SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA

UNIVERSITÀ "SAPIENZA" DI ROMA
FACOLTÀ DI INFORMATICA

Sistemi Operativi

Appunti integrati con il libro "Modern Operating Systems",
A. S. Tanenbaum

Author
Simone Bianco

23 gennaio 2023

Indice

Capitolo 0

Introduzione

Capitolo 1

Introduzione ai Sistemi Operativi

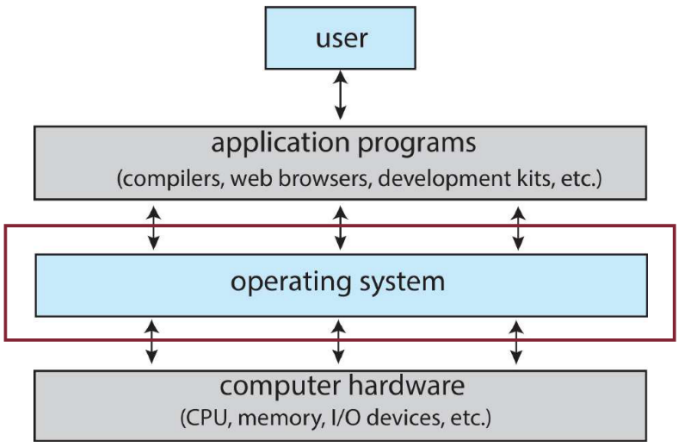
Un **sistema operativo**, abbreviato con OS, è un software di base in grado di gestire le risorse hardware e software della macchina, fornendo servizi di base ai software applicativi.

In particolare, a seconda delle necessità (ad esempio general-purpose, real-time, mobile, ...) e delle scelte di progettazione vengono decisi i compiti e i componenti che costituiscono un sistema operativo. Nonostante ogni OS tenda ad essere diverso dagli altri, ognuno di essi può essere suddiviso in:

- **Kernel**, ossia il "cuore" del sistema operativo, il quale è sempre attivo
- **Programmi di sistema**, ossia ogni altro software facente parte del sistema operativo

Tra i vari compiti svolti da un OS, in particolare troviamo:

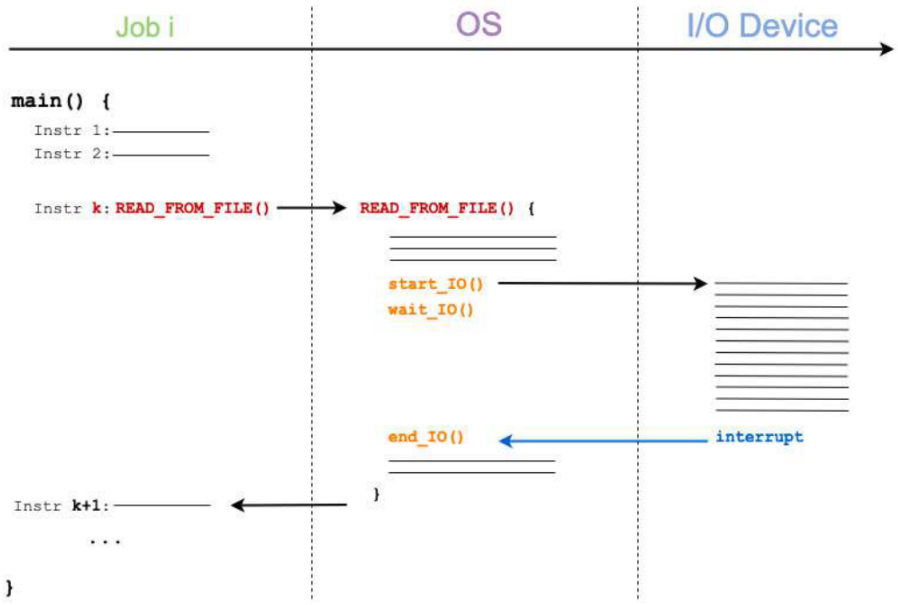
- **Gestione delle risorse fisiche e logiche** utilizzate dai vari software
- **Virtualizzazione delle risorse**, dando l'"illusione" ad ogni software di aver a disposizione "infinite risorse"
- **Interfacciamento tra Hardware e Software**, fornendo un insieme di servizi comuni, ossia delle API, che permettono ai software e agli utenti di interagire con le risorse hardware senza doverle controllare in modo diretto



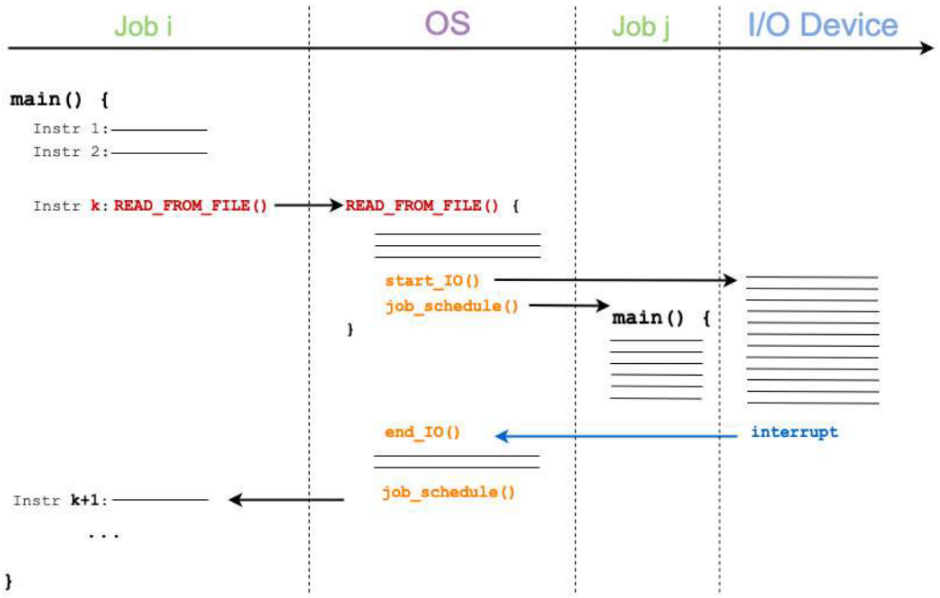
Tipologie di OS

- **Sistemi programmati a mano**, utilizzati da una cerchia ristretta di persone esperte in grado di programmarli manualmente in linguaggio macchina, dunque sprovvisti di sistema operativo agevolante. Il problema principale risultò essere il poco utilizzo e l'eccessivo costo dell'hardware
- **Sistemi con console a singolo utente (Mainframe)**, utilizzati da un utente per volta durante l'esecuzione di un programma, i quali venivano scritti su schede perforate. Ogni operazione veniva eseguita sequenzialmente, prevedendo la presenza di una versione primitiva di OS, ossia un avviatore di programmi, e l'assenza di sovrapposizione tra computazione e interfacciamento con le periferiche di I/O. Per via della sua natura single-user oriented, il problema principale risultò essere l'inefficienza per più utenti.
- **Sistemi di Batch**, in grado di eseguire più "compiti", detti **jobs**, in gruppo, detti **batch**. Ogni utente inseriva un programma tramite schede o nastri, i quali venivano poi periodicamente caricati da un tecnico, per poi essere avviati ed eseguiti da un sistema operativo, risultando in un uso più efficiente dei calcolatori. Tuttavia, ogni job veniva ancora eseguito in modo sequenziale, ossia uno per volta.
- **Sistemi multi-programmabili**, in grado di mantenere caricati in memoria più job contemporaneamente, i quali vengono eseguiti da una CPU in grado di alternare tra di essi. In questi sistemi, l'OS si occupava dell'organizzazione dell'esecuzione dei programmi, detto **job scheduling**, delle operazioni di I/O e della protezione della memoria, impedendo ai vari job di accedere ad aree utilizzate da altri. L'unica problematica di tali sistemi risultò essere la necessità di mantenere la CPU inattiva durante l'esecuzione di operazioni di I/O bloccanti.

  Esempio di Sistema Bloccante:

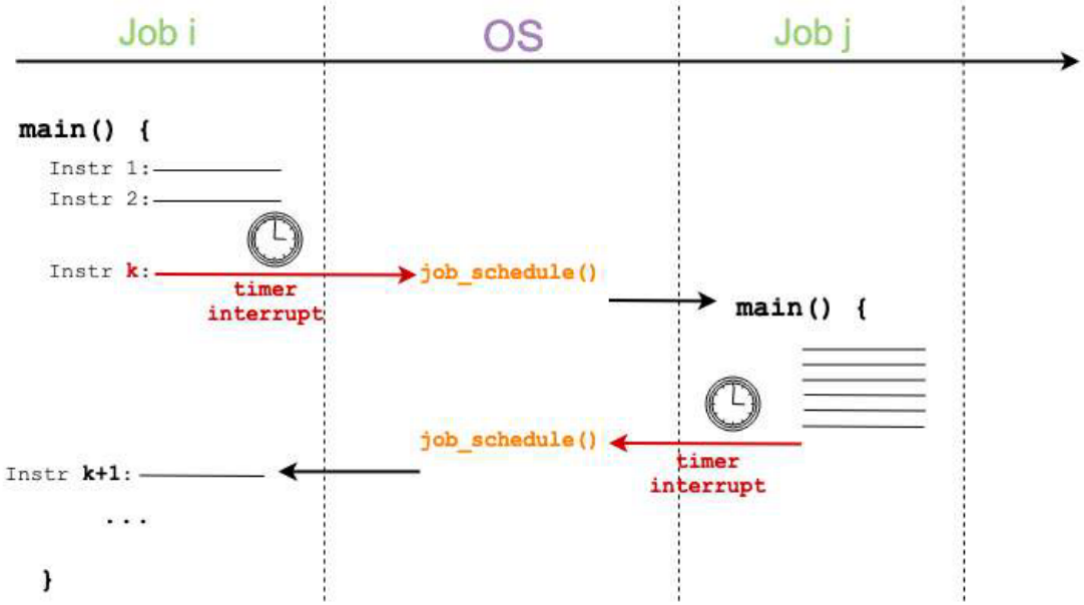


Esempio di Sistema Non-bloccante:



