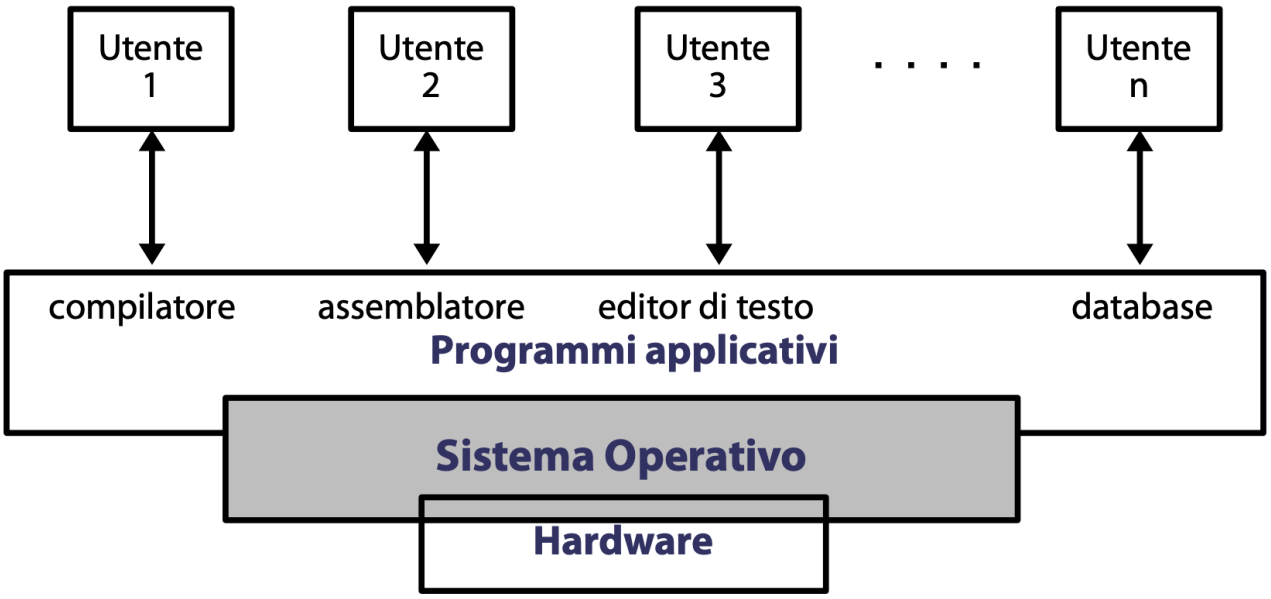
T3 - Chiamate di sistema

SO in un sistema di calcolo

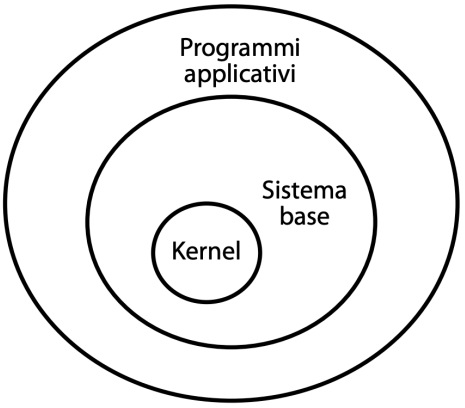


Sistema Operativo

- *Kernel*: software mediatore fra applicazioni e hw.
- *Sistema di base*: permette ad un SO di avviarsi e di presentare una interfaccia testuale all'utente.

Programmi applicativi

Tutto ciò che non è kernel o sistema di base.



Kernel

- Driver dispositivi
- Gestore I/O
- Gestore dei processi

- Gestore del file system
- Gestore della memoria
- IPC

Sistema base

- Librerie di sistema
- Caricatore dinamico
- Sistema di init
- Comandi di sistema
- Shell
- Terminale

Programmi applicativi

- Compilatori
- Interpreti
- Ambiente grafico
- Suite di ufficio
- Browser
- Client e-mail

Modello Client-Server

Una applicazione (di base e non) richiede un servizio al kernel. Il kernel elabora la risposta e la fornisce alla applicazione.

User Mode e Kernel mode

User Mode:

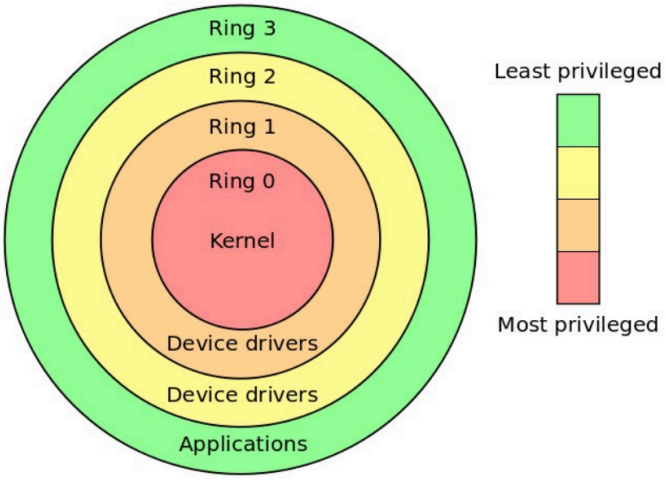
- L'applicazione esegue i calcoli senza accesso diretto alle risorse critiche del sistema, con privilegi ridotti.
- Non può alterare la memoria di altre applicazioni o del kernel.
- Non può eseguire istruzioni assembly legate all'I/O.
  Kernel Mode:
- **Elevazione dei privilegi**:
  - Quando un'applicazione richiede un servizio del kernel, i privilegi aumentano al massimo livello.
  - Terminato il servizio torna in **User Mode**.

User Space e Kernel Space

User Space:

- Insieme di indirizzi di memoria accessibili ad una applicazione.
  Kernel Space:
- Insieme di indirizzi di memoria accessibili al kernel.

Livelli di privilegio nelle CPU Intel



Ring 0: kernel mode.
Ring 3: user mode.

Chiamata di sistema

È l'unico meccanismo con cui una applicazione può richiedere un servizio al kernel.

1. Salvataggio registri.
2. Commutazione user -> kernel.
3. Esegue una funzione di servizio.
4. Copia opzionalmente dati in memoria utente.
5. Commuta kernel -> user.
6. Ripristino registri ed esecuzione programma.

Passaggio di parametri

Una chiamata di sistema accetta al più sei parametri.
Se ne servono di più, occorre usare un parametro come puntatore ad una struttura dati.
Il passaggio dei parametri avviene tramite registri.
Il registro **eax** contiene sempre un identificatore numerico della chiamata di sistema.

Ingresso in Kernel Mode

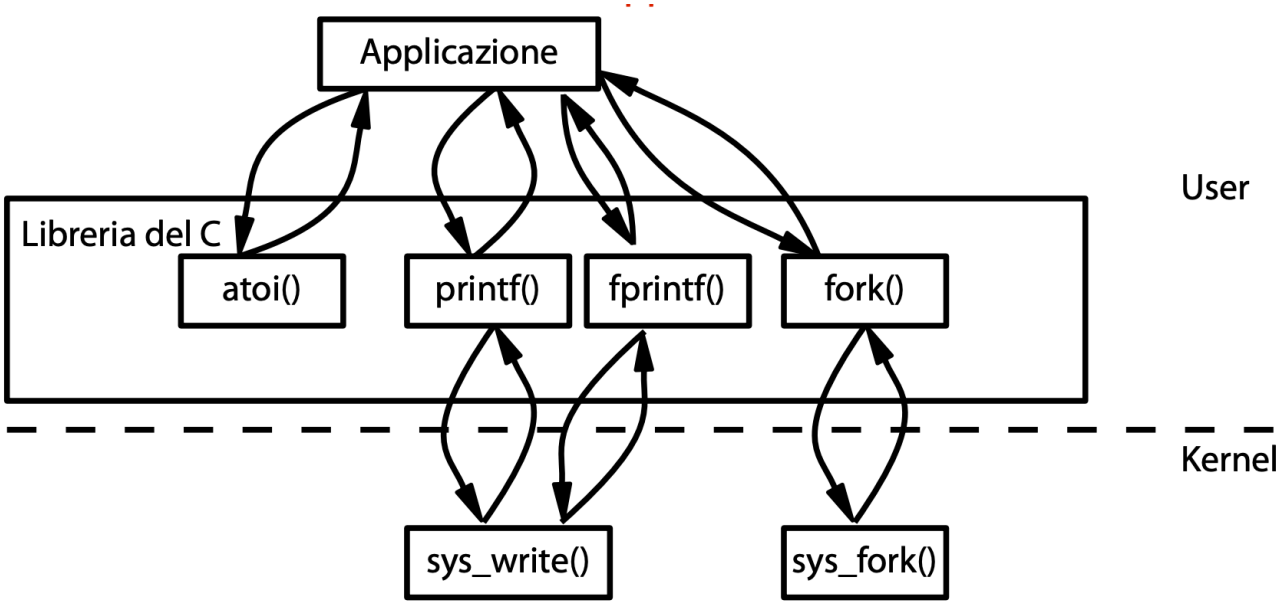
- **Fino a Pentium**: Si è usata una interruzione software (*trap*), precisamente la 128 (*int 0x80*).
- **Da Pentium 2**: Si usa l'istruzione assembly `sysenter`, ben più performante della eccezione.
  Ora si esegue la una funzione di servizio kernel `system_call()`. Per invocare la vera e propria funzione di servizio, che ha solitamente il prefisso `sys_`.
  Se ad esempio si invoca la chiamata di sistema `getpid()`, da qualche parte nel kernel esiste una funzione `sys_getpid()`.

Ritorno in User Space

Il valore di ritorno della funzione di lavoro è memorizzato nel registro **eax**, **rax** a 64bit.
Se si è usata l'istruzione `sysenter` per entrare in kernel mode, si usa ora l'istruzione `sysexit`.

La libreria del C

Linux usa una libreria wrapper per facilitare l'accesso ai servizi del kernel: la libreria del C (**GNU C Library**).



T4 - Struttura di un SO

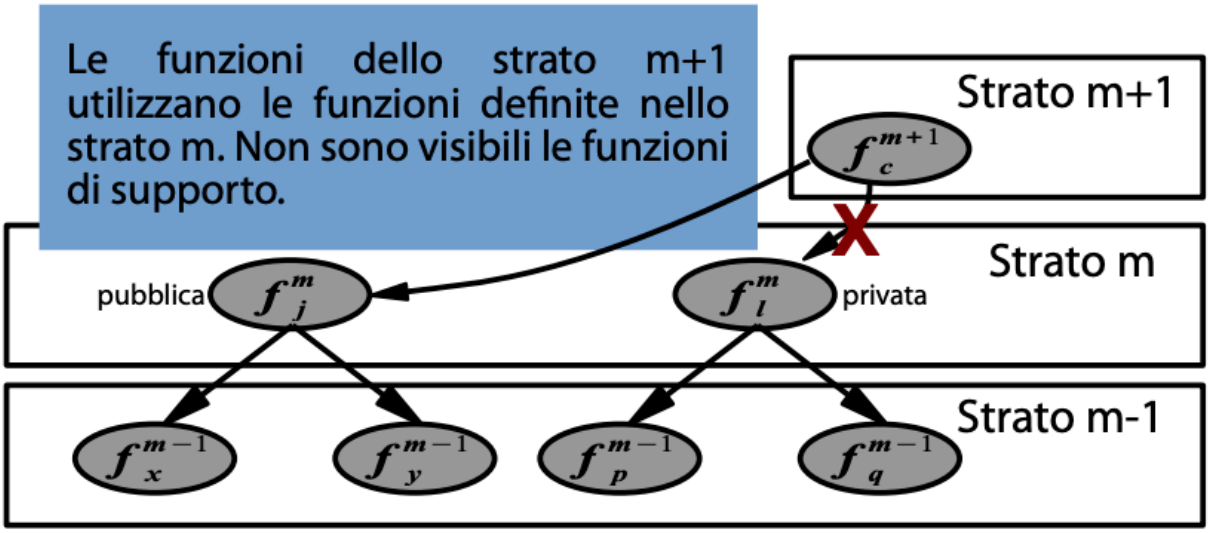
Stratificazione

Un SO moderno è concepito per *strati* software successivi impilati uno sopra l'altro.
L'insieme degli strati forma uno *stack software*.

Uno strato contiene l'implementazione delle funzione e delle strutture dati atte a fornire la funzionalità necessaria allo strato superiore.
Implementazione in due possibili modi:

- *Software*: libreria (statica o dinamica)

- *Hardware*: chip (ROM, EEPROM)



Vantaggi

Modularità

- **Nello sviluppo**: Il primo strato può essere progettato senza alcuna considerazione per il resto del sistema. Il secondo strato si appoggia sulle funzioni del primo.
- **Nel debugging**: In un sistema ad m strati, se i primi $m-1$ sono corretti ciò implica che l'eventuale errore stia nell'$m-m_n$ strato.

Svantaggi

- Divisione degli strati, dove inizia e finisce uno strato?
- Riduzione dell'efficienza: ritardo nella fruizione del servizio. La funzione a strato m ci mette di meno ad essere "servita" rispetto ad una funzione nello strato $m-m_n$.

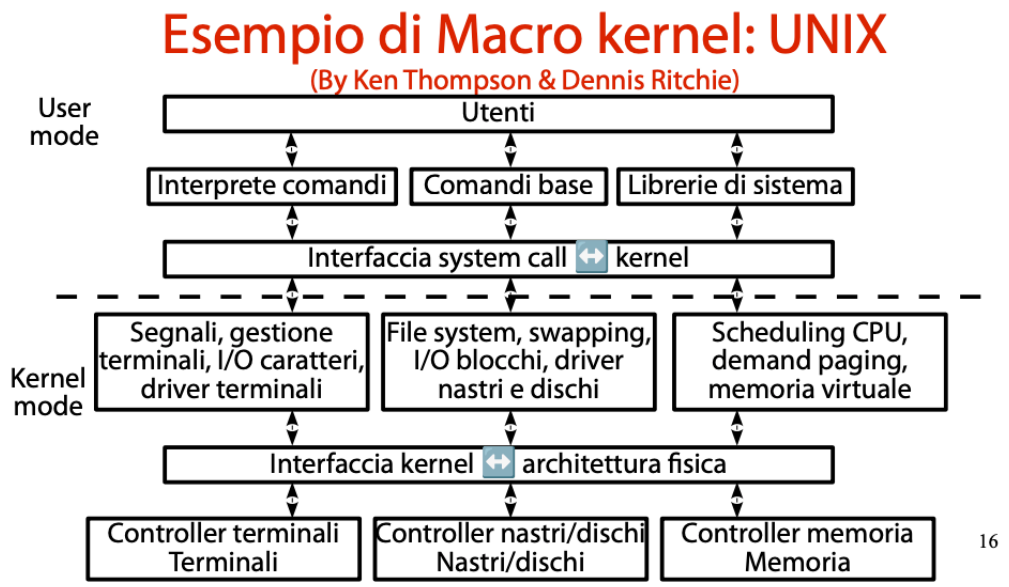
Macro, Micro, Hybrid Kernel

Macro Kernel (o monolitico)

I servizi vengono eseguiti in kernel mode. Le funzionalità essenziali del kernel sono contenute in una singola immagine eseguita al boot della macchina.
L'insieme delle applicazioni viene eseguito in user mode.

- Kernel Unix-Like (Linux, BSD, AIX, System V)
  Vantaggi:
- Esecuzione dei servizi rapida (user -> kernel / kernel -> user)
  Svantaggi:
- Forte fragilità: un crash del kernel pianta la CPU.

- Dimensione kernel enorme, possibile riduzione di prestazioni.



Dimensione della code base di UNIX

Con l'aumentare dei servizi, il kernel dei sistemi UNIX è cresciuto notevolmente.

- Problemi funzionali
- Problemi di sicurezza
- Problemi prestazionali
  Hanno portato all'uso di **moduli caricabili**, adozione dell'architettura basata su **Micro kernel**.
  Moduli caricabili: file oggetto contenente funzionalità del kernel (file system, driver di dispositivi, algoritmi di schedulazione, ...). (Dis)attivabile a tempo di esecuzione (a mano oppure automaticamente).
- Linux, FreeBSD, Mac OS X

Vantaggi

- Modularità: I vari componenti del sistema operativo, come i driver di dispositivi o le funzionalità di rete, sono separati in moduli che possono essere aggiunti o rimossi in fase di esecuzione.
- Flessibilità: I moduli possono essere caricati solo quando necessari.
- Migliore gestione delle risorse: kernel più leggero.
- Se un modulo crasha non compromette l'intero sistema.

