Análise de Algoritmos

Exercícios

13 de agosto de 2024

Sumário

1 Introdução

1. Prove[1] que o Algoritmo S abaixo

S(x,v,a,b)

Se $a > b$
    Devolva $a - 1$
Se $x \geq v[b]$
    Devolva b
Devolva $S(x, v, a, b - 1)$

é uma solução para o seguinte problema computacional.

Busca em Vetor Ordenado (BVO)

Instância: (x, v, a, b) onde

x**:** é um valor,

a, b**:** são inteiros,

v : é um vetor de valores indexado por $[a..b]$.

Resposta: O "lugar onde x deveria estar em v", isto é, o único $m \in [a - 1..b]$ satisfazendo

$$\begin{aligned} v[i] \leq x, &\qquad \text{para todo } i \in [a..m], \\ x < v[i], &\qquad \text{para todo } i \in [m + 1..b]. \end{aligned}$$

2. Resolva as seguintes recorrências onde $c_1, c_2 \in \mathbb{C}$.

(a)

$$f(n) = \begin{cases} c_1, & \text{se } n = 0, \\ c_2 + f(n - 1), & \text{se } n \geq 1, \end{cases},$$

(b)

$$f(n) = \begin{cases} c_1, & \text{se } n = 0, \\ c_2 + f\left(\left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor\right), & \text{se } n \geq 1, \end{cases}$$

[1] **Sugestão:** Prove por indução em $n := b - a + 1$ que se (x, v, a, b) é uma instância de BVO, e $S(x, v, a, b) = m$, então

$$\begin{aligned} &v[i] \leq x, \text{ para todo } i \in [a..m], \text{ e} \\ &x < v[i], \text{ para todo } i \in [m + 1..b]. \end{aligned}$$

3. Prove[2] que o Algoritmo B abaixo

B(x,v,a,b)

Se $a > b$
    Devolva $a - 1$
$m \leftarrow \left\lfloor \frac{a+b}{2} \right\rfloor$
Se $x < v[m]$
    Devolva $B(x, v, a, m - 1)$
Devolva $B(x, v, m + 1, b)$

é uma solução para o problema de Busca em Vetor Ordenado (cfr. Exercício 1).

4. Sejam $a, b \in \mathbb{N}$ e sejam

$$\begin{aligned} m(a,b) &:= \left\lfloor \frac{a+b}{2} \right\rfloor, \\ n(a,b) &:= b - a + 1. \end{aligned}$$

Prove que

$$n(a, m(a,b) - 1) = n(m(a,b) + 1, b) = \left\lfloor \frac{n(a,b) - 1}{2} \right\rfloor.$$

5. Prove que

$$c_1 + c_2 \lg n \leq f(n) \leq c_1 + c_2 \lg(n+1), \text{ para todo } n \geq 1,$$

onde c_1, c_2 e $f(n)$ são como no Exercício 2b.

6. Uma *árvore (binária)* é uma *árvore vazia*, denotada por Λ, ou é um par $T = (E(T), D(T))$ onde $E(T)$ e $D(T)$ são árvores binárias. A árvore T é uma *folha* se $E(T)$ e $D(T)$ são ambas árvores vazias. A *altura* de T é dada por

$$h(T) = \begin{cases} 1, & \text{se } T = \Lambda, \\ 1 + \max\{h(E(T)), h(D(T))\}, & \text{se } T \neq \Lambda. \end{cases}$$

Prove que[3] se T tem $n \geq 1$ folhas então $h(T) \geq \lg n$.

[2] **Sugestão:** Indução em $b - a + 1$

[3] **Sugestão:** Observe que se T é uma árvore com n folhas, então a árvore resultantante de retirar de T todas as suas folhas tem pelo menos $n/2$ folhas.

2 Notação Assintótica

7. Prove que se $f(n) = \mathcal{O}(1)$ e $g(n) = \mathcal{O}(1)$ então $f(n) + g(n) = \mathcal{O}(1)$, isto é, que
$$\mathcal{O}(1) + \mathcal{O}(1) = \mathcal{O}(1).$$

8. Prove que se $f(n) = \mathcal{O}(1)$ e $\lim g(n) = \infty$, então
$$\frac{f(n)}{g(n)} = \mathcal{O}(1),$$
isto é, que se $\lim g(n) = \infty$, então
$$\frac{\mathcal{O}(1)}{g(n)} = \mathcal{O}(1).$$

9. Sejam $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ e $l(n) = \mathcal{O}(1)$ e $a \in \mathbb{N}$. Prove que
$$\sum_{i=a}^{f(n)} l(i) = \mathcal{O}(1) f(n).$$

10. Prove que
    (a) $\frac{1}{n} = \mathcal{O}(1)$.
    (b) $\frac{\log n}{n} = \mathcal{O}(1)$.

11. Prove que se $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ tem limite finito, então $f(n) = \mathcal{O}(1)$.

