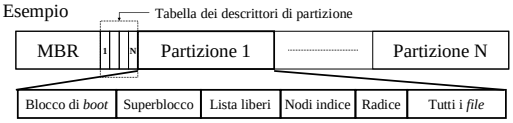
Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione del file system – 1

- I *file system* (FS) sono memorizzati su disco
  - I dischi possono essere partizionati
  - Ogni partizione può contenere un FS distinto
- Il settore 0 del disco contiene le informazioni di inizializzazione del sistema (*Master Boot Record*)
  - L'inizializzazione è eseguita dal BIOS
  - L'MBR contiene (in 512 B) una descrizione delle partizioni che identifica quella attiva
  - Il primo blocco di informazione di ogni partizione contiene le sue specifiche informazioni di inizializzazione (*boot block*)

Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione del file system – 2

- I dischi vengono letti e scritti a **blocchi** di ampiezza fissa (*cluster* per Microsoft!)
  - Rischio di frammentazione interna
  - Unità informativa su disco è il **settore**
  - 1 blocco = N settori (N ≥ 1)
- Struttura di partizione è specifica del FS

Esempio



Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione dei file – 1

- A livello fisico, un *file* è un insieme di blocchi di disco
  - Occorre decidere quali blocchi assegnare a quale *file* e come tenerne traccia
- 3 strategie di allocazione di blocchi a *file*
  - Allocazione contigua
  - Allocazione a lista concatenata (*linked list*)
  - Allocazione a lista indicizzata

Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione dei file – 2

- **Allocazione contigua**
  - Memorizzazione dei *file* su blocchi consecutivi
  - Ogni *file* è descritto dall'indirizzo del suo primo blocco e dal numero di blocchi utilizzati
  - Consente sia accesso sequenziale che diretto
  - Può essere letto e scritto con un solo accesso al disco
    - Ideale per CD-ROM e DVD
  - Ogni modifica di *file* induce frammentazione esterna
    - Ricompattazione periodica molto costosa
    - L'alternativa richiede l'utilizzo dei gruppi di blocchi liberi
      - Mantenere la lista dei blocchi liberi e la loro dimensione
        - Possibile ma oneroso
      - Conoscere in anticipo la dimensione massima dei nuovi *file*
        - Rischioso

Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione dei file – 3

- **Allocazione a lista concatenata**
  - *File* come lista concatenata di blocchi
  - *File* identificato dal puntatore al suo primo blocco
    - Per alcuni S/O, anche dal puntatore all'ultimo blocco del *file*
  - Ciascun blocco di *file* deve contenere il puntatore al blocco successivo (o fine lista)
    - Questo sottrae spazio ai dati
  - L'accesso sequenziale resta semplice ma può richiedere molte operazioni su disco
    - Accesso diretto molto più complesso ed oneroso
  - Un solo blocco guasto corrompe l'intero *file*

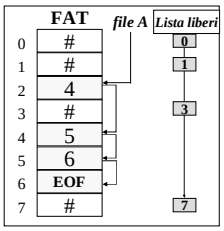
Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione dei file – 4

- **Allocazione a lista indicizzata**
  - Si pongono i puntatori ai blocchi in strutture apposite
    - Ciascun blocco contiene solo dati
  - *File* descritto dall'insieme dei suoi puntatori
  - 2 strategie di organizzazione
    - Forma tabulare (**FAT**, *File Allocation Table*)
    - Forma indicizzata (nodo indice, *i-node*)
  - Non causa frammentazione esterna
  - Consente accesso sequenziale e diretto
  - Non richiede di conoscere preventivamente la dimensione massima di ogni nuovo *file*

Modelli e problematiche di *file system*
Allocazione a lista indicizzata – 1

- ***File Allocation Table*** *(MS-DOS → Windows)*

- Tabella ordinata di puntatori
  - Un puntatore ∀ blocco (*cluster*) del disco
  - La tabella cresce al crescere della capienza del disco
- La parte di FAT relativa ai *file* in uso deve risiedere in RAM
- Consente accesso diretto
- Un *file* è una catena di indici



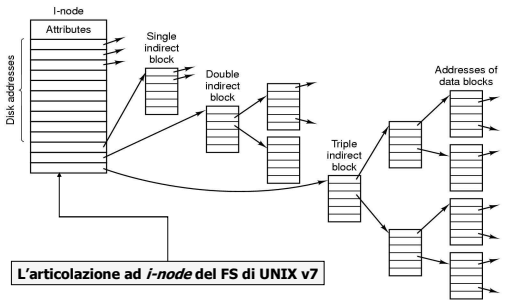
Modelli e problematiche di *file system*
Allocazione a lista indicizzata – 2

- **Nodi indice** (UNIX → GNU/Linux) 1/2
  - Una struttura indice (*i-node*) ∀ *file* con gli attributi del *file* e i puntatori ai suoi blocchi
    - L'*i-node* è contenuto in un blocco dedicato
  - In RAM una tabella di *i-node* per i soli *file* in uso
    - La dimensione massima di tabella dipende dal massimo numeri di *file* apribili simultaneamente
      - Mai più dalla capacità del disco!
  - Un *i-node* contiene un numero limitato di puntatori a blocchi
    - Quale soluzione per *file* composti da un numero maggiore di blocchi?