Svantaggi

- Sicurezza: può introdurre rischi di sicurezza, poiché caricare moduli non sicuri potrebbe compromettere il sistema operativo.
- Lieve perdita di prestazione dovuta alla attivazione e disattivazione dei moduli durante l'esecuzione.

Micro Kernel

Il kernel esegue solo i servizi essenziali. Il resto è eseguito sotto forma di server applicativo.
Il kernel diventa un *sistema di messaggistica* per i server, scheduler CPU e allocatore di memoria.

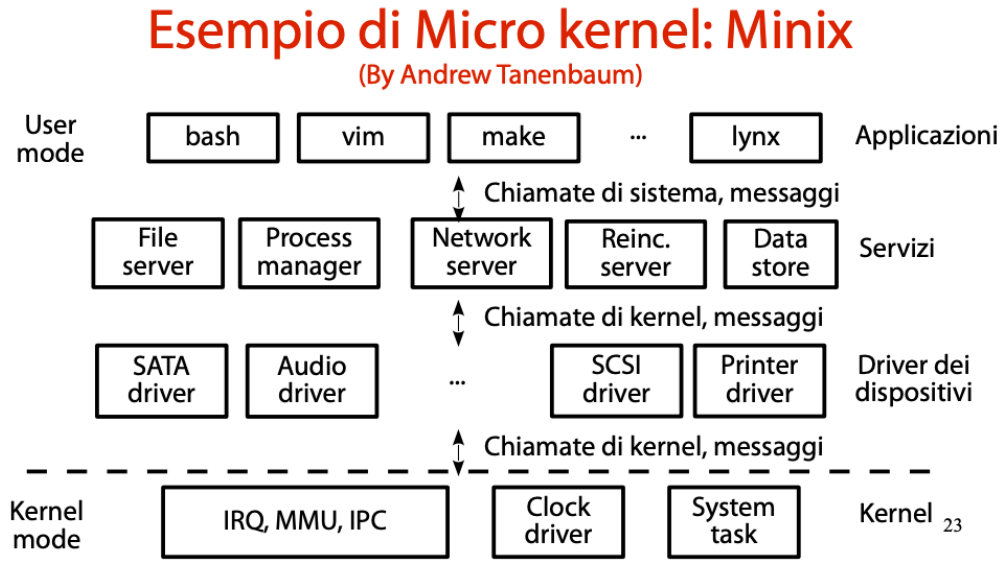
- Tru64 UNIX, Mach, Minix

Vantaggi

- Estendibili: nuovo servizio -> nuovo server, il kernel non è toccato.
- Kernel minimale, CPU cache friendly.
- SO robusto rispetto ai crash (muore il server, si ripara, se ne lancia una nuova istanza; nel frattempo, il SO continua ad eseguire).

Svantaggi

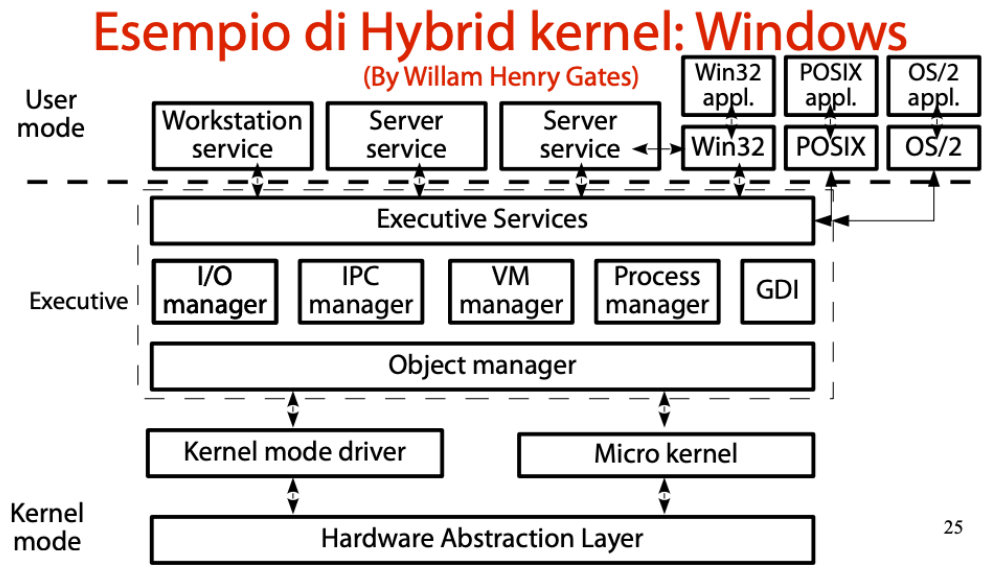
- Meno performante.
- Presenza di commutazioni user -> kernel e kernel -> user per ogni chiamata di sistema e messaggio scambiato fra server.

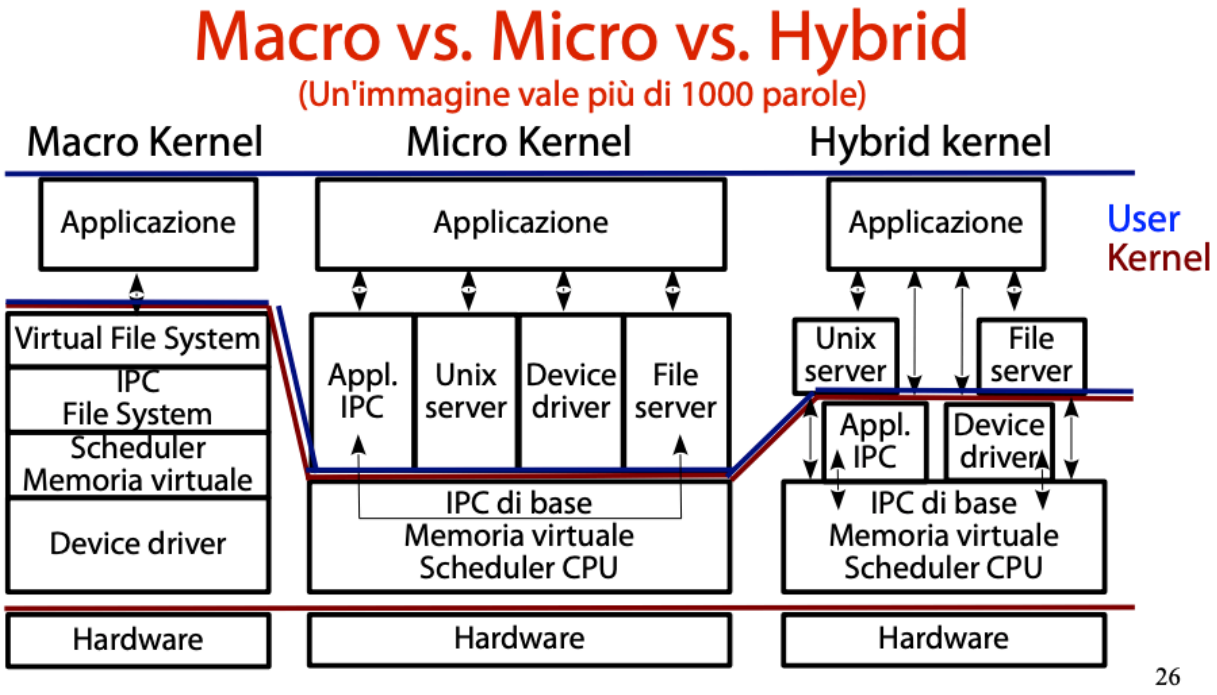


Hybrid Kernel

Micro Kernel, ma i driver dei dispositivi eseguono in kernel mode.
Tentativo di combinare il meglio dei Macro e dei Micro kernel. Funzionalità, prestazioni e sicurezza si collocano come intermedie fra Macro e Micro kernel.

- Windows, Plan 9, OS X





T5 - Processi

Il kernel di un SO deve saper gestire processi:
Multiprogrammati: Più applicazioni in esecuzione contemporaneamente.
Multiutente: Più utenti possono usare la macchina contemporaneamente.
Time sharing: “Piccole” porzioni di applicazione eseguite sequenzialmente.
Astrazione = *processo*

Processo vs programma eseguibile

Programma eseguibile: file memorizzato su supporto secondario, contiene codice macchina da eseguire, alcune aree dati, una tabella di simboli utile per il debugging. Non va in esecuzione da solo.

Processo: la rappresentazione del kernel (in termini di strutture dati e funzioni di gestione) di un programma eseguibile *in esecuzione*.

Rappresentazione

Strutture dati: Rappresentazione di uno *"stato interno"* (Bloccato? In esecuzione? Terminato?). Puntatori alle risorse in uso.
Funzioni di gestione: Creazione e terminazione. Esecuzione di un eseguibile. Comunicazione, sincronizzazione.

PID

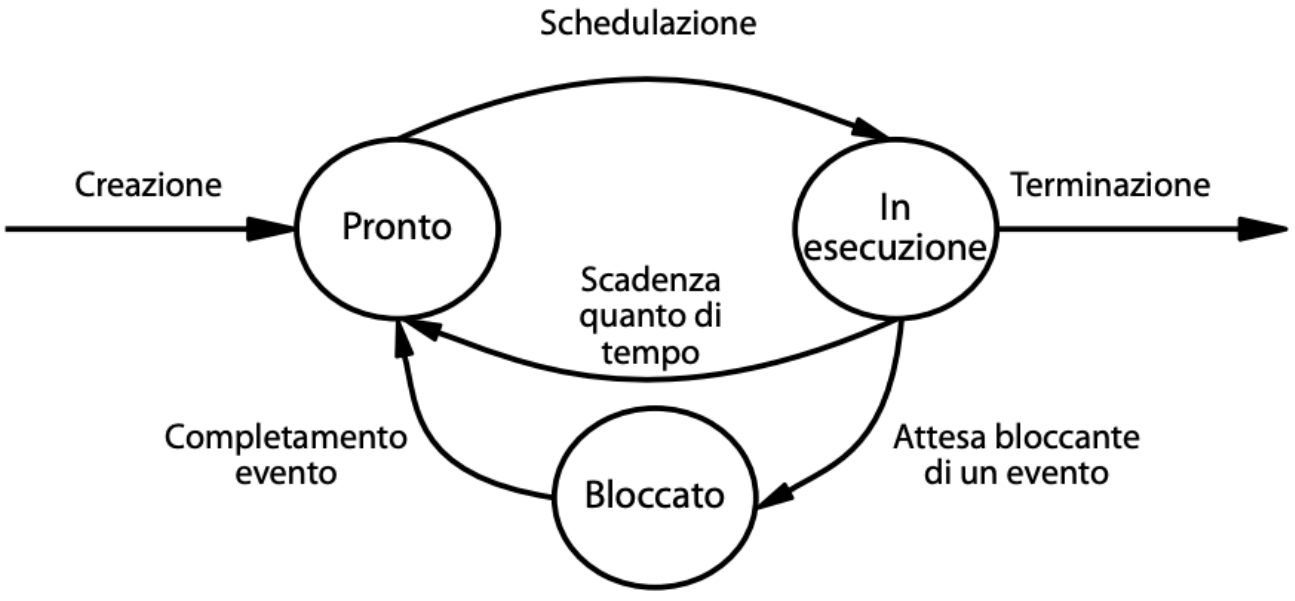
L'**identificatore di processo** è un numero *univoco* assegnato dal kernel a ciascun processo creato.

In quali stati si può trovare un processo?
In esecuzione: codice in esecuzione dal processore.
Bloccato: in attesa di un evento.
Pronto: si è verificato un evento ed il processo è pronto a proseguire/iniziare la sua esecuzione.
Terminato: terminato il codice da eseguire, `free()` della memoria e distruzione del processo.

Automa

Automa a stati finiti (DFA)

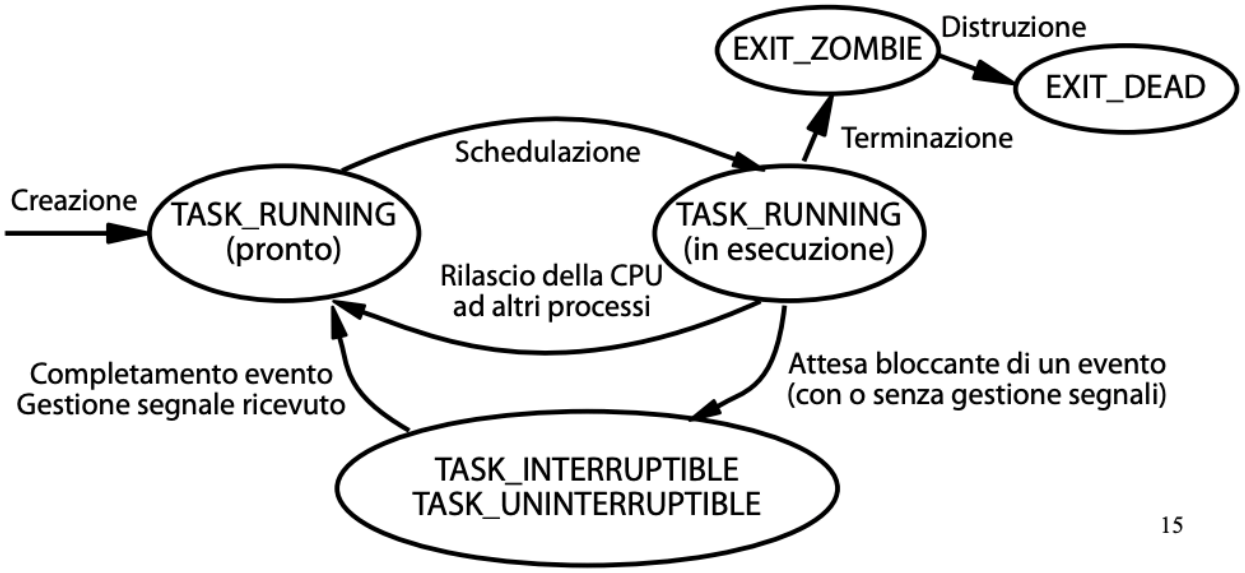
L'evoluzione fra stati si rappresenta mediante un automa a stati finiti deterministico (Deterministic Finite Automaton).



Differenze in Linux

- *Esecuzione*: non vi è differenziazione fra processo "pronto" ed "in esecuzione". Entrambi sono catturati da un unico stato, `TASK_RUNNING`.
- *Comunicazione*: un processo può comunicare con altri tramite la ricezione e l'invio di segnali.

    - `ctrl-C` segnale di interruzione. Se il processo sta ricevendo dati da una periferica ed esce così, può lasciare il kernel in uno stato inconsistente. L'attesa è gestita da due stati: interrompibile mediante un segnale (`TASK_INTERRUPTIBLE`) e non interrompibile (`TASK_UNINTERRUPTIBLE`).
- *Sincronizzazione*: Un processo può crearne un altro ed aspettare (wait) che esso termini. Quando il processo creato termina, salva il suo stato di uscita in una struttura dati, in modo tale che il processo creante possa leggerlo.
    - `EXIT_ZOMBIE`: il processo creato è morto ma le sue risorse non sono ancora deallocate.
    - `EXIT_DEAD`: il processo creato è morto e il creante ha letto il suo stato di uscita. Le sue risorse possono essere deallocate.
- *Debugging*:
  - `TASK_STOPPED`: il processo è stato stoppatoil processo è stato stoppato.
  - `TASK_TRACED`: il processo è tracciato da un debugger.



Descrittore di processo

Al momento della creazione di un processo, il kernel del SO crea una struttura dati detta **Process Control Block** (**PCB**) che contiene:

- Informazioni di stato.
- Puntatori alle risorse prenotate.
  In Linux, il descrittore dei processi è definito nella struttura dati `struct task_struct`.