- **Sistemi time-sharing**, dove più utenti utilizzano la stessa CPU tramite console semplici. Viene utilizzato un'interruzione programmata a tempo per alternare la CPU tra i vari job, dando l'illusione di esecuzione parallela (pseudo-parallelismo). In particolare, è famoso il sistema operativo ideato da Ken Thompson e Dennis Ritchie, ossia UNIX, precursore di sistemi operativi come MacOS e le varie distribuzioni di Linux

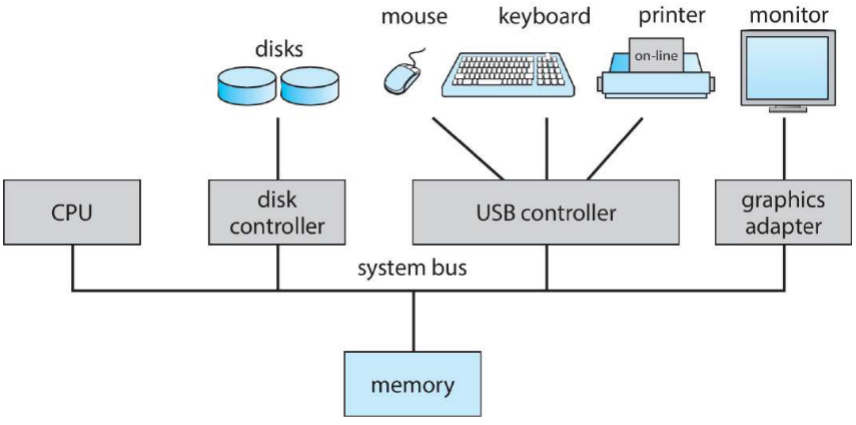
Esempio di Pseudo-parallelismo:



1.1 Sistema operativo e Macchina fisica

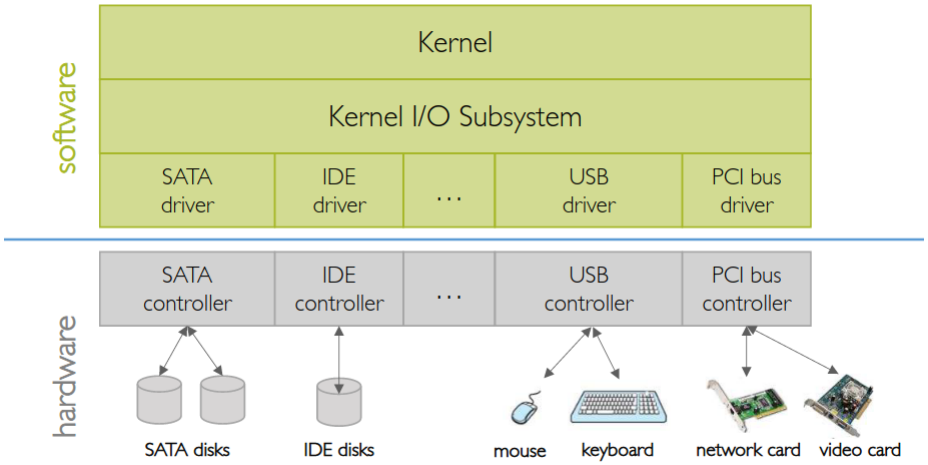
Una moderna architettura è *necessariamente*, composta da:

- **CPU**, il processore che effettua i veri calcoli necessari, operando in base ad un **ciclo di istruzioni**, ossia tre fasi ripetute ciclicamente a velocità elevate:
  1. Fase di **Fetch**: viene prelevata dalla memoria la prossima istruzione da eseguire
  2. Fase di **Decode**: viene interpretata l'istruzione appena recuperata
  3. Fase di **Execute**: viene eseguita l'istruzione appena interpretata
- **Memoria principale**, contiene i dati e le istruzioni utilizzati ed eseguite dalla CPU, la quale può essere immaginata come una sequenza di celle, ognuna composta da una **word**, ossia una sequenza di bit (solitamente 32 o 64), ed ognuna avente un proprio **indirizzo**
- **Dispositivi di I/O**, ossia le periferiche di input ed output (tastiera, mouse, memorie esterne, ...)
- **Bus di Sistema**, ossia un mezzo di comunicazione tra CPU, memoria e dispositivi di I/O, composto a sua volta da:
  - **Data Bus**, il quale trasporta i dati effettivi
  - **Address Bus**, il quale determina dove i dati debbano essere inviati
  - **Control Bus**, il quale indirica quale operazione deve essere effettuata



Le **istruzioni** eseguite dalla CPU vengono descritte tramite il **linguaggio macchina**, rappresentato da sequenze di bit, dove ogni word corrisponde ad una singola istruzione appartenente ad un insieme di istruzioni elementari, le quali interagiscono con i vari **componenti di calcolo**, in particolare l'ALU, e i **registri** della CPU, in grado di immagazzinare temporaneamente una word.

Riguardo ai dispositivi di I/O, è necessario sottolineare come ognuno di essi sia composto da da due parti, ossia il **dispositivo fisico** in se e il **device controller**, un insieme di piccoli chip che lo gestisce. Il sistema operativo interagisce con tali dispositivi tramite dei **driver**, ossia dei particolari software adattati per ogni dispositivo che permettono di "tradurre" le richieste dell'OS.



Ogni device controller possiede una serie di registri dedicati con cui comunicare:

- **Registri di stato**, i quali forniscono informazioni alla CPU riguardo il dispositivo
- **Registri di controllo**, i quali vengono utilizzati dalla CPU per configurare e controllare il dispositivo
- **Registri dati**, i quali vengono utilizzati per lo scambio di dati con il dispositivo

Per poter comunicare con i dispositivi di I/O, la CPU deve essere in grado di poter distinguere tra indirizzi della memoria principale ed indirizzi rappresentanti i dispositivi stessi. A tal fine, il control bus è dotato di una **linea speciale** detta **M#IO** in grado di stabilire se la CPU desideri comunicare con la memoria principale o con i dispositivi di I/O.

Quindi, esistono in particolare due modi con cui la CPU può comunicare con i device controller:

- **Port-mapped I/O**, dove i riferimenti ai controller vengono effettuati utilizzando uno spazio di indirizzi aggiuntivo dedicati solo all'accesso ai dispositivi di I/O, necessitando l'implementazione di istruzioni aggiuntive del tipo IN ed OUT che vadano a specificare se lavorare sullo spazio di indirizzi della memoria e dei dispositivi I/O

```
MOV DX, 1234h    //carica nel registro DX il valore 0x1234

MOV AL, [DX]     //carica nel registro DX il valore contenuto
                 //nell'indirizzo 0x1234 della memoria

IN AL, DX        //carica nel registor DX il valore letto dal
                 //dispositivo connesso alla porta 0x1234
```

- **Memory-mapped I/O**, dove parte degli indirizzi della memoria viene "sprecato" per poter essere utilizzato per effettuare i riferimenti ai dispositivi I/O, non necessitando tuttavia istruzioni aggiuntive e permettendo alla CPU di trattare i registri dei control device come se fosse dei suoi registri aggiuntivi

1.2 Servizi del sistema operativo

1.2.1 Kernel/User mode e Protezione della memoria

Alcune istruzioni eseguite dalla CPU risultano essere più sensibili di altre, ad esempio l'istruzione HLT, in grado di arrestare il sistema, e l'istruzione INT X, in grado di generare un interrupt di sistema. Affinché tali **istruzioni privilegiate** vengano utilizzate esclusivamente dal sistema operativo, la CPU può essere impostata in due modalità specifiche a seconda del programma in esecuzione.

Definition 1. Kernel mode e User mode

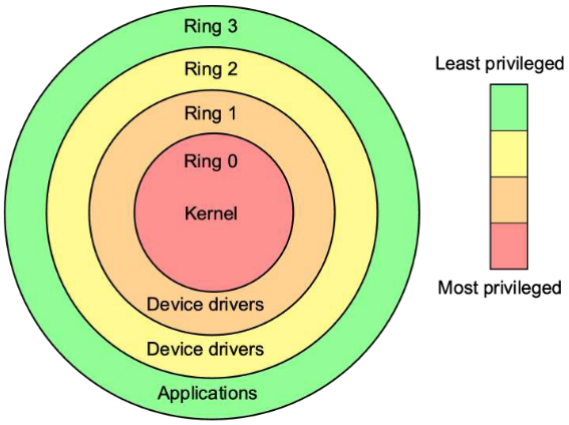
La CPU può essere impostata in:

- **Kernel mode**, ossia in modalità senza alcuna restrizione, permettendo l'esecuzione di qualsiasi istruzione (utilizzata dal sistema operativo)
- **User mode**, dove **non** è possibile:
  - Accedere agli indirizzi riservati ai dispositivi di I/O
  - Manipolare il contenuto della memoria principale
  - Arrestare il sistema
  - Passare alla Kernel Mode
  - ...

