Sistemas Operacionais

Gestão de arquivos - sistemas de arquivos

Prof. Carlos Maziero

DInf UFPR, Curitiba PR

Agosto de 2020

Conteúdo

Gerência de arquivos

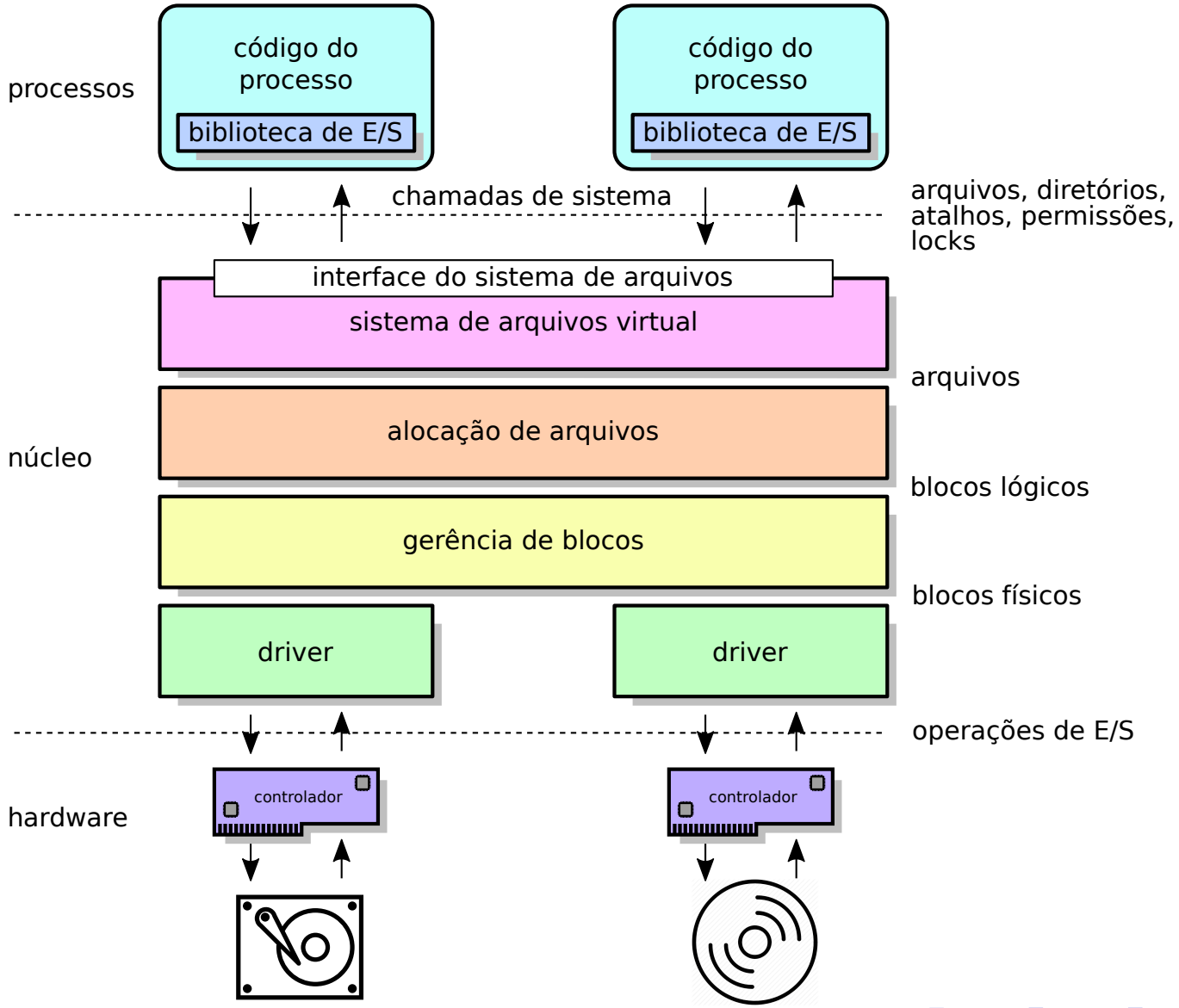
Funções da gerência de arquivos:

- Armazenar arquivos nos dispositivos de armazenamento
- Implementar diretórios e atalhos
- Implementar controle de acesso e travas
- Oferecer interfaces abstratas e padronizadas

Gerência de arquivos

- No hardware:
  - **Dispositivos**: armazenam os dados dos arquivos
  - **Controladores**: circuitos de controle e interface
- No núcleo:
  - **Drivers**: acessam os controladores para ler/escrever
  - **Gerência de blocos**: organiza os acessos aos blocos
  - **Alocação de arquivos**: aloca os arquivos nos blocos
  - **Virtual File System**: visão abstrata dos arquivos
  - **Chamadas de sistema**: interface de acesso ao VFS
- Na aplicação:
  - **Bibliotecas de E/S**: funções padronizadas de acesso

Gerência de arquivos



Organização do disco

Disco:

