

算法分析与设计 II

2022-2023-2

数学与计算机学院
数据科学与大数据技术

LAST MODIFIED: 2023.1.16



8. 图算法

8.1 最小生成树

- **最小生成树**(MST, Minimum spanning tree) 通常是在无向图问题中, 给出端点和两点之间边的权值, 然后进行求解
- 图的存储给出邻接矩阵, 转化为用边的存储结构来表示
- 常用的两种算法都是基于贪心策略
 - ▶ **Prim 算法**, 利用最小堆来实现, 运行时间取决于最小堆的实现方式
 - ▶ **Kruskal 算法**, 需要将边按权值排序依次进行比较, 当边较多时, 运行时间会增加

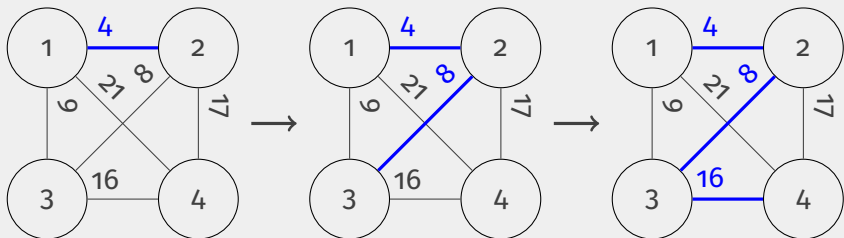
- 有 n 个农场，给出相互之间的距离，用光纤将所有农场连接在一起，问如何连接使光纤总长度最小，求出这个最小值。即在 n 个点， $\frac{n(n-1)}{2}$ 条边组成的连通加权无向图中求最小生成树，本题使用 Prim 算法

Prim 算法

使用的是贪心策略，从单一顶点开始，依次加入其他顶点，保证加入的边长度最小，直到包含所有顶点结束

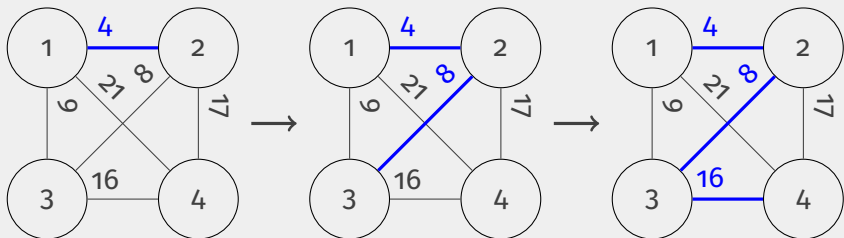
- 定义二维数组 $D[i,j]$ 为 i 到 j 的距离，在图论中，这种图结构的表示方法叫做邻接矩阵(adjacency matrix)
- 用结构体 $\text{edge}\{v, to\}$ 来表示图中的边 (v 为边权， to 为边的终点)
- 定义 $\text{vis}[i]$ 记录 i 点是否已经加入生成树中
- 将边放入最小堆 Q 来实现存取

计算过程



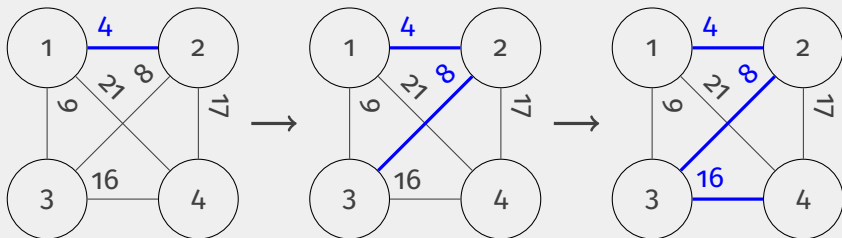
(1) 将顶点 1 加入生成树，设 $\text{vis}[1]=1$ ，边 $\{4,2\},\{9,3\},\{21,4\}$ 插入最小堆

