分而治之篇：递归式求解

童咏昕

北京航空航天大学
计算机学院

中国大学MOOC北航《算法设计与分析》

归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$

归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

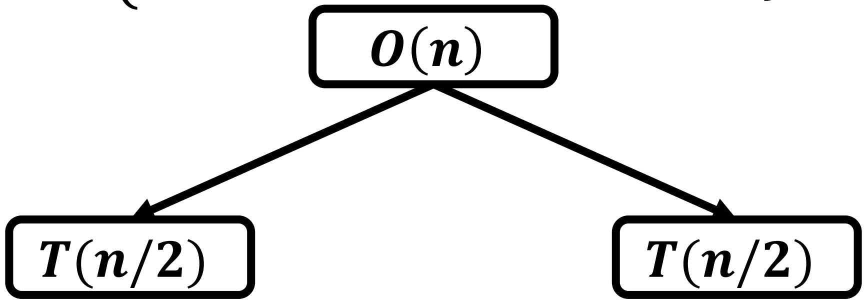
$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + O(n), & if\ n > 1 \\ O(1), & if\ n = 1 \end{cases}$$

$$\boxed{T(n)}$$

归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

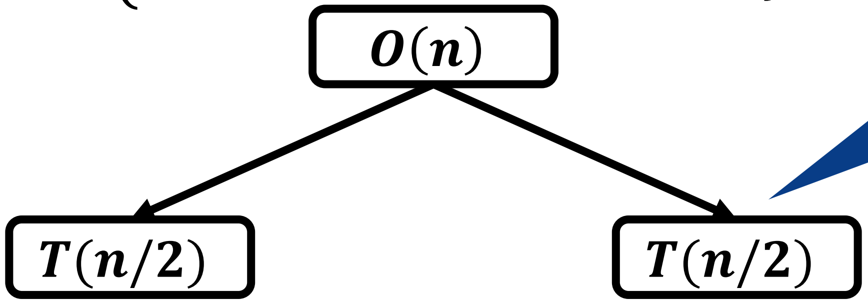
$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + O(n), & if\ n > 1 \\ O(1), & if\ n = 1 \end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$

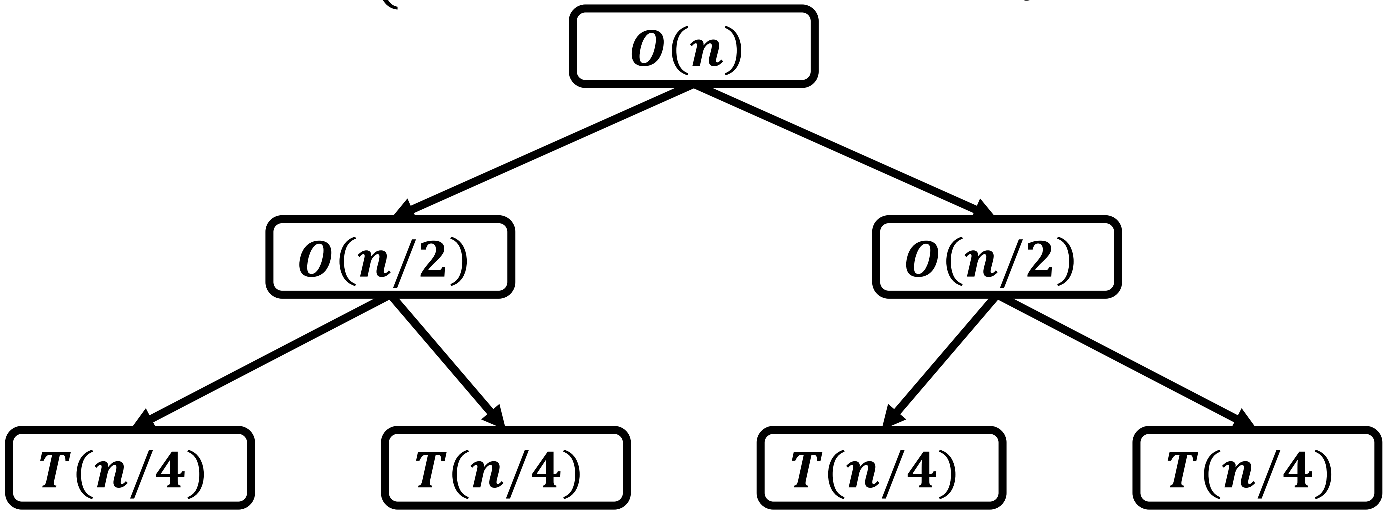


每个结点代表解决一个子问题的代价

归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

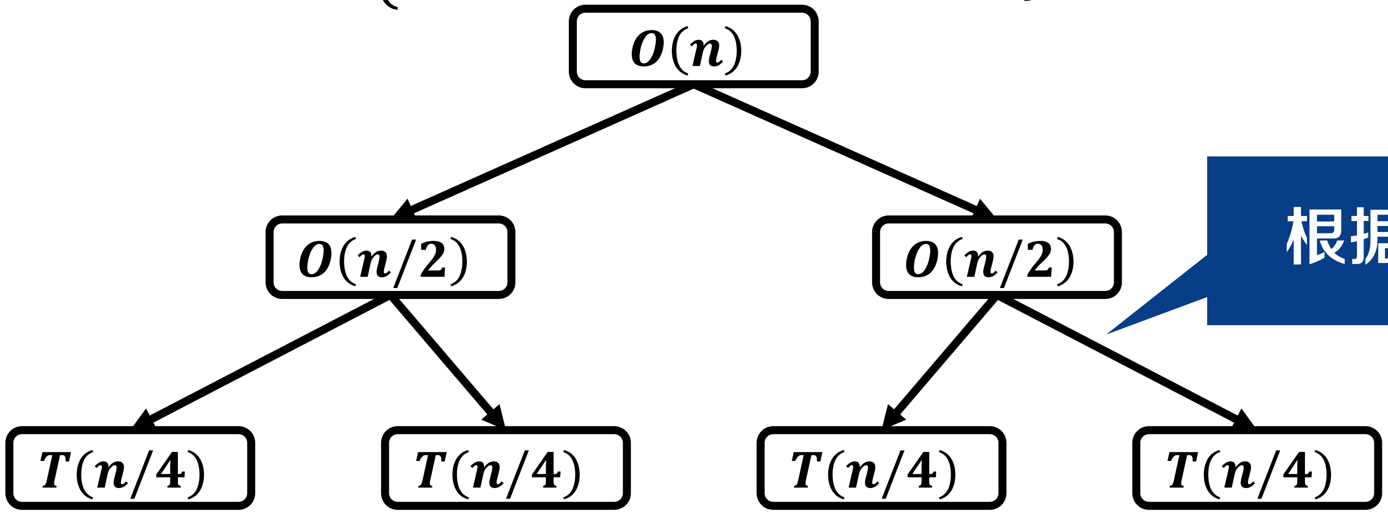
$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + O(n), & if\ n > 1 \\ O(1), & if\ n = 1 \end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$

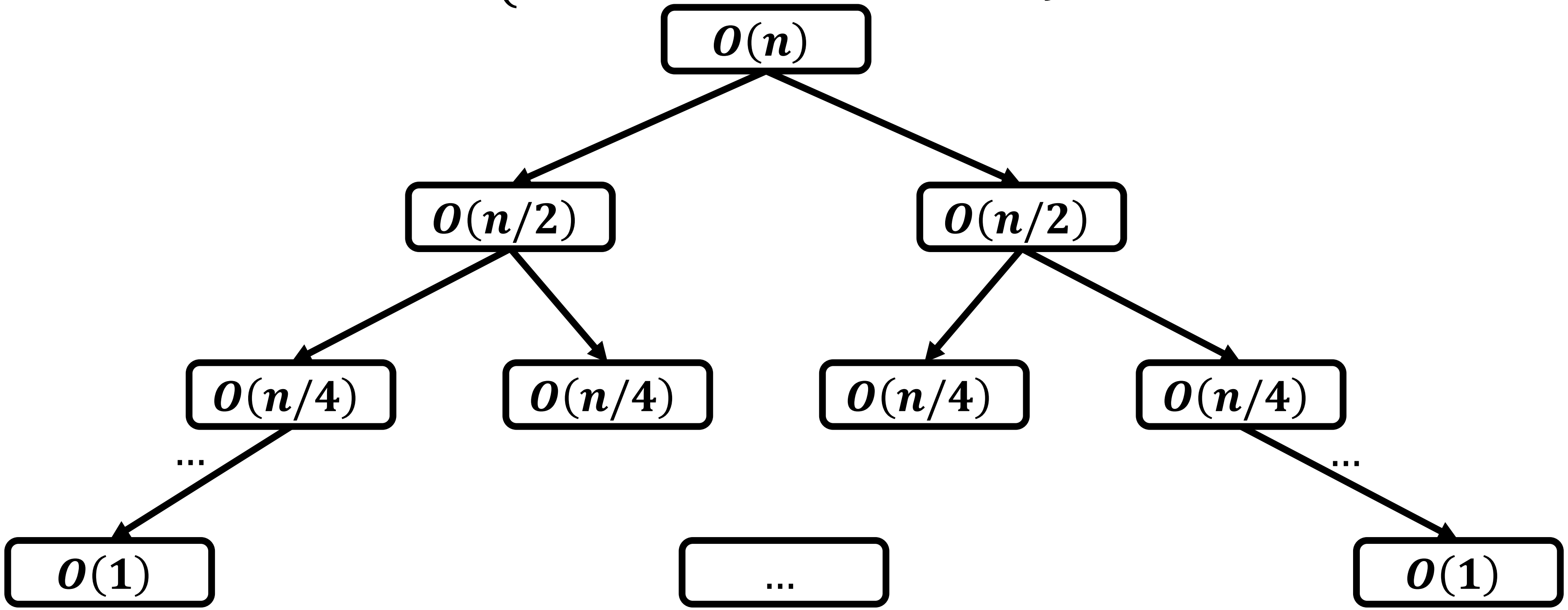


根据递归式向下分解

归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

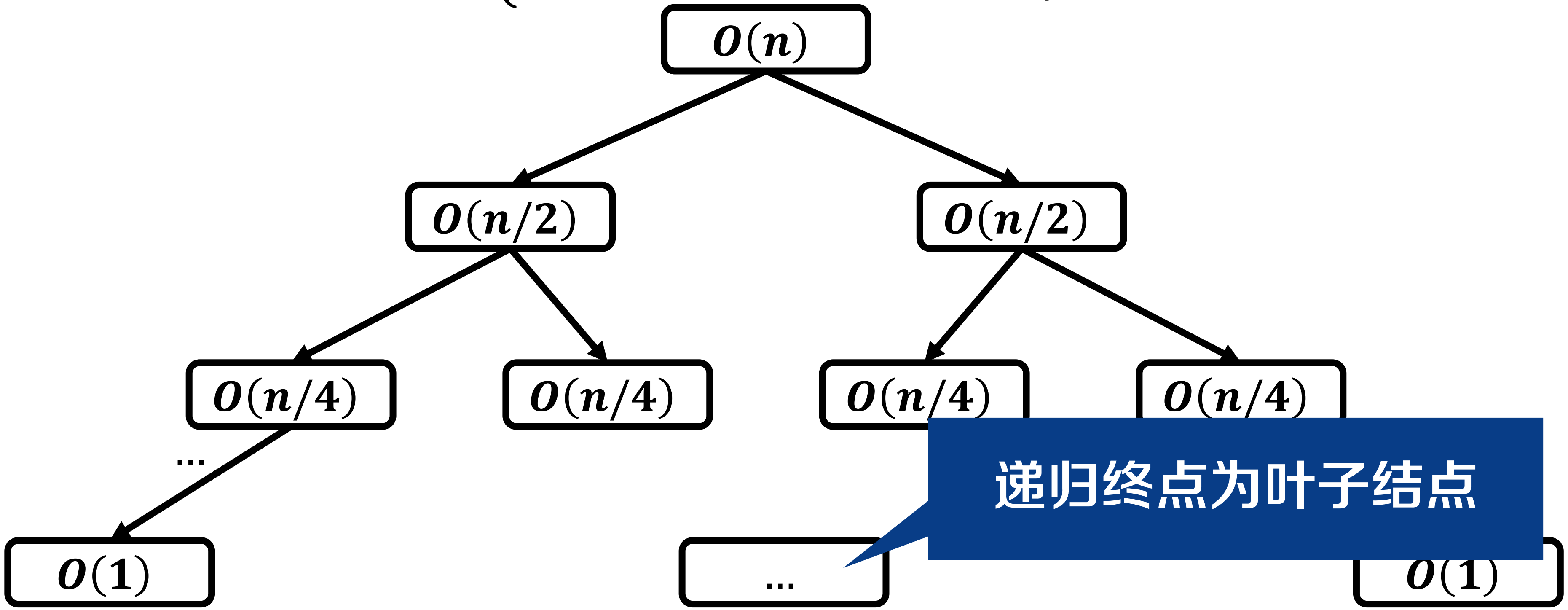
$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + O(n), & if\ n > 1 \\ O(1), & if\ n = 1 \end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

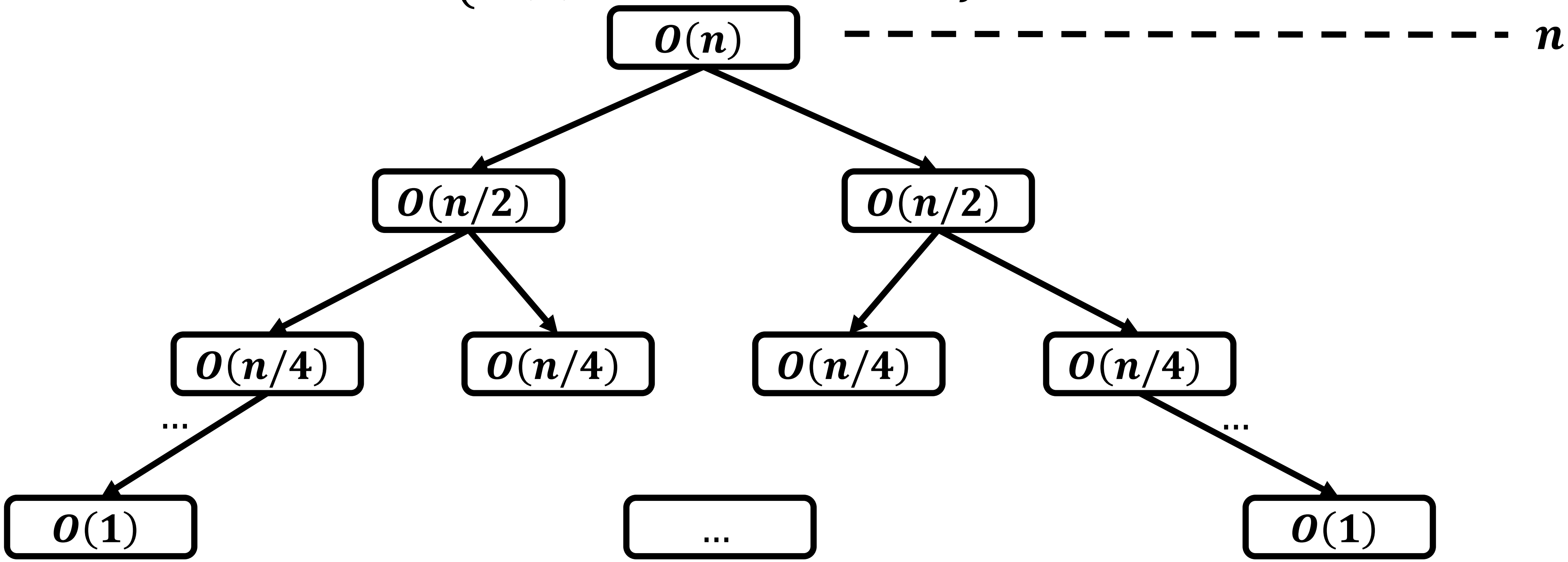
$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

