**Fundamentos de Sistemas de Operação**
**2º Teste, 4 de Janeiro de 2022**

**NOME DO ESTUDANTE: _____ Nº: _____**

---

**A duração do teste é 1h45 (incluindo a tolerância). Nas questões de escolha múltipla, as respostas erradas têm uma cotação negativa correspondente a 20% da classificação da questão. Por exemplo, se errar a resposta a uma questão cotada para 1.0 valor, terá uma cotação de –0,2 valores nessa questão. A classificação total das questões de escolha múltipla pode, portanto, ser negativa.**

---

As questões de escolha múltipla devem ser respondidas na folha própria para o efeito.
Para anular uma resposta coloque uma cruz por cima e pinte a nova resposta (✗ ○ ○ ● ○).
Para reativar uma resposta previamente anulada faça um círculo à volta da resposta a reativar (● ○ ○ ✗ ○).

As questões de desenvolvimento devem ser respondidas no próprio enunciado.

As páginas 2, 13 e 14 podem ser usadas para **RASCUNHO**

---

**Fundamentos de Sistemas de Operação**
**2º Teste, 4 de Janeiro de 2022**

**QUESTÕES DE ESCOLHA MÚLTIPLA — VERSÃO A– 10 valores**

**1)** Qual das alíneas considera apresentar as características mais importantes da técnica de gestão de memória designada como "memória virtual por paginação-a-pedido" (*demand paging*)?

a) boa utilização da RAM instalada, pode correr processos cuja dimensão do espaço de endereçamento (EE) excede a RAM instalada, protecção das diferentes regiões do EE deficiente (permite intrusão de hackers e/ou vírus), o desempenho só é bom se se usarem discos HDD em RAID-0 para a área de paginação

b) boa utilização da RAM instalada, pode correr processos cuja dimensão do espaço de endereçamento (EE) excede a RAM instalada, protecção das diferentes regiões do EE de acessos indevidos deficiente (só protege as páginas de código e de constantes), bom desempenho se os acessos exibirem boa localidade de referência espacial e temporal

c) boa utilização da RAM instalada, pode correr processos cuja dimensão do espaço de endereçamento (EE) excede a RAM instalada, boa protecção das diferentes regiões do EE de acessos indevidos, mas o desempenho só é bom se se usarem discos SSD para a paginação

d) boa utilização da RAM instalada, pode correr processos cuja dimensão do espaço de endereçamento (EE) excede a RAM instalada, boa protecção das diferentes regiões do EE de acessos indevidos, bom desempenho se os acessos exibirem boa localidade de referência espacial e temporal

e) má utilização da RAM instalada (por fragmentação interna excessiva), pode correr processos cuja dimensão do espaço de endereçamento (EE) excede a RAM instalada, protecção das diferentes regiões do EE de acessos indevidos, fraco desempenho se os acessos exibirem boa localidade de referência espacial e temporal

**2)** Num computador com um processador do tipo x86 que corre um SO que suporta "memória virtual por paginação-a-pedido" (*demand paging*), qual das seguintes afirmações sobre a dimensão do espaço de endereçamento (EE) de um processo é a mais correcta?

a) Pode exceder a dimensão da RAM instalada no computador

b) Pode exceder a dimensão da RAM instalada no computador, sendo limitada pela dimensão dos registos eax, ebx, ecx, edx

c) Não pode exceder a dimensão da RAM instalada no computador

d) Não pode exceder a dimensão da RAM instalada no computador e é limitada pela dimensão dos registos eip e esp

e) Pode exceder a dimensão da RAM instalada no computador, sendo limitada pela dimensão dos registos eip e esp

**3)** Num computador com um processador do tipo x86 que corre um SO que suporta "memória virtual por paginação-a-pedido" (*demand paging*), qual das seguintes afirmações sobre a ocorrência de uma falta de página (*page fault*) durante a execução de um processo é a mais correcta?

