图的连通性

离散数学—图论初步

南京大学计算机科学与技术系

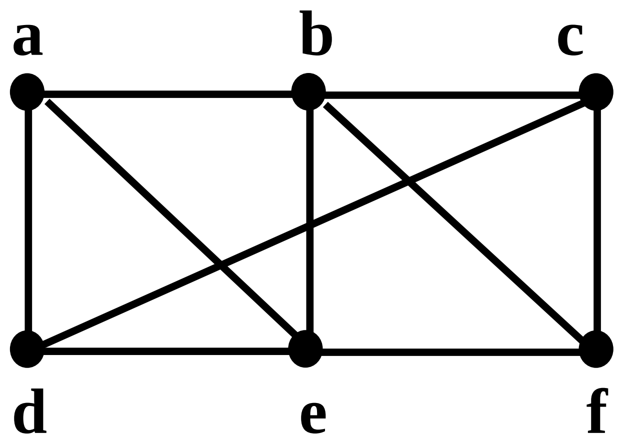
内容提要

- 通路与回路
- 通路与同构
- 无向图的连通性
  - 连通度
  - 2-连通图
- 有向图的连通性
  - 无向图的定向

通路的定义

- 定义：图G中从v_0到v_n的长度为n的通路是G的n条边$e_1, \ldots, e_n$的序列，满足下列性质
  - 存在$v_i \in V$ $(1<i<n)$, 使得v_{i-1}和v_i是e_i的两个端点 $(1 \le i \le n)$。
- 相关点
  - 回路：起点与终点相同，长度大于0。
  - 不必区分多重边时，可以用相应顶点的序列表示通路。
  - 长度为0的通路由单个顶点组成。
  - 简单通路： 边不重复，即，$\forall i, j, i \neq j \Rightarrow e_i \neq e_j$

通路（举例）

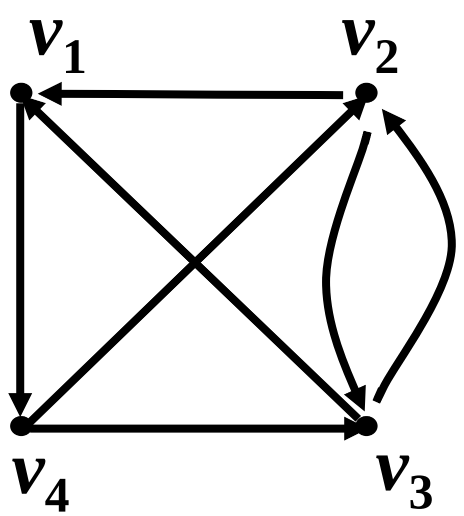


- 简单通路：a, d, c, f, e。 长度为4。
- 回路：b, c, f, e, b。长度为4。
- 通路：a, b, e, d, a, b。 长度为5。
- 不是通路：d, e, c, b。

通路的定义（有向图）

- 定义：有向图G中从v_0到v_n的长度为n的通路是G的n条边e_1,…, e_n的序列，满足下列性质
  - 存在$v_i \in V$ (1<i<n), 使得v_{i-1}和v_i分别是e_i的起点和终点 (1≤i≤n)。
- 相关点
  - 回路：起点与终点相同，长度大于0。
  - 不必区分多重边时，可以用相应顶点的序列表示通路。
  - 长度为0的通路由单个顶点组成。
  - 简单通路：边不重复，即，$\forall i, j, i \neq j \Rightarrow e_i \neq e_j$

通路（举例）

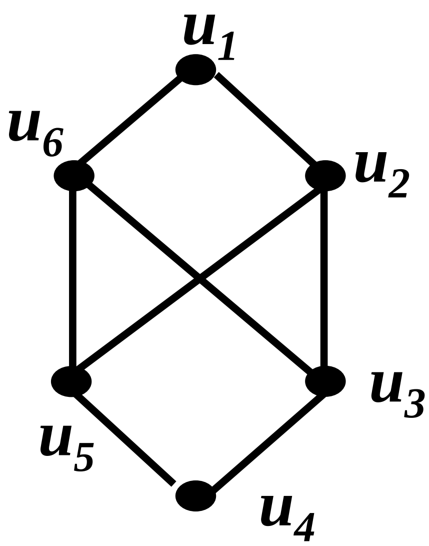


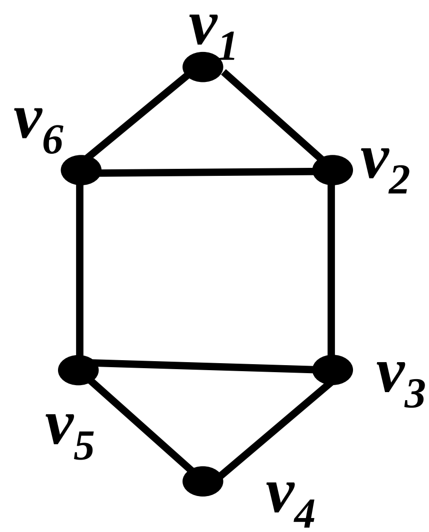
- 简单通路：v_1, v_4, v_2, v_3。 长度为3。
- 回路： v_2, v_1, v_4, v_2。长度为3。
- 通路： $v_2, v_3, v_1, v_4, v_2, v_3$ 。 长度为5。

