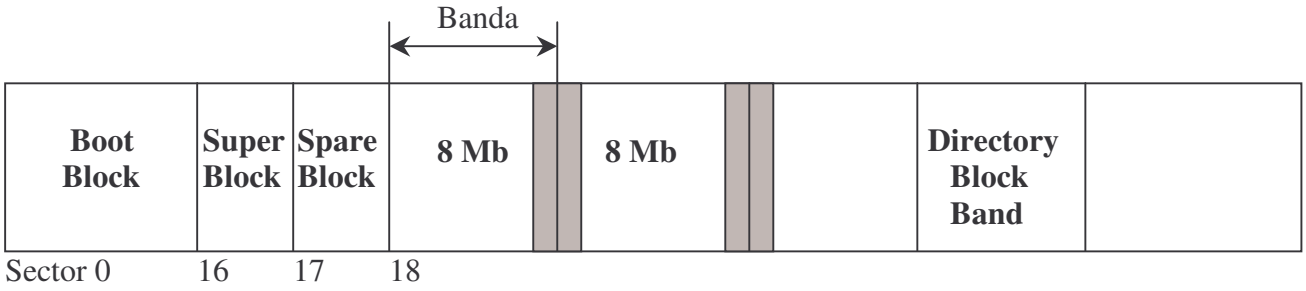
HPFS (OS/2)

HPFS se diseño para suplir las falencias de FAT. Es el file system de OS/2
Logra una excelente velocidad gracias al uso de técnicas de read ahead , write behind y caché inteligente.
Está diseñado para ser tolerante a fallas.

Estructura de un volumen HPFS



Boot Block

- ID del volumen (32 bit)
- Programa de bootstrap: Es bastante complejo, permite acceder en modo protegido al file system y leer los archivos del sistema operativo de cualquier lugar en el que estén.

Super Block

- Versión de HPFS
- Puntero al fnode del directorio raíz
- Cantidad de sectores
- Cantidad de sectores dañados
- Puntero a los bitmaps de espacio libre
- Puntero a la lista de bloques dañados
- Puntero al Directory Block Band
- Fecha de la última vez que se ejecutó un chequeo (CHKDSK)

Spare Block

- Flags y punteros (por ejemplo, puntero al pool de bloques libres)

Bandas

El resto del disco se divide en bandas de 8Mb. Cada una tiene un bitmap de espacio libre que se ubica alternativamente al inicio o al final de la banda. Si una banda tiene su bitmap al principio, la siguiente lo tendrá al final. De esta forma se puede disponer de un espacio máximo de 16Mb contiguos para asignar a archivos. El tamaño de la banda no está dado por una limitación del file system sino que es una decsión de implementación que puede cambiar.

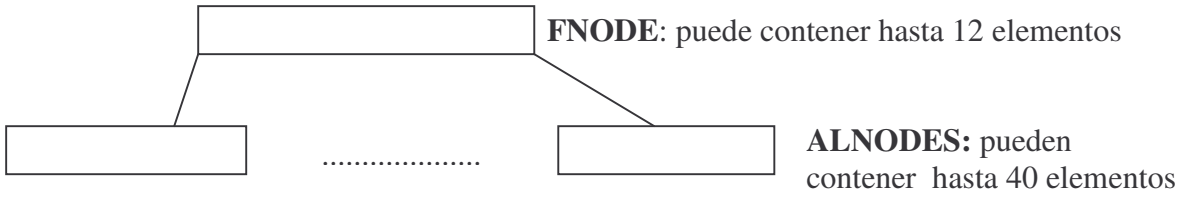
Representación de los archivos

HPFS ve cada archivo como una colección de uno o mas secuencias (o runs) de conjuntos (extents) de uno o mas sectores contiguos. Cada secuencia se representa con 32 bits para indicar el número de sector inicial y otros 32 bits para la cantidad de sectores contiguos de ese extent.
Un archivo o directorio se identifica por una estructura llamada Fnode.

Fnode (ocupa un solo sector y se guarda próximo al archivo o directorio que describe)

- Longitud del nombre del archivo
- Primeros 15 caracteres del nombre del archivo
- Información de control
- Historia de accesos
- Atributos extendidos
- ACL's
- Puntero al archivo.

Un Fnode puede almacenar punteros para hasta 8 runs de hasta 16Mb cada uno (este límite de 16Mb se debe al tamaño de las bandas y la ubicación de los bitmaps de espacio libre) . Los archivos cuyo tamaño y fragmentación lo permitan, son descriptos completamente dentro del Fnode. Aquellos que sean mas grandes o estén muy fragmentados, se representan utilizando una estructura de árbol B+ de la siguiente forma:



El nivel del árbol puede crecer tanto como sea necesario.

Ventajas de esta estructura:

El agregado de espacio contiguo a un archivo sólo requiere modificar la longitud del run correspondiente y actualizar el bitmap de libres.
Traducir un offset en un archivo a un número de sector sólo requiere acceder al fnode y recorrer la lista de runs (o el árbol B+ si el archivo no estuviera integramente descripto en su fnode) hasta que llega al rango correcto. Con un simple cálculo puede identificarse el número de sector dentro del run.

Directorios

Los directorios también se describen por medio de un fnode. En el superblock hay un puntero al fnode del directorio raiz.
Los punteros a los fnodes de cualquier subdirectorio se encuentran en el directorio padre.

Los directorios están formados por uno a varios directory blocks de 2kb (se obtienen asignando 4 sectores contiguos). Siempre que sea posible, los directory block se asignan en la Directory Band (es

una banda especial que se encuentra cerca del centro del disco.), pero cuando se encuentre llena, se asignan en donde se encuentre lugar.
Cada directory block puede contener ona o varias entradas de directorio válidas, mas una entrada de directorio dummy al final que indica el fin del bloque. Por lo tanto, siempre contendrá por lo menso dos entradas.

Entrada de directorio

Longitud de la entrada (32 bit)
Fecha y Hora de creación y modificación
Longitud del nombre del archivo o subdirectorio
Nombre del archivo o subdirectorio
Puntero al fnode
Puntero al árbol B

Las entradas de directorio están ordenadas alfabéticamente.
Si un directorio es demasiado largo para ser descripto dentro de un directory block, se asignan mas directory blocks y se organizan como un árbol B.

Busqueda en directorios

Búsqueda de /dir1/dir2/arch

```
Busqueda(){
        Se lee del superblock la dirección del fnode del raíz
        Fnode= fnode del raiz obtenido del superblock
        Mientras queden arch o dir y Fnode no está vacío{
                Dir=parsear subdirectorio o nombre de arch de la cadena completa
                Fnode=BuscarEnDirectoryBlock(Fnode, Dir)
        }
        Si fnode está vacío
                Return (No se encontró el archivo)
        Sino
                Return Fnode
}

BuscarEnDirectoryBlock(Fnode , Dir ){
        Leer fnode y encontrar ubicación del directory block
        Mientras queden entradas de directorio con nombre menor a Dir
                Leer siguiente entrada de directorio;
        Si no encontró la entrada de Dir {
                Leer puntero al árbol B
                Si es puntero válido entonces
                        Return BuscarEntradaEnArbolB()
                Else
                        Return vacío
        }
        Else{
                Leer puntero al fnode_encontrado
                Return fnode_encontrado
        }
}
```

Desventaja

El uso de árboles B obliga a operaciones de mantenimiento bastante complejas. Podría pasar que sin cambiar el tamaño del archivo, falte espacio en disco. Por eso, para casos de emergencia con directorios, existe un pool de bloques libres.