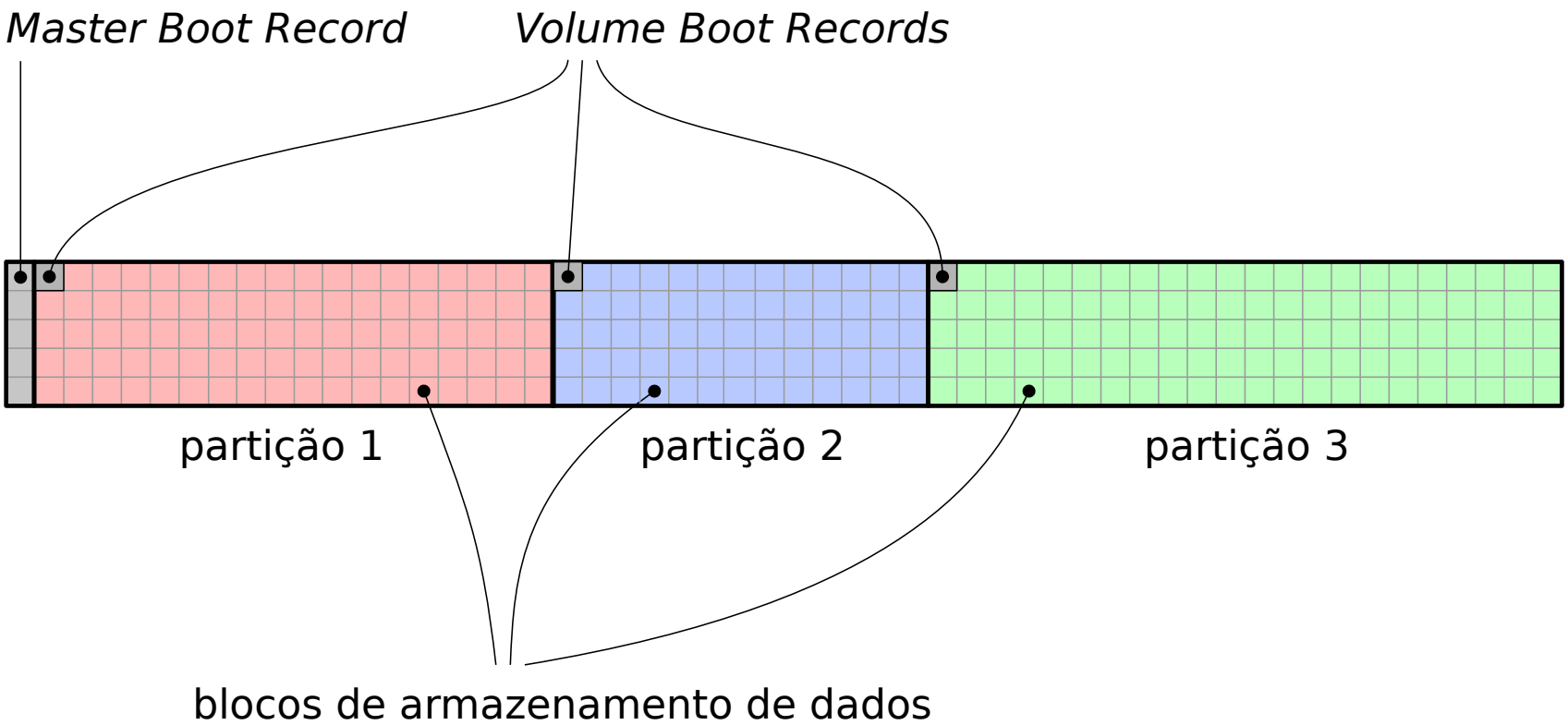
- Vetor de blocos com 512 bytes ou 4096 bytes
- Estruturado em **partições**
- MBR (*Master Boot Record*): tabela de partições + código

Partição:

- Cada uma das áreas do disco
- Possui um VBR (*Volume Boot Record*) no início
- Organizada com um *filesystem* específico

Formatação: estruturas de dados para armazenar arquivos

Organização do disco



No Linux: comando `fdisk /dev/<disco>`

Montagem de volumes

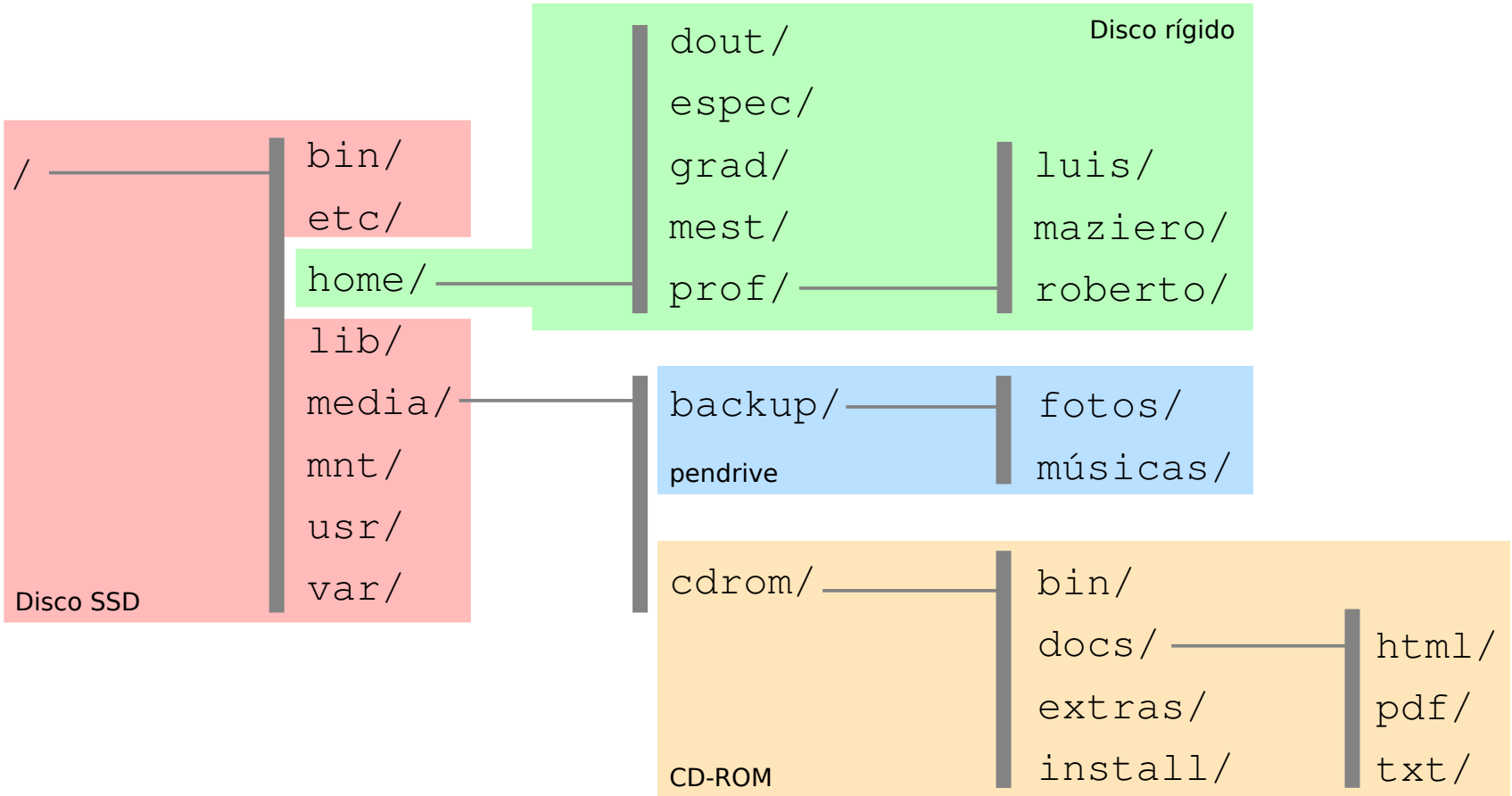
Montagem: preparar volume/partição para ser usado

1. Acessar a tabela de partições (MBR do dispositivo)
2. Acessar o VBR e ler dados do volume
3. escolher *ponto de montagem* (árvore ou floresta)
4. Criar estruturas de memória para representar o volume