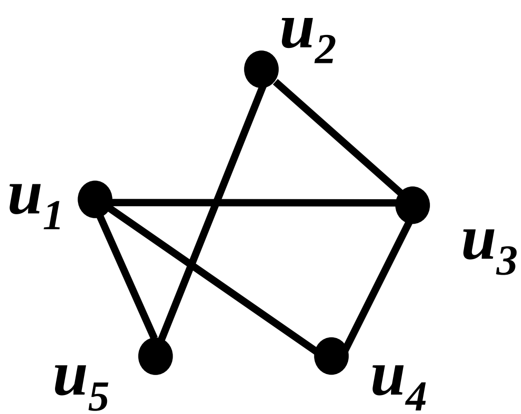
通路与同构

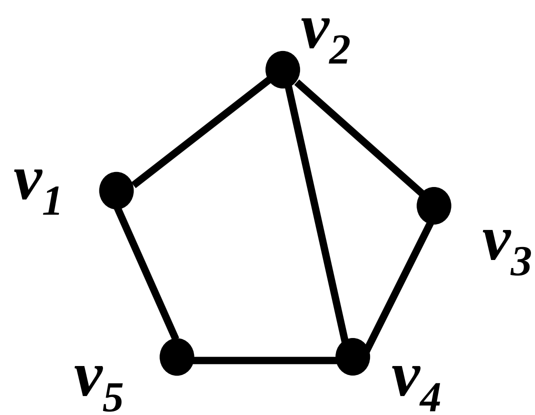
- 设图G的邻接矩阵为A
  - $(A^k)_{i,j}$: v_i到v_j的长度为k的通路个数
  - $(A^k)_{i,i}$: 经过v_i的长度为k的回路个数
- 同构图的不变量：长度为k的回路的存在性。
  - $B=U\cdot A\cdot U^{-1} \rightarrow B^k=U\cdot A^k\cdot U^{-1}$（对角线元素之和相等？）

