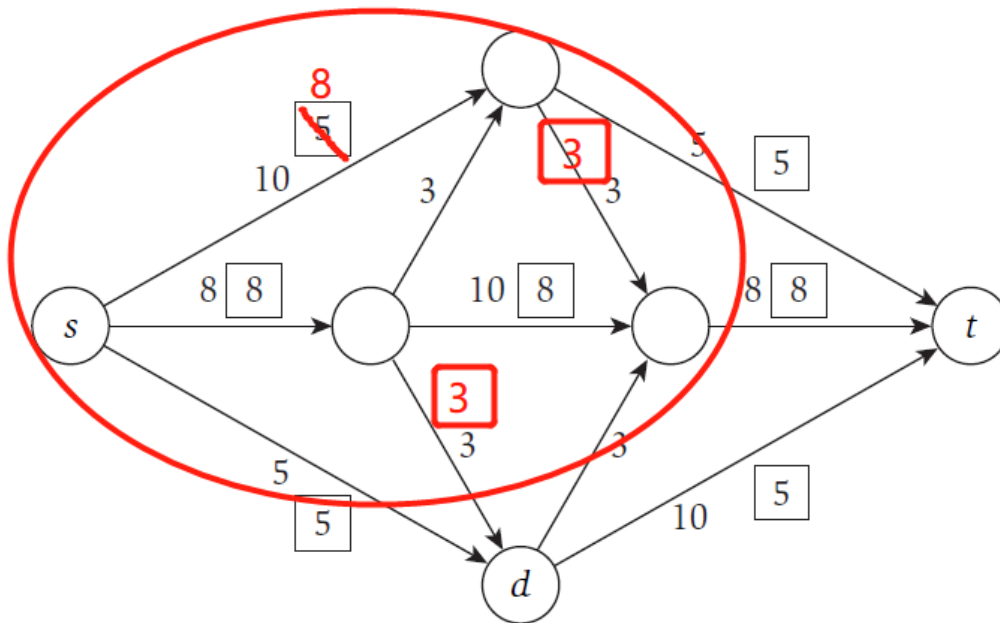


Homework 5

Algorithm Design

- 7-1
 - (a) $(\{s\}, \{u, v, t\}), (\{s, v\}, \{u, t\}), (\{s, u, v\}, \{t\})$
 - (b) 4
- 7-2
 - (a) 值为 18。这个不是最大(s-t)流
 - (b) 容量为21



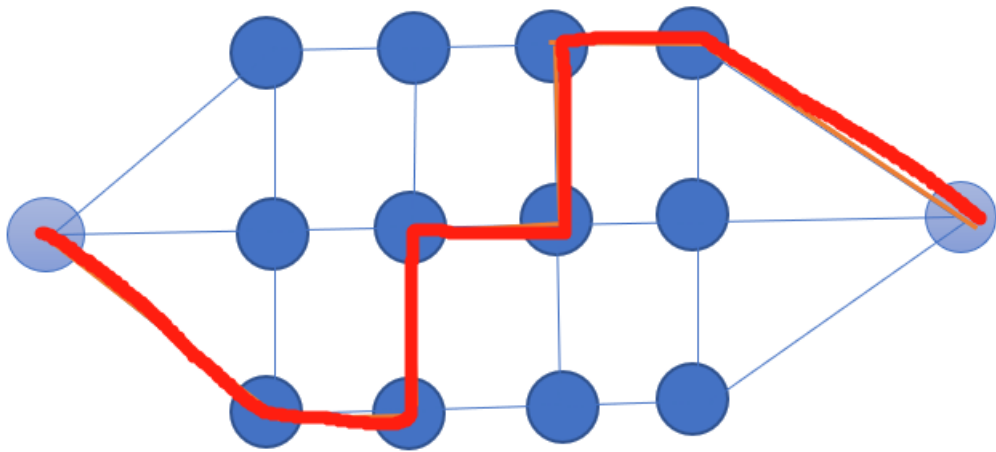
- 7-10
 - 若该减少的边的流量小于该边的最大容量，则减少容量不会影响最大流，不需要重新寻找
 - 若该减少的边的流量等于该边最大容量，那么此边的进出会发生变化。设边的两个顶点为 (u, v) , 那么将从 s 到 u 和从 v 到 t 的任意一条路径的流量分别修改-1来重新达到平衡。此操作的复杂度为 $O(m+n)$ 。之后，需要验证这条流是否还是最大流，此时，可以通过Ford-Fulkerson算法寻找增广路径，若找得到路径 $path'$ ，则说明 $path'$ 是最大流；若找不到，则说明该路径还是最大流，此操作的复杂度为 $O(m+n)$ 。
- 7-11

错误

构建一个 $n \times n$ 的网格，每条边最大容量为1，则该图最大流为 n

在红色路径中，已没有其他任何有剩余容量的前向增强路径，所以该路径的流值为1。

所以，这个比例 $n/1$ 不受绝对常数 b 的限制



- 7-12

①若s-t最小割的容量小于等于k, 那么会将流减至0。

②最大s-t流 $f > k$ 时, 删除s-t的最小割中k条边, 那么剩余图中的最大流不超过f-k

由题可知, $G'=(V, E - F)$ 的流值至少为 $f - k$ 。设G中最小割 (A, B) , 至少有f条边流出A, 并且最多有k条边已被删除, 所以在G'中至少有f-k条边流出A。所以G'中最小割的值至少为f-k, 流值至少为f-k