Feito durante o *boot* para os dispositivos fixos

Frequente em mídias removíveis (pendrive, CD, etc)

Montagem de volumes em UNIX



No Linux: comandos `df` e `mount`

Blocos físicos e lógicos

- Discos usam blocos físicos de 512 bytes ou 4.096 bytes
- SOs usam *blocos lógicos* ou *clusters*
- Cada bloco lógico usa 2^n blocos físicos consecutivos
- Blocos lógicos de 4K a 32 KBytes são típicos
- Clusters oferecem:
  - ☺ mais desempenho de E/S
  - ☹ mais fragmentação
- Sistemas modernos implementam *sub-block allocation*

Políticas de caching

Caching de blocos de disco:

- Discos são dispositivos lentos!
- *Caching* melhora o desempenho
- Existe *caching* de leitura e de escrita

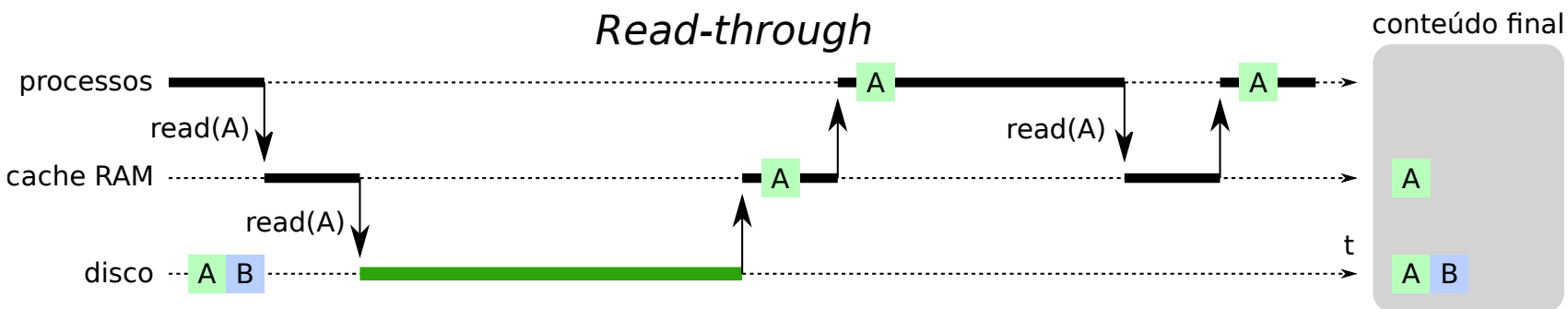
Políticas de *caching*:

- *Read-Through*
- *Read-Ahead*
- *Write-Through*
- *Write-Back*

Políticas de **gestão do cache**: LRU, segunda-chance, etc

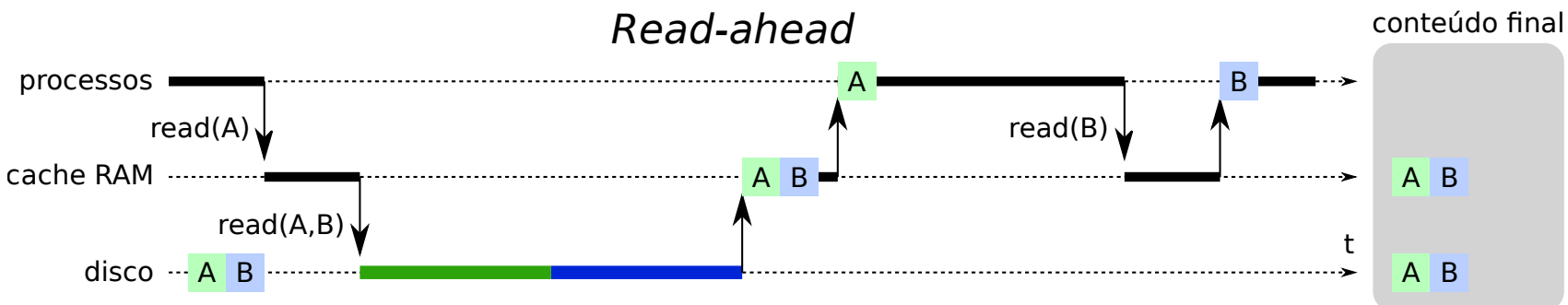
Política *Read-Through*

- O cache é consultado a cada leitura
- Se o bloco não estiver no cache, ele é lido do disco
- Blocos lidos são armazenados no cache



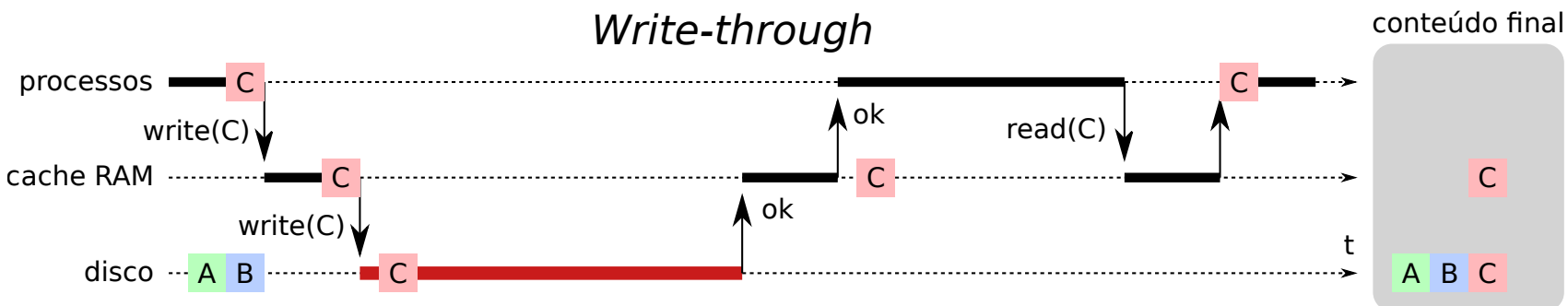
Política *Read-Ahead*

- Ao ler um bloco do disco, traz mais blocos que o requerido
- Blocos adicionais são lidos se o disco estiver ocioso
- Benéfica em acessos sequenciais e com boa localidade