Per poter impostare una delle due modalità, viene utilizzato un **bit speciale** salvato in un registro protetto: se impostato su 0 la CPU sarà in Kernel mode, mentre se impostato su 1 la CPU sarà in User mode

Observation 1. Protection rings

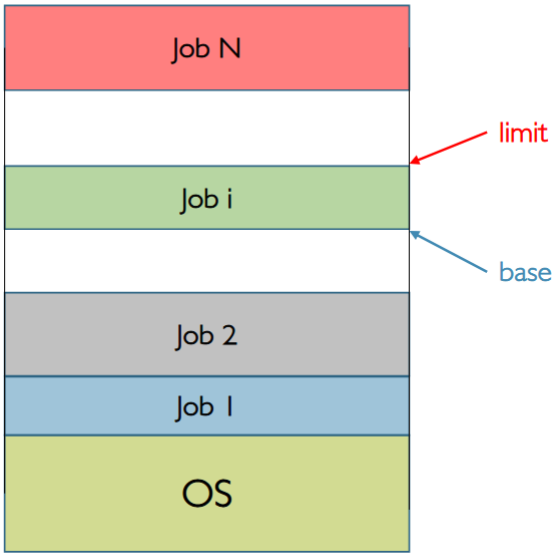
Nelle architetture più moderne, vengono implementati più livelli di protezione, detti **protection rings**. Ogni ring aggiunge restrizioni sulle istruzioni eseguibili dalla CPU.



Oltre alle protezioni imposte sulle istruzioni eseguite, è necessario imporre delle protezioni anche sulla **memoria**, in modo da proteggere reciprocamente gli spazi di memoria riservati ai singoli programmi degli utenti e in modo da proteggere gli spazi di memoria riservati all'OS dai programmi utente.

La tecnica più semmplice per ottenere tale protezione è l'utilizzo di due registri dedicati, i quali vengono caricati dall'OS all'avvio di un programma l'OS, per poi controllare che ogni indirizzo richiesto durante l'esecuzione del programma ricada nell'intervallo specificato

- **Registro base**, contenente l'indirizzo iniziale dello spazio utilizzabile
- **Registro limite**, contenente l'indirizzo finale dello spazio utilizzabile



1.2.2 System Calls

Definition 2. Trap di sistema

Definiamo come **trap di sistema** un qualsiasi evento che richiede il passaggio da Kernel mode ad User mode.

In particolare, individuiamo tre tipi di trap:

- **System calls**, ossia la richiesta di un servizio dell'OS, svolte in modo sincrono e innescate dai software
- **Exception**, ossia la gestione di errori dovuti ad eventi inattesi, svolte in modo sincrono e innescate dai software
- **Interrupt**, ossia il completamento di una richiesta in attesa, svolte in modo asincrono e innescate dall'hardware

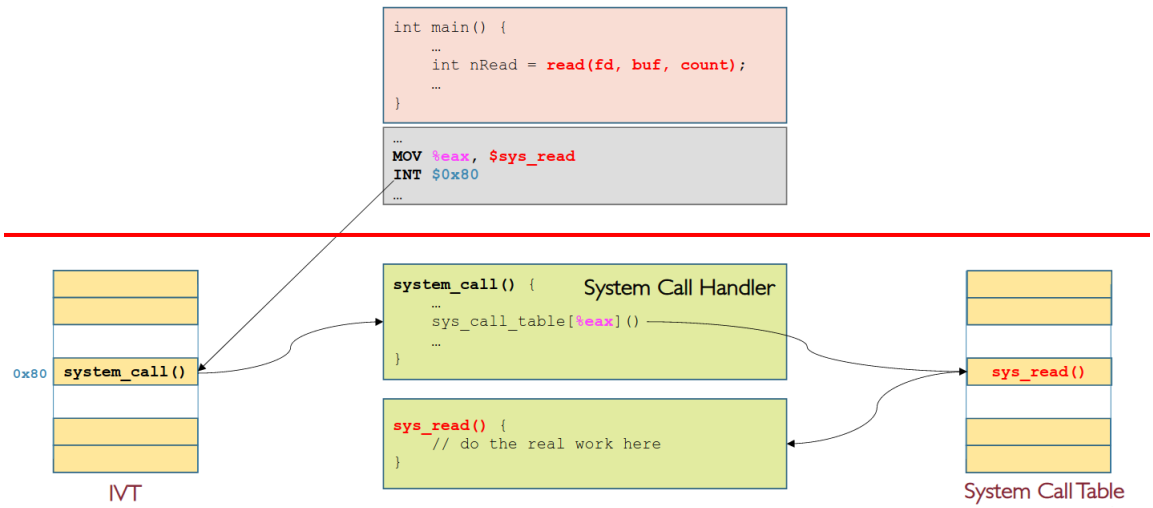
Definition 3. System Calls

Le **System calls** sono delle procedure messe a disposizione dal sistema operativo per permettere agli altri software di poter accedere ai servizi messi a disposizione dal sistema operativo, in particolare l'esecuzione di alcune istruzioni privilegiate (ad esempio l'accesso ad un dispositivo I/O).

Le System call ricadono in **sei categorie**:

- **Process control**, include procedure come `end, abort, load, execute, create process, terminate process, get/set process attributes, wait for time or event, signal event, allocate and free memory`
- **File management**, include procedure come `create file, delete file, open, close, read, write, reposition, get and set file attributes`
- **Device management**, include procedure come `request device, release device, read, write, reposition, get and set device attributes, logically attach or detach devices`
- **Information maintenance**, include procedure come `get and set time, get and set date, get and set system data, get and set process, get and set file information, get and set device attributes`
- **Communications**, include procedure come `create and delete communication connection, send and receive messages, transfer status information, attach or detach remote devices`

Quando un programma utente richiede l'esecuzione di una syscall tramite un'API fornita dal sistema operativo, tale richiesta viene prima convertita in linguaggio macchina, per poi venir gestita da **System call Handler**, il quale si occuperà di salvare lo stato precedente dei registri, i quali verranno poi alterati durante l'esecuzione della syscall, per poi essere ripristinati



1.2.3 Scheduling e Sincronizzazione

Per poter gestire lo scheduling delle operazioni, viene implementato un **timer** nell'hardware, il quale genera un interrupt dopo una breve quantità di tempo, permettendo al **CPU scheduler** di prendere il controllo e decidere quale sia la prossima operazione da eseguire, impedendo che la CPU venga monopolizzata da un job "egoista"

Inoltre, poiché le interrupt sono **asincrone**, esse potrebbero essere innescate in qualsiasi momento, interferendo con i programmi in esecuzione. Il sistema operativo, quindi, deve essere in grado di **sincronizzare le operazioni** di processi concorrenti e cooperanti. Affinché ciò sia possibile, è necessario che l'hardware si assicuri che piccole sequenze di istruzioni vengano eseguite in modo **atomico**, disabilitando le interruzioni durante la loro esecuzione

1.2.4 Virtualizzazione della memoria

La **virtualizzazione della memoria** è un'astrazione logica della memoria fisica, dando ad ogni processo l'illusione di una memoria fisica strutturata come uno spazio di indirizzi contiguo, permettendo inoltre l'esecuzione di programmi senza la necessità che essi siano completamente caricati nella vera memoria principale (restando ovviamente caricati completamente nella memoria virtuale).

Può essere implementata sia **tramite hardware**, in particolare tramite una Memory Management Unit (MMU), sia **tramite software**, dove l'OS stesso si occupa di tradurre gli indirizzi virtuali in quelli fisici.

Capitolo 2

Gestione dei processi

Definition 4. Programmi e Processi

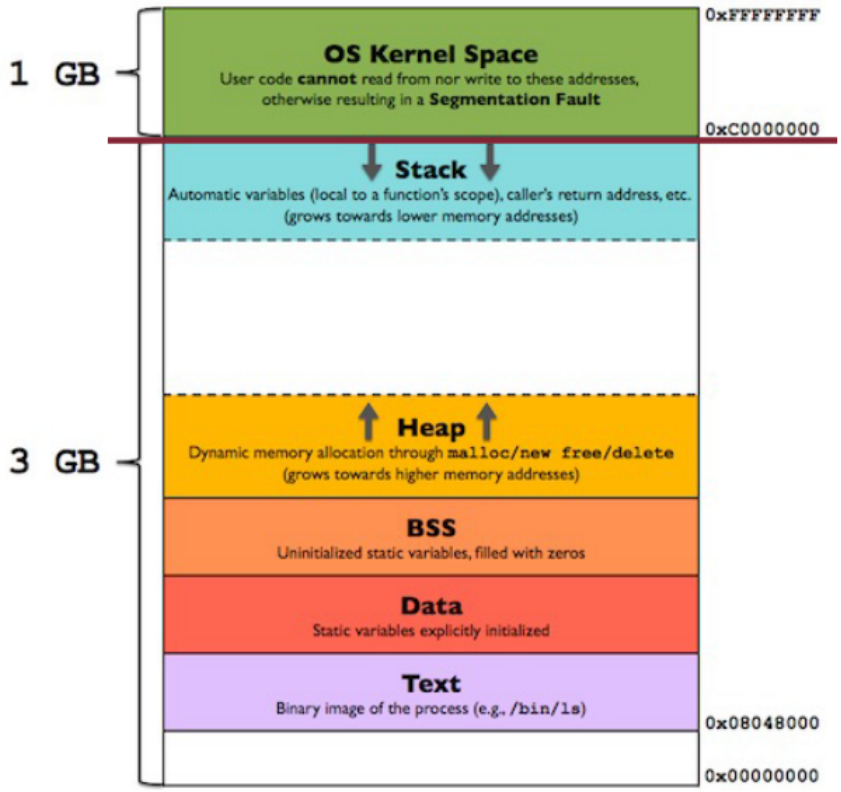
Un **programma** è un file eseguibile salvato in memoria secondaria. Contiene l'insieme di istruzioni necessarie a svolgere un compito richiesto.

