Sistemi Operativi Modulo 1 - Appunti

Axel

November 4, 2024

Contents

graphicx

1 I Processi

1.1 Requisiti di OS

Il Compito fondamentale di un sistema operativo é la gestione dei processi, ovvero delle diverse computazione che si vuol eseguire su un sistema computerizzato. Il sistema operativo deve:

- permettere l'esecuzione alternata di più processi (multitasking)
- assegnare le risorse del sistema ai processi, e decidere se dare la CPU a un processo o meno
- permettere ai processi di scambiarsi informazioni
- permettere la sincronizzazione tra processi (es. semafori)

1.1.1 Cos'è un processo

Un processo è un programma in esecuzione, ovvero un'istanza di un programma in esecuzione su un computer, un certo programma puó essere eseguito più volte, e ogni esecuzione è un processo diverso. L'entitá che puó essere assegnata a un processore è il processo. Un' unitá di attivitá caratterizzata dall' esecuzione di una sequenza di istruzioni, da uno stato corrente, e da un insieme associato di risorse di sistema. un processo è composto da:

- Codice
- insieme di dati
- un numero di attributi che definiscono lo stato del processo

1.1.2 Processo in escuzione

processo in esecuzione vuol dire un utente ha richiesto l'esecuzione di un programma, che ancora non é terminato, ció non significa che il processo sia in esecuzione sulla CPU,decidere se mandare in esecuzione un processo su un processore é compito del sistema operativo. Dietro ad ogni processo c'é un programma:

- nei sistemi operativi moderni, é solitamente memorizzato su archivio di massa
- possono fare eccezzione i processi creati dal sisteme operativo stesso
- solo eseguendo un programma si crea un processo
- eseguento un programma più volte si creano più processi

1.1.3 Fasi di un processo

Un processo si compone di 3 macro fasi:

- Creazione
- Esecuzione
- Terminazione

La terminazione di un processo può:

- essere prevista dal programma
- essere non prevista, ad esempio per un errore, in questo caso il sistema operativo lancia una interruzione che puó terminare il processo.

1.1.4 Elementi di un processo

Finché il processo é in esecuzione, il sistema operativo deve tener traccia di:

- Identificatore del processo
- Stato del processo (Runing,...)
- Priorità del processo
- Hardware Context: valore corrente dei registri del processore (include program counter)
- puntatori alla memori (definisce l'immagine del processo)
- informazioni sullo stato dell'input/output
- informazioni di accounting (quale utente lo esegue)

1.2 Process Control Block

Il sistema operativo mantiene un Process Control Block (PCB) per ogni processo, che contiene tutte le informazioni necessarie, che sono contenute nella zona di memoria riservata al kernel, solo il sistema operativo può accedere a queste informazioni. consente al sistema operativo di gestire piú processi contemporaneamente, contiene sufficiente informazioni per permettere al sistema operativo di sospendere un processo e riprenderlo in un secondo momento.

1.3 Traccia di un processo

Il comportamento di un particolare processo é determinato dalla sequenza di istruzioni che esegue, e dallo stato del processo, questá sequenza é detta trace, il **Dispatcher** é un piccolo programma che sospende un processo per farne andare in esecuzione un altro

1.4 Eseuzione di un processo

Considerando 3 processi, Ogni processo viene eseguito senza interruzzioni fino al termine, ma in veritá il dispatcher sospende un processo per farne eseguire un altro, il tempo di esecuzione di un processo é diviso in piccoli intervalli di tempo, detti **time slice** es :

- Parte il processo A
- dopo un certo tempo il dispatcher sospende il processo A e fa partire il processo B
- dopo un certo tempo il dispatcher sospende il processo B e fa partire il processo C
- dopo un certo tempo il dispatcher sospende il processo C e fa partire il processo A
- e cosí via
- il dispatcher é un programma che si occupa di fare questo

1.5 Modello dei Processi a 2 stati

Un processo può essere in uno di due stati:

- Running: il processo é in esecuzione sulla CPU
- Not Running: il processo é in attesa di essere eseguito

esitono anche 2 stati nascosti ovvero: entrante e uscente, in ogni caso é il dispatcher che si occupa di fare il cambio di stato tra Running e not Running Dal punto di vista dell'implementazione esiste una coda di processi pronti, il dispatcher prende il primo processo dalla coda e lo esegue sulla CPU

1.6 Creazione di un processo

In ogni istante ci sono n¿=1 processi in esecuzione, come minimo c'é un interfaccia GUI,...ecc Se l'utente dá un comeando quasi sempre si crea un processo, la creazione di un processo avviene con il **Process Spawning**: un processo crea un altro processo, il processo che crea il processo é detto **parent process**, il processo creato é detto **child process**, in questa maniera si crea una gerarchia di processi, il processo padre puó creare più processi figli, e un processo figlio puó creare altri processi figli.

1.7 Terminazione di un processo

Un processo puó terminare in 2 modi:

- Normale completamento: istruzione macchina HALT, che generi un'interruzione per OS, in linguaggi di alto livello l'istruzione HALT é invocata da una system call come exit inserita dai compilatori
- Kill: Il sistema operativo puó terminare un processo in modo forzato, per errori come:
  - Memoria non disponibile
  - Errore di protezione
  - Errore fatale a livello di istruzione(Divisione per 0)
  - operazione di I/O fallita

  oppure l'utente puó terminare un processo con un comando

si passa quidi da n ¿= 2 processi a n-1 processi C'é sempre un processo master che non puó essere terminato, il processo master é il primo processo che viene eseguito

1.8 Modello dei processi a 5 stati

il modello a 2 stati é troppo semplice, il modello a 5 stati é più realistico, un processo puó essere in uno di 5 stati:

- New: il processo é stato creato ma non é ancora in esecuzione
- Ready: il processo é pronto per essere eseguito
- Running: il processo é in esecuzione sulla CPU
- Blocked: il processo é in attesa di un evento (es. I/O)
- Terminated: il processo é terminato

le transizioni tra gli stati sono:

- New → Ready: il processo è stato creato e pronto per essere eseguito
- Ready → Running: il processo è in esecuzione sulla CPU
- Running → Ready: il processo è stato sospeso
- Running → Blocked: il processo è in attesa di un evento
- Blocked → Ready: il processo è pronto per essere eseguito
- Running → Terminated: il processo è terminato

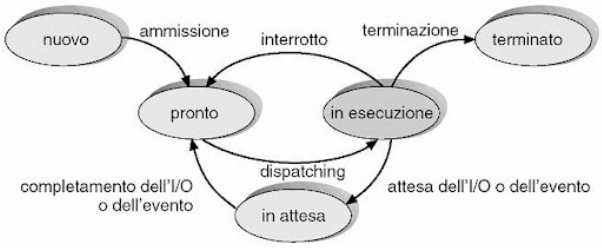


Figure 1: Modello dei processi a 5 stati

Cosa c' é dietro a blocked ? il processo é in attesa di un evento, es. I/O, il processo é sospeso e il sistema operativo si occupa di far partire un altro processo, quando l'evento é completato il processo torna in ready. il dispatcher per cui non metterá mai un processo blocked in esecuzione. Con 5 stati abbiamo bisogno quindi 2 code di processi:

- Ready Queue: contiene i processi pronti per essere eseguiti
- Blocked Queue: contiene i processi in attesa di un evento

I sistemi operativi hanno piú di una coda di eventi che contiene gli eventi che devono essere completati, quando un evento é completato il processo torna in ready

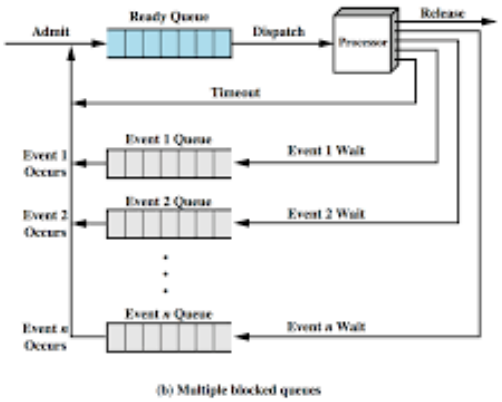


Figure 2: Diagramma delle 2 code di processi

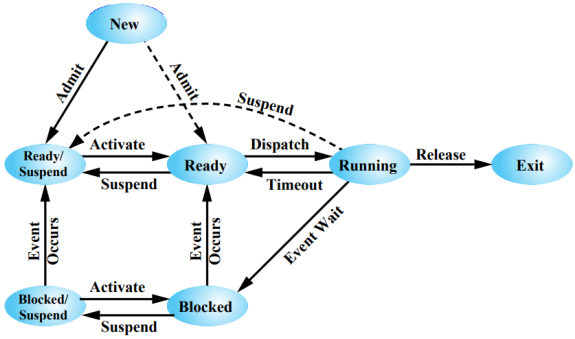


Figure 3: Modello dei processi a 7 stati

1.9 Processi Sospesi

Esiste la possibilitá di avere dei processi sospesi, questo é dovuto quando molti processi sono in attesa di un evento, quindi fino a che sono bloccati non possono essere eseguiti, quindi vengono spostati dalla RAM al disco, in questo modo si libera spazio in RAM, quando l'evento é completato il processo viene spostato dalla memoria secondaria alla RAM, questo cambiamento aggiunge 2 stati ai 5 precedenti:

- Ready Suspended: il processo é pronto per essere eseguito ma é sospeso
- Blocked Suspended: il processo é in attesa di un evento ma é sospeso

I motivi per sospendere un processo sono:

- Swapping: il processo é spostato dalla RAM al disco
- Interno al OS : Il sistema sospetta che il processo stia causando problemi
- Periodicitá: il processo viene eseguito solo periodicamente
- Richiesta del processo padre : il processo padre puó richiedere di sospendere un processo figlio

1.10 Strutture di controllo del OS

Il sistema operativo é l'entitá che si occupa di gestire le risorse da parte dei processi, per fare ció esso deve conoscere lo stato di ogni processo, per compiere questa operazione il sistema operativo crea 1 o piú tabelle per ciascuna delle risorse esistono tabelle per gestire la memoria, i file, i dispositivi di I/O e i processi tutte queste tabelle si trovano nella zona di memoria riservata al kernel

1.10.1 Memory Table

Le tabelle di memoria sono usate per gestire sia la memoria principale che quella secondaria(quella secondaria serve per la memoria virtuale), le tabelle di memoria contengono informazioni su:

- allocazione di memoria principale da parte dei processi
- allocazione di memoria secondaria da parte dei processi
- attributi di protezione per l'accesso a zone di memoria
- informazioni per gestire la memoria virtuale

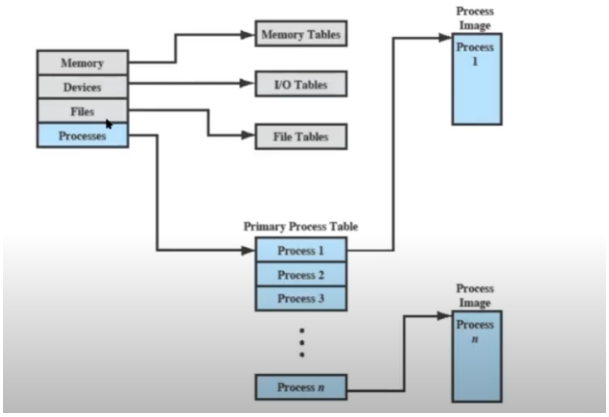


Figure 4: Strutture di controllo del OS

1.10.2 Tabelle per l'I/O

Le tabelle per l'I/O contengono informazioni su:

- se il dispositivo é disponibile o giá assegnato
- lo stato dell'operazione di I/O
- la locazione in memoria principale usata come sorgente o destinazione dell'operazione di I/O

1.10.3 File Table

Le tabelle per i file contengono informazioni su:

- Esistenza di un file
- Locazioni in memoria secondaria
- Stato corrente
- Altri attributi

1.10.4 Process Table

Per gestire i processi il sistema operativo usa una tabella di processi, che contiene informazioni su:

- Stato del processo
- identificatore del processo
- locazione in memoria

Blocco di controllo dell'processo (PCB) é un blocco di informazioni che contiene tutte le informazioni necessarie per gestire un processo
Si dice **process image** l'insieme di programma sorgente,dati,stack delle chiamate e PCB, eseguire un'istruzione cambia l'immagine , unica possiblie eccezzione é l'istruzione di jump all'istruzione stessa.

1.11 Attributi di un processo

Le informazioni in ciascun bloocco di controllo del processo possono essere raccolte in 3 gruppi:

- Identificazione
- Stato
- Controllo

1.11.1 Come si Identifica un processo

ad ogni processo é assegnato un identificatore unico, che é un intero positivo, Molte tabelle del OS usano PID per realizzare collegamenti tra le varie tabelle.

1.11.2 Stato del processore

Da non confondere con lo stato del processo, é dato dai contenuti dei registri del processore stesso:

- registri visibili all'utente
- registri di controllo e di stato
- puntatori allo stack
- PSW(Program Status Word) : la program status word contiene informazioni sullo stato del processo

1.11.3 Control Block del Processo

Per Ricapitolare il PCB contiene:

- Contiene informazioni di cui l'OS ha bisogno per coordinare processi attivi
- Identificatori : PID, PPID (parent process ID) oppure dell'utente che lo ha eseguito
- Informazioni sullo stato del processore : registri utente, program counter, stack pointer e registri di stato
- Informazioni per il controllo del processo : priorità, stato del processo, informazioni di scheduling, l'evento d'attender per essere ready
- Supporto per strutture dati: puntatori ad altri processi, per fare code di processi o liste di processi
- Comunicazione tra processi: informazioni per la comunicazione tra processi flag,segnali,messaggi
- Permessi Speciali: permessi speciali per l'accesso a risorse
- Gestione della memoria: puntatori ad aree di memoria
- Gestione delle Risorse : file aperti, ecc.

1.12 Processi e Memoria virtuale

Se ci sono n processi attivi, ci sono n PCB, e sono conservati nella ram conservati nella zona del kernel, tutto il resto é conservato nella memoria virtuale, una parte della memoria virtuale puó essere condivisa tra i processi mentre normalmente un processo non puó accedere alla memoria di un altro processo é peró possibile condividere la memoria se chi ha scritto il programma lo ha previsto, es. condividere una variabile tra 2 processi. Tutto questo fa si che il control block sia una delle strutture dati piú importanti del sistema operativo perché definisce lo stato dell'OS stesso, Richiede inoltre Protezione, una funzione scritta male potrebbe danneggiare il blocco.

1.13 Modalita di esecuzione

La maggior parte dei processori supporta almeno due modalitá di esecuzione:

- Modalitá utente: molte operazioni non sono permesse
- Modalitá kernel : pieno controllo del processore ad esempio si possono eseguire istruzione macchina

1.13.1 Kernel Mode

Il kernel mode é la modalitá di esecuzione in cui il sistema operativo ha il controllo completo del processore, si possono gestire i processi (tramite PCB)

- creazione e terminazione di processi
- pianificazione di lungo,messo e corto termine(scheduling e dispatching)
- avvicendamento dei processi(switching)
- sincronizzazione e comunicazione tra processi

si puó gestire la memoria principale:

- allocazione di spazio
- gestione della memoria virtuale

si puó gestire l'I/O:

- gestione dei buffer e delle cache per l'I/O
- assegnazione risorse I/O ai processi

Funzioni Supporto: Gestione interrupt/eccezzioni,accounting,monitoraggio

1.13.2 Da UserMode a KernelMode

Esite quindi la necessita di passare da user mode a kernel mode, esempio: un processo vuole fare una operazione di I/O, deve chiedere il permesso al sistema operativo, di passare in kernel mode, per poi tornare in user mode. Ogni processo inizia sempre in user mode, se viene fatta una richiesta che necessita della kernel mode come una system call il processo passa in kernel mode, il sistema operativo esegue la system call e poi torna in user mode, l'ultima istruzione dell'interrupt handler é una istruzione di ritorno che fa tornare il processo in user mode. esistono quindi 3 casi in cui si passa in kernel mode:

- Codice eseguito per conto dello stesso processo interrotto, che lo ha esplicitamente voluto

- Codice eseguito per conto dello stesso processo interrotto, che non lo ha esplicitamente voluto
- Codice eseguito per conto di un altro processo

Esempio di system call sui pentium:

1. prepara gli argomenti della chiamata nei registri, tra tali argomenti c'é un numero che identifica la system call
2. esegue lístruzione int 0x80, che appunto solleva un interrupt(in realtá una eccezzione)

Anche creare un nuovo processo é una system call : l'handler di questa system call verrá ovviamente eseguito in modalitá kernel,puó quindi modificare la lista dei PCB

1.14 Creazione del processo

per creare un processo il sistema operativo deve:

- Assegnargli un PID Unico
- Allocargli spazio in memoria principale
- Inizializzare il PCB
- Inserire il processo nella giusta coda
- Creare o espandere strutture dati

1.15 Switching tra processi

Lo switching tra processi é il passaggio da un processo all'altro, ovver per qualche motivo l'attuale processo non deve piú usare il processore che concesso ad un altro processo.