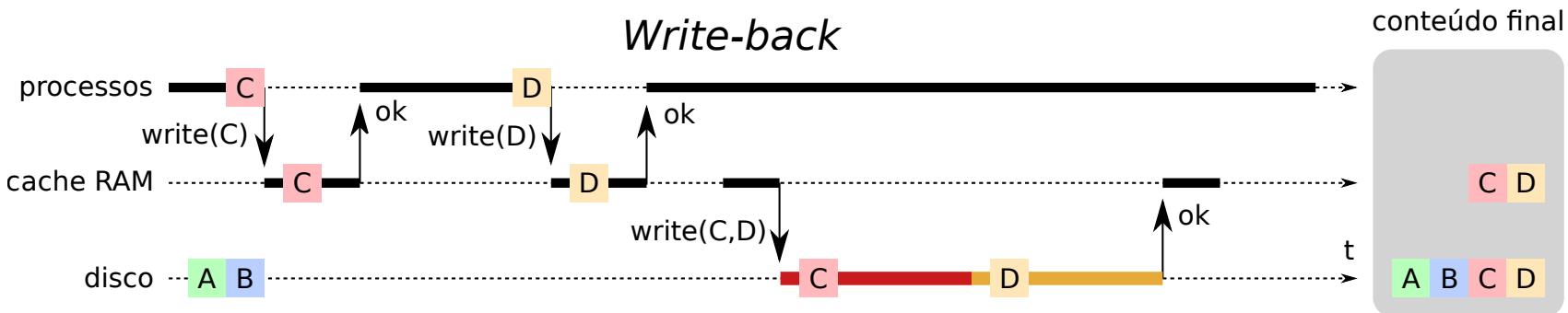
Política *Write-Through*

- As escritas são encaminhadas diretamente ao *driver*
- O processo solicitante é suspenso
- Uma cópia dos dados é mantida em cache para leitura
- Usual ao escrever metadados dos arquivos



Política *Write-back* ou *write-behind*

- As escritas são feitas só no cache
- O processo é liberado imediatamente
- A escrita efetiva no disco é feita mais tarde
- Melhora o desempenho de escrita
- Risco de perda de dados (queda de energia)



Alocação de arquivos

Um arquivo é definido por:

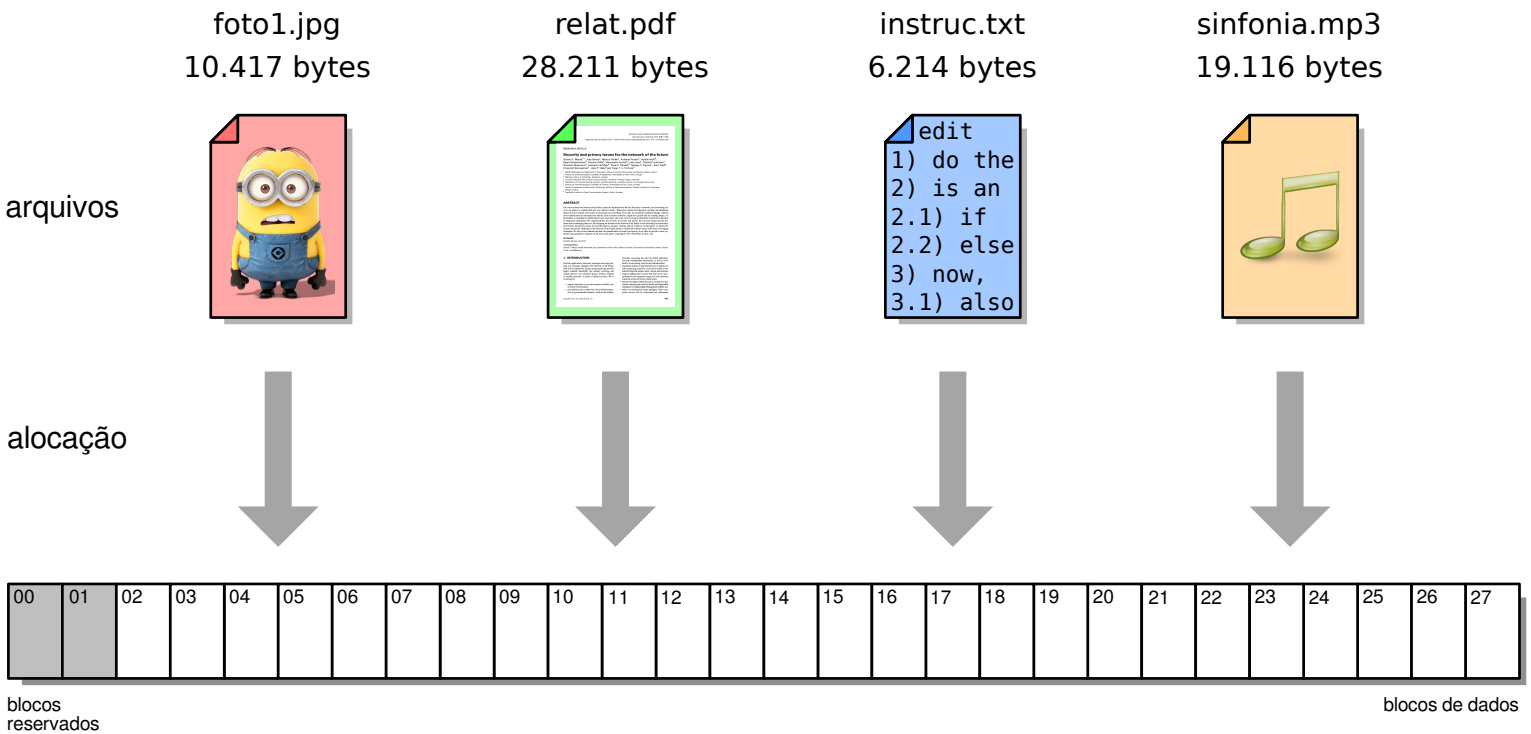
- Conteúdo: vetor de bytes
- Metadados:
  - Atributos: nome, data(s), permissões, etc.
  - Controles: localização dos dados no disco, etc.

FCB – *File Control Block*:

- Um descritor para cada arquivo armazenado
- Contém os **metadados** do arquivo
- Também deve ser armazenado no disco
- **Diretório**: tabela de FCBs

Alocação de arquivos

- Dispositivos físicos são vetores de blocos
- Arquivos têm **conteúdo** e **metadados**
- Como armazenar os arquivos nos blocos do disco?