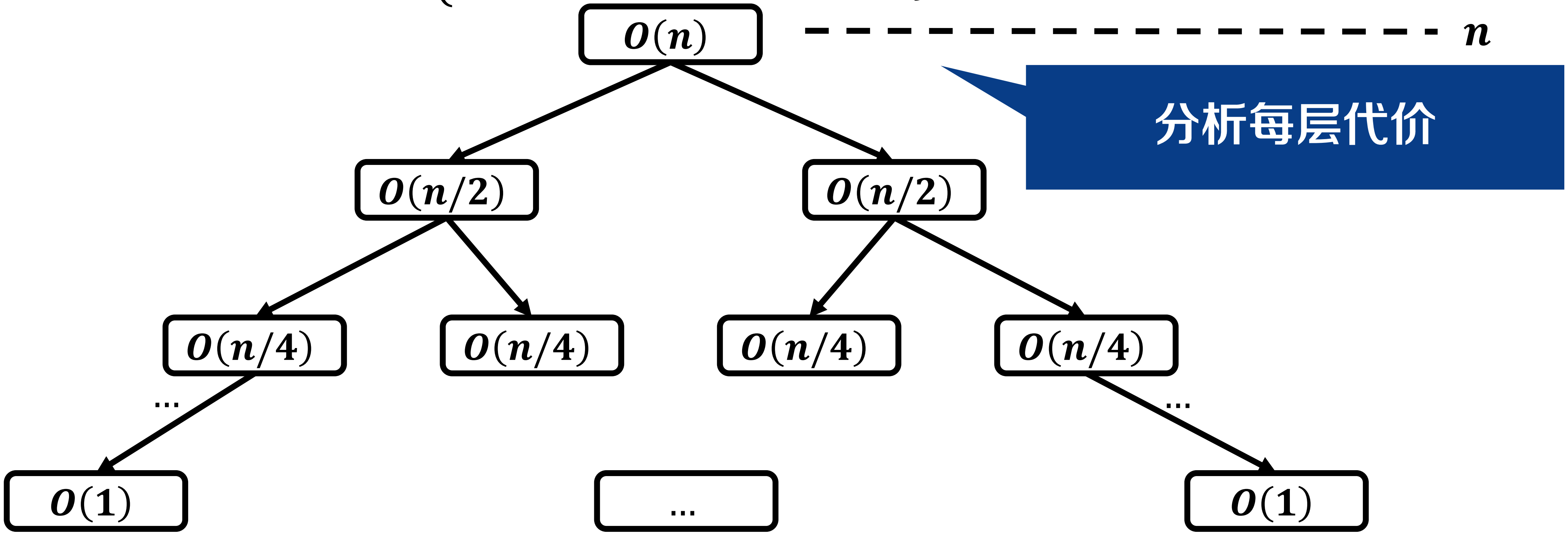
$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

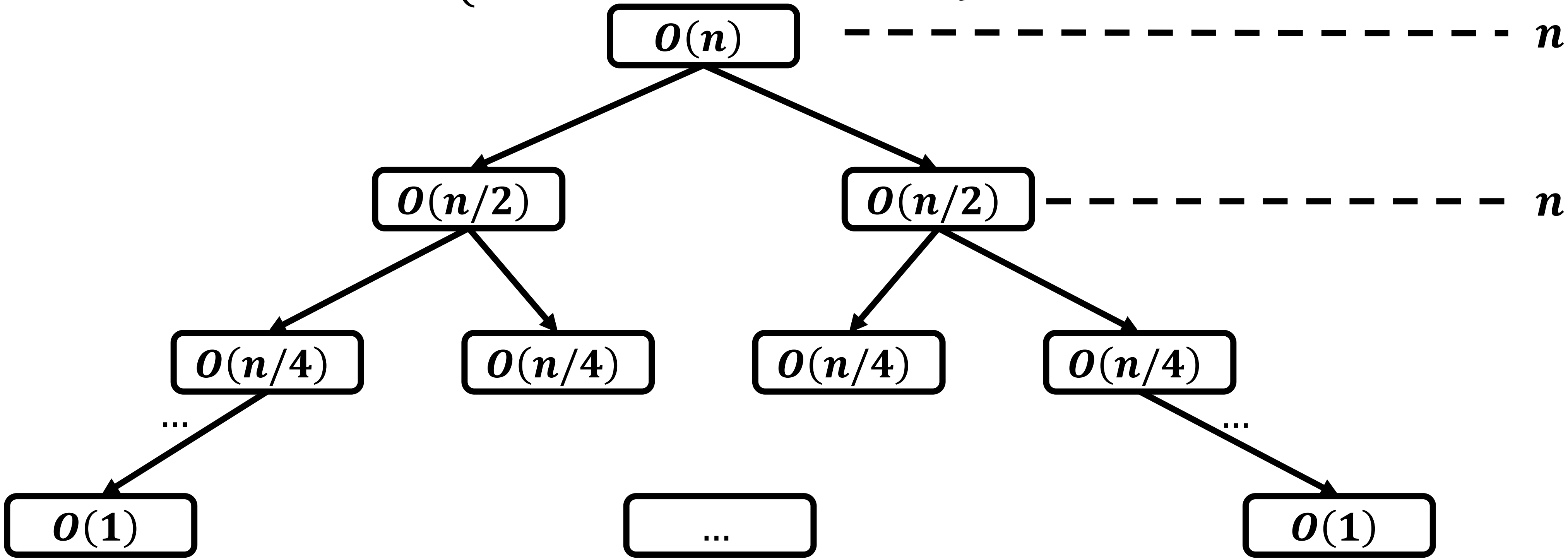
$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

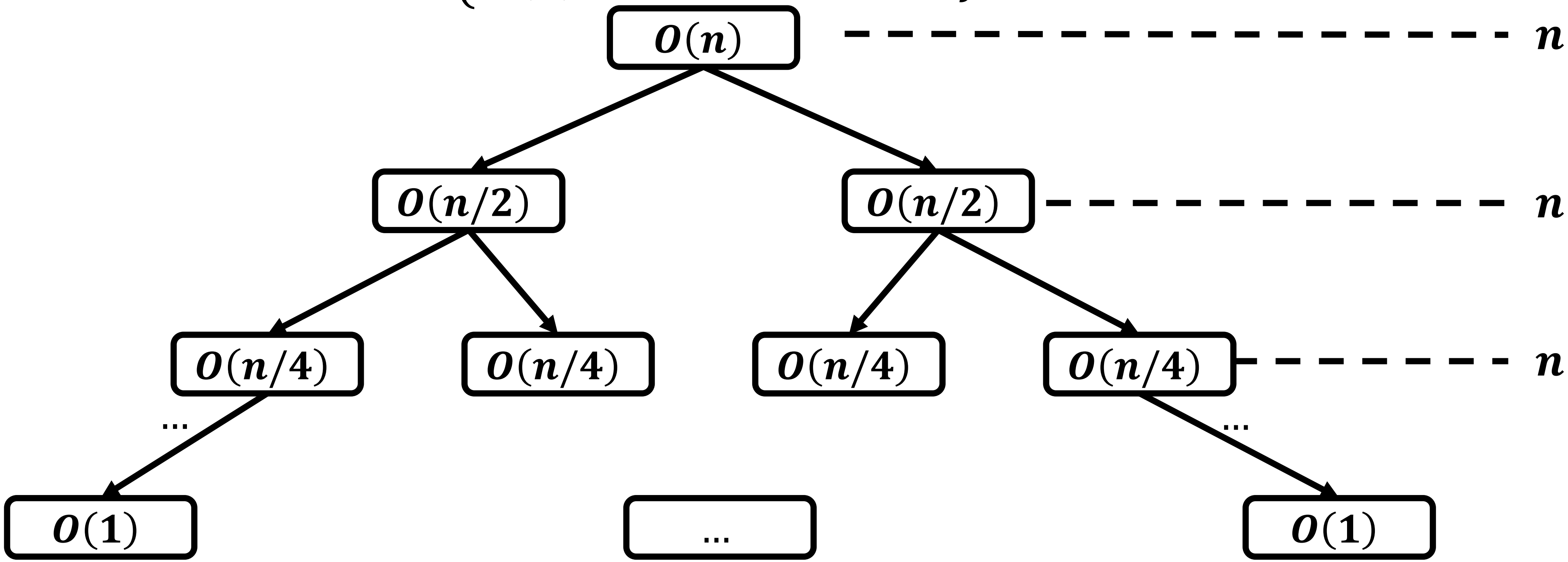
$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + O(n), & if\ n > 1 \\ O(1), & if\ n = 1 \end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

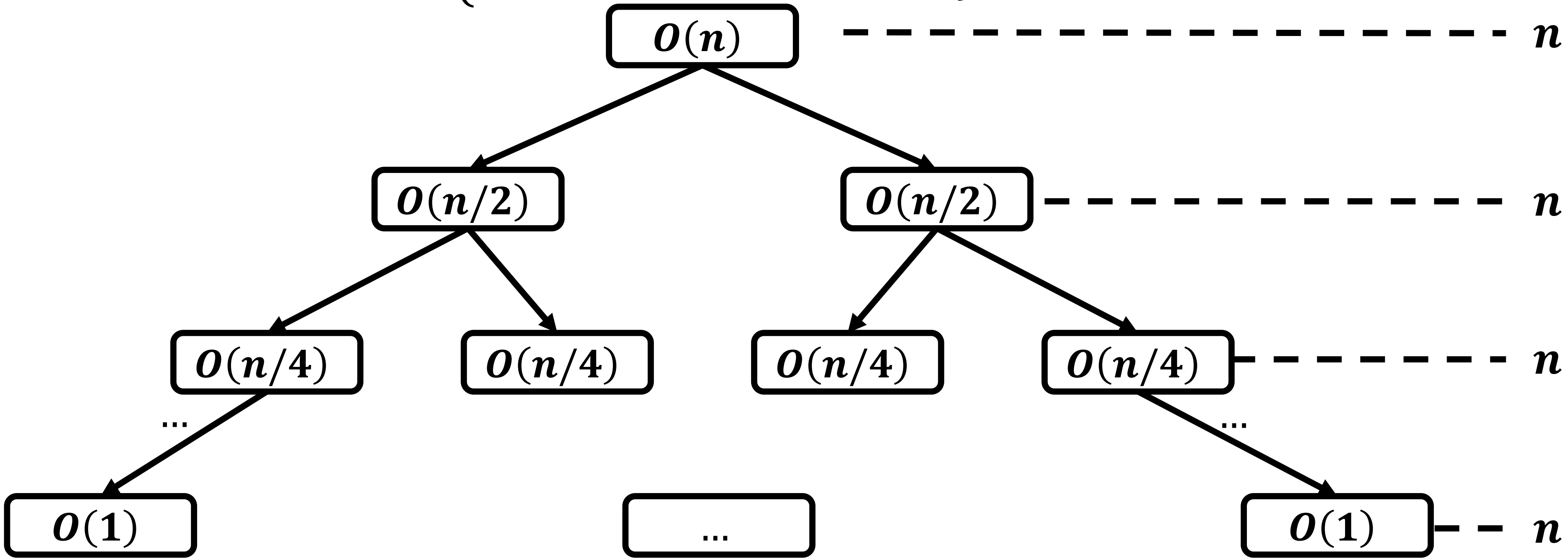
$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

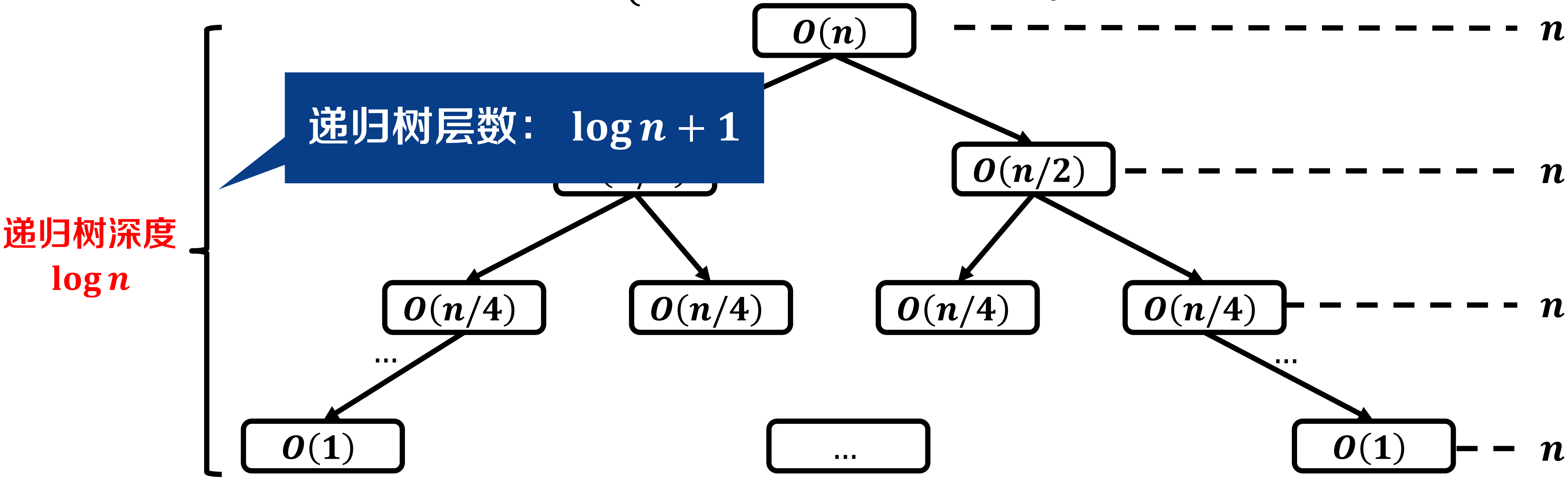
$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$



