

1. Probar utilizando el método de sustitución que $T(n) \in O[\log_2(n)]$.

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n = 1 \\ T(\lfloor n/2 \rfloor) + 1 & n > 1 \end{cases}$$

Solución

- Caso base $n = 2$: $0 \leq 2 = T(n) \leq 2 \log_2(n) = 2$.
- Caso inductivo: Supongamos que para $n = 1, \dots, \lfloor \frac{k+1}{2} \rfloor, \dots, k$ vale que $0 \leq T(n) \leq 2 \log_2(n)$. Luego:

$$\begin{aligned} T(k+1) &= T\left(\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor\right) + 1 \leq 2 \log_2\left(\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor\right) + 1 \leq 2 \log_2\left(\frac{k+1}{2}\right) + 1 = \\ &= 2[\log_2(k+1) - \log_2(2)] + 1 = 2 \log_2(k+1) - 1 \leq 2 \log_2(k+1) \end{aligned}$$

2. Sean $a, b \in \mathbb{R}^+$, utilizar el método de sustitución para encontrar funciones $f(n)$ tales que $T(n) \in \Theta[f(n)]$ para las siguientes recurrencias:

$$a) \quad T(n) = \begin{cases} a & n = 1 \\ 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + b & n > 1 \end{cases}.$$

$$b) \quad T(n) = \begin{cases} a & n = 1 \\ 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n & n > 1 \end{cases}.$$

Ayuda: Recuerde la siguiente propiedad: $x \neq 1 \Rightarrow \sum_{j=0}^n ax^j = \frac{a-ax^{n+1}}{1-x}$.

Soluciones

- a) Notese que para $n = 2^k$ resulta:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(2^{k-1}) + b = 2[2T(2^{k-2}) + b] + b = 2^2T(2^{k-2}) + 2b + b = \\ &= 2^3T(2^{k-3}) + 2^2b + 2^1b + b = \dots = 2^k a + \sum_{i=0}^{k-1} 2^i b = 2^k a + b \sum_{i=0}^{k-1} 2^i = \\ &= 2^k a + b \frac{1-2^k}{1-2} = 2^k a - b(1-2^k) = 2^k a - b + b2^k = 2^k(a+b) - b = \\ &= n(a+b) - b \in \Theta(n) \end{aligned}$$

- $T(n) \in O(n)$: Probaremos por inducción que $0 \leq T(n) \leq (a+b)n - b$:

- Caso base $n = 1$: $T(n) = a \leq a + b - b \leq n(a + b - b) = (a + b)n - nb \leq (a + b)n - b$.
- Caso inductivo: Supongamos que para $n = 2, \dots, \lfloor \frac{k+1}{2} \rfloor, \dots, k$ vale que $0 \leq T(n) \leq (a + b)n - b$. Luego:

$$\begin{aligned} T(k+1) &= 2T\left(\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor\right) + b \leq 2(a+b)\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor - 2b + b = \\ &= 2(a+b)\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor - b \leq (a+b)(k+1) - b \end{aligned}$$

y como $b \geq 0$ entonces $0 \leq T(n) \leq (a+b)n - b \leq (a+b)n$ por lo que $T(n) \in O(n)$.

- $T(n) \in \Omega(n)$: COMPLETAR.

b) Observemos que pasa para $n = 2^k$:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(2^{k-1}) + 2^k = 2[2T(2^{k-2}) + 2^{k-1}] + 2^k = 2^2T(2^{k-2}) + 2 \cdot 2^{k-1} + 2^k = \\ &= 2^2[2T(2^{k-3}) + 2^{k-2}] + 2 \cdot 2^{k-1} + 2^k = 2^3T(2^{k-3}) + 2^2 \cdot 2^{k-2} + 2 \cdot 2^{k-1} + 2^k = \\ &= 2^3T(2^{k-3}) + 2^k + 2^k + 2^k = \dots = 2^k a + k 2^k = na + \log_2(n) n \in \Theta[n \log_2(n)] \end{aligned}$$

- $T(n) \in O(n)$: Probaremos por inducción que $0 \leq T(n) \leq cn \log_2(n)$:

- Caso base $n = 2$: $T(n) = 2a + 2 = 2(a + 1) \leq cn \log_2(n) = 2c \iff a + 1 \leq c$.
- Caso inductivo: Supongamos que para $n = 1, \dots, \lfloor \frac{k+1}{2} \rfloor, \dots, k$ vale que $0 \leq T(n) \leq cn \log_2(n)$. Luego:

$$\begin{aligned} T(k+1) &= 2T\left(\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor\right) + k + 1 \leq c(k+1) \log_2\left(\left\lfloor \frac{k+1}{2} \right\rfloor\right) + k + 1 \leq \\ &\leq c(k+1) [\log_2(k+1) - 1] + k + 1 = c(k+1) \log_2(k+1) - (c-1)(k+1) \end{aligned}$$

Finalmente, tomando $c = \max\{a/2, 1\}$ vale:

$$c(k+1) \log_2(k+1) - (1-c)(k+1) < c(k+1) \log_2(k+1)$$

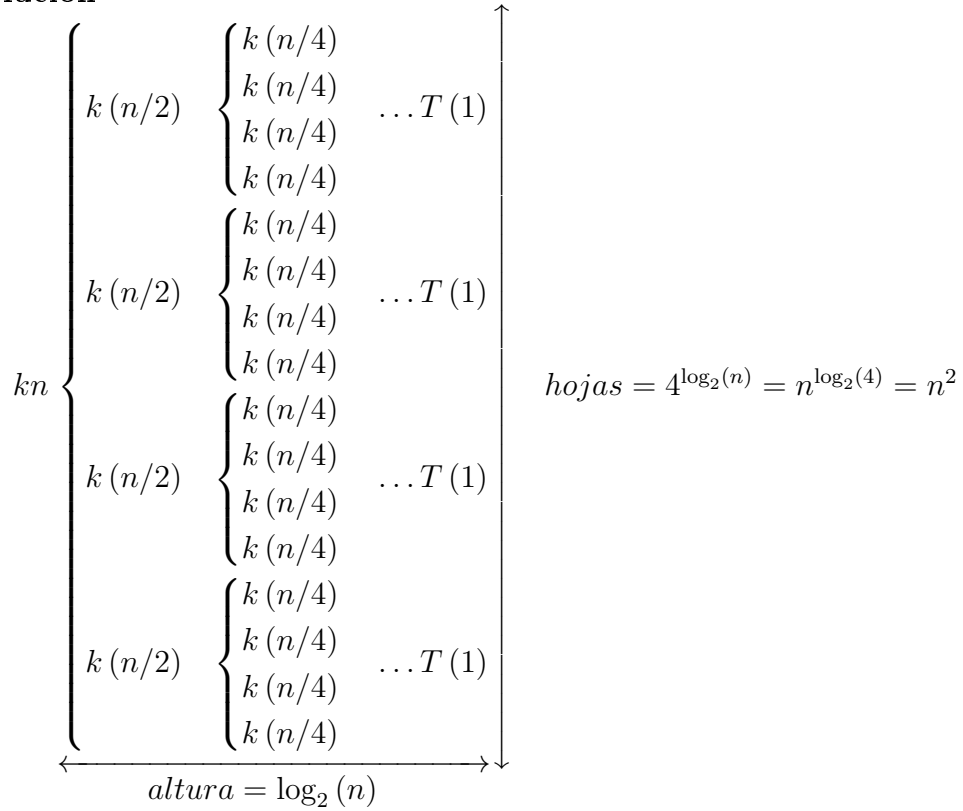
por lo que $T(n) \in O[n \log_2(n)]$.

- $T(n) \in \Omega(n)$: COMPLETAR.

3. Utilice un árbol de recurrencia para encontrar una cota asintótica Θ para la recurrencia $T(n) = 4T(\lceil n/2 \rceil) + kn$ donde k es una constante. Verifique que la cota encontrada es correcta.

Ayuda: Recuerde la siguiente propiedad: $a^{\log_b(n)} = n^{\log_b(a)}$.

Solución



$$\begin{aligned}
 T(n) &= kn + 4k(n/2) + 4^2k(n/4) + \dots + n^2T(1) = \sum_{i=0}^{\log_2(n)-1} \frac{4^i kn}{2^i} + n^2T(1) = \\
 &= kn \sum_{i=0}^{\log_2(n)-1} 2^i + n^2T(1) = kn \frac{1 - 2^{\log_2(n)}}{1 - 2} + n^2T(1) = -kn(1 - n) + n^2T(1) = \\
 &= kn^2 - kn + n^2T(1) \in \Theta(n^2)
 \end{aligned}$$