a) A execução do processo é terminada pelo SO

b) Se não houver RAM livre, a execução do processo é terminada pelo SO

c) A tabela de *frames* (molduras) é consultada para verificar se a *frame* referenciada na falta é válida

d) A tabela de páginas é consultada para verificar se a página referenciada na falta é válida

e) A tabela de páginas é consultada para verificar se a página referenciada na falta é válida e, caso seja, o TLB (*Translate Look-aside Buffer*) gera uma interrupção

**4)** Num computador com um processador do tipo x86 que corre um SO que suporta "memória virtual por paginação-a-pedido" (*demand paging*), qual das seguintes afirmações sobre as dimensões das páginas, *frames* (molduras) e blocos de disco é a mais correcta?

a) A dimensão da página é igual à dimensão da *frame* e independente da dimensão do bloco de disco

b) A dimensão da página é igual à dimensão da *frame* e igual à dimensão do bloco de disco

c) A dimensão da página é um múltiplo da dimensão da *frame* e igual à dimensão do bloco de disco

d) A dimensão da página é um sub-múltiplo da dimensão da *frame* e igual à dimensão do bloco de disco

e) A dimensão da página é um sub-múltiplo da dimensão da *frame* e independente da dimensão do bloco de disco

**5)** Quando um processo tenta o **`open()`** de um ficheiro, o controle de acessos do SO Unix/Linux, usando os 9 "símbolos" da "máscara" de permissões **`r`**, **`w`**, **`x`** ou **`-`**

a) deixa que qualquer processo abra o ficheiro (a validação só se faz quando o processo tenta ler ou escrever)

b) deixa abrir o ficheiro se o UID do processo é zero; senão, usa o UID do processo e duas "máscaras" de permissões: a da directoria onde se encontra "alojado" o ficheiro, e a do próprio ficheiro, para determinar se o processo o pode abrir

c) se a "máscara" de permissões da directoria onde se encontra "alojado" o ficheiro incluir em algum "lugar" a permissão **`x`**, qualquer o processo o pode abrir (o resto da validação só se faz quando o processo tenta ler ou escrever)

d) usa o UID do processo e a "máscara" de permissões da directoria onde se encontra "alojado" o ficheiro para determinar se o processo o pode abrir

e) deixa abrir o ficheiro se o processo estiver a correr em modo supervisor (ou *kernel*); senão, usa o UID do processo e duas "máscaras" de permissões: a da directoria onde se encontra "alojado" o ficheiro e a do próprio ficheiro, para determinar se o processo o pode abrir

**6)** Considere um grupo de 4 discos HDD absolutamente idênticos sobre os quais foi criado um volume RAID-5. Sabendo que para um disco individual acedido sequencialmente em leitura a latência é $L_i$ e a largura de banda é $B_i$, para o grupo ter-se-à, **aproximadamente** (sendo, respectivamente, $L_G$ a latência e $B_G$ a largura de banda do volume)

a) $L_G = L_i$ e $B_G = 5 \times B_i$

b) $L_G = 5 \times L_i$ e $B_G = 5 \times B_i$

c) $L_G = L_i / 4$ e $B_G = 4 \times B_i$

d) $L_G = L_i$ e $B_G = 4 \times B_i$ (Lapso na pergunta, devia ser 3xB. 100% a quem marcou esta, outras sem desconto)

e) Nenhuma das anteriores, um volume RAID tem de ter 5 discos

**7)** Considere um grupo de 2 discos SSD absolutamente idênticos sobre os quais foi criado um volume RAID-1. Sabendo que para um disco individual, cuja capacidade é $V_i$, quando acedido sequencialmente a latência é $L_i$ e a largura de banda é $B_i$ (tanto para leitura como para escrita), para o grupo ter-se-à, **aproximadamente** (sendo, respectivamente, $L_G$ a latência, $B_G$ a largura de banda e $V_G$ a capacidade do volume,

a) $L_G = L_i$ e $B_G = 2 \times B_i$; $V_G = 2 \times V_i$

b) $L_G = L_i / 2$ e $B_G = 2 \times B_i$; $V_G = V_i$

c) $L_G = L_i$ e $B_G = 2 \times B_i$; $V_G = V_i$

d) Nenhuma está correcta, porque a largura de banda do volume em escrita é diferente da em leitura

e) Nenhuma das anteriores, porque o valor correcto para a latência é $L_G = 2 \times L_i$