归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$

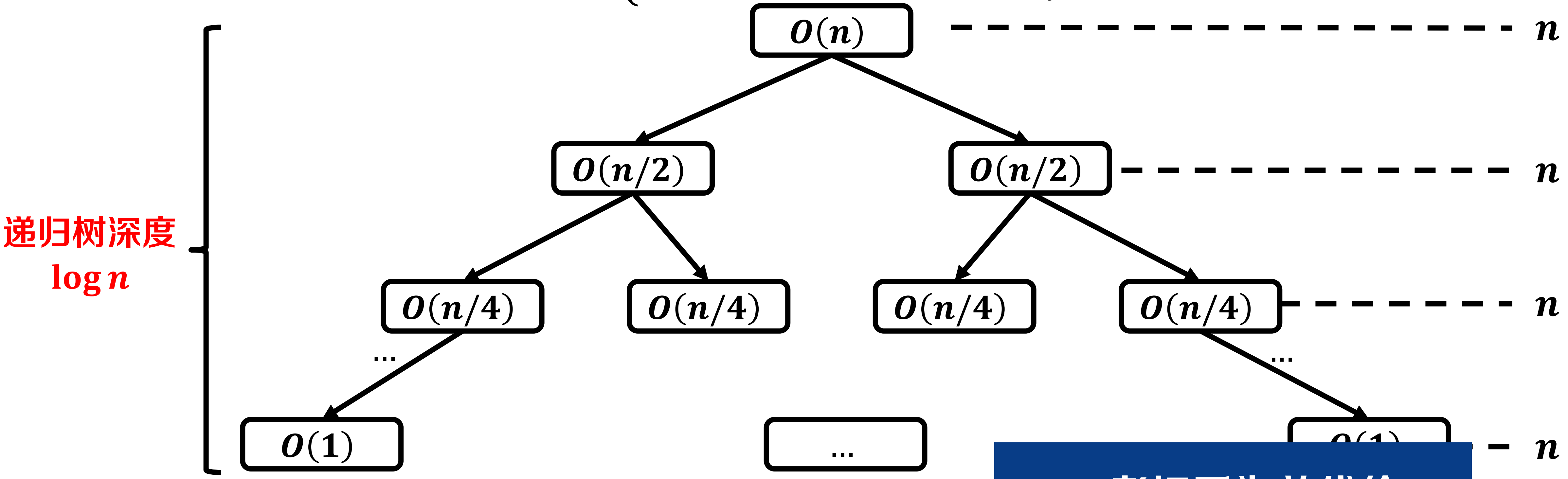


由于树的深度通常由0开始计数，故层数=深度+1，后续统一用“深度”

归并排序：复杂度分析

- 递归树法：用树的形式表示抽象递归

$$T(n)=\begin{cases}2T(n/2)+O(n), & if\ n>1\\ O(1), & if\ n=1\end{cases}$$



二者相乘为总代价

$$T(n)=O(n\log n)$$

递归式分析方法

递归式
求解时
间复杂度
的常用
方法

① 递归树法

② 代入法

③ 主定理法

递归式分析方法

递归树法

代入法

主定理法

递归树法：实例

$$T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & if\ n \geq 4 \\ 1, & if\ n < 4 \end{cases}$$

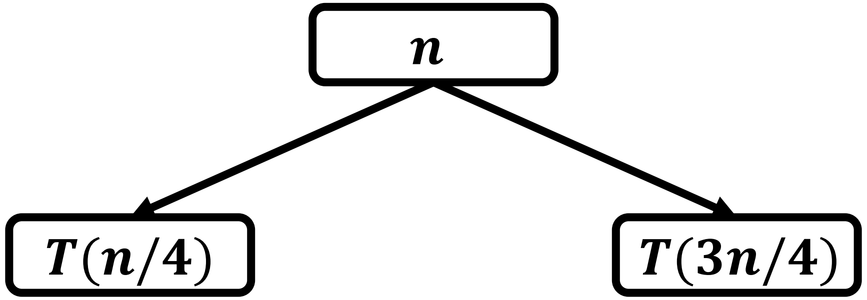
递归树法：实例

$$T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & if\ n \geq 4 \\ 1, & if\ n < 4 \end{cases}$$

$$\boxed{T(n)}$$

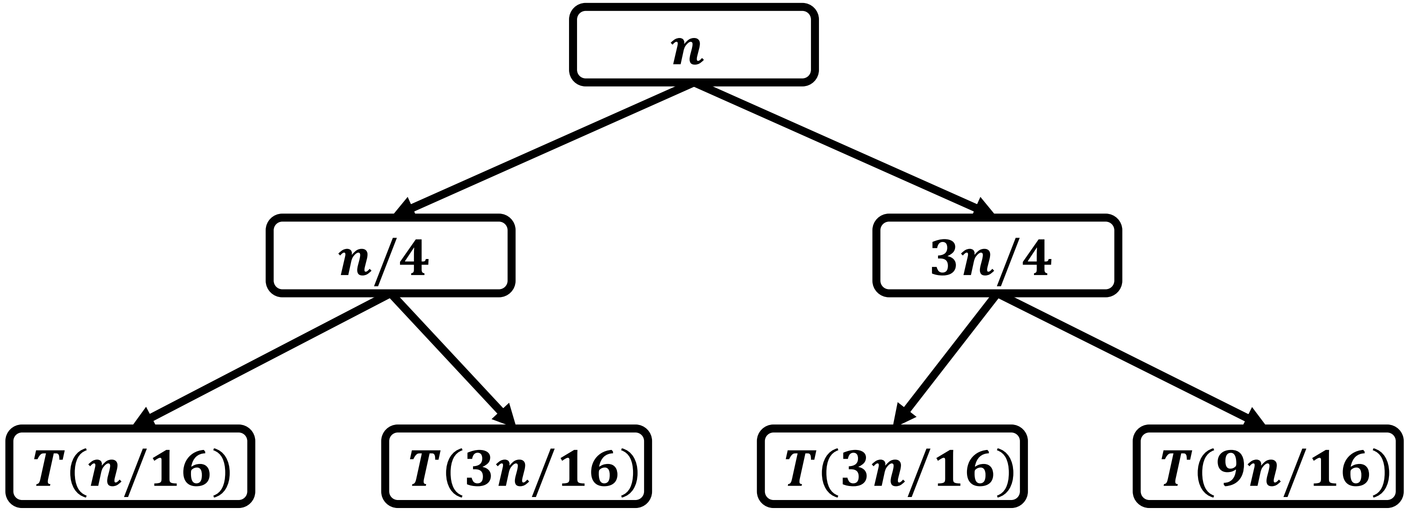
递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4\\ 1, & if\ n<4\end{cases}$$



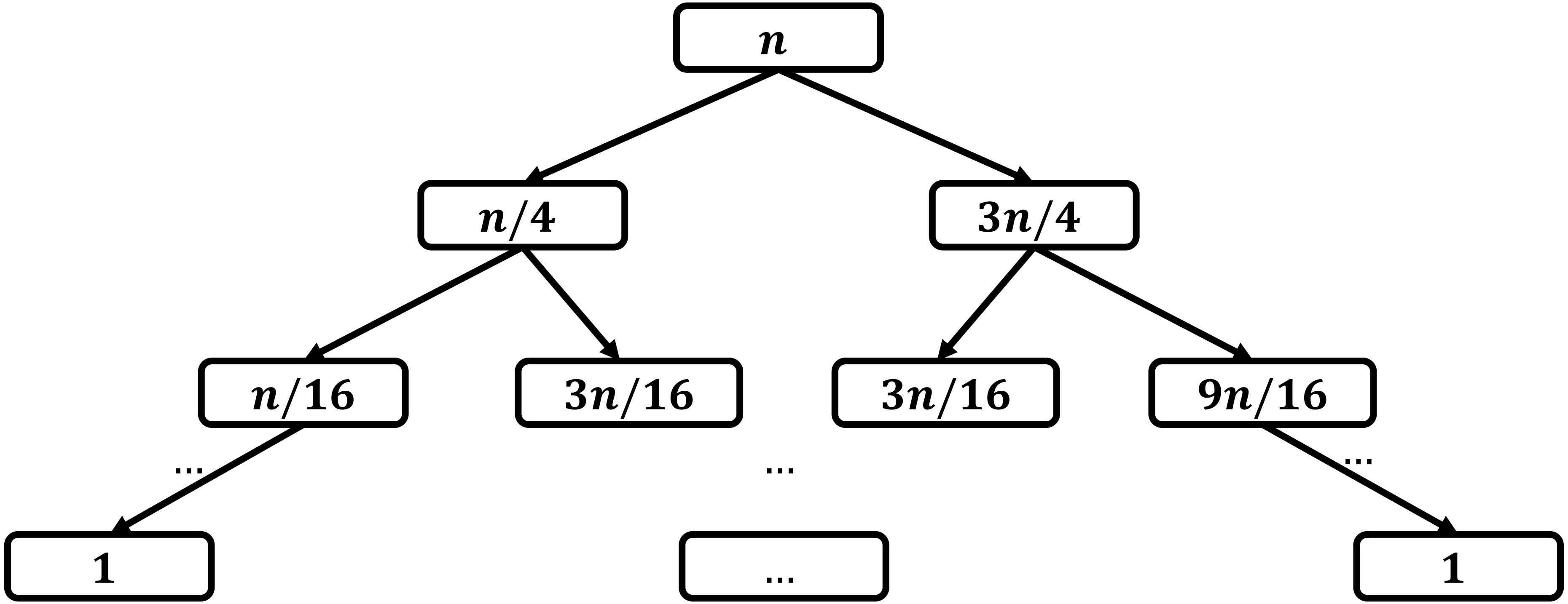
递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4\\ 1, & if\ n<4\end{cases}$$



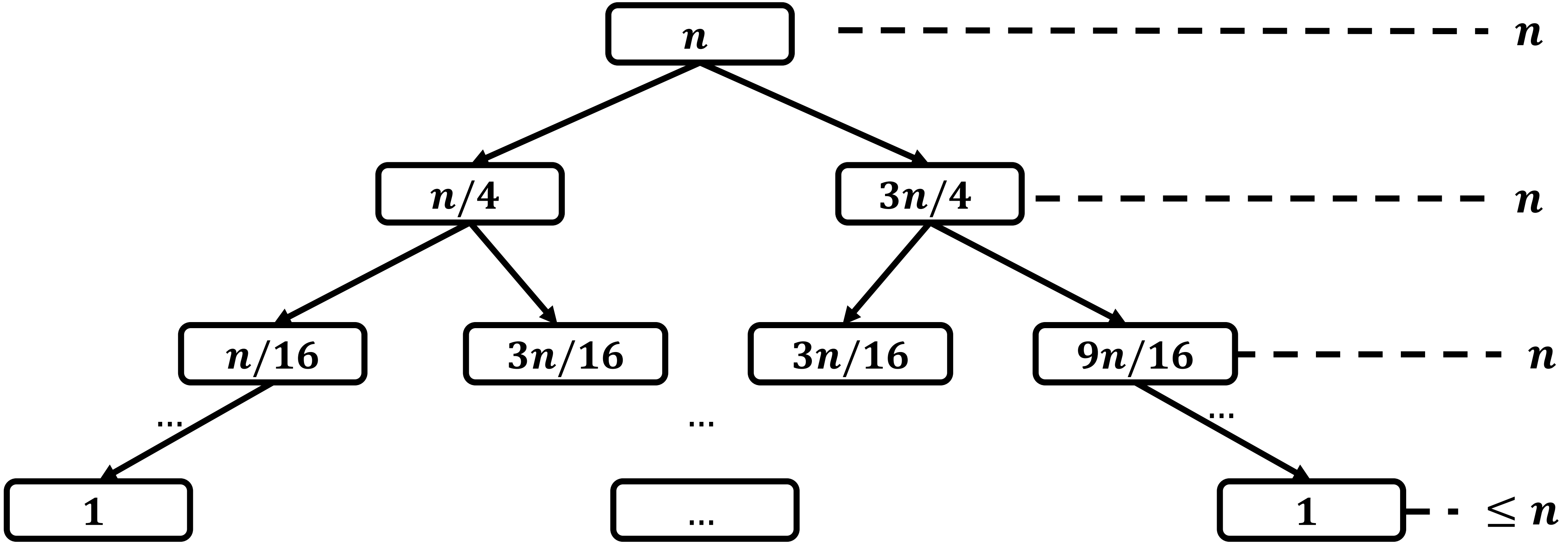
递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases} T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4 \\ 1, & if\ n<4 \end{cases}$$



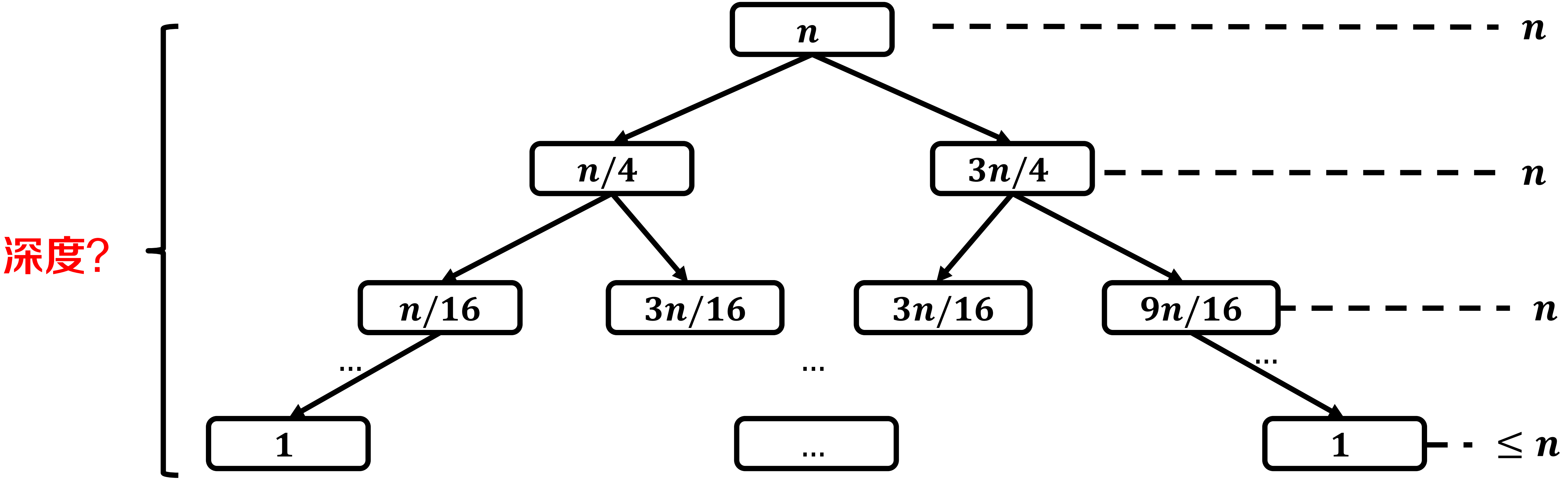
递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4\\ 1, & if\ n<4\end{cases}$$



