

# 计算无向图中的最小生成树

章乐

网络空间安全系  
北京电子科技学院

# 目录

**1. 最小生成树问题的描述**

**2. Kruskal 算法**

**3. Prim 算法**

# 最小生成树问题的描述

给定一个 **连通** 的无向图  $G=(V,E)$ ，其的边权值函数为  $w$ ，即  $w(e)$  是边  $e$  的权值。

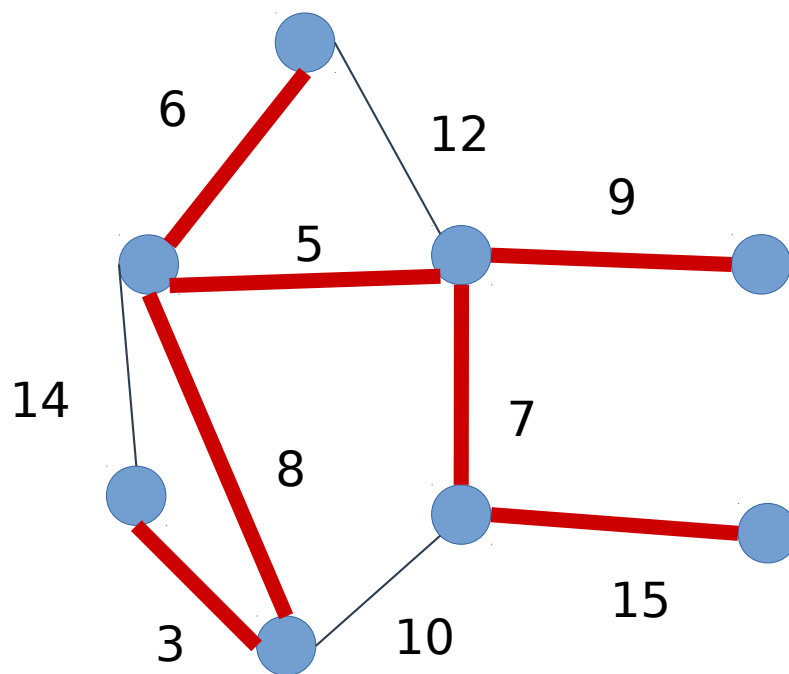
考虑  $G$  的子图  $T$  ( 其的边集是  $E$  的子集 )，其需要满足：

1.  $T$  是一棵 **树**；
2.  $T$  是所有这样的树中权值 **最小的**。

(树的权值是其的各条边的权值的总和。)

3. “生成”，即 **span** 所有的顶点。

最小生成树， **Minimum Spanning Tree**，也就是 **MST** 问题。



# 最小生成树问题的描述

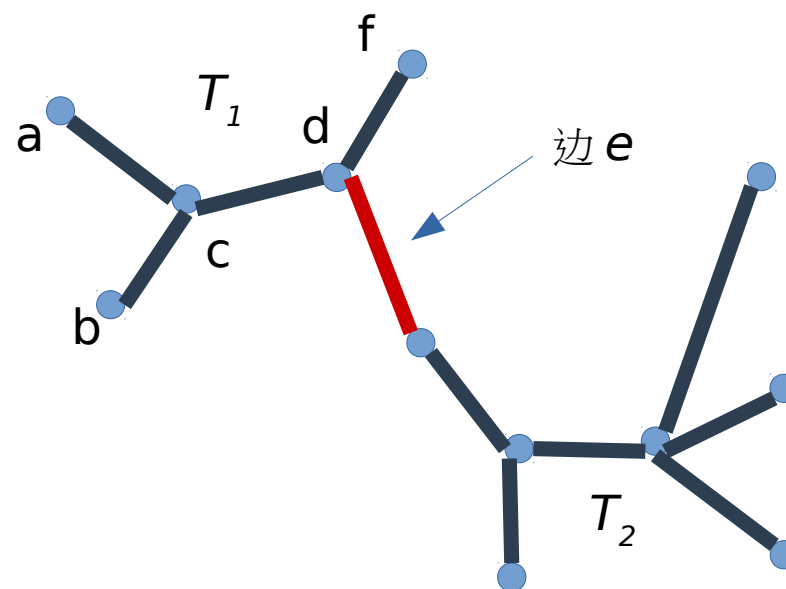
对 **MST** 问题的观察：

1. 假设我们知道 **e** 在 **T** 中，  
那么， $T_1$ ,  $T_2$  分别是相应的子图的 **MST**.

$$w(T) = w(T_1) + w(T_2) + w(e)$$

2. 怎样确定边 **e**?

