

Fundamentos de análisis y diseño de algoritmos

Ecuaciones de recurrencia

Recurrencias

Método de iteración

Método maestro*

Método de sustitución

Recurrencias

Método de iteración

Expandir la recurrencia y expresarla como una suma de términos que dependen de n y de las condiciones iniciales

Recurrencias

$T(n) = n + 3T(n/4)$, $T(1) = \Theta(1)$ y n par

Expandir la recurrencia 2 veces

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3T(n/4^3)$$

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3T(n/4^3)$$

¿Cuándo se detienen las iteraciones?

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3T(n/4^3)$$

¿Cuándo se detienen las iteraciones?

Cuando se llega a $T(1)$

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3T(n/4^3)$$

¿Cuándo se detienen las iteraciones?

Cuando se llega a $T(1)$, esto es, cuando $(n/4^i)=1$

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3T(n/4^3)$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3n/4^3 + \dots + 3^{\log_4 n}T(1)$$

¿Cuándo se detienen las iteraciones?

Cuando se llega a $T(1)$, esto es, cuando $(n/4^i)=1$

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3T(n/4^3)$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3n/4^3 + \dots + 3^{\log_4 n}T(1)$$

Después de iterar, se debe tratar de expresar como una sumatoria con forma cerrada conocida

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4]$$

$$n + 3 (n/4] + 3T(n/16])$$

$$n + 3 (n/4] + 3(n/16] + 3T(n/64]))$$

$$n + 3*n/4] + 3^2*n/4^2] + 3^3(n/4^3]) + ... + 3^{\log_4 n} \Theta(1)$$

$$\leq n + 3n/4 + 3^2n/4^2 + 3^3n/4^3 + ... + 3^{\log_4 n} \Theta(1)$$

Recurrencias

$$T(n) = n + 3T(n/4)$$

$$n + 3 (n/4 + 3T(n/16))$$

$$n + 3 (n/4 + 3(n/16 + 3T(n/64)))$$

$$n + 3*n/4 + 3^2*n/4^2 + 3^3(n/4^3) + \dots + 3^{\log_4 n} \Theta(1)$$

$$\leq n + 3n/4 + 3^2n/4^2 + 3^3n/4^3 + \dots + 3^{\log_4 n} \Theta(1)$$

$$= \left(\sum_{i=0}^{\log_4 n} \left(\frac{3}{4} \right)^i n \right) + 3^{\log_4 n} \Theta(1)$$

$$= n \left(\frac{(3/4)^{(\log_4 n)} - 1}{(3/4) - 1} \right) + n^{\log_4 3} = n * 4 (1 - (3/4)^{(\log_4 n)}) + \Theta(n^{\log_4 3})$$