12. Prove que se $f(n) = \mathcal{O}(1)$ e $g(n) = \mathcal{O}(1)$ então $f(n)g(n) = \mathcal{O}(1)$, isto é, que
$$\mathcal{O}(1)\mathcal{O}(1) = \mathcal{O}(1).$$

13. Seja
$$h(n) := \left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor,$$
e seja
$$u(n) = \min\left\{k \in \mathbb{N} \mid h^k(n) \leq 0\right\}.$$
Prove que
$$u(n) = \mathcal{O}(1) \lg n.$$

14. Prove que
$$\log_b n = \mathcal{O}(\log n), \text{ para todo } b > 1.$$

15. Sejam $n_0 \in \mathbb{N}$, $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ e $h\colon \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ tais que

$$f(n) = \mathcal{O}(1) + f(h(n)), \text{ para todo } n \geq n_0.$$

Prove que

$$f(n) = \mathcal{O}(1)u(n),$$

onde

$$u(n) := \min\left\{k \in \mathbb{N} \mid h^k(n) < n_0\right\}.$$

16. Prove que se $f(n) = \mathcal{O}(g(n))$ e $g(n) = \mathcal{O}(h(n))$, então $f(n) = \mathcal{O}(h(n))$.

17. Prove que se $g(n) = \mathcal{O}(1)$ e $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ é não-decrescente, então $f \circ g(n) = \mathcal{O}(1)$, isto é, que

$$f(\mathcal{O}(1)) = \mathcal{O}(1).$$

18. Dê um exemplo de quatro funções $F, f, G, g\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ tais que

$$\begin{array}{rcl} f(n) & = & \mathcal{O}(F(n)), \\ g(n) & = & \mathcal{O}(G(n)), \\ F(n) & = & \mathcal{O}(G(n)), \text{ e} \\ f(n) & \text{não é} & \mathcal{O}(g(n)). \end{array}$$

19. Prove que

    (a) $\mathcal{O}(1) = \mathcal{O}((\log n)^\alpha)$, se e somente se $\alpha > 0$.
    (b) $\mathcal{O}((\log n)^\alpha) = \mathcal{O}(n^\beta)$, para todo $\alpha \in \mathbb{R}$ e todo $\beta > 0$.
    (c) $\mathcal{O}(n^\alpha) = \mathcal{O}(n^\beta)$, se e somente se $\alpha \leq \beta$.
    (d) $\mathcal{O}(n^\alpha) = \mathcal{O}(\beta^n)$, para todo $\alpha \in \mathbb{R}$ e todo $\beta > 1$.
    (e) $\mathcal{O}(\alpha^n) = \mathcal{O}(\beta^n)$, se e somente se $\alpha \leq \beta$.
    (f) $\mathcal{O}(\alpha^n) = \mathcal{O}(n!)$, para todo $\alpha \in \mathbb{R}$.
    (g) $\mathcal{O}(n!) = \mathcal{O}(n^n)$.

20. Prove que

    (a) $n = \Omega(\lfloor \log n \rfloor)$

21. Prove que se $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ tem limite, então $f(n) = \Omega(1)$ se e somente se $\lim f(n) \neq 0$.

22. Sejam $n_0 \in \mathbb{N}$, $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ e $h\colon \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ tais que

$$f(n) = f(h(n)) + \Omega(1), \text{ para todo } n \geq n_0.$$

Prove que

$$f(n) = \Omega(1)u(n),$$

onde

$$u(n) := \min\left\{k \in \mathbb{N} \mid h^k(n) < n_0\right\}.$$

23. Seja

$$h(n) := \left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor,$$

e seja

$$u(n) = \min\left\{k \in \mathbb{N} \mid h^k(n) \leq 0\right\}.$$

Prove que

$$u(n) = \Omega(1) \lg n.$$

24. Sejam $f(n) = \Omega(1)$ e $g(n) = \Omega(1)$. Prove que $f(n)g(n) = \Omega(1)$, isto é, prove que

$$\Omega(1)\Omega(1) = \Omega(1).$$

25. Prove que se

$$\begin{aligned} &g(n) = \Omega(f(n)), \text{ e} \\ &f(n) = 0 \implies g(n) = 0, \text{ para todo } n \in \mathbb{N}, \end{aligned}$$

então

$$g(n) = \Omega(1)f(n).$$

26. Prove que se $g(n) = \Omega(1)f(n)$ então $g(n) = \Omega(f(n))$ e, além disso, $f(n) = 0 \implies g(n) = 0$, para todo $n \in \mathbb{N}$.

