

Chapter 16 Greedy Algorithm

Dr. He Emil Huang

Department of Network Engineering

School of Computer Science and Technology

Soochow University

E-mail: huangh@suda.edu.cn

home.ustc.edu.cn/~huang83/algorithm.html

1



贪婪，我找不到一个更好的词来描述它，
它就是好！它就是对！它就是有效！

——美国演员迈克尔·道格拉斯，影片《华尔街》

2

Greedy Algorithms

Main Topics in this chapter:

- Activity-selection problem
- Elements of the greedy strategy
- Fractional Knapsack
- Huffman coding
- Matroid

3

Instances of Greedy Algorithms

- Scheduling
 - ❖ Activity Selection 活动选择 (Chap 16.1)
 - ❖ Minimizing time in system
 - ❖ Deadline scheduling 任务调度 (Chap 16.5)
- Graph Algorithms
 - ❖ Minimum Spanning Trees (Chap 23)
 - ❖ Dijkstra's (shortest path) Algorithm (Chap 24.3)
- Other Heuristics (*what's the meaning of "Heuristics"*)
 - ❖ Huffman coding (Chap 16.3, can get optimal solution)
 - ❖ Coloring a graph
 - ❖ Traveling Salesman Problem (Chap 35.2)
 - ❖ Set-covering (Chap 35.3)
 - ❖ Subset-sum problem (Chap 35.5)

4

Instances of Greedy Algorithms

■ Heuristics algorithm definition

- ❖ A heuristic algorithm is one that is designed to solve a problem in a faster and more efficient fashion than traditional methods by sacrificing optimality, accuracy, precision, or completeness for speed. Heuristic algorithms often times used to solve NP-complete problems, a class of decision problems.

4

Greedy Method

- For many optimization problem, Dynamic Programming (DP) is overkill. A greedy algorithm always make the choice that looks best at every step. That is, it makes local optimal solution in the hope that this choice will lead to a globally optimal one. (See the context of the first paragraph on page 237)
 - ❖ I make the shortest path to the target at each step. Sometime I win, sometime I lose.

5

Change-Making Problem

Given **unlimited** amounts of coins of denominations $d_1 > \dots > d_m$,

give change for amount n with the least number of coins

Example: $d_1 = 25c$, $d_2 = 10c$, $d_3 = 5c$, $d_4 = 1c$ and $n = 48c$

DP solution:

<https://www.youtube.com/watch?v=jgiZlGzXMBw>

Greedy solution:

Greedy solution is

- **Optimal** for any amount and “normal” set of denominations
- May **not** be optimal for **arbitrary** coin denominations

Chapter 16 GREEDY ALGORITHMS

人们一般都采取贪心算法找钱, i.e., 每一步都选出满足要求的最大面值的货币

Description of the Change-Making Alg.:

找零钱算法的形式化表述:

Function change (n) //用尽可能少的硬币找出 n 个单位的零钱

const $C = \{100, 25, 10, 5, 1\}$

$S = \Phi$; $s = 0$ //S为包含解的硬币集合, s 为S中硬币面值之和

while $s < n$ do

$x = (\max \text{ in } C \text{ and } s+x \leq n)$ //检查候选对象 x

if there is no such item then

return “no solution found”

$S = S \cup \{a \text{ coin of } x\}$

$s = s + x$

return S

Greedy Technique

Constructs a solution to an *optimization problem* piece by piece through a sequence of choices that are:

- **Feasible**
- **Locally optimal**
- **Irrevocable**

For **some** problems, yields an optimal solution for every instances.

For most, does not but can be useful for fast approximations.

Chapter GREEDY ALGORITHMS

General Characteristics of Greedy Alg.

一般, 贪婪算法可解的问题有如下特性:

- (1) 优化问题, 有一个**候选对象**的集合, 如硬币, 边(Kruskal), 路径(Dijkstra), 顶点(Prim)等;
- (2) 随着算法的进行, 累积形成**两个集合**, 一个是**已经被选中的对象集合**, 另一个是**被抛弃的对象集合**;
- (3) 有一个函数(solution function), 该函数用于检查候选对象集合**是否是(or 提供了)**问题的解, 该函数不考虑此时的解决方法是否最优;

Chapter GREEDY ALGORITHMS

(4) 还有一个函数, 检查候选对象(candidate)是否可以加入到当前解的对象集合中(i.e., **feasible可行的**), 同样这一步骤不考虑解决方法的最优性;

(5) **选择函数(selection function)**, 指出哪个剩余的候选对象(没有被选择过也没有被丢弃过)最有可能构成问题的解;

(6) **目标函数(object function)**, 给出解的值。如硬币个数, 路径长度, 顶点个数等。

Chapter 16 GREEDY ALGORITHMS

function greedy($C : \text{set}$) : set

$\{C$ 是候选对象集合 $\}$

$S = \Phi$ {在集合S中构造解}

while $C \neq \Phi$ and not solution(S) do

$x = \text{select}(C)$

$C = C \setminus \{x\}$

if feasible($S \cup \{x\}$) then $S = S \cup \{x\}$

if solution(S) then return S

else return “No solution”

Chapter GREEDY ALGORITHMS

回到找钱问题上来，看看其一般特性：

- (1) 找最少硬币数，候选对象集 $\{100, 25, 10, 5, 1\}$
- (2) 选到的硬币集和未被选的硬币集。
- (3) 判断解函数 (solution)，检查目前已选的硬币集中的金额是否等于要找的钱数。
- (4) 如果集合中硬币钱数不超过应找金额，则该集合是可行的。
- (5) 选择函数 (selection)，从未选硬币集合中找一个面值最大的硬币。
- (6) 目标函数 (object)：计算硬币数目。

Applications of the Greedy Strategy

■ Optimal solutions:

- ❖ Change-making for “normal” coin denominations
- ❖ Minimum spanning tree (MST)
- ❖ Single-source shortest paths (i.e. Dijkstra)
- ❖ Simple scheduling problems
- ❖ Huffman codes (Huffman Tree Construction)

■ Approximations:

- ❖ Traveling salesman problem (TSP)
- ❖ Knapsack problem
- ❖ Other combinatorial optimization problems

14

Ch16.贪心算法 (课本P237)

- 求最优解的问题可看作是通过一系列步骤，每一步有一个选择的集合，对于较简单的问题，动态规划显得过于复杂，可用较简单有效的算法求解之。
- 贪心算法总是在当前步骤上选取最好的方案，即它是一种局部最优的选择，并希望它导致一个全局最优，但有时是(或者是大部分)不可能导致全局最优。
- 例：求 v_i 到 v_j 的一条最短路径，若从 v_i 搜索到邻点 v_k 最短，未必是 v_i 到 v_j 最短。
- 但是，仍有许多问题贪心法将产生全局最优解，如 MST，单源最短路径等。

15

16.1 活动选择问题

- 多个活动竞争资源的调度问题：尽可能多地选择互不冲突的活动
- 设有 n 个活动(activity) $S=\{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ ，均要使用某资源(如教室)，该资源使用方式为独占式，一次只供一个活动使用
 - ❖ 每个活动 a_i 发生的时间为 $[s_i, f_i)$ ， $0 \leq s_i < f_i < \infty$
 - ❖ 两活动 a_i, a_j 相容 (compatible 不冲突) 是指： $[s_i, f_i)$ 与 $[s_j, f_j)$ 不重叠，满足 $s_i \geq f_j$ 或 $s_j \geq f_i$ 。即：一活动的开始时间大于等于另一活动的完成时间。
 - ❖ 活动选择问题：选择最多的互不冲突的活动，使相容活动集合最大。即： $A \subseteq S$, A 中活动互不冲突且 $|A|$ 最大。