$$= O(n)$$

Recurrencias

Resuelva por el método de iteración

$$T(n) = 2T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

Recurrencias

Resuelva por el método de iteración

$$T(n) = 2T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

$$T(n) = 2T(n/2) + n, T(1) = \Theta(1)$$

Recurrencias

Resuelva por el método de iteración

$$T(n) = 2T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

$$T(n) = 2T(n/2) + n, T(1) = \Theta(1)$$

$$T(n) = T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

Recurrencias

Resuelva por el método de iteración

$$T(n) = 2T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

$$T(n) = 2T(n/2) + n, T(1) = \Theta(1)$$

$$T(n) = T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

Demuestre que $T(n) = T(n/2) + n$, es $\Omega(n \log n)$

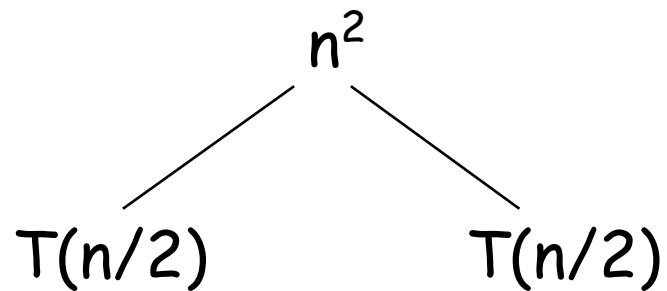
Recurrencias

Iteración con árboles de recursión

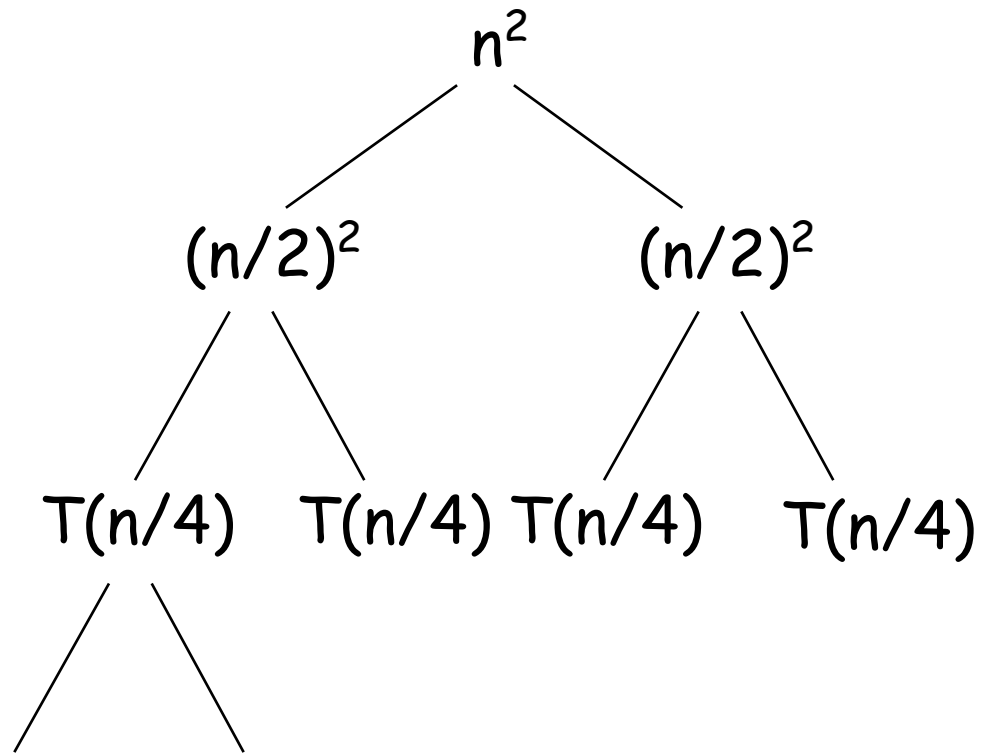
$$T(1) = 1$$

$$T(n) = 2T(n/2) + n^2$$

Recurrencias

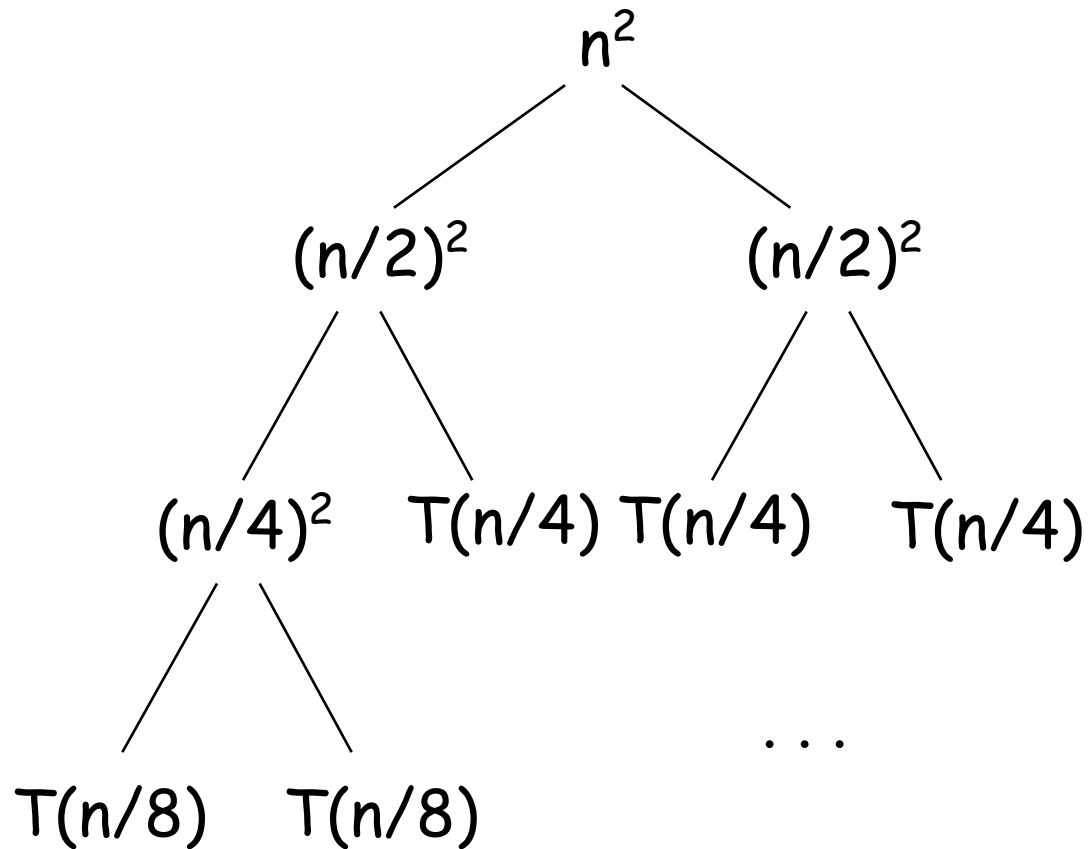


Recurrencias

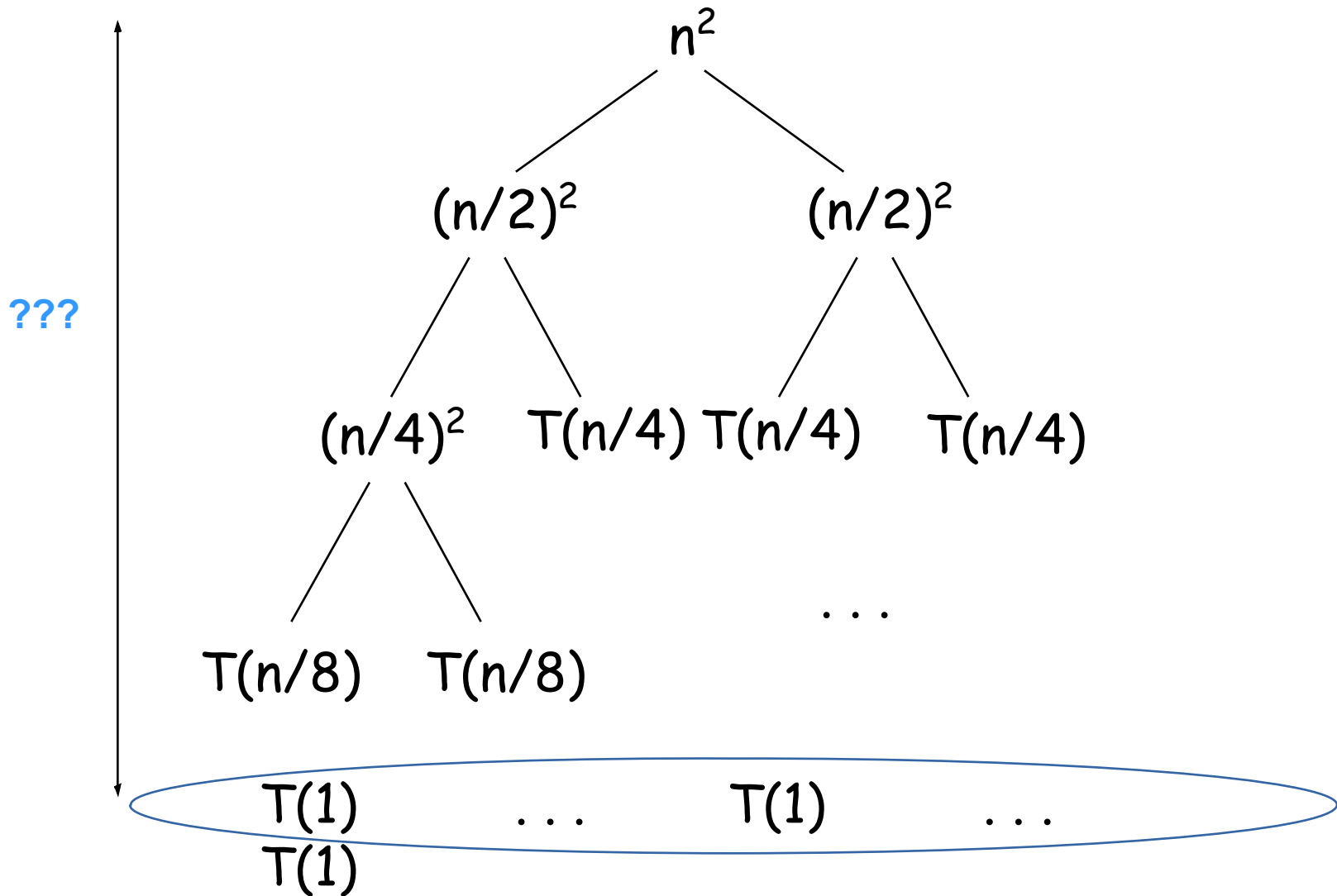


...