27. Prove que

$$\log_b n = \Omega(\log n), \text{ para todo } b > 1.$$

28. Prove que $f(n) = \Omega(g(n))$ se e somente se $g(n) = \mathcal{O}(f(n))$.

29. Prove que se $g(n) = \Omega(1)$ e $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ é assintoticamente positiva e não-decrescente, então $g \circ f(n) = \Omega(1)$, isto é, que

$$f(\Omega(1)) = \Omega(1).$$

30. Prove que se $\lim f(n) = 0$ então

$$\Omega(1) + f(n) = \Omega(1).$$

31. Dê exemplos de funções $f(n) = \Omega(1)$ e $g(n) = \Omega(1)$, tais que

    (a) $f(n)\frac{1}{n} = \Omega(1)$.

    (b) $g(n)\frac{1}{n}$ não é $\Omega(1)$.

32. Dê exemplos de funções $f(n) = \Omega(1)$ e $g(n) = \Omega(1)$, tais que

    (a) $f(n) + g(n) = \Omega(1)$.

    (b) $f(n) + g(n)$ não é $\Omega(1)$.

33. Prove que se $f(n) = \Omega(1)$ e $\lim g(n) = 0$, então

$$f(n) + g(n) = \Omega(1).$$

34. Prove que $g(n) = \Theta(f(n))$ se e somente se existem $c^-, c^+ > 0$ e $n_c \in \mathbb{N}$ tais que

$$c^-|f(n)| \leq |g(n)| \leq c^+ f(n), \text{ para todo } n \geq n_c.$$

35. Prove que se $f(n) = \mathcal{O}(1)$ e $g(n) = o(1)$, então $f(n)g(n) = o(1)$, isto é, que

$$\mathcal{O}(1)o(1) = o(1).$$

36. Prove que se $f(n) = \mathcal{O}(1)$ e $g(n) = \Omega(1)$, então $f(n)/g(n) = \mathcal{O}(1)$, isto é,

$$\frac{\mathcal{O}(1)}{\Omega(1)} = \mathcal{O}(1).$$

37. Use a aproximação de Stirling para provar que

$$\binom{2n}{n} = (1 + o(1))\frac{2^{2n}}{\sqrt{\pi n}} = \Theta\left(\frac{2^{2n}}{\sqrt{n}}\right)$$

38. Prove que

$$f(n) = o(1) \text{ se e somente se } \lim f(n) = 0.$$

39. Prove que

$$n^{o(1)-\beta} = o(1), \text{ para todo } \beta > 0.$$

40. Prove que

$$\beta^{o(n)-n} = o(1), \text{ para todo } \beta > 1.$$

3 Divisão e Conquista

41. Prove que

    (a)
    $$\lfloor f(n) \rfloor = f(n) + \mathcal{O}(1), \text{ para todo } f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}.$$

    (b) se $b > 1$ e $n_0 \in \mathbb{N}$, então
    $$\left\lfloor \log_b \frac{n}{n_0} \right\rfloor + 1 = \log_b n + \mathcal{O}(1).$$

42. Use o "Teorema Mestre" para obter soluções para as seguintes recorrências.

    (a) $T(n) = 2T(n/4) + 1$,
    (b) $T(n) = 2T(n/4) + \sqrt{n}$,
    (c) $T(n) = 2T(n/4) + n$,
    (d) $T(n) = 2T(n/4) + n^2$,
    (e) $T(n) = T(7n/10) + n$,
    (f) $T(n) = 16T(n/4) + n^2$,
    (g) $T(n) = 7T(n/3) + n^2$,
    (h) $T(n) = 7T(n/2) + n^2$.

43. Use o "Teorema Mestre" para provar que o tempo de execução de (B(x,v,a,b)) (onde `B` é o algoritmo do Exercício 3) é $\Theta(\log n)$.