Alocação de arquivos

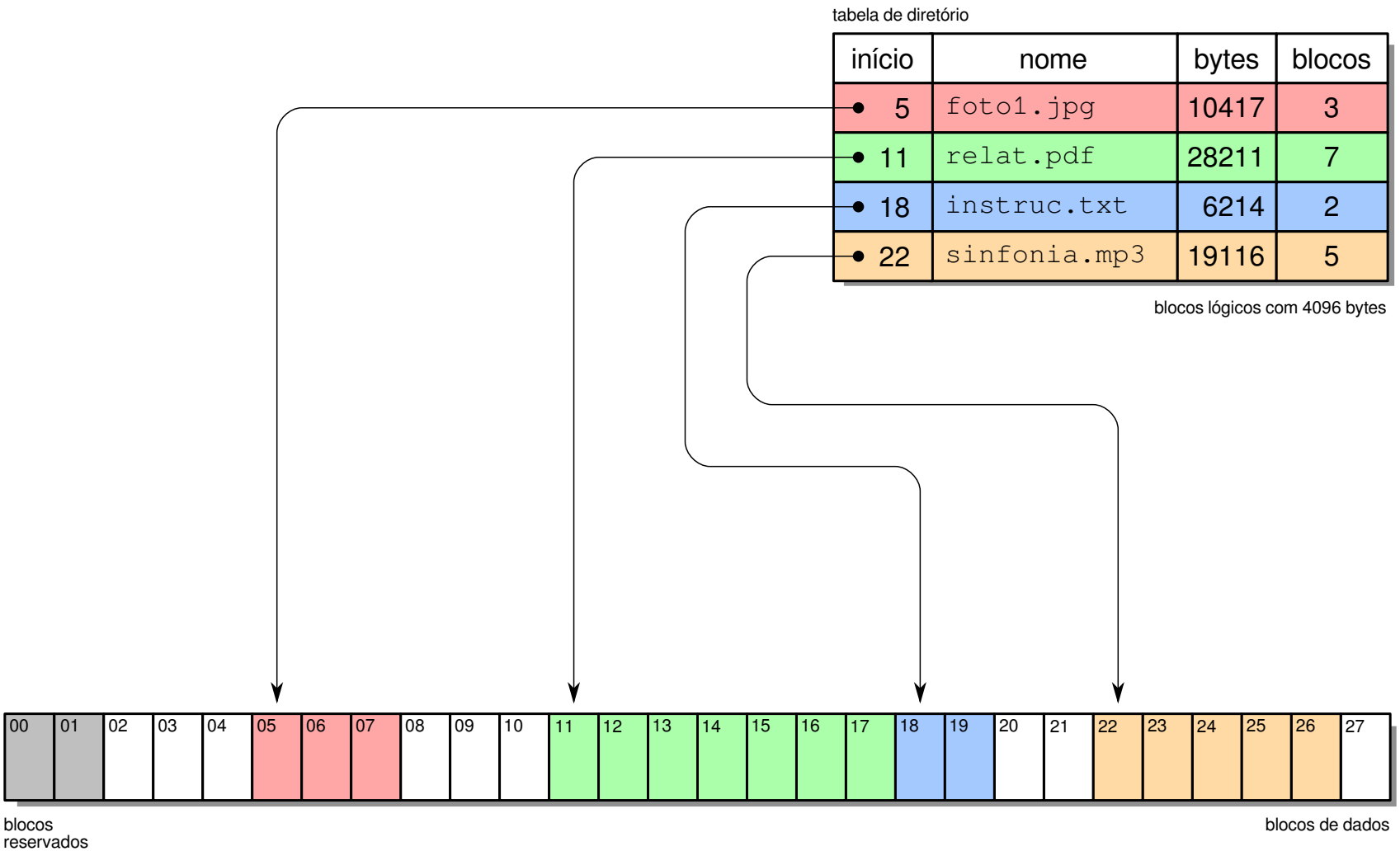
Estratégias de alocação:

- Alocação **contígua**
- Alocação **encadeada** simples e FAT
- Alocação **indexada** simples e multinível

Critérios de avaliação:

- **Rapidez** na leitura e escrita de arquivos
- **Robustez** em relação a erros no disco
- **Flexibilidade** na alocação e modificação de arquivos

Alocação contígua



Alocação contígua

Um arquivo é um grupo de **blocos consecutivos**:

- Acessos sequencial e direto aos dados são rápidos
- Boa robustez a falhas de disco
- Baixa flexibilidade (conhecer o tamanho final do arquivo)
- Forte risco de fragmentação externa
- Estratégia pouco usada
- Usada em CD-ROMs no padrão ISO-9660