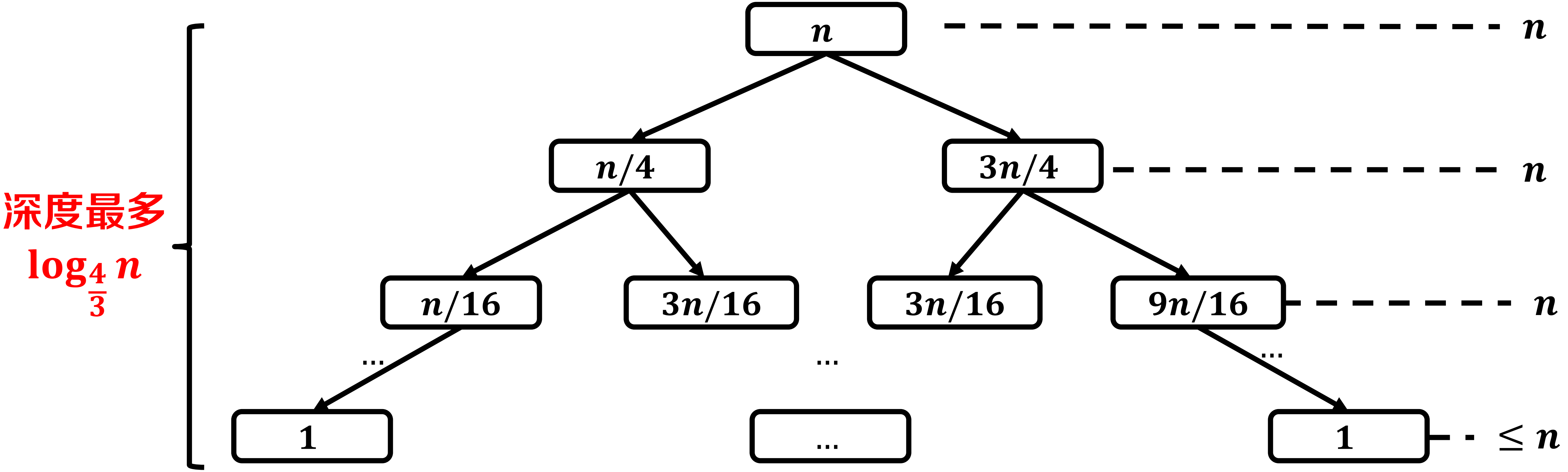
递归树法：实例

$$T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & if\ n \geq 4 \\ 1, & if\ n < 4 \end{cases}$$



递归树法：实例

$$T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & if\ n \geq 4 \\ 1, & if\ n < 4 \end{cases}$$



递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases} T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4 \\ 1, & if\ n<4 \end{cases}$$

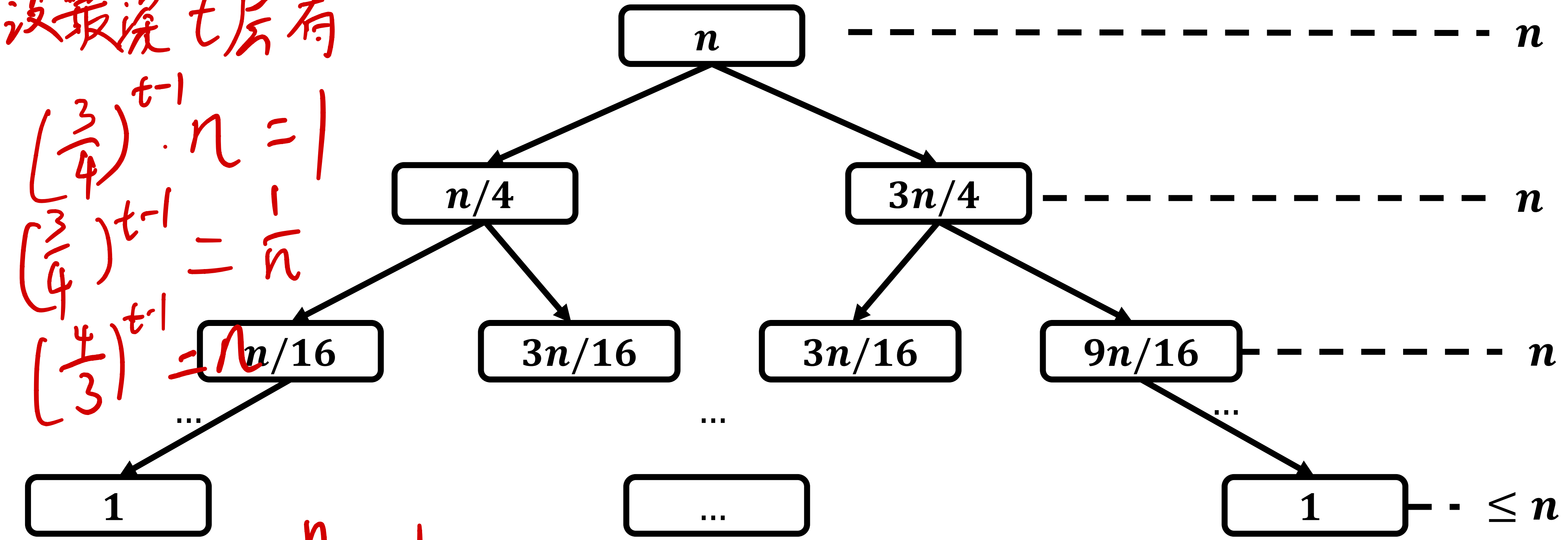
设最深t层有

$$\left(\frac{3}{4}\right)^{t-1}\cdot n=1$$

$$\left(\frac{3}{4}\right)^{t-1}=\frac{1}{n}$$

$$\left(\frac{4}{3}\right)^{t-1}=n$$

深度最多 $\log_{\frac{4}{3}} n$



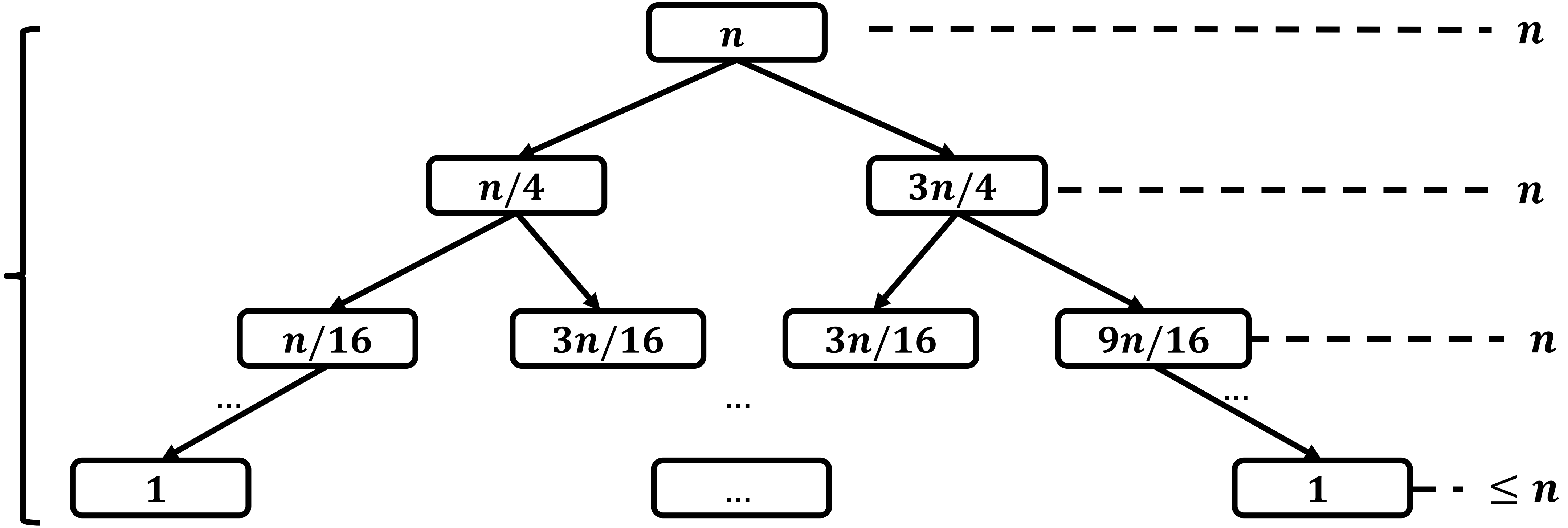
$$t=\log_{\frac{4}{3}} n+1$$

$$T(n)=O(n\log_{\frac{4}{3}} n)$$

递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4\\ 1, & if\ n<4\end{cases}$$

深度最多 $\log_{\frac{4}{3}} n$



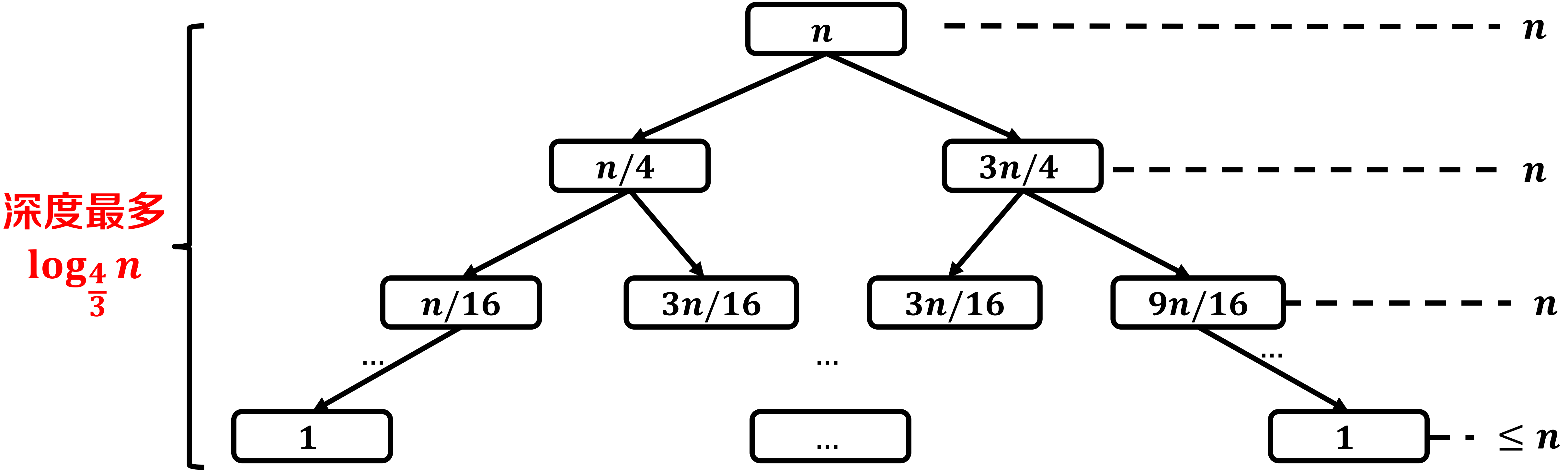
$$T(n)=O(n\log_{\frac{4}{3}} n)=O(n\frac{\log_2 n}{\log_2 \frac{4}{3}})=O(n\log n)$$

对数换底公式

$$\log_x N=\frac{\log_y N}{\log_y x}$$

递归树法：实例

$$T(n)=\begin{cases} T(n/4)+T(3n/4)+n, & if\ n\geq 4 \\ 1, & if\ n<4 \end{cases}$$



$T(n)=O(n\log n)$ 上界.

问题：该界是否为渐进紧确界？

递归式分析方法

递归树法

代入法

主定理法

代入法：实例

- $$T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$$

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$

代入法：实例 (基于猜测的数学归纳法证明)

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0,\ c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$

Θ记号

定义：

- 对于给定的函数$g(n)$，$\Theta(g(n))$表示以下函数的集合：

  $\Theta(g(n)) = \{T(n): \exists\, c_1, c_2, n_0 > 0,$ 使得$\forall\, n \geq n_0, c_1 g(n) \leq T(n) \leq c_2 g(n)\}$

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0$, $c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$

使用数学归纳法证明该命题

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0,\ c_1 \cdot n \log n \leq\ T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
- 数学归纳法
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3 \log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3 \log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3 \log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3 \log 3}$

代入法：实例

- $T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & n\ge 4\\ 1, & n<4\end{cases}$
- 猜测：$T(n)=\Theta(n\log n)$
  - 即证明$\exists c_1,c_2,n_0>0$，使得$\forall n>n_0$, $c_1\cdot n\log n\le T(n)\le c_2\cdot n\log n$
- 数学归纳法
  - $n=3$时：使$c_1\cdot 3\log 3\le 1\le c_2\cdot 3\log 3$，需取$0<c_1\le\frac{1}{3\log 3}, c_2\ge\frac{1}{3\log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0$，$c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
- 数学归纳法
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3\log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3 \log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3\log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3 \log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立 故 $T(\frac{n}{4}) \leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4}$
  - 等于n时：代入可得
    - $T(n) = T(n/4) + T(3n/4) + n \leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n$

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log \frac{4}{3}\right)\right) + n
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log \frac{4}{3}\right)\right) + n
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log \frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n \\
&= \left(\boxed{c_2 \cdot \frac{n}{4}} \left(\log n - \boxed{\log 4}\right)\right) + \left(\boxed{c_2 \cdot \frac{3n}{4}} \cdot \left(\log n - \boxed{\log \frac{4}{3}}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(\boxed{c_2 n}\left(\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- **代入并整理表达式**

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log\frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log\frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log\frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 n \left(\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log\frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log\frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log\frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 n \left(\boxed{\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4} - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2\left(\boxed{\log 4} - \frac{3}{4}\log 3\right) - 1\right) n
\end{aligned}
$$

n提出来.