计算过程



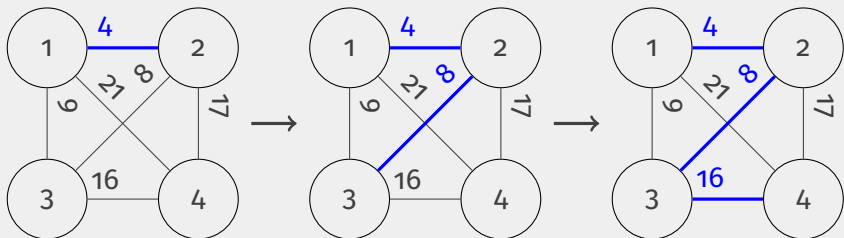
- (1) 将顶点 1 加入生成树, 设 $\text{vis}[1]=1$, 边 $\{4,2\}, \{9,3\}, \{21,4\}$ 插入最小堆
- (2) 取出边 $\{4,2\}$, 因为 $\text{vis}[2]=0$, 将 2 加入生成树, 设 $\text{vis}[2]=1$, 累计距离等于 4, 边 $\{4,1\}, \{8,3\}, \{17,4\}$ 插入最小堆

计算过程



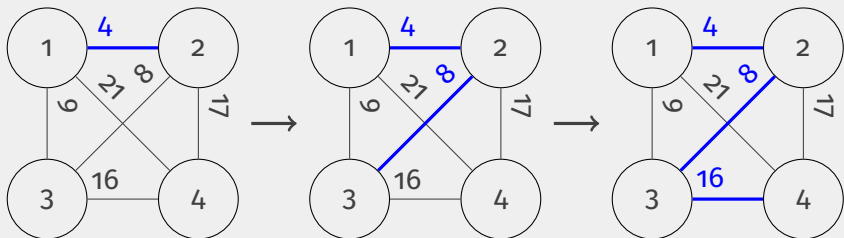
- (1) 将顶点 1 加入生成树，设 $\text{vis}[1]=1$ ，边 $\{4,2\},\{9,3\},\{21,4\}$ 插入最小堆
- (2) 取出边 $\{4,2\}$ ，因为 $\text{vis}[2]=0$ ，将 2 加入生成树，设 $\text{vis}[2]=1$ ，累计距离等于 4，边 $\{4,1\},\{8,3\},\{17,4\}$ 插入最小堆
- (3) 取出边 $\{4,1\}$ ，因为 $\text{vis}[1]=1$ ，继续；再取 $\{8,3\}$ ，因为 $\text{vis}[3]=0$ ，将 3 加入生成树，设 $\text{vis}[3]=1$ ，累计距离等于 12，相应边插入最小堆

计算过程



- (1) 将顶点 1 加入生成树，设 $\text{vis}[1]=1$ ，边 $\{4,2\},\{9,3\},\{21,4\}$ 插入最小堆
- (2) 取出边 $\{4,2\}$ ，因为 $\text{vis}[2]=0$ ，将 2 加入生成树，设 $\text{vis}[2]=1$ ，累计距离等于 4，边 $\{4,1\},\{8,3\},\{17,4\}$ 插入最小堆
- (3) 取出边 $\{4,1\}$ ，因为 $\text{vis}[1]=1$ ，继续；再取 $\{8,3\}$ ，因为 $\text{vis}[3]=0$ ，将 3 加入生成树，设 $\text{vis}[3]=1$ ，累计距离等于 12，相应边插入最小堆
- (4) 依次取出边 $\{8,2\},\{9,1\},\{16,4\}$ ，因为 $\text{vis}[4]=0$ ，将 4 加入生成树，设 $\text{vis}[4]=1$ ，累计距离等于 28，相应边插入最小堆