1.15.1 Quando effettuare lo switching

Lo switching tra processi puó avvenire per diversi motivi:

- interruzzione : Cause esterna all'esecuzione dell'istruzione corrente Uso Reazione a un evento esterno asincrono, include i quanti di tempo per lo scheduler
- Eccezzione: Associata all'esecuzione dell'istruzione, gestione di un errore sincrono
- Chiamata al OS : Richiesta esplicita, chiamata a funzione di sistema

1.15.2 Passaggi per lo switching

1. Salvare il contesto del programma (registri e PC) salvati nel PCB
2. Aggiornare il process control block, attualmente in running
3. Spsotare il PCB nella coda appropriata : ready,blocked;ready/suspended
4. Scelgiere un nuovo processo da eseguire
5. Aggiornare il process control block del processo selezionato
6. Aggiornare le strutture dati per la gestione della memoria
7. Ripristinare il contesto del processo selezionato

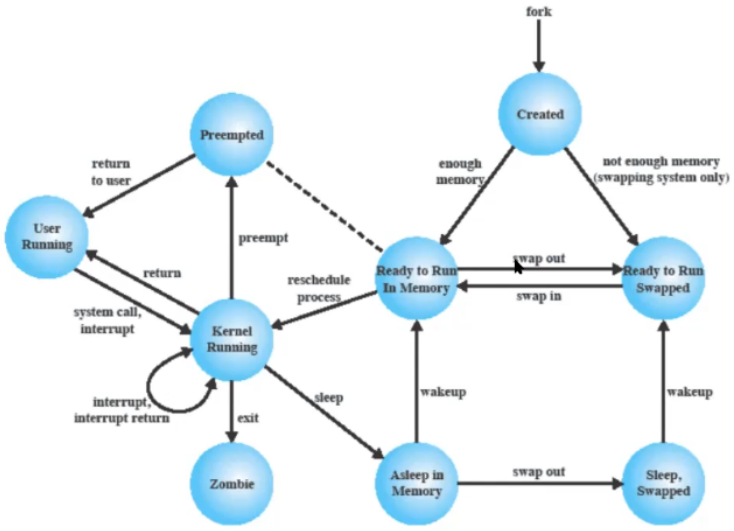


Figure 5: Diagramma stati Unix

1.15.3 Il Sistema operativo é un processo

Il sistema operativo é un insieme di programmi, ed é eseguito dal processore come ogni altro programma, semplicemente lascia che altri programmi vadano in esecuzione, per poi riprendere il controllo tramite interrupt, quindi se é un processo lui stesso deve essere gestito... esistono quinndi 3 modi per gestire il sistema operativo:

- kernel separato : il sistema operativo é un processo separato
- kernel unico : il sistema operativo é un processo come gli altri
- Sistemi ibridi : il sistema operativo é un processo separato, ma esiste un kernel unico

Kernel non é un processo il kernel é eseguito al di fuori dei processi, il concetto di processo si applica solo ai processi utente, il kernel é eseguito Esecuzione all'interno dei processi utenti Il SO viene eseguito nel contesto di un processo utente, non c'é bisogno di un process switch per eseguire una funzione del sistema operativo, sole del mode switch, Comunque , stack delle chiamate separato, process switch solo,eventualmente, per passare il controllo ad un altro processo Sistema Basato su processi il sistema operativo é un insieme di processi, ogni processo é un modulo del sistema operativo, ogni processo é un modulo del sistema operativo, ogni processo partecipa alla competizione per il processore, lo switch peró non é un processo

1.15.4 Esempio in Linux

In linux ci sono peró anche dei processi di sistema, che partecipano alla normale competizione per il processore, senza essere invocati esplicitamente, sono operazioni tipiche del sistema operativo, es. gestione della memoria, gestione dei dispositivi di I/O

1.15.5 Stati in Unix

Con l'istruzione fork() si crea un processo figlio, una volta che il processo é stato creato, abbiamo 2 possibili stati Run in memory oppure Run in swapped(Memoria Virtuale) i due stati sono intercambiabili ovvero posso spostare il processo dalla memoria principale alla memoria virtuale e viceversa anche lo stato di sospensione puó avvenire in memoria o in memoria virtuale. Quando il processo in running si trova in user mode , quando vengono effettuate delle system call il

processo passa in kernel mode, quando siamo in kernel mode c'é la possibilitá di effettuare la preemption, ovvero sospendere il processo per farne eseguire un altro, il processo puó essere sospeso per un interrupt , nello stato di preemption si prende in considerazione l'idea di non continuare l'esecuzione, quando un processo finisce va nello stato zombie (Tipico dei sistemi Unix), quello che succede é che ci si aspetta che il processo padre soppravviva al figlio e fino a che il processo figlio non comunica al padre che ha terminato, il processo figlio rimane nello stato zombie, l' unica cosa che rimane é il PCB, quando il processo padre comunica al sistema operativo che il processo figlio é terminato, il processo figlio.

1.15.6 Transizione tra processi

non é interrompibile quando siamo in kernel mode quindi non va bene per sistemi real time

1.16 Immagine del processo in Unix

Un insieme di strutture dati forniscono al sistema operativo le informazioni necessarie per gestire un processo

- User Area : contiene il codice, i dati e lo stack del processo
  1. **Codice**: linguaggio macchina
  2. **Dati**: variabili globali e locali
  3. **Stack**: contiene le informazioni necessarie per gestire le chiamate a funzione
  4. **Memoria Condivisa**: usata per la comunicazione tra processi (deve essere esplicitamente richiesta)
- Registro : contiene i registri del processore
  1. **Program Counter**: contiene l'indirizzo dell'istruzione corrente
  2. **Stack Pointer**: contiene l'indirizzo della cima dello stack
  3. **Registri Generali**: contengono i dati temporanei
- sistema : contiene le informazioni necessarie per la gestione del processo a livello di memoria
  1. **Process Table Entry**: puntatore alla tabella di tutti i processi, dove individua quello corrente
  2. **U Area**: informazioni per il controllo dell'processo, informazioni addizzionali per quando il kernel viene eseguito da questo processo
  3. **Per process region table**: definisce il mapping tra indirizzi logici e fisici (Page Table), inoltre indica se per questo processo tali indirizzi sono in lettura, scrittura o esecuzione
  4. **Kernel Stack**: Stack delle chiamate, separato da quello utente, usato per le funzioni da eseguire in modalitá sistema (kernel mode)

Process Status	Current State
Pointers	puntatori alle zone del processo
Process Size	quanto é grande l' immagine del processo (il PCB ha una grandezza predefinita)
User Identifier	Identificatore dell'utente che ha lanciato il processo, c'é una differenza tra **Real User ID** e **effective user ID**
Process ID	Identificatore del processo
Event Descriptor	Motivazioni per il quale il processo é bloccato
Priority	Prioritá del processo
Signal State	Stato dei segnali
Timers	Include il tempo di esecuzione del processo, l'utilizzo delle risorse del kernel, timer usati per mandare segnali di allarme ad un processo
P_Links	Puntatori per le code di processi(LinkedList),
Memory Status	Indicazioni se la memoria é in memoria principale o secondaria, indica anche se il processo se puó essere spostato

Table 1: Process Table entry

2 I Thread

Ci sono alcune applicazioni che richiedono la gestione in parallelo, ovvero quando viene programmata un'applicazione viene suddivisa in piú parti, quindi l'applicazione rimane un singolo processo, ma che al suo interno esegue piú computazioni in parallelo, quindi possiamo dire che un processo puó essere composto da piú thread. In questo caso é compito del programmatore occuparsi della sincronizzazione tra i thread, il sistema operativo si occupa di gestire i processi, mentre il programmatore si occupa di gestire i thread. Diversi thread condividono molte risorse, del processo, non condividono lo stack delle chiamate ed anche il processore, condividono invece memoria(Stack Esclusi), files, dispositivi di I/O, ecc. Teoricamente si puó dire che il processo incorpori gestione delle risorse e scheduling

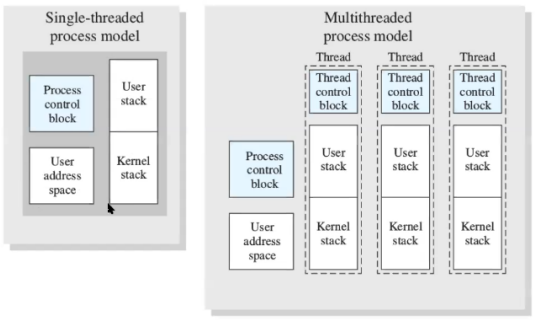


Figure 6: Thread

Se sono su un sistema operativo Single Threaded, il sistema operativo non supporta il multithreading, ho l'immagine del processo ed il PCB, se il sistema operativo supporta il multithreading, ho l'immagine del processo, il PCB e il TCB(Thread Control Block), dove Il TCB gestisce solo la parte dello scheduling

2.1 Perché introdurre i thread

Creare un thread é semplice/efficiente, la creazione la terminazione, fare lo switching e farli comunicare, quindi ogni processo viene creato con un thread, dopo il programmatore puo'

creare altri thread con il comando spawn() , esistono chiamate di sistema per bloccare un thread, sbloccare un thread, terminare un thread.

2.2 ULT e KLT

Esistono 2 tipi di thread:

- ULT(User Level Thread): A livello di sistema operativo i thread non esistono, oppurtune librerie si occupano di gestire il thread
- KLT(Kernel Level Thread): Il sistema operativo supporta i thread, quindi il sistema operativo é a conoscenza dei thread
-

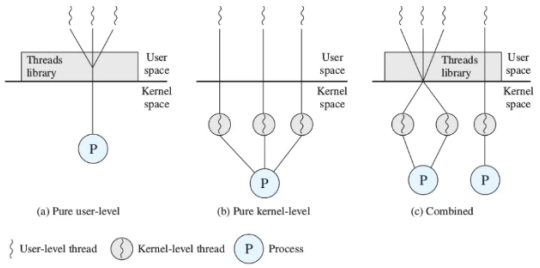


Figure 7: ULT e KLT

perché usare ULT:

- Sono piú veloci da creare e gestire (Non serve fare il mode swithcing)
- Si puó avere una politica di scheduling per ogni processo
- Permettono di usare i thread anche sui sistemi operativi che non li offrono nativamente

perché NON usare ULT:

- Se un thread si deve bloccare, si bloccano tuitti i thread del processo, a meno che il blocco non sia chiamato dalla chiamata di block, al contrario con i KLT solo il thread che si blocca viene bloccato
- Se ci sono piú processori o piú core, i thread non possono essere eseguiti in parallelo perché il sistema operativo non é a conoscenza dei thread

2.3 Processi e Thread in Linux

I thread sono spesso associati al termine Light Weight Processes o LWP. Questo termine risale ai tempi in cui Linux supportava i thread solo a livello utente. Ciò significa che anche un'applicazione multithread era vista dal kernel come un singolo processo. Questo creava grandi sfide per la libreria che gestiva questi thread a livello utente, poiché doveva garantire che l'esecuzione di un thread non fosse ostacolata se un altro thread emetteva una chiamata bloccante.

Successivamente l'implementazione è cambiata, e ai processi sono stati collegati singoli thread, in modo che fosse il kernel a gestirli. Tuttavia, come discusso in precedenza, il kernel Linux non li vede come thread: ogni thread è trattato come un processo all'interno del kernel. Questi processi sono conosciuti come processi leggeri o light weight processes.

La principale differenza tra un processo leggero (LWP) e un processo normale è che gli LWP condividono lo stesso spazio di indirizzamento e altre risorse come i file aperti. Poiché alcune risorse sono condivise, questi processi vengono considerati più "leggeri" rispetto agli altri processi normali, da cui il nome di processi leggeri.

Quindi, in sostanza, possiamo dire che thread e processi leggeri sono la stessa cosa. È solo che thread è un termine usato a livello utente, mentre light weight process è un termine utilizzato a livello di kernel.

Nel kernel, ogni thread ha il proprio ID, chiamato PID (anche se forse avrebbe più senso chiamarlo TID), e ha anche un TGID (Thread Group ID) che corrisponde al PID del thread che ha avviato l'intero processo.

Semplificando, quando viene creato un nuovo processo, appare come un thread in cui sia il PID che il TGID sono lo stesso nuovo numero.

Quando un thread avvia un altro thread, il thread avviato ottiene il proprio PID (in modo che lo scheduler possa programmarlo indipendentemente), ma eredita il TGID dal thread che lo ha creato.

In questo modo, il kernel può programmare i thread indipendentemente dal processo a cui appartengono, mentre i processi (gli ID del gruppo di thread, o TGID) vengono mostrati agli utenti.

Per ogni thread, esiste quindi un PCB per ogni thread, questo crea un piccolo overhead perché esiste una duplicazione di alcune informazioni(puntatori)

2.4 Gli stati dei processi in Linux

Linux ha 5 stati per i processi, linux non distingue tra ready e running, divide peró in due stati blocked,

- Task Running: il processo é in esecuzione sulla CPU
- Blocked:
    1. Task Interruptible: il processo é in attesa di un evento, ma puó essere interrotto
    2. Task Uninterruptible: il processo é in attesa di un evento, ma non puó essere interrotto
    3. Task Stopped: il processo é stato fermato
    4. Task Traced: il processo é tracciato
- EXIT Zombie: il processo é terminato, ma il processo padre non ha ancora comunicato al sistema operativo

2.5 Segnali ed interrupt in Linux

Non bisogna confondere i segnali con gli interrupt, I segnali possono essere inviati da un processo ad un altro processo, quello che succede che il campo del PCB viene aggiornato con il segnale che é stato inviato, quando il processo viene schedulato, il kernel controlla se ci sono segnali da gestire se si esegue la funzione di gestione del segnale, alcuni signa handlers possono essere sovrascritti dal programmatore, alcuni segnali hanno l'handler non sovrascrivibile, in ogni caso sono eseguiti in user mode, mentre gli interrupt sono eseguiti in kernel mode.