16

16.1 活动选择问题

- 例：(*按完成时间递增序排列)

i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
s_i	1	3	0	5	3	5	6	8	8	2	12
f_i	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14

- ❖ 问题的解： $A_1=\{a_3, a_9, a_{11}\}$, $A_2=\{a_1, a_4, a_8, a_{11}\}$

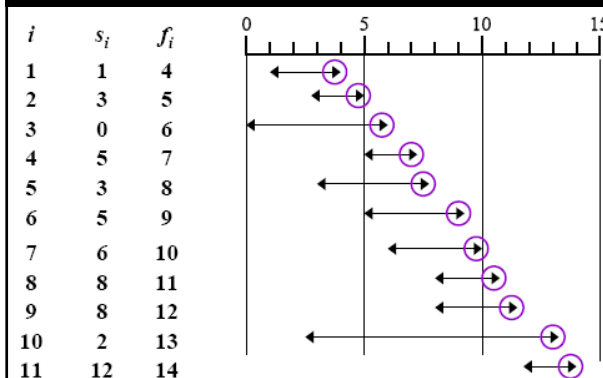
$$A_3=\{a_2, a_4, a_9, a_{11}\}$$

最优解： A_2 和 A_3

此问题可用迭代方法直接给出贪心算法，但为比较和动态规划之关系，下面先考虑动态规划解法。

17

Activity Selection



16.1 活动选择问题

1、活动选择问题的最优子结构

❖ 子问题空间可描述为: $S_{ij} = \{a_k \in S : f_i \leq s_k < f_k \leq s_j\}$

S_{ij} 是 S 的子集, 它包含那些(在活动 a_i 完成之后开始)and(可在活动 a_j 开始之前完成)的活动 a_k 。

亦即: S_{ij} 中所有活动 a_k 与活动 a_i 、 a_j 相容, 不妨称 a_i 、 a_j 和子集 S_{ij} 相容, 因此 a_k 也与所有不迟于 f_i 完成的的活动以及所有不早于 s_j 开始的活动相容。

Note: S_{ij} 中可能有冲突的活动。

为方便处理, 设有两个虚拟的活动 a_0 和 a_{n+1} , 并且假定 $f_0 = 0, s_{n+1} = \infty$

因此, $S = S_{0,n+1}, 0 \leq i, j \leq n+1$

19

16.1 活动选择问题

为了更严格定义 i 和 j 的范围, 假定所有活动已按完成时间的单调增有序进行排序:

$$f_0 < f_1 \leq f_2 \leq \dots \leq f_n < f_{n+1} \quad 16.1 \text{式}$$

$\therefore S_{ij} = \emptyset$, 若 $i \geq j$ // 易于用反证法证明

\therefore 只考虑 S_{ij} , 当 $i < j$ 。因此 i, j 的范围是: $0 \leq i < j \leq n+1$

20

16.1 活动选择问题

❖ 如何分解问题?

设子问题 $S_{ij} \neq \emptyset, a_k \in S_{ij}, f_i \leq s_k < f_k \leq s_j$ 。若 S_{ij} 的解中选择了 a_k , 使用 a_k 产生 S_{ij} 的两个子问题:

S_{ik} : 包括在 a_i 完成之后开始, 在 a_k 开始前完成的那些活动
 S_{kj} : 包括在 a_k 完成之后开始, 在 a_j 开始前完成的那些活动
 均是 S_{ij} 的子集, 这两子集与 a_k 相容

S_{ij} 的解显然是 S_{ik} 和 S_{kj} 解的并, 再加上 a_k 。

■ 注意 S_{ik} 和 S_{kj} 已去掉了那些与 a_k 冲突的活动, 而这些活动原来可能在 S_{ij} 中。

21

16.1 活动选择问题

❖ 最优子结构

设 S_{ij} 的最优解是 A_{ij} , $a_k \in A_{ij}$,

则两子问题 S_{ik} 和 S_{kj} 的解 A_{ik} 和 A_{kj} 也必须是最优的
 易用反证法证明:

因为 A_{ik} 和 A_{kj} 是独立的, 可用 *cut-and-paste* 证明

❖ 用子问题的最优解构造原问题的最优解

$$A_{ij} = A_{ik} \cup \{a_k\} \cup A_{kj} \quad (16.2 \text{式})$$

整个问题的最优解是 $S_{0,n+1}$ 的一个最优解

22

16.1 活动选择问题

2、一个递归解

设 $C[i, j]$ 表示 S_{ij} 的最优解的值, 即 S_{ij} 中相容活动最大子集的大小: $C[i, j] = |A_{ij}|$

1) 当 $S_{ij} = \emptyset$ 时, $C[i, j] = 0$, 此时 $i \geq j \therefore A_{ij} \subseteq S_{ij}, \therefore A_{ij} = \emptyset$

2) 当 $S_{ij} \neq \emptyset$ 时, 假设 $a_k \in A_{ij}$, 则可用 S_{ik} 和 S_{kj} 两子问题的最优解来构造 S_{ij} 的最优解, 由 16.2 式:

$$C[i, j] = C[i, k] + C[k, j] + 1, i+1 \leq k \leq j-1, // k \text{ 有 } j-i-1 \text{ 选择}$$

$$|A_{ij}| = |A_{ik}| + |\{a_k\}| + |A_{kj}| = |A_{ik}| + |A_{kj}| + 1$$

$$C[i, j] = \begin{cases} 0 & \text{当 } S_{ij} = \emptyset \\ \max_{i < k < j} \{C[i, k] + C[k, j] + 1\} & \text{当 } S_{ij} \neq \emptyset \end{cases}$$

23

16.1 活动选择问题

■ 作业: Ex16.1-1

给出 Activity Selection 的 DP 算法

24

16.1 活动选择问题

3、动态规划到贪心法的转化

到此可直接写出动态规划解，留作练习

可通过下面的定理简化其解，该定理也说明**贪心算法的正确性**(i.e., **贪心选择的最优性**)。

Th16.1 设 S_{ij} 是任一非空子问题， a_m 是 S_{ij} 中具有**最早完成时间**的活动： $f_m = \min\{f_k: a_k \in S_{ij}\}$ ，则：

- ①活动 a_m 必定被包含在 S_{ij} 的**某个最优解**中；
- ②子问题 S_{im} 是空集，使 S_{mj} 是唯一可能的非空集
//选 a_m 的目的

25

pf: 先证第2部分:

假定 S_{im} 非空，则 $\exists a_k \in S_{im}$ ，使 $f_i \leq s_k < f_k \leq s_m$

$\therefore a_k$ 的完成时间先于 a_m 且 $a_k \in S_{ij}$

这与 a_m 是 S_{ij} 的最早完成活动矛盾！

再证第1部分:

设 A_{ij} 是 S_{ij} 的某个最优解，假设 A_{ij} 中的活动已按完成时间单调增排过序， a_k 是其中第一个活动。

26

若 $a_k = a_m$ ，则问题已得证，即最优解包含 a_m

若 $a_k \neq a_m$ ，则构造子集 $A'_{ij} = A_{ij} - \{a_k\} \cup \{a_m\}$

只需证 A'_{ij} 也是最优解即可

$\therefore a_k \in A_{ij} \subseteq S_{ij}$ A_{ij} 是 S_{ij} 的某个最优解

$\therefore f_m \leq f_k$

又 $\therefore a_k$ 是 A_{ij} 中最早完成的任务， a_m 比 a_k 更早完成

$\therefore A'_{ij}$ 中的活动互不冲突，也即 A'_{ij} 是 S_{ij} 的一个解

$\therefore |A'_{ij}| = |A_{ij}|$

$\therefore A'_{ij}$ 亦是 S_{ij} 的一个最优解，它包含 a_m

27

16.1 活动选择问题

◆该定理的价值可简化问题的解

❖在动态规划求解时，原问题 S_{ij} 可分解为两个子问题 S_{ik} 和 S_{kj} 求解，且这种分解有 $j-i-1$ 中可能

❖定理16.1将其简化为：

- ①求 S_{ij} 的最优解时只用到一个子问题，另一个子问题为空；
- ②只须考虑一种选择：即选 S_{ij} 中**最早完成**的活动

❖该定理带来的另一个好处是：

◆能以自顶向下的方式解每一个子问题：

28

16.1 活动选择问题

①对原问题 $S=S_{0,n+1}$ ，选其中最早完成的活动 a_{m1}

$\therefore S$ 中的活动已按完成时间单调增有序

$\therefore m1=1$ 。下一子问题应是 $S_{m1, n+1}$
//已去掉与 a_{m1} 冲突的活动

②选 $S_{m1, n+1}$ 中最早完成的活动 a_{m2}

\therefore 须将 S 中与 a_{m1} 冲突的活动删除才能得到 $S_{m1, n+1}$

$\therefore m2$ 未必为2

③一般形式，当选择 a_{mi} 加到解集中之后，需解的子问题变为 $S_{mi, n+1}$

显然，所选活动是按完成时间单调增有序的($m1 < m2 < \dots < mi < n$.)

16.1 活动选择问题

❖贪心选择

■当某个 a_{mi} 加入解集合后，我们总是在**剩余**的活动中选择**第一个不与 a_{mi} 冲突**的活动加入解集合，该活动是能够**最早完成**且与 a_{mi} **相容**的。

■这种选择为剩余活动的调度留下了尽可能多的机会。即：留出尽可能多的时间给剩余的尚未调度的活动，以使解集合中包含的活动最多

■**每次选一个最早完成并与刚加入解集元素相容的活动**

30

16.1 活动选择问题

4、递归的贪心算法

- ❖ 输入：向量 s 和 f ，并假定已按 f 单调增有序子问题 S_{ij} 的下标
- ❖ 输出： S_{ij} 的最优解
- ❖ 算法：

31

```

RecursiveActivitySelector(s, f, i, j){
    //求  $S_{ij}$  的最优解,  $a_i$  刚加入解集合. 原问题的解:  $i = 0, j = n + 1$ 
     $m \leftarrow i + 1$ ; // 当  $i = 0$  时, 有  $a_i$  必加入解集
    while ( $m < j$ ) and ( $s_m < f_i$ ) do
        // 将与  $a_i$  冲突的活动去掉, 才能得到  $S_{ij}$ 
         $m \leftarrow m + 1$ ; // 在  $a_{i+1}, a_{i+2}, \dots, a_{j-1}$  中找第1个与  $a_i$  相容的活动  $a_m$ 
    if ( $m < j$ ) then //  $s_m \geq f_i, a_m$  是  $S_{ij}$  中的第1个活动,
        // 即在  $a_i$  完成后开始且最早能完成的活动
        return  $\{a_m\} \cup \text{RecursiveActivitySelector}(s, f, m, j)$ ;
        //  $a_m$  和  $S_{m,j}$  最优解并
    else
        return  $\Phi$ ; //  $a_j$  开始前能够完成的活动均与  $a_i$  冲突
}

```

32

16.1 活动选择问题

■ 时间

- ❖ 若要排序, 则时间为 $\Theta(n \lg n)$
 - ❖ 若已排序, 则 **RecursiveActivitySelector**($s, f, 0, n+1$) 的时间为 $\Theta(n)$
- 在所有的调用里, 每个活动被检查一次, 请注意每次循环检查时, 活动序号只增加不减少, 从 $\text{RAS}(s, f, i, j)$ 调用到 $\text{RAS}(s, f, m, j)$ 时, 必有 $i < m$ 。j 始终为 $n+1$

33

16.1 活动选择问题

5、迭代的贪心算法

上述递归很接近于**尾递归**, 只是结束前多了一个 Union 操作, 很易转换为迭代算法:

- ① j 始终不变, $j = n+1$
- ② 当一个活动 a_i 加入解集合之后, 我们只要从 a_i 依次往后找到第一个不与 a_i 冲突的活动 a_m , 由于活动**事先按完成时间单调增有序**, 故 a_m 是最早完成且与 a_i 相容的活动, 它也是 S_{ij} 中的第一个活动

34

GreedyActivitySelector(s, f) { // f 单调增有序

$n \leftarrow \text{length}[s];$

$A \leftarrow \{a_1\};$ // A 为解集合

$i \leftarrow 1$; // i 是最近加入解集合 A 的活动 a_i 的下标

for $m \leftarrow 2$ to n do // 找 $S_{i, n+1}$ 中最早完成的活动 a_m

if ($f_i \leq s_m$) then { // $i < m, a_m$ 与 a_i 相容

$A \leftarrow A \cup \{a_m\};$ // a_m 是与 a_i 相容且完成时间

// 最早的活动

$i \leftarrow m$; // i 仍记录最近加入 A 的活动 a_i 的下标

} // endif

return A ;

}

35

16.1 活动选择问题

注意, 若直接给出迭代算法, 一般要证 A 确实为最优解。这一点由递归算法得以保证, 亦可用归纳法直接证明:

- ① 总是存在一个最优解, 第一步是贪心的选择, 即选择活动 a_1 ;
- ② 在已做的选择数目上做归纳法证明

36

16.1 活动选择问题

❖ 算法要点

❖ i 始终表示最近加入 A 的活动的下标

\therefore 活动已按完成时间有序

$\therefore f_i$ 总是当前 A 中所有活动的最大完成时间:

$$f_i = \max \{f_k : a_k \in A\}$$

当 a_m 加入 A 时, $\therefore s_m \geq f_i \therefore s_m$ 也大于 A 中所有活动的完成时间, 即 a_m 与 A 中所有活动相容.

❖ 时间: $O(n)$ //已排序

37

活动选择问题

■ 作业: Ex16.1-3

38

16.2 贪心策略要点

■ 贪心算法是通过做一系列选择来获得最优解, 在算法里的每一个决策点上, 都力图选择最好的方案, 这种**启发式策略并非总能产生最优解**。

■ 上节介绍的贪心算法的步骤

❖ 确定问题的最优子结构

❖ 给出递归解(指递归方程)

❖ 证明在递归的每一步, **有一个最优的选择是贪心的选择**, 因此做出这种选择是安全的。

❖ 证明除了贪心选择导出的子问题外, **其余子问题都是空集合**

❖ 根据贪心策略写出递归算法

❖ 将递归算法转换为迭代算法

39

16.2 贪心策略要点

上述步骤是以动态规划为基础的。实际上可改进它, 重点关注贪心选择。例如, 活动选择问题可改进为(直接写出递归解):

❖ 首先定义子问题 S_{ij} , i, j 均可变

❖ 如果我们总是做贪心选择, 则 $S_{ij} \Rightarrow S_{i, j+1}$
 $\therefore j+1$ 不变, 可省略, 子问题变为:

$$S_i = \{a_k \in S : f_i \leq s_k\} // S_i \text{ 表示 } a_i \text{ 完成后开始的子问题集}$$

❖ 证明一个贪心的选择(即选 S_i 中第一个完成的活动 a_m), 和剩余子问题 S_m (与 a_m 相容) 的最优解结合, 能产生 S_i 的最优解。

40

16.2 贪心策略要点

■ 贪心算法的一般设计步骤

① 将优化问题分解为做出一种选择及留下一个待解的子问题

② 证明对于原问题总是存在一个最优解会做出贪心选择, 从而保证贪心选择是安全的

③ 验证当做出贪心选择之后, 它和剩余的一个子问题的最优解组合在一起, 构成了原问题的最优解

■ 没有一个一般的方法告诉我们一个贪心算法是否会解决一个特殊的最优问题, 但是有两个要素有助于使用贪心算法:

贪心选择性质, 最优子结构

41

16.2 贪心策略要点

1、贪心选择性质

❖ **贪心选择性质**: 一个全局最优解能够通过局部最优(贪心)选择达到

❖ 贪心法总是在当前步骤上选择最优决策, 然后解由此产生的子问题

❖ 贪心选择只依赖于目前所做的选择, 但不依赖于将来的选择及子问题的解

❖ 自顶向下, 每做一次贪心选择, 就将子问题变得更小

❖ **贪心算法一般总存在相应的动态规划解**, 但贪心法的效率更高, 原因:

① 对输入做预处理

② 使用合适的数据结构(如优先队列)

42

16.2 贪心策略要点

2、最优子结构

- ❖ 和动态规划一样，该性质也是贪心法的一个关键要素
例如，活动选择问题的动态规划解中：

S_{ij} 的最优解 $A_{ij} \rightarrow$ 若 $a_k \in A_{ij}$ ，则 A_{ij} 包含 S_{ik} 和 S_{kj} 的最优解

❖ 对贪心算法更直接

原问题的最优解 \Rightarrow 贪心选择 + 子问题的最优解
通常可使用归纳法证明在每一步上做贪心选择可产生最优解，由此可导出最优子结构

43

16.2 贪心策略要点

3、贪心法与动态规划的比较

- ❖ 相同点：两种方法都利用了最优子结构特征
- ❖ 易错误处：
 - ① 当贪心算法满足全局最优时，可能我们试图使用动态规划求解，但前者更有效
 - ② 当事实上只有动态规划才能求解时，错误地使用了贪心法

为了说明两种技术的细微区别，请看一个古典优化问题的两个变种：

背包问题： n 个物品重 w_1, w_2, \dots, w_n ，背包可放入重量 W ，问能否从 n 件物品中选择若干件放入背包，使重量和正好等于 W 。

44

16.2 贪心策略要点

■ 0-1背包问题和分数背包问题

物品件数： n ；第 i 件物品价值 S_{v_i} ，重量 w_i 磅，
 v_i 和 w_i 为整数，背包载重量： W 磅（整数）
怎样选物品装包使得包内含有价值最大，且总重量 $\leq W$
不允许一物品多次装包，可理解为 n 个物品互不相同

❖ 0-1背包：某物品拿与不拿(1,0的选择)

❖ 分数背包：某物品可取部分装包

想象：小偷偷东西，包容量有限，想尽可能使偷走的东西总价值最大，0-1背包偷走的是金条之类物品，分数背包偷走的是金粉之类物品。

45

16.2 贪心策略要点

■ 两个背包问题都具有最优子结构!!

❖ 0-1背包问题 (0-1 knapsack problem)

原问题的最优解：设背包中装有重量至多为 W 磅的最有价值的物品(取自 n 件物品)；

子问题的最优解：从原问题的最优解中去掉某物品 j ，则包中剩余物品应是除 j 外，取自原 $n-1$ 件物品中最有价值，且总重不超过 $W-w_j$ 的若干物品。

显然，原问题分解为子问题时，原问题的最优解也要求子问题的解最优

46

16.2 贪心策略要点

❖ 分数背包 (fractional knapsack problem)

子问题：从背包中去掉物品 j (Note: part of)，重量为 w (该物品剩余 $w_j - w$)，则包中剩余物品应是除 j 之外，取自原 $n-1$ 件物品以及物品 j 的 $w_j - w$ 部分中最有价值且总重至多为 $W - w$ 的若干物品

显然，原问题解最优亦要求子问题的解最优

47

16.2 贪心策略要点

■ 两个背包问题的不同解法

❖ 求解0-1背包最优解只能用动态规划求解

- 按每磅价值 (v_i / w_i) 排序
- 贪心选择策略：取单位价值最大者装包，若装不下，考虑下一单位价值最大的物品，直至包装满或所有物品都考虑过为止
- 实际上，装入当前每磅价值最大者只能保证当前最优(局部最优)，然而放弃它可能使得后续选择更优。所以在装包前，应将某物品装包的子问题的解和放弃它的子问题的解进行比较，这将导致许多重叠子问题，这正是动态规划的特点。

48

W=50, n=3

Wi:	10	20	30	20	30
Vi:	\$60	\$100	\$120	\$160	\$220
Vi/Wi:	6	5	4	解	最优解

49

16.2 贪心策略要点

❖ 分数背包：可用贪心算法求出最优解

W=50, n=3

Wi:	10	20	30	20/30
Vi:	\$60	\$100	\$120	\$240
Vi/Wi:	6	5	4	最优解

50

16.3 Huffman编码

■ 略

上机题：背包问题

51

16.4 贪心算法的理论基础

- 该理论可用来确定贪心算法何时能产生最优解，它用到了一种组合结构：Matroid(拟阵)。该结构是Whitney于1935年在研究矩阵中线性无关结构时抽象出来的，由Korte于80年代初将该理论发展为贪心算法理论。该理论覆盖了许多贪心法的应用实例(Kruskal, 匈牙利算法等)，但并未覆盖所有情况(如活动选择问题)，但它仍在发展。

52

16.4.1 拟阵

■ Def: 一个拟阵是满足下列条件的有序对 $M = (S, I)$

- ① S是一有穷非空集
- ② I是S的一个非空子集(称为S的独立子集)簇，使得若 $B \in I$ 且 $A \subseteq B$ ，则 $A \in I$ (集合A,B均独立)。满足此性质的I是遗传的，即B独立(指 $B \in I$)，则B的子集也独立。注意 $\emptyset \in I$ 。
- ③ 若 $A \in I$ ， $B \in I$ 且 $|A| < |B|$ ，则存在某个元素 $x \in B - A$ 使得 $A \cup \{x\} \in I$ 。称M满足交换性质。

如何证明有序对具有拟阵性质？

53

16.4.1 拟阵

1. S满足有穷非空
2. 集合簇I满足遗传性 (某子集独立，则该独立子集的子集亦独立)
3. 拟阵M满足交换性(即可扩展)

54

16.4.1 拟阵

■ 例子

❖ 惠特尼35年研究矩阵拟阵时引入。一个矩阵拟阵是指： S 的元素是矩阵的行，若行的子集线性无关则该子集独立，易证这种结构是拟阵。

❖ 图的拟阵

$M_G = (S_G, I_G)$ 是在无向图 $G = (V, E)$ 基础上定义的：

• $S_G = E$

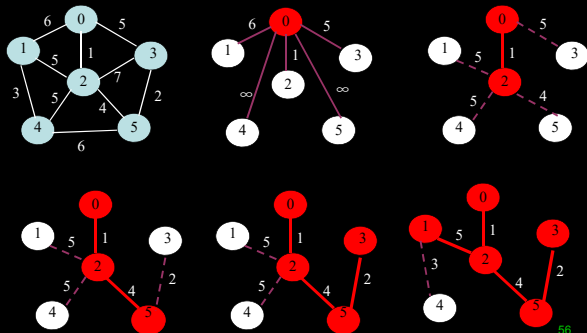
• 若 $A \subseteq E$ ，则： $A \in I_G \Leftrightarrow A$ 无回路。

即：边集 A 独立 \Leftrightarrow 子图 $G_A = (V, A)$ 是森林

M_G 与MST问题紧密相关

56

■ MST求解



56

16.4.1 拟阵

■ Th16.5 若 G 是无向图，则 $M_G = (S_G, I_G)$ 是一个拟阵

pf:

1. $S_G = E$ 是一有穷（非空）集

2. 证 I_G 是遗传的

若 $B \in I_G$ ，且 $A \subseteq B$ ，意味着 A 是森林 B 的子集，它仍为森林不可能有回路，所以 $A \in I_G$

3. M_G 的交换性

设 $G_A = (V, A)$ 和 $G_B = (V, B)$ 为森林，且 $|B| > |A|$ 。 B 包含的边多于 A 。现要证 $\exists e \in B - A$ 使 $A \cup \{e\}$ 扩充到 A 后仍不产生回路

57

可利用 ThB.2: 具有 k 条边的森林包含 $|V| - k$ 棵树
由该定理可知， G_A 有 $|V| - |A|$ 棵树， G_B 有 $|V| - |B|$ 棵树
 $\therefore G_B$ 中树的数目 $< G_A$ 中的树的数目，因为 $|B| > |A|$
 $\therefore G_B$ 中必存在某棵树 T ，它的顶点属于森林 G_A 中两棵不同的树（否则若 G_B 中任何树的顶点必在 G_A 的同一棵树中，这与 G_A 中树数目大于 G_B 矛盾）
 $\therefore T$ 是连通的，必存在一条边 $e = (u, v) \in T$ ，使得 u, v 在 G_A 的两不同树中
 \therefore 将 e 加入 G_A 后不会产生回路，即 $A \cup \{e\} \in I_G$ ，满足交换性。
综合 1, 2, 3 知 M_G 是一个拟阵

58

16.4.1 拟阵

■ 最大独立集

❖ 独立子集的扩张

在拟阵 $M = (S, I)$ 中，若 $A \in I$ ， $x \notin A$ ， $A \cup \{x\} \in I$ ，则元素 x 称为 A 的一个扩张，即元素 x 扩充到独立子集 A 后仍保持独立性

例：在图的拟阵 M_G 中，若 A 是一个独立子集，则 e 是 A 的扩张是指加入 e 后仍不产生环

❖ 拟阵的最大独立子集

若 A 是拟阵 M 的独立子集，且无法进行任何扩张，则 A 称为 M 的最大独立子集，即在 M 中没有更大的独立子集能包含 A

59

16.4.1 拟阵

❖ Th16.6 拟阵中所有最大独立子集的大小(势)相同

pf:[反证法]

设 A 是 M 的最大独立子集，且存在另一更大的最大独立子集 B 。

由交换性知： $\exists x \in B - A$ 使 $A \cup \{x\} \in I$ ，

即 A 是可扩张的，与 A 是最大独立子集矛盾。

例：在 M_G 中，每个最大独立子集是一棵生成树，有 $|V| - 1$ 条边

60

16.4.1 拟阵

■ 加权拟阵

若对 $\forall x \in S$, 为 x 指派一个 **正的** 权值 $w(x)$, 则称 $M=(S, I)$ 是加权拟阵。 S 的子集(独立子集)的权可定义为:

$$w(A) = \sum_{x \in A} w(x) \quad \text{for any } A \subseteq S$$

例: M_G 中, 可定义 $w(e)$ 为边 e 的长度(权重), $w(A)$ 为 A 中所有边的长度(权重)之和

61

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

■ 加权拟阵的最大独立子集可描述某些问题的最优解(加权拟阵的最优子集)

可用贪心算法求出最优解的许多问题(但不是全部)可形式化为一加权拟阵中找到一个**权值最大的独立子集**。即: 给定加权拟阵 $M=(S, I)$, 希望找到 I 的一个独立子集 A , 使 $w(A)$ 最大。

❖ 拟阵的最优子集: 拟阵中权值最大的独立子集

它也一定是拟阵中的一个最大独立子集(子集体积最大), 反之不然。

Pf: $\because \forall x \in S, w(x) > 0, \therefore$ 若权值最大的独立子集 A 不是最大独立子集, 可将其扩张至最大独立子集, 后者的权更大, 使 A 的权非最大

62

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

❖ 例 求连通无向图 $G=(V, E)$ 的 MST 问题 \Rightarrow 加权拟阵中求权最大的独立子集问题。即: 求拟阵的最优子集

设 G 的权函数 w 定义为边的长度, 且 $w(e) > 0$

加权拟阵 M_G 的权 w 定义为: $w'(e) = w_0 - w(e)$ w_0 大于各边的最大长度。在 M_G 中, $\forall e \in E, w'(e) > 0$ 故 M_G 的每个最优子集 A 是 G 的一棵 MST

pf:

$\because A$ 是拟阵的最大独立子集

\therefore 它是一棵生成树, 它的权为 $w'(A) = (|V|-1)w_0 - w(A)$

$\because A$ 是权最大的独立子集

$\therefore w'(A)$ 最大必有 $w(A)$ 最小, 即 A 是 G 的一棵 MST

63

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

■ 加权拟阵的贪心算法

❖ 适用于任何加权拟阵求最优子集 A

❖ 贪心之处: 尽可能选权值最大的元素扩充到 A

64

$Greedy(M, w) \{$

// 输入拟阵 $M=(S, I)$, w 表示正的权函数

$A \leftarrow \Phi;$

按权 w 单调递减对 $S[M]$ 排序

for 每个 $x \in S[M]$, 按 $w(x)$ 单调递减 do

if $(A \cup \{x\} \in I[M])$ then // 独立性检测

$A \leftarrow A \cup \{x\};$ // 扩充 x 未破坏 A 的独立性

// 否则放弃 x

return $A;$

$\}$

65

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

时间分析:

设 $|S| = n$, 排序 $O(n \lg n)$

for 循环 n 次,

每次检验 $A \cup \{x\}$ 是否独立,

设检查时间为 $O(f(n))$,

总时间为 $O(n \lg n + nf(n))$

66

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

■ Greedy算法返回1个最优子集

A是独立子集易从 Φ 独立开始用归纳法证明

❖ Lemma 16.7 (拟阵呈现贪心选择性质)

设 $M=(S, I)$ 是加权拟阵, 权函数为 w , 且 S 已按权值的单调递减有序, 设 x 是 S 的第一个使 $\{x\}$ 独立的元素(若这样的 x 存在)。若 x 存在, 则存在 S 的一个最优子集 A 包含 x 。(即说明第一步贪心选择正确)

Pf: 1) 若无这样的 x 存在, 则唯一的独立子集是 Φ

2) 否则设 B 为 S 的任一非空最优子集, 若 $x \notin B$, 则令 $A=B$, 证毕

67

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

若 $x \notin B$, 则可从 B 构造一个最优子集 A 使其包含 x 为此需证 $w(A) \geq w(B)$

i) 先证 $\forall y \in B$, 有 $w(x) \geq w(y)$

$$\because y \in B \quad \therefore \{y\} \subseteq B$$

由于 B 是 S 的最优子集, 故 B 也是独立子集, 由 I 的遗传性知 $\{y\}$ 亦是独立子集

$\therefore \{x\}$ 是 S 的第一个独立子集,

而 S 中元素已按单调减有序,

$$\therefore w(x) \geq w(y)$$

68

ii) 构造集 A 使其包含 x 且 A 最优

开始令 $A = \{x\}$, 显然 A 是独立, 利用交换性质, 重复地在 B 中找新的元素扩充到 A 使 A 独立, 直至 $|A| = |B|$ 。于是有:

$$A = B - \{y\} \cup \{x\} \quad \text{对某个 } y \text{ 成立}$$

由i)立即知道:

$$w(A) = w(B) - w(y) + w(x) \geq w(B)$$

由 B 是最优子集即可知 A 亦是最优子集, 且它包括 x 。

69

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

下面的引理和推论说明: 若一元素开始未被选中, 则此后亦不可能被选中

❖ Lemma 16.8 设 $M=(S, I)$ 是任一拟阵, 若 S 的一个元素 x 是 S 的某个独立子集 A 的一个扩张, 则 x 亦是 Φ 的一个扩张

pf:

$\because x$ 是 A 的扩张

$$\therefore A \cup \{x\} \in I$$

由 I 的遗传性知, $\{x\}$ 是独立的, 它是 Φ 的一个扩张

70

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

❖ 推论 16.9 设 $M=(S, I)$ 是任一拟阵, 若 S 的一个元素 x 不是 Φ 的扩张, 则 x 也不是 S 的任何独立子集 A 的一个扩张

pf: 由引理 16.8 易证

❖ 该推论告诉我们, 若一开始某元素没被选中, 此后亦不会选中, 保证Greedy算法开始的正确性

71

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

❖ 引理 16.10 (拟阵具有最优子结构性质)

对于加权拟阵 $M=(S, I)$, 设 x 是Greedy算法选中的第一个元素, 找一个包含 x 的权最大的独立子集的剩余问题可归结为找加权拟阵 $M'=(S', I')$ 的一个权值最大的独立子集, 这里:

$$S' = \{y \in S : \{x, y\} \in I\}$$

// 即 S' 由 S 中可扩张至 $\{x\}$ 中的元素构成

$$I' = \{B \subseteq S - \{x\} : B \cup \{x\} \in I\}$$

// 即 I' 是由 S 的不包含 x 的独立子集构成

且 M' 的权函数是 M 的权函数, 但只限于 S' 。我们称 M' 是由元素 x 引起的 M 的收缩, 它是 M 的子问题。

72

pf:

若 A 是 M 的任一包含 x 的最优子集（即权最大的独立子集），则由 I 的定义可知：

$A' = A - \{x\}$ 是 M' 的一个独立子集，

反之， M' 的任一独立子集 A' 产生 M 的一个独立子集： $A = A' \cup \{x\}$

\therefore 两种情况下，均有 $w(A) = w(A') + w(x)$

\therefore 包含 x 的 A 是 M 中权最大的独立子集，保证了 $w(A)$ 须最大，即 A' 是 M' 的最优子集，反之亦然
即： A 是原问题 M 的最优解要求 A' 是子问题 M' 的最优解；反之， $\{x\} \cup A'$ 构成原问题的最优解 A

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

❖ Th16.11 (拟阵的贪心算法的正确性)

若 $M=(S,I)$ 是权函数为 w 的加权拟阵，则调用Greedy(M,w)将返回一个最优子集

pf:

①由推论16.9知，一开始被忽略的元素可以放弃，因为它们不是 Φ 的扩张意味着此后也不会是任何独立子集的扩张。

②一旦一个元素 x 被选中，引理16.7保证了算法将其扩充到 A 中是正确的，因为存在一个最优子集包含 x 。

16.4.2 加权拟阵上的贪心算法

③引理16.10蕴含着剩余子问题是在 M' 中找一最优子集。在Greedy将 A 置为 $\{x\}$ 之后，剩下的各步骤可解释为是在拟阵 M' 中进行的，因为 $\forall B \in I'$ ， B 在 M' 中独立等价于 $B \cup \{x\}$ 在 M 中独立。因此，Greedy的后续操作将找出 M' 的一个最优子集(可用归纳法)，Greedy的全部操作可以找到 M 的最优子集

■ 若一应用问题能抽象为加权拟阵，则一定能用贪心法求出其最优解

16.5 一个任务调度问题

■ 问题描述

在单处理器上对单位时间任务进行最优调度

❖ 输入

➢ 任务集： $S=\{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ ，每个任务在单位时间内完成，总时间为 n

➢ 截止期： $\forall a_i \in S$ ， a_i 的截止期 d_i 为整数，且 $1 \leq d_i \leq n$ ，即 a_i 须在 d_i 或 d_i 时刻之前完成

➢ 权(罚款)： $\forall a_i \in S$ ， a_i 的权 $w_i \geq 0$ ，表示 a_i 没有在 d_i 或 d_i 之前完成所导致的罚款，但提前完成或按时完成的任务没有罚款

❖ 输出：求出 S 的一个调度，使总罚款最小

显然 S 的任意枚举都是一个调度方案，在总时间 n 内肯定完成，但我们力图使延期完成的任务权值和最小

16.5 一个任务调度问题

■ 将问题抽象为加权拟阵

❖ 早任务：在给定的调度中，能按期或提前完成的任务(即在deadline之前完成任务)

❖ 迟任务：在给定的调度中，在截止期之后完成的任务

❖ 早任务优先形式：将早任务排在迟任务之前的调度

❖ 任何调度均可安排成早任务优先形式

例： $\dots\dots a_j \dots\dots a_i \dots\dots \rightarrow \dots\dots a_i \dots\dots a_j \dots\dots$

迟 早 早 迟

交换位置不影响 a_i 和 a_j 的早迟特性，即总罚款不变

16.5 一个任务调度问题

❖ 调度的规范形式

早任务在前、迟任务在后(即先将其按早任务优先形式调度)；并且将所有早任务按deadline单调增次序调度(迟任务可按任意次序调度)。

❖ 规范形式的调度不改变任务的早迟特性，因此任何调度均可安排成该形式而保持总罚款不变

例：

16.5 一个任务调度问题

任务顺序	早任务	迟任务
原调度次序	$\dots a_i \dots a_j \dots$	\dots
完成时刻	$\dots k \dots k+s \dots$	\dots
deadlines	$d_i > d_j$	\dots

这里 $s \geq 1$ 。在规范形式下, a_i 应和 a_j 交换:

1. a_j 交换后, 其完成时间由 $k+s$ 提前至 k , 仍是早任务

2. 交换前 a_i 是早任务, 即 $k+s \leq d_i$, 由 $d_i < d_j$ 知 $k+s < d_j$, 故 a_i 交换到 $k+s$ 时刻完成, 它仍是早任务

79

16.5 一个任务调度问题

❖ 最优调度的规范次序

因为任一调度都有一规范形式, 所以最优调度也存在规范形式

① 在最优调度 S 中找出早任务集 A

② 将 A 中任务按 deadlines 递增序排列

③ 迟任务集 $S-A$ 可按任意序排列

注意:

因为早任务不导致罚款, 迟任务的次序也不改变罚款的多少(权的大小), 所以上述安排不改变最优调度的权值

80

16.5 一个任务调度问题

❖ 独立任务集

若存在一个调度使得任务集 A 中没有迟任务, 则称 A 是独立的。

下面的引理可判定一给定任务集 A 是否独立, 为此先给出一个定义。

➤ Def: 对 $t=1, 2, \dots, n$, 设 $N_t(A)$ 表示集合 A 中 deadline 小于等于 t 的任务数目, $N_0(A)=0$ for any A 。

即 $N_t(A)$ 表示 A 中想要在 t 及 t 时刻之前完成的任务个数, 显然 $N_t(A) \leq |A|$, $0 \leq t \leq n$

81

16.5 一个任务调度问题

❖ 引理16.12 对任意的任务集, 下列命题等价:

(1) 集合 A 独立

(2) 对 $t=0, 1, \dots, n$, 有 $N_t(A) \leq t$

(3) 若对 A 中的任务按 deadline 单调增序进行调度, 则 A 中无迟任务

Pf: (1) \rightarrow (2) (反证法)

若(1)成立, 则存在一个调度, 使 A 中无迟任务

若存在 t 使 $N_t(A) > t$, 则 A 中有多于 t 个任务要在 t 及 t 之前完成, 因此找不到一个调度使 A 中任务均在 t 及 t 之前完成, 即任何调度均使 A 中至少有一个迟任务, 与 A 独立矛盾。

82

16.5 一个任务调度问题

(2) \rightarrow (3)