计算过程



- (1) 将顶点 1 加入生成树，设 $\text{vis}[1]=1$ ，边 $\{4,2\},\{9,3\},\{21,4\}$ 插入最小堆
- (2) 取出边 $\{4,2\}$ ，因为 $\text{vis}[2]=0$ ，将 2 加入生成树，设 $\text{vis}[2]=1$ ，累计距离等于 4，边 $\{4,1\},\{8,3\},\{17,4\}$ 插入最小堆
- (3) 取出边 $\{4,1\}$ ，因为 $\text{vis}[1]=1$ ，继续；再取 $\{8,3\}$ ，因为 $\text{vis}[3]=0$ ，将 3 加入生成树，设 $\text{vis}[3]=1$ ，累计距离等于 12，相应边插入最小堆
- (4) 依次取出边 $\{8,2\},\{9,1\},\{16,4\}$ ，因为 $\text{vis}[4]=0$ ，将 4 加入生成树，设 $\text{vis}[4]=1$ ，累计距离等于 28，相应边插入最小堆
- (5) 继续从队列中取边，直到队列为空

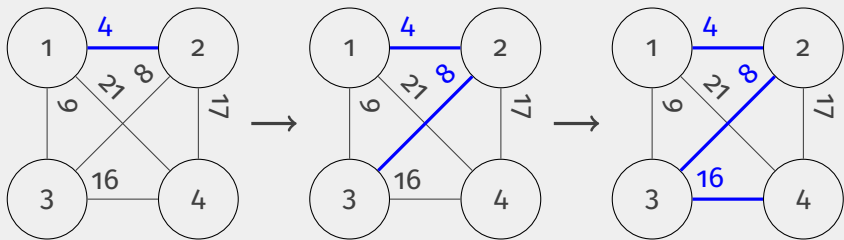
- 给出 n 个城镇相互之间的距离，用高速公路连接所有城镇，求需要修建总长度最短的高速公路的方案中最长的一段公路的长度，本题使用 **Kruskal** 算法

Kruskal 算法

使用的是贪心策略，将所有的边按长度递增排序，每次取一条边，如果没有形成回路，就将这条边放入生成树中，直到检查完所有的边

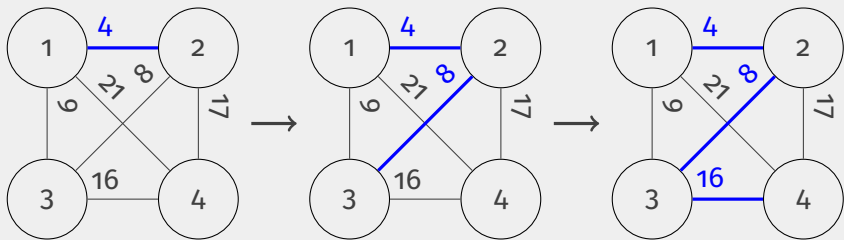
- 用结构体 `edge{u,v,w}` 来表示图中的边 (u, v 为边的两个端点， w 为边的长度)
- 是否存在回路的判断，可以使用并查集来实现