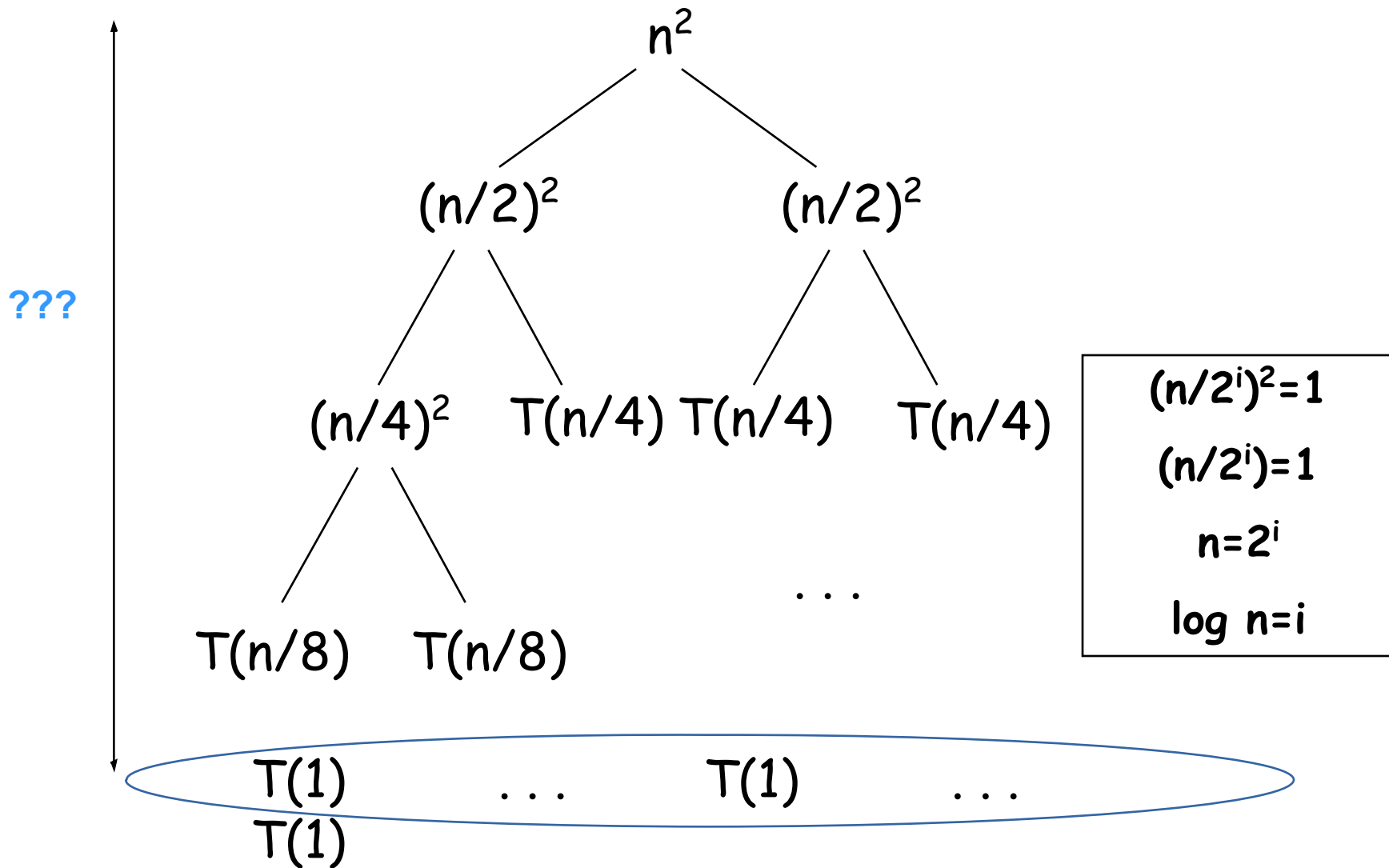
Recurrencias



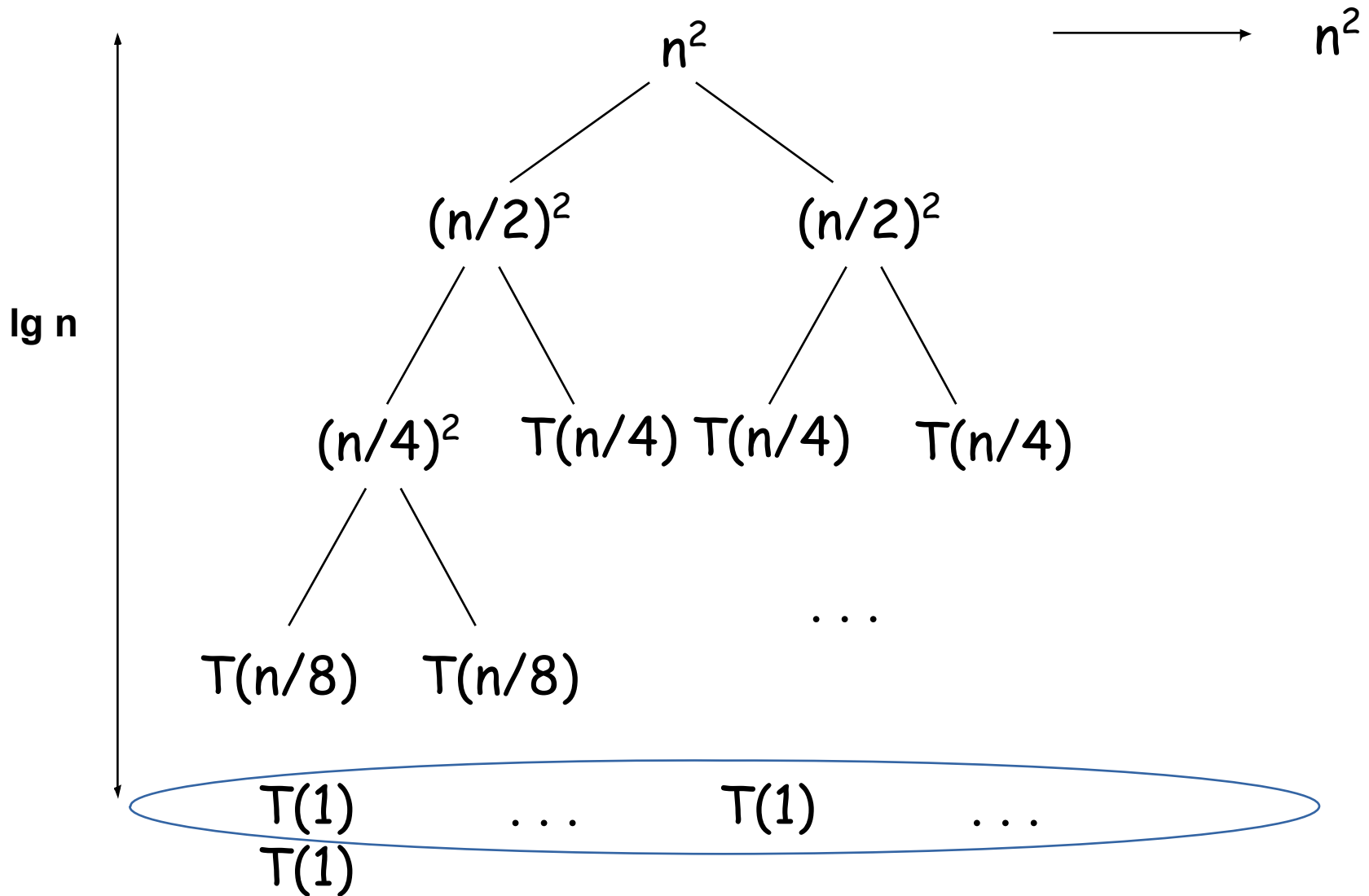
Recurrencias



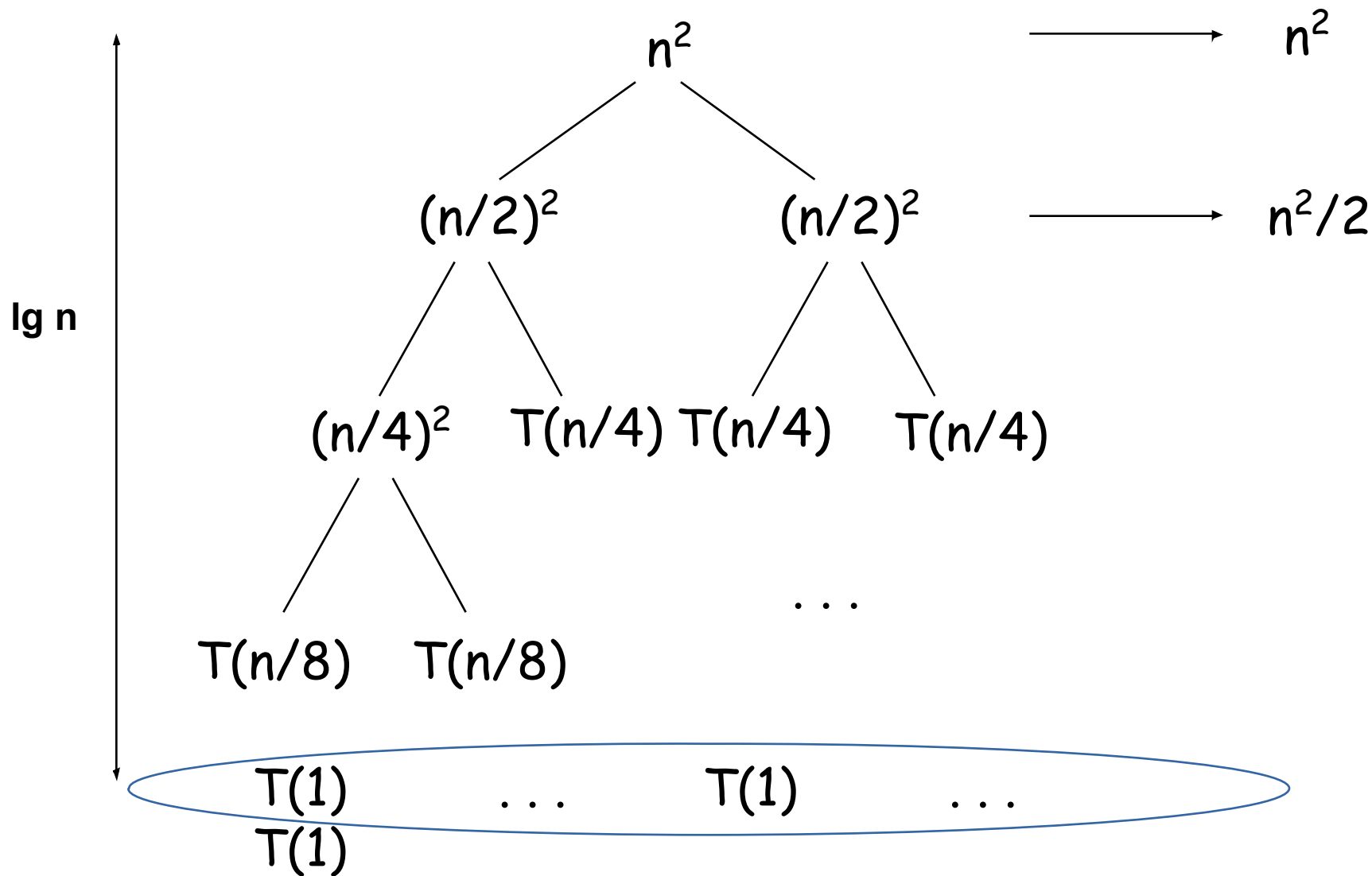
Recurrencias



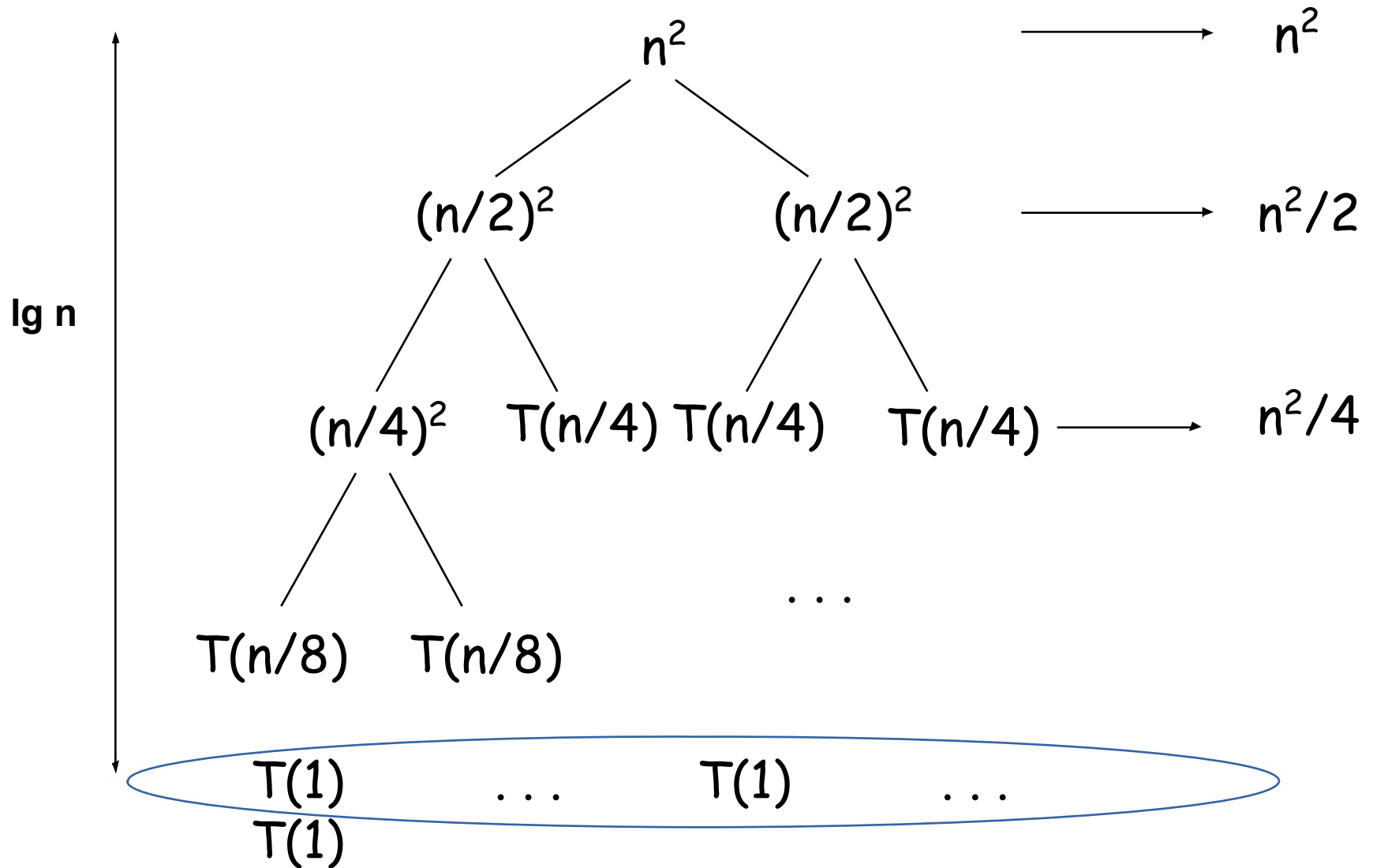
Recurrencias



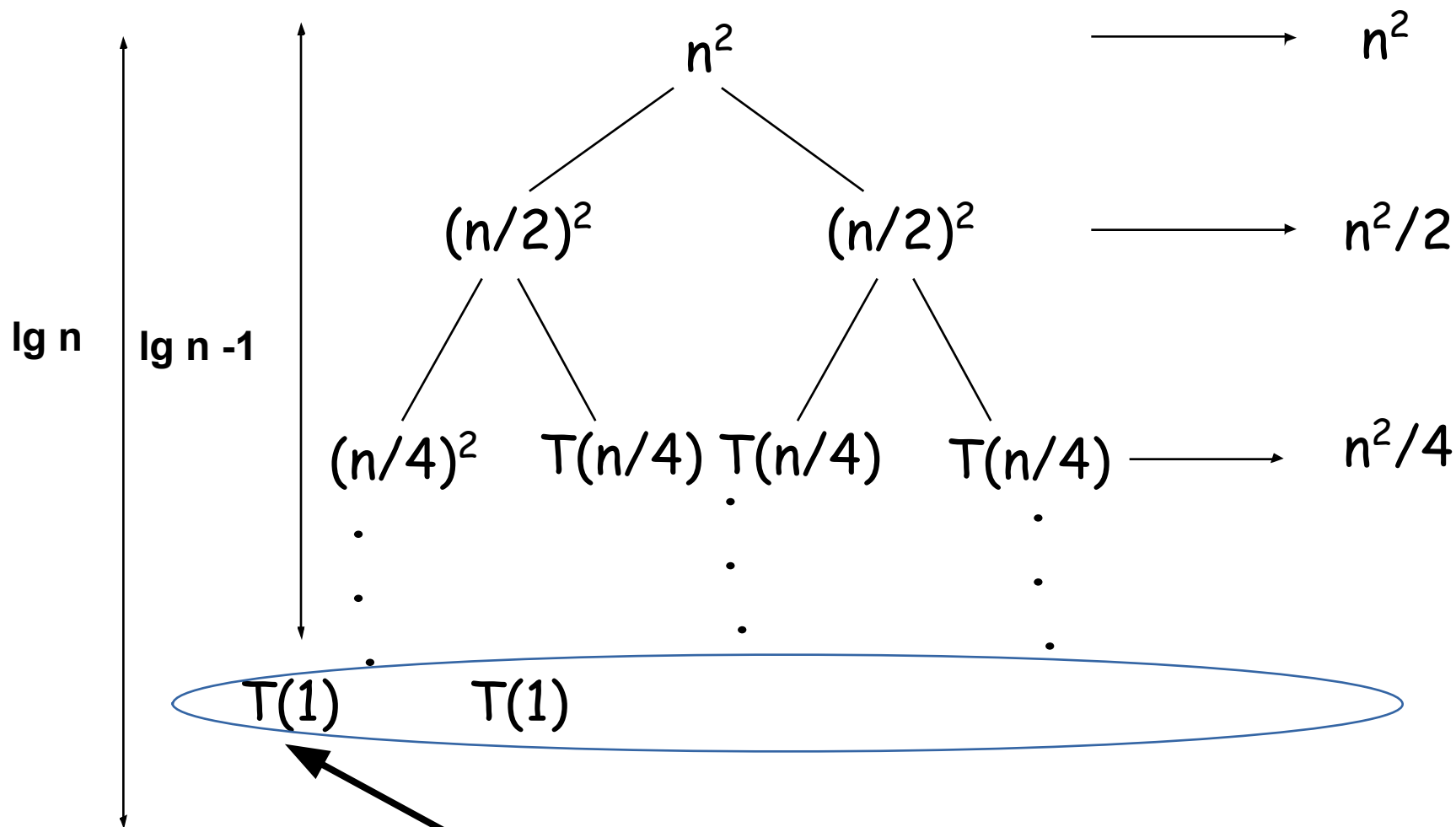
Recurrencias



Recurrencias

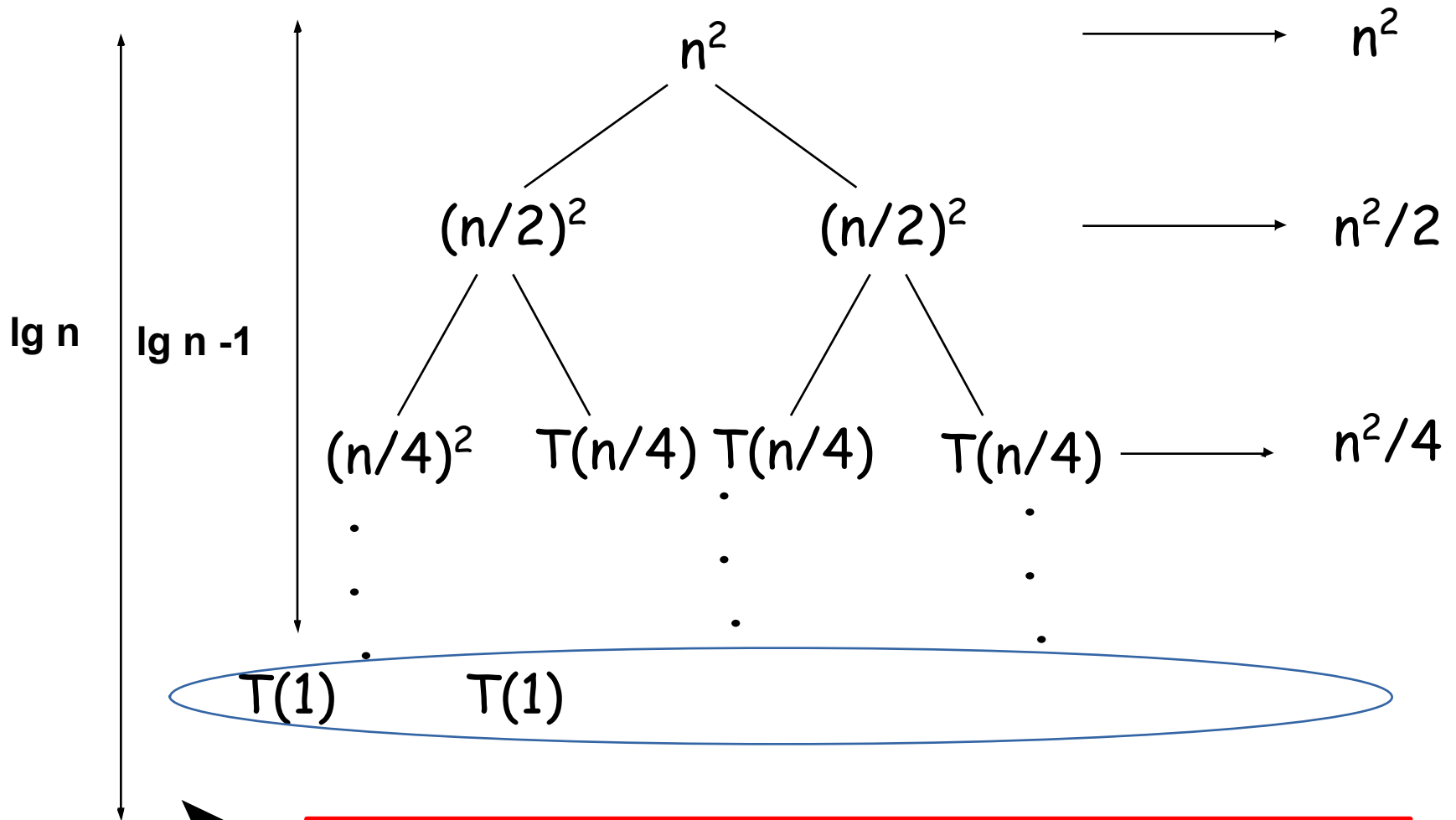


Recurrencias



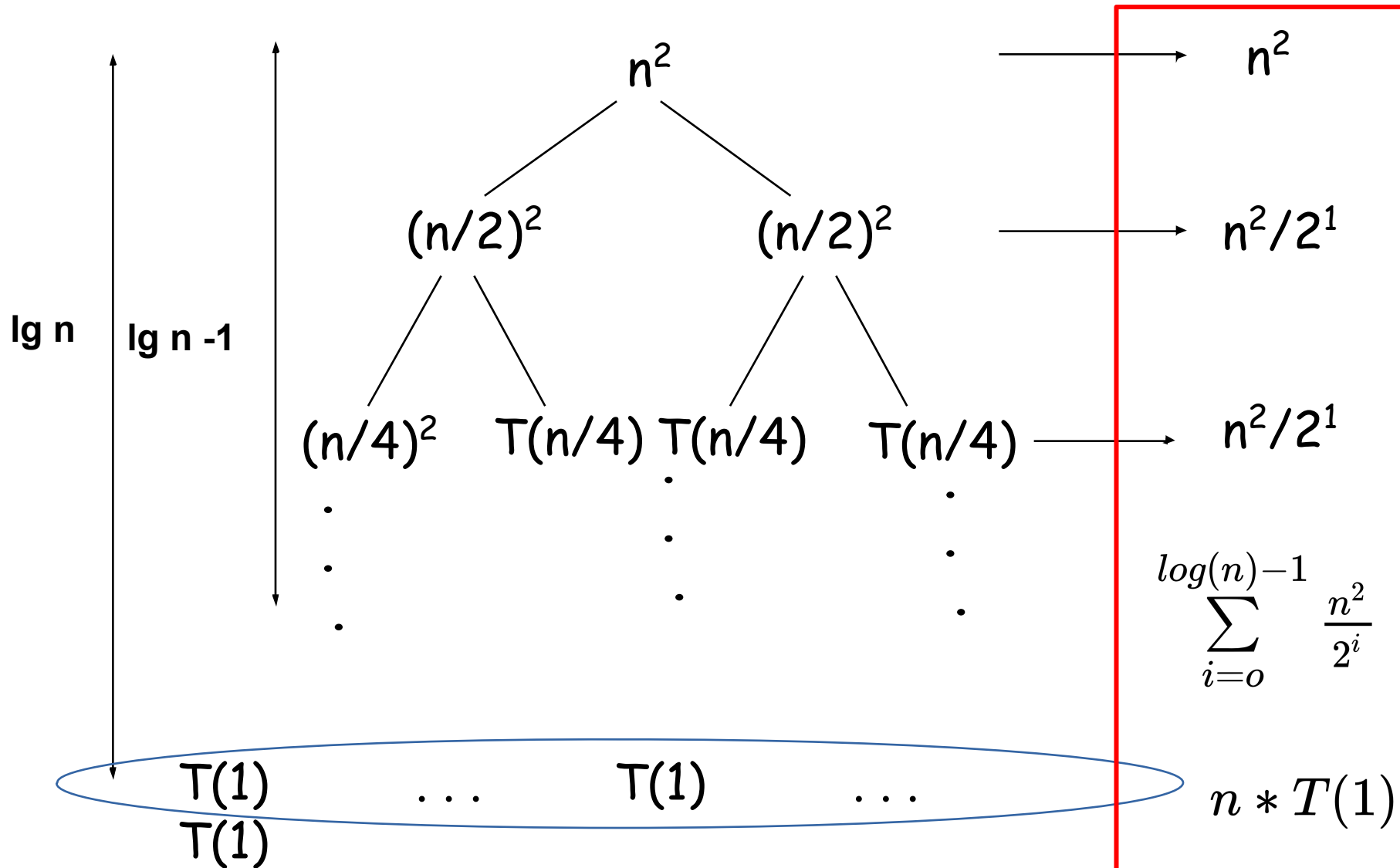
¿Cuántas hojas $T(1)$
tenemos?

Recurrencias