**8)** A técnica de *journaling* de **metadados**, usada em sistemas de ficheiros (SF) consiste sucintamente em, quando um programa em execução faz uma operação de I/O que altera uma ou mais estruturas de metadados,

a) Nas operações de **`read()`** e **`write()`** garantir que os blocos modificados são efectivamente escritos pelo SO (*driver*) no disco antes de retornar ao processo de utilizador

b) Nas operações de **`write()`** garantir que os blocos modificados são efectivamente escritos pelo SO (*driver*) no disco antes de retornar ao processo de utilizador

c) Escrever, numa zona reservada do disco, em todas as operações que alteram alguma área de **dados ou metadados**, uma cópia de todas as alterações provocadas pela operação e, quando todas elas estiverem efectivamente escritas em disco, adicionar uma marca de fim-de-operação e, em seguida, começar a escrever a mesma informação, quando for oportuno, nas zonas do SF onde estão as áreas de **dados e metadados** afectadas pela operação

d) Escrever, numa zona reservada do disco, em todas as operações que alteram alguma área de **metadados**, uma cópia de todas as alterações provocadas pela operação e, quando todas elas estiverem efectivamente escritas em disco, adicionar uma marca de fim-de-operação e, em seguida, começar a escrever a mesma informação, quando for oportuno, nas zonas do SF onde estão as áreas de **metadados** afectadas pela operação

e) Escrever, numa zona reservada do disco, em todas as operações que alteram alguma área de **metadados**, uma cópia de todas as alterações provocadas pela operação e, quando todas estiverem efectivamente escritas em disco, escrever uma marca de fim-de-operação

**9)** A memória virtual por paginação-a-pedido tem, entre outras, as seguintes características:

a) cada processo tem o seu espaço de endereçamento divido num conjunto de páginas de dimensão fixa

b) regra geral, cada página só é carregada para memória quando é referenciada

c) cada processo tem a uma tabela de páginas (PT – *Page Table*)

d) cada entrada na PT tem um bit de presença que indica se a página se encontra em memória

e) todas as anteriores (Se respondeu outras, tem ¼ da cotação por cada uma)

**10)** Nos sistemas de ficheiros (SF) nativos (ex.: **`ext2`**) em SOs Unix-*like*, o superbloco contém, entre outras, informações sobre

a) O número de ficheiros, bitmaps e i-nodes existentes no disco

b) O número de tabelas de ficheiros, tabelas de bitmaps e tabelas de i-nodes existentes no disco

c) As listas que gerem a ocupação de estruturas como i-nodes, blocos de dados, bitmaps e ficheiros

d) A *File Allocation Table* (FAT) do SF

e) Nenhuma das anteriores

**11)** O que caracteriza um escalonador MLFQ (*Multi-Level Feedback Queue*) é

a) não usar fatias de tempo

b) favorecer a execução dos processos CPU-bound

c) distribuir equitativamente o tempo de CPU pelos processos

d) escalonar os processos preservando a sua antiguidade (exibindo um carácter FIFO)

e) nenhuma das anteriores

**12)** Num programa o programador declarou/inicializou a variável `i` da seguinte forma: `int *i= 0`. Depois, logo a seguir, escreveu a instrução `*i= 99`. O que acontece quando a execução do programa chega à referida instrução, numa máquina com um processador x86 e sob um SO Windows ou Linux?

a) Um *segmentation fault*, consequência de uma tentativa de acesso ao endereço 0, que está contido numa página inválida

b) Um *segmentation fault*, consequência de uma tentativa de acesso a um endereço contido na zona de endereços de memória virtual atribuídos ao *heap*, que não foi previamente "alocado"

c) Um *page fault*, consequência de uma tentativa de acesso a um endereço contido numa página do *heap*, que não foi previamente carregada em memória

d) Um *page fault*, consequência de uma tentativa de acesso a um endereço contido numa página do *stack*, que aponta para um endereço contido numa página do *heap* que não foi previamente carregada em memória

e) Nenhuma das anteriores, o programa executável não é criado porque falha na fase de *link* (ligação).

