优先级队列

完全二叉堆: 批量建堆

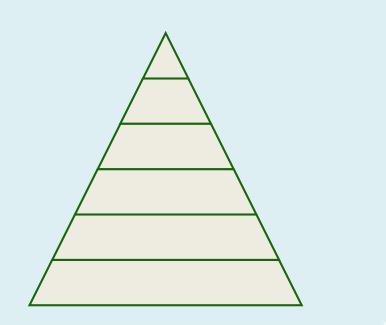
今世号通人者,务为艰深之文,陈过高之义,以为士大夫劝,而独不为彼什伯干万倍里巷乡闾之子计,则是智益智,愚益愚,智日少,愚日多也。

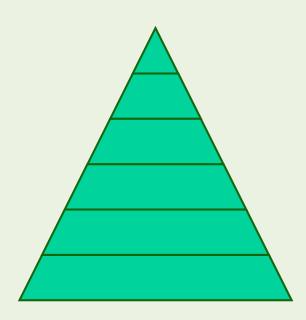
现在,培训富人应对贫穷要比教育穷人获得财富更切合实际,因为从人数比例上来说,富人破产的越来越多,而穷人变富的越来越少。



自上而下的上滤 (1/2)

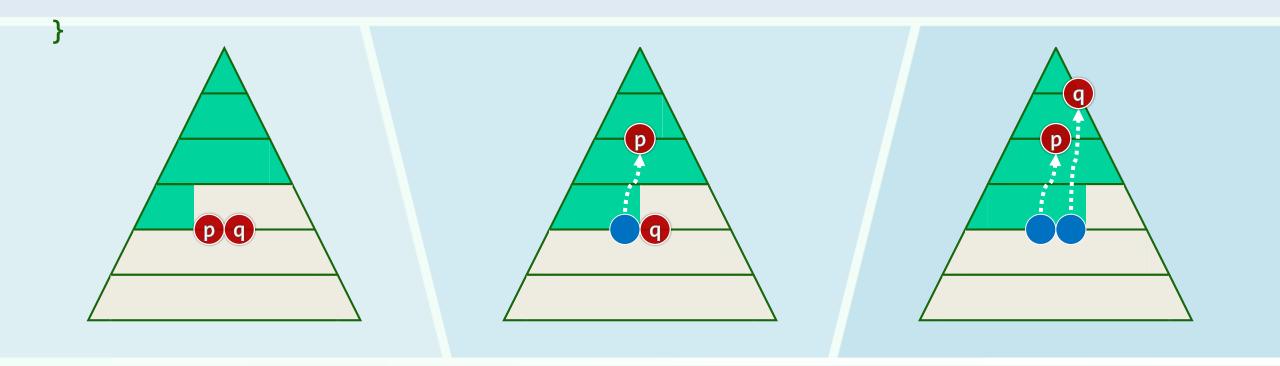
```
PQ_ComplHeap( T* A, Rank n )
{ copyFrom( A, 0, n ); heapify( _elem, n ); }
```





自上而下的上滤 (2/2)

```
template <typename T> void <a href="heapify">heapify</a>( T* A, const Rank n ) { //蛮力 for ( Rank i = 1; i < n; i++ ) //按照逐层遍历次序逐一 percolateUp( A, i ); //经上滤插入各节点
```

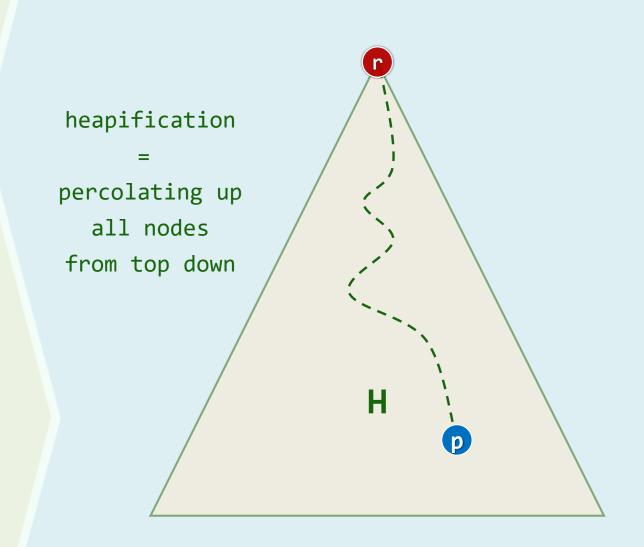


效率

❖ 最坏情况下

- 每个节点都需上滤至根
- 所需成本线性正比于其深度
- ❖ 即便只考虑底层
 - n/2 个叶节点,深度均为 $\mathcal{O}(\log n)$
 - 亦累计耗时 $\mathcal{O}(n \log n)$
- ❖ 这样长的时间,本足以全排序!

所以...应该能够...更快的...