Modelli e problematiche di *file system*
Allocazione a lista indicizzata – 3

- **Nodi indice** (UNIX → GNU/Linux) 2/2
  - *File* di piccola dimensione
    - Gli indirizzi dei blocchi dei dati sono ampiamente contenuti in un singolo *i-node* (frammentazione interna)
  - *File* di media dimensione
    - Un campo dell'*i-node* punta ad un nuovo blocco *i-node*
  - *File* di grandi dimensioni
    - Un campo dell'*i-node* principale punta ad un livello di blocchi *i-node* intermedi, che a loro volta puntano ai blocchi dei dati
  - Per *file* di dimensioni ancora maggior basta aggiungere un ulteriore livello di indirezione

Modelli e problematiche di *file system*
Allocazione a lista indicizzata – 4



Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione dei file – 5

- **Gestione dei *file* condivisi**
  - Come preservarne la consistenza senza costi eccessivi
    - Non porre i blocchi dei dati nella *directory* di residenza del *file*
    - ∀ *file* condiviso porre nella *directory* remota un *symbolic link* verso il *file* originale
      - Esiste così 1 solo descrittore (*i-node*) del *file* originale
      - L'accesso condiviso avviene tramite cammino sul FS
    - Altrimenti si può porre nella *directory* remota il puntatore diretto (*hard link*) al descrittore (*i-node*) del *file* originale
      - Più possessori di descrittori dello stesso *file* condiviso
      - Un solo proprietario effettivo del *file* condiviso
      - Il *file* condiviso non può più essere distrutto fin quando esistano suoi descrittori remoti anche se il suo proprietario avesse inteso cancellarlo

Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione dei file – 6

- **Gestione dei blocchi liberi**
  - Vettore di *bit* (*bitmap*) dove ogni *bit* indica lo stato del corrispondente blocco
    - 0 = libero
    - 1 = occupato
  - Lista concatenata di blocchi sfruttando i campi puntatore al successivo (stile FAT)

Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione delle directory – 1

- La *directory* fornisce informazioni su nome, collocazione e attributi dei *file* in catalogo
  - *File* e *directory* risiedono in aree logiche distinte
- Come minimizzare la complessità della struttura interna di *directory*?
  - [`Nome + attributi`] o [`Nome + puntatore a nodo indice con attributi`] in struttura di lunghezza fissa
  - Frammentazione interna trascurabile per nomi di *file* fino ad 8 caratteri + 3 di estensione
  - Problema più serio con nomi lunghi

Modelli e problematiche di *file system*
Realizzazione delle directory – 2

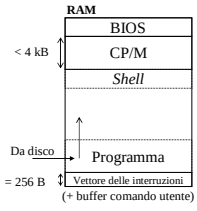
- La ricerca di un *file* correla il nome (stringa ASCII) alle informazioni necessarie all'accesso
  - Nome e *directory* di appartenenza del *file* sono determinati dal percorso indicato dalla richiesta
- La ricerca lineare in *directory* è di realizzazione facile ma di esecuzione onerosa
- La ricerca mediante tabelle *hash* è più complessa ma più veloce
  - F (nome) = posizione in tabella → puntatore al *file*
- Si può anche creare in RAM una *cache* di supporto alla ricerca

Modelli e problematiche di *file system*
Esempi storici di file system – 1

- CP/M (1973-1981)
- MS-DOS & Windows 95 (1981 → 1997)
- Windows 98 (1998-1999)
- UNIX v7 (1979)

Modelli e problematiche di *file system*
Esempi storici di file system – 2

- CP/M (*Control Program for Microcomputers*)

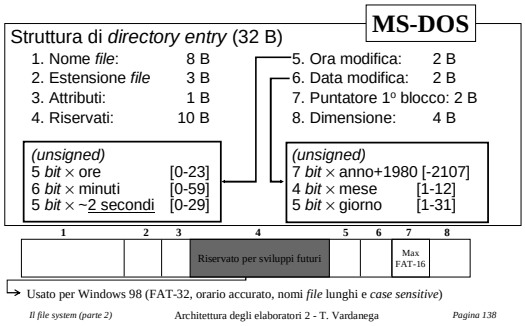


- BIOS minimo (massima portabilità)
- Sistema multiprogrammato
  - Ogni utente vede solo i propri *file*
- *Directory* singola con dati a struttura fissa
  - In RAM solo quando serve
- *Bitmap* in RAM per blocchi di disco liberi
  - Distrutta a fine esecuzione
- Nome *file* limitato a 8 + 3 caratteri
  - Dimensione inizialmente limitata a 16 blocchi da 1 kB
    - Puntati da *directory*