我们先来考虑 **G** 中权值最小的边 **e\***.



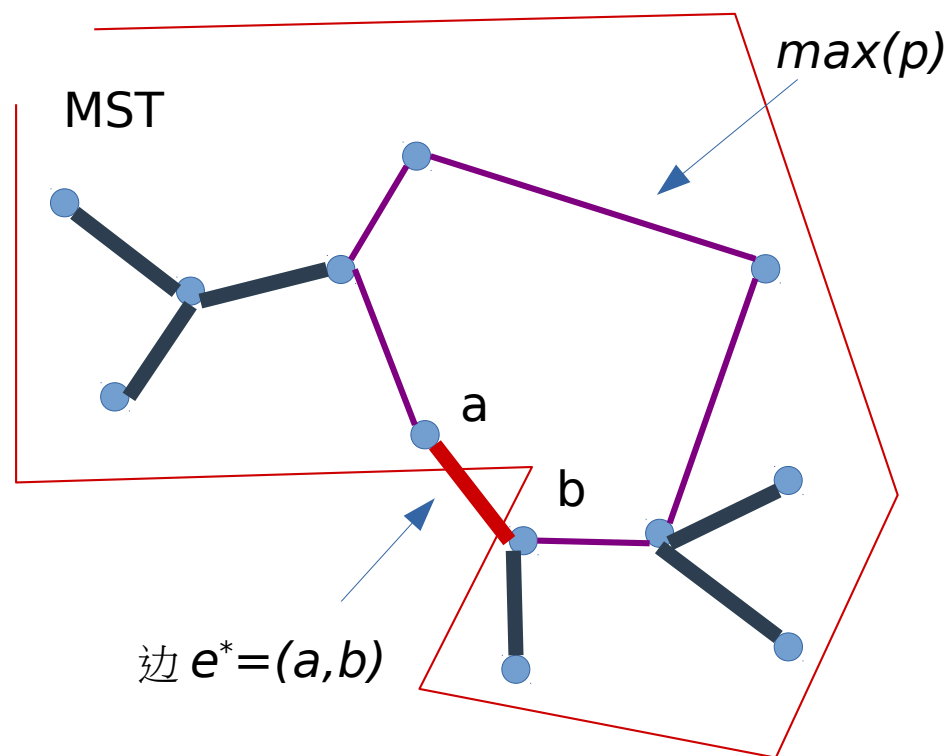
# 最小生成树问题的描述

考虑图  $G$  中权值最小的边  $e^*$ ，  
这条边一定在  $MST$  中吗？

1.  $MST$  中有从  $a$  到  $b$  的路径  $p$ .
2.  $p$  中权值最大的边为  $\max(p)$ .
3. 构造新的  $MST' = T + \{e^*\} - \max(p)$ .

观察结论： $w(MST')$  不大于  $w(MST)$ .