Un **processo** è una particolare istanza attiva di un programma caricata in memoria principale, eseguendo sequenzialmente le istruzioni descritte nel programma stesso. Più processi potrebbero corrispondere allo stesso programma, tuttavia ognuno di essi possiede un proprio stato attuale.

Il sistema operativo fornisce la stessa quantità di **virtual address space** ad ogni processo, la quale è suddivisa in più sezioni:

- **Text**, contenente le istruzioni dell'eseguibile
- **Data**, contenente i dati statici già inizializzati all'avvio
- **BSS**, contenente i dati statici non inizializzati all'avvio
- **Stack**, contenente tutti i dati utilizzati da ogni funzione, ossia i vari **stack frame**
- **Heap**, utilizzato per allocazioni dimaniche, ossia di dimensione non fissa
- **Spazio libero**, interposto tra stack ed heap, utilizzato da entrambi per "espandersi"

Di seguito vi è un esempio di suddivisione del virtual address space di un'architettura a 32bit:



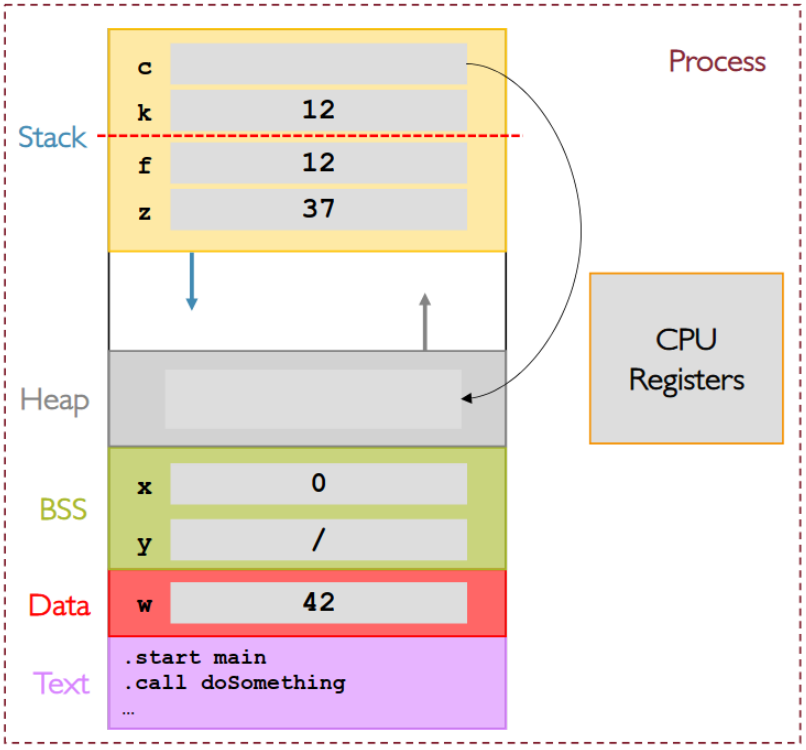
Esempio:

- Consideriamo il seguente programma:

```
int w = 42;
int x = 0;
float y;

void doSomething(int f) {
    int z = 37;
    z += f;
    ...
}

int main() {
    char* c = malloc(128);
    int k = 12;
    doSomething(k);
    ...
}
```

- La variabile `w` sarà salvata all'interno della sezione Data, poiché essa è statica ed è già definita all'avvio

- Le variabili `x` e `y` verranno salvate all'interno della sezione BSS, poiché entrambe statiche ma non definite all'avvio (di default, il valore di una variabile di tipo int è già 0, dunque l'assegnamento iniziale inserito verrebbe semplicemente ignorato dal compilatore)
- Le istruzioni presenti nelle funzioni `main()` e `doSomething()` vengono inserite nella sezione Text
- Gli stack frame delle funzioni `main()` e `doSomething()` vengono salvati nello Stack.
- In particolare, la variabile `char* c` è un puntatore salvato nello Stack facente riferimento ad una zona dell'Heap di 128 bit, corrispondente quindi a 16 caratteri.

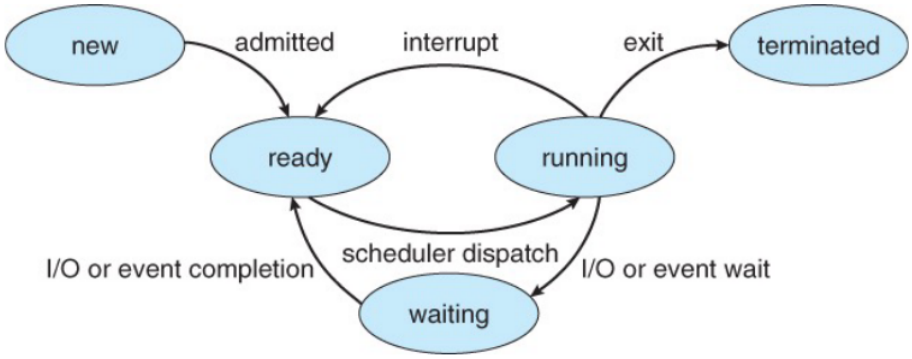


2.1 Stato dei processi e PCB

Definition 5. Stato di un processo

In qualsiasi momento, uno processo può assumere uno dei seguenti stati:

- **New**, ossia il processo è appena stato avviato
- **Ready**, il processo è pronto ad essere eseguito ma è in attesa di essere schedulato nella CPU
- **Running**, le istruzioni del processo stanno venendo eseguite dalla CPU
- **Waiting**, il processo viene sospeso in attesa che una risorsa necessaria sia disponibile o che un evento sia completato o avvenga (ad esempio input da tastiera, accesso al disco, ...)
- **Terminated**, il processo ha completato la sua esecuzione e l'OS può eliminarlo



Observation 2

La maggior parte delle syscalls è **bloccante**:

- Dal lato **user space**, il processo chiamante non può svolgere operazioni finché la syscall termina la richiesta
- Dal lato **kernel space**, l'OS imposta il processo corrente nello stato waiting e schedula il primo processo in stato di ready presente nella **state queue**
- Una volta che la syscall termina, il precedente processo bloccato passa in stato di ready, rimanendo in attesa di essere schedulato nuovamente

NB: solo il processo che ha effettuato la chiamata viene bloccato, non l'intero sistema operativo

Definition 6. Process Control Block (PCB)

Il **Process Control Block (PCB)** è la struttura dati principale utilizzata dall'OS per tenere traccia dello stato e della posizione in memoria di un processo. All'avvio di un processo, l'OS alloca un nuovo PCB, aggiungendolo alla state queue, per poi de-allocarlo una volta che il processo associato è terminato.

Ogni PCB è composto da:

- **Process state**, contenente lo stato del processo
- **Process number**, contenente un'identificatore univoco per il processo
- **Program counter, Stack Pointer e registri vari** relativi al processo in esecuzione
- **Informazioni per lo scheduling**, contenente l'indice di priorità e il puntatore alla state queue
- **Informazioni per la gestione della memoria e contabilità**, contenenti le page table relative al processo e il tempo in user e kernel mode del processo
- **Status I/O**, contenente la lista dei file aperti dal processo

2.2 Creazione dei processi

Definition 7. Processo padre e figlio

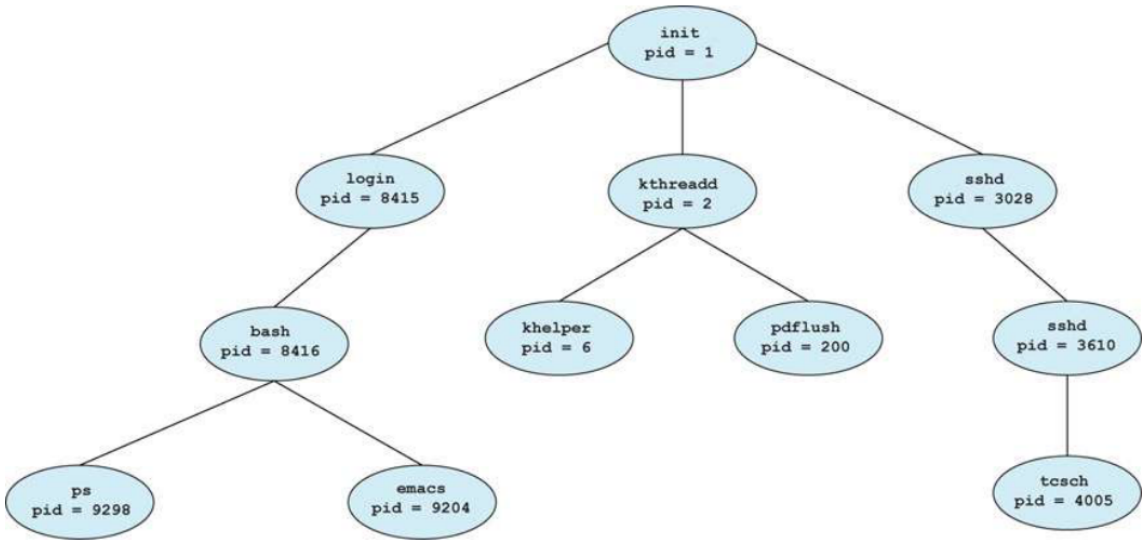
Un processo può creare altri processi tramite specifiche syscalls. Il processo creatore viene detto **processo padre**, mentre il processo creato viene detto **processo figlio**.