44. Considere o seguinte algoritmo.

Minimo(v, a, b)

Entrada: um vetor v indexado por $[a..b]$, com $a \leq b$
Saída : um índice $m \in [a..b]$ tal que $v[m] \leq v[i]$ para todo $i \in [a..b]$.
Se $a = b$
    Devolva a
$m \leftarrow \left\lfloor \frac{a+b}{2} \right\rfloor$
$m_1 \leftarrow$ Minimo(v, a, m)
$m_2 \leftarrow$ Minimo$(v, m+1, b)$
Se $v[m_1] \leq v[m_2]$
    Devolva m_1
Devolva m_2

(a) Prove que o algoritmo está correto.

(b) Use o "Teorema Mestre" para obter uma expressão assintótica para o tempo de execução de Minimo(v, a, b) em função de $n = b - a + 1$.

(c) Explique por que não é possível existir algoritmo assintoticamente mais eficiente que este (em análise de pior caso) para o problema de determinar o mínimo de um vetor.

45. Considere o seguinte algoritmo

Multiplica(x, n)

Entrada: uma "coisa somável"[a] x e um inteiro n

Saída : O valor de $n \times x$

Se $n = 0$

  Devolva 0

Se n *é par*

  Devolva *Multiplica*$(x + x, \frac{n}{2})$

Devolva *Multiplica*$(x + x, \frac{n-1}{2}) + x$

---

[a] x pode ser qualquer coisa para a qual exista uma operação de soma definida, como por exemplo, um número, uma matriz, uma função etc.

(a) Prove que o algoritmo está correto.

(b) Use o "Teorema Mestre" para obter uma expressão assintótica para o tempo de execução de Multiplica(x, n) em função de n nos casos em que $x + x$ pode ser computado em tempo $\mathcal{O}(1)$

46. Um estudante diz que é possível obter um algoritmo melhor do que o Algoritmo de Karatsuba, dividindo os inteiros em três partes em vez de somente duas, da seguinte maneira.

Dada uma sequência $x = (x_{n-1}, \ldots, x_0) \in \{0, 1\}^+$, sejam x_L, x_C e x_R as partes "esquerda", "central" e "direita" de x, isto é,

$$
\begin{aligned}
x_L &= (x_{n-1}, \ldots, x_{2n/3}), \\
x_C &= (x_{2n/3-1}, \ldots, x_{n/3}), \\
x_R &= (x_{n/3-1}, \ldots, x_0).
\end{aligned}
$$

Então

$$\begin{aligned}\overline{xy} = {} & x_L \times y_L \times 2^{4n/3} \\ & + (x_L \times y_C + x_C \times x_C \times y_L) \times 2^n \\ & + (x_L \times y_R + x_R \times y_L + x_C \times y_C) \times 2^{2n/3} \\ & + (x_C \times y_L + x_R \times y_C) \times 2^{n/3} \\ & + x_R \times y_R,\end{aligned}$$

e fazendo

$$\begin{aligned} r_1 &= x_L \times y_L, \\ r_2 &= (x_L + x_C) \times (y_L + y_C), \\ r_3 &= x_C \times y_C, \\ r_4 &= (x_L + x_R) \times (y_L + y_R), \\ r_5 &= x_R \times y_R, \\ r_6 &= (x_C + x_R) \times (y_C + y_R), \end{aligned}$$

temos

$$x \times y = r_1 \times 2^{4n/3} + (r_2 - r_1 - r_3) \times 2^n + (r_3 + r_4 - r_1 - r_5) \times 2^{2n/3} + (r_6 - r_3 - r_5) \times 2^{n/3} + r_5.$$

(a) Escreva o algoritmo correspondente às observações acima, para o caso em que x e y tem tamanho n onde n é potência de 3.

(b) O algoritmo do estudante é assintoticamente mais rápido que o Algoritmo de Karatsuba? Justifique.

(c) O algoritmo do estudante está correto? Justifique.

47. Uma *α-pseudo-mediana* de um conjunto de n valores é um elemento m do conjunto que é menor ou igual a pelo menos n^α elementos do conjunto e maior ou igual a pelo menos n^α elementos do conjunto. Uma *pseudo-mediana* de um conjunto de n valores é uma α-pseudo-mediana desse conjunto para algum $0 \leq \alpha \leq 1$.

    O seguinte algoritmo calcula uma pseudo-mediana dos elementos de um vetor.