计算过程



(1) 取 {1,2,4}, 没有环路, 将 {1,2,4} 放入生成树

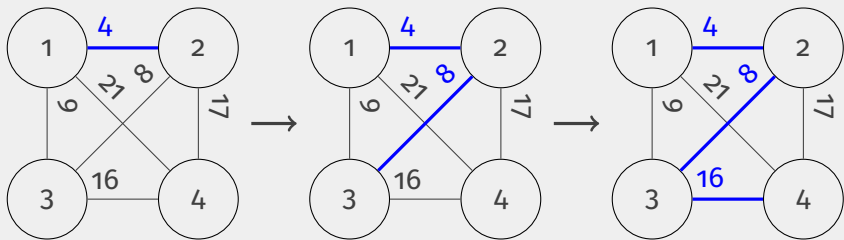
计算过程



(1) 取 {1,2,4}, 没有环路, 将 {1,2,4} 放入生成树

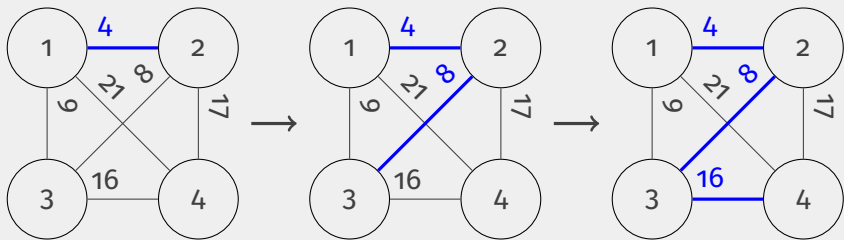
(2) 取 {2,3,8}, 没有环路, 将 {2,3,8} 放入生成树

计算过程



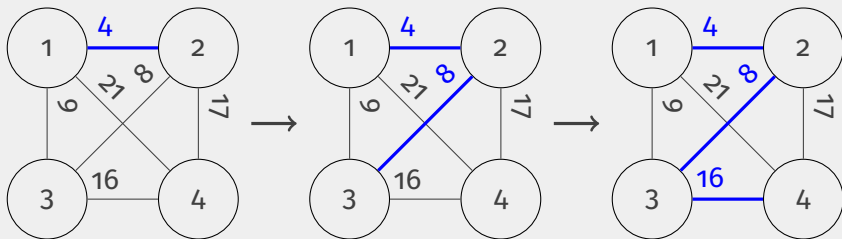
- (1) 取 {1,2,4}, 没有环路, 将 {1,2,4} 放入生成树
- (2) 取 {2,3,8}, 没有环路, 将 {2,3,8} 放入生成树
- (3) 取 {1,3,9}, 有环路, 继续操作

计算过程



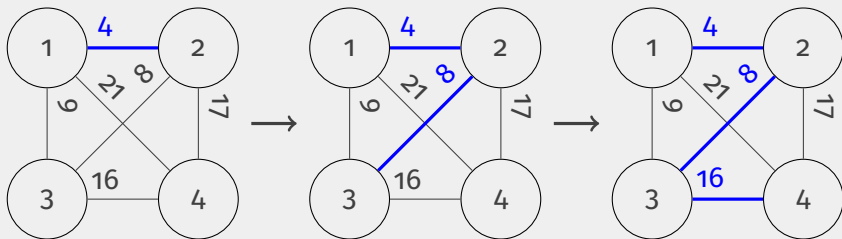
- (1) 取 {1,2,4}, 没有环路, 将 {1,2,4} 放入生成树
- (2) 取 {2,3,8}, 没有环路, 将 {2,3,8} 放入生成树
- (3) 取 {1,3,9}, 有环路, 继续操作
- (4) 取 {3,4,16}, 没有环路, 将 {3,4,16} 放入生成树

计算过程



- (1) 取 {1,2,4}, 没有环路, 将 {1,2,4} 放入生成树
- (2) 取 {2,3,8}, 没有环路, 将 {2,3,8} 放入生成树
- (3) 取 {1,3,9}, 有环路, 继续操作
- (4) 取 {3,4,16}, 没有环路, 将 {3,4,16} 放入生成树
- (5) 取 {2,4,17},{1,4,21}, 有环路, 继续操作

计算过程



- (1) 取 $\{1,2,4\}$, 没有环路, 将 $\{1,2,4\}$ 放入生成树
- (2) 取 $\{2,3,8\}$, 没有环路, 将 $\{2,3,8\}$ 放入生成树
- (3) 取 $\{1,3,9\}$, 有环路, 继续操作
- (4) 取 $\{3,4,16\}$, 没有环路, 将 $\{3,4,16\}$ 放入生成树
- (5) 取 $\{2,4,17\}, \{1,4,21\}$, 有环路, 继续操作
- (6) 所有边取完, 过程结束, 最后取的边 $\{3,4,16\}$ 的长度就是本题的解

8.2 最短路

- 在图中寻找两个节点之间的最短路径，称为**最短路径问题** (Shortest path problem)
- 求最短路有以下几种常见的算法：
 - ▶ 弗洛伊德 (Floyd-Warshall) 算法
 - ▶ 贝尔曼-福特 (Bellman-Ford) 算法
 - ▶ 最短路径快速算法 (SPFA)
 - ▶ 迪杰斯特拉 (Dijkstra) 算法

