

# 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

---

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

Expandir la recurrencia 2 veces

# Recurrencias

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

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

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

$$n + 3 \cdot n/4 + 3^2 \cdot n/4^2 + 3^3 T(n/4^3)$$

$$\downarrow$$
$$T(1)$$

$$T\left(\frac{n}{4}\right) = \frac{n}{4} + 3T\left(\frac{n}{4^2}\right)$$

$$T\left(\frac{n}{4^2}\right) = \frac{n}{4^2} + 3T\left(\frac{n}{4^3}\right)$$

# 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

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

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

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

$$\hookrightarrow n + 3 \cdot n/4 + 3^2 \cdot n/4^2 + 3^3 T(n/4^3)$$

$$n + 3 \frac{n}{4} + n \left(\frac{3}{4}\right)^2 + n \left(\frac{3}{4}\right)^3 + n \left(\frac{3}{4}\right)^4 + \dots + n \left(\frac{3}{4}\right)^{i-1} + 3^i T\left(\frac{n}{4^i}\right)$$

¿Cuándo se detienen las iteraciones?

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

$$4^i = n \quad i = \log_4(n)$$

$$\left(\frac{3}{4}\right)^0 n + \left(\frac{3}{4}\right)^1 n + \left(\frac{3}{4}\right)^2 n + \left(\frac{3}{4}\right)^3 n + \dots + \left(\frac{3}{4}\right)^{\log_4(n)-1} n + 3^{\log_4(n)} T(1)$$



# Recurrencias

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

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

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

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

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

¿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

---

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

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

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

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

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

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

$n^{\log_4(3/4)}$

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

$$= O(n)$$

# Recurrencias

---

Resuelva por el método de iteración

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

$$T(n) = 2 \left( 2T\left(\frac{n}{2^2}\right) + 1 \right) + 1$$

$$T(n) = 2 \left( 2 \left( 2T\left(\frac{n}{2^3}\right) + 1 \right) + 1 \right) + 1$$

$$T(n) = 2 \left( 2 \left( 2 \left( 2T\left(\frac{n}{2^4}\right) + 1 \right) + 1 \right) + 1 \right) + 1$$

$$T(n) = 2^4 T\left(\frac{n}{2^4}\right) + 2^3 + 2^2 + 2 + 2^0$$

$$T(n) = 2^i T\left(\frac{n}{2^i}\right) + \underbrace{2^{i-1} + 2^{i-2} + \dots + 2^2 + 2^1 + 2^0}$$