Si recuerda en un árbol m-ario se tienen máximo m^h . En este caso al ser árbol binario $m=2$, tenemos $2^{\lg(n)}$ hojas. Por lo tanto se

Recurrencias



Recurrencias

$$T(n) = n * T(1) + \sum_{i=0}^{\log(n)-1} \frac{n^2}{2^i}$$

$$T(n) = n * c + n^2 \frac{0.5^{\log(n)} - 1}{0.5 - 1}$$

$$T(n) = n * c + n^2 \frac{n^{\log(0.5)} - 1}{-0.5}$$

$$T(n) = n * c + n^2 \frac{n^{-1} - 1}{-0.5}$$

$$T(n) = n * c - \frac{n}{0.5} + \frac{n^2}{0.5} = O(n^2)$$

Recurrencias

Resuelva construyendo el árbol

$$T(n) = 2T(n/2) + 1, T(1) = \Theta(1)$$

$$T(n) = 2T(n/2) + n, T(1) = \Theta(1)$$

Recurrencias

Resuelva la recurrencia $T(n) = T(n/3) + T(2n/3) + n$

Indique una cota superior y una inferior

Recurrencias

Método maestro

Permite resolver recurrencias de la forma:

$$T(n) = aT(n/b) + f(n), \text{ donde } a \geq 1, b > 1$$

Recurrencias

Dado $T(n) = aT(n/b) + f(n)$, donde $a \geq 1$, $b > 1$, se puede acotar asintóticamente como sigue:

1. $T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$

Si $f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon})$ para algún $\varepsilon > 0$

2. $T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \lg n)$

Si $f(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ para algún $\varepsilon > 0$

3. $T(n) = \Theta(f(n))$

Si $f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \varepsilon})$ para algún $\varepsilon > 0$ si $a * f(n/b) \leq c * f(n)$

para algún $c < 1$

Recurrencias

Dado $T(n) = 9T(n/3) + n$

$$n^{\log_3 9} = n^2 \quad \text{Vs} \quad f(n) = n$$

$$\text{Es } f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon}) \quad ?$$

$$\text{Es } n = O(n^{2 - \varepsilon}) \quad ?$$

Recurrencias

Dado $T(n) = 9T(n/3) + n$

$$n^{\log_3 9} = n^2 \quad \text{vs} \quad f(n) = n$$

Es $f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon})$?

Es $n = O(n^{2-\varepsilon})$?