算法	代码中采用的数据结构	时间复杂度 (V: 点数; E: 边数)
Floyd	邻接矩阵	$O(V^3)$
Bellman-Ford	邻接表	$O(VE)$
SPFA	链式前向星	平均 $O(2E)$, 最差 $O(VE)$
Dijkstra	邻接矩阵、链式前向星	$O(V^2)$, 可进一步优化

分类总结

1. 按照是否确定起点
 - ▶ 单源最短路: Bellman-Ford、SPFA、Dijkstra
 - ▶ 全局最短路: Floyd
2. 路径是否有方向: 无向图、有向图
3. 边的权值是否有负值
 - ▶ 有负权: Floyd、Bellman-Ford、SPFA
 - ▶ 无负权: Dijkstra
4. 边数量多少
 - ▶ 稀疏图: 邻接表、链式前向星
 - ▶ 稠密图: 邻接矩阵
5. 点与边的规模
 - ▶ 较小: Floyd
 - ▶ 中等: Bellman-Ford
 - ▶ 较大: SPFA、Dijkstra

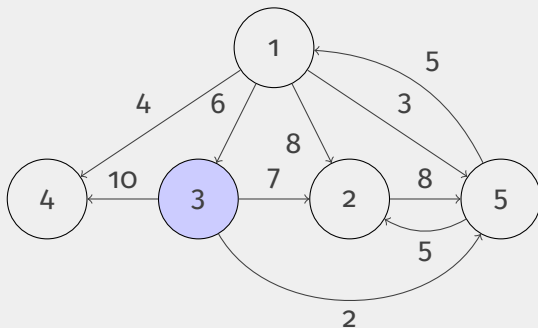
Floyd 算法

- **Floyd(Floyd-Warshall, 弗洛伊德)**算法采用动态规划思想，可以计算图中任意两点间的最短路径，可以处理有向图，允许出现负值的边，但是不能出现负值的回路
- 设 $D[i, j, k]$ 是从 i 到 j 的最短距离，而路径经过的点为 $1 \dots k$

$$D[i, j, k] = \begin{cases} D[i, k, k-1] + D[k, j, k-1], & \text{use } k \\ D[i, j, k-1], & \text{not use } k \end{cases}$$
$$= \min(D[i, k, k-1] + D[k, j, k-1], D[i, j, k-1])$$

1125 – Stockbroker Grapevine (poj.org)

- n 个股票经纪人，某些人之间有联系，构成一个网络，网络中相邻的节点传播谣言，用时间来衡量传播速度
- 计算根据已知信息选择其中一个经纪人作为起点，使谣言传给每个人，到最后一个人的时间最短
- 如图所示，选择 3，最后收到谣言的人为 4，时间是 10



计算过程

k=1		j				
		1	2	3	4	5
i	1	0	8	∞	4	3
	2	∞	0	∞	∞	8
	3	6	7	0	10	2
	4	∞	∞	∞	0	∞
	5	5	5	∞	∞	0

k=2		j				
		1	2	3	4	5
i	1	0	8	∞	4	3
	2	∞	0	∞	∞	8
	3	6	7	0	10	2
	4	∞	∞	∞	0	∞
	5	5	5	∞	9	0

...

k=5		j				
		1	2	3	4	5
i	1	0	8	∞	4	3
	2	13	0	∞	17	8
	3	6	7	0	10	2
	4	∞	∞	∞	0	∞
	5	5	5	∞	9	0

- 上图显示了 Floyd 算法计算过程中的数组情况
 - ▶ 其中 $k = 1$ 时是数组的初始情况
 - ▶ $k = 3, 4$ 时数组内容没有发生变化
- 最后在结果的邻接矩阵中，依次查找每个 i 到其他点 j 的距离的最大值，再从这些最大值中找到最小值，可以看到，最小的最大值为 10，此时 i 为 3