**13)** As estruturas de dados designadas por *bitmaps* são usadas em sistemas de ficheiros para

a) indicar em que blocos do disco estão os ficheiros

b) indicar em que blocos do disco estão os i-nodes

c) indicar se outras estruturas de dados do SF estão livres (ou "vazias") ou ocupadas (ou "cheias")

d) indicar, para cada ficheiro, quais os blocos que lhe estão atribuídos e se estes estão livres ou ocupados

e) Nenhuma das anteriores

**14)** Depois de uma falha de energia ou de um *crash* do sistema de operação, num computador com um volume formatado com um determinado sistema de ficheiros (SF) e em uso (montado) exclusivamente para leitura, a consistência do SF

a) tem de ser verificada

b) **não** tem de ser verificada

c) só tem de ser verificada se se tratar de um SF com *journaling*

d) só tem de ser verificada se se tratar de um SF sem *journaling*

e) só tem de ser verificada se se tratar de um SF nativo do SO em causa (por exemplo, `ext2` num SO Linux ou NTFS num SO Windows)

**15)** Nos sistemas de ficheiros (dos quais o BFS do mini-projecto, ou os **`ext`** do Linux são exemplos), a operação usualmente designada como "formatar"

a) Percorre todos os ficheiros existentes, apagando primeiro os seus blocos e depois apagando as correspondentes entradas nas directorias, até que só reste a directoria raíz, que fica também vazia

b) Define as partições e o número de i-nodes e de blocos de dados

c) Inicializa todas as estruturas de dados do SF que são usadas para gerir a informação que irá futuramente ser guardada no disco

d) Inicializa as estruturas de dados do SF que são usadas para gerir a informação que irá ser guardada no disco, e depois monta o disco

e) Inicializa unicamente o superbloco (Se respondeu esta, tem metade da cotação)

**16)** Num HDD contendo um sistema de ficheiros em que a atribuição de espaço (*data block allocation*) é de tipo contíguo, a velocidade de acesso a posições logicamente contíguas do ficheiro é

a) maior em escrita do que em leitura

b) maior do que no caso de uma atribuição em lista ligada, mas menor do que no caso de atribuição indexada

c) maior do que em qualquer outro tipo de atribuição

d) maior do que em qualquer outro tipo de atribuição, para acessos em leitura

e) menor do que em qualquer outro tipo de atribuição

**17)** Num disco com $B$ blocos, formatado para conter um sistema de ficheiros que suporta atribuição (de blocos de dados) baseada unicamente num vector com $N$ apontadores directos de dimensão $A_p$ **bytes**, e em que cada apontador aponta para um *cluster* de 8 blocos, a dimensão mínima para um **apontador**, $A_p$, é dada por [Nota: $B$ e $N$ são potências de 2)

a) $A_p = \text{ceil}(\log_2(N)/B)/8$

b) $A_p = \text{ceil}(\log_2(N/B)/8)$

c) $A_p = \text{ceil}(\log_2(B)/8)$

d) $A_p = \text{ceil}(\log_2(B/8)/8)$

e) $A_p = (2^8)*\text{ceil}(\log_2(N/8))$

**18)** Num disco com $B$ blocos de 512 bytes, formatado para conter um sistema de ficheiros que suporta atribuição (de blocos de dados) baseada unicamente num vector com $N$ apontadores directos de dimensão $A_p$ **bytes**, e em que cada apontador aponta para um *cluster* de 8 blocos, a dimensão máxima, $D_f$, de um **ficheiro**, é dada (em bytes) por [Nota: $B$ e $N$ são potências de 2)