- $\boxed{T(n) \in O(n)}$: Probaremos por inducción que $0 \leq T(n) \leq cn^2$:
 - Caso base $n = 1$: $T(n) = T(1) \leq cn^2 \iff T(1) \leq c$.
 - Caso inductivo: Supongamos que para $n = 1, \dots, \lceil \frac{q}{2} \rceil, \dots, q-1$ vale que $0 \leq T(n) \leq cn^2$. Luego:

$$T(q) = 4T\left(\left\lceil \frac{q}{2} \right\rceil\right) + kq \leq 4c \left\lceil \frac{q}{2} \right\rceil^2 + kq \leq 4c \left(\frac{q+1}{2}\right)^2 + kq =$$

$$= c(q+1)^2 + kq = cq^2 + 2cq + c + kq \leq cq^2 + 3cq + kq$$

$$\text{Finalmente } cq^2 + 3cq + kq \leq cq^2 \iff 3cq + kq \leq 0 \iff 3c + k \leq 0 \iff c \leq -\frac{k}{3}.$$

- $\boxed{T(n) \in \Omega(n)}$: COMPLETAR.

4. Utilizar un árbol de recurrencia para obtener una cota asintotica para

$$T(n) = \begin{cases} k' & n \leq a \\ T(n-1) + T(a) + kn & n > a \end{cases}$$

donde $a \geq 1$, $k > 0$ son constantes.

Solución

$$k' + nk \rightarrow k' + (n-1)k \rightarrow k' + (n-2)k \rightarrow \dots \rightarrow k'$$

$$T(n) = (n-a+1)k' + k \sum_{i=a+1}^n i = (n-a+1)k' + k \left[\frac{(n+a+1)(n-a)}{2} \right] =$$

$$= (n-a+1)k' + \frac{k}{2} [n^2 + na + n - na - a^2 - a] \in \Theta(n^2)$$

- $\boxed{T(n) \in O(n)}$: COMPLETAR.
- $\boxed{T(n) \in \Omega(n)}$: COMPLETAR.

5. Utilizar el teorema maestro para encontrar cotas asintoticas Θ para las siguientes recurrencias (asumir que $T(1) > 0$):

- a) $T(n) = 4T(n/2) + n$.
- b) $T(n) = 4T(n/2) + n^2$.
- c) $T(n) = 4T(n/2) + n^3$.

Soluciones

- a) El teorema maestro nos dice que:

$$T(n) \in \begin{cases} \Theta[n^{\log_2(4)}] & \text{si } \exists \epsilon > 0/n \in O[n^{\log_2(4-\epsilon)}] \\ \vdots & \vdots \end{cases}$$

y para $\epsilon = 2$ resulta $n \in O(n)$ luego $T(n) \in \Theta(n^2)$.

- b) El teorema maestro nos dice que:

$$T(n) \in \begin{cases} \vdots & \vdots \\ \Theta[n^{\log_2(4)} \log_2(n)] & \text{si } n^2 \in \Theta[n^{\log_2(4)}] \\ \vdots & \vdots \end{cases}$$

y como $n^2 \in \Theta(n^2)$ entonces $T(n) \in \Theta[n^2 \log_2(n)]$.

- c) El teorema maestro nos dice que:

$$T(n) \in \begin{cases} \vdots & \vdots \\ \Theta(n^3) & \text{si } \exists \epsilon > 0/n^3 \in \Omega[n^{\log_2(4+\epsilon)}] \\ & \text{y } \exists c < 1, N \in \mathbb{N}/\forall n > N \Rightarrow 4(n/2)^3 \leq cn^3 \end{cases}$$

Sean $\epsilon = 4$, $c = 1/2$ y $N = 0$ luego $n^3 \in \Omega[n^{\log_2(4+\epsilon)}]$ y adem\u00e1s $4(n/2)^3 = \frac{1}{2}n^3 \leq cn^3$ para cualquier $n > N$; por lo tanto $T(n) \in \Theta(n^3)$.

6. Para cada una de las siguientes funciones, determinar si son suaves o no. Demostrar.

- a) $\ln(n)$.
- b) n^2 .
- c) n^n .