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \tfrac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \tfrac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log \tfrac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 \boxed{n} \left(\frac{1}{4} \log 4 + \frac{3}{4} \log 4 - \frac{3}{4} \log 3\right)\right) + \boxed{n} \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 \left(\log 4 - \frac{3}{4} \log 3\right) - 1\right) \boxed{n}
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- **代入并整理表达式**

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log\frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log\frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log\frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 n \left(\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 \left(\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right) - 1\right) n
\end{aligned}
$$

代入法：实例

- **代入并整理表达式**

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log\frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log\frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log\frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 n\left(\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n \\
&= \boxed{c_2 n \log n - \left(c_2\left(\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right) - 1\right)n}
\end{aligned}
$$

希望此式$\leq c_2 n\log n$

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log\frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log\frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log\frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 n \left(\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \boxed{\left(c_2\left(\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right) - 1\right)n}
\end{aligned}
$$

只需此部分≥ 0

代入法：实例

- 代入并整理表达式

$$
\begin{aligned}
T(n) &= T(n/4) + T(3n/4) + n \\
&\le c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n \\
&= \left(c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot (\log n - \log 4)\right) + \left(c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \left(\log n - \log \frac{4}{3}\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \left(c_2 n \left(\frac{1}{4}\log 4 + \frac{3}{4}\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right)\right) + n \\
&= c_2 n \log n - \boxed{\left(c_2\left(\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right) - 1\right)n}
\end{aligned}
$$

只需此部分≥ 0

- 令$\left(c_2\left(\log 4 - \frac{3}{4}\log 3\right) - 1\right)n \geq 0$，解得$c_2 \geq \frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4}\log 3} > 0$

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0,\ c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
- 数学归纳法
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3 \log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3 \log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3 \log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3 \log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - $T(n) = T(n/4) + T(3n/4) + n \leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n$
    - 若想$T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$，需取$c_2 \geq \frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4} \log 3}$

代入法：实例

- $T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & n\geq 4\\ 1, & n<4\end{cases}$
- 猜测：$T(n)=\Theta(n\log n)$
  - 即证明$\exists c_1,c_2,n_0>0$，使得$\forall n>n_0$, $c_1\cdot n\log n\leq T(n)\leq c_2\cdot n\log n$
- 数学归纳法
  - $n=3$时：使$c_1\cdot 3\log 3\leq 1\leq c_2\cdot 3\log 3$，需取$0<c_1\leq\frac{1}{3\log 3}$, $c_2\geq\frac{1}{3\log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - $T(n)\;=T(n/4)+T(3n/4)+n\leq c_2\cdot\frac{n}{4}\cdot\log\frac{n}{4}+c_2\cdot\frac{3n}{4}\cdot\log\frac{3n}{4}+n$
    - 若想$T(n)\leq c_2\cdot n\log n$，需取$c_2\geq\frac{1}{\log 4-\frac{3}{4}\log 3}$

两条件需同时满足

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0$, $c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
- 数学归纳法
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3 \log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3 \log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3 \log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3 \log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - $T(n) = T(n/4) + T(3n/4) + n \leq c_2 \cdot \frac{n}{4} \cdot \log \frac{n}{4} + c_2 \cdot \frac{3n}{4} \cdot \log \frac{3n}{4} + n$
    - 若想$T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$，需取$c_2 \geq \frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4} \log 3}$
    - $c_2 \geq \max\left\{\frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4} \log 3}, \frac{1}{3 \log 3}\right\}$

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0$, $c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
- 数学归纳法
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3 \log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3 \log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3 \log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3 \log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - 取$c_2 \geq \max\left\{\frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4}\log 3}, \frac{1}{3 \log 3}\right\}$，可得$T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$

代入法：实例

- $T(n)=\begin{cases}T(n/4)+T(3n/4)+n, & n\geq 4\\ 1, & n<4\end{cases}$
- 猜测：$T(n)=\Theta(n\log n)$
  - 即证明$\exists c_1,c_2,n_0>0$，使得$\forall n>n_0$, $c_1\cdot n\log n\leq T(n)\leq c_2\cdot n\log n$
- 数学归纳法
  - $n=3$时：使$c_1\cdot 3\log 3\leq 1\leq c_2\cdot 3\log 3$，需取$0<c_1\leq\frac{1}{3\log 3}, c_2\geq\frac{1}{3\log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - 取$c_2\geq\max\left\{\frac{1}{\log 4-\frac{3}{4}\log 3},\frac{1}{3\log 3}\right\}$，可得$T(n)\leq c_2\cdot n\log n$
    - 取$0<c_1\leq\min\left\{\frac{1}{\log 4-\frac{3}{4}\log 3},\frac{1}{3\log 3}\right\}$，可得$T(n)\geq c_1\cdot n\log n$

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n\log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0$, $c_1 \cdot n\log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n\log n$
- 数学归纳法（用定义来证明紧确界）
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3\log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3\log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3\log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3\log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - 取$c_2 \geq \max\left\{\frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4}\log 3}, \frac{1}{3\log 3}\right\}$，可得$T(n) \leq c_2 \cdot n\log n$
    - 取$0 < c_1 \leq \min\left\{\frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4}\log 3}, \frac{1}{3\log 3}\right\}$，可得$T(n) \geq c_1 \cdot n\log n$
  - 得证$T(n) = \Theta(n\log n)$

代入法：实例

- $T(n) = \begin{cases} T(n/4) + T(3n/4) + n, & n \geq 4 \\ 1, & n < 4 \end{cases}$
- 猜测：$T(n) = \Theta(n \log n)$
  - 即证明$\exists c_1, c_2, n_0 > 0$，使得$\forall n > n_0,\ c_1 \cdot n \log n \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
- 数学归纳法
  - $n = 3$时：使$c_1 \cdot 3 \log 3 \leq 1 \leq c_2 \cdot 3 \log 3$，需取$0 < c_1 \leq \frac{1}{3 \log 3}, c_2 \geq \frac{1}{3 \log 3}$
  - 小于n时：假设命题成立
  - 等于n时：代入可得
    - 取$c_2 \geq \max\left\{\frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4}\log 3}, \frac{1}{3 \log 3}\right\}$，可得$T(n) \leq c_2 \cdot n \log n$
    - 取$0 < c_1 \leq \min\left\{\frac{1}{\log 4 - \frac{3}{4}\log 3}, \frac{1}{3 \log 3}\right\}$，可得$T(n) \geq c_1 \cdot n \log n$
  - 得证$T(n) = \Theta(n \log n)$

问题：猜测解不易得时如何求解递归式？

递归式分析方法

递归树法

代入法

主定理法

递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

常数$a \geq 1, b > 1$

显然.(常见递归都是大化小.
故$b>1$必然. $a>1$也必然.

递归式分析：主定理法

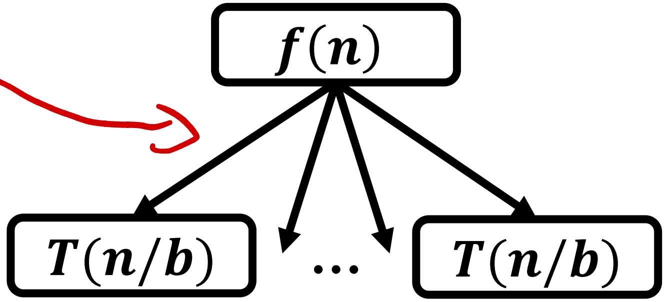
- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$\boxed{T(n)}$$

递归式分析：主定理法

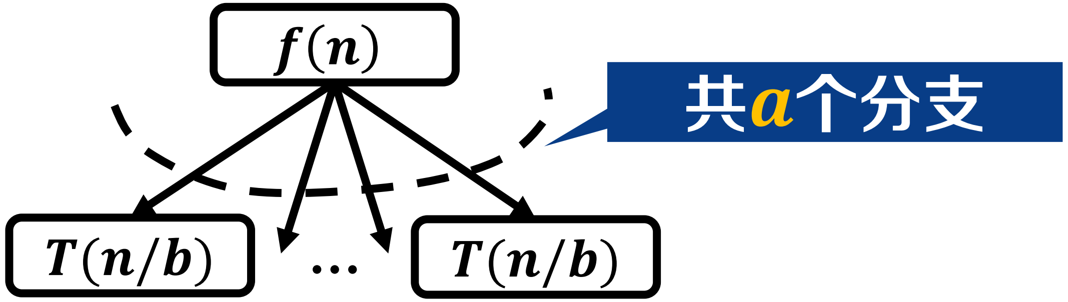
- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

分叉数量



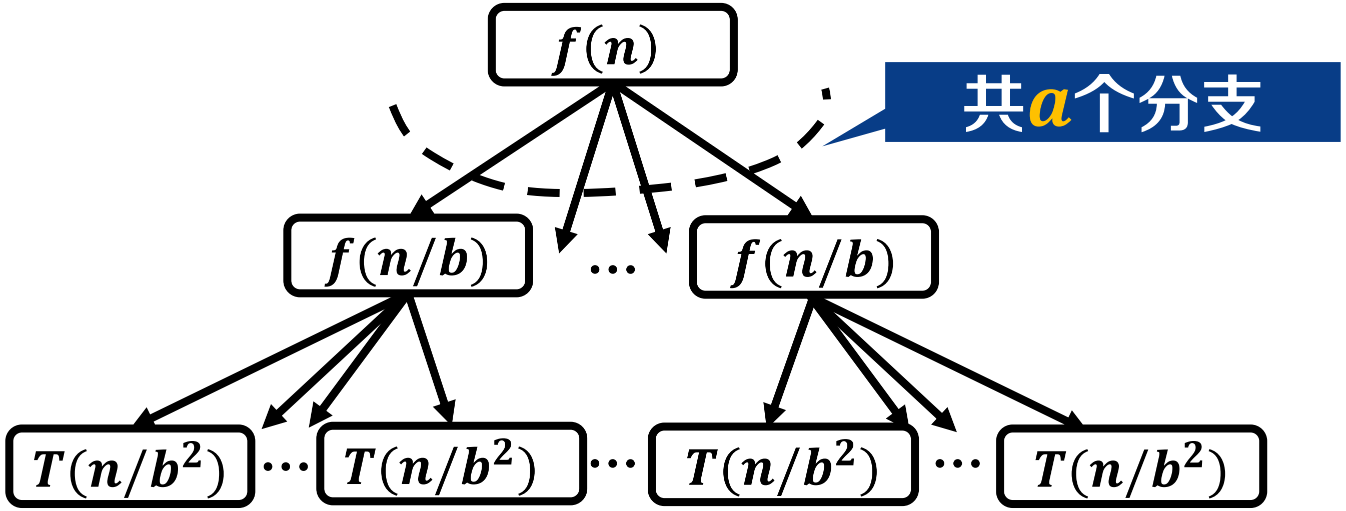
递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



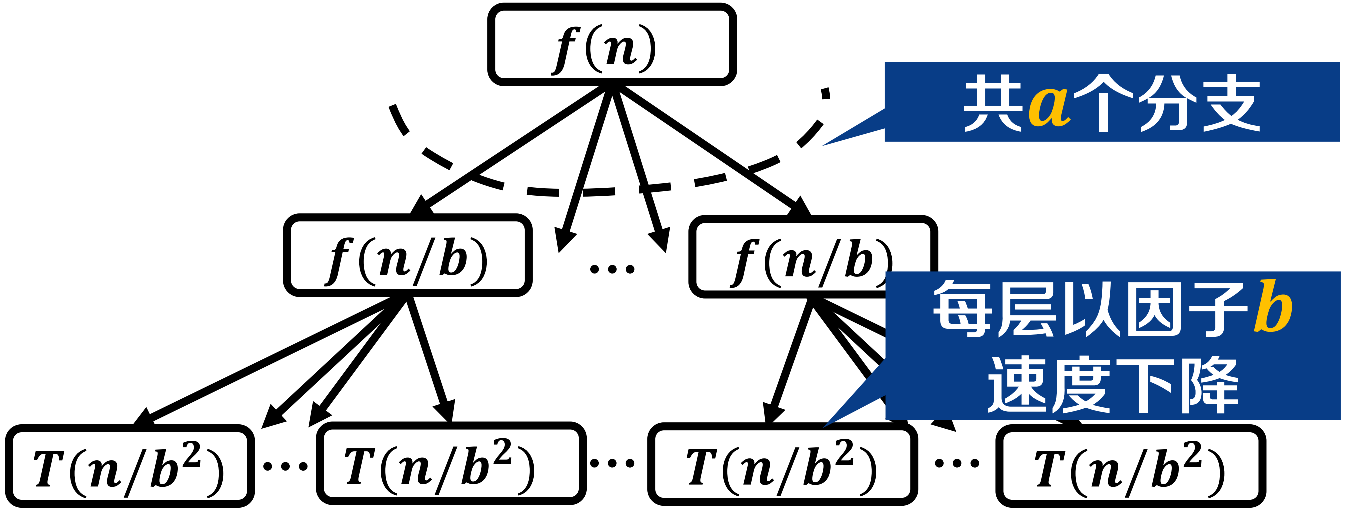
递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



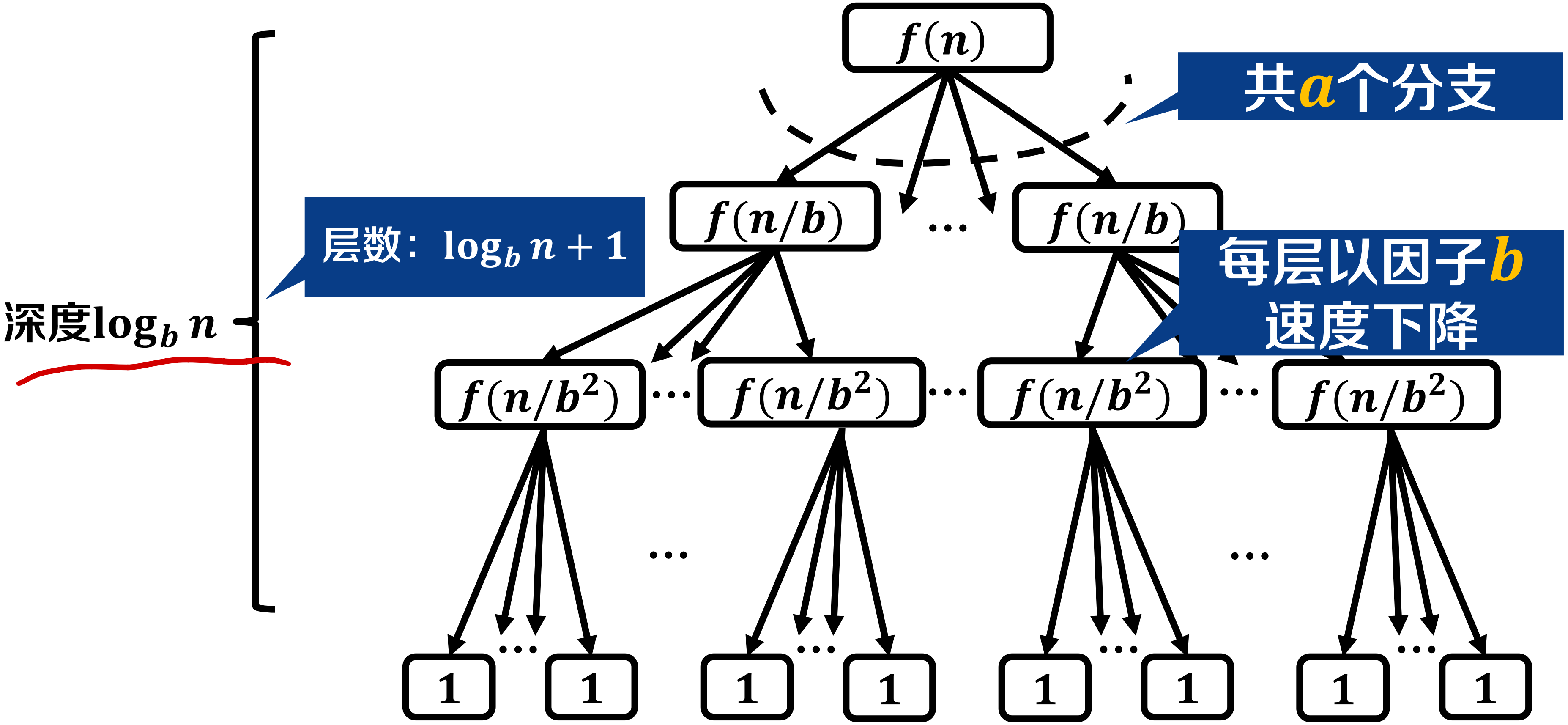
递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