P(v, a, b)

Entrada: Vetor v indexado por $a..b$
Saída : Uma pseudo-mediana de $\{v[i] : i \in [a..b\}$
$n \leftarrow b - a + 1$
Se $n < 3$
  Devolva $v[a]$
Se $n \leq 3$
  Devolva *a mediana de* $\{v[a], v[a+1], v[a+2]\}$
$u \leftarrow$ vetor indexado por $[1..\lceil n/3 \rceil]$
$j \leftarrow 1$
Para i *de* a *até* $b - 3$
  $u[j] \leftarrow \mathsf{P}(v, i, i+2)$
  $j \leftarrow j + 1$
  $i \leftarrow i + 3$
Se $i \leq b$
  $u[j] \leftarrow \mathsf{P}(v, i, b)$
Devolva $P(u, 1, \lceil n/3 \rceil)$

(a) Use o "Teorema Mestre" para expressar o tempo de execução de $\mathsf{P}(v, a, b)$ em termos assintóticos em função do número $n = b-a+1$ de elementos do vetor.

(b) É suficiente para que o algoritmo QuickSort execute em tempo $\mathcal{O}(n \log n)$ (onde n é o número de elementos do vetor) que o pivô escolhido a cada iteração seja uma pseudo-mediana do vetor sendo ordenado. É possível computar uma pseudo-mediana a cada iteração e ainda assim ordenar o vetor em tempo $\mathcal{O}(n \log n)$? Justifique[4]

48. O seguinte algoritmo resolve o conhecido quebra-cabeça das Torres de Hanói. A execução de Hanoi(n, a, b, c) move n discos da torre a para a torre b usando a torre c como torre auxiliar, de acordo com as regras

[4] **Sugestão:** Use o "Teorema Mestre" de novo.

do jogo.

Hanoi(n, a, b, c)

Se $n = 0$
    Termine
Hanoi$(n-1, a, c, b)$
mova o disco no topo da torre a para o topo da torre b
Hanoi$(n-1, c, b, a)$

Seja $M(n)$ o número de movimentos (passagem de um disco de uma torre para outra) na execução de Hanoi(n, a, b, c).

(a) Descreva $M(n)$ por meio de uma recorrência.

(b) Resolva esta recorrência.

(c) É possível usar o "Teorema Mestre" para obter uma expressão assintótica para o tempo de execução do algoritmo?

(d) Prove[5] que que não é possível resolver uma instância (n, a, b, c) do problema das Torres de Hanói com menos do que $2^n - 1$ movimentos.

(e) O algoritmo acima é uma solução ótima para o problema das Torres de Hanói do ponto de vista do tempo de execução assintótico?

49. Considere o seguinte problema computacional.

Subvetor de Soma Máxima (SSM)

Instância: Uma tripla (v, a, b) onde v é um vetor indexado por $[a..b]$.

Resposta: Um par (p, q) de índices de v tal que a soma

$$\sum_{i=p}^{q} v[i]$$

é máxima.

Brutus, um programador, sugere o seguinte algoritmo: para cada par (p, q) de índices em $[a..b]$ com $p \leq q$, compute a soma dos valores de $v[p..q]$ e devolva um par cuja soma é máxima.

Outro programador, Júlio, sugere o seguinte algoritmo: fazendo $m = \left\lfloor \frac{a+b}{2} \right\rfloor$,

[5] **Sugestão:** Indução no número de discos.

(a) recursivamente compute uma resposta (p_1, q_1) da instância (v, a, m),

(b) recursivamente compute uma resposta (p_2, q_2) da instância $(v, m+1, b)$,

(c) compute o par (p', q') onde $p' \leq m \leq q'$ são tais que a soma $\sum_{i=p'}^{q'} v[i]$ é máxima.

(d) devolva o par (p, q) com soma máxima dentre estes três.

(a) Expresse o tempo de execução do algoritmo de Brutus em termos assintóticos, em função do número de elementos do vetor[6].

(b) Confiando na afirmação de Júlio de que o passo 49c do algoritmo pode ser executado em tempo (de pior caso) $\Theta(n)$ onde n é o número de elementos do vetor, expresse o tempo de execução de seu algoritmo em termos assintóticos[7], em função de n.

(c) Compare o tempo de execução dos algoritmos obtidos nos itens anteriores e diga se são assintoticamente equivalentes ou qual é mais eficiente segundo esta análise.

(d) Explique como executar o passo 49c do algoritmo de Júlio em tempo de pior caso $\Theta(n)$.