Ad ogni processo è associato un **process identifier (PID)**, che lo identifica univocamente, ed un **parent process identifier (PPID)**, che identifica univocamente il suo processo padre.

Definition 8. Processo `sched` e `init`

In un tipico sistema UNIX, il processo scheduler è chiamato **`sched`** e il suo PID è 0. La prima operazione eseguita dal processo `sched` all'avvio del sistema operativo è avviare il processo **`init`**, avente PID pari a 1. Il processo `init` si occupa di avviare tutti i **processi daemon**, ossia processi eseguiti in background, e i processi relativi ai login degli utenti, diventando quindi l'antenato di tutti i processi che verranno avviati in seguito.

Esempio:



Method 1. Fork e Spawn

Per poter creare i processi figli relativi ad un parente vengono utilizzate due syscall:

- **`fork()`**, dove il figlio creato è una copia esatta del padre, condividendo con esso le stesse risorse ed ognuno avente il proprio PCB
- **`exec()`**, dove il figlio creato è un processo legato ad un programma diverso da quello del padre e avente uno spazio d'indirizzamento diverso, dunque con istruzioni e dati diversi dal padre

Poiché utilizzando la syscall `fork()` i due processi condividono lo stesso codice e le stesse risorse, nel processo **padre** essa **ritornerà un PID maggiore di 0**, corrispondente al PID effettivo del figlio, mentre nel processo **figlio**, essa **ritornerà 0 come PID**, corrispondente al PID di `sched`

Una volta creato un processo figlio, il processo padre ha due opzioni:

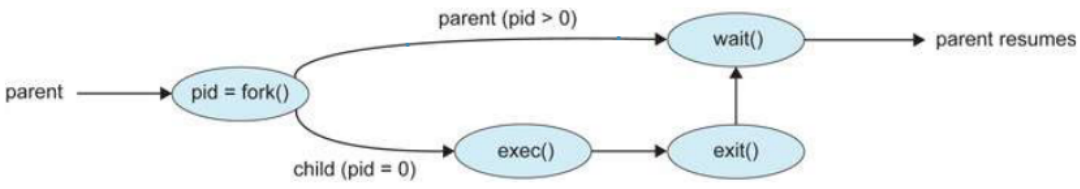
- Attendere che il processo figlio termini l'esecuzione utilizzando la syscall **`wait()`**
- Continuare la sua esecuzione in parallelo con il figlio senza essere bloccato

Esempi:

1. • Consideriamo il seguente codice:

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

int main(){
    pid_t pid;

    /* fork a child process */
    pid = fork();

    if (pid < 0) {
    /* if the returned PID is < 0, an error occurred */

        fprintf(stderr, "Fork Failed");
        exit(-1);
    }
    else if (pid == 0) {
    /* execute child process code */

        execlp("/bin/ls", "ls", NULL);
    }
    else {
    /* execute parent process code */

        ...

        /* wait for child to terminate */
        wait(NULL)
        printf("Child terminated");

        exit(0);
    }
}
```

• L'albero decisionale del programma si sviluppa come tale:



2. • Consideriamo il seguente codice:

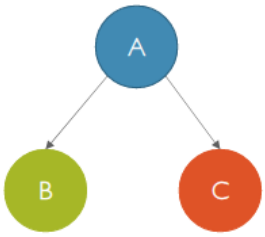
```
int pid = fork();

if(pid == 0) {      // A's child (B)
    pid = fork();

    if(pid == 0) {      // B's child (C)
        ...
        execlp(...);
    }
    else { // B
        ...
    }
}
else { // A
    ...
}
```

• La gerarchia dei processi generata corrisponde a:

3. • Consideriamo il seguente codice:

```
int pid = fork();

if(pid == 0) {      // A's child (B)
    ...
    execlp(...);
}
else { // A
    pid = fork();

    if(pid == 0) {      // A's child (C)
        ...
        execlp(...);
    }
}
```

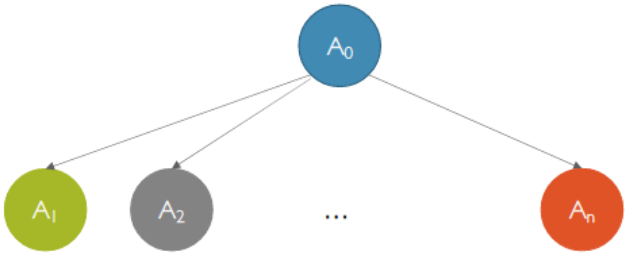
- La gerarchia dei processi generata corrisponde a:



4. • Consideriamo il seguente codice:

```
for(int i=0;i<n;i++) {
    if(fork() == 0) {       // A0's child
        ...
        execlp(...);
    }
}