通路与同构



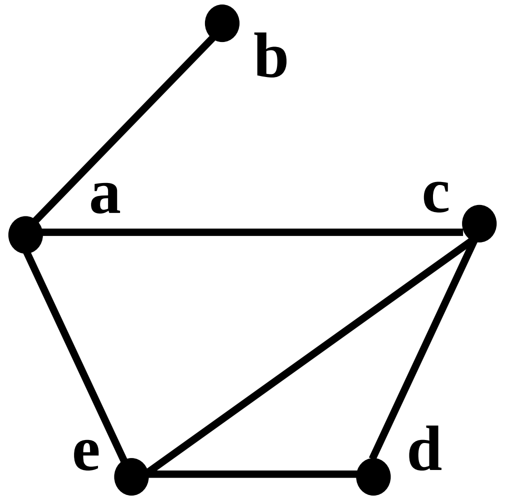




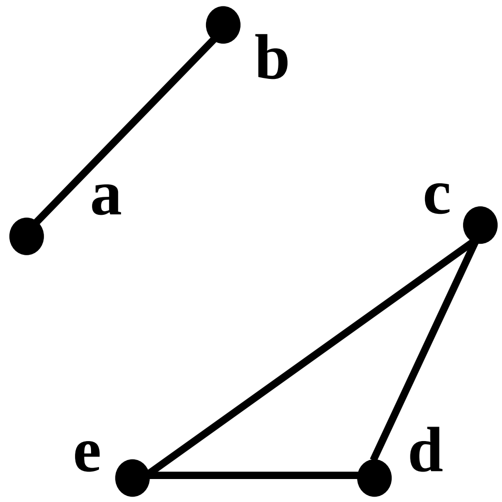


无向图的连通性

- 定义：无向图G称为是连通的，如果G中任意两个不同顶点之间都有通路。



G_1



G_2

连通分支

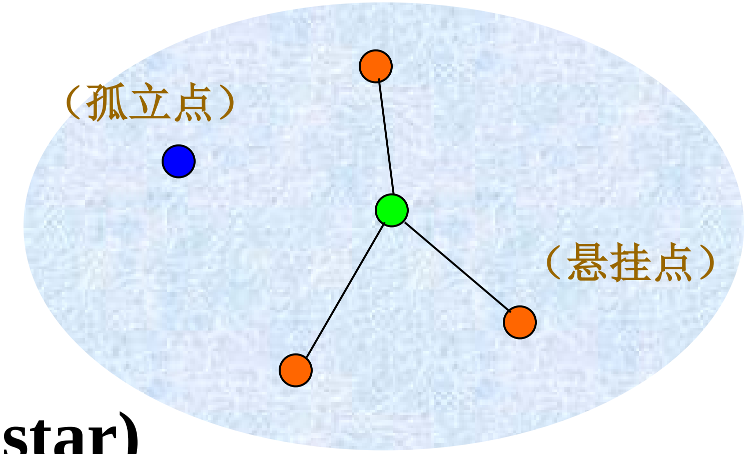
- 连通分支
  - 极大连通子图
- 每个无向图是若干个互不相交的连通分支的并。
  - “顶点之间存在通路”是一个等价关系，任一等价类上的导出子图即为一个连通分支。
- 若图G中存在从u到v的通路，则一定有从u到v的简单通路。
  - 证明：最短通路必是简单的，事实上，它没有重复顶点。

点的删除与连通分支数量的增减

- p(G-v)(其中v是G中任意一个顶点)的情况比较复杂

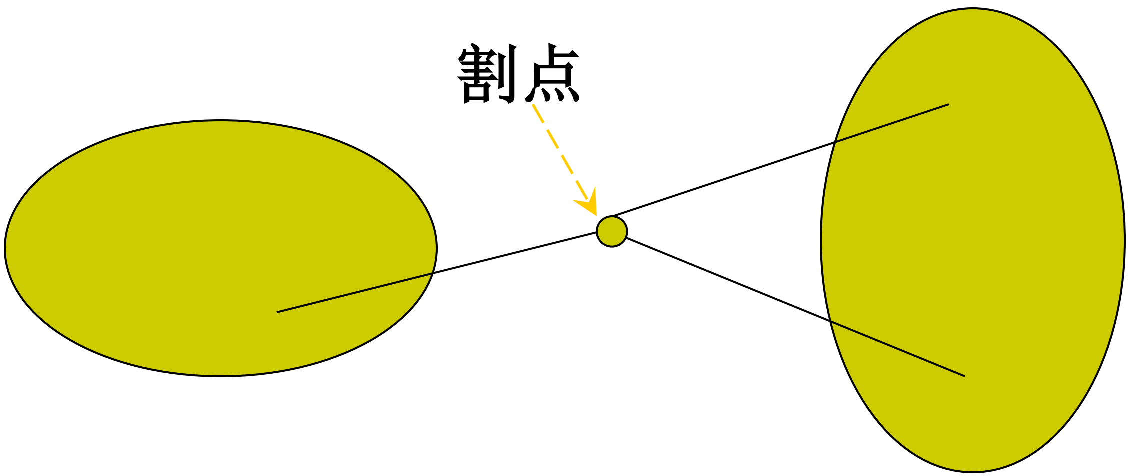
（注意：删除顶点意味着同时删除该点关联的边）

- 可能会……
  - 减少 (删除孤立点)
  - 不变 (例如：删除悬挂点)
  - 增加任意有限多个 (例如：star)



割点

- 定义：G是图, $v \in V_G$, 若$p(G-v)>p(G)$, 则称v是**割点**



(注意：只需考虑割点所在的连通分支，以下讨论不妨只考虑连通图)

关于割点的三个等价命题

- 以下三个命题等价：

(1) v是割点。

(2) 存在V-{v}的分划{V_1, V_2}, 使∀u∈V_1, w∈V_2, uw-通路均包含v。

(3) 存在顶点u,w(u≠v, w≠v)，使得任意的uw-通路均包含v。

- 证明：

(1)⇒(2): ∵v是割点，G-v至少存在两个连通分支，设其中一个的顶点集是V_1。令V_2=V-(V_1∪{v}), 则∀u∈V_1，w∈V_2，u,w一定在G-v的不同的连通分支中。∴在G中，任何uw-通路必含v。