50. Considere o Algoritmo Exp(x, n) dado por

Exp(x,n)

Entrada: uma "coisa multiplicável"[a] x e um inteiro n
Saída : O valor de x^n
Se $n = 0$
    Devolva *o elemento neutro da multiplicação*
$e \leftarrow$ Exp$(x, \lfloor n/2 \rfloor)$
$e \leftarrow e \times e$
Se n *é par*
    Devolva e
Devolva $x \times e$

[a] x pode ser qualquer coisa para a qual exista uma operação de multiplicação definida, como por exemplo, um número, uma matriz, uma função etc.

(a) Prove que o algoritmo está correto.

[6] **Sugestão:** O tempo de execução será $\Theta(S(n))$ onde $S(n)$ é o número de somas efetuadas e n é o número de elementos do vetor

[7] **Sugestão:** Use o "Teorema Mestre"

(b) Dê uma expressão não recorrente para o número de multiplicações na execução de $\mathsf{Exp}(x, n)$ em função de n.

(c) Assumindo que cada multiplicação na execução de $\mathsf{Exp}(x, n)$ é efetuada em tempo $\mathcal{O}(1)$, expresse o tempo de execução de $\mathsf{Exp}(x, n)$ em termos assintóticos em função de n.

4 Algoritmos Gulosos

51. Seja (Σ, f) uma instância do problema de Codificação de Huffman e sejam σ_1 e σ_2 duas letras frequência mínima nessa instância. Seja $\Sigma' = \Sigma - \{\sigma_1, \sigma_2\} \cup \tau$, onde $\tau \notin \Sigma$ e seja $f' \colon \Sigma' \to \mathbb{Q}$ dada por

$$f'(\sigma) = \begin{cases} f(\sigma), & \text{se } \sigma \neq \tau, \\ f(\sigma_1) + f(\sigma_2), & \text{se } \sigma = \tau. \end{cases}$$

Prove que as respostas c e c' das instâncias (Σ, f) e (Σ', f') tem mesmo custo, isto é,

$$\sum_{\sigma \in \Sigma} |c(\sigma)| f(\sigma) = \sum_{\sigma \in \Sigma'} |c'(\sigma)| f'(\sigma).$$

52. Use os resultados provados em aula para provar que Algoritmo Codifica (discutido em aula) é uma solução para o problema de Codificação de Huffman[8].

5 Programação Dinâmica

53. Considere o seguinte algoritmo para computar o n-ésimo termo da Sequência de Fibonacci.

```
Fib(n)
---------------------------------
Se n ≤ 1
    Devolva n
Devolva Fib_R(n − 2) + Fib_R(n − 1)
```

Numa execução de $\mathsf{Fib}_\mathsf{R}(n)$, quantas vezes se executa $\mathsf{Fib}_\mathsf{R}(k)$, se $k \leq n$?

[8]**Sugestão:** Indução no tamanho do alfabeto da instância.

54. Prove que o seguinte algoritmo para computar o n-ésimo termo da Sequência de Fibonacci está correto.

```
Fib(n)
  v ← vetor indexado por [0..1]
  v[0] ← 0
  v[1] ← 1
  Para k de 2 até n
      v[k mod 2] ← v[0] + v[1]
  Devolva v[n mod 2]
```

55. Considere o seguinte algoritmo para computar o n-ésimo termo da Sequência de Fibonacci.

Fib(n)

$M \leftarrow \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$

$M \leftarrow \mathsf{Exp}(M, n)$

Devolva $M[1, 1]$

onde Exp é o algoritmo do Exercício 50.

(a) Prove que o algoritmo está correto.

(b) Dê uma expressão não recorrente para o número de operações aritméticas efetuadas (somas e multiplicações de inteiros) na execução de $\mathsf{Fib}(n)$ em função de n.

(c) Expresse o tempo de execução de $\mathsf{Fib}(n)$ em termos assintóticos em função de n.

56. Considere o seguinte algoritmo para o cálculo do coeficiente binomial $\binom{n}{k}$.

B(n, k)

Devolva $\frac{\mathsf{Fatorial}(n)}{\mathsf{Fatorial}(k) \times \mathsf{Fatorial}(n-k)}$

(a) Sabendo que $\mathsf{Fatorial}(n)$ executa $n - 1$ multiplicações para todo $n \in \mathbb{N}$, dê uma expressão para o número de operações aritméticas (multiplicações e divisões) na execução de $\mathsf{B}(n, k)$.

(b) Dê uma expressão para o tempo de execução de $\mathsf{B}(n, k)$ em função de n.