实际上只要 “ $1 \leq t \leq |A|$, 有 $N_t(A) \leq t$ ” 即可

因为 $t > |A|$ 时, $N_t(A) \leq |A| < t$

若(2)成立, 说明 A 是某个调度的早任务集, 他的规范次序不会改变 A 的早任务性质。

$\therefore \forall i \in [0, n]$, 在 i 及 i 之前要完成的任务至多为 i 个

\therefore 对 A 中任务按 deadline 增序调度时 A 中无迟任务

(3) \rightarrow (1)

按(3)调度 A 中无迟任务, 所以 A 独立

83

16.5 一个任务调度问题

❖ 使迟任务罚款和最小等价于使早任务罚款和最大(即权最大的独立子集)

下面的定理保证贪心法可求出最大总罚款的独立任务集 A , 即把该问题抽象为加权拟阵, 从而由 Th16.11 保证贪心法可求出具有最大权值的独立任务集 A

❖ Th16.13 若 S 是一个具有 deadlines 的单位时间任务的集合, 且 I 为所有独立任务集构成的集合, 则相应系统 (S, I) 是一个拟阵。

Pf: (1) S 有穷, 非空

(2) I 的遗传性: \because 独立的任务集是指对某调度而言没有迟任务的集合, \therefore 独立任务集的任一子集必是独立的

84

16.5 一个任务调度问题

(3)M的交换性

设 $A, B \in I$ 且 $|B| > |A|$, 设 k 是使 $N_t(B) \leq N_t(A)$ 成立的最大的 t .

$N_n(B) = |B|$, $N_n(A) = |A|$ (注意 $|S| = n$, $|A| \leq n$, $|B| \leq n$, $1 \leq d_i \leq n$, 在 n 前所有任务可完成)

但是 $|B| > |A| \Rightarrow N_n(B) > N_n(A)$, 所以 $k \neq n$, 即 $k < n$

① 当 $t \leq k$ 时有: $N_t(B) \leq N_t(A)$ (这样 t 一定存在, 因为 $N_0(B) = N_0(A) = 0$)

② 当 $k+1 \leq t \leq n$ 有 $N_t(B) > N_t(A)$ (注意 $N_t(B)$ 和 $N_t(A)$ 均为单调增 for t)

85

16.5 一个任务调度问题

$\therefore B$ 中 deadline 为 $k+1$ 的任务多于 A , 故可设 $a_i \in B-A$ 且 $d_i = k+1$.

设 $A' = A \cup \{a_i\}$, 只要证 A' 独立即可

下面用引理 16.12 性质 2 来证 A' 独立, 即要证

$$\forall t \in [0, n], \text{ 有 } N_t(A') \leq t$$

① 对 $1 \leq t \leq k$

显然 $N_t(A') = N_t(A)$ (因为 A' 中的 a_i 截止期为 $k+1$)

又因为 A 独立, 由引理 16.12 性质 2 知:

$$N_t(A') = N_t(A) \leq t, \quad 1 \leq t \leq k \quad \text{<式1>}$$

86

16.5 一个任务调度问题

② 对 $k+1 \leq t \leq n$

$$\therefore N_t(A) < N_t(B), \quad |A'| = |A| + 1$$

$$\therefore N_t(A') \leq N_t(B)$$

又 $\because B$ 独立, 由引理 16.12 性质 2 知:

$$N_t(A') \leq N_t(B) \leq t, \quad k+1 \leq t \leq n. \quad \text{<式2>}$$

综合 <式1> 和 <式2> 可得:

$$\text{对 } 1 \leq t \leq n, \text{ 有 } N_t(A') \leq t$$

由性质 2 知 A' 独立

87

16.5 一个任务调度问题

■ 利用加权拟阵的 Greedy 算法求最优调度

❖ 通过 Th 16.11, 可使用 Greedy 算法找权最大的独立任务集 A , A 是早任务集。

❖ 时间

$$\begin{aligned} T(n) &= O(n \lg n + n f(n)) \\ &= O(n \lg n + n \cdot n) = O(n^2) \end{aligned}$$

注意到独立性检查时间为 $O(n)$ (实际上可减小到 $O(|A|)$)

88

16.5 一个任务调度问题

❖ 例子

a_i	1	2	3	4	5	6	7
d_i	4	2	4	3	1	4	6
w_i	70	60	50	40	30	20	10

贪心法求出的最优子集 $A = \{1, 2, 3, 4, 7\}$, $S-A = \{5, 6\}$ (迟任务集)

规范形式的最优调度 $\langle a_2, a_4, a_1, a_3, a_7, a_5, a_6 \rangle$

总罚款 $w_5 + w_6 = 50$

89

EX.

■ 写出任务调度的贪心算法

90

16.6 最优装载

有一批集装箱要装上一艘载重量为 c 的轮船。其中集装箱 i 的重量为 W_i 。最优装载问题要求确定在装载体积不受限制的情况下，将尽可能多的集装箱装上轮船。

■ 算法描述

最优装载问题可用贪心算法求解。采用重量最轻者先装的贪心选择策略，可产生最优装载问题的最优解。具体算法描述如下页。

91

16.6 最优装载

```

❖ template<class Type>
❖ void Loading(int x[], Type w[], Type c, int n)
❖ {
❖     int *t = new int [n+1];
❖     Sort(w, t, n);
❖     for (int i = 1; i <= n; i++) x[i] = 0;
❖     for (int i = 1; i <= n && w[t[i]] <= c; i++) {x[t[i]] = 1;
❖         c -= w[t[i]];}
❖ }

```

92

16.6 最优装载

■ 贪心选择性质

可以证明最优装载问题具有贪心选择性质。

■ 最优子结构性质

最优装载问题具有最优子结构性质。

由最优装载问题的贪心选择性质和最优子结构性质，容易证明算法loading的正确性。

算法loading的主要计算量在于将集装箱依其重量从小到大排序，故算法所需的计算时间为 $O(n\log n)$ 。

93

16.7 单源最短路径

给定带权有向图 $G=(V,E)$ ，其中每条边的权是非负实数。另外，还给定 V 中的一个顶点，称为**源**。现在要计算从源到所有其它各顶点的最短路径长度。这里路的长度是指路上各边权之和。这个问题通常称为**单源最短路径问题**。

■ 算法基本思想

Dijkstra算法是解单源最短路径问题的贪心算法。

94

16.7 单源最短路径

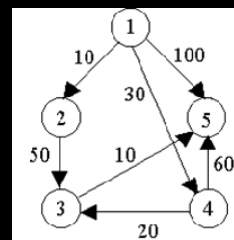
其**基本思想**是，设置顶点集合 S 并不断地作**贪心选择**来扩充这个集合。一个顶点属于集合 S 当且仅当从源到该顶点的最短路径长度已知。

初始时， S 中仅含有源。设 u 是 G 的某一个顶点，把从源到 u 且中间只经过 S 中顶点的路称为从源到 u 的特殊路径，并用数组 $dist$ 记录当前每个顶点所对应的最短特殊路径长度。Dijkstra算法每次从 $V-S$ 中取出具有最短特殊路长度的顶点 u ，将 u 添加到 S 中，同时对数组 $dist$ 作必要的修改。一旦 S 包含了所有 V 中顶点， $dist$ 就记录了从源到所有其它顶点之间的最短路径长度。

95

16.7 单源最短路径

例如，对右图中的有向图，应用Dijkstra算法计算从源顶点1到其它顶点间最短路径的过程列在下页的表中。



96

16.7 单源最短路径

Dijkstra算法的迭代过程：

迭代	S	u	dist[2]	dist[3]	dist[4]	dist[5]
初始	{1}	-	10	maxint	30	100
1	{1, 2}	2	10	60	30	100
2	{1, 2, 4}	4	10	50	30	90
3	{1, 2, 4, 3}	3	10	50	30	60
4	{1, 2, 4, 3, 5}	5	10	50	30	60