(2)⇒(3): 注意：(3)是(2)的特例。

(3)⇒(1): 显然，在G-v中已不可能还有uw-通路，∴G-v不连通，∴v是割点。

边的删除与连通分支数量的增加

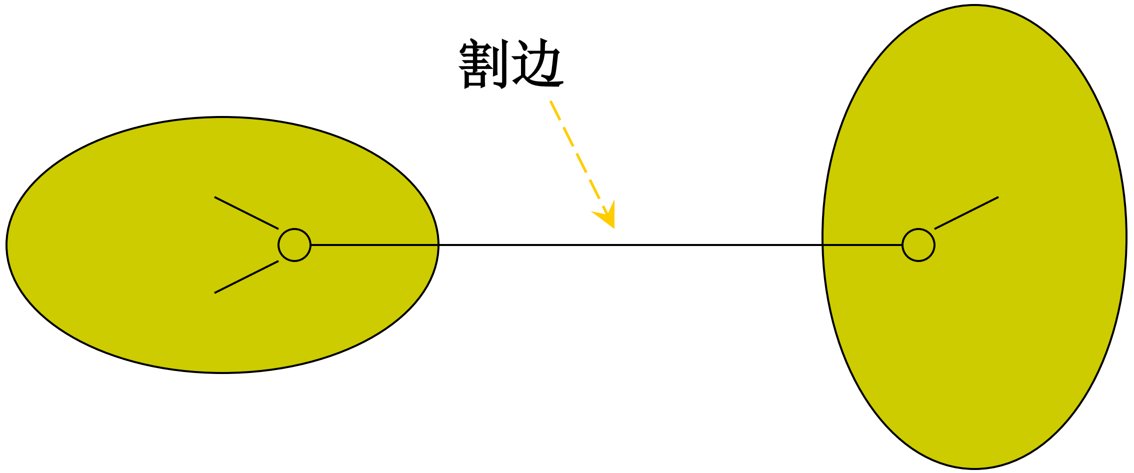
- 设p(G)表示图G中连通分支数，则：

  p(G)≤ p(G-e) ≤ p(G)+1， 其中e是G中任意一条边

  - 第一个“不大于”显然成立(删除e只会影响e所在的那一个连通分支)。
  - 第二个“不大于”成立: 注意在图中任意两点之间加一条边，最多只能将*两个*连通分支连成一个。

割边

- 定义：设G是图，$e \in E_G$，若$p(G-e)>p(G)$，则称e是G中的*割边*。



(注意：只需考虑割边所在的连通分支，以下讨论不妨只考虑连通图)

割边与回路

- e是割边当且仅当e不在G的任一简单回路上。(注意：割点没有相应结论)
  - 证明：

⇒: 假设C是包含e=xy的初级回路，令C-e=P，P是不含e的xy-路径。对G中任意顶点u,v, 若uv-通路中不含e, 则该通路也是G-e中的uv-通路；若uv-通路中含e，则将所有的e均替换为P，得到G-e中的uv-通路，∴G-e仍连通，与e是割边矛盾。

⇐: 假设e=xy不是割边。则G-e仍连通，设P是G-e中的xy-路径，P中不含e, 则：P+e是G中的简单回路，矛盾。

有关割边的四个等价命题

- 以下四个命题等价：

  (1) e是割边。

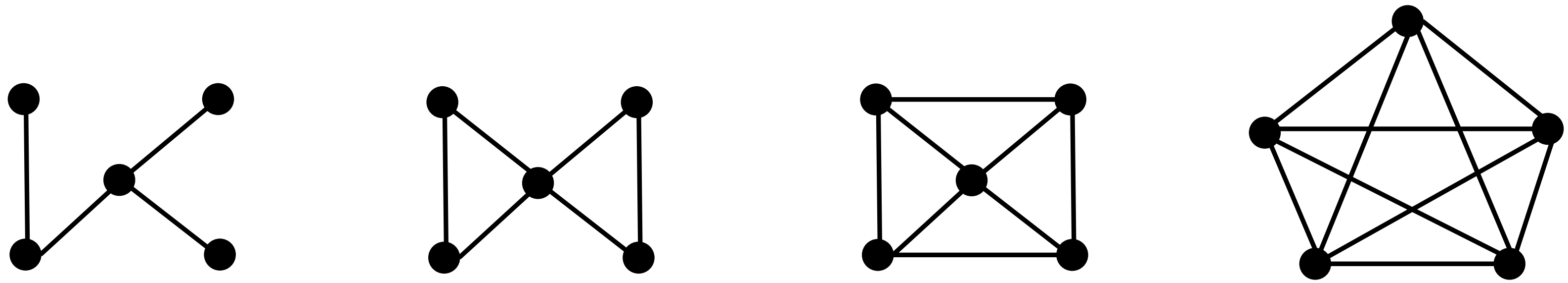
  (2) e不在G的任一简单回路上。(注意：割点没有相应结论)

  (3) 存在V的分划{V_1, V_2}, 使得$\forall u \in V_1$, $w \in V_2$, uw-通路均包含e。

  (4) 存在顶点u,w，使得任意的uw-通路均包含e。

连通图“连接的牢度”不一样

- 图G_1中删除任意一条边都不连通了。
- 图G_2则至少删除两条边，或删除中间那个顶点，才不连通。
- 图G_3删除任意一个点依然连通。
- 图G_4至少要删除四条边才可能不连通，且不可能通过删除顶点使其不连通。