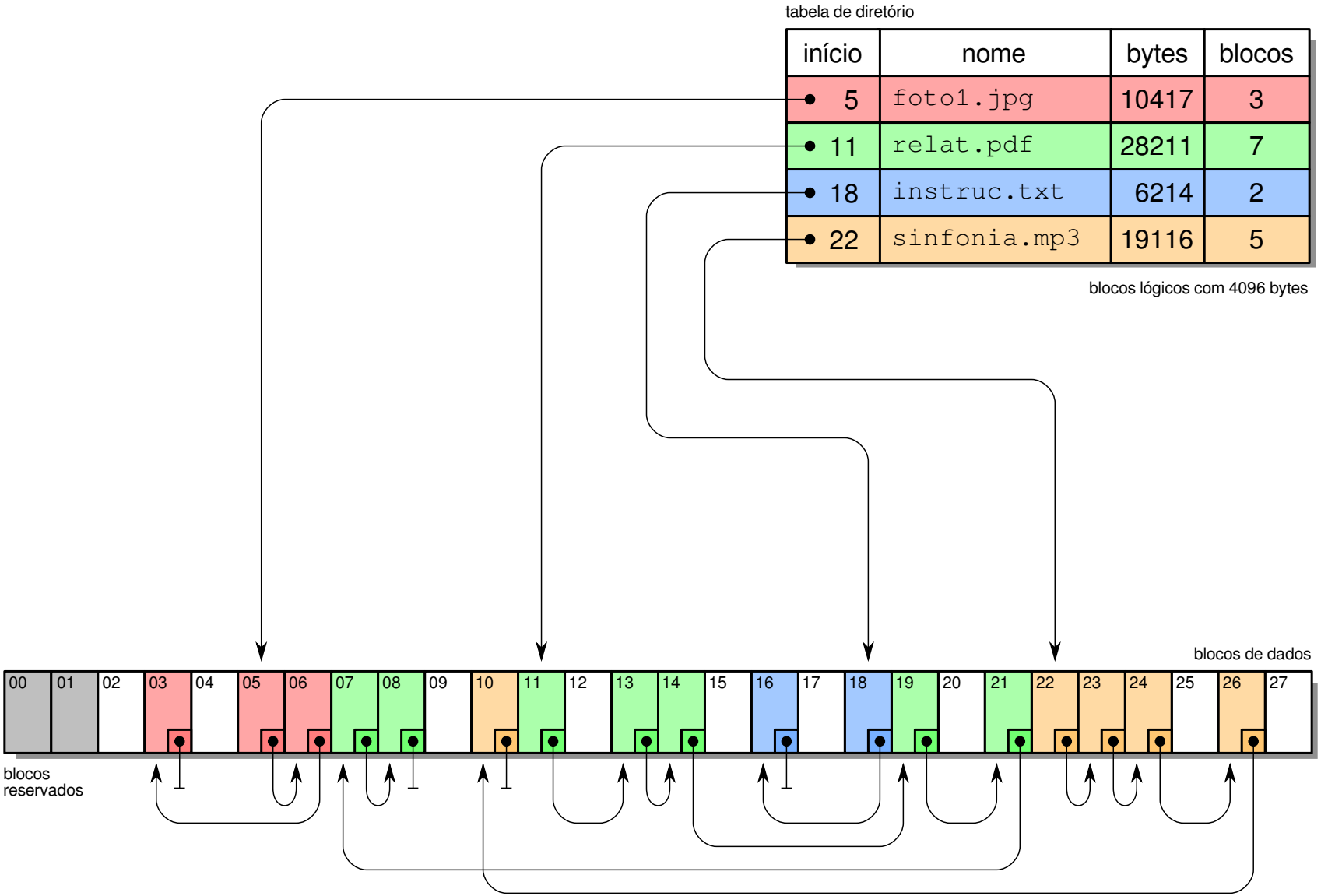
Alocação contígua - acesso direto

Entrada:
i: número do byte a localizar no arquivo
B: tamanho dos blocos lógicos, em bytes
b_0: número do bloco do disco onde o arquivo inicia

Saída:
(b_i, o_i): bloco do disco e *offset* onde está o byte i

$b_i = b_0 + i \div B$ ▷ *divisão inteira*
$o_i = i \bmod B$ ▷ *resto da divisão*
return (b_i, o_i)

Alocação encadeada simples



Alocação encadeada simples

Um arquivo é uma lista encadeada de blocos:

- Bloco contém dados e o **número do próximo bloco**
- Mais flexibilidade na criação de arquivos
- Elimina a fragmentação externa
- Acesso sequencial é usualmente rápido
- Acesso direto é lento (percorrer a lista de blocos)
- Pouco robusto: blocos corrompidos "quebram" os arquivos

Alocação encadeada simples - acesso direto

Entrada:

P: tamanho dos ponteiros de blocos, em bytes

$b_{aux} = b_0$ ▷ *define bloco inicial do percurso*

$b = i \div (B - P)$ ▷ *calcula número de blocos a percorrer*

while $b > 0$ **do**

  $block = read\_block\ (b_{aux})$ ▷ *lê bloco do disco*

  b_{aux} = núm. próximo bloco (extraído de *block*)

  $b = b - 1$

end while

$b_i = b_{aux}$

$o_i = i \bmod (B - P)$

return(b_i, o_i)

Alocação encadeada FAT

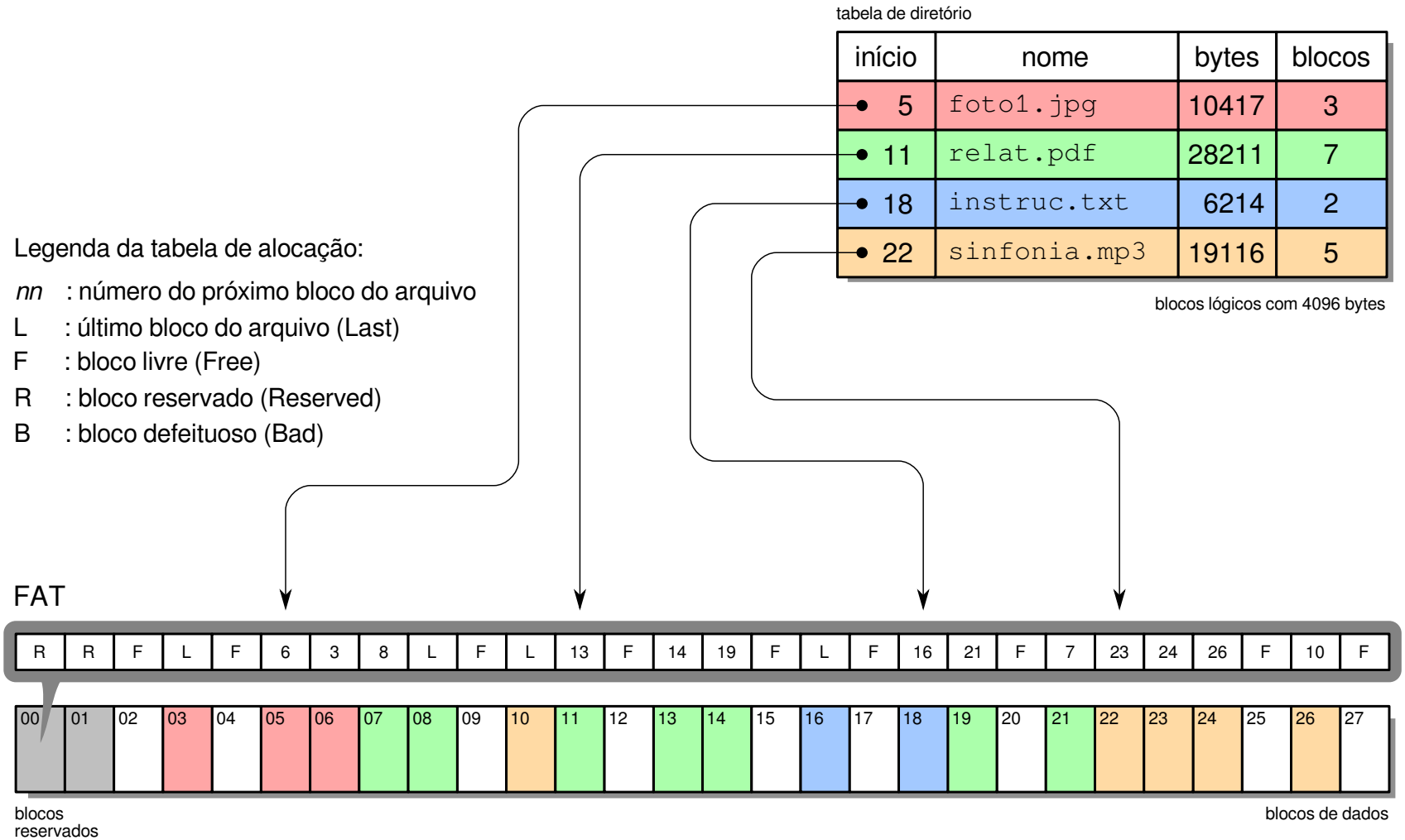
Armazenar ponteiros nos blocos é um problema:

- Diminui tamanho útil dos blocos
- Precisa ler blocos para percorrer lista

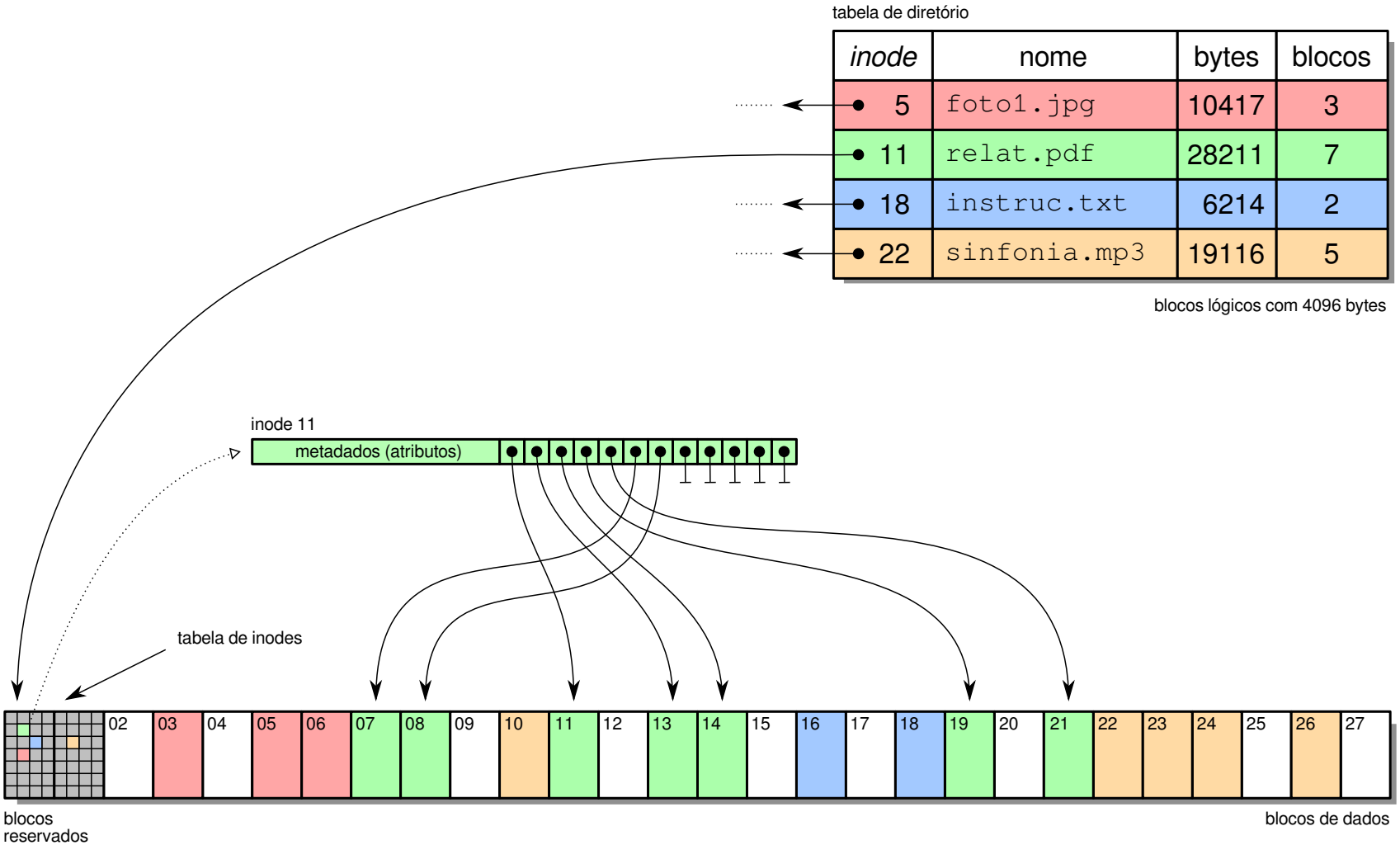
Solução: criar uma **tabela de ponteiros**:

- FAT - *File Allocation Table*
- Tabela de ponteiros armazenada nos blocos iniciais
- Mantida em cache na memória RAM
- Base dos sistemas FAT12, FAT16, FAT32, VFAT, ...

Alocação encadeada FAT



Alocação indexada simples



Alocação indexada simples

Ideia: um índice de blocos separado para cada arquivo

- *Index node* (*inode*): estrutura com índice e metadados
- Tabela de *inodes* mantida na área reservada do disco

Características:

- Rápida para acessos sequenciais e diretos
- Robusta para erros em blocos de dados
- *Inodes* são pontos frágeis
- Cópias da tabela de *inodes* espalhadas no disco

Alocação indexada multinível

Problema:

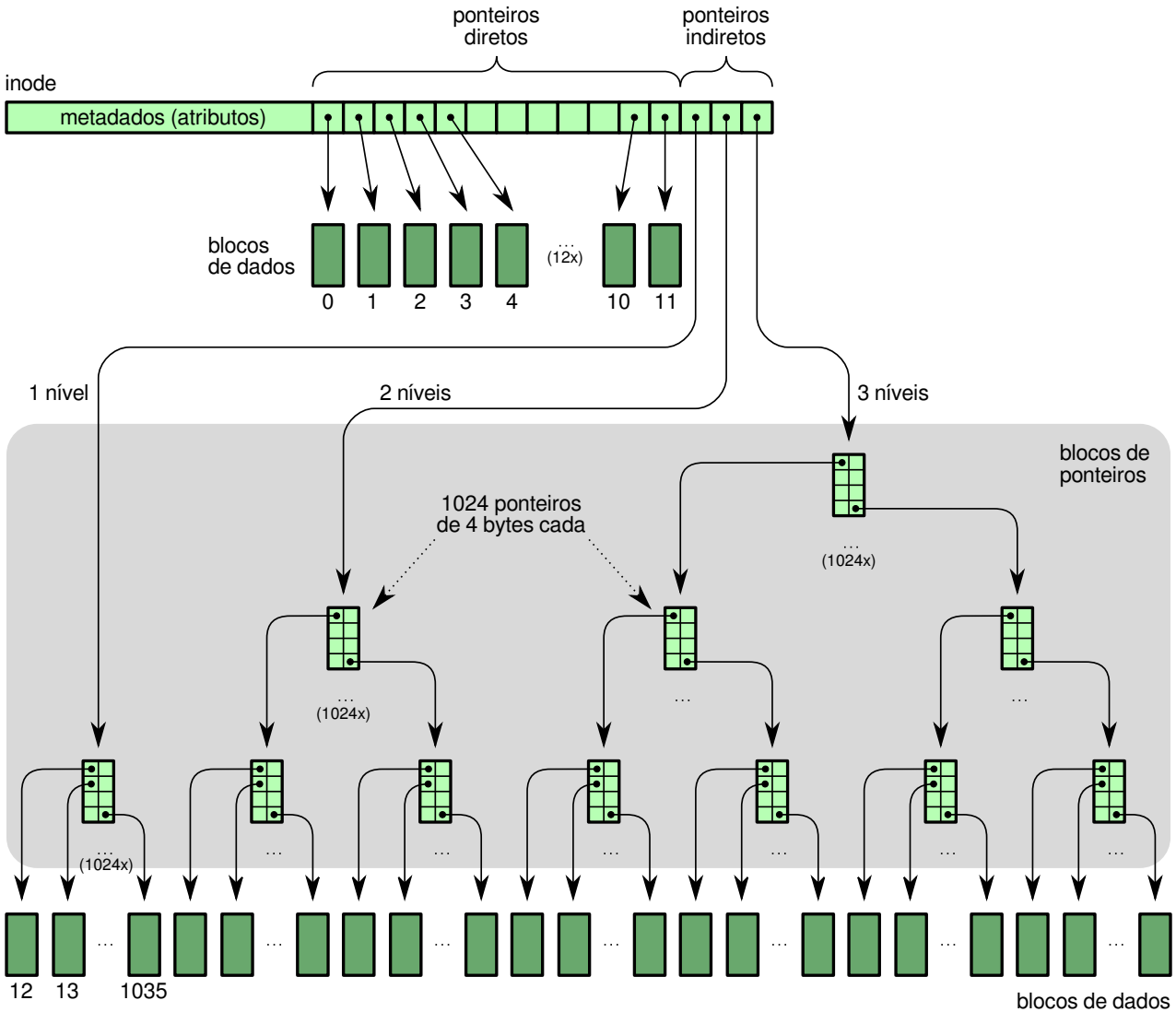
- *inode* tem tamanho fixo
- Número de ponteiros limita o tamanho do arquivo

Exemplo:

- *inode* com 64 ponteiros de blocos
- Blocos de 4 Kbytes
- Permite armazenar arquivos até $64 \times 4 = 256$ KBytes

Solução: Transformar o vetor de blocos em uma árvore

Alocação indexada multinível



Tamanho máximo de arquivo

Considerando um sistema indexado com:

- blocos lógicos de 4 Kbytes
- ponteiros de blocos com 4 bytes
- $\longrightarrow$ cada bloco de ponteiros contém 1.024 ponteiros

Cálculo do tamanho máximo de um arquivo:

$$
\begin{aligned}
max &= 4.096 \times 12 && \text{(ponteiros diretos)} \\
&+ 4.096 \times 1.024 && \text{(ponteiro 1-indireto)} \\
&+ 4.096 \times 1.024^2 && \text{(ponteiro 2-indireto)} \\
&+ 4.096 \times 1.024^3 && \text{(ponteiro 3-indireto)} \\
&= 4.402.345.721.856 \ bytes \\
max &\approx 4T \ bytes
\end{aligned}
$$

Alocação indexada multinível - acesso direto I

1: **Entrada:**
2: $ptr[0...14]$: vetor de ponteiros contido no *i-node*
3: $block[0...1023]$: bloco de ponteiros para outros blocos (1.024 ponteiros de 4 bytes)

4: $o_i = i \bmod B$
5: $pos = i \div B$
6: **if** $pos < 12$ **then** ▷ *usar ponteiros diretos*
7: $b_i = ptr[pos]$ ▷ *o ponteiro é o número do bloco* b_i
8: **else**
9: $pos = pos - 12$
10: **if** $pos < 1024$ **then** ▷ *usar ponteiro 1-indireto*
11: $block_1 = read\_block\ (ptr[12])$
12: $b_i = block_1[pos]$
13: **else**

Alocação indexada multinível - acesso direto II

14: $pos = pos - 1024$
15: **if** $pos < 1024^2$ **then** ▷ *usar ponteiro 2-indireto*
16: $block_1 = read\_block\ (ptr[13])$
17: $block_2 = read\_block\ (block_1[pos \div 1024])$
18: $b_i = block_2[pos \bmod 1024]$
19: **else** ▷ *usar ponteiro 3-indireto*
20: $pos = pos - 1024^2$
21: $block_1 = read\_block\ (ptr[14])$
22: $block_2 = read\_block\ (block_1[pos \div (1024^2)])$
23: $block_3 = read\_block\ (block_2[(pos \div 1024) \bmod 1024])$
24: $b_i = block_3[pos \bmod 1024]$
25: **end if**
26: **end if**
27: **end if**
28: **return**(b_i, o_i)

Estrutura do *Inode* do Ext4 (simplificado)

Offset	Size	Name	Description
0x00	2	`i_mode`	entry type and permissions
0x02	2	`i_uid`	user ID
0x04	4	`i_size_lo`	size (bytes)
0x08	4	`i_atime`	data access time
...	...	...	...
0x18	2	`i_gid`	group ID
0x1A	2	`i_links_count`	hard links counter
0x1C	2	`i_blocks_lo`	number of blocks
0x20	4	`i_flags`	several flag bits
...	...	...	...
0x28	60	`i_block[15]`	block map (pointers)
...	...	...	...

Tabela comparativa

Estratégia	Contígua	Encadeada	FAT	Indexada
Rápida	sim	depende (1)	sim	sim
Robusta	sim	não	sim (2)	sim (3)
Flexível	não	sim	sim (4)	sim (5)

1. Rápida em acesso sequencial, lenta em aleatório
2. Tabela FAT é ponto sensível (replicada)
3. Tabela de inodes é ponto sensível (replicada)
4. Tamanho dos ponteiros limita número de blocos
5. Limites no tamanho de arquivo e número de arquivos

Gestão do espaço livre

Registro dos blocos livres:

- Importante ao criar ou aumentar arquivos
- Atualizado a cada operação em disco

Estratégias:

- Mapa de bits na área reservada
- Listas/árvores de blocos livres
- Tabela de grupos de blocos livres contíguos
- FAT