3 Scheduling

Un sistema operativo deve allocare risorse tra i processi, tra le risorse quella piú ovvia é il processore, l' uso del processore é detto scheduling, la metodologia che gestisce l'uso del processore é detta politica di scheduling, lo scopo dello scheduling é assegnare ad ogni processore qualcosa

de eseguire, bisogna quindi che lo scheduling sia il piú efficiente possibile, tenendo conto di vari aspetti:

- tempo di risposta (Tendo a minimizzare)
- throughput (Tendo a massimizzare)
- efficienza del processore (Tendo a massimizzare)

altri obbiettivi dello scheduling é non fare favoritismi tra i processi, tuttavia nei moderni sistemi operativi esiste la priorità dei processi, quindi alcuni processi vengono privilegiati rispetto altri, inoltre lo scheduling deve evitare lo starvation, ovvero che un processo non venga mai eseguito, noon lasciare mai il processore inattivo, avere un overhead basso (il tempo per fare lo scheduling deve essere il piú basso possibile),

3.1 Tipi di scheduling

- Long-term scheduling: decide quali processi devono essere caricati in memoria
- Medium-term scheduling: decide quali processi devono essere spostati dalla memoria principale alla memoria secondaria
- Short-term scheduling: decide quale processo deve essere eseguito sulla CPU
- I/O scheduling: decide quale processo deve essere eseguito sul dispositivo di I/O

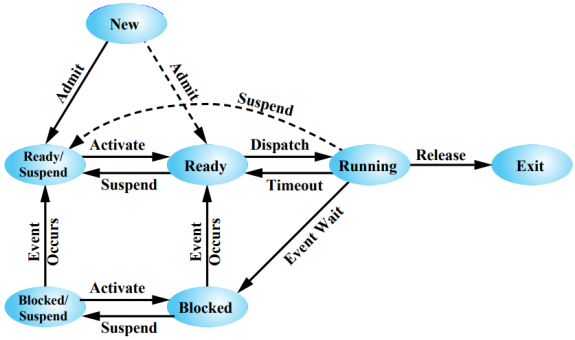


Figure 8: Tipi di scheduling

abbiamo visto che si di ready che di blocked ci sono le versioni suspended (sono in memoria secondaria), molte delle transizioni sono dovute allo scheduler, quello che decide se un processo appena creato Ready o Ready Suspended é il long-term scheduler, il medium-term decide tra le versioni suspended e non suspended, il short-term scheduler decide se un processo é Ready o Running, il I/O scheduler decide se un processo é Blocked o Ready

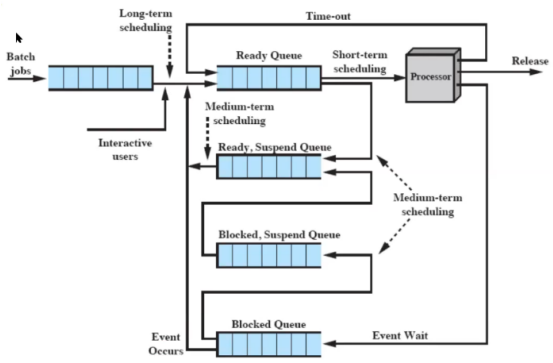


Figure 9: Tipi di scheduling

lo scheduling fa una distinzione tra processi interattivi e processi batch, i processi in batch hanno una coda, mentre quelli interattivi cercano direttaqmente di essere eseguiti, Il long-term come detto sopra decide se i processi sono messi in ready o ready suspended, il medium term scheduler decide se un processo é messo in ready o ready suspended oppure blocked o blocked suspended e viceversa, il short term scheduler decide se un processo é messo in running o blocked

3.2 Long-term scheduling

Decidide quali programmi sono ammessi nel sistema, spesso segue una logica FIFO (First In First Out), spesso é un FIFO "Corretto, tenendo conto di criteri come la priorità, il tempo di esecuzione, ecc.

Inoltre controlla il grado di multiprogrammazione, ovvero il numero di processi che possono essere eseguiti contemporaneamente, il grado di multiprogrammazione é il numero di processi che possono essere eseguiti contemporaneamente,

Piú processi ci sono, piú é piccola la percentuale di tempo per cui ogni processo viene eseguito.

Le strategie di scheduling sono:

- i lavori batch vengono accodati e il LTS li prende man mano che il processore é libero
- I lavori interattivi vengono ammessi fino a saturazione del sistema
- Se si sa quali processi sono I/O bound e quali sono CPU bound, si possono fare scelte migliori facendo un giusto mix tra due tipi
- Se si sa quali processi fanno richieste a quali dispositivi, di I/O, fare in modo di bilanciare le richieste

Il Long-term scheduler puó essere chiamato anche quando non ci sono nuovi processi, ad esempio quando termina un processo oppure quando un processo é idle da troppo tempo.

3.3 Medium-term scheduling

Il medium-term scheduler decide se bisogna fare degli aggiustamenti tra RAM e Disco, il motivo principale é quello di gestire la multiprogrammazzione, se terminano 10 processi ad esempio, il medium term scheduler decide quali processi ready presenti in memoria secondaria devono essere spostati in memoria principale, il medium term scheduler é chiamato anche

3.4 short-term scheduling

Il short-term scheduler é chiamato anche dispatcher, decide quale processo deve essere eseguito sulla CPU, ed é quello eseguito piú frequentemente.viene invocato in seguito a:

- interruzzioni di clock
- interruzzioni di I/O
- chiama di sistema
- segnali

Lo scopo dello short-term scheduler é quello di allocare tempo di esucozione tra i processori, per ottimizzare il comportamento dell'intero sistema, per valutare quindi una politica di scheduling bisogna valutare:

- Utente: tempo di risposta, tempo di esecuzione
- Sistema: throughput, efficienza del processore

L' altra categoria é quella se sono criteri se sono criteri prestazionali (quantitativi) oppure quelli non prestazionali (qualitativi) che sono piú difficili da misurare.

3.4.1 Criteri Utente

Prestazionali :

- **Turnaround time**: tempo tra la creazione e la terminazione di un processo
- **Tempo di risposta**: tempo tra la creazione e la prima risposta
- **Deadline**: tempo entro il quale un processo deve essere completato

Non Prestazionali:

- **Predictability**: quanto é prevedibile il tempo di esecuzione

3.4.2 Criteri di sistema

Prestazionali:

- **Throughput**: numero di processi completati in un certo intervallo di tempo
- **Efficienza del processore**: percentuale di tempo in cui il processore é utilizzato

Non Prestazionali:

- **Equità**: tutti i processi devono avere la stessa possibilitá di essere eseguiti
- **Enforces priorities**: i processi con priorità piú alta devono essere eseguiti prima
- **Balancing resources**: bilanciare l'uso delle risorse

3.5 Turnaround time

Il turnaround time é il tempo tra la creazione e la terminazione di un processo, comprende i vari tempi di attesa (I/O, CPU, ecc.) si usa spesso per processi non interattivi.

3.6 Tempo di risposta

Il tempo di risposta é il tempo tra la creazione e la prima risposta, é importante per i processi interattivi (es. un utente che clicca su un bottone) lo scheduler in questo caso ha un duplice obbiettivo per lo scheduler: minimizzare il tempo di risposta medio e massimizzare il numero di utenti che hanno un risposta veloce.

3.7 Deadline

La deadline é il tempo entro il quale un processo deve essere completato, é importante per i processi real-time, un buon dispatcher deve massimizzare il numero di scadenze rispettate, per quanto riguarda invece la Predictability se lancio tante volte lo stesso processo, il tempo di esecuzione deve essere sempre lo stesso, altrimenti il dispatcher non é prevedibile.

3.8 Throughput

Il throughput é il numero di processi completati in un certo intervallo di tempo, ovviamente l' obbietti é massimizzare il throughput, é una misura di quanto lavoro viene effettuato.

3.9 Utilizzo del processore

L' utilizzo del processore é la percentuale di tempo in cui il processore é utilizzato, ovviamente l' obbiettivo é massimizzare l' utilizzo del processore, quindi il processore non deve mai essere inattivo, questo é un criterio molto costosi condivisi tra piú utenti.

3.10 Bilanciamento delle risorse

Lo scheduler deve bilanciare l'uso delle risorse, ad esempio se un processo é CPU bound, non ha senso assegnargli un tempo di I/O, quindi lo scheduler deve bilanciare l'uso delle risorse, quindi processi che utilizzano meno le risorse attualmente piú usate devono essere favoriti.

3.11 Fairness e Priorità

La fairness é il concetto che tutti i processi devono avere la stessa possibilitá di essere eseguiti, per cui non sono presenti favoritismi, a meno che non ci siano priorità, in questo caso i processi con priorità piú alta devono essere eseguiti prima, inoltre questo causera la creazioni di code di processi, quindi lo scheduler deve essere in grado di gestire le code di processi.

3.12 Prioritá e Starvation

La prioritá ha un problema, ovvero che puó indurre starvation, esempio: se un processo ha una bassa priorità, potrebbe non essere mai eseguito, quindi lo scheduler deve evitare lo starvation, ovvero che un processo non venga mai eseguito, per evitare lo starvation si puó usare la politica di aging, ovvero aumentare la priorità di un processo che non viene mai eseguito.

3.13 Politiche di scheduling

	FCFS	Round robin	SPN	SRT	HRRN	Feedback
Selection function	max[w]	constant	min[s]	min[s − e]	$\max\left(\frac{w+s}{s}\right)$	(see text)
Decision mode	Non-preemptive	Preemptive (at time quantum)	Non-preemptive	Preemptive (at arrival)	Non-preemptive	Preemptive (at time quantum)
Throughput	Not emphasized	May be low if quantum is too small	High	High	High	Not emphasized
Response time	May be high, especially if there is a large variance in process execution times	Provides good response time for short processes	Provides good response time for short processes	Provides good response time	Provides good response time	Not emphasized
Overhead	Minimum	Minimum	Can be high	Can be high	Can be high	Can be high
Effect on processes	Penalizes short processes; penalizes I/O bound processes	Fair treatment	Penalizes long processes	Penalizes long processes	Good balance	May favor I/O bound processes
Starvation	No	No	Possible	Possible	No	Possible

Figure 10: Politiche di scheduling

Raramente si usa una sola politica di scheduling, si usano piú politiche di scheduling, inoltre non si utilizzano gli algoritmi di scheduling implementate, ma revisioni di esse.

3.14 Selection Function

La selection function é quella che sceglie effetivamente quale processo deve essere eseguito, la scelta viene fatta in base a vari criteri:

- w = tempo di attesa
- e = tempo trascorso in esecuzione
- s = tempo totale richiesto (stimato), incluso quello giá servito (e)

3.15 Decision Mode

Specifica in quali istanti di tempo la funzione di selezione viene invocata, ci sono 2 possibili modi:

- Non pre-emptive: la funzione di selezione viene invocata solo quando il processo in esecuzione termina
- Pre-emptive: la funzione di selezione viene invocata ad intervalli regolari

3.15.1 Pre-emptive - Non pre-emptive

Non pre-emptive: se un processo é in esecuzione, allora arriva o fino a terminazione of fino ad un I/O, non gli tolgo il processore

Pre-emptive: Il sistema operativo puó interrompere un processo in esecuzione per eseguire un altro processo, in questo caso il processo passera da running a ready, la preemption di un processo puó avvenire o pre l'arrivo di nuovi processi (appena creati) o per un interrupt di I/O, oppure per interrupt di clock, quest'ultimo é periodico per evitare che alcuni processi monopolizzino il processore.

3.16 ESEMPIO

Scenario Comune :

Processo	Tempo di arrivo	Tempo di esecuzione
A	0	3
B	2	6
C	4	4
D	6	5
E	8	2

3.17 First Come First Served

Tutti i processi sono aggiunti alla coda ready, é non pre-emptive, quando il processo ha finito di essere eseguito, si passa al processo che ha aspettato di piú nella coda.

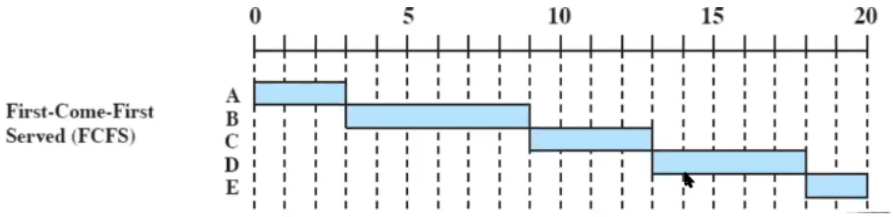


Figure 11: First Come First Served

L' algoritmo é molto semplice, é anche molto equo, dal punto di vista del sistema operativo, un processo corto deve aspettare che altri processi terminino, favorisce i processi CPU bound, per cui degenera perché un processo monopolizza il processore.

3.18 Round Robin

Processo	Tempo di arrivo	Tempo di esecuzione
A	0	3
B	2	6
C	4	4
D	6	5
E	8	2

Il round robin usa la preemption, basandosi su un clock, Talvolta chiamato time slicing, perché ogni processo ha una fetta di tempo, é un algoritmo di scheduling per processi interattivi.

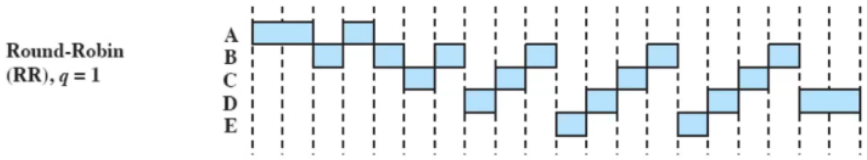


Figure 12: Round Robin

in questo caso il processo E finisce prima rispetto all'algoritmo FCFS, nel caso ci sia una coda si utilizza una politica FIFO, quando un processo finisce il tempo di esecuzione viene ri-aggiunto alla coda

Quanto di tempo é un intervallo di tempo che viene assegnato ad ogni processo e rappresenta il tempo per il quale il processo ha accesso al processore,il quanto di tempo deve essere non troppo piú grande del tipico tempo di interazione di un processo.

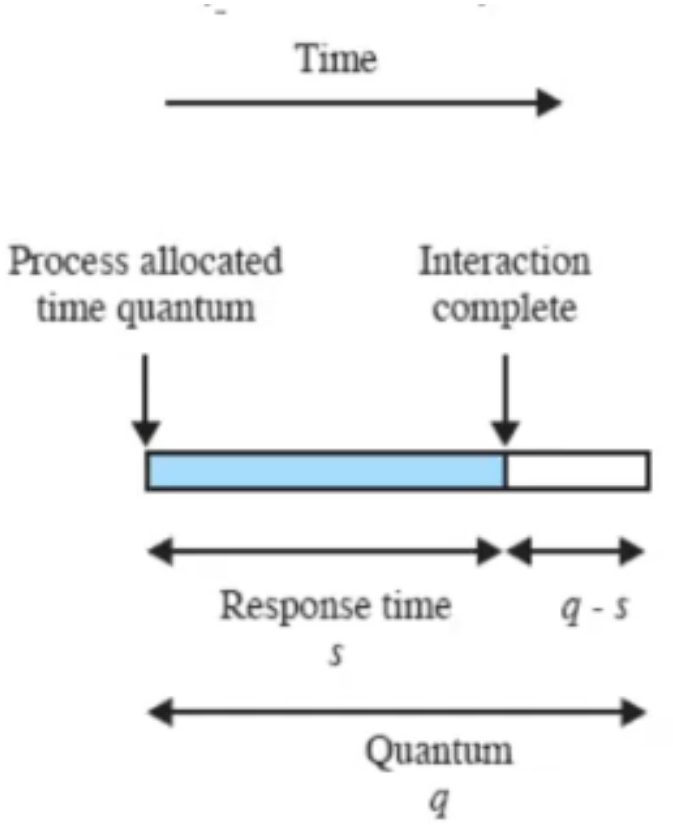


Figure 13: Quanto di tempo piú grande del tempo di interazione

Se invece uno sceglie il quanto di tempo piú piccolo, il processo che va in esecuzione avrebbe bisogno di piú tempo del quanto, prima della risposta gli viene tolto il processore, questo significa che il tempo di risposta é piú lungo.

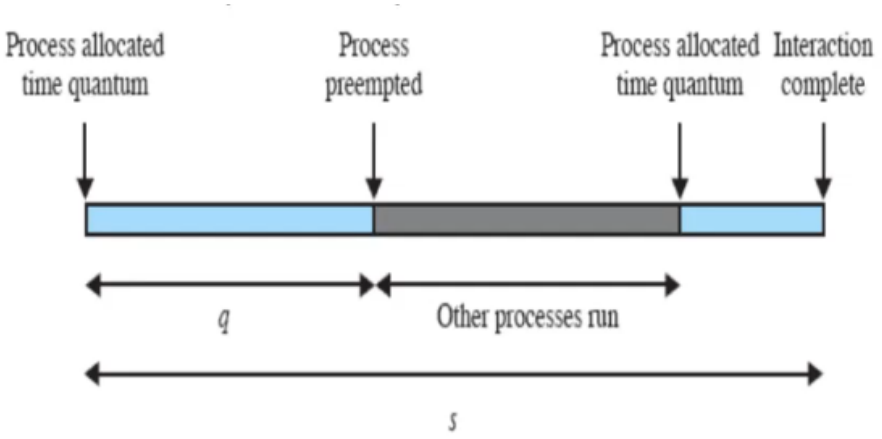


Figure 14: Quanto di tempo piú piccolo del tempo di interazione

Nel momento in cui si sceglie di usare il round robin, si fa una analisi statistica di quantitá di tempo di esecuzione necessaria per i processi per assegnare il quanto di tempo, invece se assegno un quanto di tempo troppo grande, allora il round robin diventa un FCFS.