G_1 G_2 G_3 G_4

图的(点)连通度

(注意：若G是顶点数不少于2的非完全连通图，删除*足够数量*的点一定能使图成为不连通图或者平凡图。)

- 定义：使非平凡连通图G成为*不连通图或者平凡图*需要删除的*最少*顶点数称为图G的***(点)连通度***，记为κ(G)。

(注意：这不意味着任意删除κ(G)个点就一定会使该图不连通)

- 约定：不连通图或平凡图的连通度为0，而$\kappa(K_n)=n-1$
  - 若图G的连通度*不小于*k, 则称G是**k-连通图**;

(*k*-连通图，即 κ(G)≥k：删除少于k个顶点，它依然连通。)

(κ(G)=k： k-连通图，且有*k*个顶点，删除它们就不连通。)

图的边连通度

(注意：若G是顶点数不少于2的非完全连通图，删除*足够数量*的边一定能使图成为不连通图。)

- 类似地，使非平凡连通图G成为*不连通图*需要删除的*最少*边数称为图G的*边连通度*。记为λ(G)。 **(注意：这不意味着任意删除λ(G)个边就一定会使该图不连通)**

约定：不连通图或平凡图的边连通度为0，而$\lambda(K_n)=n-1$

若图G的边连通度*不小于k*，则称G是**k-边连通图**。

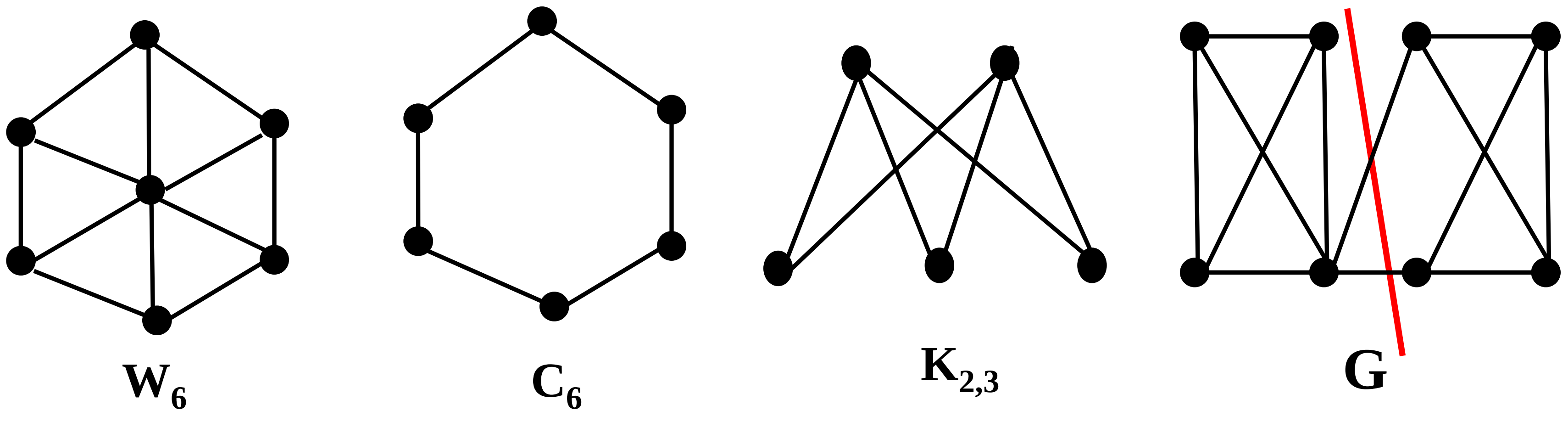
(k-边连通图，即 λ(G) ≥k：删除少于k条边，它依然连通。)

(λ(G) =k： k-边连通图，且有k条边，删除它们就不连通。)

关于连通度的例子

- **W_6(轮)：$\kappa=\lambda=3=\delta$**
- **C_6(圈)：$\kappa=\lambda=2=\delta$**
- **$K_{2,3}$(二分完全图)：$\kappa=\lambda=2=\delta$**
- **G：$\kappa=1$，$\lambda=2$，$\delta=3$**