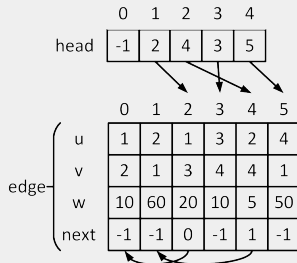
最短路径快速算法

- **贝尔曼-福特 (Bellman-Ford) 算法**：通过不停修改路径长度值 D 来达到求最短路径的目标，这种操作被称为**松弛操作**。从 a 点到 b 点，不会超过 $n - 1$ 条边，第 i 次松弛操作，保证对距离源点 i 距离值最小，进行 $n - 1$ 次操作，就更新了到所有点的最短距离。该算法允许有负权边，并可以通过第 n 次操作检查 D 值变化情况来判断是否存在负权回路
- **最短路径快速算法 (SPFA, Shortest Path Faster Algorithm)** 是对 Bellman-Ford 算法的优化，因为 Bellman-Ford 算法的松弛操作执行在所有的节点上，有很多节点并没有必要进行更新，SPFA 算法通过队列维护备选节点，当节点被松弛后放入队列，直到没有终点被松弛。SPFA 也适用于带有负边权的图，然而在最坏情况的时间复杂度与 Bellman-Ford 算法相同

1511 – Invitation Cards (poj.org)

- p 个公交站点, q 条公交线路, 从 u 站点到 v 站点, 价格为 w .
 p 个志愿者从 1 号站点出发到每个站点, 再返回到 1 号站点, 求花费的总值最少是多少
- 处理一个点之后, 将该点连接的路径放入队列, 存储图信息的数据结构应该方便这个操作, 可以使用邻接表(Adjacency list)来实现, 这里采用数组来模拟链表实现的邻接表 (被称为链式前向星)¹

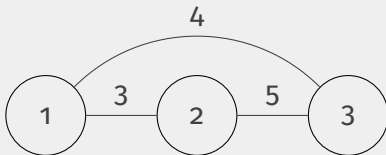
p	q	
4	6	
u	v	w
1	2	10
2	1	60
1	3	20
3	4	10
2	4	5
4	1	50



¹<https://malash.me/200910/linked-forward-star/>

1797 – Heavy Transportation (poj.org)

- m 条街道有 n 个交点，交点编号从 1 到 n ，每条街道有重量限制 w 。从 1 号城市向 n 号城市运送起重机，选择一条路径，使得路径上的每条街道允许的重量 w 的最大值最大
- 如图，选择 1-2-3，由于 1-2 允许的最大载重量为 3，所以整条路线上允许的最大值是 3；选择 1-3，允许的最大值为 4。最终结果为 4



Dijkstra 算法

- 迪杰斯特拉 (Dijkstra) 算法的特点是不断对两点间的最短距离 D 进行松弛操作
- S 为源点, 初始时令 $D[S] = 0$, 其他 D 值设为无穷大, T 为终点, $D[T]$ 为所求的最短路径, 如果 $D[T]$ 为无穷大, 则不存在 S 到 T 的最短路径
- 具体操作过程是每次选择未访问的 D 值最小的一点 u , 将 u 标记为访问, 再将与 u 连接的所有点 v 的 $D[v]$ 的值更新为 $D[v]$ 和 $D[u] + a[u, v]$ 中的较小值
- Dijkstra 算法比较之前的算法效率要高, 但是不支持负权的边
- 分阶段松弛操作的本质是动态规划
- Dijkstra 算法的松弛操作针对的是累计从源点到目标点的最短距离值 D , 将 D 值的含义改为从源点到目标点的最大允许载重量, 每次选择未访问的 D 值最大的一点 u , 更新 $D[v]$ 为 $D[v]$ 和 $\min(D[u], a[u, v])$ 的最大值, 就是本题的解法

