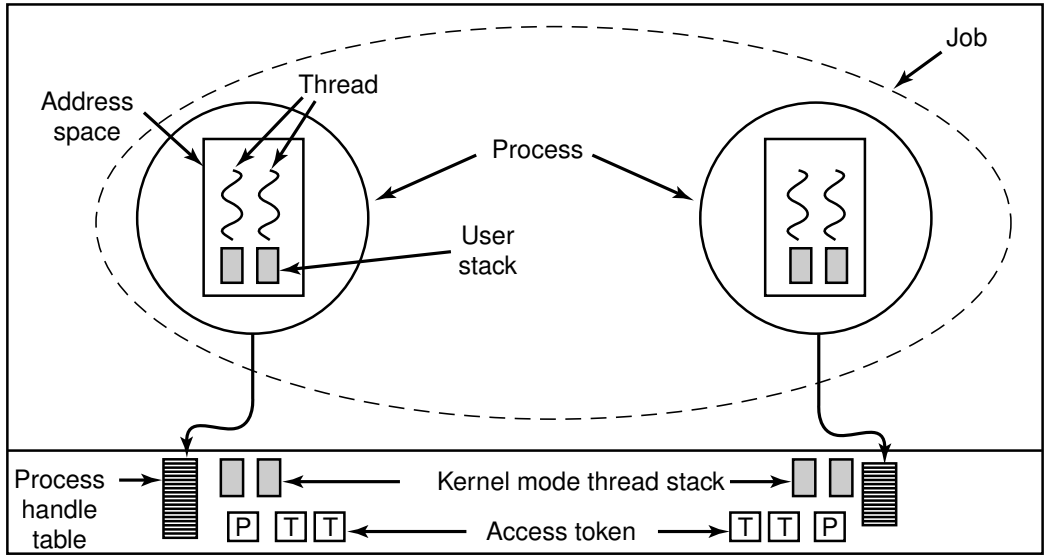
Thread: entità schedulata dal kernel. Alterna il modo user e modo kernel. Doppio stack. Creato con `CreateThread`.

Fibra (thread leggero): thread a livello utente. Invisibili al kernel.

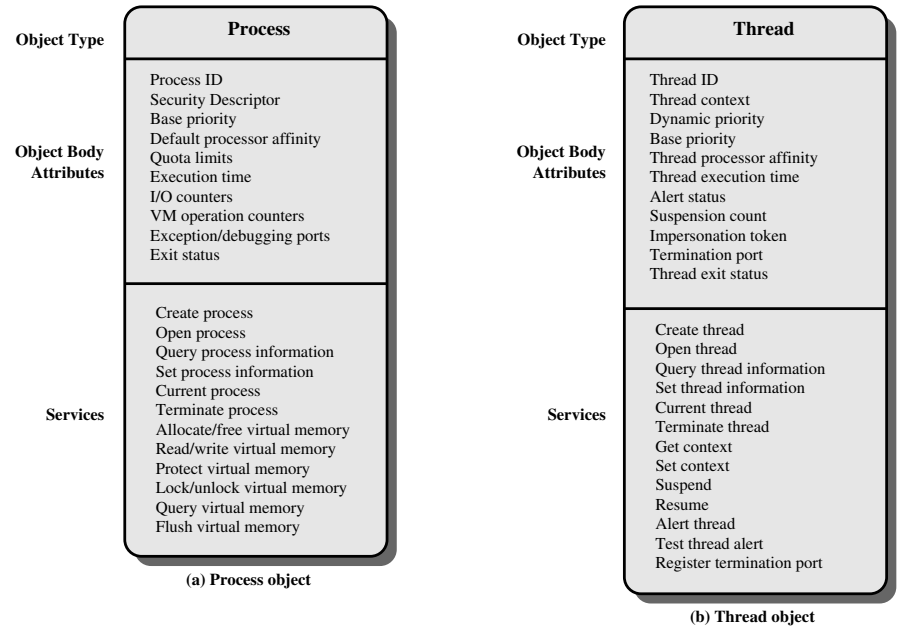
Struttura di un processo in Windows 2000



Job, processi e thread in Windows 2000



Oggetti processo e thread in Windows 2K



Stati dei thread di Windows

- Ready: pronto per essere schedulato
- Standby: selezionato per essere eseguito
- Running: in esecuzione
- Waiting: in attesa di un evento
- Transition: eseguibile, ma in attesa di una risorsa (analogo di "swapped, ready")
- Terminated: terminato, ma non ancora cancellabile (o riattivabile)