Funzionalità di base

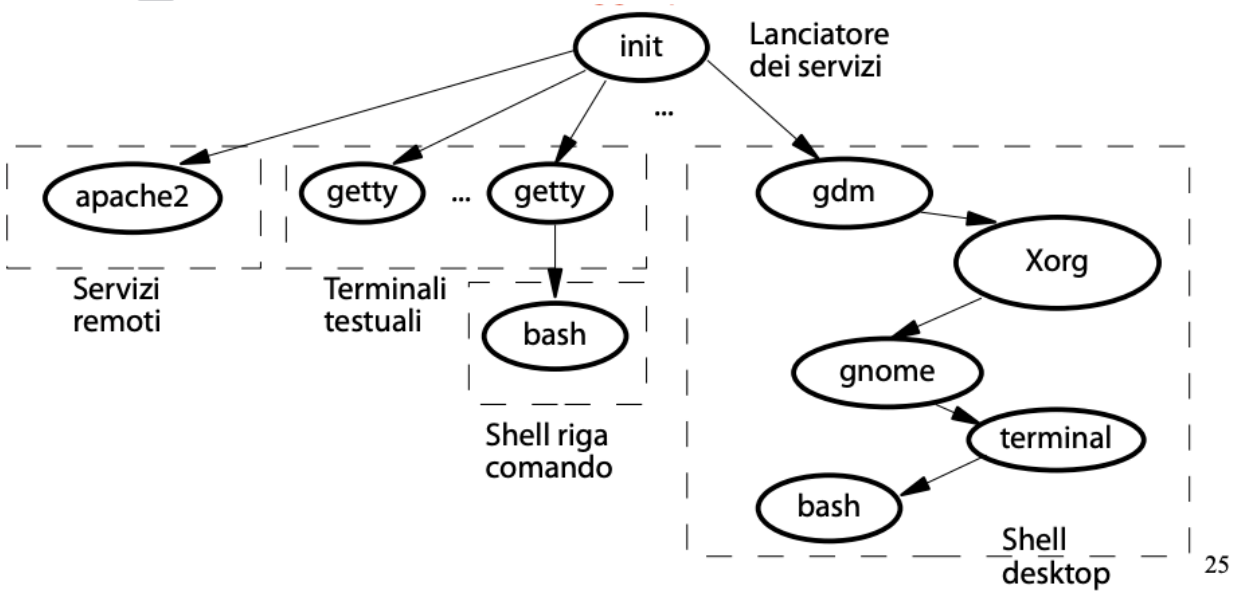
Creazione di processi

Un processo può creare altri processi. Il meccanismo di creazione è una vera e propria *clonazione* (**forking**).
Processo *clonante* -> processo *padre*.
Processo *clonato* -> processo *figlio*.
Il processo figlio è una copia identica del processo padre. Entrambi i processi ripartono dall'istruzione successiva alla clonazione.

Nei sistemi UNIX si usa la chiamata di sistema `fork()` per creare una copia esatta di un processo. In Linux, è implementata dalla funzione di servizio `do_fork()`.

> **Come si distingue padre e figlio?**
>
> `fork()` ritorna un valore mutevole.
> Nel processo padre: il PID del processo figlio.
> Nel processo figlio: 0.
> Errore: -1.

Nei SO UNIX l'organizzazione dei processi è ad *albero*. Un processo iniziale (*init*) è creato “a mano” dal kernel. Esso ha sempre PID = 1. Tale processo fa partire i servizi forniti dal computer tramite fork and exec. Fra i servizi vi è `getty` (gestore login su console).
Al termine del login, `getty` fa partire una shell (`bash`). La shell esegue un comando impartito dall'utente (`ls`).



Esecuzione di programmi eseguibili

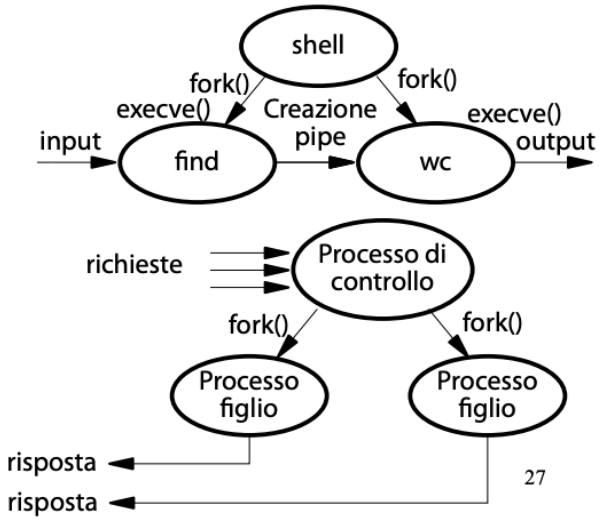
`fork()` non carica altri programmi. Il caricamento è gestito dalla chiamata di sistema `execve()`. Essa “sostituisce” in maniera efficiente le aree di codice e dati di un processo.

Usi buoni del forking

Comandi composti in pipeline.

```
find . -name \*.c | wc -l
```

Server multiprocesso (Web, FTP, SSH, ...).



Usi cattivi del forking

Fork bomb: tipo di processo che non fa altro che riprodurre processi figli, i quali a loro volta si riproducono. Meccanismo rozzo ma efficace di negazione del servizio (**Denial of Service**, **DoS**).
Ogni processo consuma risorse e contribuisce al rallentamento della macchina.
Bash:

```
:(){ :|:& };:
```

C:

```
while(1)
        fork();
```

La chiamata di sistema `exit()` termina un processo in maniera pulita.
Mette il processo in stato `EXIT_ZOMBIE`.
Attende la lettura del codice di uscita da parte del padre.
Mette il processo in stato `EXIT_DEAD`.
Rilascia le risorse.
Distrugge il PCB.
Schedula l'esecuzione di un altro processo.

Se un processo genitore termina, tutti i suoi figli diventano *orfani*.
Reparenting: processo orfano diventa figlio del processo `init`.

Gruppi di processi e sessioni

Ogni comando dato all'interprete della shell crea un **gruppo** di processi, individuato da un *identificatore di gruppo* (*Process Group IDentifier* **PGID**) pari al PID del primo processo nella pipeline (detto *process group leader*).
In questo modo è possibile inviare un segnale (e anche uccidere) a tutti i processi coinvolti in un comando.

```
ls -al | grep .bash | less -Mr
```

Una **sessione** è un insieme di gruppi di processi che condividono un terminale.
Una sessione è individuata da un *ID di sessione* (*session ID*, **SID**). Il SID è il PID del processo *session leader* che crea la sessione tramite `setsid()`.

Gruppo in foreground e background

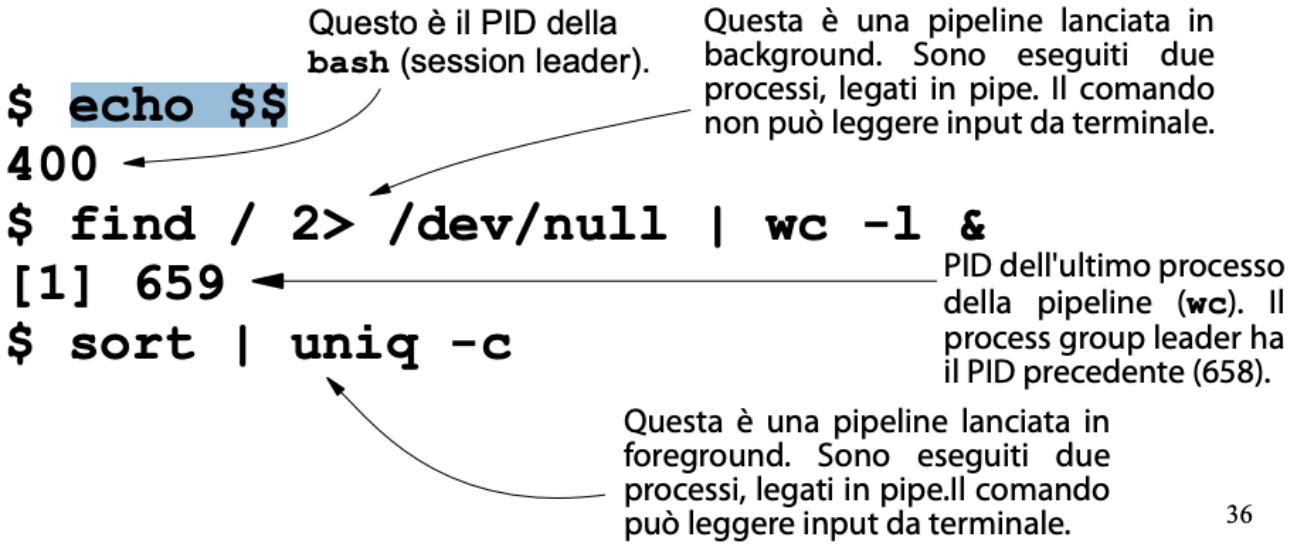
Un solo gruppo di processi può leggere dal terminale. Tale gruppo prende il nome di **foreground process group**. Gli altri gruppi di processi sono lanciati come **background process group**.
Lancio in *Background*:

```
ls -lR / > out.txt 2>err.txt &
```

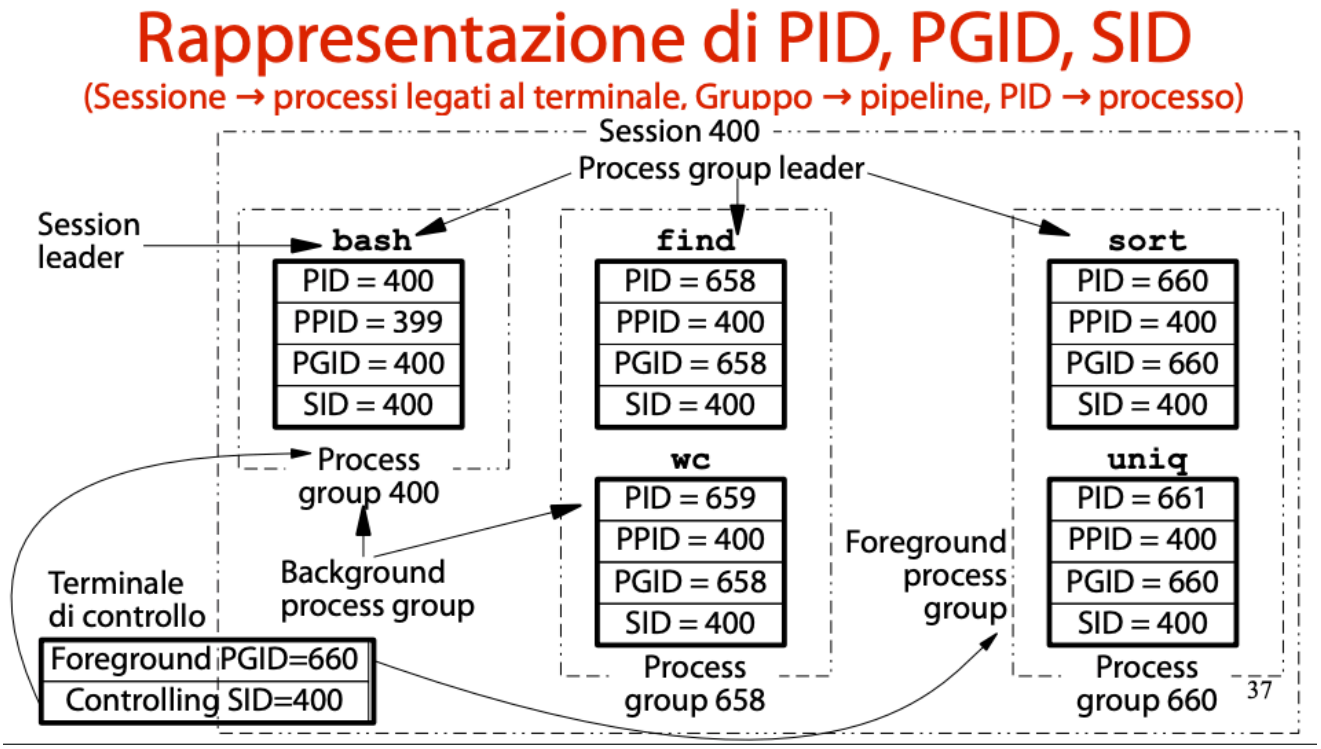
Lancio in *Foreground*:

```
ls -lR / > out.txt 2>err.txt
```

Esempio sessione:



Rappresentazione PID, PGID, SID



T6 - Scheduling e dispatching

Caratterizzazione dei processi

Durante la sua esecuzione, un processo si alterna in due fasi:

- **CPU Burst**: elaborazione user o kernel.
- **Wait**: attesa di I/O o evento.
  Un processo si dice *vincolato* (**bound**) ad una *risorsa* (**resource**) o ad un *evento* (**event**) se la sua prestazione è correlata alla disponibilità della risorsa o al verificarsi dell'evento.

Alcuni esempi di programmi

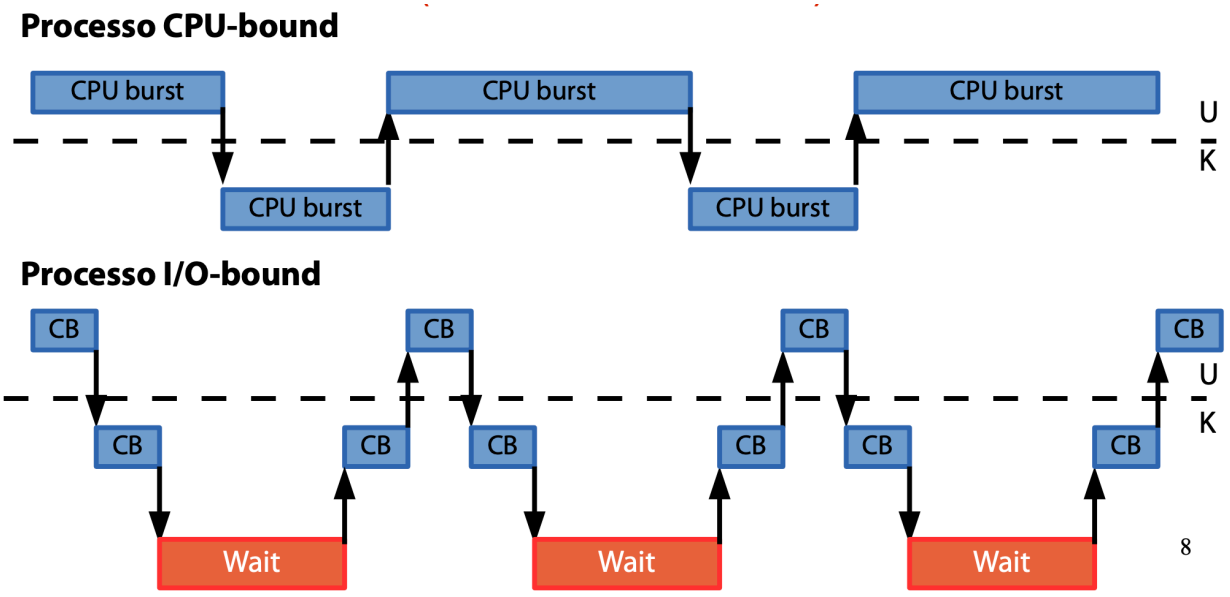
CPU: `factor` che fattorizza un numero intero è vincolato alla CPU.
Disco: `dd` che trasferisce dati a blocchi da/verso periferiche è vincolato al disco.
Rete: `wget` che scarica documenti dal web è vincolato dal collegamento alla rete.

Vincoli di interesse: CPU-bound e I/O-bound

Il comportamento di un processo si posiziona tra:

- **Processo CPU-bound**:
  - Tende a produrre poche sequenze di CPU burst lunghe.
  - Tende a fare poche richieste di I/O.
- **Processo I/O-bound**:
  - Tende a produrre tante sequenze di CPU burst brevi.

- Tende a fare molte richieste di I/O.



Quali processi sono più importanti?

Sistema desktop: caratterizzato da *elevata interattività* con l'utente. Tale interattività si estrinseca in richieste di I/O a periferiche (terminale, disco, rete).
Si dovrebbero favorire i processi I/O-bound rispetto a quelli CPU-bound.
Sistema di calcolo batch: Duale del sistema desktop: interattività pressoché inesistente, necessità di completare quanti più processi di calcolo possibile. Si preferiscono i processi CPU-bound.
Il **grado di multiprogrammazione** è la somma di:

- n processi in esecuzione.
- n di processi pronti per l'esecuzione.
  n dipende da:
- frequenza con cui un utente fa partire processi.
- frequenza con cui i processi escono.