CPU bound vs I/O bound

C'é un problema con il round robin, per quello che riguarda i processi CPU bound contro i processi I/O bound, anche con il round robin anche i processi CPU bound vengono favoriti, perché i processi CPU bound utilizzano tutto il quanto di tempo, mentre i processi I/O bound non utilizzano tutto il quanto di tempo in caso di richiesta bloccante, dal punto di vista dell'equitá non va bene, é stata proposta una soluzione **Round Robin Virtuale** che funziona come il round robin, ma se un processo fa una richiesta bloccante, allora il processo non va in una coda dei ready dopo aver completato la richiesta di I/O come succede normalmente, invece con il round robin virtuale esiste una coda ausiliaria, che accoda i processi che sono stati blocked, dopo di che il dispatcher sceglie prima la coda ausiliaria e poi la coda dei ready. Da notare che scegliendo dalla coda ausiliaria, rimando i processi in esecuzione solo per il quanto di tempo che gli rimaneva

3.19 Shortest Process Next

Il Shortest Process Next é un algoritmo non pre-emptive, per implentarlo é necessario sapere quanto tempo di escuzione il processo richiede, la logica per scegliere il prossimo processo é quello col tempo di esecuzione piú breve, questo fa si che i processi corti scavalchino i processi piú lunghi.

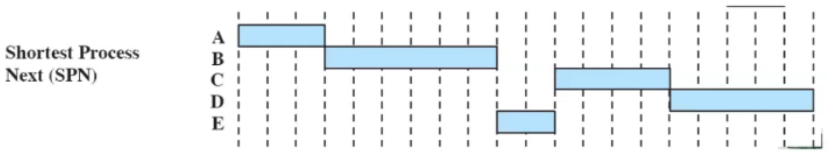


Figure 16: Shortest Process Next

Il problema é quello di dover dare una stima del tempo di esecuzione dei processi, ma anche assumendo di avere una buona stima, dal punto di vista dei criteri utente, la predictability di processi lunghi é ridotta, questo addirittura potrebbe creare starvation, perché i processi corti vengono sempre eseguiti mentre i processi lunghi potrebbero rimanere in attesa per sempre, se il tempo stimato é sbagliato il sistema operativo potrebbe abortire il processo.

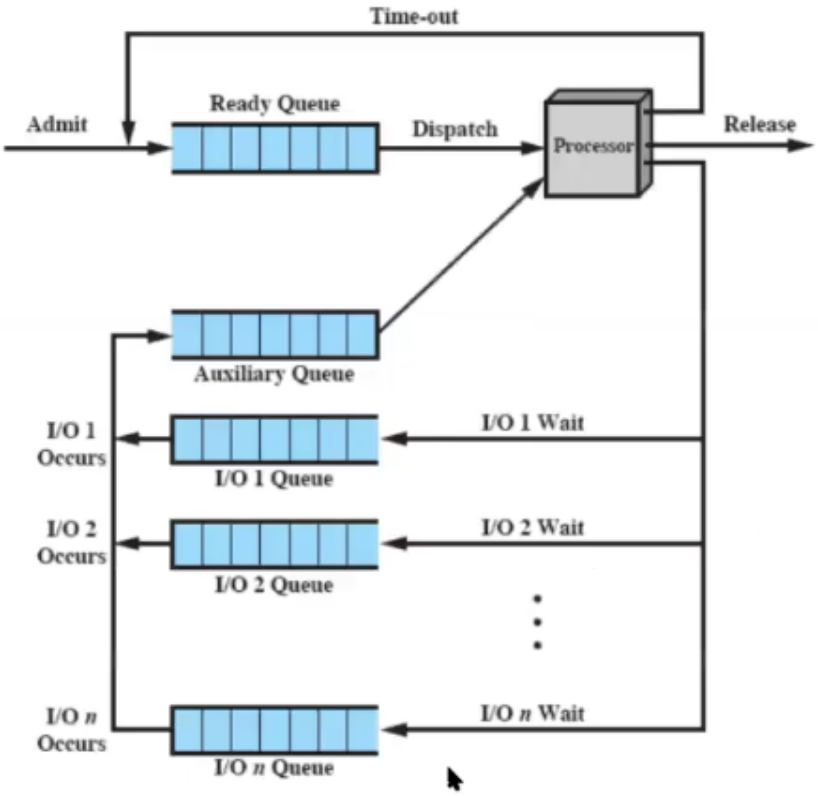


Figure 15: Round Robin Virtuale

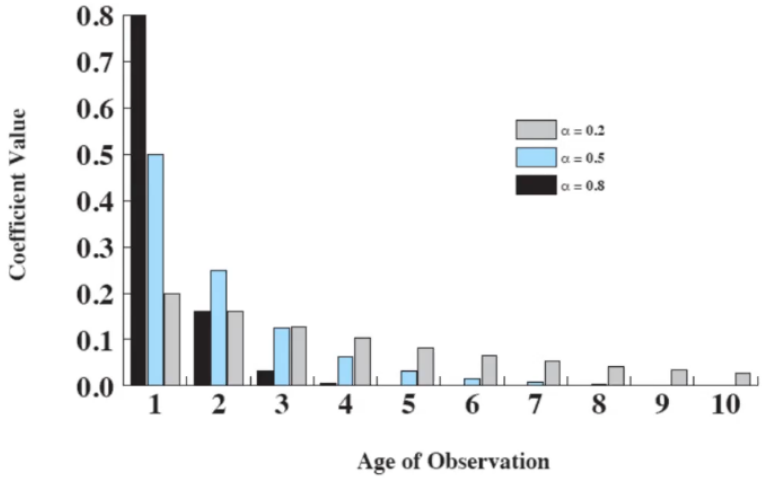


Figure 17: Analisi di Alpha

Stimare il tempo di esecuzione

Per stimare il tempo di esecuzione, ci sono alcuni processi che vengono eseguiti piú volte, quindi per questo tipo di processi si puó guardare il passato per prevedere il futuro, ad esempio facendo una media dei tempi di esecuzione passati,

$$S_{n+1} = \frac{1}{n}\sum_{i=1}^{n} T_i \tag{1}$$

per fare questo significa che il dispatcher deve tenere traccia del tempo di esecuzione di ogni processo, questo potrebbe richiedere molta memoria, l'altro modo é quello di ricordarmi solo l'ultimo tempo di esecuzione e l'ultima stime con :

$$S_{n+1} = \frac{1}{n}T_n + \frac{n-1}{n}S_n \tag{2}$$

questa si puo' generalizzare con un parametro α, dove α é un valore tra 0 e 1 otteniamo:

$$S_{n+1} = \alpha T_n + (1-\alpha)S_n \tag{3}$$

formula media esponenziale:

$$S_{n+1} = \alpha T_n + ... + (1-\alpha)^i T_{n-i} + ... + (1-\alpha)^n S_1 \tag{4}$$

Piú α é vicino a 1, piú sparisce velocemente il passato, questo serve a capire che con un buon α si possono fare delle ottime previsioni.

Esempio

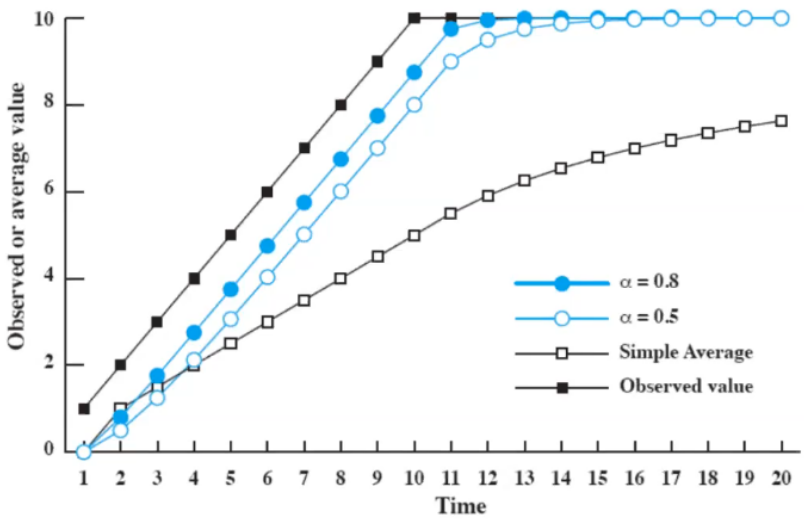


Figure 18: Esempio 1

Abbiamo fissato un processo e diciamo che la sua prima istanza cresce e poi si stabilizza, se io facessi semplicemente la media, quello che la media predirebbe sarebbe un valore lontano dall'obbiettivo, invece se uso degli α fissi, siamo molto piú vicini alla curva reale.

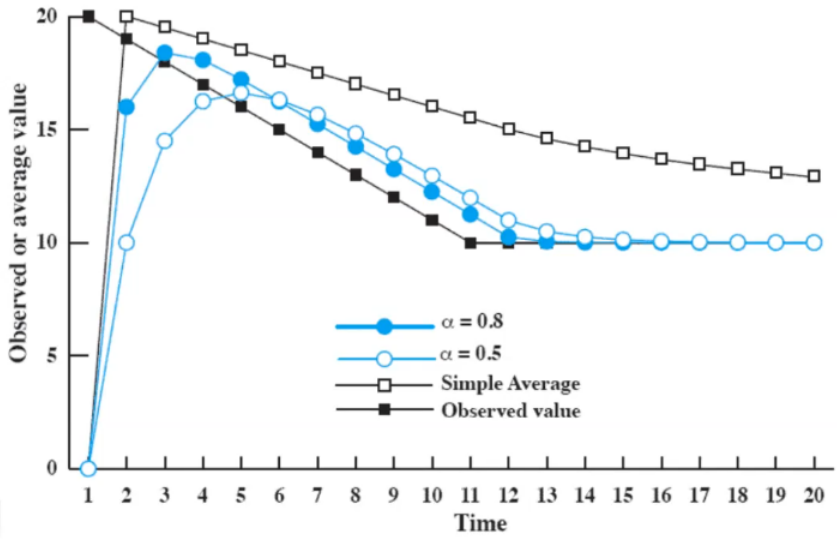


Figure 19: Esempio 2

Praticamente dopo un certo tempo, i valori vecchi vengono dimenticati, specialmente per α grandi

3.20 Shortest Remaining Time

Lo Shortest Remaining Time é una versione pre-emptive dello Shortest Process Next, é preemptive sulla base che arrivi un nuovo processo, quindi io stimo il tempo rimanente per l'esecuzione,

se il tempo rimanente di un processo in coda é minore del tempo di esecuzione del processo in esecuzione, allora il processo in esecuzione viene pre-empted.

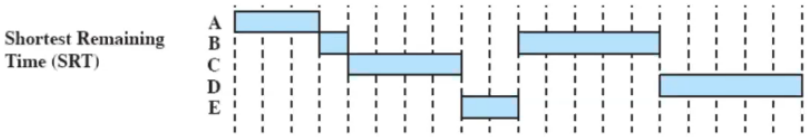


Figure 20: Shortest Remaining Time

I processi lunghi comunque possono soffrire di starvation, perché i processi corti vengono sempre eseguiti, anche in questo caso é necessario sapere il tempo di esecuzione.

3.21 Highest Response Ratio Next

L' algoritmo Highest Response Ratio Next é un algoritmo non pre-emptive, é una versione migliorata dello Shortest Process Next, che risolve il problema dello starvation, é basato sul tempo di attesa, il tempo di esecuzione e il tempo totale richiesto, é un compromesso tra quanto tempo sto aspettando e quanto tempo ci metto ad eseguire.

L'algoritmo massimizza il seguente rapporto:

$$\frac{w+s}{s} = \frac{tempotrascorsoinattesa + tempototalerichiesto}{tempototalerichiesto} \tag{5}$$

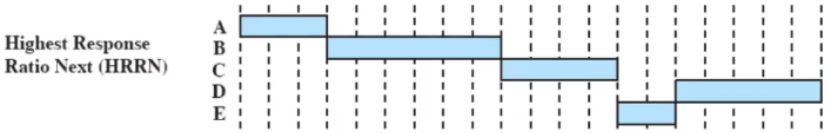


Figure 21: Highest Response Ratio Next

*Diagramma Riassuntivo

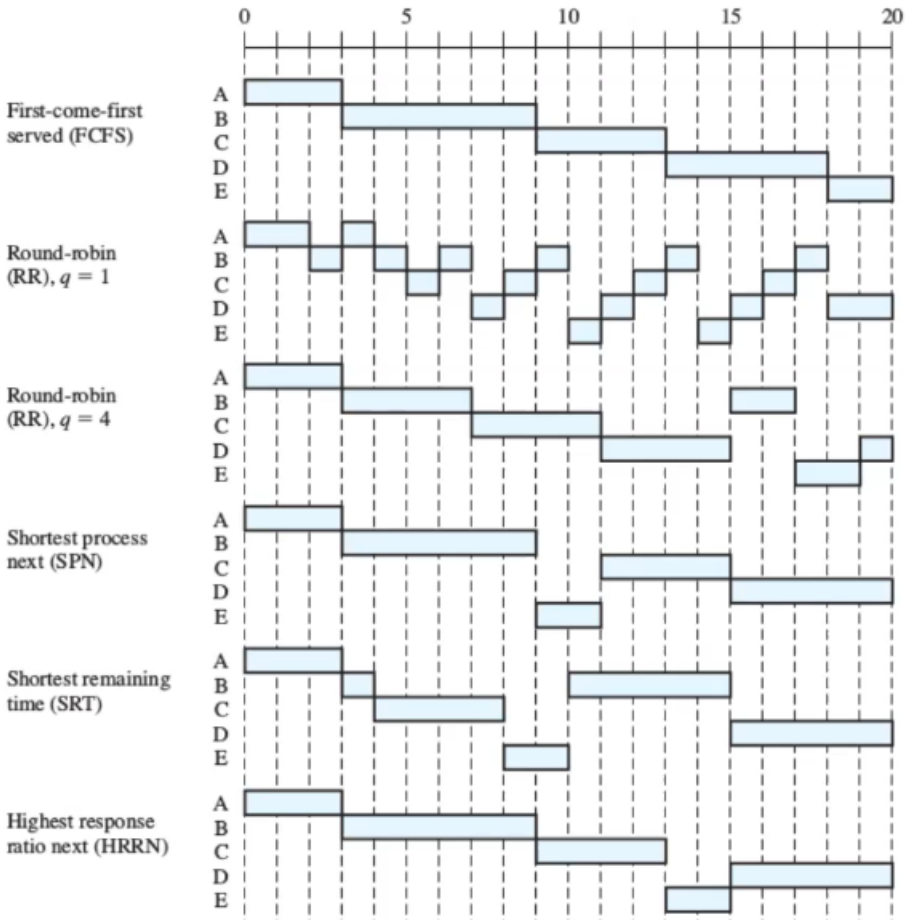


Figure 22: Diagramma Riassuntivo

3.22 Scheduling in Unix

Unix combina prioritá e ruond robin, un processo quindi resta in esecuzione per al massimo un secondo, a meno che non termini o si blocchi, esistono diverse code a seconda della prioritá; all'interno di ciascuna coda viene eseguito il round robin. Le prioritá vengono ricalcolate ogni secondo, piú un processo resta in esecuzione, minore sará la sua prioritá quando viene rimesso in coda(feedback). Le prioritá iniziali vengono assegnate in base al tipo di processo :

- swaper (alta)
- controllo di un dispositivo di I/O a blocchi
- gestione di file
- controllo di un dispositivo di I/O a caratteri
- processi utente (basso)

la formula per lo scheduling é

$$[H]CPU_j(i) = \frac{CPU_J(i-1)}{2} \tag{6}$$

che viene poi utilizzata nella formula per il calcolo della prioritá

$$[H]P_j(i) = Base_Priority_j + CPU_j(i) + Nice_j \tag{7}$$

$$Base_A = Base_B = Base_C = 60, nice_A = nice_B = nice_C = 0$$

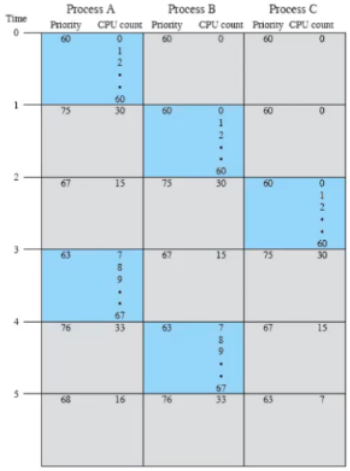


Figure 23: Esempio Scheduling Unix

- **J** é un indice che indica i processi **ready**
- **Base_Priority_j** é la prioritá iniziale del processo (da 0 a 4)

- **Nice_j** Ricordano che il valore della prioritá piú é alto piú la prioritá é bassa, l'idea dietro di nice$_j$*élacapacitádiunprocessodiauto−declassarsi*, *éusataneiprocessidisistema*.**CPU_j(i)***Éunamisutadiquant* $\frac{1}{2}$

Esempio

Supponiamo che ci siano 3 processi, A, B e C, con il nice = 0 e la base priority = 60, e che il processo A sia in esecuzione quindi si comincia da 60 e poi bisogna aggiungere CPU$_j$*cheinizialmenteé*0, *chinonéines* 30(*applicarelaformula*), $finitoiltempodiesecuzione$, *sicalcolalanuovaprioritá*(P_j)*esirimetteincoda*, *dopodiche* $\frac{60}{2} = 15(8)$

$$P_j = 60 + \frac{CPU_j}{2} + 0 = 75 \tag{9}$$

questa operazione viene fatta per tutti i processi ogni secondo. Il Round robin é virtuale, quindi se un processo é bloccato, non viene messo in coda, ma viene messo in una coda ausiliaria, e viene eseguito prima di quelli in coda quando torna disponibile.