$$T(1) \quad 1 = \frac{n}{2^i} \quad i = \log_2(n)$$

$$O(\log_b(c)) = c^{\log_b(c)}$$

$$2^{\log_2(n)} T(1) + \sum_{i=0}^{\log_2(n)-1} 2^i$$

$$n^{\log_2(2)} \times c + \frac{2^{\log_2(n)-1+1} - 1}{2 - 1}$$

$$\downarrow$$

$$cn + n - 1 = O(n)$$

# 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  $T(n) = T(n/2 \rfloor) + n$ , es  $\Omega(n \log n)$

# Recurrencias

---

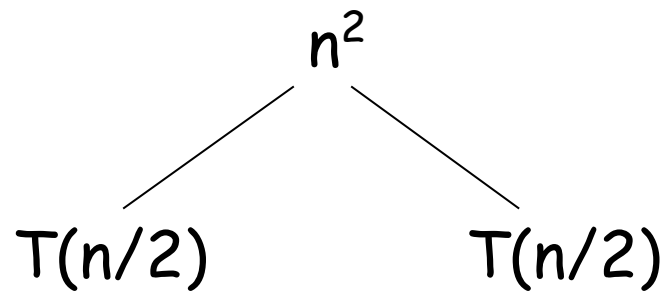
Iteración con árboles de recursión

$$T(1) = 1$$

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

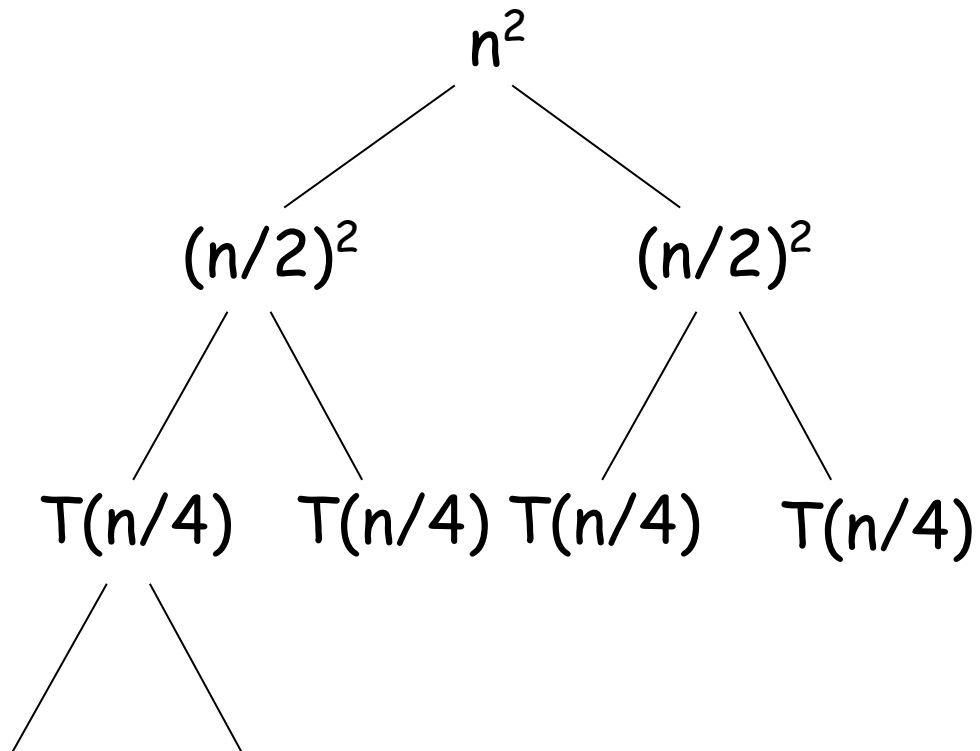
# Recurrencias

---



# Recurrencias

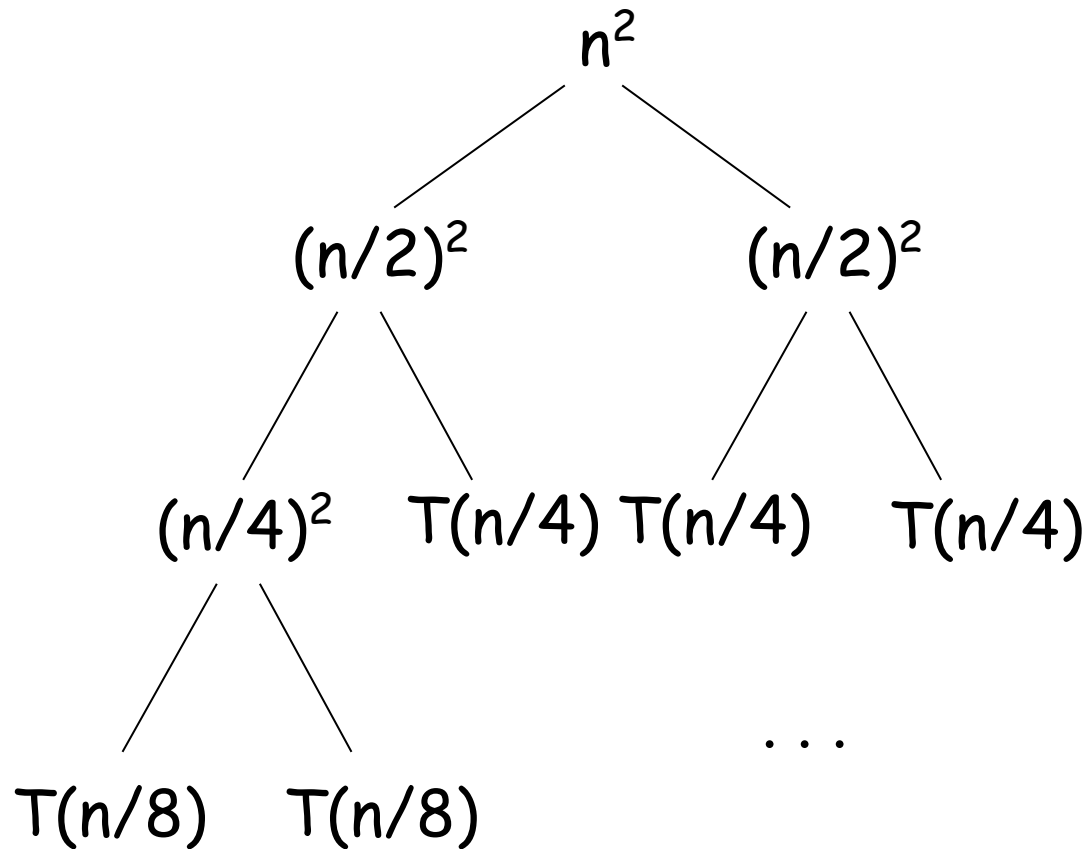
---



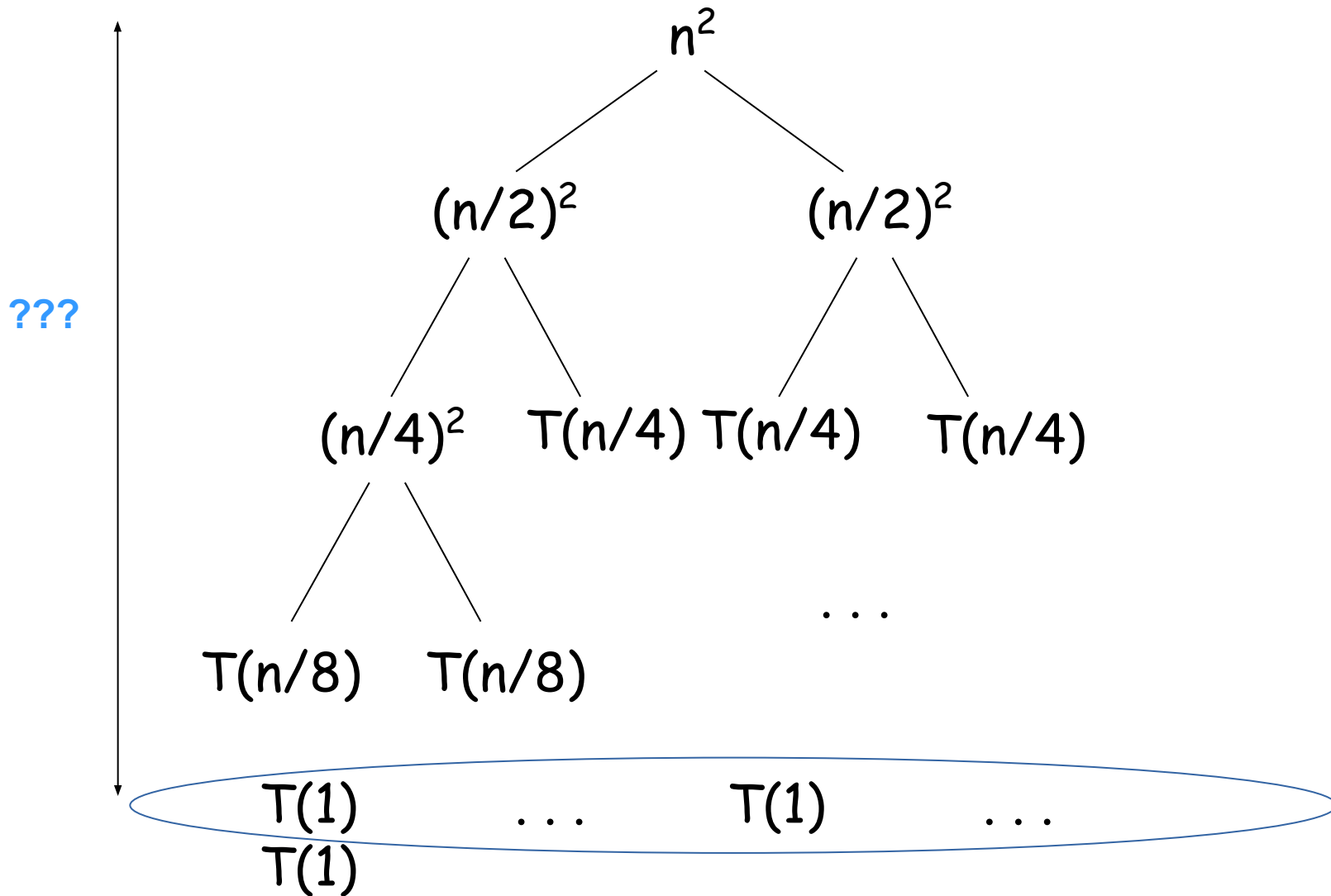
...