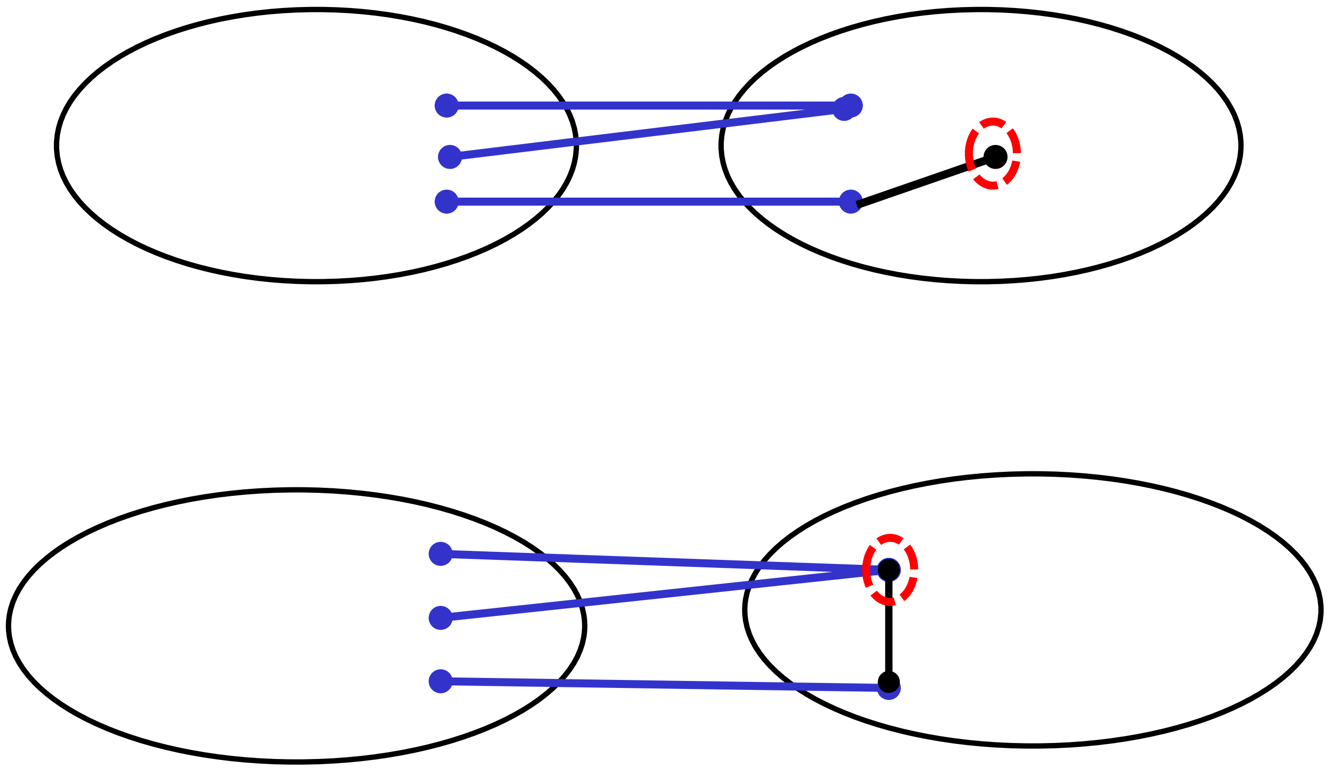
δ表示图中最小顶点度



连通度的上限（续）

- 若图G是非平凡的, 则 $\kappa(G) \leq \lambda(G) \leq \delta(G)$
- 易证$\lambda(G) \leq \delta(G)$。设F为E的极小子集使得G-F不连通，只需证明$\kappa(G) \leq |F|$。
- 若G中存在不与F中的边相关联的点，设为v。令C为G-F中v所在的连通分支。F中的任一边，其两个端点不会都在C中（F的极小性）。C中与F中边相关联的顶点（集合）分隔v与G-C，$\kappa(G) \leq |F|$。

连通度的上限（续）



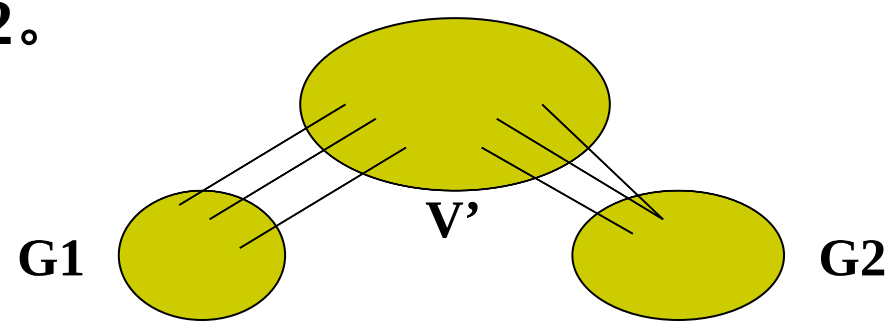
$d_G(v) \le |F|$

连通度的上限（续）

- 若G中的各顶点均和F中的某条边关联。对任意顶点v,令C是G-F中包含v的连通分支。考虑v的任一邻居w。若w在C中，则w必定和F中的某条边关联；若w在G-C中，则边vw属于F。因此，$|N(v)| \leq |F|$, 即$d_G(v) \leq |F|$.
  - 若$V-N(v)-v \neq \Phi$, 则删除N(v)后, v和$V-N(v)-v$不连通,从而$\kappa(G) \leq |F|$。
  - 若$V-N(v)-v=\Phi$,则取其它节点以满足1）的条件。若所有节点均有$V-N(u)-u=\Phi$，则图G为完全图，有$\kappa(G)=\lambda(G)=|G|-1$。