// back in the parent A0
// wait for all children to terminate
for(int i=0;i<n;i++) {
    wait(NULL);
}
```

- La gerarchia dei processi generata corrisponde a:



2.3 Terminazione dei processi

Ogni processo può richiedere la sua **terminazione immediata** eseguendo la syscall **`exit()`**, la quale, tipicamente, ritorna un intero. L'intero ritornato viene passato al processo padre nel caso in cui esso stia eseguendo la syscall `wait()`.

I processi possono anche essere terminati immediatamente dal sistema operativo stesso, ad esempio nel caso in cui sia necessario liberare risorse o nel caso in cui venga eseguito un comando **`kill`**. Inoltre, un padre potrebbe uccidere un suo figlio se il compito ad esso assegnato non è più necessario.

Quando un processo termina, tutte le sue **risorse** di sistema vengono **liberate** (i dati vengono de-allocate, i file aperti vengono chiusi, ...) e viene ritornato lo **stato di processo terminato**, il **tempo di esecuzione** e un **codice di esito dell'esecuzione** (solitamente, viene ritornato 0 se l'esecuzione viene completata senza problemi, altrimenti viene ritornato un valore diverso da 0), i quali verranno passati al processo padre nel caso in cui esso stia eseguendo la syscall `wait()`

Definition 9. Processo orfano e processo zombie

Se un processo padre esegue la syscall `exit()` e un suo figlio non è ancora terminato, quest'ultimo viene detto **processo orfano**, venendo solitamente ereditati da `init`, il quale poi si occuperà di ucciderli tramite `kill`.

Se invece un processo figlio tenta di terminare ma il suo processo padre non sta eseguendo la syscall `wait()`, allora tale processo viene detto **processo zombie**, il quale eventualmente verrà ereditato da `init` per poi essere ucciso.

2.4 Scheduling dei processi

Definition 10. Process State Queue

Per poter gestire tutti i PCB dei vari processi attivi, il sistema operativo è dotato di **queue**, ossia code all'interno delle quali essi vengono inseriti. In particolare, vengono utilizzate **5 code per gestire gli stati dei processi** (una per ogni stato) e **una coda per ogni dispositivo I/O**.

Quando l'OS modifica lo stato di un processo, il PCB associato viene spostato da una coda all'altra, a seconda delle politiche di gestione dell'OS stesso.

La quantità di PCB che possono essere inseriti all'interno della **running queue** è strettamente legato al numero di core utilizzabili dall'OS, mentre per tutte le altre queue non vi è alcuna restrizione.

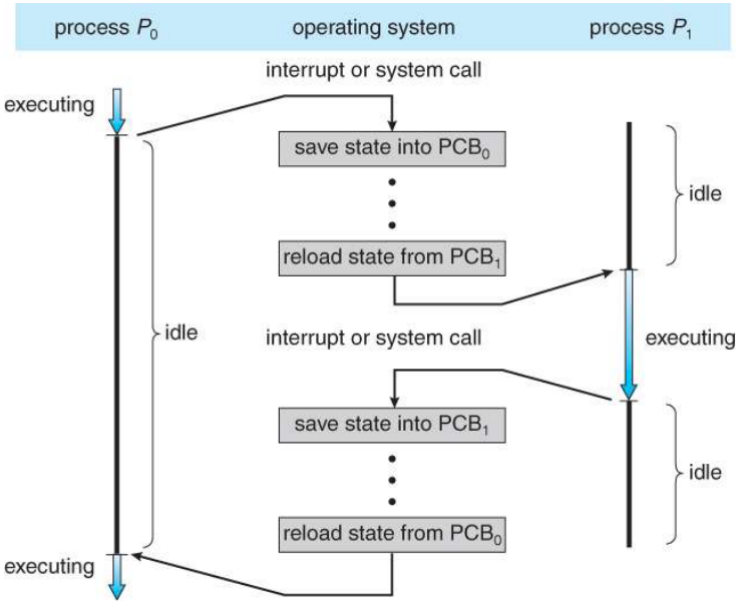
Definition 11. Context Switch

Il **context switch** è la procedura utilizzata dalla CPU per sospendere il processo attualmente in esecuzione per poter eseguirne un altro in stato di ready.

Il context switch viene eseguito **quando viene attivata una trap di sistema**, dunque quando viene eseguita una syscall, viene gestita un'eccezione o eseguito un interrupt hardware, oppure una volta **superato il time slice**, ossia la massima quantità di tempo attesa dalla CPU prima di eseguire un context switch.

Poiché per passare da un processo all'altro è necessario salvare lo stato attuale del processo nel suo PCB per poi caricare lo stato salvato nel PCB del processo da eseguire, l'operazione di context switch risulta essere un'operazione molto **costosa**.

Un time slice minore implica una reattività massimizzata, sottraendo tuttavia tempo all'esecuzione dei processi per via del tempo impiegato per completare un context switch, richiedendo quindi un **compromesso** tra i due



2.5 Comunicazione tra processi

Definition 12. Processi indipendenti e cooperanti

Un processo può essere **indipendente**, ossia ininfluente e non influenzato da altri processi, oppure **cooperante**, ossia influente o influenzato da altri al fine di svolgere un compito comune.

I processi cooperanti possono comunicare tra loro tramite una zona di **memoria condivisa** oppure tramite lo **scambio di messaggi**.

- **Memoria condivisa**
  - Più veloce una volta inizializzata, poiché non richiede syscall
  - Più complessa da inizializzare e da usare tra processi distribuiti su più computer
  - Preferibile per lo scambio di grosse quantità di informazioni tra processi sullo stesso computer
  - La memoria da condividere è inizialmente all'interno dell'address space di un particolare processo, richiedendo di eseguire alcune syscall per poter rendere accessibile la memoria ad altri processi, i quali eseguiranno delle syscall per poter connettere tale memoria condivisa al loro spazio
- **Scambio di messaggi**
  - Più lento poiché richiedente una syscall per ogni scambio
  - Più semplice da inizializzare e da usare tra processi su più computer
  - Preferibile quando la quantità e la frequenza delle informazioni da trasferire sono basse o quando più computer sono coinvolti
  - Affinché sia utilizzabile, è necessario che l'OS sia provvisto di syscall per poter permettere ai processi di scambiare e ricevere messaggi, richiedendo che venga preventivamente stabilito un canale di comunicazione tra i due processi cooperanti

Nello scambio di messaggi è necessario:

- Scegliere l'utilizzo di una **comunicazione diretta**, dove il mittente deve sapere preventivamente il nome del processo destinatario, il quale a sua volta necessita di sapere il nome del mittente, oppure una **comunicazione indiretta**, tramite l'uso di mailbox o porte
- Scegliere se utilizzare o meno una queue per i messaggi:
  - **Zero capacity**, dove i messaggi non possono essere salvati in una queue, dunque il mittente rimane bloccato finché il destinatario non riceve il messaggio
  - **Bounded capacity**, dove vi è una queue di capienza predefinita, permettendo ai mittenti di non bloccarsi a meno che la queue non sia piena
  - **Unbounded capacity**, dove la queue ha *teoricamente* capienza infinita, implicando che i mittenti non debbano mai bloccarsi