Si $\varepsilon = 1$ se cumple que $n = O(n)$, por lo tanto, se cumple que:

$$T(n) = \Theta(n^2)$$

Recurrencias

$$T(n) = T(2n/3) + 1$$

$$n^{\log_{3/2} 1} = n^0 = 1 \quad \text{Vs} \quad f(n) = 1$$

$$\text{Es } f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon}) \quad ?$$

$$\text{Es } 1 = O(n^{0 - \varepsilon}) \quad ?$$

No existe $\varepsilon > 0$

Recurrencias

$$T(n) = T(2n/3) + 1$$

$$n^{\log_{3/2} 1} = n^0 = 1 \quad \text{vs} \quad f(n) = 1$$

$$\text{Es } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ?$$

$$\text{Es } 1 = \Theta(1) \quad ?$$

Si, por lo tanto, se cumple que:

$$T(n) = \Theta(1 * \lg n) = \Theta(\lg n)$$

Recurrencias

$$T(n) = 3 T(n/4) + n \lg n$$

$$n^{\log_4 3} = n^{0.793} \quad \text{vs} \quad f(n) = n \lg n$$

$$\text{Es } f(n) = O(n^{\log_b a - \epsilon}) \quad ?$$

$$\text{Es } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ?$$

$$\text{Es } f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \epsilon}) \quad ?$$

Si, y además, $af(n/b) \leq cf(n)$

$$3(n/4) \lg(n/4) \leq cn \lg n$$

$$3(n/4) \lg n - 3(n/4) * 2 \leq cn \lg n$$

$$(3/4)n \lg n \leq cn \lg n \rightarrow c = 3/4 \text{ y se concluye } T(n) = \Theta(n \lg n)$$

Recurrencias

$$T(n) = 2T(n/2) + n \lg n$$

Muestre que no se puede resolver por el método maestro

Recurrencias

Resuelva usando método del maestro

$$T(n) = 4T(n/2) + n$$

$$T(n) = 4T(n/2) + n^2$$

$$T(n) = 4T(n/2) + n^3$$

Recurrencias

Método de sustitución

Suponer la forma de la solución y probar por inducción matemática

Recurrencias

$$T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n, \quad T(1) = 1$$

$$T(n) \leq c \times n \log(n)$$

Suponer que la solución es de la forma $T(n) = O(n \lg n)$

Probar que $T(n) \leq cn \lg n$.

Se supone que se cumple para $n/2$ y se prueba para n

Hipotesis inductiva: $T(n/2) \leq cn/2 \lg(n/2)$

Recurrencias

$$T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n, \quad T(1) = 1$$

Probar que $T(n) \leq cn \lg n$.

Hipótesis inductiva: $T(n/2) \leq cn/2 \lg(n/2)$

Paso inductivo:

$$\begin{aligned} T(n) &\leq 2(cn/2 \lg(n/2)) + n \\ &\leq cn \lg(n/2) + n \\ &= \underline{cn \lg(n) - cn + n}, \text{ para } c \geq 1, \text{ haga } c=1 \\ &\leq cn \lg n \end{aligned}$$

$F(n) \sim O(g(n))$


$n \geq K \quad F(n) \leq c \cdot g(n)$

Recurrencias

$$T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n, \quad T(1) = 1$$

Probar que $T(n) \leq cn \lg n$.

Paso base: si $c=1$, probar que $T(1)=1$ se cumple


$$T(1) \leq 1 * 1 \lg 1 ?$$

$$1 \leq 0 ?$$

No, se debe escoger otro valor para c

Recurrencias

$$T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n, \quad T(1) = 1$$

$$T(2) = 2T(1) + 2$$

$$T(2) = 4$$

Probar que $T(n) \leq cn \lg n$.

Paso base: si $c=2$, probar que $T(1)=1$ se cumple

$$T(1) \leq 2 \cdot 1 \lg 1 ?$$

$$1 \leq 0 ?$$

No, se puede variar k .

Para esto, se calcula $T(2)$ y se toma como valor inicial

Recurrencias

Probar que $T(n) \leq cn \lg n$.

$$T(2) = 2T(0) + 2 = 4$$

Paso base: si $c=1$, probar que $T(2)=4$ se cumple

$$T(2) \leq 1 * 2 \lg 2 ?$$

$$4 \leq 2 ?$$

No, se puede variar c .

Recurrencias

Probar que $T(n) \leq cn \lg n$.

$$T(2) = 2T(0) + 2 = 4$$

Paso base: si $c=3$, probar que $T(2)=4$ se cumple

$$T(2) \leq 3 \cdot 2 \lg 2 ?$$

$$4 \leq 6 ?$$

$$T(3) \quad T(4)$$

Si, se termina la demostración

Recurrencias

$$T(n) = T(n-1) + T(n-2) + 1, \quad T(1) = O(1), \quad T(2) = O(1)$$

Suponer que la solución es de la forma $T(n) = O(2^n)$

Probar que $T(n) \leq c2^n$.

Se supone que se cumple para $n-1$ y se $n-2$ prueba para n

Hipotesis inductiva: $T(n-1) \leq c2^{(n-1)}$ y $T(n-2) \leq c2^{(n-2)}$

Recurrencias

$$T(n) = T(n-1) + T(n-2) + 1, T(1) = O(1), T(2) = O(1)$$

Ahora se debe probar que: $T(n) \leq c2^n$

$$T(n) \leq O(2^n)$$

$$T(1) \leq c2^1 \rightarrow 1 \leq 2 * c$$

$$T(2) \leq c2^2 \rightarrow 1 \leq 4 * c$$

$$T(3) \leq c2^3 \rightarrow 2 \leq 8 * c$$

$$T(4) \leq c2^4 \rightarrow 3 \leq 16 * c$$

$$T(5) \leq c2^5 \rightarrow 5 \leq 32 * c$$

$$T(6) \leq c2^6 \rightarrow 8 \leq 64 * c$$

$$T(7) \leq c2^7 \rightarrow 13 \leq 128 * c$$

$$T(8) \leq c2^8 \rightarrow 21 \leq 256 * c$$

Con $c = 1$, se cumple.

$$\left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^n$$

$$c \geq 1$$

Referencias

Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest, and Clifford Stein. 2009. Introduction to Algorithms, Third Edition (3rd ed.). The MIT Press. Chapter 4

Gracias

Próximo tema:

Divide y vencerás