a) $D_f = N*B*512*8$

b) $D_f = N*B*(512/A_p)$

c) $D_f = N*B*(512/A_p)*8$ **Pergunta ANULADA, cotada 100% em todos os testes**

d) $D_f = N*A_p*B*512*8$

e) $D_f = N*A_p*B*512$

**19)** Na indicação de quais os blocos pertencentes a um ficheiro

a) a atribuição contígua gera fragmentação externa

b) a atribuição contígua apresenta dificuldades no crescimento dos ficheiros

c) a atribuição ligada apresenta um acesso directo muito lento

d) a atribuição indexada tem como desvantagens o espaço ocupado pelos índices e a complexidade na sua gestão

e) todas as afirmações anteriores são verdadeiras

**20)** Num sistema de operação, muitas das técnicas e opções utilizadas no seu "desenho" (*design*) ou implementação são motivadas pela necessidade de acelerar a execução de aplicações e diminuir a latência de acesso aos dados. Assim, é importante conhecer as ordens de grandeza (valores típicos) de tempos de: execução de instruções sobre registos do CPU (tCPUins), acesso a RAM (tRAM), acesso a um bloco (não *cached*) de disco num HDD (tHDD) e num SSD (tSSD), tradução de endereço virtual/físico num TLB aquando de um hit (tHIT) ou miss (tMISS), etc., pois só assim se compreende o SO. Considerando as seguintes unidades **`ns`** (nano-segundos) **`µs`** (micro-segundos) e **`ms`** (mili-segundos), qual das opções abaixo representa valores credíveis?

a) tCPUins: dezenas de ns; tRAM: dezenas de ns; tHDD: dezenas de ms; tSSD: µs; tHIT: dezenas de ns; tMISS: dezenas de µs

b) tCPUins: ns; tRAM: dezenas de ns; tHDD: ms; tSSD: dezenas/centenas de µs; tHIT: ns; tMISS: ns

c) tCPUins: ns; tRAM: ms; tHDD: ms; tSSD: dezenas/centenas de µs; tHIT: ns; tMISS: dezenas de µs

d) tCPUins: ns; tRAM: dezenas de ns; tHDD: ms; tSSD: ms; tHIT: ns; tMISS: dezenas de µs

e) tCPUins: ns; tRAM: dezenas de ns; tHDD: ms; tSSD: dezenas/centenas de µs; tHIT: ns; tMISS: dezenas de µs

**Fundamentos de Sistemas de Operação**
**2º Teste, 4 de Janeiro de 2022**

**QUESTÕES DE DESENVOLVIMENTO — VERSÃO A – 10 valores**

**D1)** Considere o fragmento de programa (fonte) abaixo (Fig 1.1) que é executado num computador "imaginário" com um SO que usa paginação-a-pedido. O CPU tem registos gerais de **32 bits** mas usa endereços (físicos e lógicos) com apenas **8 bits**, e páginas de **4 bytes**. O espaço de endereçamento (virtual, Fig. 1.2), o mapa (ou tabela) de páginas (Fig. 1.3), e a RAM (Fig. 1.4) estão também desenhados.

```
…
int v[MAX];
for (i= 0; i < MAX; i++) v[i]= i;
…
```