3.23 Architetture Multicore

Ci sono diversi modi per avere piú modi per avere piú core:

- **Cluster** : ogni processore ha la propria RAM
- **Processori specializzati**: un processore per le operazioni di I/O, un processore per le operazioni di calcolo
- **Multi-processore**: Condividono la stessa RAM,un solo sistema operativo controlla tutto

Noi ci concentreremo sui multi-processori, nel caso di un sistema mono-processore, ho n processi e decido quale di essi va in esecuzione, nel caso di un sistema multi-processore, ho n processi e m processori, quindi devo decidere se devo fare un Assegnaemnto Statico o Dinamico.

Assegnamento Statico

Con l' assegnamento statico, ad ogni processo viene assegnato un processore, per tutta la sua durata andrá in esecuzione su quel processore, si puó anche usare uno scheduler per ogni processore, i vantaggi sono che é facile da implementare, ma il problema é che un processore potrebbe rimanere idle.

Assegnamento Dinamico

Per migliorare lo svantaggio dello statico, un processo, nel corso della sua vita, potrá essere eseguito su diversi processori , il sistema operativo potrebbe essere sempre eseguito su un processore fisso, questa cosa é semplice da realizzare mentre solo i processi utenti possono essere assegnati a processori diversi, un altra scelta é quella di eseguire il sistema operativo su tutti i processori ma questo causa piú overhead.

3.24 Scheduling in Linux

Linux cerca la velocitá di esecuzione, tramite semplicitá, per questo non esiste long-term e medium-term scheduler (non ha senso perché non esistono processi suspended), Un embrione del long-term c'é perché quando creo un processo il sistema potrebbe essere giá saturo.

Come Funziona

Ci sono le runqueue(Code dei Ready), e le wait queues (code dei blocked), Le wait queues sono condivise tra i processori, mentre le runqueue sono separate, ogni processore ha la sua runqueue. Essenzialmente lo scheduling é derivato da quello di UNIX, quindi é pre-emptive, a prioritá dinamica, ma con importanti correzzioni :

1. essere veloce, ed operare quasi in O(1)
2. servire in modo appropriato i processi real-time

Linux istruisce l'hardware di mandare un timer interrupt ogni 1ms:

- piú lungo abbiamo problemi per appicazioini real-time
- piú corto arrivano troppi interrupt, per cui abbiamo tanto tempo speso in Kernel Mode e quindi meno tempo per i processi utenti

percui il quanto di tempo per ciascun processo é un multiplo di 1ms.

Linux considera tre tipi di processi:

- **Real-time** : hanno prioritá fisse, e vengono eseguiti prima di tutti gli altri
- **Interattivi** : hanno prioritá dinamiche, e vengono eseguiti dopo i real-time
- **Batch** : hanno prioritá dinamiche, e vengono eseguiti dopo gli interattivi

Interattivi

Non appena si agisce sul mouse o sulla tastier, é importante dare lor la CPU in 150ms al massimo

Batch

Lo scheduler puó decidere di penalizzare i processi batch, perché non sono interattivi, quindi non c'é bisogno di dare un feedback immediato all'utente.

Real-time

Gli unici riconosciuti come tali da Linux: Il loro codice sorgente usa la system call **sched_setscheduler** ,per gli altri usa un'euristica, esempi di sistemi real-time sono riproduttori di audio e video, controllori, ... ma normalmente sono usati dai KLT.

Classi di scheduling

Linux ha 3 classi di scheduling:

- **SCHED_FIFO e SCHED_RR** : fanno riferimento ai processi real-time
- **SCHED_OTHER** : fanno riferimento a tutti gli altri processi

Prima si eseguono quelli che sono in SCHED_FIFO e SCHED_RR, poi quelli in SCHED_OTHER, le prime due classi hanno un livello di priorità che va da 1 a 99, mentre la terza classe ha un livello di priorità che va da 100 a 139, quindi ci sono 140 runqueues per ogni cpu, si passa dal livello n al ilvello al livello n+1 solo se o non ci sono processi in n, o nessun processo in n é in RUNNING.

La preemption puó essere dovuta a:

- si é esaurito il quanto di tempo
- un altro processo passa da blocked a RUNNING, questo succede quando c'é un processo interattivo bisogna cercare di eseguirlo il prima possibile

Molto spesso, il processo che é appena diventato eseguibile sará quello eseguito dal processore, questo é dovuto al fatto che il processo é stato bloccato per un I/O, quindi é probabile che sia un processo interattivo.

Regole generali

Un processo SCHED_FIFO viene non solo preempted, ma anche rimesso in coda solo se:

- si blocca per I/O
- un processo passa da uno degli stati blocked a RUNNING, ed ha prioritá maggiore

Un processo SCHED_RR viene preempted per i motivi dello SCHED_FIFO, ma anche se il quanto di tempo é scaduto (RR = RoundRobin).

I processi real-time hanno una prioritá fissa, e non possono essere preempted da processi con prioritá dinamica, invece i processi SCHED_OTHER si con un meccanismo simile a quello di UNIX, inoltre per sistemi multiprocessore esiste una routine per distribuire il carico.

4 Gestione della Memoria

La memoria é oggi a basso costo, e con trend in diminuzione, questo fa si che le applicazioni usino sempre piú memoria, se ogni processo dovesse gestire la propia memoria, ogni processo userebbe semplicemente tutta la memoria disponibile, questo porterebbe all'assenza della multiprogrammazzione che é un aspetto essenziale per il corretto funzionamento del sistema operativo, si potrebbe imporre dei limiti di memoria a ciascun processo, diventa peró difficile per un programmatore scrivere un processo che rispetti tali limiti, quindi ogni sistema operativo deve avere un sistema di gestione della memoria cercando di dare l'illusione ai processi di avere tutta la memoria, la soluzione é quella di usare il disco come buffer per memoria, questa gestione di I/O é ovviamente piú lenta del processore, per cui il SO deve pianificare lo swap

4.1 Requisiti

- Rilocazione : importante che ci sia aiuto hardware, aiuto, non gestione diretta per cui sistema operativo e hardware collaborano
- Protezione : importante che ci sia un aiuto hardware
- Condivisione
- Organizzazione logica
- Organizzazione fisica

4.1.1 Rilocazione

Il programmatore non sa e non deve sapere in quale zona della memoria il programma verrá caricato :

- potrebbe essere swappato su disco, e al ritorno in memoria principale potrebbe essere caricato in un'altra zona
- potrebbe anche non essere contiguo, oppure con altre pagine in RAM e altre in disco
- in questo contesto, si intende chi usa l'assembler o il compilatore

I riferimente alla memoria devono essere tradotti nell'indirizzo fisico : preprocessing, run-time,se run-time occrre supporto hardware

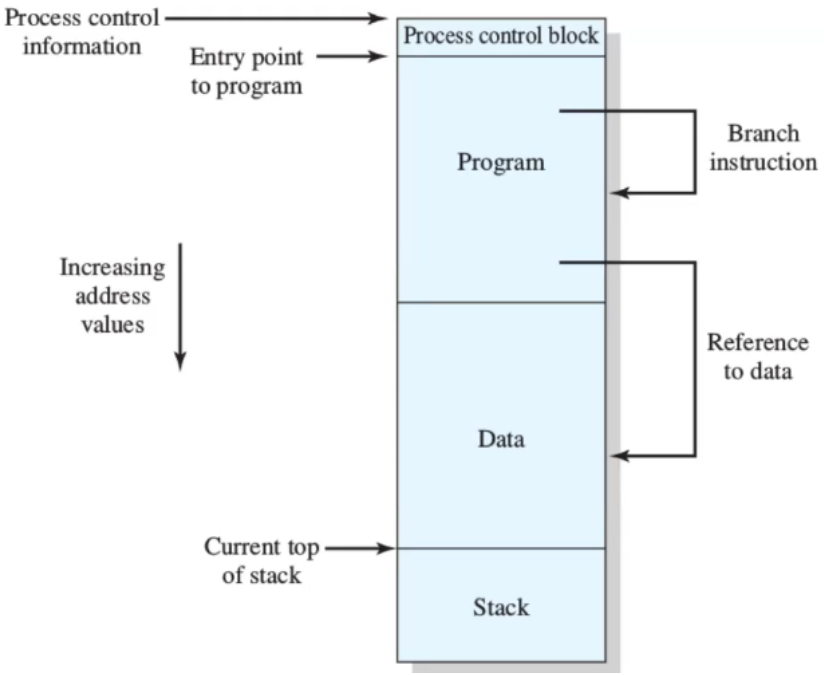


Figure 24: Rilocazione

un processo ha una zona con il programma in liguaggio macchina, e una zona con i dati, e una zona con lo stack, la sua parte iniziale é il PCB, gli indirizzi che possiamo avere sono indirizzi di salto oppure referenze a variabili, tutti questi inidirizzi devono essere ricalcolati.

Indirizzi nei programmi

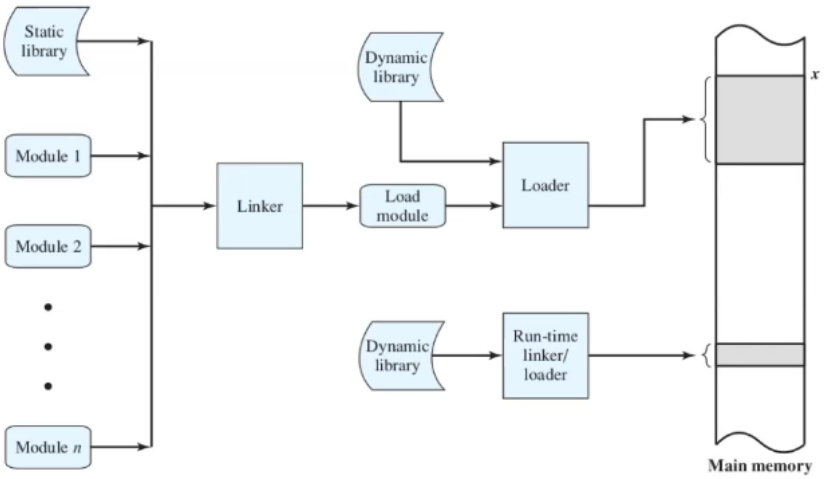


Figure 25: Indirizzi nei programmi

Per capire come avviene la rilocazione dobbiamo prima precisare... Un programma eseguibile viene prima scritto in moduli, uno di questi moduli ha il main, quindi ci sono tanti moduli scritti dal programmatore oppure librerie , ognuno di questi moduli viene compilato separatamente, ed per ogni modulo viene creato un file oggetto, tutto questo viene collegato attraverso il linker in modo da creare un file eseguibiler (nell'esempio Load module), poi c'é il loader che carica il file eseguibile in memoria, nel fare questo ci potrebbe essere bisogno di alcune librerie dinamiche

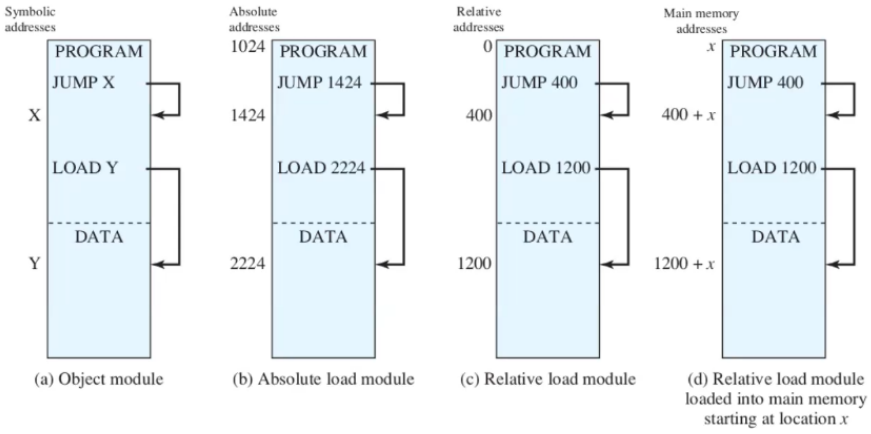


Figure 26: Effettivo in memoria

Il risultato é mostrato nell'immagine, ogni singolo modulo ha la sua parte di programma e la sua parte di dati, sostanzialmente il programma contiene soltanto indirizzi simbolici, quando peró viene trasformato in un file eseguibile abbiamo 2 possibilitá:

- Indirizzo Assoluto : Lui sa che deve cominciare a 1024, e se deve saltare a 1424, il loader deve caricare il programma all'indirizzo 1024 altrimenti non funziona.
- Indirizzo Relativo : Con gli inderizzi relativi, si puó suppore di partire da 0, e nel caso di un salto scrivo solo l'indirizzo rispetto all'inizio del programma.

Tipi di Indirizzi

- **Indirizzi Logici** : vengono usati dal programmatore, sono indirizzi simbolici, non sono reali, sono rilocati
- **Indirizzi Fisici** : sono gli indirizzi reali, sono quelli che vengono usati dal processore
- **Indirizzi Relativi** : il riferimento é espresso come un un spiazzamento rispetto ad un punto di riferimento.

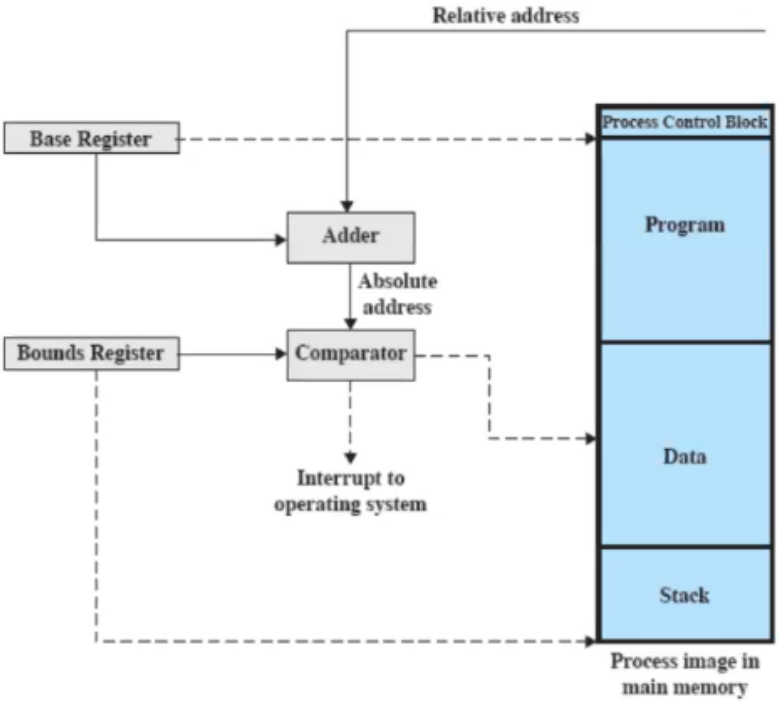


Figure 27: Tipi di Indirizzi

Nel caso di indirizzi relativi, l' hardware della macchina sa che se per esempio abbiamo un salto a 100, allora l'hardware sa che deve sommare 100 all'indirizzo base (Es. 6000), quindi l'indirizzo fisico sará 6100, inoltre c'é una fase di controllo per rimanere nei limiti di memoria, e fondamentale che ogni volta che il sistema operativo carica il processo il sistema operativo deve preoccuparsi di mettere l'indirizzo corretto nel base register.