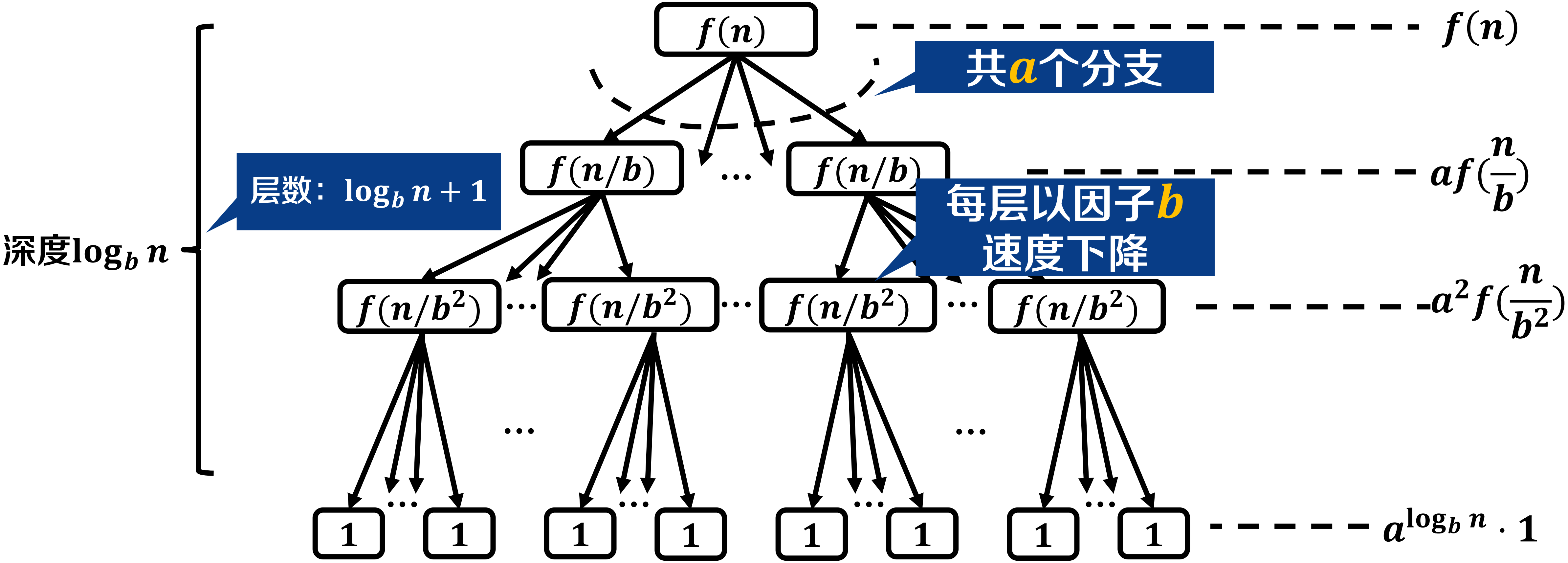
递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



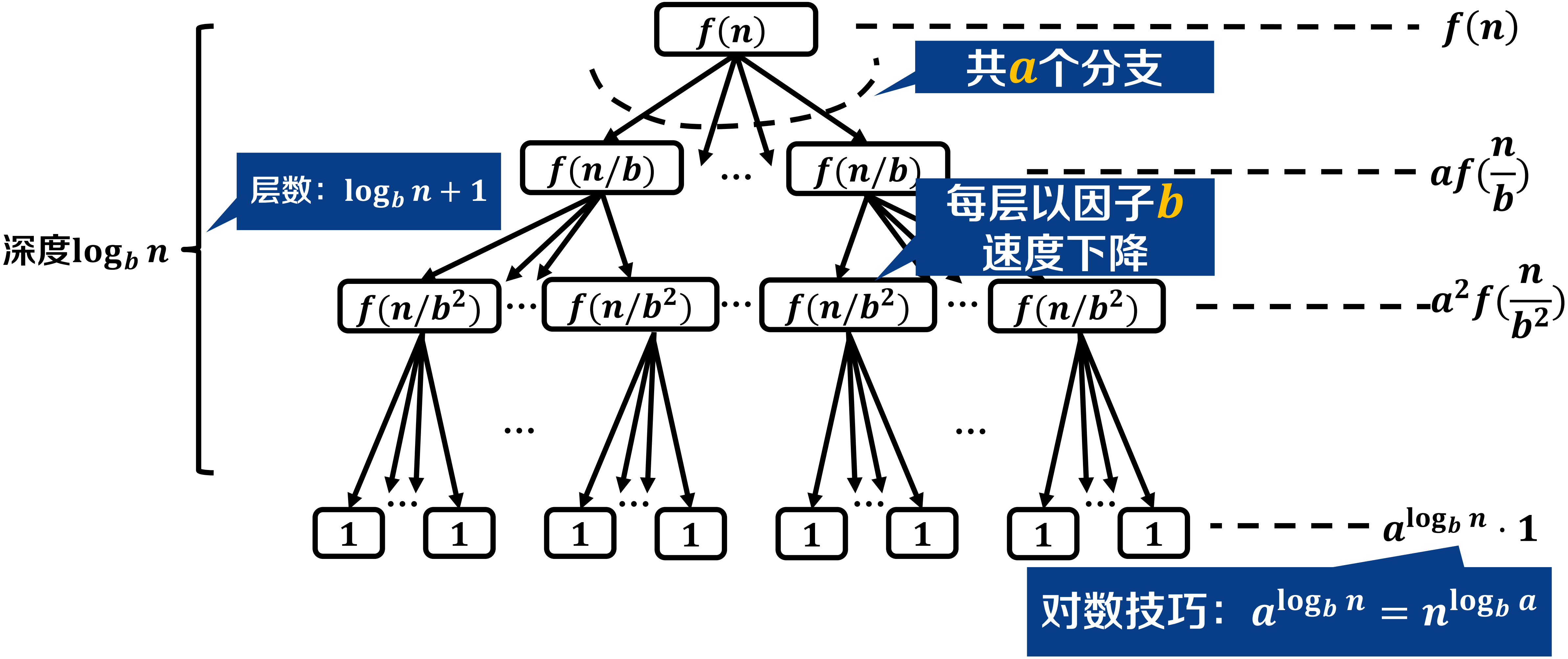
递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



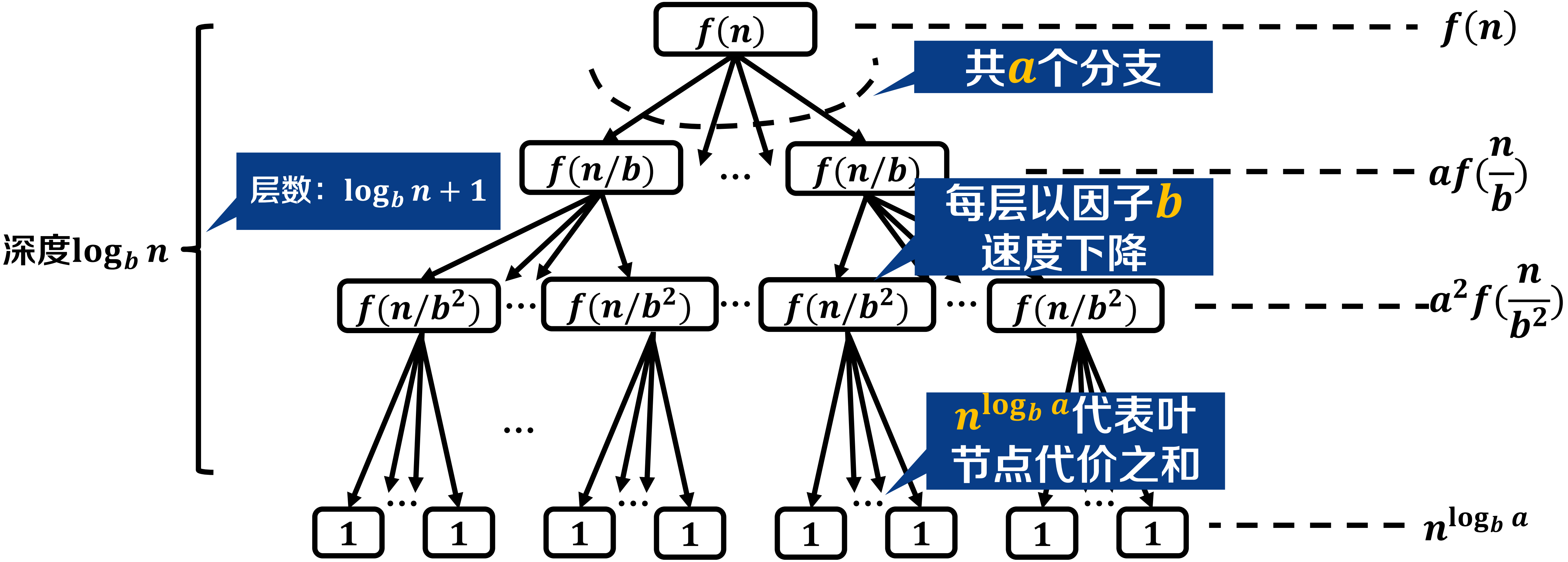
递归式分析：主定理法

- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



递归式分析：主定理法

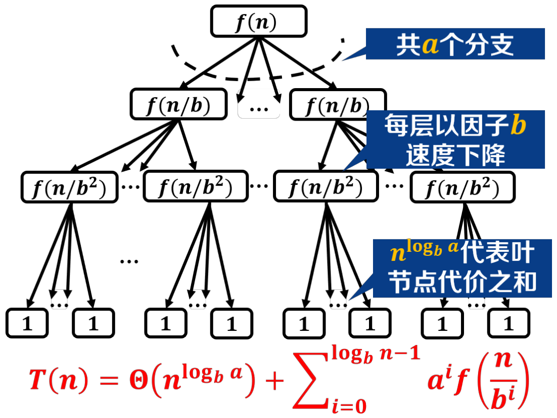
- 对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



$$T(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\right) + \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$$

递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

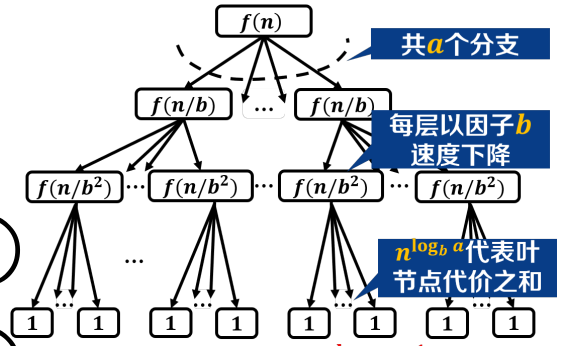


递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta\big(f(n)\big) & \text{if } f(n) = \Omega\left(n^{\log_b a+\epsilon}\right) \text{ ①} \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\log n\right) & \text{if } f(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\right) \text{ ②} \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\right) & \text{if } f(n) = O\left(n^{\log_b a-\epsilon}\right) \text{ ③} \end{cases}$$

比较根节点代价$f(n)$与叶节点代价之和$n^{\log_b a}$

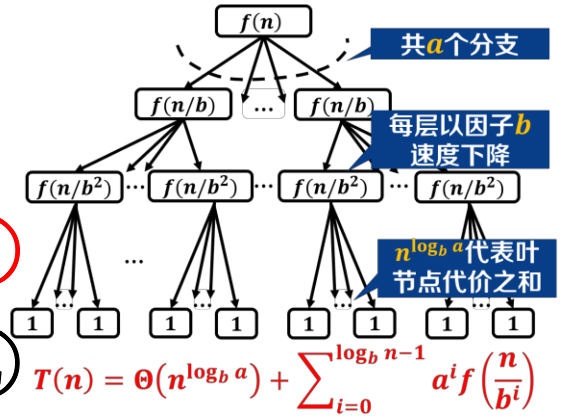


$T(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\right) + \sum_{i=0}^{\log_b n-1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$

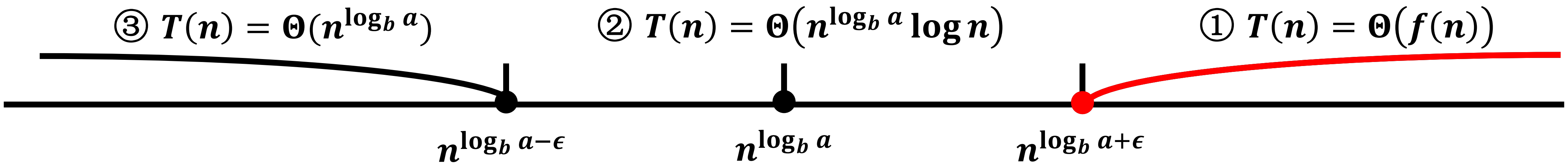
递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$



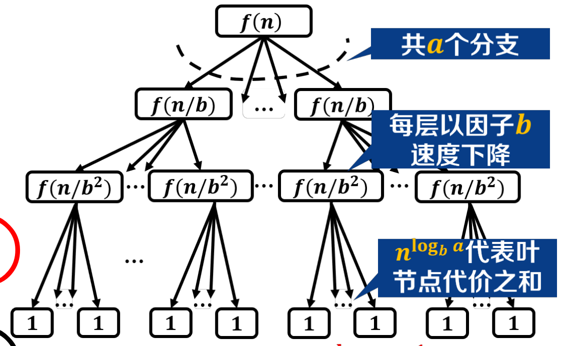
- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$，且存在常数$c < 1$和足够大的$n$使得 $af\left(\frac{n}{b}\right) \le cf(n)$，则$T(n) = \Theta(f(n))$



递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) ③ \end{cases}$$

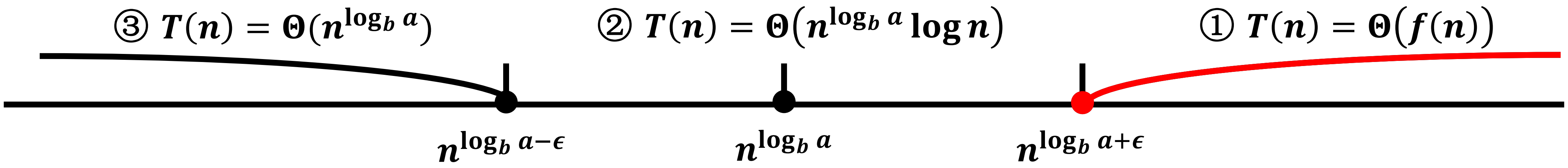


$T(n) = \Theta(n^{\log_b a}) + \sum_{i=0}^{\log_b n-1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$

- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$，且存在常数$c < 1$和足够大的 n 使得 $af\left(\frac{n}{b}\right) \le cf($

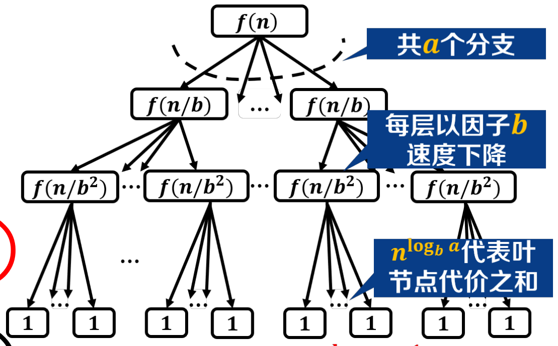
$f(n)$多项式意义大于$n^{\log_b a}$：
不止渐进大于且相差因子n^ϵ

例 $f(n)=n^2$.
$n^{\log_b a} = n^1$



递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

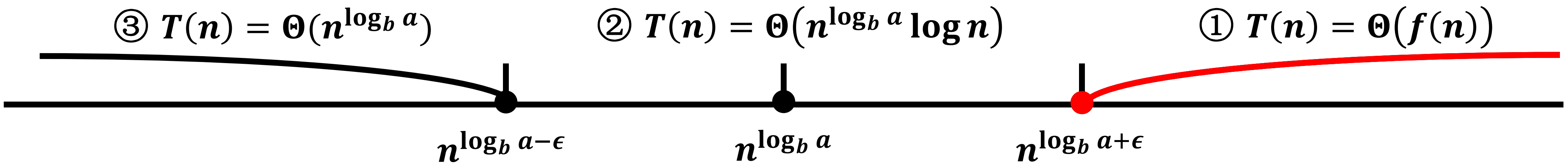


$T(n) = \Theta(n^{\log_b a}) + \sum_{i=0}^{\log_b n-1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & \text{if } f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & \text{if } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{if } f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$

- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$，且存在常数$c < 1$和足够大的$n$使得 $af\left(\frac{n}{b}\right) \le cf(n)$，则$T(n) = \Theta(f(n))$

称为“正则”条件



递归式分析：主定理法

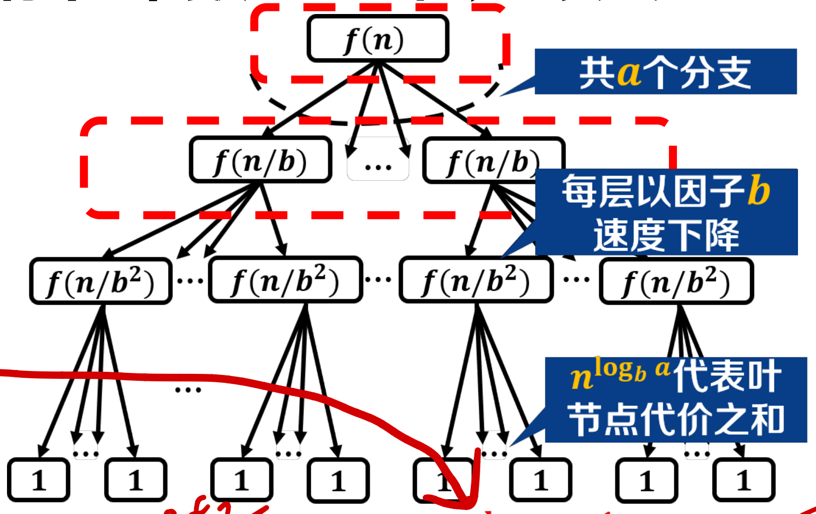
- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \text{ ①} \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \text{ ②} \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \text{ ③} \end{cases}$$

- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$，且存在常数$c < 1$和足够大的 n 使得 $af\left(\frac{n}{b}\right) \le cf(n)$，则$T(n) = \Theta(f(n))$

保证了根节点代价大于下一层代价之和

保证级数和是收敛的



叶子

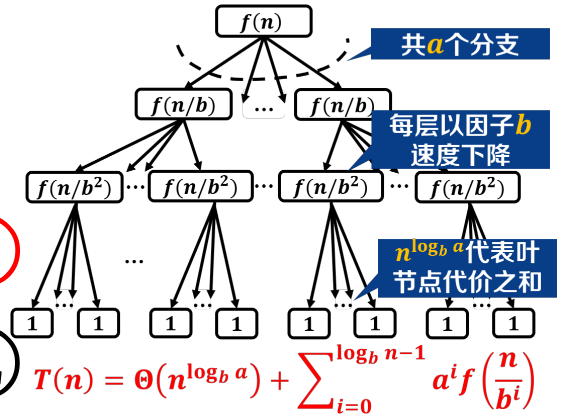
$$T(n) = \Theta(n^{\log_b a}) + \sum_{i=0}^{\log_b n-1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$$

前面非叶层

递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

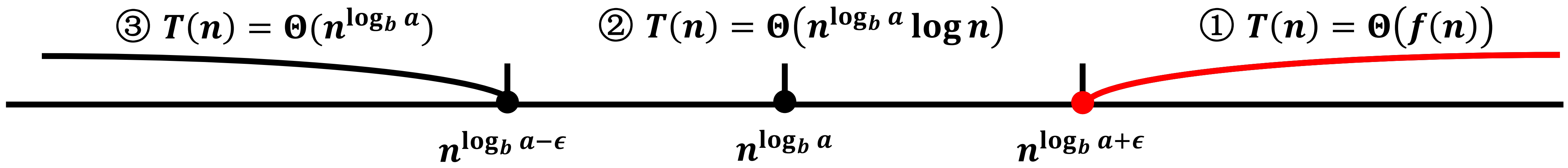
$$T(n) = \begin{cases} \Theta\big(f(n)\big) & \text{if } f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \text{ ①} \\ \Theta\big(n^{\log_b a}\log n\big) & \text{if } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \text{ ②} \\ \Theta\big(n^{\log_b a}\big) & \text{if } f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \text{ ③} \end{cases}$$



- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$，且存在常数$c < 1$和足够大的 n 使得 $af\left(\frac{n}{b}\right) \le cf(n)$，则$T(n) = \Theta\big(f(n)\big)$

称为“正则”条件

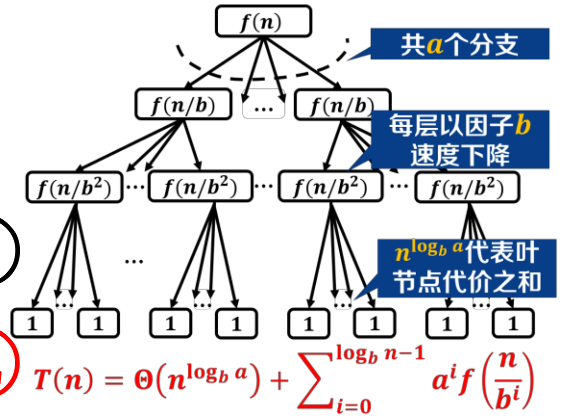
保证了根节点代价大于下一层代价之和



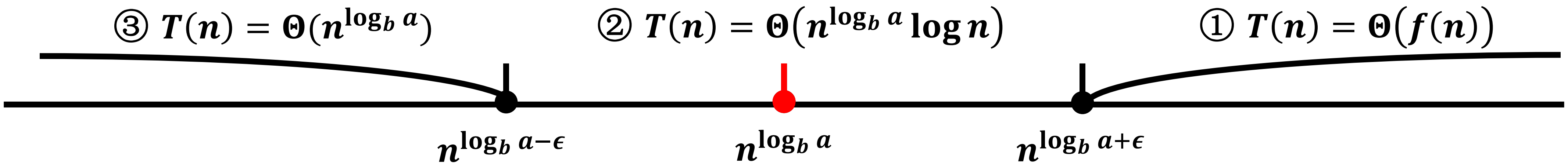
递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \text{ ①} \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \text{ ②} \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \text{ ③} \end{cases}$$

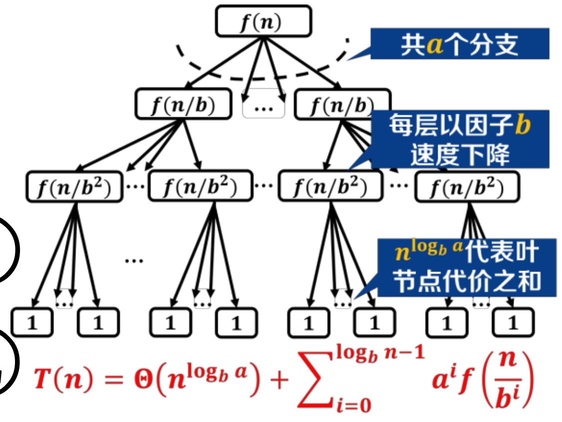


- 若$f(n) = \Theta(n^{\log_b a})$，则$T(n) = \Theta(n^{\log_b a}\log n)$



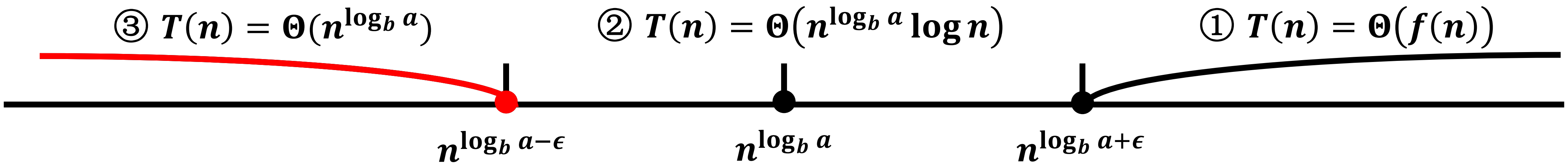
递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \text{ ①} \\ \Theta(n^{\log_b a} \log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \text{ ②} \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \text{ ③} \end{cases}$$

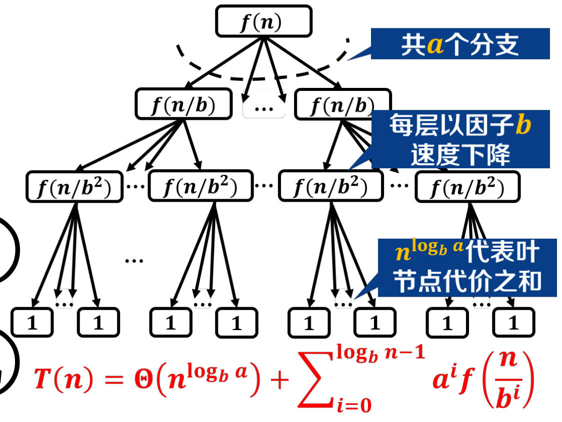
- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon})$，则$T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$



递归式分析：主定理法

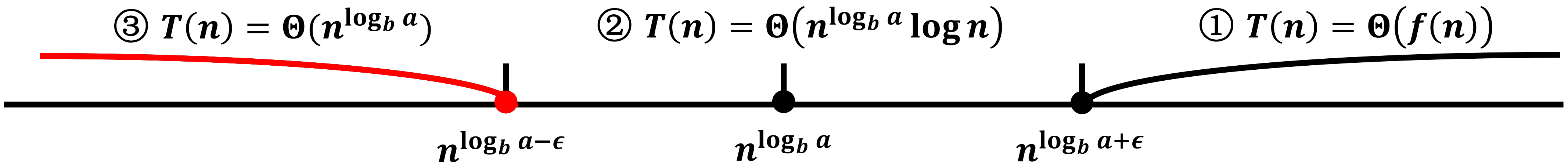
- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & \text{if } f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & \text{if } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{if } f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$



- 若存在常数$\epsilon > 0$使$f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon})$，则$T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$

$f(n)$多项式意义小于$n^{\log_b a}$：
不止渐进小于且相差因子n^{ϵ}

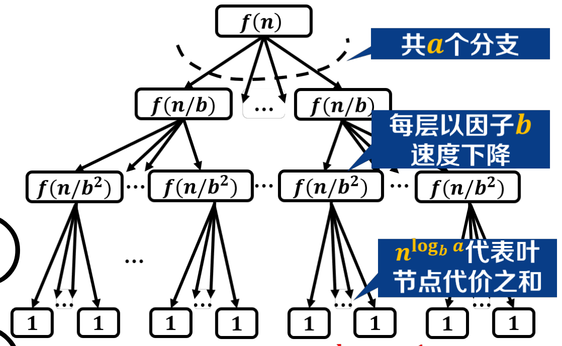


递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

当$f(n)$形式为n^k时，可简化主定理公式

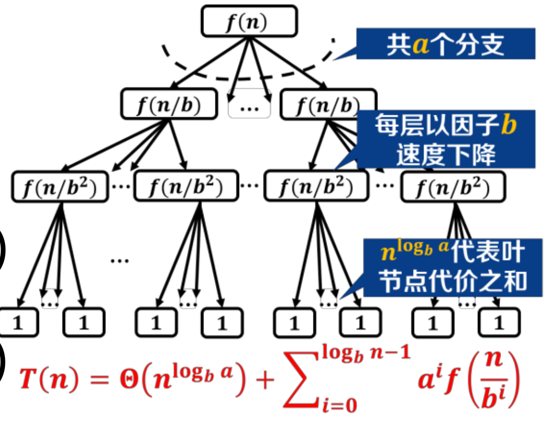
$$T(n) = \begin{cases} \Theta \quad \cdots_{b}\, a+\epsilon) & ① \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\log n\right) \quad if\ f(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\right) & ② \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\right) \quad if\ f(n) = O\left(n^{\log_b a-\epsilon}\right) & ③ \end{cases}$$



$T(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\right) + \sum_{i=0}^{\log_b n-1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$

递归式分析：主定理法

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式



$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$

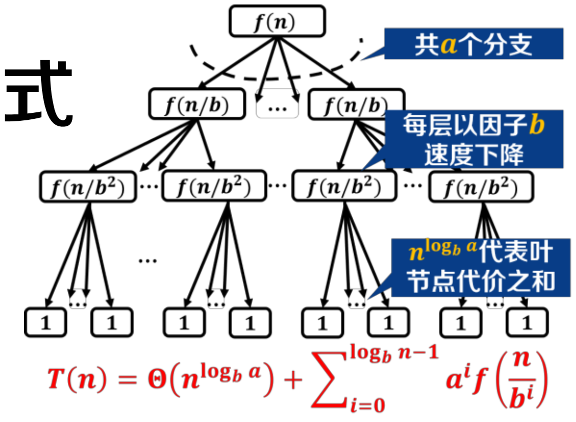
- 主定理(简化形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^k$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^k) & if\ k > \log_b a \quad ① \\ \Theta(n^k \log n) & if\ k = \log_b a \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ k < \log_b a \quad ③ \end{cases}$$