Obiettivi del gestore dei processi

Reggere il grado di multiprogrammazione imposto dall'utente senza degradare le prestazioni proprie e dei processi.
Favorire i processi “giusti” per il tipo di SO considerato:

- Desktop $\rightarrow$ I/O-bound.
- Server $\rightarrow$ CPU-bound.
  Come si raggiungono questi obiettivi?
  Schedulatore dei processi: sceglie il prossimo processo da eseguire in maniera consona al tipo di SO in esecuzione.
  Dispatcher: sostituisce in maniera efficiente il PCB del processo attuale con il PCB del processo scelto dallo schedulatore.

Schedulatore

Scenario

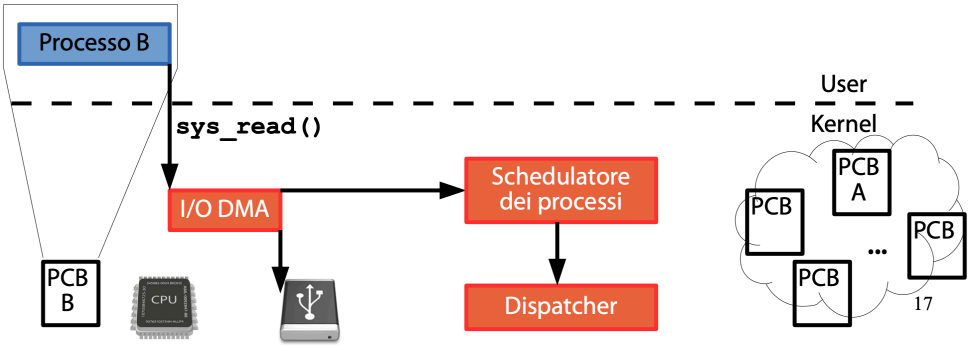
Un processo in kernel mode ha appena programmato il DMA controller per eseguire una operazione di I/O (lettura). La lettura è bloccante ed il processo non può più proseguire l'esecuzione fino all'ottenimento del dato.
Per non lasciare il processore inattivo, deve essere scelto e ripristinato un nuovo processo. Qui entra in gioco lo schedulatore, invocato dalla `sys_read()` (o chi per lei).
Lo schedulatore dei processi sceglie un processo ritenuto idoneo per l'esecuzione. Possibili criteri:

- È importante (priorità alta).
- Non esegue da tanto tempo.
- Scelto a caso.
- Scelto circolarmente.
  Lo schedulatore invoca il dispatcher per sostituire il PCB del processo in esecuzione con il PCB del nuovo processo. A questo punto, il processo B è pronto per continuare l'esecuzione.
  Quando schedulare?

1. Un processo si blocca in attesa di un evento.
2. Un processo termina l'esecuzione.
   Altrimenti il processo rimane *inattivo*.

Prelazione

Il kernel strappa con forza la CPU ad un processo, l'atto di interrompere momentaneamente un processo troppo avido di CPU a favore di un altro che sta aspettando l'esecuzione.
Lo schema precedentemente visto non ha prelazione. Un processo CPU-bound può provocare starvation di altri processi.



Scheduling con prelazione

Quando?

1. Un processo si blocca in attesa di un evento.
2. Un processo termina l'esecuzione.
3. È stato creato un nuovo processo.
4. Un processo è interrotto.
5. Un processo passa dallo stato bloccato allo stato pronto.

Scheduling in Linux

È con prelazione. Implementato dalla funzione `schedule()`, definita in `$LINUX/kernel/sched/core.c`:

- Sceglie le `task_struct()` di un nuovo processo.
- Salva lo stato del processo attuale nella sua `task_struct`.
- Ripristina nei registri lo stato del nuovo processo.
- Salta alla prossima istruzione utile del nuovo processo.

La funzione `schedule()` è invocata nelle seguenti occasioni:

- Blocco dovuto da I/O.
- Blocco dovuto ad evento di sincronizzazione.
- Al termine di una chiamata di sistema.
- Al termine di un gestore delle interruzioni.

Lo scheduler non rischedula per forza, solamente se forzato dagli eventi (ad esempio, se un processo a priorità più elevata è pronto).
Il kernel usa un flag (`TIF_NEED_RESCHED`) della `task_struct` del processo in esecuzione per segnalare la necessità di rischedulare.
Il kernel controlla se è il flag è impostato mediante la funzione `need_resched()`definita in `$LINUX/include/linux/sched.h`. Se la funzione ritorna 1 (TRUE) allora viene invocata la `schedule()`, altrimenti no.

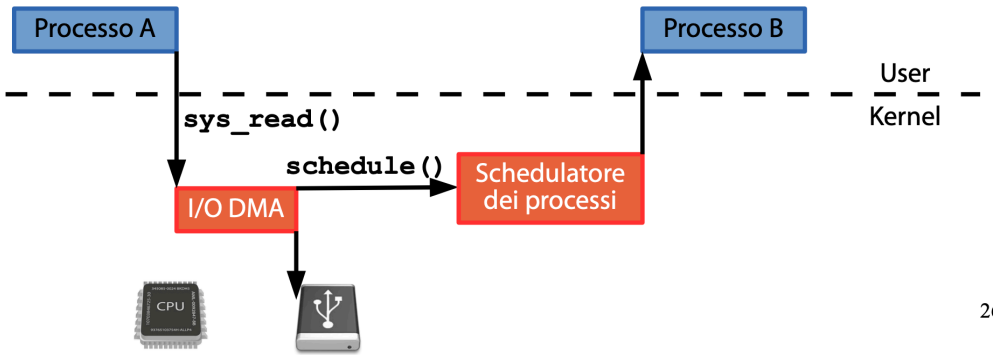
Funzioni rientranti

Dati di fatto:

- Le macchine moderne sono multiprocessore.
- I SO moderni sono multiutente e time sharing.
- Le operazioni di I/O sono gestite in maniera asincrona tramite DMA e interruzioni.
  Conseguenza inevitabile:
- **Funzione rientrante**: funzione del kernel può essere invocata di nuovo prima del termine di una sua precedente invocazione.

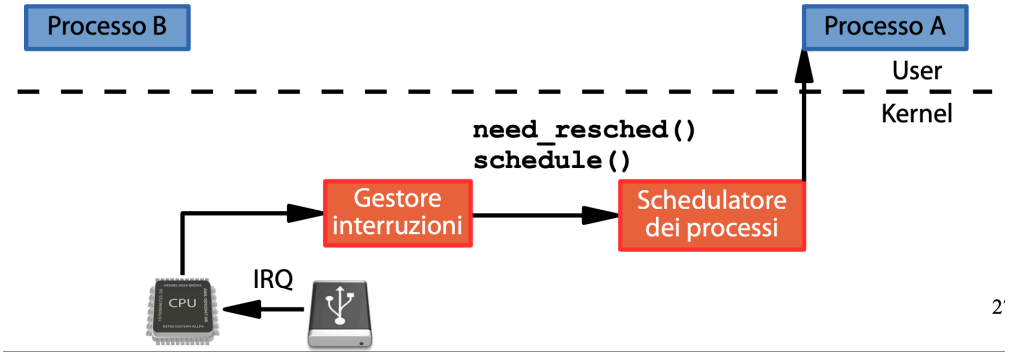
Rientranza di `schedule()`

In questo istante, la funzione schedule() non è ancora terminata. La sostituzione dei processi provoca un salto diretto al processo B.



$$\text{A} \xrightarrow{\text{sys\_read()}} \text{I/O DMA} \xrightarrow{\text{schedule()}} \text{Schedulatore} \longrightarrow \text{B}$$

All'arrivo della richiesta di interruzioni da parte del disco, parte il gestore delle interruzioni. Al termine della sua esecuzione, lo schedulatore dei processi rischedula, nel caso, il processo A.



Notare come `schedule()` sia stata nuovamente invocata prima che la precedente istanza di `schedule()` sia terminata.
Al termine della `schedule()`, il controllo è ritornato alle funzioni invocate dalla chiamata di sistema `sys_read()`.

Vantaggi della rientranza

Il kernel esegue in maniera più efficiente su architetture SMP.

Svantaggi della rientranza

Le funzioni devono essere progettate in modo tale da essere eseguibili contemporaneamente:

- L'accesso a variabili globali va evitato come la peste, se possibile.
- Se proprio non si riesce ad evitare l'accesso a variabili globali, tale accesso deve essere serializzato.
  La sua esecuzione su più CPU va impedita per evitare corruzione sui dati.

Idle task

Se nessun processo è in grado di eseguire, il kernel esegue un processo speciale detto *swapper* o *idle task*.

- PID = 0
- Mette in idle il processore.

Cambio di contesto

Lo scambio di due processi prende il nome di *cambio di contesto* (**context switch**).
Contesto: contenuto del PCB.
Operazioni svolte:

- Salvataggio del contesto del processo attuale.
- Ripristino del contesto del nuovo processo.
  Il cambio di contesto impiega 1µs – 1ms (in base all'architettura hardware).

Hop al nuovo processo

Uno dei campi contenuti nel contesto è il registro **Instruction Pointer**. Se tale registro fosse ripristinato per ultimo, la CPU salterebbe automaticamente alla prossima istruzione della nuova traccia. Nella sostanza, il salto avviene proprio così.
Problema: un processo appena creato (`fork()`) deve essere inizializzato prima di poter eseguire la prima volta.
Si usa un piccolo trucco:

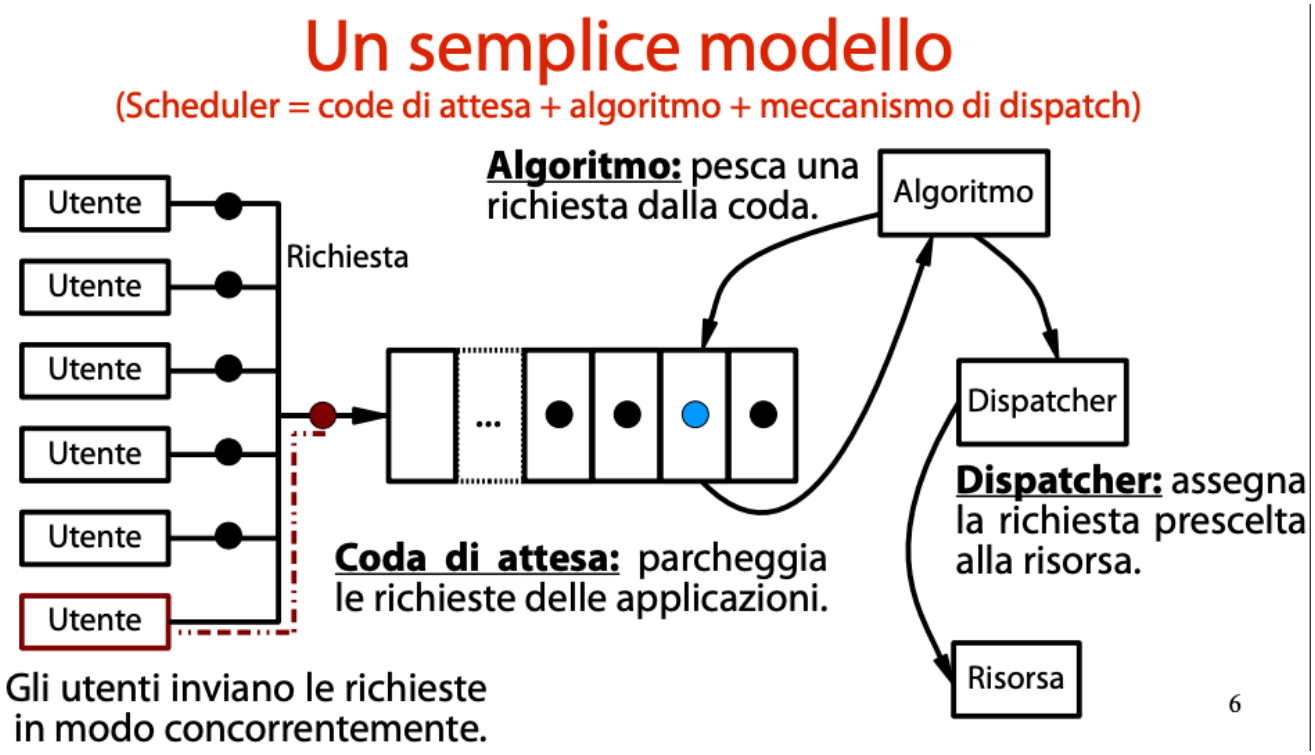
- `push` sullo stack l'indirizzo della prossima istruzione da eseguire.
- `jump` (`JMP`) ad una funzione in cui vengono effettuati gli ultimi preparativi.
- La funzione invocata esegue un `return` (`RET`).
- L'*Instruction Pointer* è caricato con l'ultimo valore presente sullo stack (l'indirizzo desiderato).
  La macro `switch_to()`, definita in `$LINUX/arch/x86/include/asm/switch_to.h` implementa questa variante.
  La funzione inizializzatrice è: `ret_from_fork()`.

T7 - Algoritmi di scheduling

Il kernel deve assegnare una risorsa ad n entità che la vogliono accedere.
Come vengono assegnate le richieste alle risorse?

Lo scheduler

Gestisce l'accesso alle risorse:
Accodamento: le richieste sono ricevute e "parcheggiate".
Algoritmo: una richiesta è scelta dalla coda.
Dispatching: la richiesta è assegnata alla risorsa.



CPU scheduling: scelta del prossimo processo da eseguire.

- *Entità*: processi
- *Risorsa*: CPU

  Job scheduling: scelta del prossimo job da eseguire.
- *Entità*: job
- *Risorsa*: CPU

  I/O scheduling: scelta della prossima richiesta di disco (lettura/scrittura) da soddisfare.
- *Entità*: richieste di I/O
- *Risorsa*: disco

  Memory scheduling: scelta di una pagina di memoria da spostare in swap.
- *Entità*: pagine di memoria
- *Risorsa*: memoria

Scheduling con e senza prelazione

Con prelazione: lo scheduler interrompe la fruizione della risorsa da parte di un utente per favorirne un altro.
Senza prelazione: lo scheduler non interrompe la fruizione della risorsa. L'utente continua ad usufruire della risorsa fino a quand:

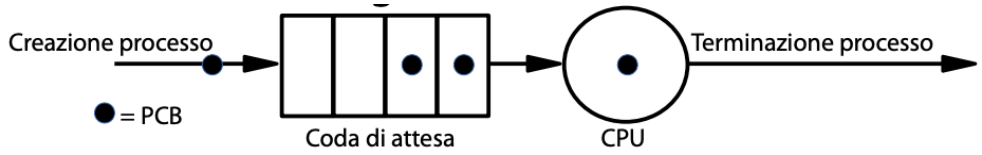
- non termina la sua funzione
- non necessita di un'altra risorsa

Scheduling senza prelazione

Scheduling cooperativo: l'utente può decidere di assegnare la risorsa direttamente ad un altro utente, tramite lo **yielding**.
Scheduling non cooperativo: l'utente non influisce sulle scelte decisionali dello scheduler.

Modello senza prelazione

I processi non effettuano richieste ad altre risorse. Non esiste prelazione.