Fig 1.1

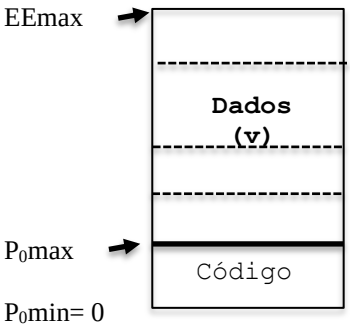



Fig. 1.2

| Página | Frame |
|---|---|
| 0 | 0 |
| 1 | NP |
| ... | NP |

Fig. 1.3

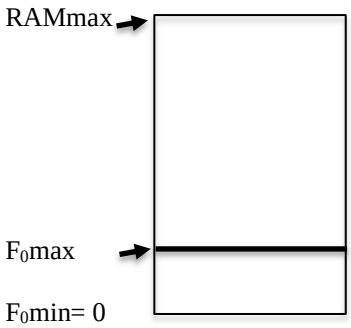



Fig. 1.4

Notas adicionais (**Ier com atenção**):
i) a variável i foi "alocada" num registo, não está em memória; v não está no *stack*, mas é global
ii) "Faça de conta" que o SO não ocupa memória.
iii) A indicação NP indica que a página em causa é válida mas não está carregada em memória.
iv) EEmax e RAMmax representam os maiores endereços possíveis para, respectivamente, o Espaço de Endereçamento virtual (EEmax) e físico (RAMmax).
v) Analogamente, $P_0$max e $F_0$max representam os maiores deslocamentos possíveis para, respectivamente, uma página (neste caso, a zero) e uma *frame* (também neste caso a zero).
vi) Só há uma página de código, que é imediatamente seguida pelas páginas de dados. Não há *stack* nem *heap*.

a) Calcule os seguintes valores

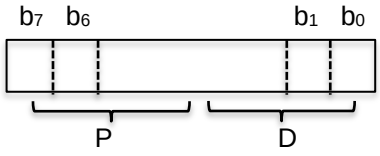
EEmax= **255**

RAMmax= **255**

$P_0$max= **3**

$F_0$max= **3**

b) Decomponha um endereço virtual, de 8 bits, em "Nº de página" (P) e "deslocamento" (D) indicando na figura abaixo, quantos bits têm P e D




P= 6 bits

D= 2 bits

c) Descreva o que acontece quando é necessário executar pela primeira vez a instrução máquina correspondente à atribuição (em C) **`v[i]= i`** que pode ver no ciclo **`for`**, Fig. 1.1. Tenha em atenção a tabela de páginas (*page table*) apresentada na Fig. 1.3. Considere que toda a RAM excepto, naturalmente, a *frame* 0, está vazia.

Ao aceder a v[0] (que está na página 1)
- há um TLB miss,
- acede-se à page table, a página é valida e está NP, logo é um page fault.

A página 1 é colocada numa frame livre (talvez a 1)

O mapa de páginas é actualizado (desaparece o NP da linha 1, sendo substituído por 1)

A execução da instrução máquina (mov, talvez) é *restarted.*

d) Considere MAX = 16. Calcule $P_v$, o número de páginas ocupado por v[MAX] e $P_f$, o número de faltas de página sofridas pelo programa até que se complete o ciclo **`for`**. [Recorde que se trata de uma arquitectura com registos de **32 bits** e v é um vector de **int**eiros]

$P_v$= 16 (uma pág 4 bytes = um int, v tem 16 ints)  $P_f$= 16 (cada acesso, 1 pf)

**Fundamentos de Sistemas de Operação**
**2º Teste, 4 de Janeiro de 2022**

**QUESTÕES DE DESENVOLVIMENTO — VERSÃO B – 10 valores**

**D1)** Considere o fragmento de programa (fonte) abaixo (Fig 1.1) que é executado num computador "imaginário" com um SO que usa paginação-a-pedido. O CPU tem registos gerais de **32 bits** mas usa endereços (físicos e lógicos) com apenas **10 bits**, e páginas de **8 bytes**. O espaço de endereçamento (virtual, Fig. 1.2), o mapa (ou tabela) de páginas (Fig. 1.3), e a RAM (Fig. 1.4) estão também desenhados.

```
…
int v[MAX];
for (i= 0; i < MAX; i++) v[i]= i;
…
```