# Recurrencias

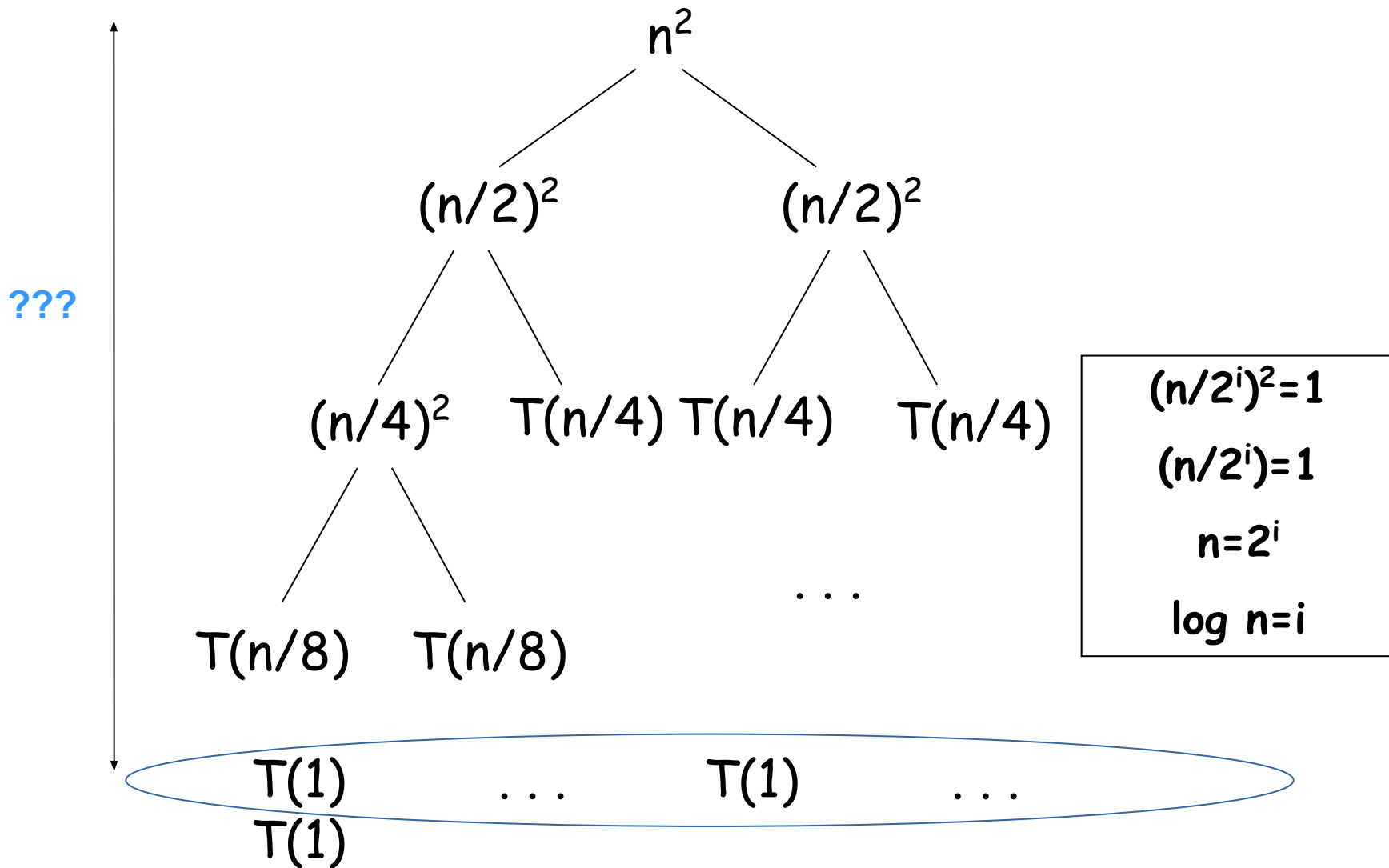
---



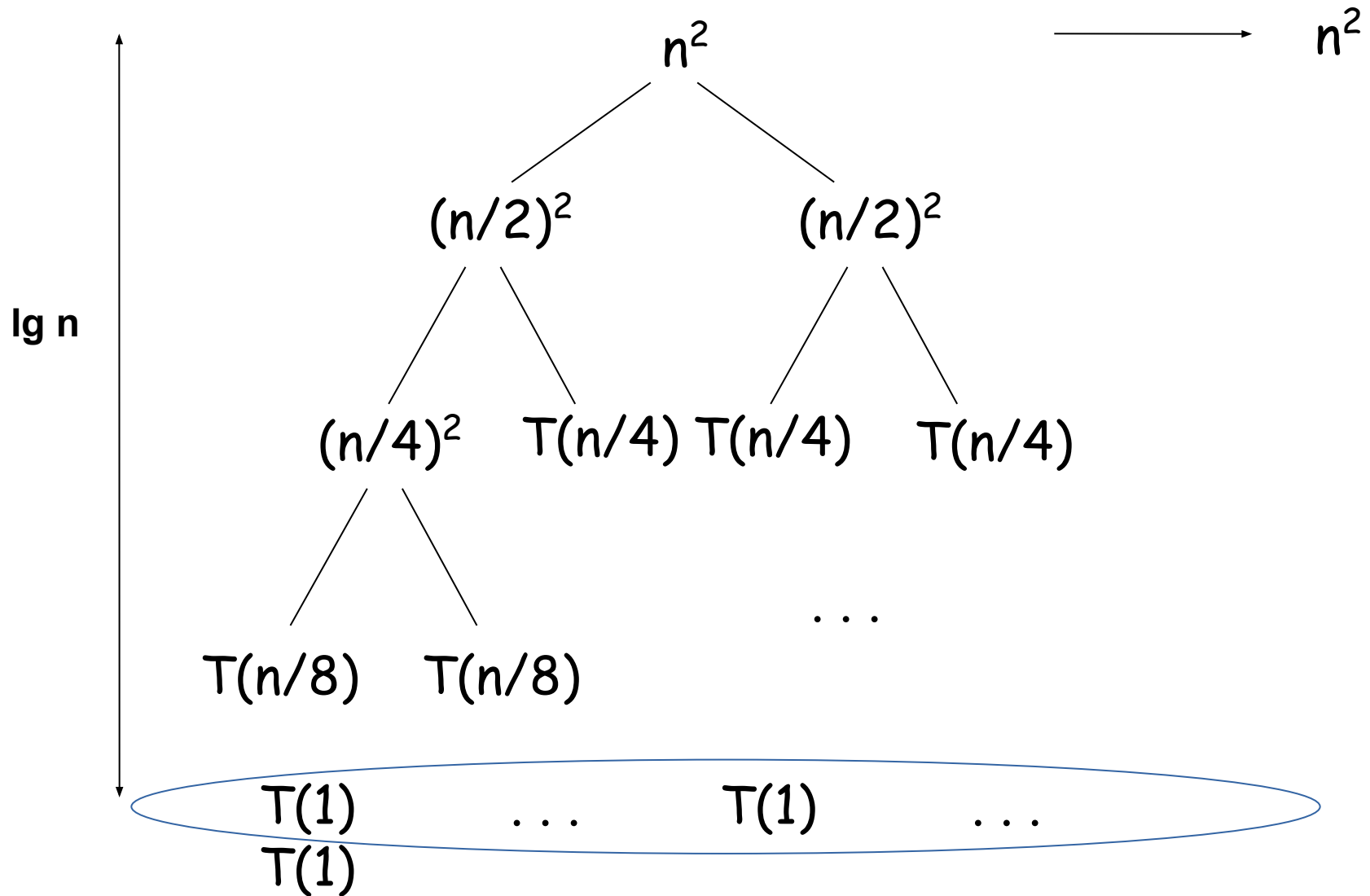
# Recurrencias



# Recurrencias

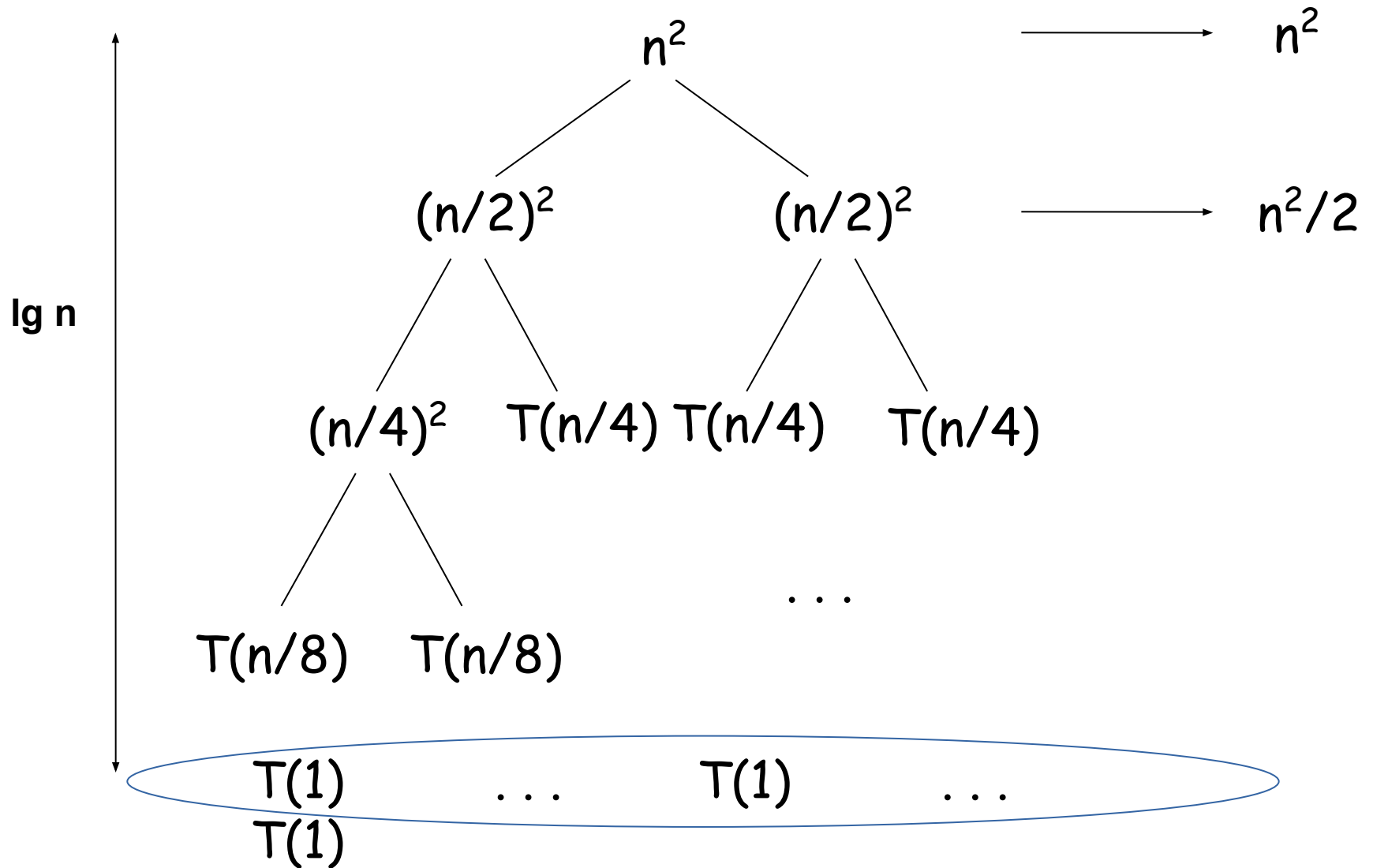


# Recurrencias

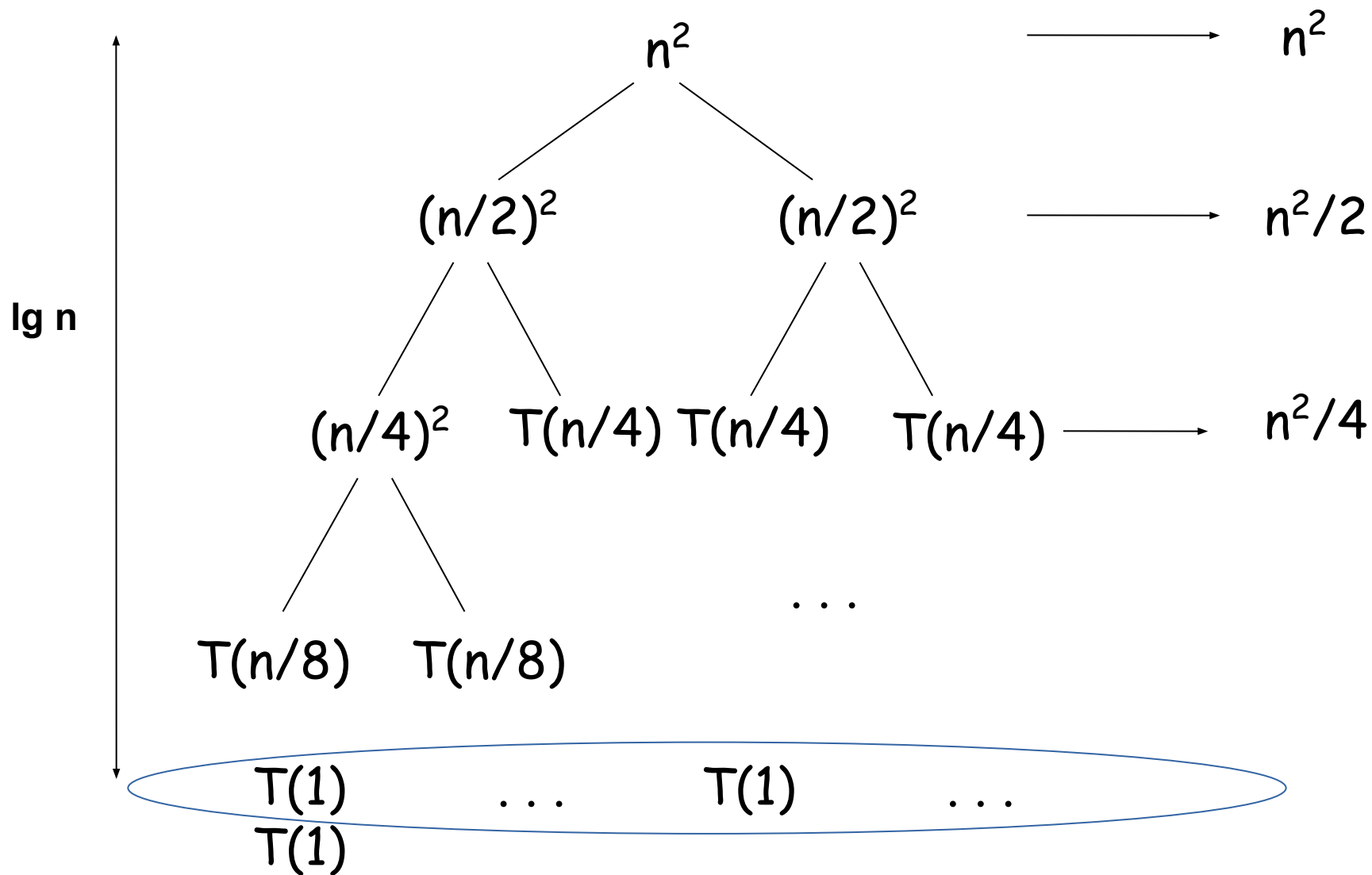




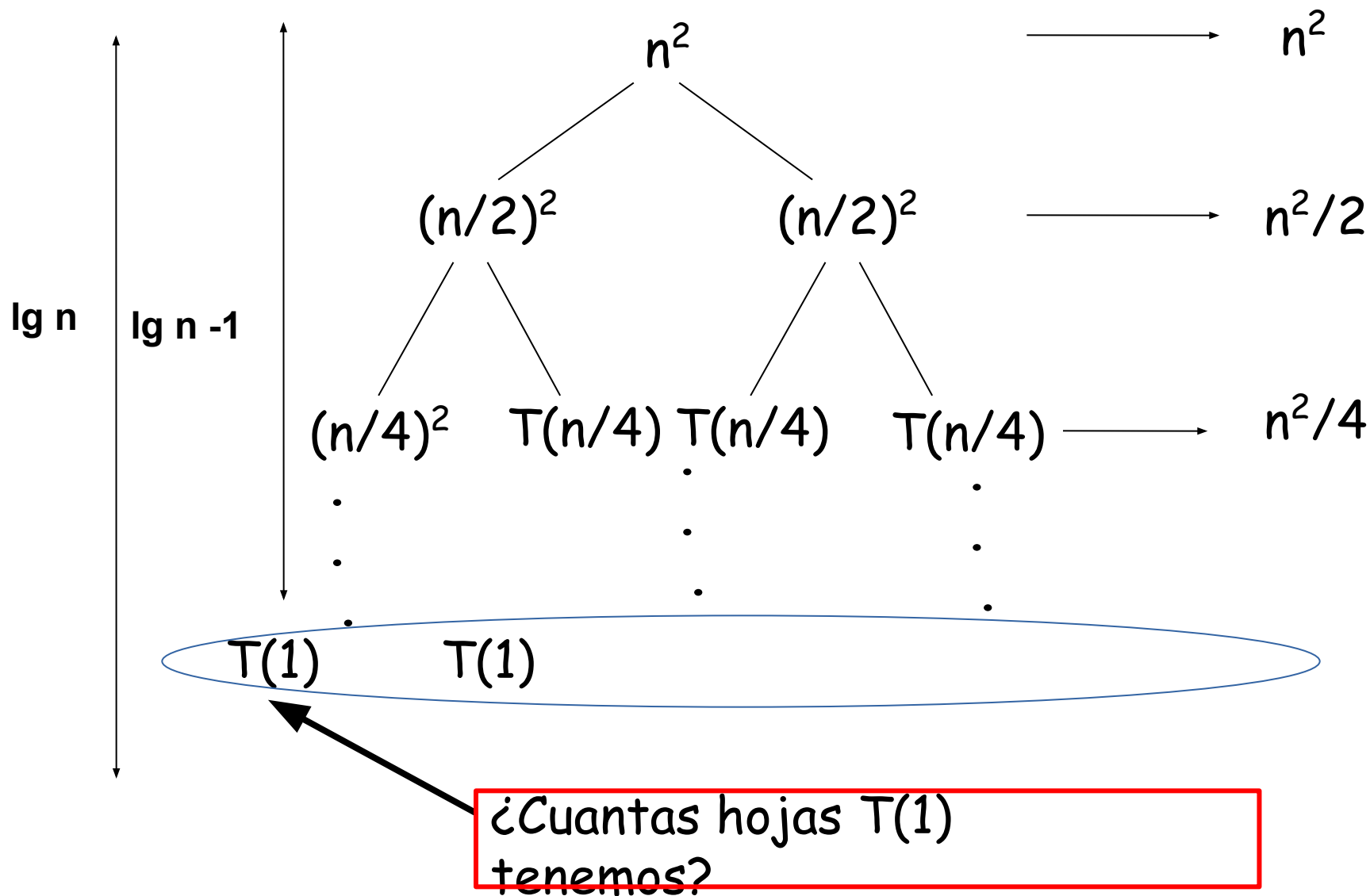
# Recurrencias



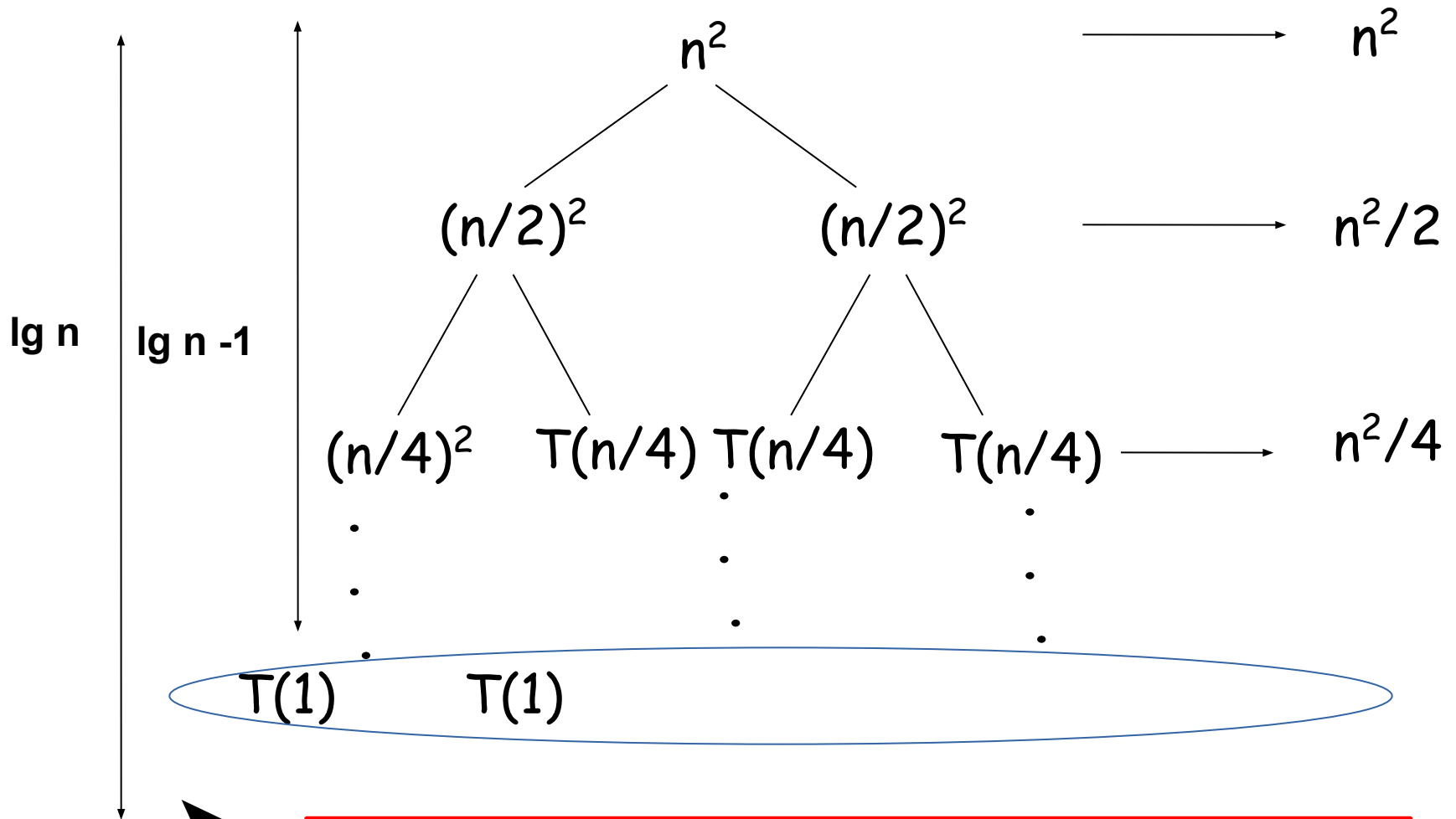