Soluciones

- a) Sabemos que $\ln(n)$ es estrictamente creciente y además para $b = e \geq 2$ resulta $\ln(bn) = 1 + \ln(n) \in O[\ln(n)]$ por lo tanto \ln es suave.
 - b) Sabemos que para $n \geq 0$, n^2 es estrictamente creciente y además para $b = 2$ resulta $(2n)^2 \in O(n^2)$ por lo tanto n^2 es suave.
 - c) COMPLETAR.
7. Encontrar cotas asintóticas Θ para cada una de las siguientes recurrencias y demostrarlas. Asumir que $T(1) > 0$.
- a) $T(n) = T(n/2) + 1$.
 - b) $T(n) = T(n-1) + n$.
 - c) $T(n) = T(\lfloor \sqrt{n} \rfloor) + 1$. Ayuda: use «renombre de variable» con $n = 2^k$. En otras palabras, calcule primero una cota Θ para $T \circ 2^k$, usando $T(2^k) = T(\lfloor 2^{k/2} \rfloor) + 1$.

Soluciones

- a) Como $1 \in \Theta[n^{\log_2(1)}]$, por el teorema maestro $T(n) \in \Theta[n^{\log_2(1)} \log_2(n)]$.
 - b) COMPLETAR.
 - c) COMPLETAR.
8. Dadas las siguientes definiciones en pseudocódigo de `exp1` y `exp2`, calcular el trabajo de cada una de ellas y determinar que función es más eficiente.

```
exp1 0 = 1
exp1 n = 2 * exp1 (n-1)
```

```
exp2 0 = 1
exp2 n = if    even n
          then square (exp2 (div n 2))
          else 2 * (exp2 (n-1))
```

Solución

■ exp_1

- $W_{exp1}(0) = 1$
- $W_{exp1}(n) = 1 + W_{exp1}(n-1)$
- $W_{exp1} \in \Theta(n)$

■ exp_2

- $W_{exp2}(0) = 1$
- $W_{exp2}(n) = 1 + \begin{cases} 1 + W_{exp2}(n/2) & n \text{ es par} \\ 1 + W_{exp2}(n-1) & n \text{ es impar} \end{cases}$
- Para potencias de 2, por el teorema maestro resulta $W_{exp2} \in \Theta[\log_2(n)]$ y como \log_2 es suave, podemos concluir que $W_{exp2} \in \Theta[\log_2(n)]$

El algoritmo mas eficiente es exp_2 .

9. Dados los siguientes pseudocodigos que implementan distintos algoritmos para invertir los elementos de una lista, calcular el trabajo de **reverse1** y **reverse2** y determinar que función es mas eficiente.

```
(++) :: [a] -> [a]
(++) [] ys      = ys
(++) (x:xs) ys = x : (xs ++ ys)

reverse1 :: [a] -> [a]
reverse1 []      = []
reverse1 (x:xs) = (reverse1 xs) ++ [x]

revStack :: [a] -> [a]
revStack [] ys    = ys
revStack (x:xs) ys = revStack xs (x:ys)

reverse2 :: [a] -> [a]
reverse2 xs = revStack xs []
```

Solución

■ *reverse*₁

- $W_{r1}(0) = 1$
- $W_{r1}(n) = W_{r1}(n-1) + \underbrace{W_{++}(n-1)}_{\in \Theta(n)} + 1$
- $W_{r1} \in \Theta(n^2)$

■ *reverse*₂

- $W_{rs}(0) = 1$
- $W_{rs}(n) = W_{rs}(n-1) + 1 \in \Theta(n)$
- $W_{r2}(n) = W_{rs}(n) \in \Theta(n)$

La función mas eficiente es *reverse*₂.

10. Dado el siguiente pseudocódigo de un algoritmo que construye un árbol binario a partir de una lista:

```
data Tree a = Empty | Leaf a | Node (Tree a) (Tree a)

split :: [a] -> ([a], [a])
split []      = ([], [])
split [x]     = ([x], [])
split (x:xs) = let (ys, zs) = split xs
               in (x:ys, y:zs)

toTree :: [a] -> Tree a
toTree []      = Empty
toTree [x]     = Leaf x
toTree (x:y:xs) = let (ys, zs) = split (x:y:xs)
                  (t1, t2) = toTree ys ||| toTree zs
                  in Node t1 t2
```

- a) Expresar las recurrencias correspondientes al trabajo y a la profundidad de la función `toTree`, asumiendo que $W_{split}(n) = S_{split}(n) = O(n)$, siendo n la longitud de la lista que recibe.
- b) Resolver la recurrencia encontrada en el apartado anterior utilizando el teorema maestro. Expresar la solución utilizando la notación Θ .

Solución COMPLETAR.