I registri usati sono:

- Base Register : contiene l'indirizzo base del processo.
- Limit Register : contiene l'indirizzo di fine del processo.

I valori per questi registri vengono settati nel momento in cui il processo viene posizionato in memoria, mantenuti nel PCB del processo, fa parte del passo 6 del process switch e non vanno semplicemente modificati occore propio modificarli.

4.1.2 Protezione

I processi non devono poter accedere alla locazione di memoria di memoria di un'altro processo, a meno che non sia stato esplicitamente condiviso, A causa della rilocazione non puó essere fatto a tempo di compilazione, pertanto serve un supporto hardware.

4.1.3 Condivisione

La condivisione deve essere possibile, permettere a piú processi di accedere alla stessa locazione di memoria, solo se é effettivamente utile allo scopo perseguito, c'é anche casi in cui é il sistema operativo in maniera trasparente, il caso tipico é quando si seseguono piú processi eseguendo lo stesso codice sorgente, quindi lo metto in RAM una volta sola.

4.1.4 Organizzazione Logica

A livello hardware, la memoria é organizzata in modo lineare, A livello software , i programmi sono scritti in moduli, per cui il SO deve offrire tali caratteristiche, facendo da ponte tra la prima visuale (moduli) e la seconda (lineare).

4.1.5 Organizzazione Fisica

L' organizzazione fisica é quella che si occupa del flusso di dati tra RAM e la memoria secondari, questa non é una cosa lasciata al programmatore, se per esempio io scrivo un programma che necessitá di 1GB di ram ma il sistema operativo me ne assegna 500MB, una volta il programmatore doveva usare l'overlay per suddividere il programma in pezzi e gestire lo swap tra ram e disco in maniera manuale, oggi il sistema operativo si occupa di tutto ció.

4.2 Partizionamento

Uno dei primi metodi per gestire la memoria é il partizionamento, la memoria viene divisa in partizioni, esso puó essere di diversi tipi:

- **Partizionamento Fisso** : la memoria é divisa in partizioni di dimensione fissa.
- **Partizionamento Dinamico** : la memoria é divisa in partizioni di dimensione variabile.
- **Paginazione Semplice** : la memoria é divisa in pagine di dimensione fissa.
- **Segmentazione Semplice** :
- **Paginazione con memoria virtuale** :
- **Segmentazione con memoria virtuale** :

4.2.1 Partizionamento Fisso Uniforme

Quando accendo il sistema operativo, tra le cose che vengono fatte il SO divide la memoria in partizioni di dimensione fissa, 1 é riservata al kernel, le altre sono per i processi, l'idea é quella di mettere al loro interno i processi che peró non possono superare la partizione assegnata all'inizio, chiaramente il SO puó decidere se sospendere e quindi spostare il processo sul disco, in questo caso era il programmatore a dover essere sicuro di non sforare la partizione assegnata.

Problemi

un programma potrebbe non entrare in una partizione, questo porta anche ad un uso inefficiente della memoria, perché porta al fenomeno della frammentazione interna.

4.2.2 Partizionamento Fisso Variabile

Nel partizionamento variabile comunque le partizioni vengono assegnate una sola volta, ma la dimensione delle partizioni é variabile, questo permette di mettere i processi piú leggeri in partizioni piú piccole.

ALgoritmo di Posizionamento

Da momento in cui ho partizioni di dimensioni variabili, mi devo preoccupare di dove mettere i processi, una scelta é quella di avere una coda per partizione , oppure ho una unica coda e mano a mano assegno alla partizione che spreca meno spazio, se uso la coda unica posso fare delle ottimizzazioni nel senso che piuttosto che non far eseguire un processo lo carico in memoria, anche se spreco un po' di memoria.

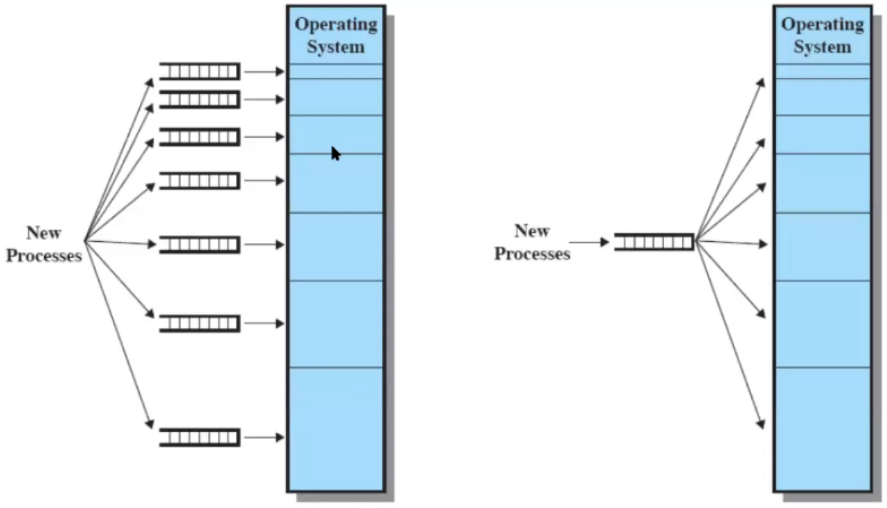


Figure 28: Partizionamento Variabile

Problemi Irrisolti

C'é un numero massimo di processi in memoria principale dettato dal fatto che il numero di processi non puó superare il numero di partizione, inoltre la gestione della memoria risulta comunque inefficiente se ho tanti processi piccoli.

4.2.3 Partizionamento Dinamico

Le partizioni variano sia in misura che in quantitá, la dimensione delle partizione varia in base alla dimensione del processo.

Esempio

Figure 29: Partizionamento Dinamico

Supponiamo che arrivino in sequenza tre processi, p1=20MB, p2=14MB, p3=18MB, stiamo assumendo che chiaramente stiamo usando indirizzi relativi, in una memoria da 56M resta un blocco da 4MB, se arriva un processo da 5MB, il sistema operativo deve fare una scelta, supponiamo che il processo da 5MB sia il processo p4 e sia piú importante di p2

Figure 30: Partizionamento Dinamico

quello che succede é che si lascia uno spazio vuoto di 6MB, p2 chiaramente viene copiato sul disco in attesa che venga richiamato, ora peró vogliamo far eseguire p2 che é piú importante di p1 copiamo p1 sul disco e carichiamo p2 in memoria, ora abbiamo un ulteriore spazio vuoto di 6MB

Figure 31: Partizionamento Dinamico

si nota che ci sono 16MB di spazio vuoto, se arriva un processo da 10MB, non lo posso eseguire perché la memoria non é contigua.

Problemi

La frammentazione esterna é un problema, che peró si puó risolvere con la compatazzione.

se ho piú blocchi liberi, ed arriva un processo che potrebbe entrare in uno di questi blocchi, il sistema operativo utilizza un algoritmo per scegliere il blocco in cui mettere il processo, l'algoritmo puó essere:

- First Fit : metto il processo nel primo blocco che trovo
- Best Fit : metto il processo nel blocco piú piccolo che trovo
- Worst Fit : metto il processo nel blocco piú grande che trovo

Best Fit

l'algoritmo Best Fit ad una prima valutazione potrebbe sembrare il migliore, ma in realtá é il peggiore, perché lascia tanti piccoli blocchi liberi, che non possono essere usati.

First Fit

1. scorre la memoria dall'inizio; il primo blocco con abbastanza spazio viene usato

2. é molto veloce
3. tende a riempire solo la prima parte della memoria
4. A conti fatti era il migliore

4.2.4 Next Fit

Next Fit é una variante di First Fit, la differenza é che Next Fit ricorda dove ha finito l'ultima volta, e riparte dall'ultima appena asseggnate per evitare che solo la prima parte della memoria venga usata, assegna piú spesso l'ultimo blocco di memoria.

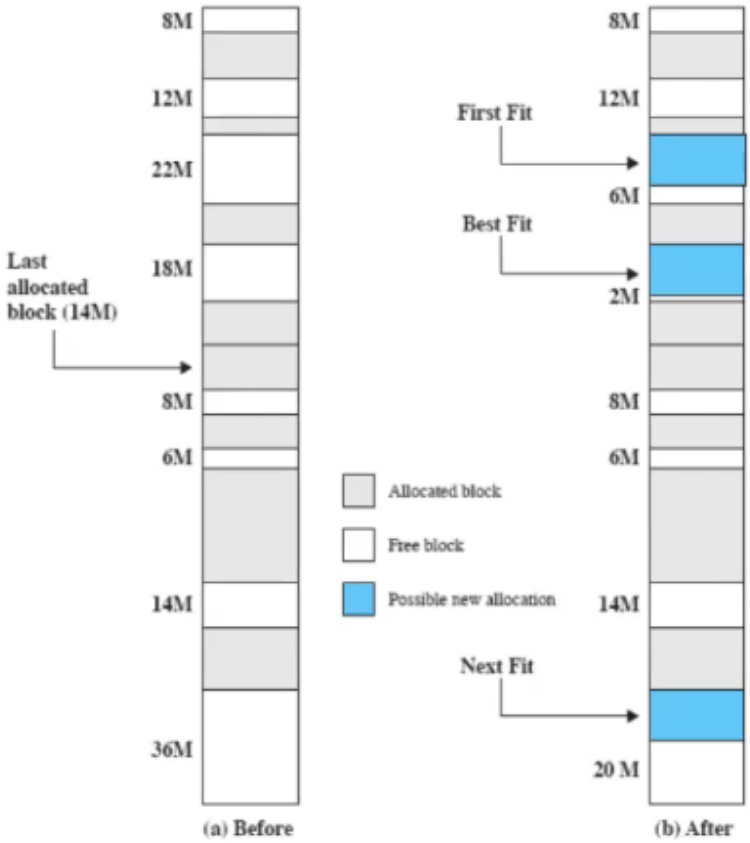


Figure 32: Confronto tra algoritmi

4.2.5 Buddy System

Il Buddy system é ancora partizionamento, in questo caso é un compromesso tra partizionamento fisso e dinamico, é ancora usato nei sistemi operativi moderni, esempio : supponiamo che $2^U ladimensionedimemoriadimemoriaadisposizioneperl'utenteechessialadimensionediunprocesso, quellochе$ 1) <= $s < 2^x(10)$ Una delle 2 porzioni é usata per il processo, L' invece serve per dare un lower bound, ovvero non si potranno creare partizioni troppo piccole, quando il processo finisce, se il buddy é libero, si uniscono.

Esempio: supponiamo di avere un blocco da 1 MB, e che arrivi un processo da 100KB, quindi andiamo a dividere il blocco per 2, ed osserviamo di avere 2 blocchi da 512KB, il blocco é ancora troppo grande, ne prendiamo uno e lo dividiamo per 2, ottenendo 2 blocchi da 256KB, il blocco é ancora troppo grande, ne prendiamo uno e lo dividiamo per 2, ottenendo 2 blocchi da 128KB,

il blocco adesso é della dimensione corretta perché se divido ancora per 2 i 2 blocchi risultanti saranno troppo piccoli per ospitare il processo,ci sará quindi una frammentazione interna di 28KB, supponiamo ora che arrivi un processo da 240KB, vediamo che dalla divisione di prima é avanzato un blocco da 256KB e quindi quella partizione viene usata, ora supponiamo che arrivi un processo da 64KB, dividiamo il blocco da 128KB e selezioniamo uno dei due blocchi da 64KB, per ricreare le partizioni quando un processo termina, l'idea é quella di riaccoppiare i blocchi con i propri buddy, quindi se un blocco da 64KB termina, si unisce con il blocco da 64KB, e tutti e due devono derivare dallo stesso blocco da 128KB e cosi via fino a riformare il blocco da 1MB.

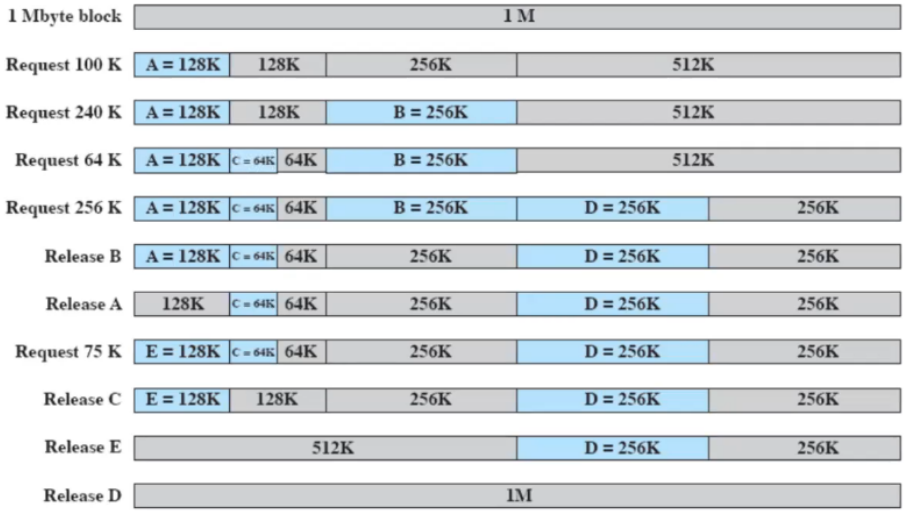


Figure 33: Buddy System

Da notare che il buddy system si presta bene per essere rappresentato come un albero binario, quindi per migliorare la ricerca si implementava la ricerca tramite bynary search tree, in questo modo si evita di scorrere tutta la memoria.