8.3 图的连通性

连通图

如果图中任意两点都是连通的，那么图被称作连通图

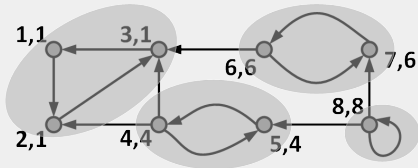
强连通分量 (Strongly connected component)

图的一个子图，里面的所有点构成一个强连通图，即每一个顶点都可以通过图中的边到达图中其他的顶点，且这个连通子图是极大的，也就是子图外不再包含符合该条件的点

- 在图的规模较小时，可以模仿 Floyd 算法对所有边进行枚举，但是深入理解 Tarjan 算法，了解 low 和 dfn 的含义，能够更有效的解决图的连通性问题

Tarjan 算法

- 图中每个节点的两个数字分别是执行了 Tarjan 算法后的 dfn 值和 low 值，该图最终被划分出了 4 个强连通分量



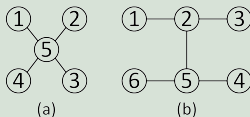
- (1) 从图中一点 u 出发，对图进行深度优先搜索，用 $dfn[u]$ 记录节点 u 在深度优先搜索中访问的次序编号， $low[u]$ 记录 u 或 u 的子树能够追溯到的最早的栈中节点的次序编号。将 u 放入堆栈，搜索 u 的相连点 v ，如果 v 未被访问，则递归访问 v ；如果 v 已经在堆栈中，则检查 $dfn[v]$ 是否小于 $low[u]$ ，如果是，就更新 $low[u]$ 的值为 $dfn[v]$
- (2) 用 $U[i]$ 表示 u 属于哪个强连通分量，按照深度优先搜索规则，同一强连通分量的节点会依次入栈，当发现 $dfn[u]$ 等于 $low[u]$ ，说明搜索回到了强连通分量的最初搜索点，此时依次将这些 low 值相同的点出栈，将它们的 U 值设置成同一个编号
- (3) 对图中所有点重复 1, 2 操作，这样每个的强连通分量就缩成了对应的 $U[i]$ 点

- 有 n 头牛， m 对关系，关系 (a, b) 表示 a 认为 b 是受欢迎的，这种关系是可传递的，即 $(a, b)(b, c)$ 可以推出 (a, c) ，现在找出被所有其他牛都认为受欢迎的牛的数量
- 将 a, b 看作图中的节点，关系 (a, b) 看成点 a 到点 b 的一条有向边，题目所求的相当于找到这样点，所有的点都可以找到一条路径通向该点
 - ▶ 把图进行简化，确定图中的强连通分量，我们发现，问题中强连通分量中的点对外具有相同的性质，可以将它们当成一个点来对待，如果其中一点符合题解，则强连通分量中所有点都符合题解
 - ▶ 通过 Tarjan 算法，找到的强连通分量都缩成一点 $U[i]$ ，接下来，在由 U 点组成的有向无环图中检查各个节点的出度。由于消除了环路，所以一定存在出度为 0 的点。如果存在唯一的出度为 0 的点，则这个点就是题目要求的点，该点所在的强连通分量里点的数量就是题解

1144 – Network (poj.org)

- 电话网络有 n 个连接点，编号从 1 到 n ，每个连接点有一个交换机，两个交换机之间的路线双向的。如果交换机停机会造成某些点不能连通，则称这个交换机为关键节点，求所有关键节点的数量

例



(a) 图关键节点为 5, (b) 图关键节点为 2、5

- 在无向的连通图中，删除一点后使图不再连通，这点就被称为**割点**(vertex separator/vertex cut)
- 与割点类似，如果删除一条边使图不再连通，这条边被称为**桥**(Bridge)
- 求割点的数量，采用**Tarjan** 的**找桥算法**来实现

