

Problema 1. 1

- Para FCFS las peticiones serán procesadas en el siguiente orden:

$300 \rightarrow 10 \rightarrow 200 \rightarrow 75 \rightarrow 32 \rightarrow 450 \rightarrow 123$, en orden en que fueron recibidas

- Para SSF las peticiones se procesarán en orden contrario de distancia al cilindro actual:

$300 \rightarrow 200 \rightarrow 123 \rightarrow 75 \rightarrow 32 \rightarrow 10 \rightarrow 450$

- Para CSCAN será igual que SSF pero después de procesar la última petición, el brazo del disco se moverá al extremo opuesto del disco y continuará en la dirección opuesta:

$300 \rightarrow 450 \rightarrow 10 \rightarrow 32 \rightarrow 75 \rightarrow 123 \rightarrow 200 \rightarrow 450$

Ahora podemos calcular los tiempos de búsqueda.

* Para FCFS:

$$- 300 \rightarrow 10, x=290, t_{\text{-busqueda}} = 3 + 0'04 \cdot 290 = 14'6 \text{ ms}$$

$$- 10 \rightarrow 200, x=190, t_{\text{-busq}} = 3 + 0'04 \cdot 190 = 10'6 \text{ ms}$$

$$- 200 \rightarrow 75, x=125, t_{\text{-busq}} = 8 \text{ ms}$$

$$- 75 \rightarrow 32, x=43, t_{\text{-busq}} = 4'72 \text{ ms}$$

$$- 32 \rightarrow 450, x=418, t_{\text{-busq}} = 19'72 \text{ ms}$$

- 450 → 123, $x=327$, $t_{busg} = 16'08 \text{ ms}$

Luego la suma de todos los tiempos por FCFS es $73'18 \text{ ms}$

• Para SST:

- 300 → 200, $x=160$, $t_{busg} = 7 \text{ ms}$

- 200 → 123, $x=77$, $t_{busg} = 6,08 \text{ ms}$

- 123 → 75, $x=48$, $t_{busg} = 4'92 \text{ ms}$

- 75 → 32, $x=43$, $t_{busg} = 4'72 \text{ ms}$

- 32 → 10, $x=22$, $t_{busg} = 3'88 \text{ ms}$

- 10 → 450, $x=440$, $t_{busg} = 20'6 \text{ ms}$

Luego la suma de todos los tiempos es $47'2 \text{ ms}$

• Para CSCAN

- 300 → 450, $x=150$, $t_{busg} = 9 \text{ ms}$

- 450 → 10, $x=440$, $t_{busg} = 20,6 \text{ ms}$

- 10 → 32, $x=22$, $t_{busg} = 3'88 \text{ ms}$

- 32 → 75, $x=43$, $t_{busg} = 4'72 \text{ ms}$

- 75 → 123, $x=48$, $t_{busg} = 4'92 \text{ ms}$

- 123 → 200, $x=77$, $t_{busg} = 6'08 \text{ ms}$

- 200 → 450, $x=750$, $t_{busg} = 13 \text{ ms}$

Luego la suma es de $62'2 \text{ ms}$

Por tanto, la política de planificación que tiene el tiempo total de búsqueda menor es SSF

Problema 1.2

a) Con direcciones de bloque de 32 bits, el nº máximo de bloques es de $2^{32} = 4\ 294\ 967\ 296$ bloques

Como cada bloque tiene 512 B entonces el tamaño del máster fichero es de $4\ 294\ 967\ 296 \times 512\ B/\text{bloque} = \underline{\underline{2\ 199\ 023\ 255\ 552\ B}}$

b) $4\ kB = 4096\ B$

$$4\ 294\ 967\ 296 \times 4096\ B/\text{bloq} = \underline{\underline{17\ 592\ 186\ 044\ 416\ B}}$$

En el caso de bloques de 4kB, cada bloque puede almacenar 4096 B. Para que el nº de bloque que contiene el byte situado en la posición 3MB se puede calcular como:

$$\begin{array}{l} 1\ MB \longrightarrow 4096\ B \\ 3\ MB \longrightarrow \otimes \end{array} \quad | \quad x = 3145728\ B$$

$$\frac{3145728}{4096} = 768 \text{ n.º de bloque}$$

Esto significa que necesitaremos acceder al bloque nº 768 para acceder al byte en la posición 3MB.

Para acceder a este bloque, necesitaremos leer primero el bloque que contiene el nodo-i del fichero y luego seguir los punteros indirectos simples, dobles y triples hasta llegar al bloque.

En el peor de los casos, si necesitamos seguir los punteros indirectos triples para acceder al byte entonces necesitaremos leer 3 bloques de 4KB cada uno.