57. Proponha um algoritmo de programação dinâmica para o cálculo do coeficiente binomial $\binom{n}{k}$ baseado na relação de Stifel

$$\binom{n}{k} = \begin{cases} 1, & \textsf{se } k = 0, \\ \binom{n-1}{k} + \binom{n-1}{k-1}, & \textsf{se } 1 \leq k \leq n, \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases}$$

   (a) Quantas operações aritméticas entre inteiros faz seu algoritmo?

   (b) Qual seu tempo de execução em termos assintóticos em função de n e k. E somente em função de n?

   (c) Qual o espaço consumido em termos assintóticos em função de n e k. E somente em função de n?

   (d) Compare-o com o algoritmo do Exercício 56.

   (e) No algoritmo do Exercício 56 os valores intermediários calculados podem ser muito grandes, mesmo quando o resultado final não seja. Isso torna possível, por exemplo, que a execução do algoritmo incorra em erro de "overflow" mesmo num caso em que o resultado final não sobrepasse a capacidade de armazenamento de um inteiro.

      i. Prove que seu algoritmo não sofre deste problema.

      ii. Prove que o algoritmo do Exercício 56 pode computar valores intermediários arbitrariamente maiores que os do resultado final, provando que para todo $N \in \mathbb{N}$ existem $n, k \in \mathbb{N}$ tais que

$$n! - \binom{n}{k} \geq N.$$

58. Prove que um algoritmo para o problema da Subsequência Crescente Máxima que examina cada uma das subsequências possíveis e escolhe a maior consome tempo $\Omega(2^{|X|})$ para computar uma instância $|X|$.

59. Prove que o tempo de execução de[9] $\textsf{DistEdit}_R(x, y)$ é $\Theta\left((1 + \sqrt{2})^n\right)$ onde $n = |x| + |y|$.

60. Seja A um conjunto. Uma função $d\colon A \times A \to \mathbb{R}$ é uma *distância* (ou *métrica*) sobre o conjunto A se tem as seguintes propriedades.

[9] $\textsf{DistEdit}_R$ é o algoritmo recursivo para o problema da Distância de Edição discutido em aula.

(a) $d(a,b) = 0$ se e somente se $a = b$, para todo $a, b \in A$,

(b) $d(a,b) \geq 0$, para todo $a, b \in A$,

(c) $d(a,b) = d(b,a)$, para todo $a, b \in A$, e

(d) $d(a,c) \leq d(a,b) + d(b,c)$ para todo $a, b, c \in A$.

Seja Σ um alfabeto.

(a) Prove que a Distância de Hamming é uma distância sobre Σ^n, para todo $n \in \mathbb{N}$.

(b) Prove que a Distância de Edição é uma distância sobre Σ^*.

61. Execute o algoritmo $\mathsf{DistEdit}_D(x, y)$ (discutido em aula) para $x =$ `cara` e $y =$ `caldo` preenchendo a matriz abaixo.

		0	1	2	3	4	5
		-	c	a	l	d	o
0	-						
1	c						
2	a						
3	r						
4	a						

62. Considere as seguintes soluções para o Problema do Caixeiro Viajante tal como discutido em aula.

A: O algoritmo que computa o custo de cada uma das $n!$ permutações sobre $[1..n]$, e devolve uma que apresenta custo mínimo.

B: O algoritmo que, a partir da observação de que o custo de permutações circulares (como por exemplo $(p_0, \ldots, p_{n-1})$ e $(p_1, \ldots, p_0)$) de $[1..n]$ tem mesmo custo, computa o custo de cada uma das $(n-1)!$ permutações circulares sobre $[1..n]$, e devolve uma que apresenta custo mínimo.

Sejam $T_{\mathbf{A}}(n)$ e $T_{\mathbf{B}}(n)$ os tempos de execução de cada um destes algoritmos expressos em função de n.

(a) Expresse $T_{\mathbf{A}}(n)$ em termos assintóticos.

(b) Expresse $T_{\mathbf{B}}(n)$ em termos assintóticos.

(c) $T_{\mathbf{A}}(n)$ e $T_{\mathbf{B}}(n)$ são assintoticamente equivalentes ou um deles é assintoticamente menor que o outro? Justifique.

63. Prove que a execução de $\mathsf{CustoMenorCaminho}_R(D)$[10] toma tempo $\Theta((n-1)!)$ e espaço $\Theta(n^2)$ onde $n = \dim(D)$.

64. Prove que[11]

$$\sum_{k=2}^{n} \binom{n}{k} k^2 = n^2 2^{n-2} + n^2 2^{n-2} + n \text{ para todo } n \in \mathbb{N},$$

e que

$$\sum_{k=2}^{n} \binom{n}{k} k^2 = \Theta(n^2 2^n).$$

[10] O algoritmo discutido em aula.