Fig 1.1

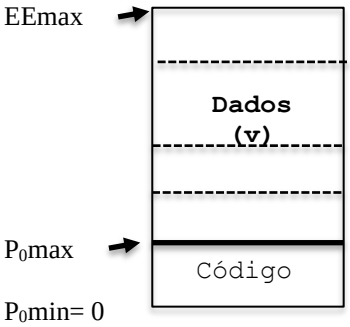



Fig. 1.2

| Página | Frame |
|---|---|
| 0 | 0 |
| 1 | NP |
| ... | NP |

Fig. 1.3

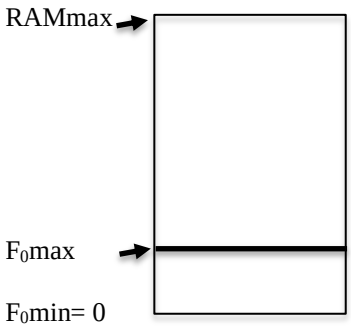



Fig. 1.4

Notas adicionais (**ler com atenção**):
i) a variável i foi "alocada" num registo, não está em memória; v não está no *stack*, mas é global
ii) "Faça de conta" que o SO não ocupa memória.
iii) A indicação NP indica que a página em causa é válida mas não está carregada em memória.
iv) EEmax e RAMmax representam os maiores endereços possíveis para, respectivamente, o Espaço de Endereçamento virtual (EEmax) e físico (RAMmax).
v) Analogamente, $P_0$max e $F_0$max representam os maiores deslocamentos possíveis para, respectivamente, uma página (neste caso, a zero) e uma *frame* (também neste caso, a zero).
vi) Só há uma página de código, que é imediatamente seguida pelas páginas de dados. Não há *stack* nem *heap*.

a) Calcule os seguintes valores

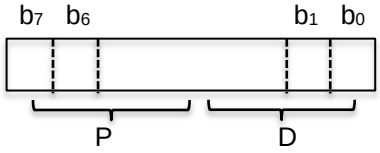
EEmax= **1023**

RAMmax= **1023**

$P_0$max= **7**

$F_0$max= **7**

b) Decomponha um endereço virtual, de 8 bits (**lapso, são 10 bits!**), em "Nº de página" (P) e "deslocamento" (D) indicando na figura abaixo, quantos bits têm P e D




P= **7 bits** (**5 bits aceite por causa do lapso)**

D= **3 bits**

c) Descreva o que acontece quando é necessário executar pela primeira vez a instrução máquina correspondente à atribuição (em C) **`v[i]= i`** que pode ver no ciclo **`for`**, Fig. 1.1. Tenha em atenção a tabela de páginas (*page table*) apresentada na Fig. 1.3. Considere que toda a RAM excepto, naturalmente, a *frame* 0, está vazia.

Ao aceder a v[0] (que está na página 1)
- há um TLB miss
- acede-se à page table, a página é valida e está NP, logo é um page fault

A página 1 é colocada numa frame livre (talvez a 1)

O mapa de páginas é actualizado (desaparece o NP da linha 1, sendo substituído por 1)

A execução da instrução máquina (mov, talvez) é *restarted*

d) Considere MAX = 16. Calcule $P_v$, o número de páginas ocupado por v[MAX] e $P_f$, o número de faltas de página sofridas pelo programa até que se complete o ciclo **`for`**. [Recorde que se trata de uma arquitectura com registos de **32 bits** e v é um vector de **int**eiros]

$P_v$= 8 (uma pág 8 bytes = dois ints, v tem 16 ints)

$P_f$= 8 (cada 2 acessos, 1 pf)

**D2)** Considere o tipo inodeC, cuja estrutura é apresentada abaixo e representa um ficheiro contíguo. Naturalmente, o comprimento do ficheiro é **`size`** bytes, sendo **`start`** o endereço lógico na zona de dados do primeiro bloco ocupado pelo ficheiro no disco e **`end`** o endereço do último.