自下而上的下滤

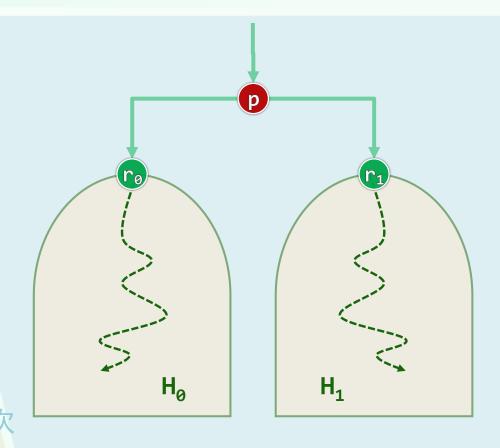
- riangle 任意给定堆 \mathcal{H}_0 和 \mathcal{H}_1 ,以及节点p
- 为得到堆 $\mathcal{H}_0 \cup \{p\} \cup \mathcal{H}_1$,只需 将 r_0 和 r_1 当作p 的孩子,再对p 下滤
- ❖ template <typename T> //Robert Floyd, 1964

 void heapify(T* A, Rank n) { //自下而上

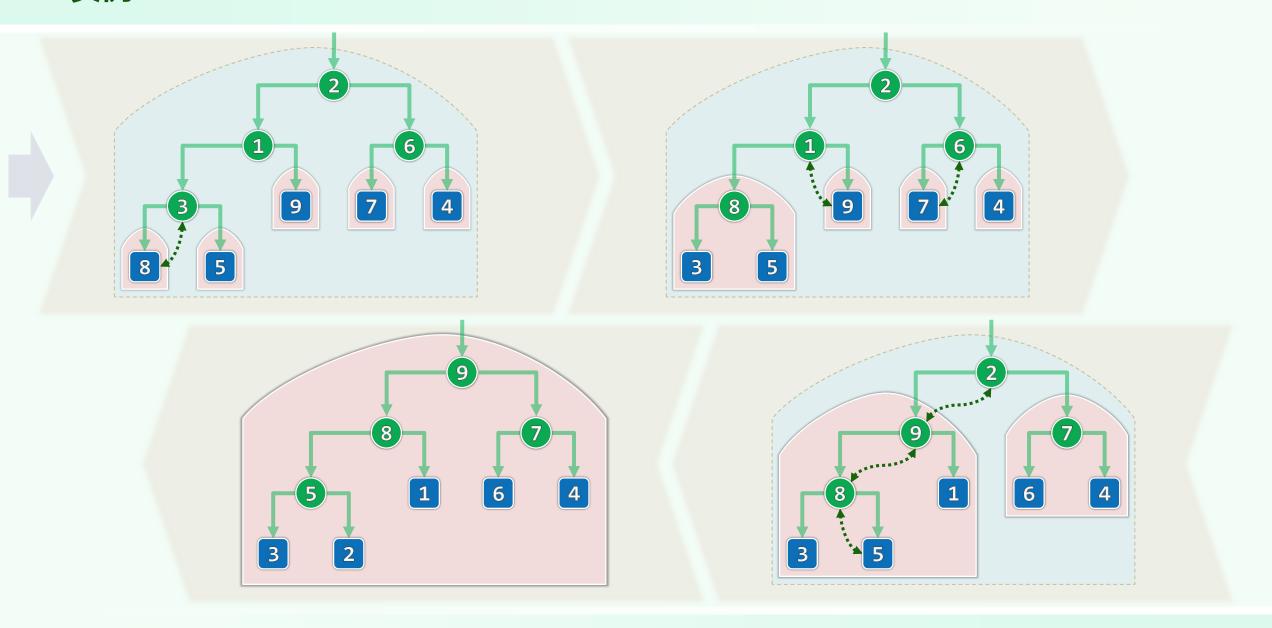
 for (Rank i = n/2 1; -1 != i; i--) //依次

} //可理解为子堆的逐层合并, 堆序性最终必然在全局恢复

percolateDown(A, n, i); //经下滤合并子堆



实例



效率

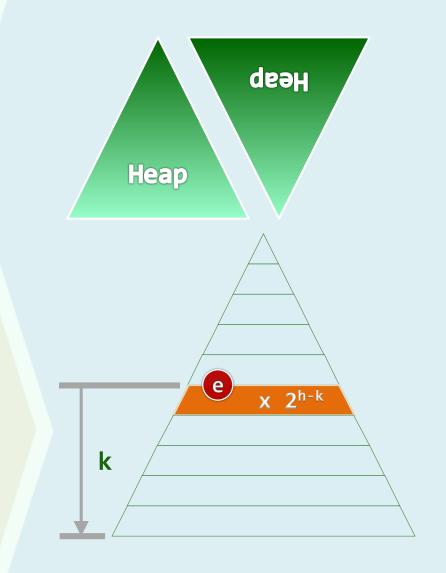
❖ 每个内部节点所需的调整时间,正比于其高度而非深度

- **❖ 不失一般性,考查满树:** $n = 2^{h+1} 1$
- ❖ 所有节点的高度总和

$$S(n) = \sum_{k=1}^{h} k \cdot 2^{h-k} = \sum_{k=1}^{h} \sum_{i=1}^{k} 2^{h-k} = \sum_{i=1}^{h} \sum_{k=i}^{h} 2^{h-k}$$

$$= \sum_{i=1}^{h} \sum_{k=0}^{h-i} 2^k = \sum_{i=1}^{h} \{2^{h-i+1} - 1\} = \sum_{i=1}^{h} 2^{h-i+1} - h$$

$$= \sum_{i=1}^{h} 2^i - h = 2^{h+1} - 2 - h = \mathcal{O}(n)$$



课后

- ❖ insert(): 最坏情况下效率为∅(logn), 平均情况呢?
- ❖ heapify(): 构造次序颠倒后,为什么复杂度会有实质降低?
 这一算法在哪些场合不适用?
- ❖ 扩充接口: decrease(i, delta)//任─元素_elem[i]的数值减小delta increase(i, delta)//任─元素_elem[i]的数值增加delta remove(i)//删除任─元素_elem[i]
- ❖ 大顶堆的delMin()操作,能否也在 𝒪(log n) 时间内完成?
 难道,为此需要同时维护一个小顶堆?