达到连通度上限的图

- 设G是简单图，$|G|=n\geq 3$, 且$\delta_G \geq n-2$, 则$\kappa(G)=\delta_G$
  (注意：任一点最多与一个点不相邻，此时$\lambda(G)$也必为δ_G)
- 证明：设$V' \subseteq V_G$，使得$G-V'$含两个连通分支G_1，G_2，不妨设$|G_1|\leq|G_2|$，则$|G_1|\leq(n-|V'|)/2$。



- $|G_1| \cdot \delta_G \leq \Sigma_{v\in G1} d(v) \leq |G_1| \cdot (|G_1| -1) + |G_1| \cdot |V'|$
- $\delta_G \leq |G_1| -1 + |V'| \leq (n-|V'|)/2 + |V'| -1$
- $2\delta_G \leq n-2 + |V'| \leq \delta_G + |V'|$，所以 $|V'| \geq \delta_G$
- 所以 $\kappa(G) \geq \delta_G$

连通度与点不相交的通路

(现象：对图G中任意两点u,v，如果点不相交的uv-通路有*k*条，显然，要使u,v不连通， 至少须删除*k*个顶点。)

- **Whitney定理：**

图G(|G|≥3)是2-连通图 *当且仅当* G中任意两点被至少2条除端点外顶点不相交的路径所连接。

注意：“G中任意两点被至少2条除端点外顶点不相交的路径所连接”等价于“任意两点均处在同一初级回路中”，此时，G中的任意两条边也一定处在同一初级回路中。

Whitney定理的证明

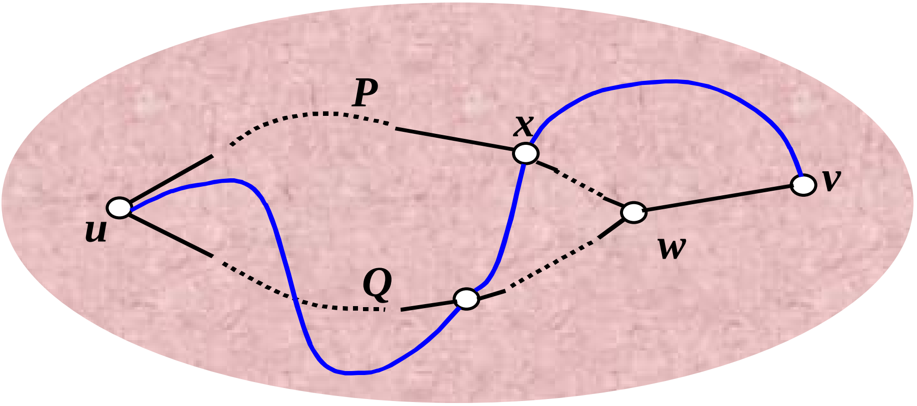
- $\Leftarrow$显然
- $\Rightarrow$:设u,v是图G中的任意两点。下面对距离d(u,v)进行归纳。

当d(u,v)=1, uv$\in E_G$, 因为G是2-连通图，G-uv仍连通，则G中除边uv外，必有另一条不含uv的路径。

假设当d(u,v)<k时，至少存在两条中间点不相交的通路。

若d(u,v)=k, 设u,v间的一条最短路径是u…wv, w是与v相邻的顶点。则d(u,w)<k, 由归纳假设u,w之间存在两条中间点不相交的路径，设为P, Q。因为G是2-连通图，G-w中仍有(不含w的)uv-路径P'，且它一定与P, Q有公共点(u就是一个)。