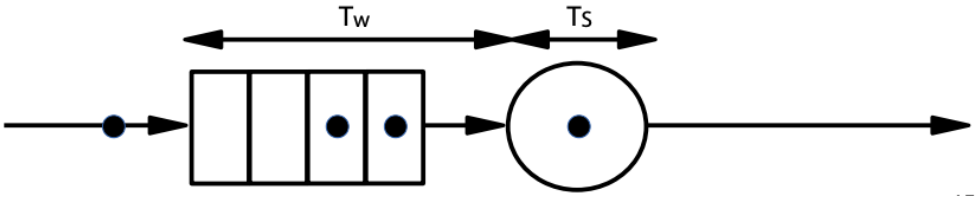


Un **indice di prestazione** indica il livello di prestazione di un componente hw/sw. Nel caso di uno scheduler di CPU si considerano:

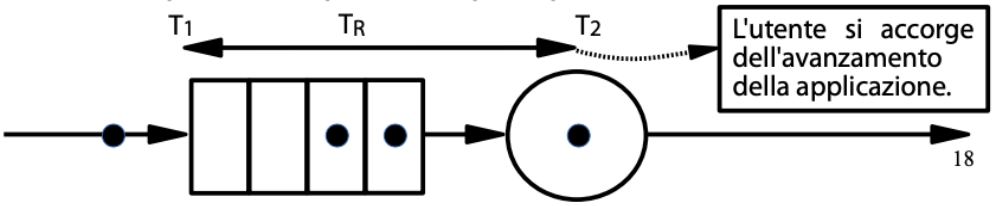
- *Attesa di un processo*
- *Produttività dello scheduler*
- *Utilizzo del processore*

Processi in coda

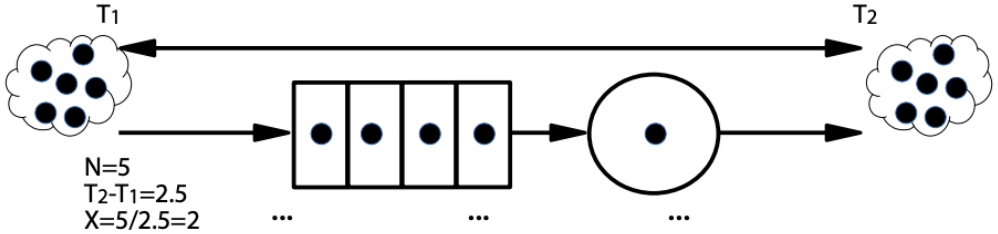
Il *numero di processi accodati* in un'istante $t = t_1$, misura il numero di processi precedenti al nostro processo accodato.
Il *tempo di attesa in coda* indica l'intervallo temporale tra l'ingresso in coda e l'associazione al processore(tempo in coda è tempo di "congestione" del processore).
Tempo di completamento: somma dei tempi di attesa in coda e. di servizio $T_C = T_w + T_S$, misura l'attesa complessiva di un processo.



Latenza: intervallo temporale fra l'ingresso di un processo in coda ed il calcolo del primo byte della risposta utile all'applicazione: $T_R = T_2 - T_1$, misura l'attesa di un processo ad iniziale la sua elaborazione e lo stato di congestione del processore. L'attesa percepita dall'utente.



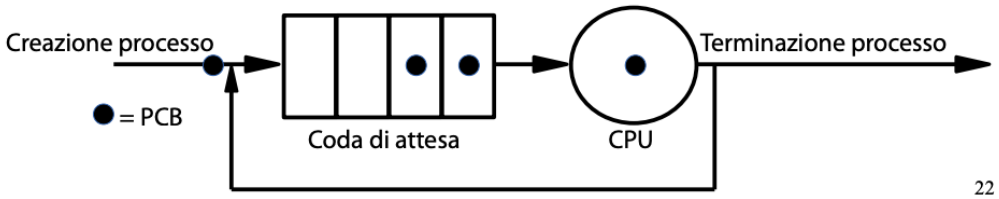
Throughput: numero di processi portati a termine da uno scheduler nell'unità di tempo $X = \frac{N}{t_2 - t_1}$, misura la produttività dello scheduler.



Utilizzatore: frazione di tempo in cui il processore è occupato (T_{occ}) in un dato intervallo (T_{mis}) : $p = \frac{T_{occ}}{T_{mis}}$, misura l'utilizzo del processore.

Modello con prelazione

Si deve prevedere il rientro di un processo nella coda di attesa, un processo può subire più attese in coda e ricevere più volte servizio dal processore.



Throughput vs. Latenza

Sono *obiettivi contrastanti*:

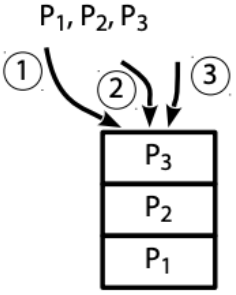
- Uno scheduler ad alto throughput serve tutto ciò che si presenta in coda → Non si fa distinzione fra processi → interattivi e non La latenza di tali processi aumenta.
- Uno scheduler a bassa latenza tende a scegliere i processi interattivi → Gli altri processi non avanzano → Il throughput dello scheduler cala.

Algoritmi di base

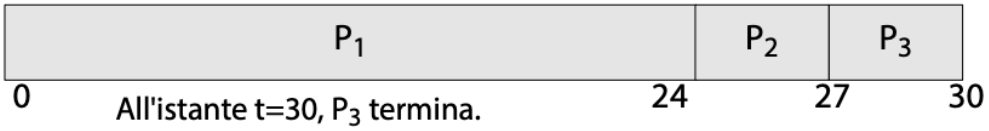
First come, first served

Opera *senza prelazione*, un processo esegue fino all'I/O o alla fine.

Processo	Durata
P_1	24
P_2	3
P_3	3



Processo	Durata
P_1	24
P_2	3
P_3	3



Vantaggi:

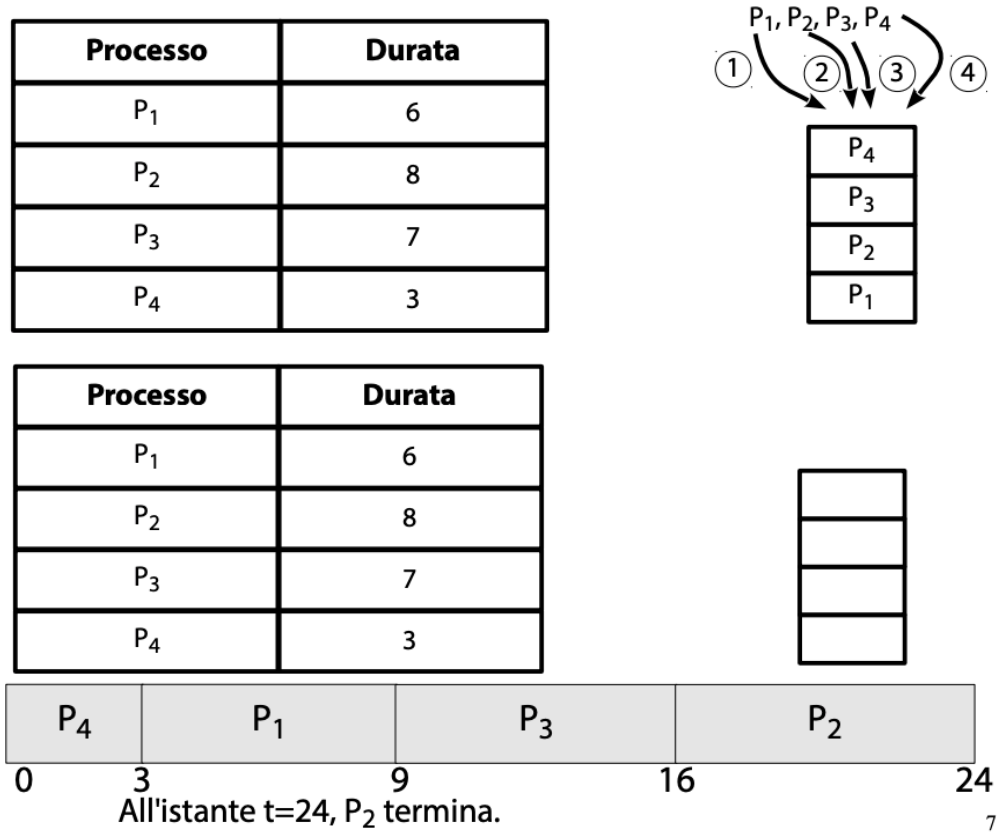
- semplice
- eseguibile su piattaforme non dotate di clock hardware
- non implementa prelazione
  - i processi non devono essere interrotti bruscamente
  - non serve un timer per avviare periodicamente il meccanismo di interruzione

  Svantaggi:

- Attesa non minima, varia al variare della composizione dei processi
- senza prelazione, monopolizza il processore e stalla l'esecuzione degli altri processi(starvation)

Shortest job first

Opera *senza prelazione*, un processo esegue fino all'I/O o alla fine.



Vantaggi:

- In assenza di prelazione, si può dimostrare che SJF è l'algoritmo di scheduling che fornisce tempo di attesa medio minimo.
  - Dati n processi $P_1, P_2, \ldots, P_n$;
  - $R_W(P_j)$ tempo di attesa del processo P_j;
  - $T_W = \left(\frac{1}{n}\right) \times [T_W(P_1) è T_W(P_2) + \cdots + T_W(P_n)]$ tempo medio di attesa dei processi al termine della schedulazione.
  - T_W minimo fra tutti gli scheduler senza prelazione.

  Svantaggi:
- Richiede la conoscenza della durata del prossimo CPU burst di ciascun processo, va stimata.
- Lo scheduler eseguito non è SJF, bensì un “simil-SJF” con stima dei CPU burst.
- SJF considera l'intera durata del processo. Tuttavia, in uno scheduler con prelazione, i processi sono eseguiti “per piccoli pezzi” e le durate residue divergono rapidamente dalla durata iniziale.
  - L'informazione su cui fa conto SJF diventa molto rapidamente obsoleta.

Stima durata prossimo CPU burst

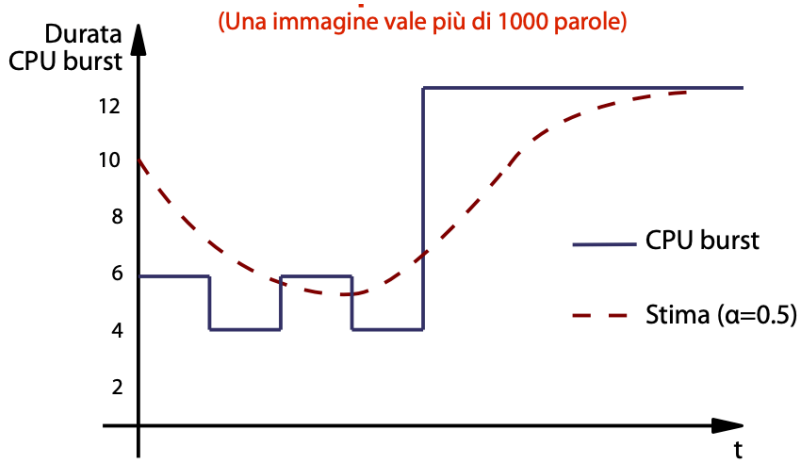
Media esponenziale τ_n dei CPU burst passati e presente.

$$\tau_{n+1} = a \times \tau_n + (1-a) \times \tau_n, a \in [0,1]$$

a "tara" il quantitativo di storia passata da prendere in codiserazione.

$$a = 0 \text{ valore recente non ha effetto}$$
$$a = 1 \text{ assenza di storia}$$
$$a = \frac{1}{2} \text{ stesso peso per valore recente e storia passata}$$

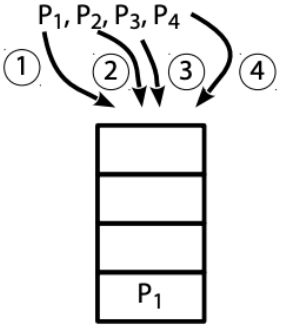
(Una immagine vale più di 1000 parole)



Shortest remaining time first

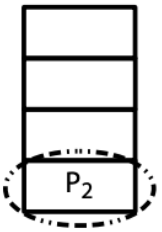
Opera *con prelazione*, un processo può essere interrotto dallo scheduler.

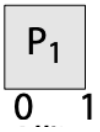
Processo	Durata	Residuo	Arrivo
P_1	8	8	0
P_2	4	4	1
P_3	9	9	2
P_4	5	5	3



P_1 viene eseguito, a t_2 arriva P_2 che, avendo un tempo residuo minore di P_1, P_1 torna in coda($P_1 = 7 < P_2 = 4$).

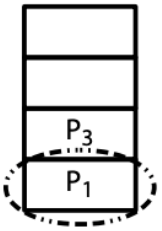
Processo	Durata	Residuo	Arrivo
P_1	8	7	0
P_2	4	4	1
P_3	9	9	2
P_4	5	5	3

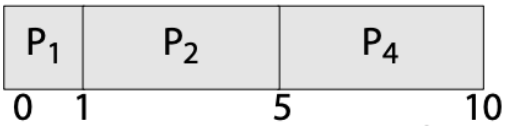




P_3 e P_4 si accodano, al termine di P_2 viene eseguito P_4, quello con il tempo residuo minore ($5_{P_4} < 7_{P_1} < 9_{P_3}$).

Processo	Durata	Residuo	Arrivo
P_1	8	7	0
P_2	4	0	1
P_3	9	9	2
P_4	5	0	3





Ora vengono eseguiti P_1 e P_3 che termina l'esecuzione.

Vantaggi:

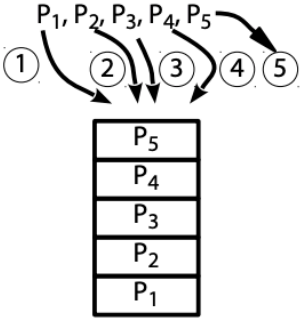
- Diminuisce il tempo di attesa medio rispetto a SJF.

  Svantaggi:
- Richiede la conoscenza della durata del CPU burst residuo di ciascun processo, va stimata.
- Lo scheduler eseguito non è SRTF, bensì un “simil-SRTF” con stima dei CPU burst.

Priority

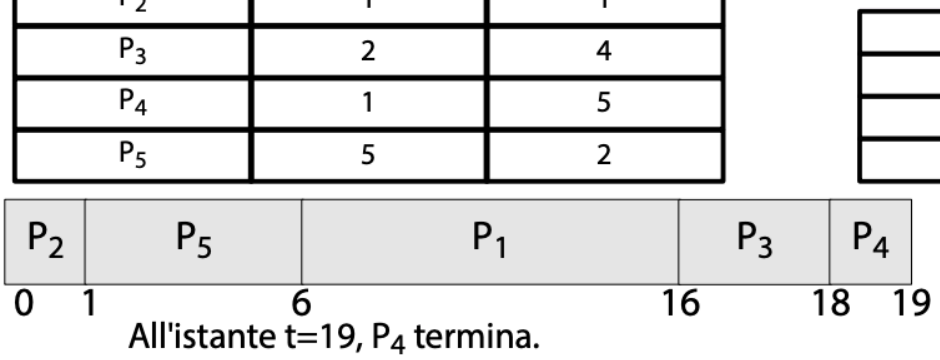
Opera *con o senza prelazione*.

Processo	Durata	Priorità
P_1	10	3
P_2	1	1
P_3	2	4
P_4	1	5
P_5	5	2



Vengono eseguiti in base al valore della *priorità*: $1 \rightarrow 5$.

Processo	Durata	Priorità
P_1	10	3
P_2	1	1
P_3	2	4
P_4	1	5
P_5	5	2



Vantaggi:

- Favorisce i processi ritenuti più importanti. Tale modo di operare è fondamentale nei sistemi interattivi.

- **Processo importante**: processo che interagisce “spesso” e direttamente con l'utente.

Svantaggi:

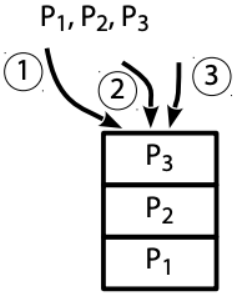
- È soggetto a starvation dei processi. Nella simulazione ora vista, P_4 ha tempo di attesa pari a 18 $\rightarrow$ starvation. Se P_4 fosse un terminale, stallerebbe per lungo tempo e l'utente non riuscirebbe ad interagire con il SO.
  Gli scheduler con priorità necessitano di un ulteriore meccanismo per combattere l'attesa indefinita.
  Aging: aumento graduale della priorità dei processi in attesa da lungo tempo.
  Il valore della priorità può essere definito in due modi:
- **Internamente**: dal SO in vase a grandezze misurabili.
  - Limiti di tempo, memoria, CPU burst.
  - Rapporto (avg I/O burst) / (avg CPU burst).
- **Esternamente**: in base a criteri esterni al SO.
  - Si associa ad ogni processo una priorità.
  - Sistemi UNIX: valore intero in $[-20, 19]$ (più è basso, più è alta la priorità).

Round Robin

Opera *con prelazione*, un processo può essere interrotto dallo scheduler.
Ogni esecuzione è quantificata in un tempo detto *quanto*, al termine del quanto, si passa al processo successivo, rimettendo in coda il processo se non completato.