简化形式

主定理法：实例一

- 主定理(简化形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^k$ 的递归式

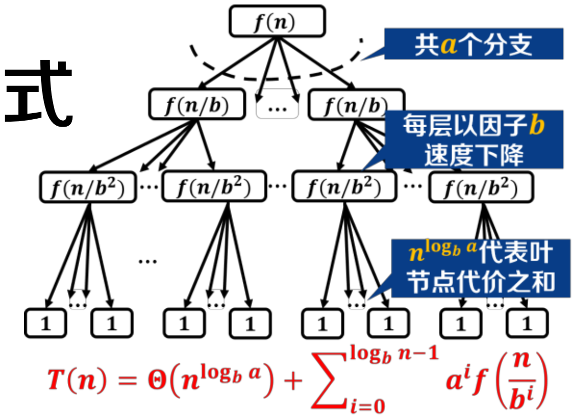


$$T(n) = \begin{cases} \Theta\left(n^k\right) & \text{if } k > \log_b a \quad ① \\ \Theta\left(n^k \log n\right) & \text{if } k = \log_b a \quad ② \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\right) & \text{if } k < \log_b a \quad ③ \end{cases}$$

- 例一：$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + n$ 归并排序时间复杂度
  - $k = 1$
  - $a = 2, b = 2, \log_b a = 1$
  - $k = \log_b a$，属于情况②
  - $T(n) = \Theta\left(n^k \log n\right) = \Theta(n \log n)$

主定理法：实例二

- 主定理(简化形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^k$的递归式

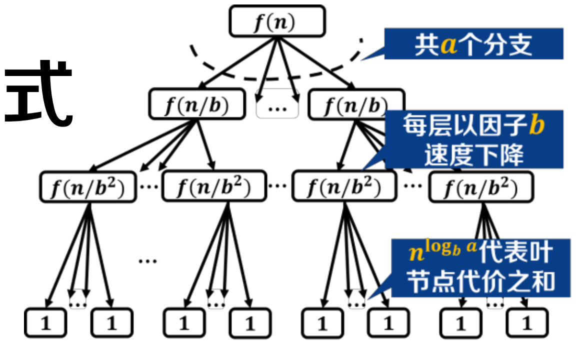


$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^k) & \text{if } k > \log_b a \quad ① \\ \Theta(n^k \log n) & \text{if } k = \log_b a \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{if } k < \log_b a \quad ③ \end{cases}$$

- 例二：$T(n) = 5T\left(\frac{n}{2}\right) + n^3$
  - $k = 3$
  - $a = 5, b = 2, \log_b a = \log_2 5$
  - $k > \log_b a$，属于情况①
  - $T(n) = \Theta(n^k) = \Theta(n^3)$

主定理法：实例三

- 主定理(简化形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^k$的递归式

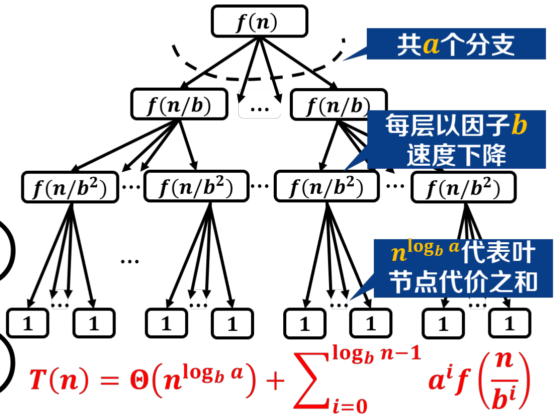


$$T(n) = \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right) + \Theta\left(n^{\log_b a}\right)$$

$$T(n) = \begin{cases} \Theta\left(n^k\right) & if\ k > \log_b a \quad ① \\ \Theta\left(n^k \log n\right) & if\ k = \log_b a \quad ② \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\right) & if\ k < \log_b a \quad ③ \end{cases}$$

- 例三：$T(n) = 4T\left(\frac{n}{4}\right) + \sqrt{n}$
    - $k = \frac{1}{2}$
    - $a = 4, b = 4, \log_b a = \log_4 4 = 1$
    - $k < \log_b a$，属于情况③
    - $T(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\right) = \Theta(n)$

主定理法：实例四

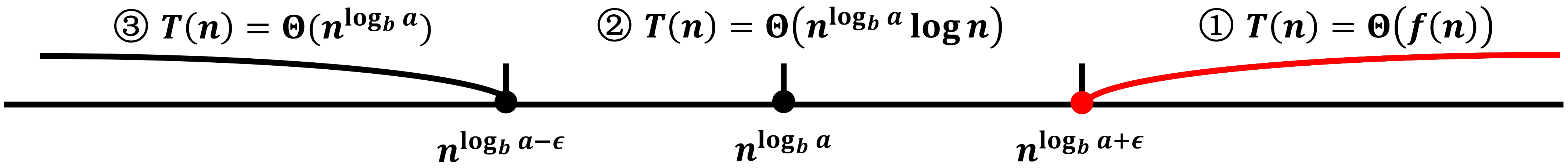


- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$ 的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \text{ ①} \\ \Theta(n^{\log_b a} \log n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \text{ ②} \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \text{ ③} \end{cases}$$

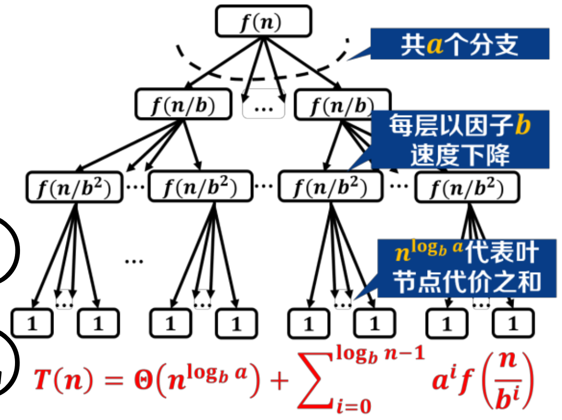
- 例四：$T(n) = 3T\left(\frac{n}{4}\right) + n\log n$
  - $\log_b a = \log_4 3 < 1$, 则$\exists\epsilon > 0$, 使得$\log_b a + \epsilon < 1$, 故$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$
  - $\exists c = \frac{3}{4}$时，$af\left(\frac{n}{b}\right) = \frac{3n}{4}\log\left(\frac{n}{4}\right) < cf(n) = \frac{3}{4}n\log n$，属于情况①
  - $T(n) = \Theta(f(n)) = \Theta(n\log n)$

“正则”条件满足



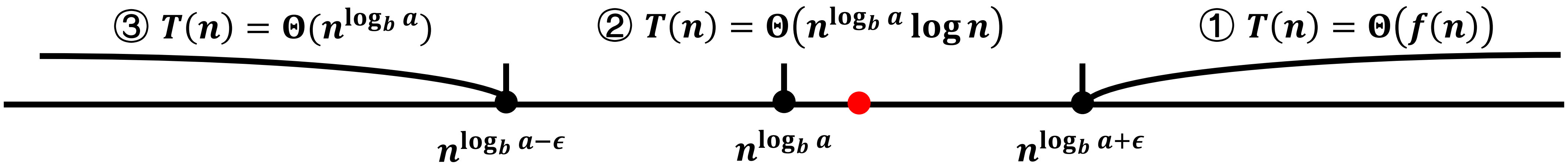
主定理法：实例五

- 主定理：对形如 $T(n)=aT\left(\frac{n}{b}\right)+{\color{red}f(n)}$ 的递归式



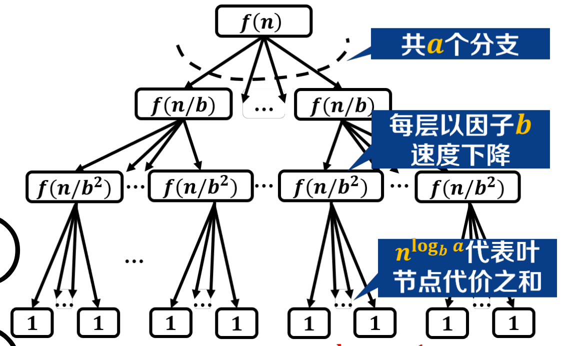
$$T(n)=\begin{cases}\Theta(f(n)) & if\ f(n)=\Omega(n^{\log_b a+\epsilon})\ ①\\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & if\ f(n)=\Theta(n^{\log_b a})\ ②\\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n)=O(n^{\log_b a-\epsilon})\ ③\end{cases}$$

- 例五：$T(n)=2T\left(\frac{n}{2}\right)+n\log n$
  - $\log_b a=\log_2 2=1, f(n)=\Omega(n^{\log_b a})$
  - 然而对$\forall\epsilon>0, \log n$ 渐进小于n^{ϵ}，故$\nexists\epsilon>0$使$f(n)=\Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$
  - 该情况落入①和②之间，不能使用主定理



主定理法：实例五

- 主定理：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

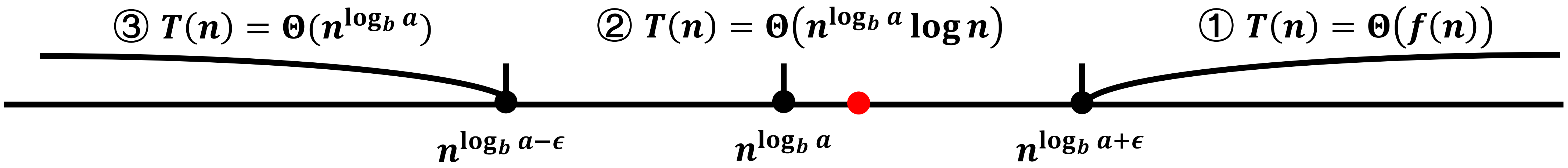


$T(n) = \Theta(n^{\log_b a}) + \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i f\left(\frac{n}{b^i}\right)$

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & \text{if } f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log n) & \text{if } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{if } f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$

上述主定理不适用
扩展形式主定理可解决

- 例五：$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + n\log n$
  - $\log_b a = \log_2 2 = 1, f(n) = \Omega(n^{\log_b a})$
  - 然而对$\forall\epsilon > 0, \log n$渐进小于$n^{\epsilon}$, 故$\nexists\epsilon > 0$使$f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon})$
  - 该情况落入①和②之间，不能使用主定理

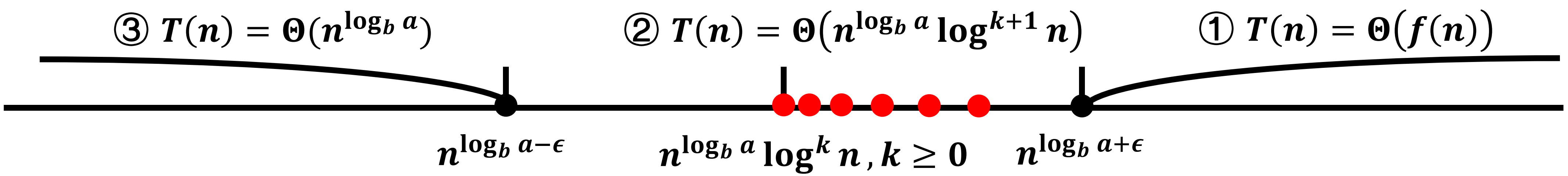


递归式分析：主定理法

- 主定理(扩展形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & \text{if } f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log^{k+1} n) & \text{if } f(n) = \Theta(n^{\log_b a}\log^{k} n), k \geq 0 \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{if } f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$

扩展形式 ⇒ 还是多了一个 $\log n$

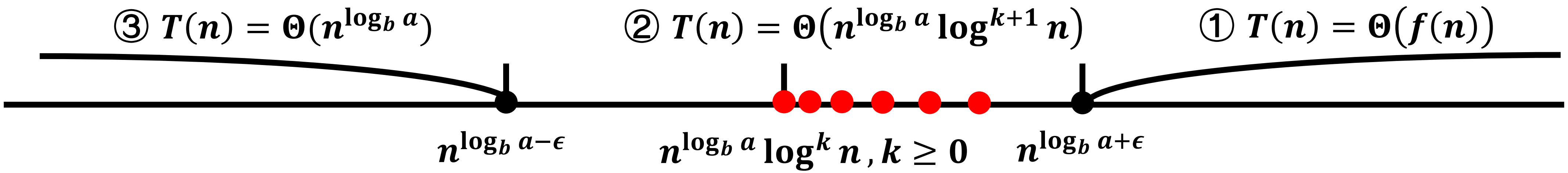


主定理法：例五

- 主定理(扩展形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta\left(f(n)\right) & if\ f(n) = \Omega\left(n^{\log_b a+\epsilon}\right) & ① \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\log^{k+1} n\right) & if\ f(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\log^{k} n\right), k \geq 0 & ② \\ \Theta\left(n^{\log_b a}\right) & if\ f(n) = O\left(n^{\log_b a-\epsilon}\right) & ③ \end{cases}$$

- 例五：$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + n\log n$
  - $\log_b a = \log_2 2 = 1$
  - $k = 1, f(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\log^k n\right)$，属于情况②
  - $T(n) = \Theta\left(n^{\log_b a}\log^{k+1} n\right) = \Theta\left(n\log^2 n\right)$



递归式分析：主定理法

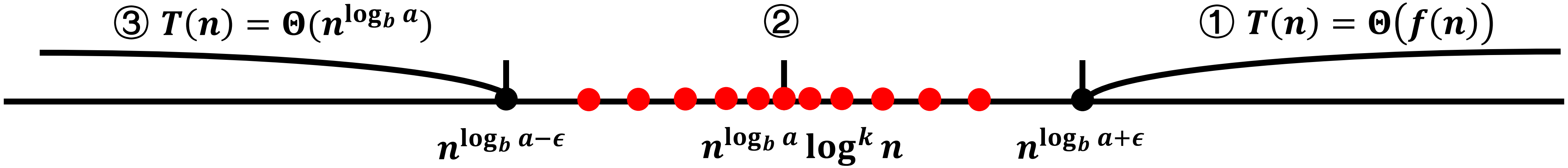
- 主定理(扩展形式)：对形如 $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$的递归式

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(f(n)) & if\ f(n) = \Omega(n^{\log_b a+\epsilon}) \quad ① \\ \Theta(n^{\log_b a}\log^{k+1} n) & if\ f(n) = \Theta(n^{\log_b a}\log^k n), k \geq 0 \quad ② \\ \Theta(n^{\log_b a}) & if\ f(n) = O(n^{\log_b a-\epsilon}) \quad ③ \end{cases}$$

- 情况②的三种扩展

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^{\log_b a}\log^{k+1} n) & k > -1 \\ \Theta(n^{\log_b a}\log\log n) & k = -1 \\ \Theta(n^{\log_b a}) & k < -1 \end{cases} \quad ②$$

仅供知晓



小结

- 递归式分析方法比较

分析方法	优点	缺点
递归树法	直观形象	难以展开
代入法	适用广泛	难猜通解
主定理法	形式简洁	适用有限