97

16.7 单源最短路径

■ 算法的正确性和计算复杂性

- ❖ 贪心选择性质
- ❖ 最优子结构性质
- ❖ 计算复杂性

对于具有 n 个顶点和 e 条边的带权有向图，如果用带权邻接矩阵表示这个图，那么Dijkstra算法的主循环体需要 $O(n)$ 时间。这个循环需要执行 $n-1$ 次，所以完成循环需要 $O(n^2)$ 时间。算法的其余部分所需要时间不超过 $O(n^2)$ 。

98

16.8 最小生成树

设 $G=(V,E)$ 是无向连通带权图，即一个网络。 E 中每条边 (v,w) 的权为 $c[v][w]$ 。如果 G 的子图 G' 是一棵包含 G 的所有顶点的树，则称 G' 为 G 的生成树。生成树上各边权的总和称为该生成树的**耗费**。在 G 的所有生成树中，耗费最小的生成树称为 G 的**最小生成树**。

网络的最小生成树在实际中有广泛应用。例如，在设计通信网络时，用图的顶点表示城市，用边 (v,w) 的权 $c[v][w]$ 表示建立城市 v 和城市 w 之间的通信线路所需的费用，则最小生成树就给出了建立通信网络的最经济的方案。

99

16.8 最小生成树

■ 最小生成树性质

用贪心算法设计策略可以设计出构造最小生成树的有效算法。本节介绍的构造最小生成树的**Prim算法**和**Kruskal算法**都可以看作是应用贪心算法设计策略的例子。尽管这2个算法做贪心选择的方式不同，它们都利用了下面的**最小生成树性质**：

设 $G=(V,E)$ 是连通带权图， U 是 V 的真子集。如果 $(u,v) \in E$ ，且 $u \in U$ ， $v \in V-U$ ，且在所有这样的边中， (u,v) 的权 $c[u][v]$ 最小，那么一定存在 G 的一棵最小生成树，它以 (u,v) 为其中一条边。这个性质有时也称为**MST性质**。

100

16.8 最小生成树

■ Prim算法

设 $G=(V,E)$ 是连通带权图， $V=\{1,2,\dots,n\}$ 。

构造 G 的最小生成树的Prim算法的**基本思想**是：首先置 $S=\{1\}$ ，然后，只要 S 是 V 的真子集，就作如下的**贪心选择**：选取满足条件 $i \in S$ ， $j \in V-S$ ，且 $c[i][j]$ 最小的边，将顶点 j 添加到 S 中。这个过程一直进行到 $S=V$ 时为止。

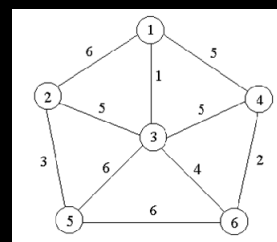
在这个过程中选取到的所有边恰好构成 G 的一棵**最小生成树**。

101

16.8 最小生成树

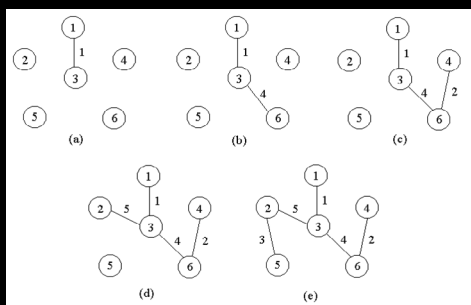
利用最小生成树性质和数学归纳法容易证明，上述算法中的**边集合 T** 始终包含 G 的某棵最小生成树中的边。因此，在算法结束时， T 中的所有边构成 G 的一棵最小生成树。

例如，对于右图中的带权图，按**Prim算法**选取边的过程如下页图所示。



102

16.8 最小生成树



103

16.8 最小生成树

■ 最小生成树性质

在上述Prim算法中，还应当考虑如何有效地找出满足条件 $i \in S, j \in V-S$ ，且权 $c[i][j]$ 最小的边 (i,j) 。实现这个目的的较简单的办法是设置2个数组 `closest` 和 `lowcost`。

在Prim算法执行过程中，先找出 $V-S$ 中使 `lowcost` 值最小的顶点 j ，然后根据数组 `closest` 选取边 $(j, \text{closest}[j])$ ，最后将 j 添加到 S 中，并对 `closest` 和 `lowcost` 作必要的修改。

用这个办法实现的Prim算法所需的计算时间为 $O(n^2)$ 。

16.8 最小生成树

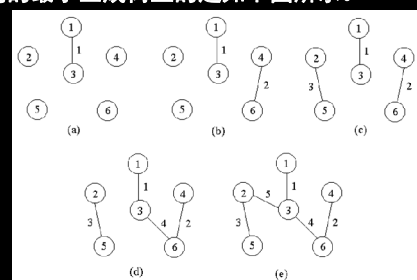
■ Kruskal算法

Kruskal算法构造 G 的最小生成树的基本思想是，首先将 G 的 n 个顶点看成 n 个孤立的连通分支。将所有的边按权从小到大排序。然后从第一条边开始，依边权递增的顺序查看每一条边，并按下述方法连接2个不同的连通分支：当查看到第 k 条边 (v,w) 时，如果端点 v 和 w 分别是当前2个不同的连通分支 T_1 和 T_2 中的顶点时，就用边 (v,w) 将 T_1 和 T_2 连接成一个连通分支，然后继续查看第 $k+1$ 条边；如果端点 v 和 w 在当前的同一个连通分支中，就直接再查看第 $k+1$ 条边。这个过程一直进行到只剩下一个连通分支时为止。

105

16.8 最小生成树

例如，对前面的连通常带权图，按Kruskal算法顺序得到的最小生成树上的边如下图所示。



106

16.8 最小生成树

关于集合的一些基本运算可用于实现Kruskal算法。

按权的递增顺序查看等价于对优先队列执行 `removeMin` 运算。可以用堆实现这个优先队列。

对一个由连通分支组成的集合不断进行修改，需要用到抽象数据类型并查集 `UnionFind` 所支持的基本运算。

当图的边数为 e 时，Kruskal算法所需的计算时间是 $O(e \log e)$ 。当 $e = \Omega(n^2)$ 时，Kruskal算法比Prim算法差，但当 $e = o(n^2)$ 时，Kruskal算法却比Prim算法好得多。

107

16.9 多机调度问题

多机调度问题要求给出一种作业调度方案，使所给的 n 个作业在尽可能短的时间内由 m 台机器加工处理完成。

约定，每个作业均可在任何一台机器上加工处理，但未完工前不允许中断处理。作业不能拆分成更小的子作业。

这个问题是NP完全问题，到目前为止还没有有效的解法。对于这一类问题，用贪心选择策略有时可以设计出较好的近似算法。

108

16.9 多机调度问题

采用**最长处理时间作业优先**的贪心选择策略可以设计出解多机调度问题的较好的近似算法。

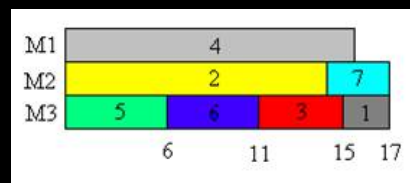
按此策略，当 $n \leq m$ 时，只要将机器 i 的 $[0, t_i]$ 时间区间分配给作业 i 即可，算法只需要 $O(1)$ 时间。

当 $n > m$ 时，首先将 n 个作业依其所需的处理时间从大到小排序。然后依此顺序将作业分配给空闲的处理机。算法所需的计算时间为 $O(n \log n)$ 。

109

16.9 多机调度问题

例如，设7个独立作业{1,2,3,4,5,6,7}由3台机器M1, M2和M3加工处理。各作业所需的处理时间分别为{2,14,4,16,6,5,3}。按算法greedy产生的作业调度如下图所示，所需的加工时间为17。



110