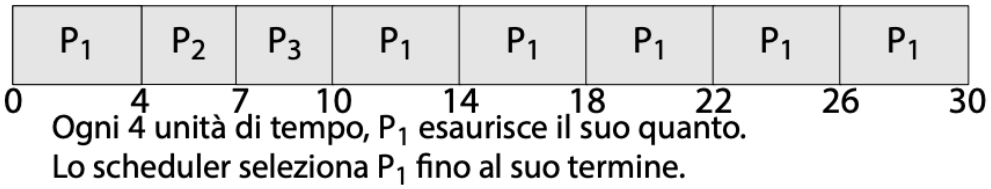
Processo	Durata
P_1	24
P_2	3
P_3	3

Quanto = 4



Processo	Durata
P_1	24
P_2	3
P_3	3

Quanto = 4



Ogni 4 unità di tempo, P_1 esaurisce il suo quanto.
Lo scheduler seleziona P_1 fino al suo termine.

Vantaggi:

- Fornisce generalmente attese molto basse.
- Con n processi ed un quanto di tempo pari a q, l'attesa di un processo è limitata superiormente a:

$$(n-1) \cdot q$$

Svantaggi:

- Fornisce tempi di completamento di processi CPU-bound più lunghi rispetto a FCFS.
  - FCFS esegue i CPU burst “in toto”, fino alla fine, mentre RR si alterna fra processi.

Quanti di tempo fissi e variabili

Quanto fisso: scelto una volta per tutte e non cambia mai. È molto semplice da gestire, ma un quanto fisso non va mai bene per tutte le categorie di processi.
Time slice variabile: il kernel calcola dinamicamente l'intervallo massimo di esecuzione, in funzione della tipologia di processo e della sua priorità di esecuzione.

Impatto del quanto sulle schedulazioni

Il tempo di completamento medio tende a diminuire se la maggior parte dei processi finisce il CPU burst entro lo scadere del quanto.
Regoletta empirica: l'80% dei processi dovrebbe avere CPU burst minori del quanto.

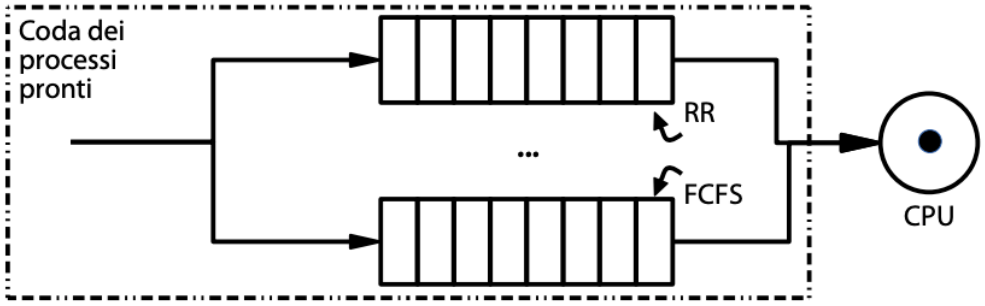
Scheduling multilivello

Categorizzazione dei processi nei SO moderni

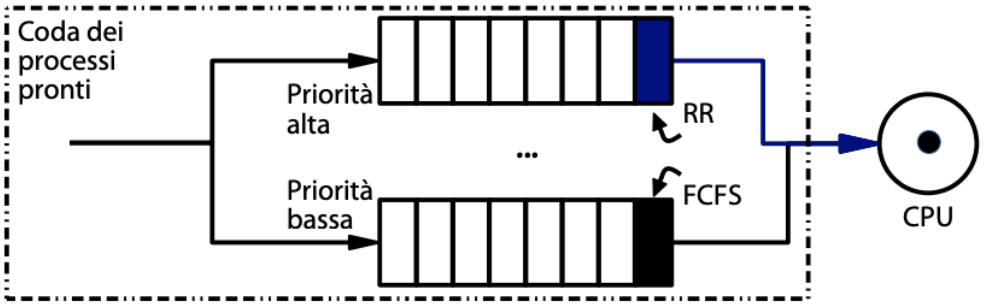
Processi interattivi (*foreground*): devono andare in esecuzione il più presto possibile.
Processi non interattivi brevi (*background*): devono andare in esecuzione meno spesso degli interattivi.
Processi non interattivi lunghi (*batch*): vanno in esecuzione solo se non ne esistono di interattivi e non interattivi brevi.
È necessario saper schedulare prima i processi appartenenti alle classi più importanti.

Scheduler multilivello

Si usano più code, una per ogni categoria di processi.



1. sceglie la code da cui pescare un processo.
2. sceglie un processo dalla coda, associando diversi livelli di priorità(fissi) alle code. Si sceglie la coda a priorità più alta in cui è presente un processo.



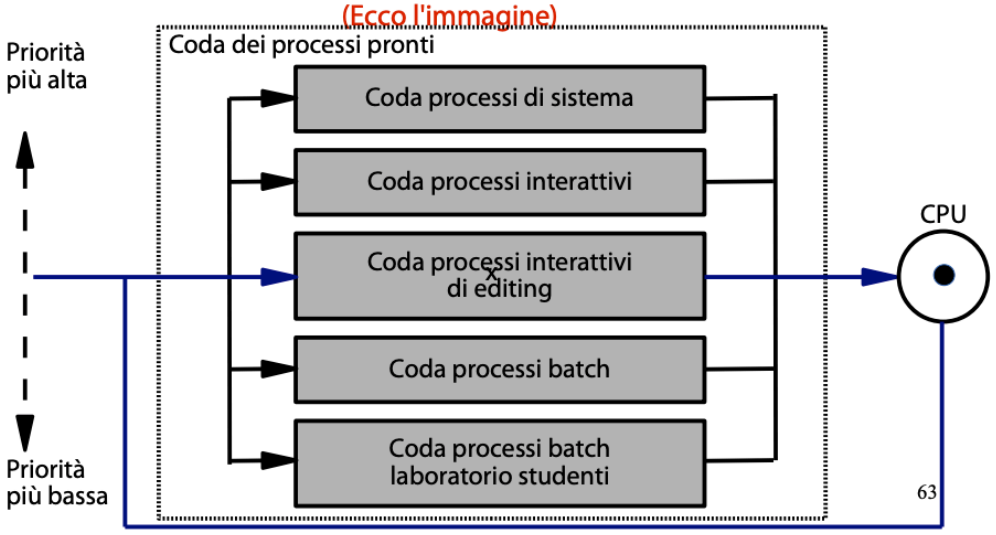
Dopo l'esecuzione, il processo è inserito di nuovo nella stessa coda da cui proviene.

Esempio:

Si suddivide la coda di pronto in cinque code distinte, con priorità decrescente in termini di importanza.

3. Processi di sistema (RR).
4. Processi interattivi (RR).
5. Processi interattivi di editing (RR).
6. Processi in background (FCFS).
7. Processi batch degli studenti di laboratorio (FCFS).

(Ecco l'immagine)



Vantaggi:

- I processi importanti sono serviti per prima, essendo incanalati nelle code a priorità più alta. - Per tali processi, la latenza è molto bassa.

  Svantaggi:
- I processi non importanti soffrono di starvation.
  - Per tali processi, non vi è garanzia sulla latenza.
  - È necessario integrare lo scheduler con un meccanismo di aging.
- Se la natura del processo(CPU-bound, I/O-bound) è variabile nel tempo, lo scheduler multilivello non è efficace.

Scheduler multilivello con retroazione

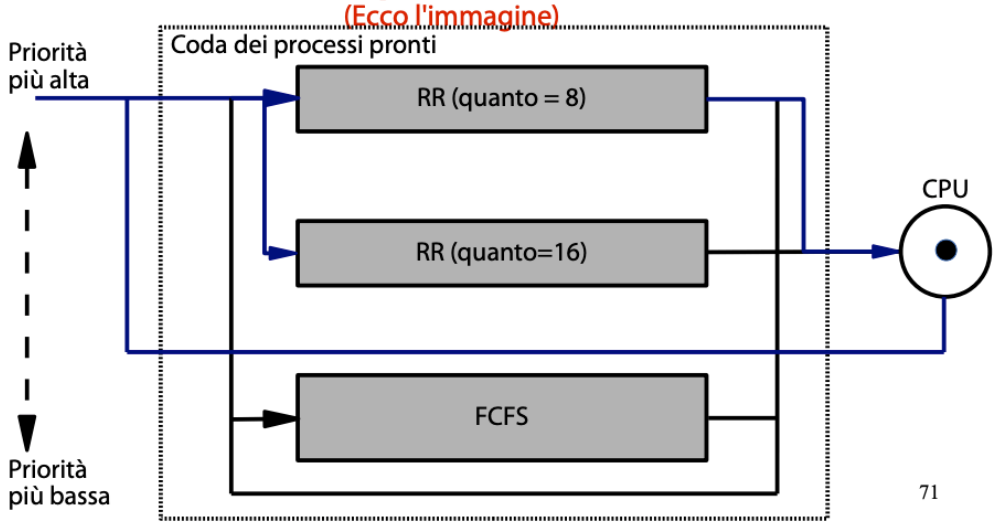
È una variante dello scheduler multilivello in cui il processo può rientrare in una coda diversa da quella in cui si trovava precedentemente.
La retroazione tende a raggruppare i processi con caratteristiche di CPU burstiness simili simili nelle stesse code.

- Processi con CPU burst lunghi si muovono verso le code a priorità più bassa.
- Processi con CPU burst brevi si muovono verso le code a priorità più alta.
  La retroazione è tanto più efficace quanto meno frequente è il cambio di natura dei processi.
  Esempio:
  Si usano tre code di scheduling di priorità 0, 1, 2.

0. Round Robin con quanto 8
1. Round Robin con quanto 16
2. FCFS
   Se un processo non finisce entro il suo quanto assegnato, viene spostato nella coda successiva. Se per 10 volte il processo non esaurisce il suo quanto di tempo, viene spostato nella coda precedente.
   Quindi:

- I processi con CPU burst brevi (I/O bound, interattivi con il terminale) sono serviti molto rapidamente.
- I processi con CPU burst un po' più lunghi sono serviti rapidamente.
- I processi con CPU burst lunghi (batch) sono serviti solo se il sistema non è altrimenti impegnato.
  Un sistema con CPU burst variabile si adatta lentamente alla sua coda ottimale.

(Ecco l'immagine)



Scheduling in sistemi SMP

Coda di pronto globali

Coda globale: unica coda di pronto condivisa da tutti i processori.
Coda di pronto distribuita per CPU: ne esiste una per ogni processore della macchina.

- Lo scheduler può operare su più code allo stesso istante.
- Non esistono ritardi dovuti a uso non corretto delle cache del processore.
- Soluzione preferita dai SO moderni su architetture SMP.
  Come bilanciare i processi sulle diverse code?

Predilezione

Predilezione (*CPU affinity*): lo scheduler dei processi cerca di eseguire il processo sempre sullo stesso processore.
Predilezione debole (*soft affinity*): lo scheduler rischedula il processo sempre sulla stessa CPU, a meno di un bilanciamento delle code di scheduling.

- scheduler di Linux
  Predilezione forte (*hard affinity*): l'utente impone che il processo esegua sempre su una data CPU.

Bilanciamento del carico

Per bilanciare il carico della predilezione i processi vengono spostati (*migrati*) da un processore all'altro, in modo che il carico sui processori sia simile.
Attenzione a bilanciare troppo spesso, *il bilanciamento annulla i benefici della predilezione*.
Migrazione guidata(*push migration*): un processo dedicato controlla periodicamente la lunghezza delle code. In caso di sbilanciamento, sposta i processi in modo da bilanciare il carico.
Migrazione spontanea(*pull migration*): o scheduler sottrae un PCB ad una coda sovraccarica.

T8 - File System

File: Rappresentazione e accesso

Nei SO moderni le informazioni possono essere memorizzate in maniera strutturata e permanente su supporto secondario
Un **file system** è una gerarchia di *directory* e *file*, ospitata su un dispositivo di memorizzazione secondaria.

- **File**: sequenza di byte memorizzata su supporto secondario.
  - struttura di controllo che memorizza le proprietà durevoli.
  - insieme di blocchi di dati.
  Il **File Control Block** è la struttura che memorizza le proprietà durevoli di un file. Memorizza su disco:
- Proprietario.
- Date notevoli (creazione, ultimo accesso, modifica).
- Dimensione.
- Permessi di accesso.
- Puntatori a blocchi di dati.
  Per recuperare questi metadati si usa:

```
int stat(const char *path, struct sttat &buf);
```

In GNU/Linus, la chiamata `stat()` ritorna una struttura dati contenente i metadati di un file.

Estensioni

I file possono essere classificati in *tipi*, in modo da assegnare ad essi una applicazione di default che li possa gestire. Il SO li riconosce attraverso una *estensione* e una analisi del contenuto del file.
`<nome_file><separatore><estensione>`
Il meccanismo più semplice di riconoscimento del tipo del file è la **associazione diretta**. Il SO legge l'estensione del file e gli associa automaticamente una applicazione adatta.
Ciascuna applicazione gestisce una lista di estensioni gradite.

- LibreOffice -> `.doc`, `.odt`, `.docx`
  Ciascun file è riconoscibile da una o più sequenze di byte (dette **magic number**) in offset strategici.
- `.elf` contiene i caratteri 'E', 'L', 'F' nel secondo, terzo e quarto byte.
  I magic number sono salvati su un file locale detto **magic file**:
  `/usr/share/file/misc/magic`.
  Il comando `file` (UNIX, linea di comando) scandisce un file alla ricerca dei magic number, fino a quando non ne trova uno corretto.

```
file file.txt
file.txt: ASCII text, with very long lines.
```

In GNU/Linux gli eseguibili sono associati ad un programma detto **caricatore**(**loader**).

- carica in memoria le librerie necessarie all'esecuzione.
- carica il programma.
- controlla se il file inizia con una riga simile (detta **she-bang**):
  - `#!/bin/bash` specifica l'interprete dello script.
  - carica l'interprete.
  - esegue l'interprete con argomento pari al nome dello script.

File: Organizzazione interna

- Organizzazione **logica**: file acceduto per unità logiche (singoli byte, righe o record, indici).
- Organizzazione **fisica**: impacchettamento delle unità logiche nei blocchi fissi del disco.

Impacchettamenot del file su disco

L'unità **logica** del file è mappata sulla rappresentazione **fisica** del disco(**settore**). Nel caso degli hard disk, un settore è spesso lungo 512 byte.
In un file, l'unità logica è quasi sempre di dimensione diversa rispetto al settore.

Organizzazione logica

- Per **flussi di byte**: il file è visto come una sequenza di record logici di lunghezza pari ad 1(sequenza di byte). Non esiste una strutturazione; l'applicazione legge flussi di byte. È compito della applicazione dare un significato al flusso di byte.
- Per **record logici**: in file è visto come una sequenza di record logici di lunghezza maggiore di 1. L'applicazione legge e scrive un certo numero di record logici.

- Per **indice**: in file contiene una sequenza di record logici di lunghezza fissa. Ciascun record contiene un campo indice in una posizione fissa. L'albero è ordinato in base all'indice. Con una ricerca binaria sull'indice, si trova l'elemento i-mo in $O(\log n)$ passi (n=numero di record logici).
  - **indice doppio**: In caso di cancellazioni ed inserimenti frequenti dei record logici, diventa molto costoso mantenere ordinato il file. Si usano due file:
    - *indice*.
    - file con *record logici*.
  - **indice gerarchico**: Se il file indice cresce a dismisura, si adotta un indice multilivello.
    - *file indice primario*: punta ad un file indice seocndario.
    - *file indice secondario*: punta al record.

Accesso ai file

- **sequenziale**: L'informazione contenuta nel file viene acceduta sequenzialmente, ossia un record dopo l'altro. Il modello considerato è quello di un *nastro*.
- **diretto**: L'informazione contenuta nel file viene acceduta per singoli blocchi fisici, direttamente (casualmente). Modello di un *disco*.
- **per indice**: L'informazione contenuta nel file viene acceduta per indice, casualmente. Modello di una **base di dati**.
  Solitamente
- *accesso sequenziale* -> *organizzazione per flussi di byte*.
- *accesso diretto* -> *organizzazione per record logici*.
- *accesso per indice* -> *organizzazione per indice*.

I/O low-level e bufferizzato

- **I/O diretto**(basso livello): le operazioni sono inviate direttamente al kernel.
- **I/O bufferizzato**: le operazioni di I/O sono gestite da un buffer intermedio. Letture e scritture sono "ritardate" fino al riempirsi del buffer.