[11] **Sugestão:** Use indução em n.

A Solução de Recorrências

Este apêndice traz um apanhado de resultados a respeito de solução de recorrências.

Teorema 1. *Sejam* $n_0 \in \mathbb{N}$, $h \colon \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ *e* $f, m, s \colon \mathbb{N} \to \mathbb{C}$ *tais que*

$$f(n) = m(n)f(h(n)) + s(n), \text{ para todo } n \geq n_0.$$

Então

$$f(n) = f(h^u(n)) \prod_{i=0}^{u-1} m(h^i(n)) + \sum_{i=0}^{u-1} s(h^i(n)) \prod_{j=0}^{i-1} m(h^j(n)), \text{ para todo } n \geq n_0,$$

onde

$$u = \min\left\{k \in \mathbb{N} \mid h^k(n) < n_0\right\}.$$

Teorema 2. *Se a função* $f \colon \mathbb{N} \to \mathbb{C}$ *satisfaz uma recorrência linear homogênea cujo polinômio característico é*

$$(X - r_1)^{m_1}(X - r_2)^{m_2} \ldots (X - r_k)^{m_k}$$

então

$$\begin{aligned} f(n) &= c_{1,1}n^0 r_1^n + \ldots + c_{1,m_1} n^{m_1 - 1} r_1^n \\ &+ c_{2,1}n^0 r_2^n + \ldots + c_{2,m_2} n^{m_2 - 1} r_2^n \\ &+ \ldots \\ &+ c_{k,1}n^0 r_k^n + \ldots + c_{k,m_k} n^{m_k - 1} r_k^n \end{aligned}$$

onde $c_{1,1}, \ldots, c_{1,m_1}, c_{2,1}, \ldots, c_{2,m_2} \ldots, c_{k,1}, \ldots, c_{k,m_k}$ *são a solução de um sistema linear dado por*

$$\begin{aligned} f(a) &= c_{1,1}a^0 r_1^a + \ldots + c_{1,m_1} a^{m_1 - 1} r_1^a \\ &+ c_{2,1}a^0 r_2^a + \ldots + c_{2,m_2} a^{m_2 - 1} r_2^a \\ &+ \ldots \\ &+ c_{k,1}a^0 r_k^a + \ldots + c_{k,m_k} a^{m_k - 1} r_k^a, \end{aligned}$$

para k *valores distintos de* a.

Teorema 3. *Se* $f \colon \mathbb{N} \to \mathbb{C}$ *satisfaz a recorrência linear homogênea*

$$f(n) = a_1 f(n-1) + a_2 f(n-2) + \ldots + a_k f(n-k), \text{ para todo } n \geq k,$$

então $f(n)$ *satisfaz uma recorrência linear homogênea cujo polinômio característico é*

$$X^k - a_1 X^{k-1} - \ldots - a_{k-1} X^1 - a_k.$$

Teorema 4. *Se $f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{C}$ satisfaz a recorrência linear não homogênea*

$$f(n) = a_1 f(n-1) + a_2 f(n-2) + \ldots + a_k f(n-k) + g(n), \text{ para todo } n \geq k,$$

e $g(n)$ satisfaz uma recorrência linear homogênea cujo polinômio característico é G, então $f(n)$ satisfaz uma recorrência linear homogênea cujo polinômio característico é

$$(X^k - a_1 X^{k-1} - \ldots - a_{k-1} X^1 - a_k) G.$$

Teorema 5. *Dados $k \in \mathbb{N}$ e $c, r \in \mathbb{C}$, a função*

$$g(n) = c n^k r^n,$$

satisfaz uma recorrência linear homogênea cujo polinômio característico é

$$(X - r)^{k+1}.$$

B O "Teorema Mestre"

Teorema ("Teorema Mestre"). *Sejam $a \geq 1$, $b > 1$, $T, f\colon \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ tais que*

$$T(n) = aT(n/b) + f(n),$$

então

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^{\log_b a}), & \text{se } f(n) = \mathcal{O}(n^{\log_b a - \epsilon}), \text{ para algum } \epsilon > 0, \\ \Theta(n^{\log_b a} \log n), & \text{se } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}), \\ \Theta(f(n)), & \text{se } f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \epsilon}), \text{ para algum } \epsilon > 0 \text{ e} \\ & af(n/b) < cf(n) \textit{ assintoticamente } \text{para algum } c < 1. \end{cases}$$