Pretende-se que escreva o código da função **`fullFileRead`** que é chamada para ler integralmente os dados do ficheiro representado pelo argumento **`in`** (que já aponta um i-node válido). O ficheiro pode estar vazio, mas também pode ter sido previamente escrito e, portanto, ter um certo conteúdo. **A função deve retornar o número de bytes lido**, ou um código de erro que resulte da chamada a outra função (pode usar -1 para outros erros, se no seu código encontrar situações que acha serem erros). Os bytes serão lidos para **`buf`**, uma variável local da função.

```
struct inodeC {
  unsigned short size;
  unsigned short start;
  unsigned short end;
};

// converte o endereço lógico de um bloco de dados
// no endereço físico desse bloco em disco. Retorna < 0 se erro
extern unsigned int L2FdataBlock(unsigned int lBlock);

// Lê o conteúdo do bloco de disco cujo endereço é pBlock
// Retorna < 0 se erro
extern int BlockRead(unsigned int pBlock, unsigned char *blk)
```

```
int fullFileRead(struct inodeC *in) {
  unsigned char buf[DISK_BLOCK_SIZE];

  unsigned int sLblk= in->start;
  unsigned int size= in->size;
  for (int i= 0; i < size; i+= DISK_BLOCK_SIZE) {
    if ( (int)(cLblk=L2FdataBlock(sLblk)) < 0) return cLblk;
    if ( BlockRead(cLblk, buf) < 0) return cLblk;
  }

  return size;




// Marcado a amarelo = não desconta









}
```

**D3)** Considere o tipo **`inodeI`**, cuja estrutura é apresentada abaixo e representa um ficheiro indexado. Naturalmente, o comprimento do ficheiro é **`size`** bytes, sendo **`idx`** o endereço lógico, na zona de dados, do bloco de índice. Um bloco de índice tem **`IDX_POINTERS`**, que são apontadores para os blocos de dados do ficheiro. Cada apontador ocupa 2 bytes.

Pretende-se que escreva o código da função **`fullFileRead`** que é chamada para ler integralmente os dados do ficheiro representado pelo argumento **`in`** (que já aponta um i-node válido). O ficheiro pode estar vazio, mas também pode ter sido previamente escrito e, portanto, ter um certo conteúdo. **A função deve retornar o número de bytes lido**, ou um código de erro que resulte da chamada a outra função (pode usar -1 para outros erros, se no seu código encontrar situações que acha serem erros). Os bytes serão lidos para **`buf`**, uma variável local da função. Também existe uma variável local, idx, que servirá para conter o bloco de índice.

```
struct inodeI {
  unsigned short size;
  unsigned short idx;
};

// converte o endereço lógico de um bloco de dados
// no endereço físico desse bloco em disco. Retorna < 0 se erro
extern unsigned int L2FdataBlock(unsigned int lBlock);

// Lê o conteúdo do bloco de disco cujo endereço é pBlock
// Retorna < 0 se erro
extern int BlockRead(unsigned int pBlock, unsigned char *blk);

#define IDX_POINTERS (DISK_BLOCK_SIZE/sizeof(unsigned short));
```

```
int fullFileRead(struct inodeC *in) {
  unsigned int eBlk; // endereço (n°) lógico de bloco
  unsigned char buf[DISK_BLOCK_SIZE];
  union b_idx {
    unsigned char block[DISK_BLOCK_SIZE];
    unsigned short dptr[IDX_POINTERS];
  } idx;

  // Ler o bloco de índice
  if ( (eBlk=L2FdataBlock(in->idx)) < 0) return blk;
  if ( BlockRead(eBlk, idx.block) < 0) return blk

  // Enquanto forem válidos, percorrer os apontadores no bloco de índice
  // e ler cada bloco de dados apontado, e actualizar a quantidade de
  // bytes lidos


  unsigned int size= in->size;
  for (int i= 0, p= 0; i < size; i+= DISK_BLOCK_SIZE; p++) {
    if ( (int)(eBlk=L2FdataBlock(idx.ptr[c])) < 0) return blk;
    if ( BlockRead(eBlk, buf) < 0) return blk;
  }

  return size;


// Marcado a amarelo = não desconta
// Marcado a azul: lapso no enunciado

}
```