Tarjan 找桥算法

- 与有向图求强连通分量的算法类似，对连通图采用深度优先搜索，通过标记 **dfn** 和 **low** 的值来进行判断，不同之处有以下几点：
 - (1) 不需要使用堆栈对节点进行分类
 - (2) 无需对每个节点都进行一次深度优先搜索，选中一点作为起始节点即可
 - (3) 因为无向图的边是双向的，在找 u 点的后序节点时，需要避免访问 u 的父亲节点
 - (4) 对起始节点需要特殊判断，如果遍历过程中它的子节点超过 1 个，则它也是一个割点，如上图右图，1 位置为起始节点的话不是割点，而 2 位置为起始节点，它的子节点有 3 个，所以它是割点
- $\text{low}[v] \geq \text{dfn}[u]$ 时说明 v 点能够追溯到的最早节点编号是 u 点或者 u 点之后，所以 u 为割点；如果改成 $\text{low}[v] > \text{dfn}[u]$ ，说明 v 点能够追溯到的最早节点编号在 u 点之后，意味着去掉边 (u, v) 后图不再连通， (u, v) 就是一个桥

8.4 网络流问题

网络流

在图论中，网络流 (Network flow) 是指在一个每条边都有容量 (Capacity) 的有向图分配流，每条边的流量不会超过它的容量

- 通常在运筹学中，有向图称为网络。顶点称为**节点** (Node) 而边称为**弧** (Arc)
- 一道流必须符合一个结点的进出的流量相同的限制，除非是：
 - ▶ **源点** (Source) : 有较多向外的流
 - ▶ 或是**汇点** (Sink) : 有较多向内的流
- 一个网络可以用来模拟道路系统的交通量、管中的液体、电路中的电流或类似一些东西在一个结点的网络中游动的任何事物

8.5 二分图问题

二分图

一个图所有节点可以分为两个独立的集合 U, V ，所有边分别连接两个集合中的一个点，这样就构成了一个二分图 (Bipartite graph)

- 二分图匹配是一类特殊形式的网络流问题，通过构图，利用二分图最大匹配算法，可以解决图算法中一些问题，例如：
 - ▶ **最小顶点覆盖**(最小顶点覆盖数 = 二分图最大匹配的边数)
 - ▶ **最大独立集**(最大独立集点数 = 总点数 - 二分图最大匹配边数)
 - ▶ **DAG 图最小可相交路径覆盖**(DAG 图最小可相交路径覆盖数 = 总点数 - 二分图最大匹配边数)

匈牙利算法

- 匈牙利算法，也称 KM(Kuhn-Munkres) 算法，是寻找最大匹配的经典算法，主要思想是：
 - ▶ 在已有匹配的情况下， U 中取未配对的一点 i ，找它连向 V 的边 (i,j) ，如果 j 没有和其他点配对，则将 j 分配给 i ，匹配边数加 1
 - ▶ 如果 j 已经和 U 中 k 配对，就对 j 进行递归操作，将 k 换掉，将 j 分配给 i
 - ▶ 如果可以成功，匹配边数加 1，直到所有点都结束匹配
- 匹配过程就是网络流问题中找增广路径的过程，每次更新过程称为一次增广

- 大学有 n 门课，每门课重复 t 次，每次在每周的第 p 天的第 q 时间段上课，求在不冲突的情况下，每周最多可以选多少门课
- 分析：
 - ▶ 每周 7 天，每天 12 个时间段，共有 84 个时间段，对应 84 个节点，增加一个源点 s 连接每个节点，边容量为 1，增加一个汇点 t ，每个节点到汇点的容量为 1，这样，从 s 到 t 的最大流就是最多可以上课的总数
 - ▶ 在不添加源点和汇点的情况下， n 门课对应 n 个节点，作为集合 U ，84 个时间段作为另一个集合 V ，从 U 集合中的节点到 V 集合中的节点，如果某门课在某个时间段上课，就存在一条边，这就构成了一个二分图
 - ▶ 一个图中，如果其子图中每两条边都没有公共端点，这个子图叫做一个匹配(Matching)，边数最多的匹配称为最大匹配(maximal matching)，这个题也可以看成求二分图中的最大匹配问题