Buffering in GNU/Linux

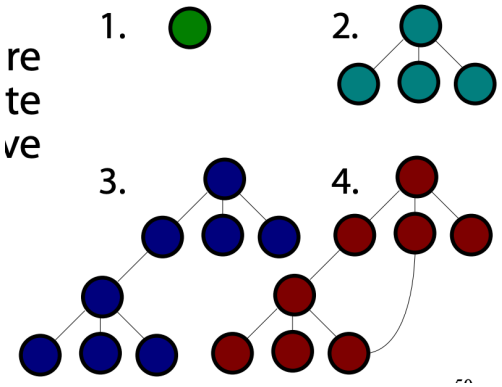
- **buffering applicativo**:
  - usato dalle funzioni di libreria del C.
  - Permette operazioni di I/O con blocchi di dati,
  - Riduce chiamate di sistema → meno carico per il kernel.
  - **nessun buffer**: ha dimensione nulla.
  - **singola riga**: il buffer è considerato riempito quando raggiunge la sua massima dimensione o quando si incontra un carattere newline.
  - **buffering completo**: il buffer è considerato riempito quando raggiunge la sua massima dimensione.
- **buffer del kernel**:
  - **Caching Letture**: memorizza dati già letti in RAM → risponde a richieste successive più velocemente.

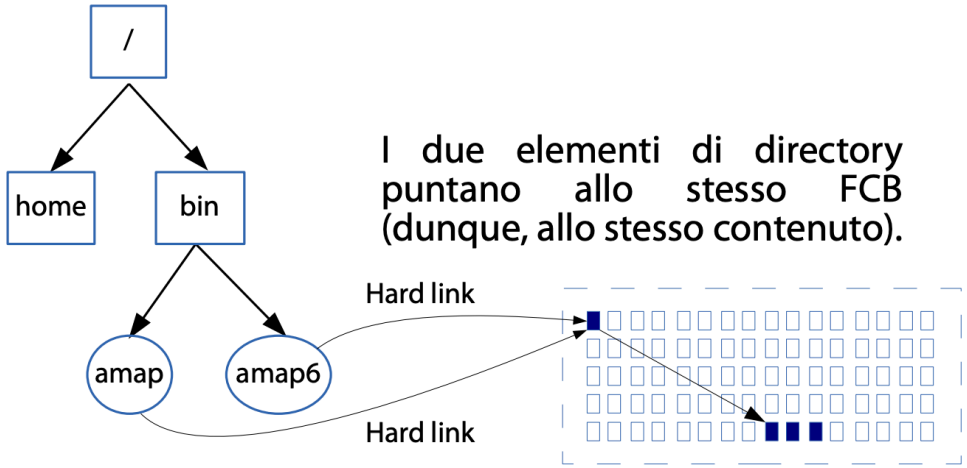
- **Raggruppamento Scritture**: unisce più scritture in un'unica operazione (scrittura su disco più lenta) → riduce scritture frequenti e usura del disco.
  Flushing del buffer: svuotamento del buffer, trasferiemento dei dati temporaneamente memorizzati nel buffer applicativo verso il kernel o il dispositivo di destinazione.
- **flush** svuotamento del buffer applicativo.
- **sync** svuotamento del buffer dal kernel.

Directory

È un file contenente coppie del tipo(nome, puntatore).
Una directory può essere rappresentata mediante diversi modelli:

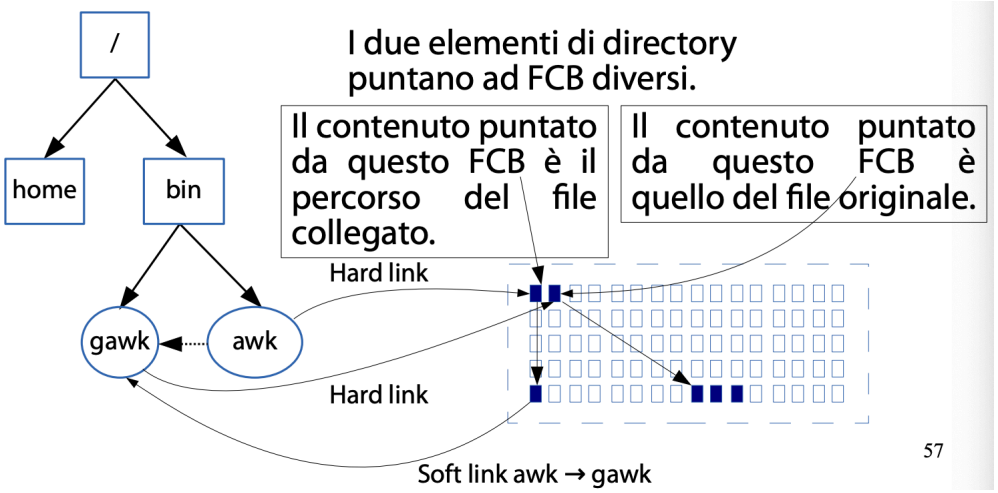
- **A singolo livello**: estremamente scomodo nei sistemi multiutente.
- **A due livelli**: esiste un completo isolamento fra utenti.
- **Ad albero**: è scomodo condividere file fra utenti senza copiarli; è impossibile creare "collegamenti a file".
- **A grafo**: quello attualmente più utilizzato, il file system è modellato con un **grafo aciclico**:
  - **vertici**: directory o file.
  - **archi**: relazioni fra directory e file contenuti.
  - **vertice radice**: rappresenta la directory radice del file system (UNIX: `/`, Windows: `C:\`).
  Il contenuto di un file può essere referenziato da due elementi di directory (**hard link**) distinti.





  Non è possibile introdurre un ciclo nel grafo.
- Niente link a directory superiori (si creerebbe un ciclo infinito).
- `cd directory` in una directory con ciclo stallo.
  Non è possibile creare un hard link ad un file in un altro file system.

- File system diversi implementazioni diverse delle → directory.



Grafo ciclico: simile al precedente, in questo è possibile creare link in grado di chiudere cicli (noti con il nome di **soft link**).

Soft Link vs Hard Link

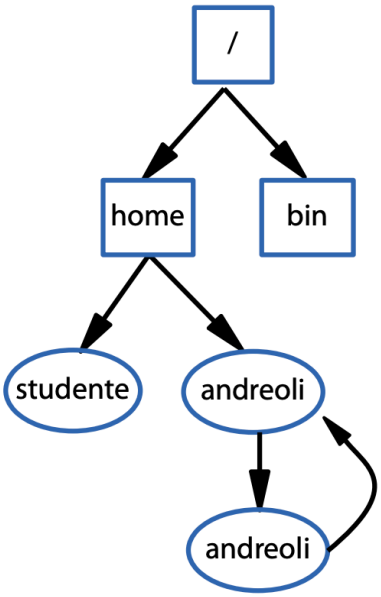
Soft Link (o Link Simbolico):

- **Cross-File System**: può essere creato tra file system diversi.
- **Riferimento Diretto**: punta al percorso del file di destinazione.
- **File Mancante**: se il file di destinazione è assente (ad esempio su un supporto non inserito come un CD-ROM), il link appare rotto (colorato di rosso).
- **Supporto Directory Superiori**: può puntare anche a directory superiori o ad altre directory e file.
  Hard Link:
- **Stesso File System**: deve risiedere nello stesso file system del file di destinazione.
- **Riferimento Indiretto**: punta direttamente all'inode del file, quindi rappresenta una copia “fisica” del file (condividendo lo stesso inode).
- **Persistenza del File**: se l’originale viene eliminato, il file rimane accessibile tramite l'hard link.
- **Non Supporta Directory**: non può essere creato per le directory, solo per file.

Gestione cicli infiniti

Scenario: il comando `find` scandisce un sottoalbero di directory con un soft link alla directory di partenza. → Ciclo infinito. La gestione dei cicli infiniti è delegata alle applicazioni.

```
find /home/andreoli -name andreoli -follow
```



Cancellazione di file

L'hard link di un file è un **conteggio di riferimento**. Il conteggio serve ad impedire la distruzione del contenuto di un file in presenza di utenti che ne usufruiscono. Quando si cancella un file, si decrementa di uno il conteggio degli hard link. Se il conteggio è zero, si stacca il contenuto del file dal suo FCB.

Implementazione delle directory

1. **Hash Table + Simple List** (Usata nelle prime versioni di EXT3, EXT4):
   - **Lista Semplice**: Contiene coppie `<nome file, puntatore FCB>` (File Control Block).
   - **Tabella Hash**:
     - **Chiave**: Un hash del nome del file.
     - **Valore**: Un puntatore all'elemento corrispondente della lista.
   - **Vantaggio**: Ricerca più veloce rispetto a una lista semplice, ma meno efficiente per directory di grandi dimensioni.
2. **Binary Tree** (Usato nelle versioni attuali di EXT4):
   - **Struttura ad Albero Binario**: Organizza i nomi dei file come hash, ordinati alfanumericamente.
   - **Nodi Foglia**: Ogni nodo foglia contiene un puntatore al FCB, il quale gestisce i metadati e l'accesso al file.
   - **Vantaggio**: Migliora l'efficienza della ricerca in directory molto grandi, riducendo i tempi di accesso grazie alla struttura ad albero.

Accesso alle directory

Mediante un **descrittore di directory** simile al puntatore allo stream usato nell'I/O bufferizzato.
È rappresentato dalla struttura `struct __dirstream` rinominata in `DIR` nella libreria del C.
Si ottiene un puntatore a tale descrittore mediante la funzione di libreria `opendir()` che, analogamente a `fopen()`, apre una directory.

Montaggio e Smontaggio

Un file system, prima di essere utilizzato deve essere associato ad un dispositivo di memorizzazione secondaria. deve essere agganciato ad un file system esistente, usando una directory come punto di attacco.

- **File system mount** o **mount**.
- La directory di aggancio prende il nome di **mount point**.

Opzioni di mount

- **read-only**: solo lettura.
- **sync**: le scritture sono sincrone.
- **async**: le scritture sono asincrone.
- **exec**: si permette l'esecuzione dei programmi.
  Il file system può essere staccato dal suo mount point tramite l'operazione di **unmount** (umount nel gergo UNIX), sostanzialmente l'inversa di mount.
  L'unmount è preceduto da un *flush* dei buffer del kernel.

Root file system

Almeno un file system deve essere presente all'avvio del SO, affinché il mount degli altri file system sia sempre possibile. Tale file system prende il nome di **root file system** e contiene almeno il comando `init` per avviare i servizi della macchina.

T9 - Implementazione File System

Preparazione di un dispositivo

La **formattazione a basso livello** è una procedura mediante la quale il dispositivo è preparato al primo uso (creazione di un *file system*).
La superficie del dispositivo è marcata in **settori**, la più piccola porzione indirizzabile dalla testina del dispositivo (in un HDD 512byte).

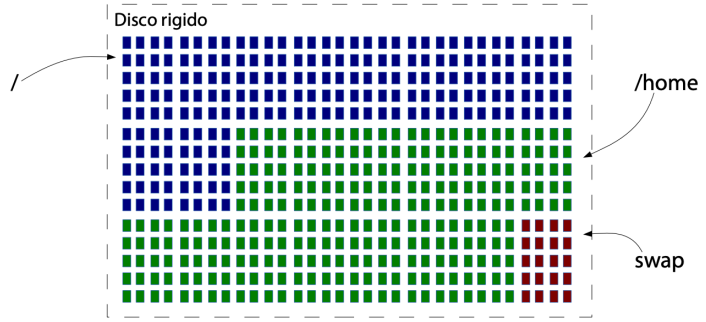
- **Preambolo**: marcatura indicante l'inizio di un settore(usato dalla testina per sincronizzarsi).
- **Error Correcting Code (ECC)**: codice per la correzione automatica di errori.
- **Intersector gap**: separazione fra settori.

Partizionamento

Il disco può essere diviso in zone dette **partizioni**, ciascuna delle quali può ospitare:

- *file system*: ospita dati strutturati secondo un formato specifico.
- *swap partition*: spazio dedicato alla memoria virtuale per il SO.

- *raw partition*: area non formattata utilizzata da applicazioni per accesso ai dati.



Pro:

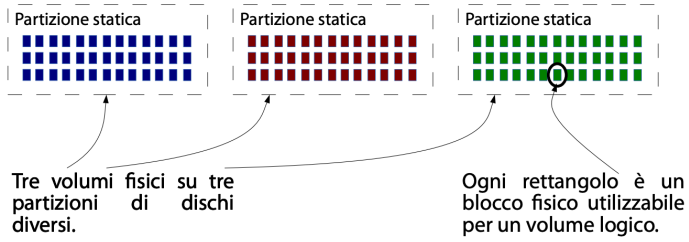
- **Limitazione dello spazio** a disposizione: si può impedire che i file di log riempiano il file system di root, confinandoli in una partizione separata.
- **Memoria virtuale**: implementazione di un'area di swap.

Contro:

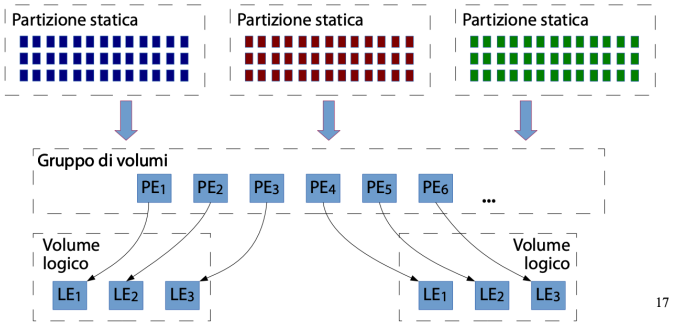
- Le partizioni non posso essere modificate facilmente.
- Sono in chiaro, sempre.

Volumi

Un **volume fisico** è una partizione di un disco rigido usabile per i volumi, il contenuto è organizzato come una sequenza di *blocchi fisici*.



Un **grupo di volumi** è la totalità dei blocchi fisici offerti dai volumi fisici.
Un **volume logico** è un insieme di *blocchi logici* del gruppo di appartenenza.



Il **superblocco** è il primo blocco di un *file system*, contiene metadati fondamentali del *file system*.
La **formattazione ad alto livello** è la procedura con la quale si inizializza un *file system* su una partizione o volume logico.

Allocazione dei blocchi

Scenario:

- **Problema**: diversi processi vogliono scrivere sul disco contemporaneamente.

- SO:
  - Alloca i blocchi del *file system* per le operazioni di scrittura.
  - **Obiettivi**:
  1. Usare lo spazio libero in modo efficiente.
  2. Garantire un accesso veloce ai file:
  - Blocchi logicamente vicini dovrebbero essere fisicamente vicini sul disco.
  Se il blocco è di dimensione piccola, un processo che scrive file grandi rischia di richiedere tanti blocchi, potenzialmente sparpagliati sul disco. In seguito a creazioni e cancellazioni di file, i blocchi liberi risultano disposti “a gruviera”. Si ha una **frammentazione esterna**.
  Come vengono assegnati quindi i blocchi?
- **Assegnazione contigua**:
  - In blocchi *fisicamente contigui* sul disco.
  - Quando un file deve essere salvato, il SO cerca uno spazio libero sufficiente.
  - L'intero file viene scritto in un'unica area contigua di blocchi.
  - **Pro**:
    - Accesso rapido, ideale per file che devono essere letti e/o scritti in sequenza.
  - **Contro**:
    - *Frammentazione esterna*: con il tempo, blocchi contigui sufficientemente grandi possono non essere disponibili.
      - Si può risolvere tramite *estensioni* del volume, ma rimane il problema dello spazio.
    - *Rigidità*: file di dimensioni variabile possono richiedere spostamenti costosi.
- **Assegnazione concatenata**:
  - Ogni blocco memorizza un *puntatore* al successivo.
  - I blocchi non devono essere fisicamente contigui.
  - **Pro**:
  - *Niente frammentazione esterna*: qualsiasi blocco libero può essere usato.
  - *Adattabilità*: ideale per file di dimensione dinamica.
  - **Contro**:
  - *Prestazioni inferiori*: ci vuole tempo per "collegare" i vari blocchi.
  - *Fragilità*: un errore in un puntatore può interrompere l'intera catena.
  - *Overhead dei puntatori*: parte dello spazio è riservato per memorizzare i puntatori.
  - **Varianti**:
  - **Cluster**: gruppo di blocchi contigui, il *file system* alloca un **cluster**, in modo da diminuire il numero di puntatori richiesto per collegare il file (rischio frammentazione interna).
  - **FAT**: variante dell'assegnazione concatenata. All'inizio di ciascuna partizione viene riservato uno spazio per contenere una tabella di allocazione dei file (**File Allocation Table, FAT**). Ciascun blocco del disco è rappresentato da un numero intero univoco, detto indice. La FAT è acceduta attraverso gli indici e contiene indici.
  - **Contro**:
  - Richiede un accesso alla FAT per ogni blocco letto/scritto.
  Blocchi indice multipli:
- **Schema concatenato**:
  - Il blocco indice ha una piccola intestazione nella quale sono riportati:
    - nome del file.