Modelli e problematiche di *file system*
Esempi storici di file system – 3

- **MS-DOS**
  - Non multiprogrammato: ogni utente vede tutto il FS
  - FS gerarchico senza limite di profondità e senza condivisione
    - Fino a 4 partizioni per disco (C: D: E: F:)
  - *Directory* a lunghezza variabile con *entry* di 32 B
    - Nomi di *file* a 8+3 caratteri (normalizzati a maiuscolo)
  - Allocazione *file* a lista (FAT)
    - **FAT-X** per **X** = numero di *bit* per indirizzo di blocco ($12 \le$ **X** <32)
    - Blocchi di dimensione multipla di 512 B (1 settore / *cluster*)
    - **FAT-16** *: File* e partizione limitati a 2 GB
      - 2^{16} = 64k (puntatori a) blocchi di 32 kB ciascuno = 2 GB
    - **FAT-32** : blocchi da 4 – 32 kB e indirizzi da 28 *bit* (!)
      - Perché 2 TB è il limite intrinseco di capacità per partizione
        - 2^{32} settori (*cluster*) da 512 B = $2^2 \cdot 2^{30} \cdot 2^9$ B = 2^{41} B = 2 TB
        - 2^{28} blocchi da **8** kB = $2^8 \cdot 2^{20} \cdot 2^3 \cdot 2^{10}$ B = 2^{41} B = 2 TB

Modelli e problematiche di *file system*
Esempi storici di file system – 4



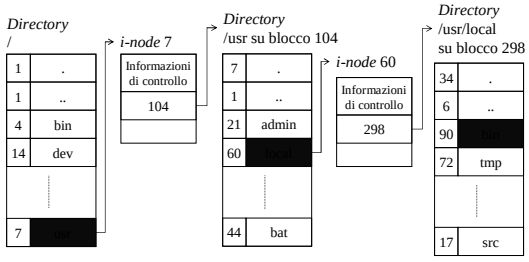
→ Usato per Windows 98 (FAT-32, orario accurato, nomi *file* lunghi e *case sensitive*)

Modelli e problematiche di *file system*
Esempio: Windows 98

Modelli e problematiche di *file system*
Esempi storici di file system – 5

- **UNIX v7** (Ken Thompson & Dennis Ritchie)
  - Struttura ad albero con radice e condivisione di *file* (grafo aciclico)
  - Nomi di *file* fino a 14 caratteri ASCII (escluso /)
  - *Directory* contiene nome *file* e puntatore (2 B) al suo *i-node* descrittore
    - Max 64 k *file* per FS (2^{16} *i-node* distinti)
  - L'*i-node* contiene gli attributi del *file*
    - Incluso il contatore di *directory* che puntano al *file* (via *link*)
      - Se contatore = 0, il nodo ed i blocchi del *file* diventano liberi

Modelli e problematiche di *file system*
Esempio: UNIX v7



Esecuzione del comando "`cd /usr/local/bin/`"

Modelli e problematiche di *file system*
File system su CD-ROM

- **ISO 9660**
  - Supporta fino a 2^{16}-1 dischi partizionabili
  - Dimensione di blocco 2-8 kB
  - *Directory* a struttura variabile internamente ordinate alfabeticamente
  - FS limitato ad 8 livelli di annidamento
- **Rock Ridge**
  - Estensione definita dal mondo UNIX per rappresentare il proprio FS
- **Joliet**
  - Estensione definita da Microsoft per lo stesso motivo

Modelli e problematiche di *file system*
Integrità – 1

- **Gestione dei blocchi danneggiati**
  - Via *hardware*, creando in un settore del disco un elenco di blocchi danneggiati ed i loro sostituti
  - Via *software*, ricorrendo ad un falso *file* che utilizza tutti i blocchi danneggiati
- **Salvataggio del FS**
  - Su nastro, tempi lunghi, anche per incrementi
  - Su disco, con partizione di *back-up* o architettura RAID (*Redundant Array of Inexpensive Disks)*

Modelli e problematiche di *file system*
Integrità – 2

- **Consistenza del FS**
  - Un *file* viene aperto, modificato e poi salvato
    Se il sistema cade tra la modifica ed il salvataggio, il *file* risulta essere inconsistente
  - *Consistenza dei blocchi* (come per i *file*)
    2 liste di blocchi con un contatore ∀ blocco:
    lista dei blocchi in uso dei *file* e lista dei blocchi liberi
    - *Consistenza*: ciascun blocco appartiene ad una ed una sola lista
    - *Perdita*: il blocco non appartiene ad alcuna lista
    - *Duplicazione*: il contatore del blocco è >1 in una delle due liste

Modelli e problematiche di *file system*
Prestazioni

- Per ridurre la frequenza di accesso ai dischi, una porzione di memoria principale viene usata come *cache* di (alcune migliaia di) blocchi
  - Accesso ai blocchi mediante ricerca *hash*
  - Gestione richiede specifica politica di rimpiazzo blocchi
- Come assicurare la consistenza dei dati su disco
  - MS-DOS : blocchi modificati copiati immediatamente su disco (*write through*)
    - Alto costo ma consistenza sicura (specie con dischi rimovibili)
  - UNIX → GNU/Linux : un processo periodico opera l'aggiornamento (`sync`) dei blocchi su disco
    - Basso costo e basso rischio con dischi fissi affidabili