Karp-Rabin算法: 字宽

God kisses the finite in his love and man the infinite.

当一个人反复思考的时候,就必定会出现悖论,然而不管你们会怎么说,我宁愿做一个持有悖论的人,也不愿做心存偏见的人。

邓 後 辉 deng@tsinghua.edu.cn

$$power_a(n) = a^n$$

❖ 平凡实现:

pow = 1;
$$//O(1)$$

while (0 < n) //o(n)

{ pow *= a;
$$n--$$
; } $//o(1+1)$

$$T(n) = 1 + 2n = \mathcal{O}(n)$$

线性? 伪线性!

❖ 所谓输入规模,准确地应定义为

用以描述输入所需的空间规模

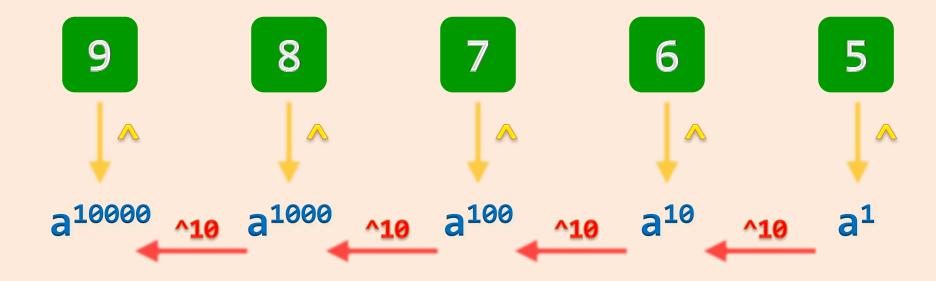
❖ 对于此类数值计算

即是n的二进制位数,亦即n的打印宽度

$$r = \lceil \log_2(n+1) \rceil = \mathcal{O}(\log n)$$

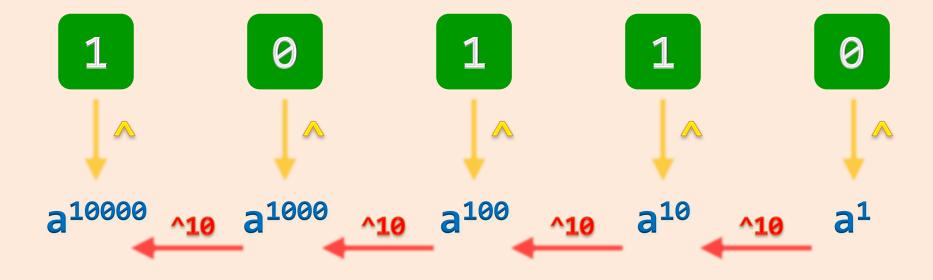
$$T(r) = \mathcal{O}(2^r)$$
 //指数复杂度!

$$a^{9\cdot10^4} + 8\cdot10^3 + 7\cdot10^2 + 6\cdot10^1 + 5\cdot10^0$$



$$(a^{10^4})^9 \cdot (a^{10^3})^8 \cdot (a^{10^2})^7 \cdot (a^{10^1})^6 \cdot (a^{10^0})^5$$

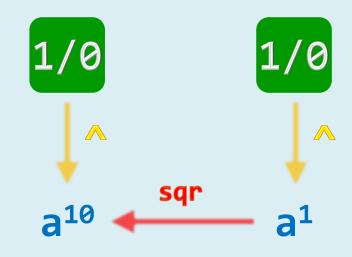
$$a^{1 \cdot 2^{4} + 0 \cdot 2^{3} + 1 \cdot 2^{2} + 1 \cdot 2^{1} + 0 \cdot 2^{0}}$$



$$(a^{2^4})^1 \cdot (a^{2^3})^0 \cdot (a^{2^2})^1 \cdot (a^{2^1})^1 \cdot (a^{2^0})^0$$

从 O(n) 到 O(r = logn)

```
int power( int a, int n ) {
int pow = 1, p = a; //o(1 + 1)
while (0 < n) \{ //o(logn) \}
   if (n \& 1) //o(1)
      pow *= p; //o(1)
   n \gg 1; //o(1)
   p *= p; //O(1)
return pow; //o(1)
```



- ❖ 输入规模 $= r = \lceil \log_2{(n+1)} \rceil$
- ❖ 运行时间 $= T(r) = 1 + 1 + 4r + 1 = \mathcal{O}(r)$
- *如此, "实现"了从指数到线性的改进

悖论?

- ❖ 根据以上算法,"可以"在 $O(\log n)$ 时间内计算出 $power(n) = a^n$
- \Leftrightarrow 然而, a^n 的二进制展开宽度为 $\Theta(n)$ 这意味着,即便是直接打印 a^n ,也至少需要 $\Omega(n)$ 时间......哪里错了?
- \Rightarrow 类似的悖论对 fib(n) 也存在...

** 会:

$$\mathcal{A} = \begin{bmatrix} 0 & 1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} fib(0) & fib(1) \\ fib(1) & fib(2) \end{bmatrix}$$
 , 风:
 $\mathcal{A}^n = \begin{bmatrix} fib(n-1) & fib(n) \\ fib(n) & fib(n+1) \end{bmatrix}$

- ❖ 因此参照上述power()算法,似乎也"可以"在 $O(\log n)$ 时间内计算出 fib(n)
- ❖ RAM模型: 常数代价准则 (uniform cost criterion)

对数代价准则 (logarithmic cost criterion)