        - i primi 100 blocchi del disco.
    - L'ultimo elemento è `NULL` o il puntatore ad un altro blocco indice.
- **Indice a più livelli**:
    - Si usa un blocco indice di primo livello.
    - Gli elementi del blocco indice di primo livello puntano a blocchi indice di secondo livello.
    - Gli elementi del blocco indice di secondo livello puntano ai blocchi dei file.
- **Schema concatenato**:
    - A ciascun file è assegnato un blocco descrittore, noto con il nome di **inode**.
        - FCB del file.
        - **Puntatori 1-12**: puntatori diretti (**blocchi diretti**).
        - **Puntatore 13**: puntatore a puntatore di blocchi (**blocco indiretto singolo**).
        - **Puntatore 14**: puntatore a puntatore a puntatore di blocchi (**blocco indiretto doppio**).
        - **Puntatore 15**: puntatore a puntatore a puntatore a puntatore di blocchi (**blocco indiretto triplo**).
    - Per file piccoli, l'accesso è $O(1)$ tramite i blocchi diretti.
    - Per file più grandi, l'accesso è $O(\log(n))$ nel numero di blocchi del file.
    - Dimensione massima decisamente più grande.
- **Assegnazione indicizzata**:
    - Ogni file ha un **blocco indice** che memorizza gli indirizzi di tutti i blocchi dati.
    - Accesso diretto tramite il blocco indice.
    - **Pro**:
        - *Efficienza*: accesso diretto ai blocchi senza seguire puntatori.
        - *Flessibilità*: blocchi non contigui e supporto per file di dimensioni variabili.
        - *Robustezza*: la perdita di un blocco non compromette l'intero file.
    - **Contro**:
        - *Limite dimensioni file*:
            - Limitato dal numero di puntatori che un blocco indice può contenere.
        - *Dimensione del blocco indice critica*.
            - Troppo piccolo: non sufficiente per file grandi.
            - Troppo grande frammentazione interna.

Gestione dello spazio libero

Problema: Lo spazio di memorizzazione secondario, è limitato. È necessario tenere traccia dei blocchi liberi per garantire un'allocazione efficiente e prevenire lo spreco di spazio.
Rappresentazione dei Blocchi Liberi:

- **Bitmap**
- **Liste concatenate**
- **Raggruppamenti**
- **Conteggi**

Bitmap

Ciascun blocco del disco viene rappresentato tramite un bit:

- `0` $\rightarrow$ blocco allocato.
- `1` $\rightarrow$ blocco libero.
  Costante `BIT_PER_PAROLA`: dimensione di una parole (32 o 64 bit).
  Indice `i`: identifica il blocco.
  Vettore[n]: vettore di n parole di lunghezza `BIT_PER_PAROLA`.
  Bit: valore effettivo del bit `i`-esimo.
  Operazioni:
- `offset_parola` = `i/BIT_PER_PAROLA`;
- `offset_bit` = `i%BIT_PER_PAROLA`;
- `bit_i` = `parola_con_bit&(2^{offset_bit})`;
  I processori moderni hanno istruzioni per individuare in un colpo di clock il primo bit imposto ad 1 in una parola di 16, 32, 64 bit:
- ISA x86_64: istruzioni `bsf`, `bsr`.

Lista concatenata

I blocchi liberi sono collegati fra loro ogni blocco libero contiene un **puntatore** al blocco successivo libero.
Pro:

- Struttura semplice, non c'è bisogno di memorizzare una struttura complessa per tutti i blocchi, solo quelli liberi.
  Contro:
- Accesso sequenziale, meno efficiente.

Raggruppamento

I blocchi liberi sono raggruppati in **blocchi contigui**, ogni blocco punta al successivo.

Conteggio

I blocchi liberi sono **contigui**. Ogni gruppo memorizza:

- **Numero** di blocchi liberi consecutivi.
- **Puntatore** al prossimo gruppo.

Efficienza

Il termine "efficienza" indica la capacità di svolgere compiti con il minimo sforzo.
Nel *file system* si intende:

- Uso "compatto" dello spazio del disco.
- Rappresentazione di file grandi con il minimo dispendio di metadati.
  Gli **inode** sono impacchettati all'inizio del disco, vicino al superblocco. Facilitando il

caricamento in memoria di molti inode.

Metadati dei file

Timestamp: accesso al file, critici per alcune applicazioni.
Ad ogni accesso cambia, vanno aggiornati:

- Lettura blocco FCB da disco.
- Modifica metadati.
- Scrittura blocco FCB aggiornato.
  Se un file è acceduto frequentemente, si ha una palese inefficienza di uso del disco.
  Soluzione: si mantiene una copia del FCB in memoria centrale e si aggiorna il FCB su disco periodicamente.

Prestazioni

La capacità di svolgere compiti al massimo della propria capacità.
Nel contesto dei *file system* si intende:

- Aumento della velocità delle operazioni di I/O.
- Applicazione del concetto di gerarchia di memoria.

Scritture sincrone e asincrone

- **Scritture sincrone**:
  - Eseguite *immediatamente*, nell'ordine in cui sono ricevute.
  - Non utilizzano buffer intermedi.
  - **Pro**: garantiscono consistenza immediata.
  - **Contro**: lente, ogni operazione aspetta il completamento fisico sul disco.
- **Scritture asincrone**:
  - Utilizzano un **buffer intermedio** pr memorizzare temporaneamente i dati.
  - Il controllo ritorna subito al processo chiamante, senza attendere che i dati siano scritti sul disco.
  - **Pro**:
    - Aumento delle prestazioni: il SO può ottimizzare la scrittura scegliendo momenti più efficienti (riduzione dei movimenti della testina).
    - `write()` diventa veloce.
  - **Contro**:
    - Rischio di *perdita di dati* in caso di crash.
    - Se i metadati sono stati aggiornati, ma non i dati, posso verificarsi gravi inconsistenze.

Sicurezza

- Mantenere un sistema in uno stato *consistente*.

- Impedire agli utenti un *uso malizioso* del sistema.
  Controllo di consistenza: applicazione progettata per verificare e mantenere la coerenza di metadati e blocchi:
- In Linux: `fsck.nome_fs`, `fsck.ext4,` fsck.vfat`, ... Operazioni di` fsck`:
- **Controllo consistenza**: verifica l'integrità dei metadati e blocchi.
- **Riparazione**: corregge eventuali problemi riscontrati.

Journal

Il file system è arricchito con un file speciale(detto **journal**), gestito come un **buffer circolare**.

1. **Annotazioni**:
   - Ogni inizio di transazione.
   - Ogni operazione di ogni transazione.
2. **Sincronizzazione**:
   - Periodicamente il SO applica le modifiche annotate dal file system.
   - Operazioni completate e inizio transazione vengono rimosse.
3. **Crash-case**:
   - Le operazioni non marcate come completate vengono applicate al disco seguendo l'ordine del journal(**controllo di consistenza**).
   - Garantisce la consistenza del file system.

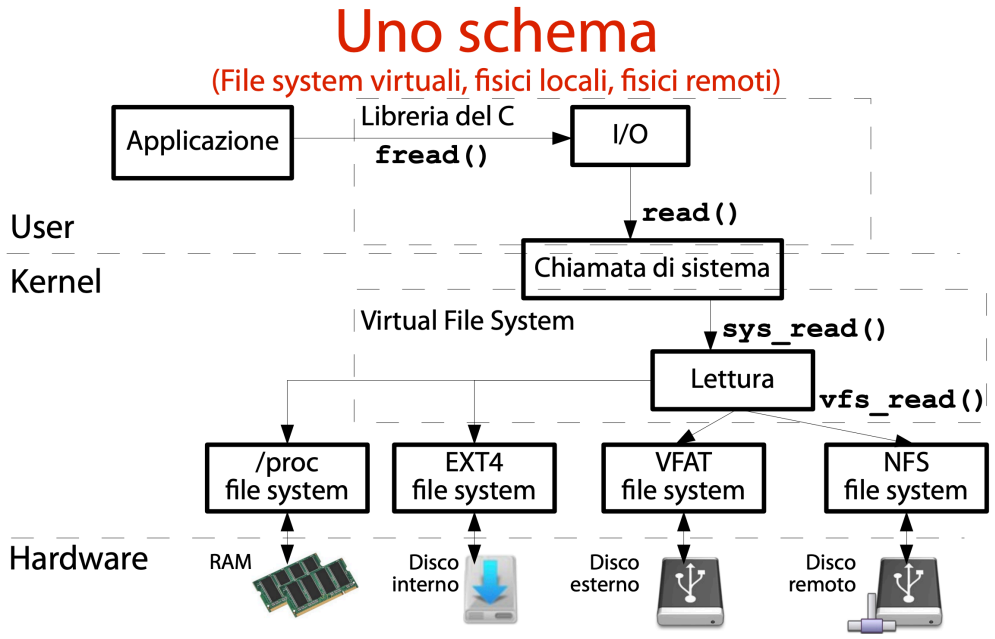
T10 - VFS

Virtual File System

Il **Virtual File System** è un sottosistema del kernel Linux, offre una rappresentazione uniforme e gerarchica dei file e delle periferiche, indipendentemente dalla loro posizione.

- In Linux sono i file di primo livello in :`$LINUX/fs`.
  Separa la logica del file system dall'hardware, offrendo agli utenti un unico modello di accesso.
  Si supponga di avere mount point con nomi direttamente associabili alle periferiche.
  Windows:
- Primo disco SATA: "`C:\`".
- Secondo disco SATA: "`D:\`".
- Terzo disco SATA: "`E:\`".
  Si scriva un'applicazione che fa riferimento a file contenuti in "`D:`". Si scambino di posto il secondo e terzo disco.

- L'applicazione non accede più ai file.



- **Path lookup**: scompone il percorso di un file per individuare i dispositivi sottostanti.
- **Gestione descrittori di file**: mappa i file aperti dalle applicazioni su strutture di dati kernel.

Struct inode

Nei sistemi UNIX rappresenta il FCB, una struttura detta **inode**.
In `EXT4` l'*inode* è definito come: `struct ext4_inode` in `$LINUX/fs/ext4/ext4.h`.
File system diversi possono avere *inode* in formato diverso. Per tale motivo il VFS definisce un unico formato di *inode*, valido per tutti i file system: `struct inode`, definita nel file: `$LINUX/include/fs.h` creata al primo uso di un file e mantenuta in RAM perché l'analisi di un percorso è frequente e dispendiosa.

Struct file

`struct file` rappresenta il file aperto `$LINUX/include/fs.h` contenente:

- Puntatore all'*inode* del VFS.
- Posizione nel file.
- Modalità di apertura.
- File Path
- Puntatori alle operazioni possibili sul file.

Struct dentry

`struct dentry` rappresenta un elemento del percorso di un file: `$LINUX/include/dcache.h`:

- Il file `/bin/vi` è composto da due *dentry*:
  - `/bin` (directory)
  - `vi` (file)
  La prima volta che xil kernel scandisce tale percorso, costruisce le due dentry e le inserisce in un albero in memoria centrale (**dentry cache**).

Con la cache il path lookup si riduce ad una navigazione di un albero binario in RAM. (`vfs_path_lookup()`).

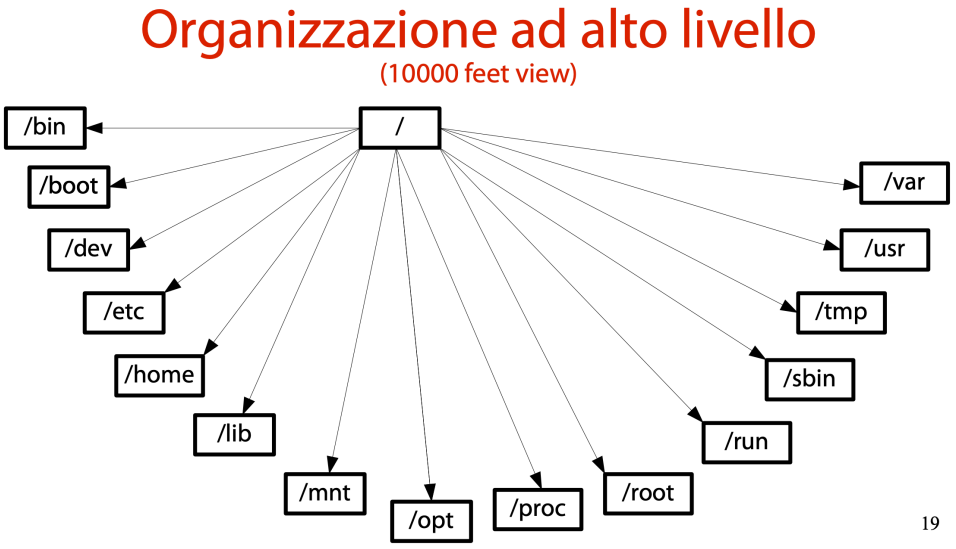
Struct file_operations

`struct file_operations` è un array di puntatori a funzione rappresentante le operazioni possibili su un file(`$LINUX/include/fs.h`). Occupa una intera linea di cache hardware per un accesso fulmineo.

Directory Tree

Filesystem Hierarchy Standard

Le directory del file system di root sono organizzate secondo uno standard: **Filesystem Hierarchy Standard**(FHS).



Definisce la struttura delle directory nei sistemi, specificando la funzione di ciascuna di esse.

Directory	Descrizione
`/bin`	Comandi base per il sistema operativo in modalità testuale (es. `ls`, `cp`, `mv`).
`/sbin`	Comandi di amministrazione (es. `fsck`, `reboot`) e il programma `init`, che avvia i servizi.
`/boot`	File per l'avvio del sistema (kernel, configurazioni del bootloader).
`/dev`	File speciali per dispositivi hardware (comunicazione con periferiche).
`/etc`	Configurazioni di sistema e software (es. `passwd`, `fstab`).
`/home`	Directory personali degli utenti, con i loro file e configurazioni locali.
`/lib`	Librerie condivise necessarie per l'avvio del sistema (es. `libc.so`).
`/mnt`	Mount point obsoleto (sostituito da `/media` per dispositivi rimovibili).
`/opt`	Software di terze parti, non open-source o distribuito in formato binario.
`/proc`	Informazioni sul sistema generate dal kernel in tempo reale (processi, memoria, ecc.).
`/root`	Spazio personale dell'utente `root` (amministratore di sistema).

Directory	Descrizione
`/run`	File temporanei in RAM, utili per la gestione dei processi (es. PID di servizi come `apache2`).
`/tmp`	File temporanei in RAM, eliminati al riavvio.
`/usr`	File di sistema, librerie e applicazioni installate dall'utente.
`/usr/local`	Software personalizzato, compilato o installato manualmente dall'amministratore.
`/var`	File di registro e directory che crescono nel tempo (log, spool, cache).

Usi comuni del Virtual File System (VFS)

1. **Clonazione dischi**:

   ```
   dd if=/dev/sda of=/dev/sdb
   ```

   - Copia blocco per blocco il contenuto di `/dev/sda` su `/dev/sdb`.
2. **Masterizzazione CD**:

   ```
   dd if=img.iso of=/dev/cdrw
   ```

   - Scrive l'immagine `img.iso` su un CD nell'unità `/dev/cdrw`.
3. **Analisi partizioni**:

   ```
   strings /dev/sda2
   ```

   - Estrae le sequenze di caratteri leggibili dalla partizione `/dev/sda2`.
4. **Visione terminale**:

   ```
   watch -n 1 fold -w 80 /dev/vcs2
   ```

   - Mostra ogni secondo la schermata del terminale (`tty2`).
5. **Statistiche di un processo**:
   - Per ogni processo attivo, il kernel crea una directory `/proc/[PID]`, dove:
     - `[PID]`: identificativo del processo.
     - Contenuto: informazioni su memoria, CPU, I/O e altri parametri statistici.