Por lo tanto necesitaremos realizar 1 acceso directo para leer el nodo-i del fichero y 3 accesos a disco en el peor caso para acceder al byte en la posición 3MB, en total serían

4 accesos a disco

Problema 1.3

a) Como no hay información en la caché, entonces necesitaremos 1 acceso para obtener la información del directorio y otro acceso para acceder al contenido del fichero. Luego en el directorio habrá 2 accesos, en Textos habrán otros 2 accesos, en Tipo otros 2 accesos, en Sec1 también 2 accesos y en Apl3 solo 1 acceso para el contenido del fichero. Por lo tanto 9 accesos en total.

b) Si se acaba de abrir el fichero /Textos /Tipo /Sec2 /Res con permisos de lectura y escritura en la caché quedaría almacenada parte de la información. Luego no hace falta acceder de nuevo. Luego harán falta 2 accesos a Sec1 y 1 acceso a Apl3. En total 3 accesos.

Problema 1.6

01 02 F G T H I J 09 Esto es una prueba para ver que contenido

Luego el tamaño que ocupan son 44 bytes

Problema 1.7

- La primera limitación se debe a que los enlaces físicos funcionan a nivel de i-node en un sistema de archivos, donde el nº de i-node es un identificador único que identifica un archivo. Cada partición tendrá su propio conjunto de i-nodes que se asignan a los archivos en esa partición. Si se creara un link entre nombre de archivo que pertenezcan a diferentes particiones, los nº de i-node no coincidirían, lo que provocaría problemas en el sistema operativo y en los programas que intenten trabajar con esos archivos.
- La segunda limitación se debe a que un archivo en el sistema de archivos está compuesto por un nº de bloques de datos que se asignan en el disco. Si un archivo pudiera extenderse sobre varias particiones, aumentaría la complejidad y reduciría el rendimiento. En cambio, al limitar un archivo a una sola partición se simplifica el esquema de asignación de bloques de datos lo que mejora el rendimiento y reduce la complejidad.

Problema 1.8

- a) • /tmp /UnGigc.dat ; accedemos al archivo directamente en el directorio tmp y que es una ruta explícita.
- /home /C:/usuari/ : primero se accede al directorio /home/ que está montado en la partición /dev/sda4 . Luego se sigue la ruta del enlace simbólico /C/ que nos lleva a /windew/ Documents and Settings/. Finalmente , se accede al directorio /usuari/ donde se copia el archivo.
- b) • Datos del archivo /tmp/UnGigc.dat deberán ser leídos durante la copia del archivo
- Datos del archivo /home/C:/usuari/UnGigc.dat deberán ser escritos en la copia del archivo.
- Metadatos del archivo /tmp/ UnGigc.dat : se deberán leer los metadatos de origen, como el propietario, permisos y fecha de modificación .
- Metadatos del archivo destino /home/C:/usuari/ UnGigc.dat : se deberán actualizar los metadatos de destino , como la fecha de modificación .

Problema 8.9

a) Con política write-through, se escribirá en disco en cada operación de escritura en la caché. Como el tamaño del bloque del sistema de archivos es de 8 kB, se escribirán 8 kB en cada operación de escritura en la caché. Así lo que:

$$\text{Número de bloques} = 16 \cdot 1024 \frac{\text{KB}}{8 \text{KB}} = 2048 \text{ bloques}$$

$$\text{Número de operaciones de escritura} = 5000 \cdot 2048 \frac{}{8} = 1200000 \text{ operaciones}$$

$$\text{Número total de accesos a disco} = 1200000 + 5000 = 1205000 \\ \text{escritura + lectura}$$

b) Con política write-back, los datos se escribirán en caché y se actualización con disco cuando se reemplacen los bloques de caché. Dado que la caché tiene de tamaño 4 MB se pueden almacenar 512 bloques de 8 kB.

$$\text{Número de bloques escritos en disco} = 2048 - \frac{4 \times 1024}{8} = 1536 \text{ bloques}$$

$$N^{\circ} \text{ operaciones de lectura} = 5000 \times \frac{2048}{8} = 1280000$$

$$N^{\circ} \text{ total de accesos} = 1536 + 1280000 = 1281536 \text{ accesos}$$

c) Durante el bucle de lectura se accederá a caché cada vez que se lee un bloque del archivo. La política LRU significa que se reemplazará el bloque que no se ha utilizado durante más tiempo. Como se lee en orden, el bloque que se acaba de leer es el más reciente en ser utilizado, luego no se reemplazará. Por lo que la tasa de aciertos de caché será del 100%