所以， $e^*$  一定在  $MST$  中。



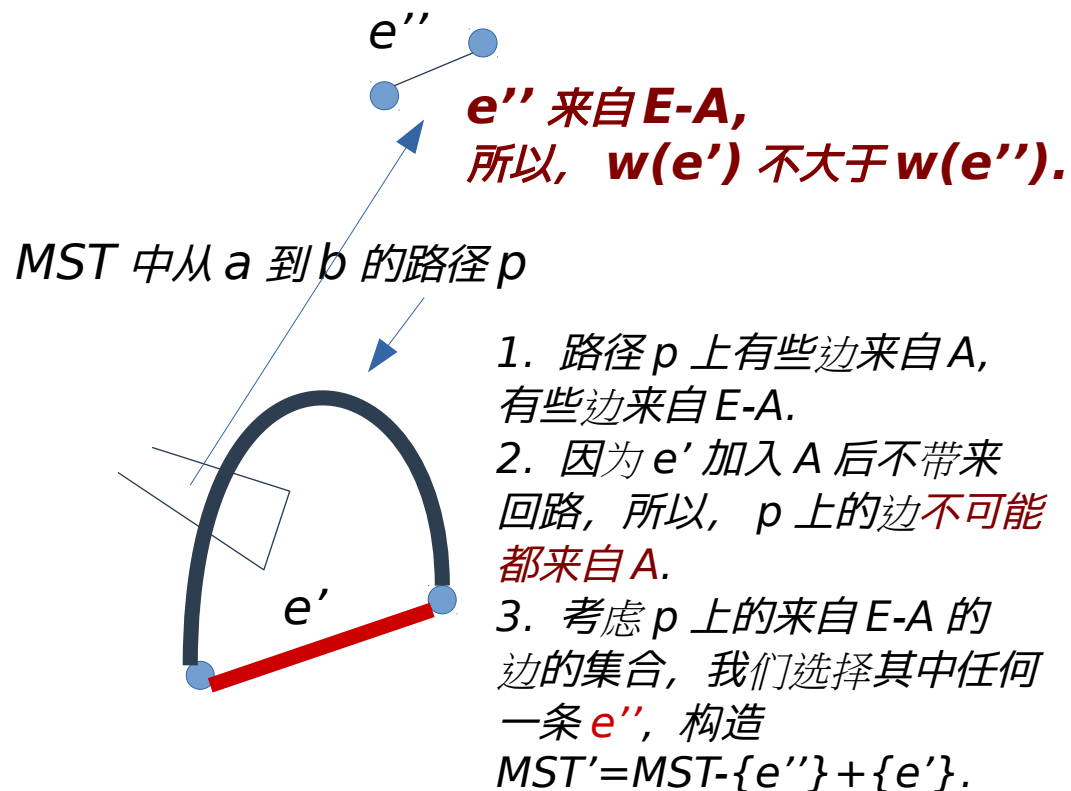
# Kruskal 算法

我们确定  $e^*$  在 **MST** 中, 那么, **MST** 中的权值第 2 小的边是哪一条呢?

更一般的, 如果我们确定了 **MST** 的边集的子集 **A**, 那么, 如何扩大 **A** 直到 **A** 包括 **MST** 中所有的边?

**Kruskal 算法 :**

选择 **E-A** 中, 权值最小的, 且加入 **A** 后 **不会带来回路** 的边  $e'$ .



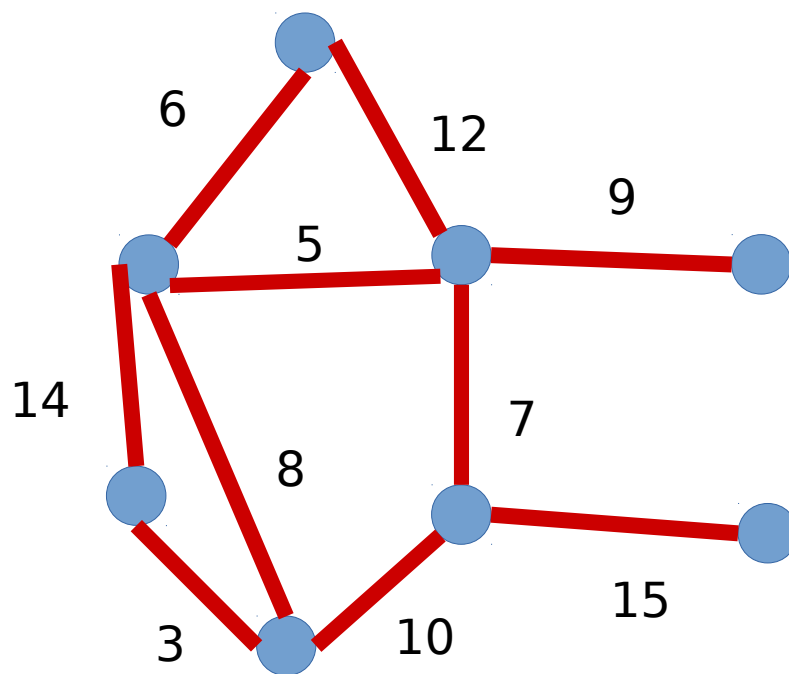
# Kruskal 算法

## MST-Kruskal

1. **A** 初始化为空集。
2. 对于 **G** 中所有的边，按权值递增顺序考虑：  
如果  $A + \{e\}$  没有回路，那么  $A = A + \{e\}$ .
3. 返回 **A**.