2.6 Scheduler della CPU

Definition 13. CPU burst e I/O burst

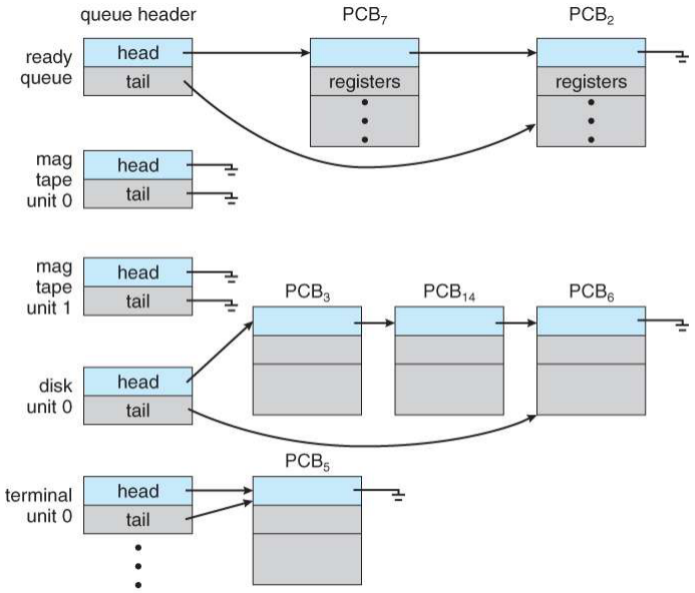
Definiamo come **CPU burst** lo stato in cui un processo è eseguito dalla CPU, mentre definiamo come **I/O burst** lo stato in cui un processo è in attesa che i dati vengano trasferiti dentro o fuori dal sistema.

In generale, ogni processo alterna costantemente tra CPU burst e I/O burst.

Definition 14. Scheduler della CPU

Lo **scheduler della CPU** è un processo che, a seconda di una policy di scheduling stabilita, si occupa di selezionare un processo dalla ready queue da eseguire in ogni momento in cui la CPU è inattiva.

La struttura dati utilizzata per la ready queue e l'algoritmo usato per selezionare il processo successivo è basato su una queue FIFO (the First In is the First Out)



Le **decisioni di scheduling** della CPU vengono prese in una delle seguenti **quattro condizioni**:

1. Quando un processo passa **dal running state al waiting state** (ad esempio quando viene effettuata una richiesta I/O oppure viene invocata la syscall `wait())`
2. Quando un processo passa **dal running state al ready state** (ad esempio in risposta ad un interrupt)
3. Quando un processo passa **dal waiting state al ready state** (ad esempio quando viene completata una richiesta I/O oppure viene terminata una syscall `wait())`
4. Quando un processo viene **creato** o **terminato**

Definition 15. Scheduling Preemptive e Non-Preemptive

Uno scheduling viene detto **non-preventivo (non-preemptive)** se lo scheduler non ha alcuna scelta se non il selezionare un nuovo processo (condizioni 1 e 4). Una volta che un processo viene avviato, esso continua ad essere eseguito finché esso non decide volontariamente di bloccarsi oppure finché esso non termina.

Uno scheduling viene detto **preventivo (preemptive)** se lo scheduler deve scegliere se continuare ad eseguire il processo attuale oppure selezionarne uno nuovo (condizioni 2 e 3)

Lo scheduling preemptive potrebbe causare **problematiche** nel caso in cui esso avvenga mentre il kernel è occupato ad effettuare una syscall (ad esempio l'aggiornamento di strutture dati critiche per il kernel) o nel caso in cui due processi condividono dati (uno dei due potrebbe essere interrotto nel mezzo dell'aggiornamento di una struttura dati condivisa tra i due).

Le contromisure applicabili per prevenire tali problematiche sono:

- Far aspettare il processo finché la syscall del kernel non viene completata o bloccata prima di procedere con lo scheduling
- Disabilitare gli interrupt prima di entrare nella sezione di codice critica, per poi riabilitarle subito dopo.

Definition 16. Dispatcher

Il **dispatcher** corrisponde al modulo che cede il controllo della CPU al processo selezionato dallo scheduler. Le sue funzioni includono l'esecuzione del **context switch**, l'esecuzione del **passaggio alla user mode** e il saltare alla posizione corretta nel programma appena caricato. Il tempo impiegato dal dispatcher viene detto **dispatch latency**.

Definition 17. Tempistiche dello scheduling

- **Arrival time**: l'istante di arrivo del processo nella ready queue
- **Start time**: l'istante in cui la CPU esegue la prima istruzione di un processo
- **Completion time**: l'istante in cui il processo completa la sua esecuzione
- **Burst time**: il tempo richiesto da un processo per l'esecuzione della CPU
- **Tournaround time**: il tempo trascorso tra il completion time e l'arrival time ($T_{tournaround} = T_{completion} - T_{arrival}$)
- **Waiting time**: la differenza di tempo tra il turnaround time e il burst time ($T_{waiting} = T_{turnaround} - T_{burst}$)

Attenzione: il tempo di attesa per l'I/O non viene considerato, poiché i processi in waiting state non sono sotto il controllo dello scheduler della CPU

Durante la scelta dell'algoritmo di scheduling è necessario considerare più criteri, in particolare:

- La **massimizzazione dell'utilizzo della CPU**, ossia la percentuale di tempo in cui la CPU è occupata (idealmente 100%, su sistemi concreti è sufficiente che sia tra il 40% e il 90%)
- La **massimizzazione del throughput**, ossia il numero di processi completati in una determinata unità di tempo
- La **minimizzazione del tournaround time**
- La **minimizzazione del waiting time**
- La **minimizzazione del response time**, ossia il tempo impiegato dall'emissione del comando all'inizio della risposta alla richiesta, principalmente per processi interattivi

Tipica dei **sistemi interattivi** è una politica di scheduling portata alla minimizzazione del response time medio, minimizzazione del response time massimo e minimizzazione della varianza del response time.

Tipica dei **sistemi batch**, invece, è una politica di scheduling portata alla maassimizzazione del throughput e alla minimizzazione del waiting time.

Observation 3

Per le politiche di scheduling assumiamo che:

- Vi è un singolo processo per utente
- I processi sono indipendenti tra di loro, dunque non vi è comunicazione
- Ogni processo è costituito da un singolo thread

2.6.1 First Come First Served (FCFS)

Method 2. First Come First Served (FCFS)

L'algoritmo di **First Come First Served (FCFS)** è un algoritmo di scheduling **non-preemptive** dove, appena creati, i processi vengono inseriti in una quueue FIFO e lo scheduler esegue il primo processo della queue fino al suo completamento, per poi procedere con il processo successivo.

Lo scheduler prende il controllo della CPU solo nel caso in cui il processo in esecuzione richieda un'operazione di I/O oppure termina la sua esecuzione.

- **Pro dell'algoritmo**:
  - Estremamente semplice
- **Contro dell'algoritmo**:
  - Un processo potrebbe essere eseguito indefinitamente (ad esempio finché esso non si blocca)
  - Il waiting time medio è molto variabile poiché processi con pochi CPU burst potrebbero essere in coda dopo processi con molti CPU burst