# Recurrencias



# Recurrencias

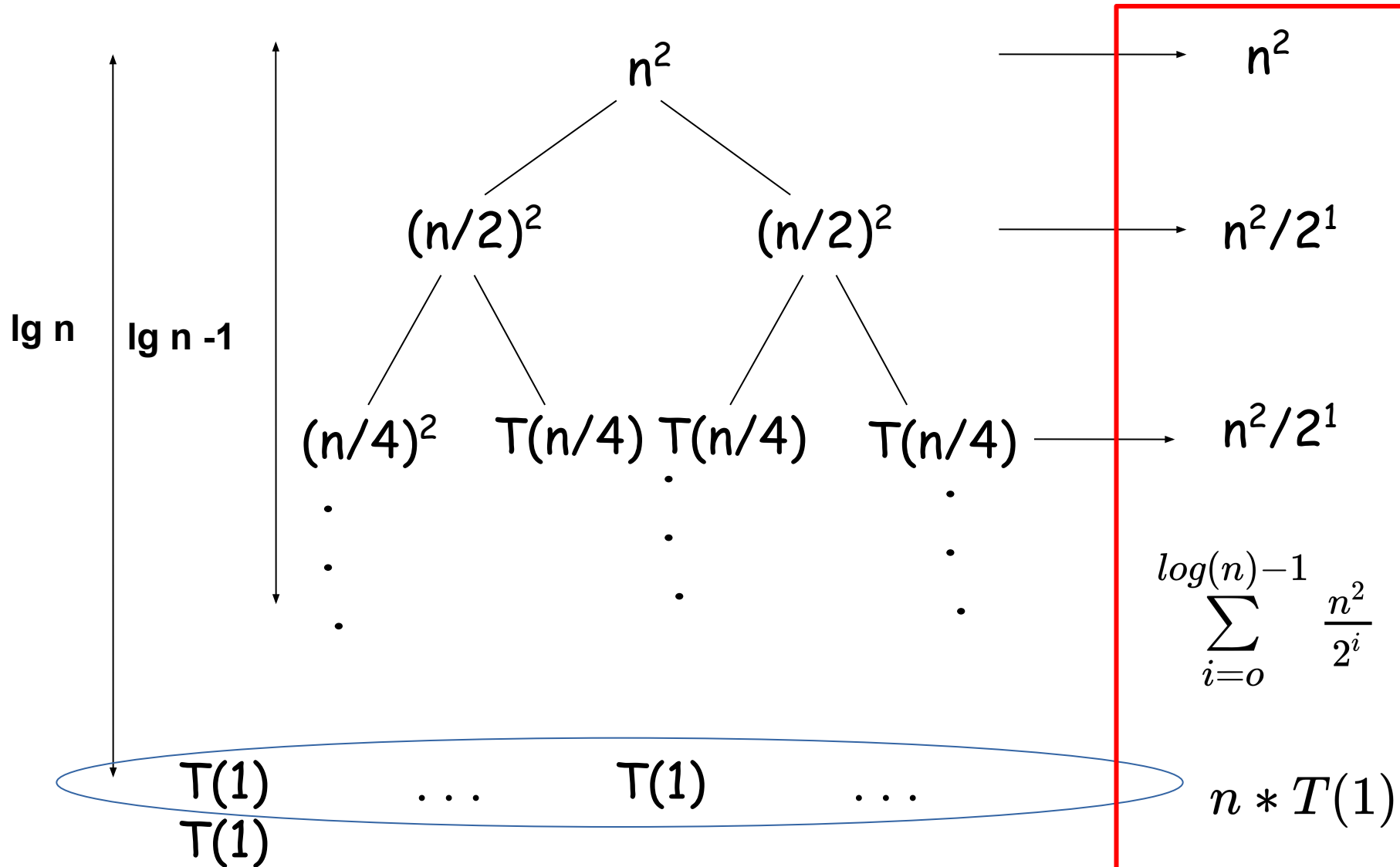


# Recurrencias



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

---

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

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:

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

# 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

---

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

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

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

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

$$1 \leq 0 ?$$

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

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

$$4 \leq 6 ?$$

Si, se termina la demostración



# Recurrencias

---

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

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:  $T(n) \leq c2^n$

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

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

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

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

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

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

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

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

Con  $c = 1$ , se cumple.

# 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