时间复杂度： $O(m \log n)$ ，主要来自对所有的边的排序。

~~其中，判断是否有回路，可以利用并查集，一次判断的时间为  $\alpha(n) = O(\log n)$ .~~



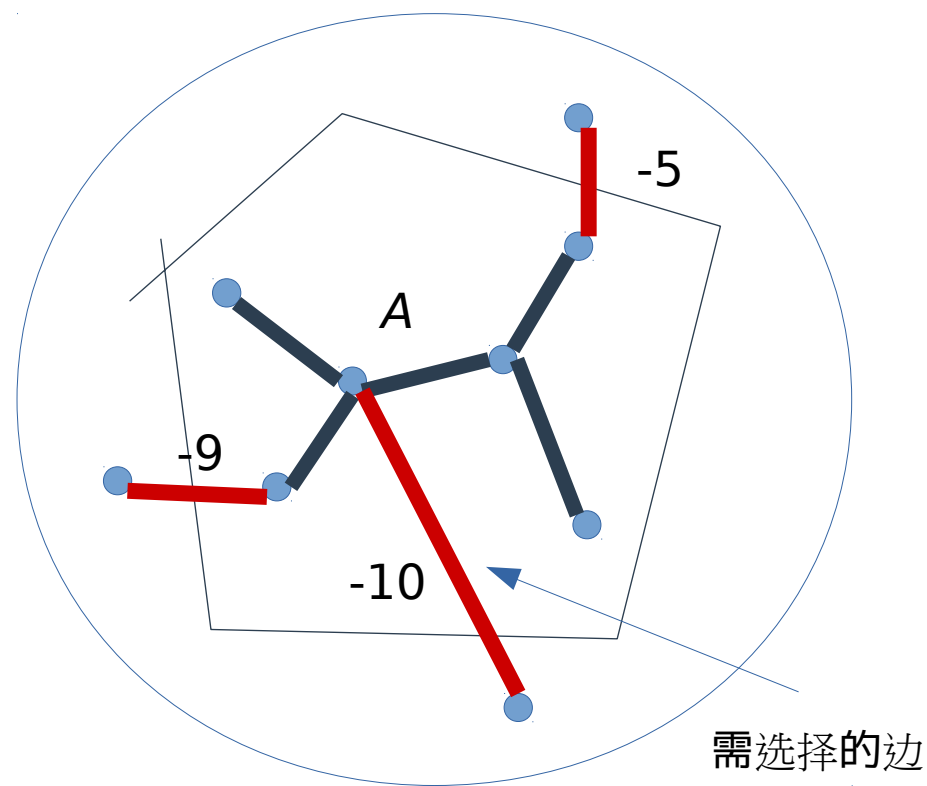
# Prim 算法

之前的维护的, 不断扩大的边集 **A** 带有一些任意性。

我们考虑, 让 **A** 始终是 **MST** 的一个连通的子树。

**Prim 算法 :**

选择将 **A** 所构成的子树和子树外的顶点相连的, 权值最小的边。





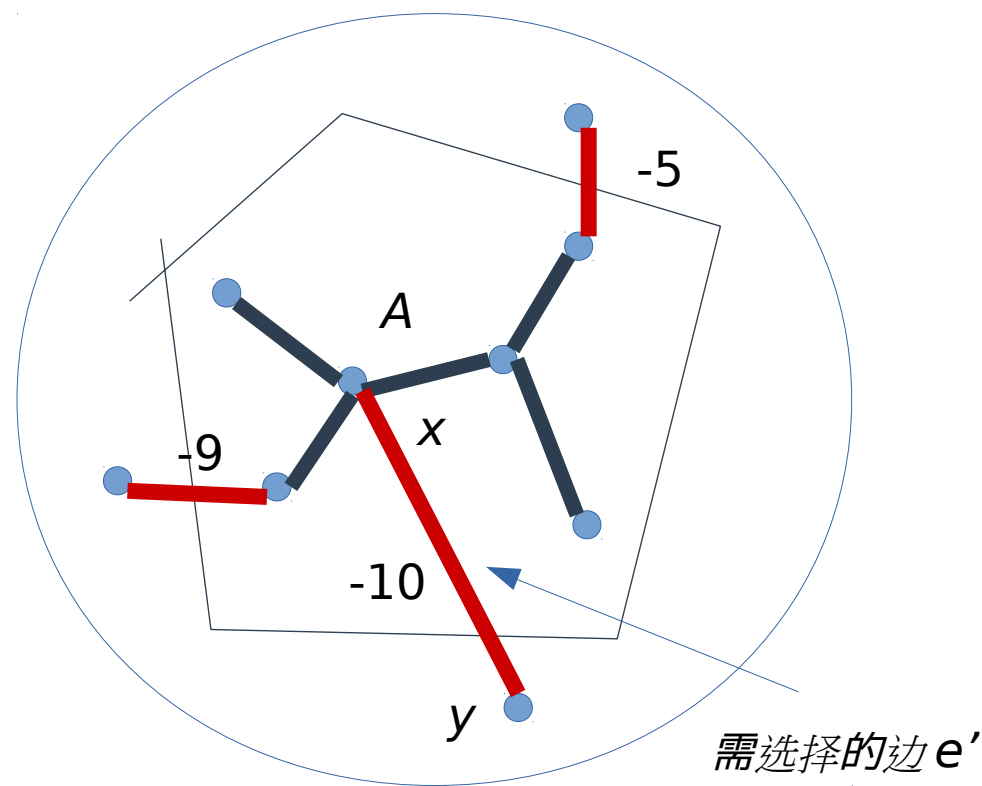
# Prim 算法

正确性的证明：

如果 **Prim** 算法选择的边  $e'$  不在 **MST** 中，那么因为  $e'$  的两端分别在 **A** 和 **MST-A** 中，考虑 **MST** 中从  $x$  到  $y$  的路径  $p$ .

路径  $p$  上第一条跨越 **A** 和 **MST-A** 的边  $e$ . 我们有  $w(e')$  的权值不大于  $w(e)$ .