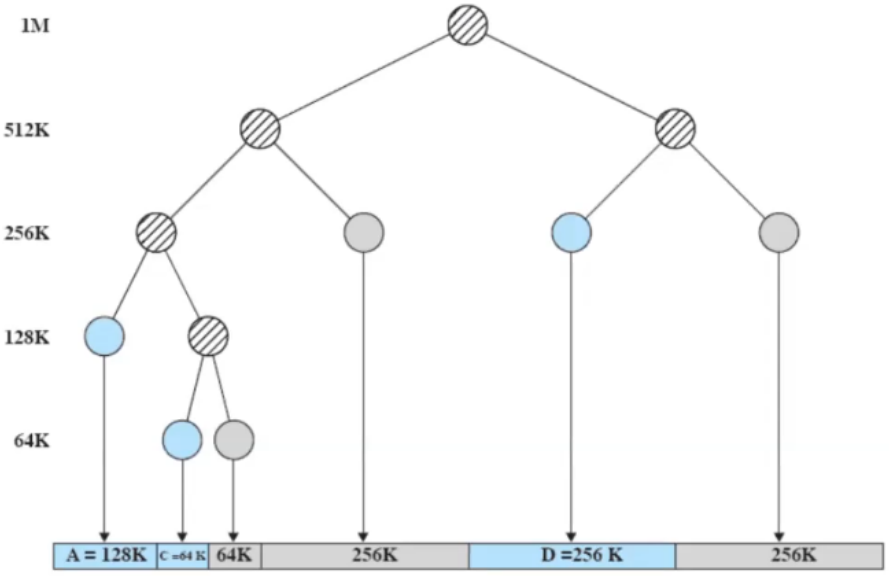


Figure 34: Buddy System

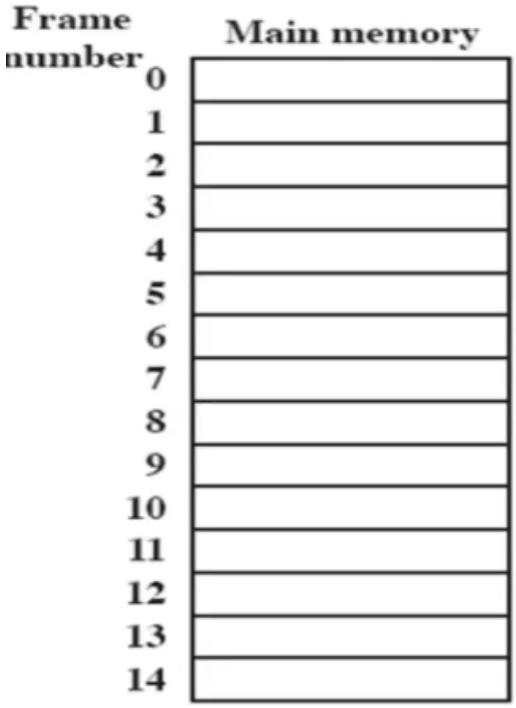
4.3 Paginazione

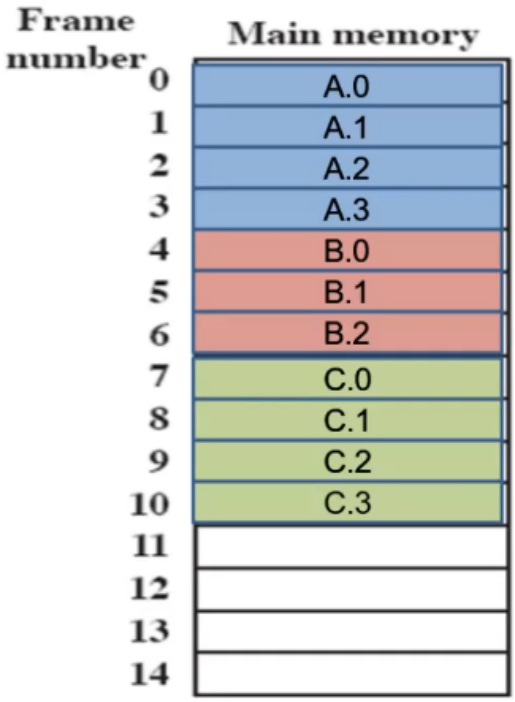
Paginazione Semplice

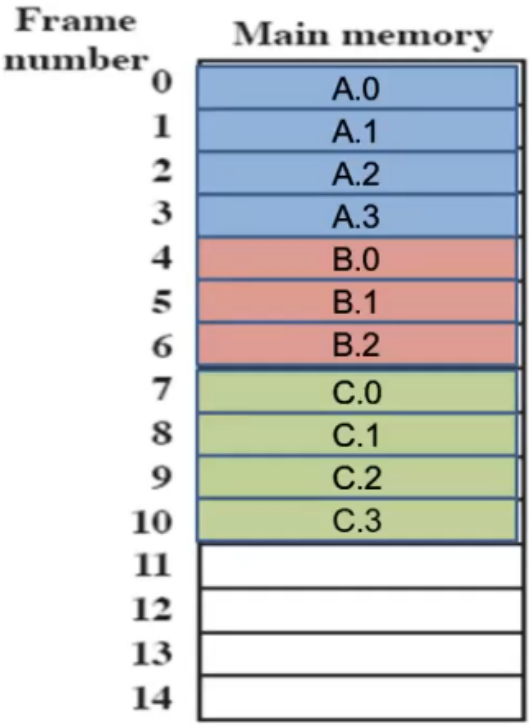
Sia la memoria che i processi vengono divisi in pezzi di dimensione fissa e piccola (1KB), questo si fa sia con la RAM che con i processi, se un processo é grande 1MB viene diviso in 1024 pezzi (1KB), questi pezzi sono chiamati pagine per i processi, mentre i pezzetti di memoria sono chiamati frame, La cosa essenziale che ogni pagina per essere utilizzata deve essere collacata in un frame, la cosa interessante che pagine contigue non devono essere collocate in frame contigui, questo permette di evitare la frammentazione interna, tutto il processo é trasparente al programmatore, a questo punto serve che i sistemi operativi mantengano una tabella che mappi le pagine ai frame, questa tabella é chiamata Page Table, questo punto peró bisogna correggere gli indirizzi, per cui c'é bisogno di un supporto hardware.

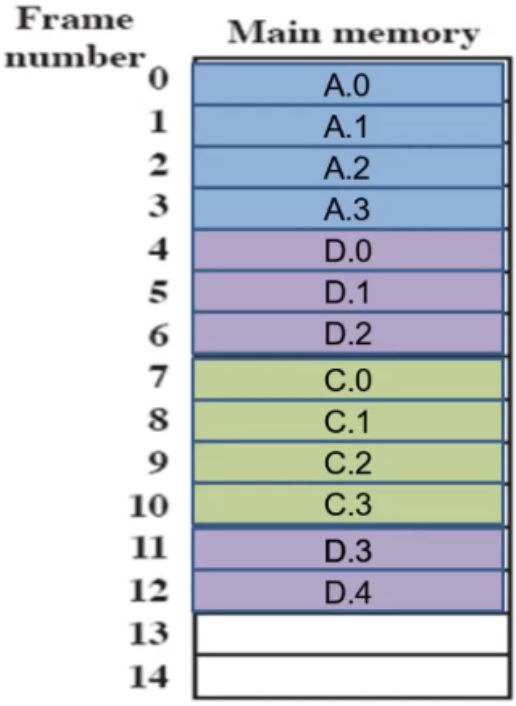
Esempio

Supponiamo che arrivi un processo **A** che richiede 4 frame, poi **B** da 3 frame, e poi **C** da 4 frame, poi il processo **B** termina, quello che succederebbe se fossimo in partizionamento dinamico ed arrivasse un processo da 5 dovrei eseguire la compattazione, in questo caso invece posso usare i 3 frame che erano stati assegnati a **B** per il processo **D**, ed i restanti 2 frame li posso accodare a C.




Frame number
Main memory
0
A.0
1
A.1
2
A.2
3
A.3
4
B.0
5
B.1
6
B.2
7
C.0
8
C.1
9
C.2
10
C.3
11
12
13
14


Frame number
Main memory
0
A.0
1
A.1
2
A.2
3
A.3
4
B.0
5
B.1
6
B.2
7
C.0
8
C.1
9
C.2
10
C.3
11
12
13
14



Le tabelle risultanati sono:

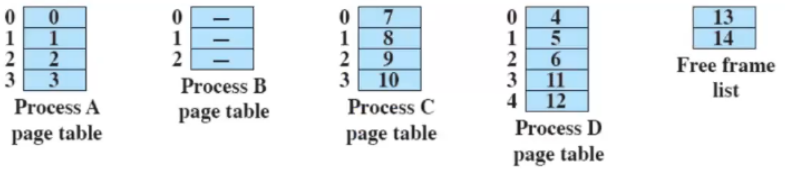


Figure 35: Tabelle delle pagine risultanti

4.4 Segmentazione

segmentazione Semplice

La differenza tra segmentazione e paginazione é che la segmentazione divide i processi in segmenti di dimensione variabile, mentre la paginazione divide i processi in pagine di dimensione fissa, la differenza é che il programmatore a dover dividere il processo in segmenti(Sorgenti,Dati,), dichiarando quali segmenti ci sono e qualé la loro dimensione a caricarli in memoria ed a risolvere gli indirizzi é il sistema operativo, sempre con l'aiuto dell'hardware.

4.5 Indirizzi Logici

Dobbiamo quindi considerare una rivisitazione degli indirizzi logici, con gli indirizzi relativi ad esempio, il programmatore sa che il suo programma inizia a 0, e che se deve saltare a 100, deve scrivere 100 poi é il sistema operativo che aggiunge l'offset necessari per andare all'istruzione corretta,Supponiamo quindi di avere un processo diviso in 3 pagine (notare che é presente la frammentazione interna), la prima cosa da fare quindi con un indirizzo é capire in quale pagina si trova dopo di che ho un offset rispetto all'inizio della pagina, devo andare ad usare la tabella delle pagine per capire dove si trova l'inizio del frame e sommare l'offset, il risultato é l'indirizzo

fisico, in maniera analoga funziona anche per la segmentazione, da tenere presente che i segmenti hanno dimensione variabile.

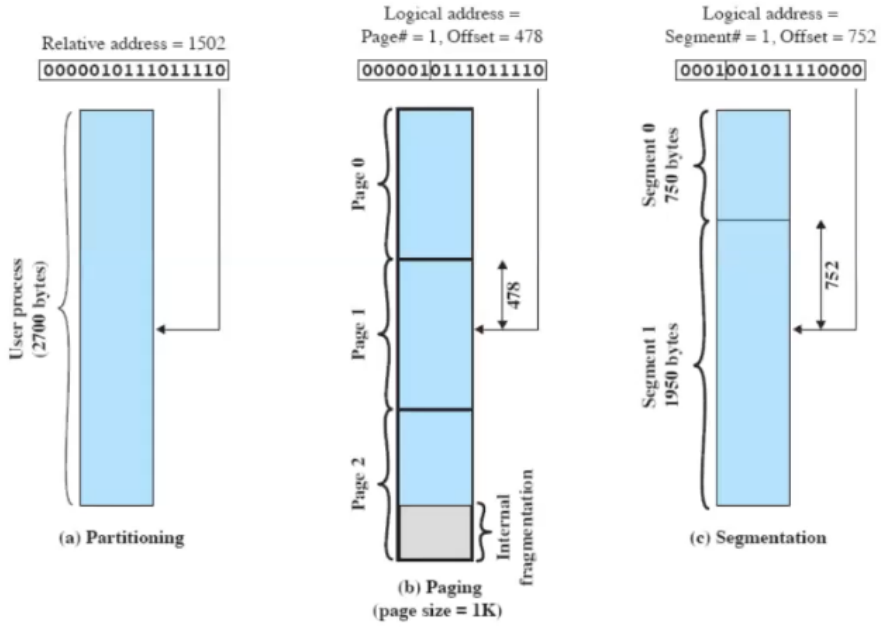


Figure 36: Indirizzi Logici

Paginazione Esempio

Supponiamo di essere in una istruzione hardware e questa istruzione harware ha un indirizzo di 16 bit logico, quello che devo fare é ricavare l'indirizzo fisico,le dimensioni delle pagine sono sempre un potenza di 2 allora lascio i primi 10 bit che sono usati per l'offset, mentre i 6 bit piú significativi sono usati per capire in quale pagina si trova l'indirizzo questo é vero perché abbiamo preso pagine di dimensione 2^{10} quindi per generalizzare se la dimensione della pagina é 2^x allora gli x bit meno significativi sono usati per l'offset, mentre i bit piú significativi sono usati per capire in quale pagina si trova l'indirizzo, quind una volta trovata la pagina, vado a sostituire il contenuto della tabella all'interno dei dei bit che prima erano riservati alla tabella, in sostanza i bit piú significativi all'inizio sono usati per contenere l'indirizzo per la tabella delle pagine che contiente i bit che servono per trovare l'indirizzo fisico.

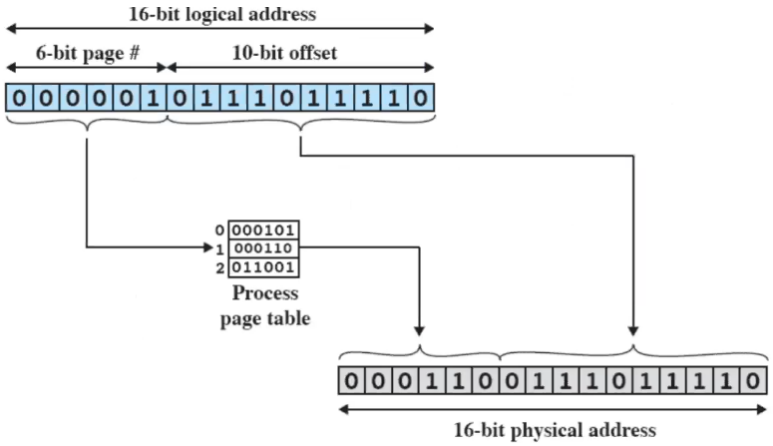


Figure 37:

Segmentazione Esempio

Se voglio tradurre da indirizzo logico a indirizzo fisico, anche in questo caso la lunghezza massima dei segmenti é decisa dal sistema operativo, in questo caso siccome ogni segmento ha una dimensione varaibile devo andare a recuperare la posizione del segmento nella tabella dei segmenti, e sommare i bit di offset, inoltre nella tabella é contenuta anche la lunghezza del segmento.

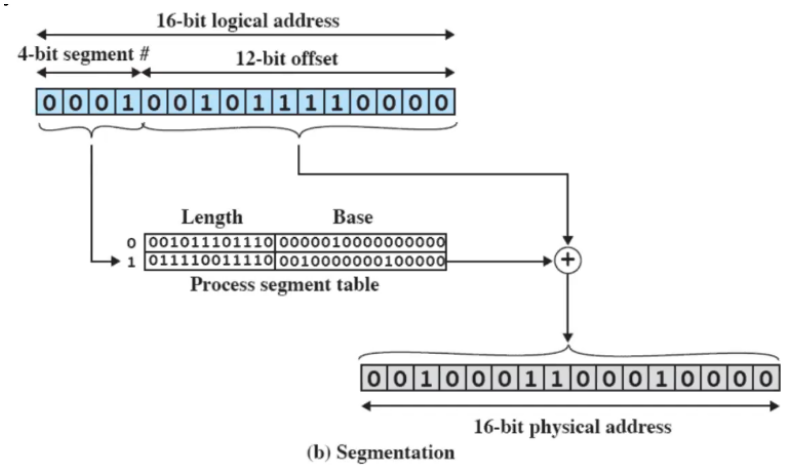


Figure 38:

4.6 Memoria Virtuale

I riferimenti alla memoria quindi sono indirizzi logici che devono essere tradotti in indirizzi fisici, con la paginazione e la segmentazione un processo puó essere diviso in piú parti é puó trovarsi in zone differenti della memoria, l'idea é che effettivamente non c'é la necessitá che tutto il processo sia in memoria principale, perché quello che serve effettivamente é che la parte del processo che é in esecuzione sia in memoria principale, tutto il resto puó essere sul disco,quindi il sistema operativo mette in memoria solo la parte del processo che é in esecuzione questo insieme di dati in memoria principale si chiama **resident set**, se la pagina peró non si trova in memoria principale, si verifica un **page fault**, il sistema operativo quindi chiama un interrupt che si occupa di andare a prendere la pagina mancante e metterla in memoria principale, fino a che la pagina non é in memoria principale il processo é blocked, quando effettivamente la pagina é effettivamente in memoria il processo viene sbloccato e puó continuare l'esecuzione, **quando il processo verrá eseguito bisognerá ri-eseguire l'istruzione che ha causato il page fault**.

conseguenze

- Ci possono essere molti processi in memoria principale perché basta una pagina in memoria principale
- Diventa molto probabile che ci sia un processo ready diminuendo l'idle del processore
- Posso eseguire un programma piú grande della memoria principale

Terminologia

La Memoria virtuale é uno schema di allocazione di memoria, in cui la memoria secondaria puó essere usata come se fosse memoria principale.

- Gli indirizzi usati nei programmi e quelli usati dal sistema sono diversi
- C'é una fase di traduzione automatica dai primi indirizzi (logici) ai secondi (fisici)
- La dimensione della memoria virtuale é limitata dallo schema di indirizzamento, oltre che dalla dimensione della memoria secondaria
- la dimensione della memoria principale, non influisce sulla dimensione della memoria virtuale
- **Indirizzo Virtuale** : indirizzo logico
- **Spazio degli indirizzi virtuali** : la quantitá di memoria virtuale assegnata ad un processo
- **Spazio degli indirizzi**: la quantitá di memoria assegnata ad un processo
- **Indirizzo Reale** : indirizzo fisico

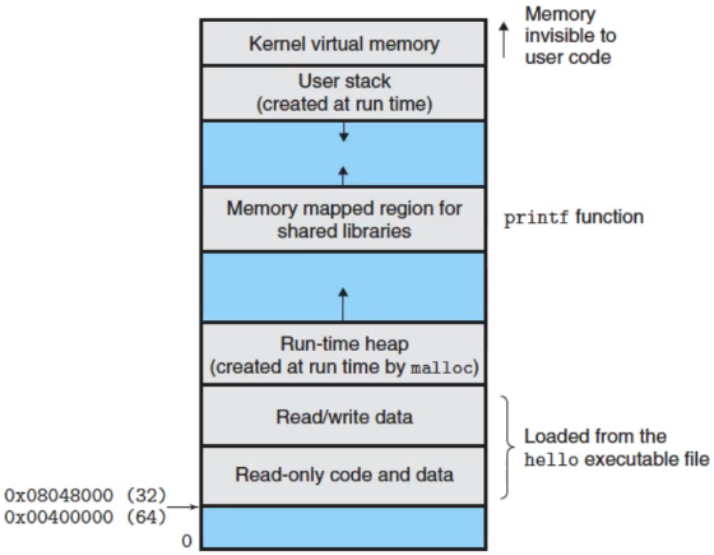


Figure 39: come un processo vede la memoria

4.6.1 Trashing

Il trashing é quando il sistema operativo perde piú tempo a fare swap tra memoria principale e secondaria per caricare le pagine che a fare effettivamente il lavoro, per evitarlo il sistema operativo cerca di indovinare quali pezzi di processo saranno usati con minore o maggiore probabilitá, nel futuro prossimo,questo tentativo di divinazione avviene sulla base della storia recente, sfruttando il principio di localitá (i riferimenti tendono ad essere vicini), questo vale sia per i dati che per le istruzioni.