  - Può crearsi un **effetto convoglio**, dovuto alla sovrapposizione tra CPU e I/O poiché i processi strettamente legati alla CPU forzeranno i processi strettamente legati all'I/O ad aspettare

Esempi:

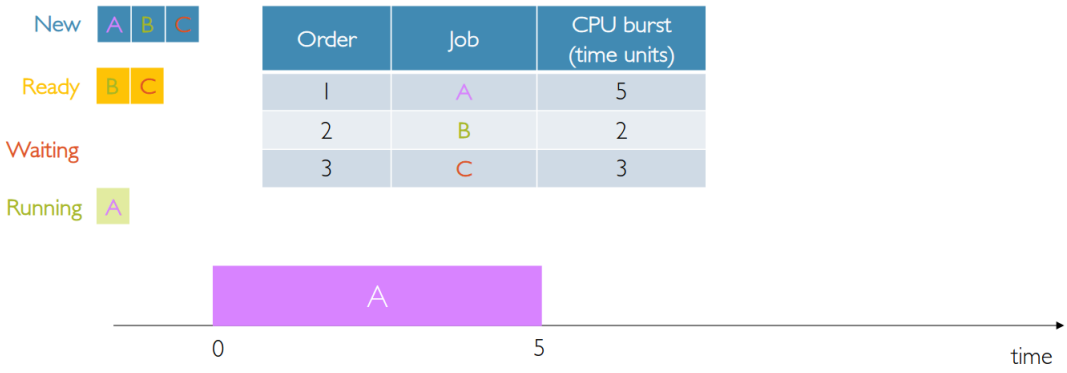
1. - Consideriamo la seguente coda di processi:

Order	Job	CPU burst (time units)
1	A	5
2	B	2
3	C	3

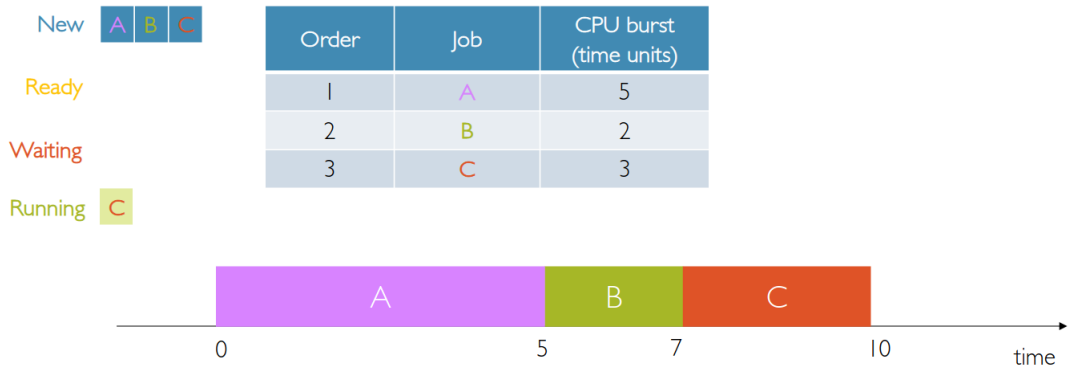
   - I processi vengono creati allo stesso istante, dunque l'**arrival time** per tutti i processi è l'istante 0. Successivamente, tutti e tre i processi vengono messi nella ready queue

Order	Job	CPU burst (time units)
1	A	5
2	B	2
3	C	3

- Di seguito, lo scheduling FCFS seleziona il primo processo della ready queue, ossia il processo A, spostandolo in stato di ready e completando la sua esecuzione



- Una volta terminato il processo A, lo scheduler ripeterà le stesse operazioni fino a che tutti i processi non saranno terminati



- Una volta terminati tutti i processi, calcoliamo il waiting time medio:
  - Per il processo A si ha:

$$T_{waiting} = T_{tournaround} - T_{burst} = T_{completion} - T_{arrival} - T_{burst} = 5 - 0 - 5 = 0$$

  - Per il processo B si ha:

$$T_{waiting} = T_{tournaround} - T_{burst} = T_{completion} - T_{arrival} - T_{burst} = 7 - 0 - 2 = 5$$

  - Per il processo C si ha:

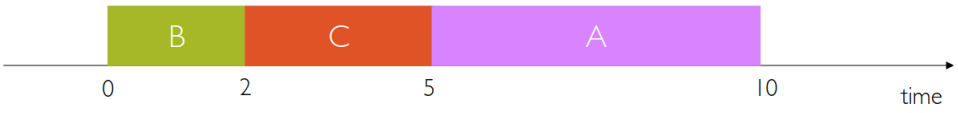
$$T_{waiting} = T_{tournaround} - T_{burst} = T_{completion} - T_{arrival} - T_{burst} = 10 - 0 - 3 = 7$$

  - Il waiting time medio, quindi, sarà:

$$\overline{T}_{waiting} = \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n} T_i^{waiting} = \frac{0 + 5 + 7}{3} = 4$$

2. • Nel seguente scenario, utilizzando sempre uno scheduling FCFS, si ha:

Order	Job	CPU burst (time units)
1	B	2
2	C	3
3	A	5



• Il waiting time medio, quindi, sarà:

$$\overline{T}_{waiting} = \frac{1}{n}\sum_{i=0}^{n} T_i^{waiting} = \frac{5+0+2}{3} \approx 2.3$$

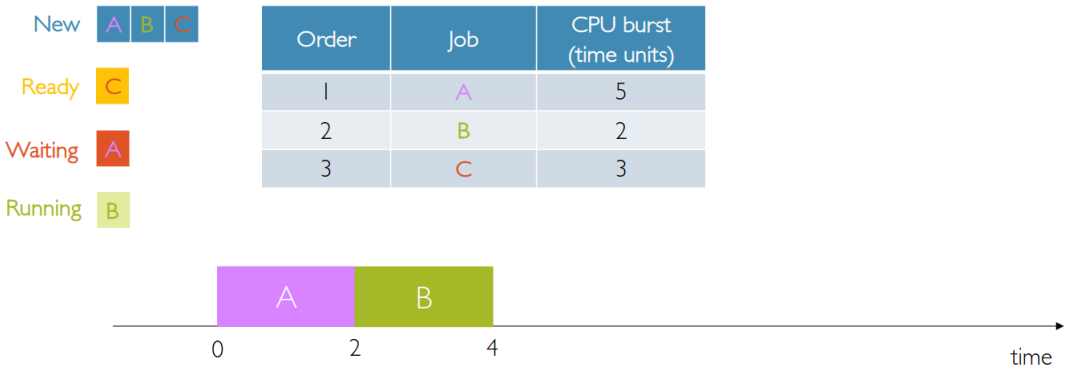
3. • Consideriamo il seguente scenario:

Order	Job	CPU burst (time units)
1	A	5
2	B	2
3	C	3

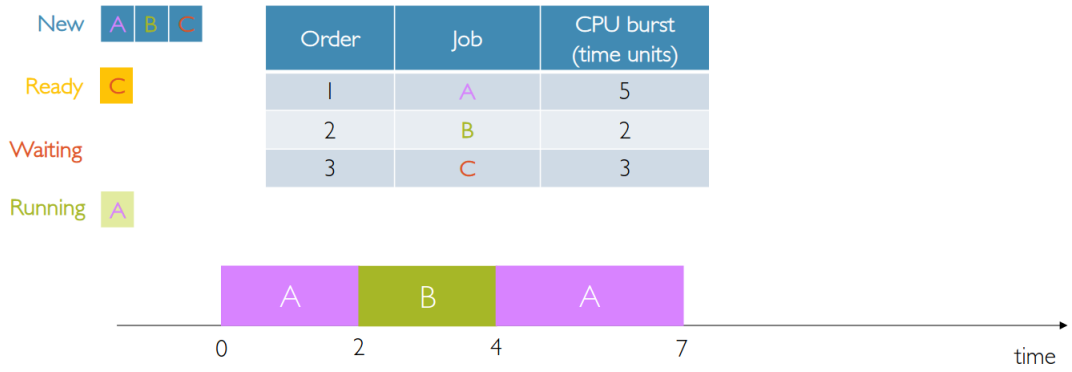
• Supponiamo che dopo 2 unità temporali il processo A esegua una richiesta I/O, entrando quindi in stato di waiting

Order	Job	CPU burst (time units)
1	A	5
2	B	2
3	C	3

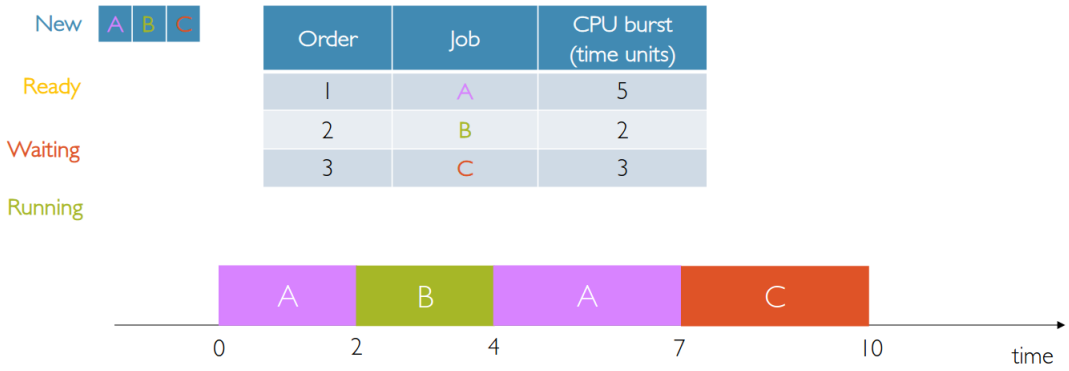
- Una volta entrato in stato di waiting, lo scheduler selezionerà il processo seguente nella coda, ossia il processo B, portandolo a termine



- Una volta terminata l'esecuzione del processo B, il processo A verrà selezionato per riprendere l'esecuzione. ***Attenzione:*** viene selezionato il processo A e non il processo C poiché l'algoritmo FCFS utilizza una queue basata sull'ordine di creazione dei processi, dunque sul loro arrival time



- Infine, il waiting time medio sarà:



$$\overline{T}_{waiting} = \frac{1}{n}\sum_{i=0}^{n} T_i^{waiting} = \frac{2+2+7}{3} \approx 3.7$$

2.6.2 Round Robin (RR)

Method 3. Round Robin (RR)

L'algoritmo di **Round Robin (RR)** è un algoritmo di scheduling **preemptive** simile al FCFS, con l'aggiunta di un timer che funga da limite al CPU burst dei processi, detto **time slice (o time quantum)**:

- Ogni volta che un processo prende controllo della CPU, il timer del time slice viene avviato
- Se il processo termina prima che il time slice esaurisca, allora lo scheduler si comporterà come un normale algoritmo FCFS
- Se il time slice esaurisce prima che il processo termini, allora lo scheduler sposterà il processo in esecuzione alla fine della ready queue

Per via della natura del RR, la ready queue viene gestita come una **coda circolare**, distribuendo il tempo di utilizzo della CPU equamente tra tutti i processi.

L'efficacia del RR risulta essere strettamente **sensibile** al time slice scelto: un timer troppo ampio rischia di far degenerare un RR in un FCFS, mentre un timer troppo stretto rischia di generare un elevato numero di context switch, diminuendo l'uso effettivo della CPU.

Observation 4

Il limite superiore per lo **start time** di un processo in una coda di n processi utilizzando uno scheduler RR corrisponde a:

$$sup\{T_i^{start}\} = \delta \cdot (i-1)$$

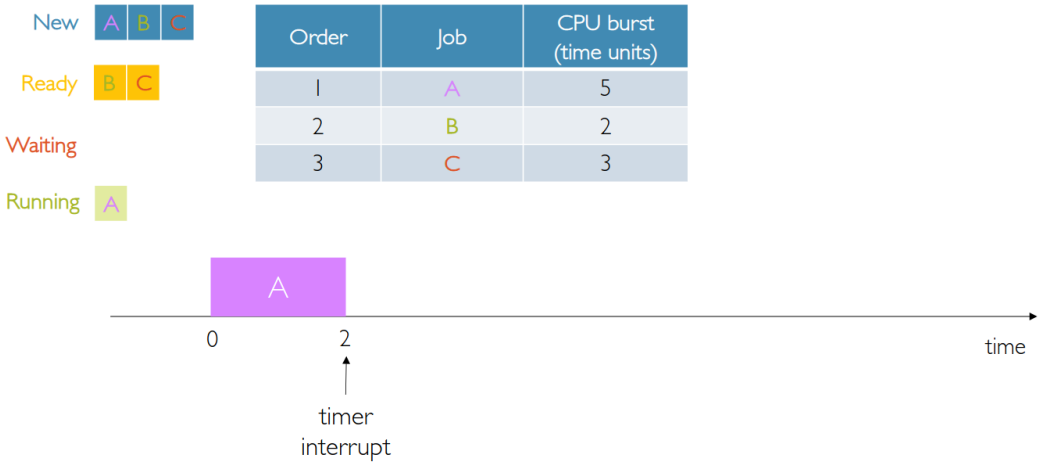
dove $i \in [1, n]$ e dove δ è il time slice

Esempio:

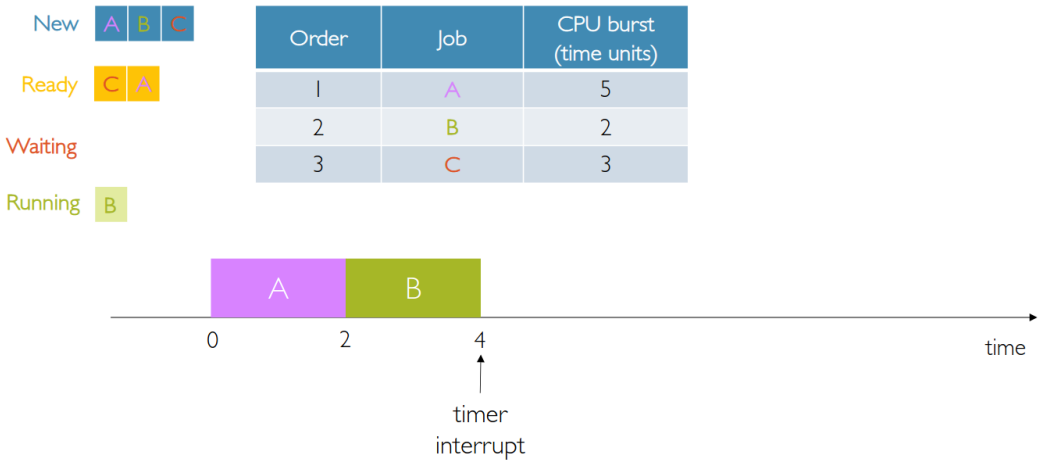
- Consideriamo la seguente coda dei processi utilizzando un algoritmo RR con un time slice di 2 e un context switch trascurabile:

Order	Job	CPU burst (time units)
1	A	5
2	B	2
3	C	3

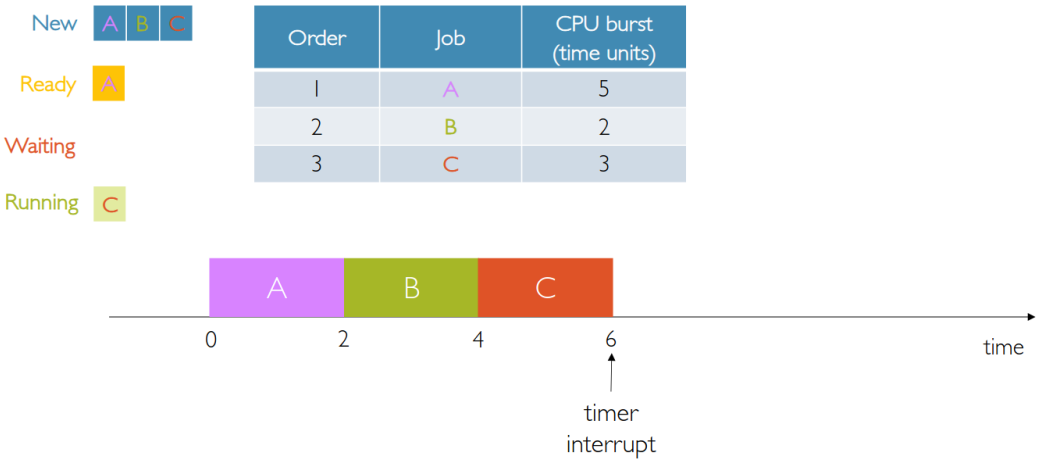
- Il primo processo a prendere il controllo della CPU è il processo A, venendo bloccato ed aggiunto alla ready queue dopo 2 unità temporali per via del time slice



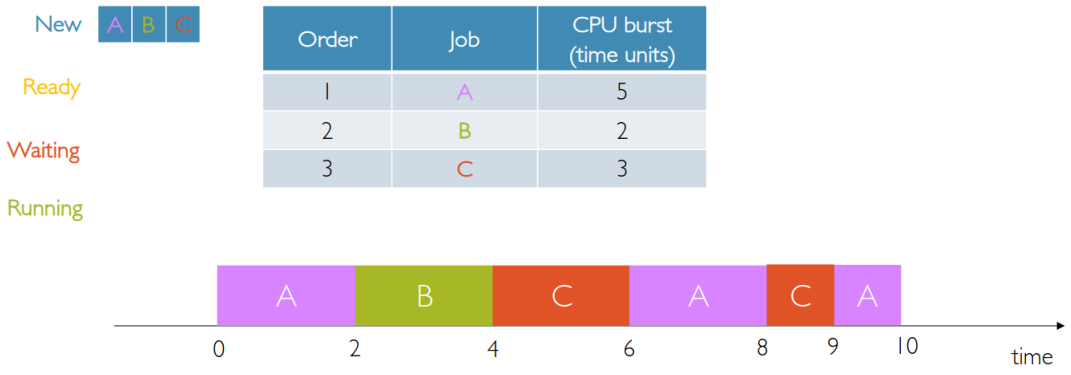
- Successivamente, il processo B prende controllo della CPU, venendo anch'esso bloccato dopo 2 unità temporali. In questo caso, tuttavia, il processo B non verrà aggiunto alla fine della ready queue poiché la sua esecuzione è terminata



- Di seguito, il processo C prenderà il controllo, venendo bloccato dopo 2 tempi



- Infine, vengono eseguiti i processi A e C finché essi non verranno completati



- Il waiting time medio, quindi, sarà:

$$\overline{T}_{waiting} = \frac{1}{n}\sum_{i=0}^{n} T_i^{waiting} = \frac{5+2+6}{3} \approx 4.3$$

Observation 5. FCFS vs RR

Confrontando il tournaround time e il waiting time medio tra uno scheduler FCFS e uno scheduler RR, il primo sembra essere a primo occhio più performante del secondo.

Tuttavia, considerando la varianza tra i waiting time di ogni processo, notiamo come il RR risulta essere **più equo**, fornendo ad ogni processo la stessa quantità di tempo di utilizzo della CPU.

Esempio:

		turnaround time		waiting time	
Job	CPU burst	FCFS	RR	FCFS	RR
A	100	100	496	0	396
B	100	200	497	100	397
C	100	300	498	200	398
D	100	400	499	300	399
E	100	500	500	400	400
Avg.		300	498	200	398