$w(\text{MST}') = w(\text{MST}) - w(e) + w(e')$ .



# Prim 算法

## MST-Prim

1. **A** 初始化为空集。

2. 当 **A** 尚未连接所有顶点时：

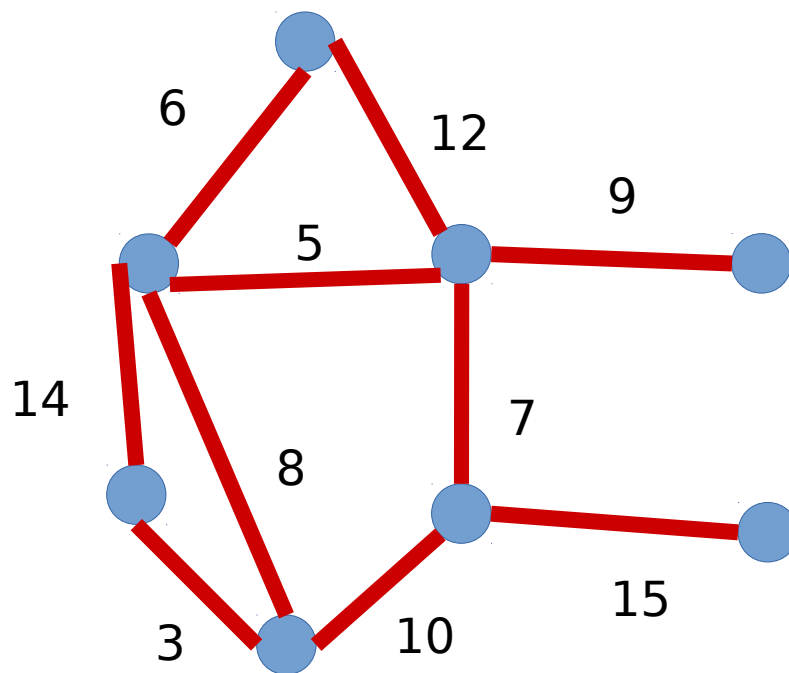
选择连接 **A** 和  $V-A$  的边中，权值最小的边  $e'$ ，执行  $A=A+\{e'\}$ 。

(**A** 理解为因为 **A** 而连通的顶点集，另外， $A+\{e'\}$  后 **A** 仍然保持为连通的。)

3. 返回 **A**。

时间复杂度： $O(m+n\log n)$ 。

~~每次寻找  $e'$  的平摊时间为  $O(\log n)$ 。~~



# Any question?

## Applications:

Electronic circuit designs often need to make the ***pins*** of several components ***electrically equivalent*** by wiring them together.