4.6.2 Supporto Hardware

Paginazione e segmentazione devono essere supportate dall'hardware, in particolare la traduzione degli indirizzi, mentre il sistema operativo si occupa di muovere le pagine/segmenti tra memoria principale e secondaria

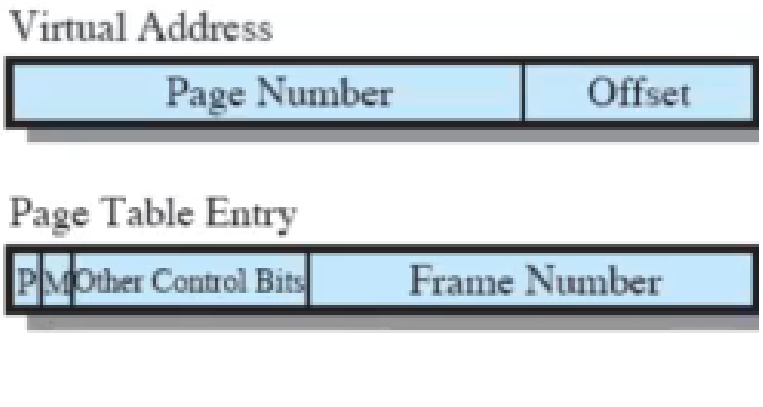


Figure 40: Page Table Entry

Paginazione

Ogni processo ha una sua tabella delle pagine, il control block di un processo punta a tale tabella, ed ogni entry di questa tabella contiene:

- Il numbero di frame in memoria principale
- NON c'é il numero di pagina, é direttamente usato per indicizzare la tabella
- un bit per indicare se é in memoria principale o meno (Bit di presenza)
- un bit per indicare se é stato modificato in seguito all'ultima volta che é stata caricata in memoria (Bit di modifica)

Per quanto riguarda invece l'hardware per la traduzione degli indirizzi, la somma non é una semplice somma: il numero di pagina va moltiplicato per il numero di bytes di ogni singola entry della tabella delle pagine, dopo di che si puó fare la somma.

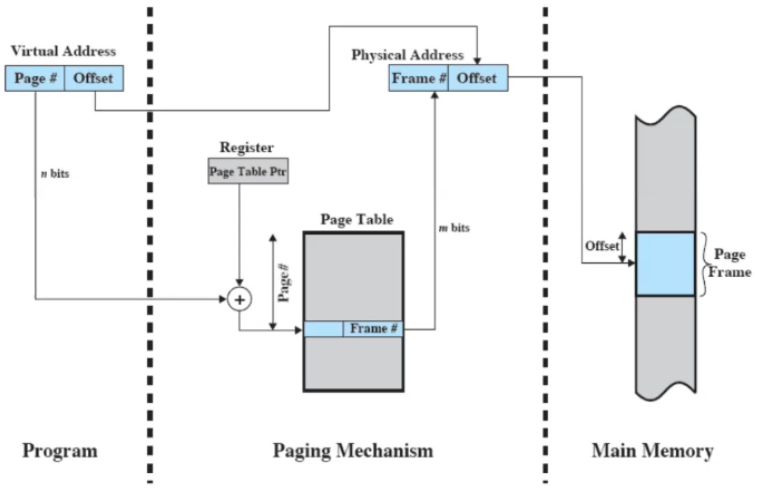


Figure 41: Hardware Paginazione

Il sistema operativo deve :

- caricare a partire da un certo indirizzo / tabella delle pagine del processo
- caricare il valore di I in un opportuno registro dipendente dall'hardware
- questo va fatto per ogni process switch quindi fa sempre parte del passo 6

Tabelle delle pagine

Uno dei problemi é un overhead, perché le tabelle potrebbero contenere molti elmenti, quando un processo é in esecuzione , viene assicurato che almeno una parte della sua tabella sia in memoria principale.

Esempio:

- Abbiamo 8GB di spazio virtuale, 1KB per pagina, 2^23 entries per ogni tabella delle pagine, ovvero per ogni processo
- Con max 4GB di RAM, abbiamo 4 byte

- 4 byte per ogni entry $2^{23} = 32MBperogniprocessoquindicon1RAMdi1GB, bastano20processiperoccuparepiúd$

Tabella delle pagine a 2 livelli

Per risolvere il problema dell'overhead, si puó usare una tabella delle pagine a 2 livelli, in cui la tabella delle pagine é divisa in due parti, la prima parte é una tabella di primo livello, che punta a delle tabelle di secondo livello

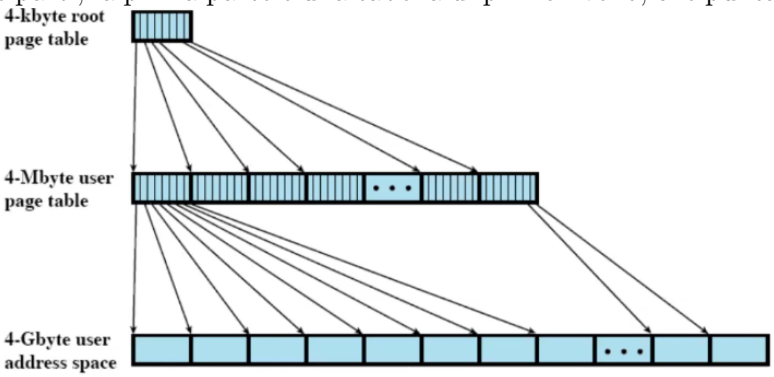


Tabella delle pagine a 2 livelli In questo caso l'indirizzo virtuale é diviso in 3 parti, la prima parte é usata per indicizzare la tabella di primo livello, la seconda parte é usata per indicizzare la tabella di secondo livello, e la terza parte é usata per indicizzare la pagina, in questo modo si riduce l'overhead.

4.6.3 Translation Lookaside Buffer

IL TLB (memoria temporanea per la traduzione futura), ogni riferimento alla memoria virtuale puó generare due accessi alla memoria, si usa un cache veloce per gli elementi delle tabelle delle pagine.

come funziona

Dato un indirizzo virtuale, il processore esamina il TLB, se l'indirizzo é presente, il TLB restituisce l'indirizzo altrimenti si prende la normale tabella delle pagine del processo,se la pagina risulta in memoria principale, si aggiorna il TLB, se la pagina non é in memoria principale, si genera un page fault e si carica in memoria ed infine viene aggiornato il TLB usando un algoritmo di sostituzione (LRU tipicamente).

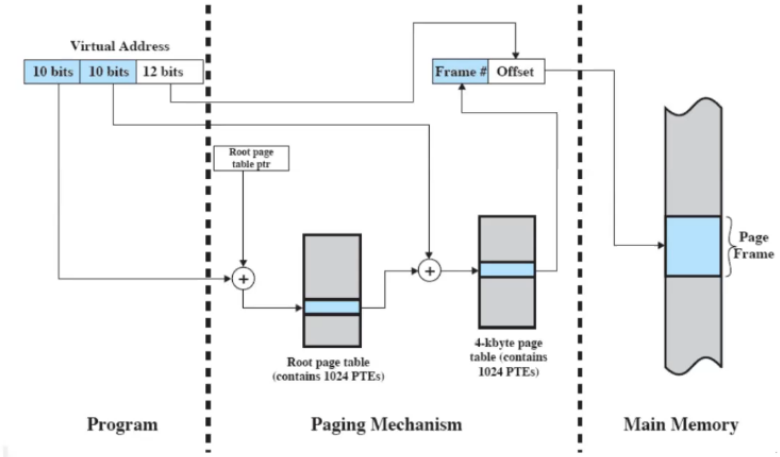


Figure 42: Hardware Tabella delle pagine a 2 livelli

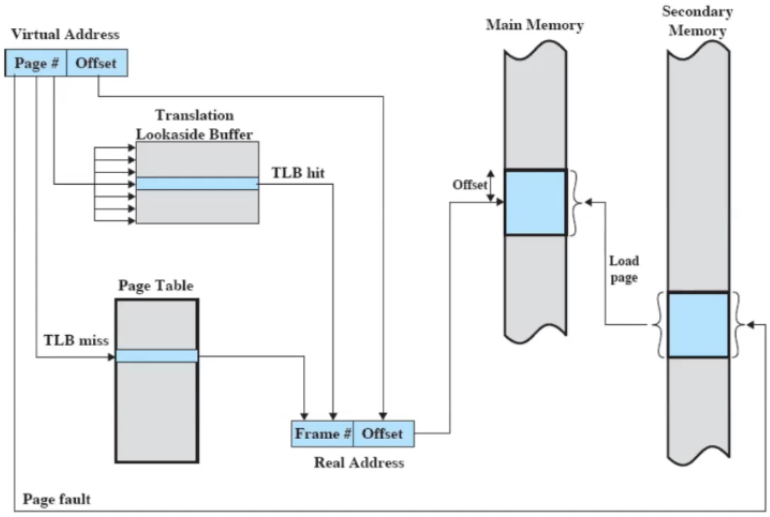


Figure 43: TLB

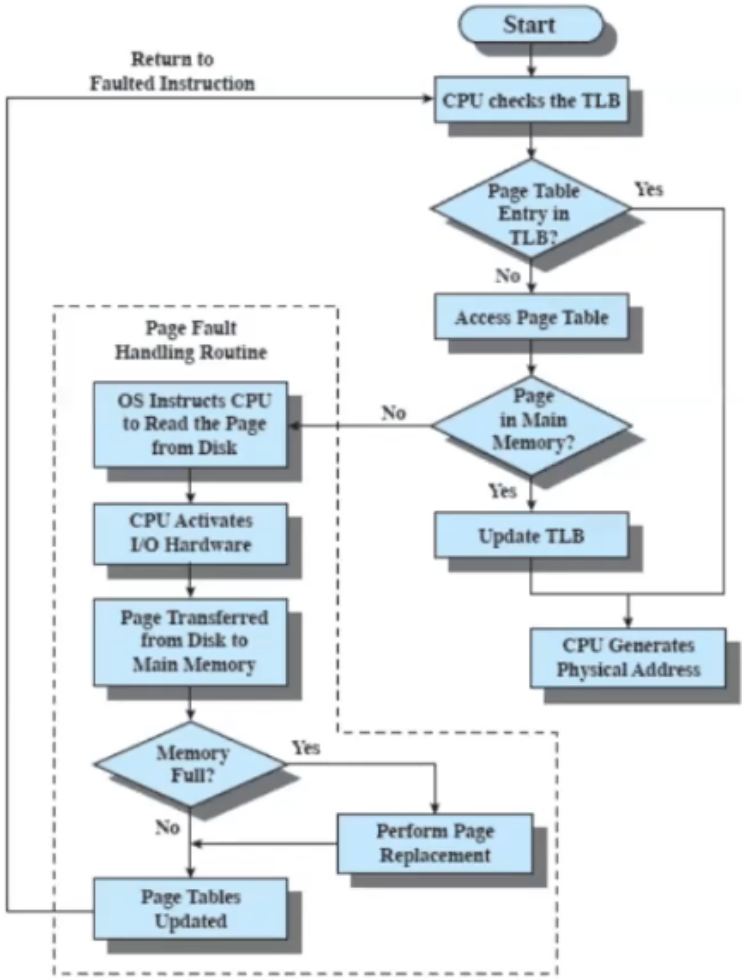


Figure 44: TLB

Il sistema operativo deve poter resettare il TLB, perché il TLB contiene informazioni di un processo, e se il processo cambia, il TLB deve essere resettato, alcuni processori permettono di avere il PID nel TLB, in modo da invalidare solo alcune parti del TLB, é comunque necessario anche senza TLB dire al processore dove é la nuova tabella delle pagine.

Mapping Associativo

La tabella delle pagine ha tutte le entry, il TLB contiene solo alcune entry, quindi il numero della pagina non puó essere usato direttamente come indice per il TLB (possibile nella tabella delle pagine), Il SO inoltre puó interrogare piú elementi del TLB contemporaneamente per capire se c'é o no un hit **con il supporto hardware**, un altro problema é che bisogna fare in modo che il TLB contenga solo pagine in RAM, perché se ci fosse un page fault dopo un hit del TLB potremmo non accorgercene, quindi ogni volta che si swappa una pagina bisogna anche resettare o parzilemente il TLB.

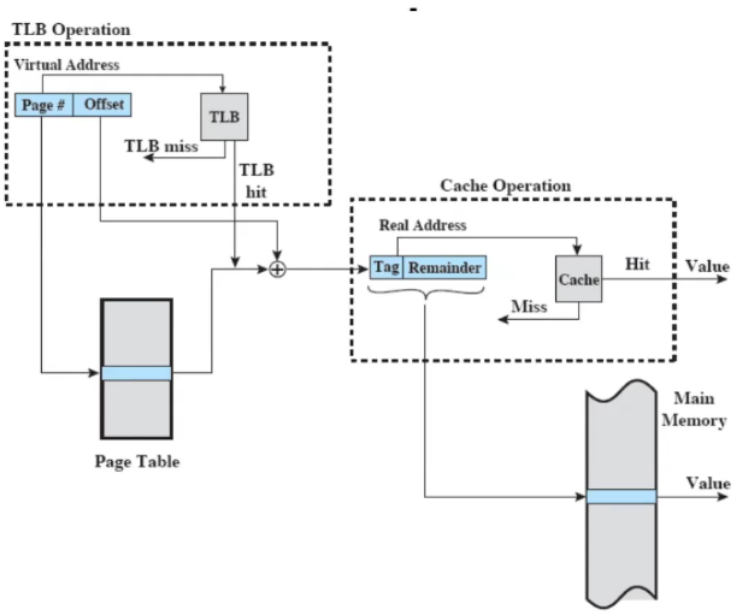


Figure 45: Mapping Associativo

4.6.4 Dimensione delle pagine

Piú piccola é la pagina, minore é la frammentazione interna, ma maggiore é l'overhead, perché ci sono piú entry, la memoria secondaria é ottimizzata per trasferire grossi blocchi di dati, quindi avere le pagine ragionevolmente grandi non sarebbe male, quindi piú piccola é una pagina, maggiore il numero di pagine in RAM, E in tutte queste pagine, i riferimenti saranno vicini: in accordo con la localitá, i page fault saranno piú rari.

Pagefault vs Dimensione delle pagine

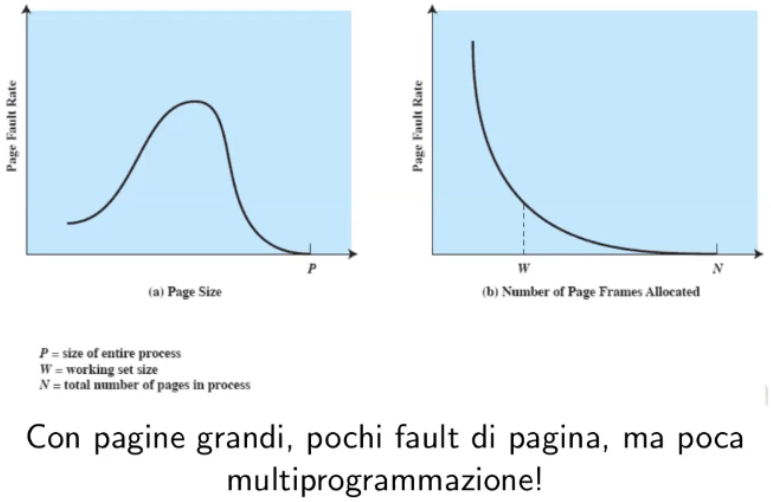


Figure 46: Pagefault vs Dimensione delle pagine

Nelle moderne architetture HW possono supportare pagine anche fino ad 1GB, il sistema operativo ne sceglie 1 Es. Linux sugli x86 usa 4KB e le dimensioni piú grandi sono usati in sistemi

operativi di grandi architetture clustes ma anche per i sistemi operativi stessi(kernel Mode)