假设这样的公共点中距离v最近的是x(不妨假设它在P上)，则Q+wv边以及P上的ux-段+P'上的xv-段是u,v之间两条中间点不相交的通路。

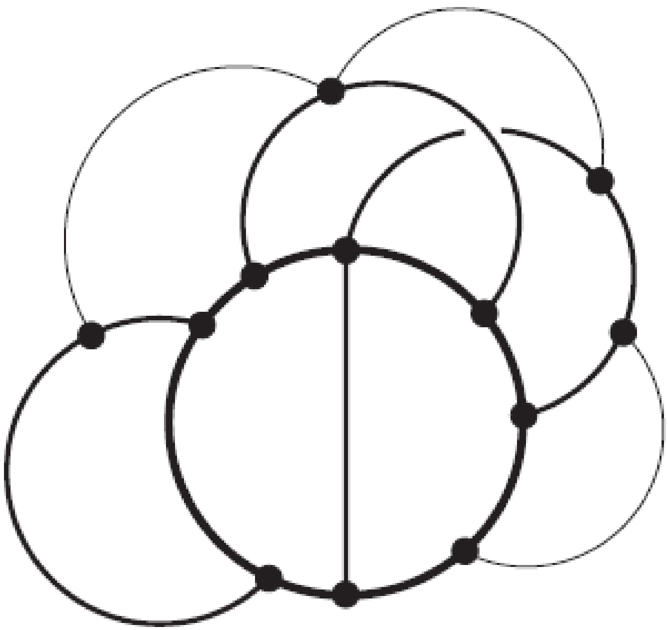


连通性的一般性质

- **Menger定理（Whitney定理的推广）**
  - 图G是*k*-连通图 当且仅当 G中任意两点被至少*k*条除端点外顶点不相交的路径所连接。
  - 图G是*k*-边连通图 当且仅当 G中任意两点被至少*k*条边不相交的路径所连接。

2-连通图

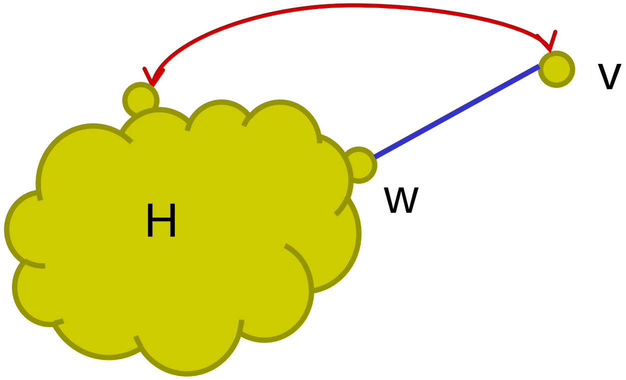
- <u>命题. </u>一个图是2-connected充分必要它是一个回路(cycle), 或者在H(已有的2-connected图)上依次增加H-path.



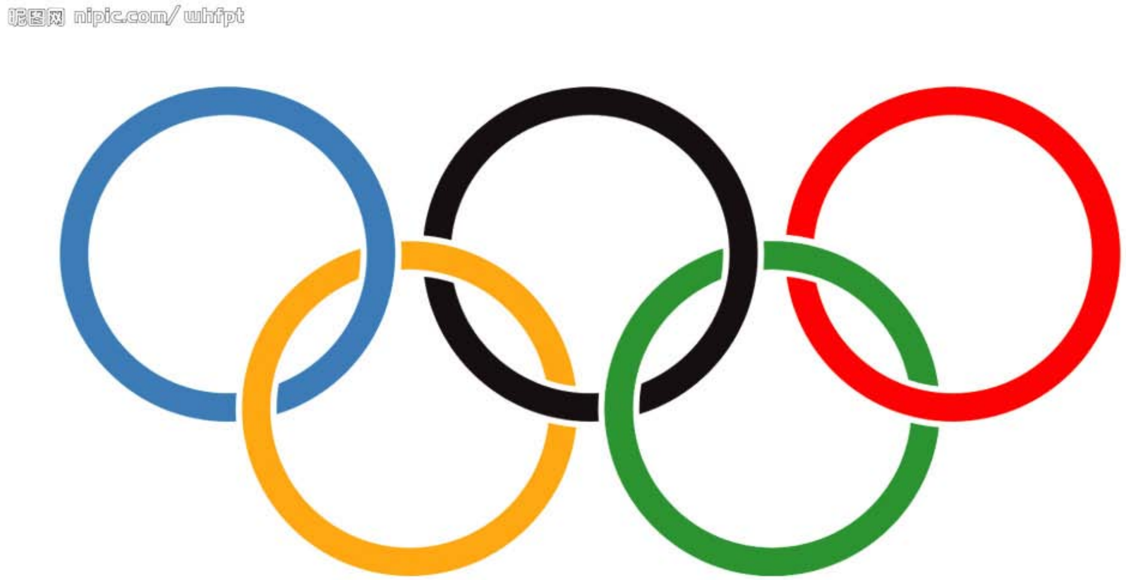
2-连通图

- 证明. 充分条件显然成立. 下证必要条件.

设G是2-connected. G 必包含回路C, 设 H 是包含C, 依次增加H-Path得到的极大子图. H必是G的导出子图. 倘若H $\neq$ G, 则存在v$\in$G-H, w$\in$H, vw$\in$G. G是 2-connected, G-w连通, v到H有路径P, wvP是H-Path, 矛盾.



2-连通图



连通度的应用

- 问题: 将n个计算机连成一个通信网络以共享资源，如果要以最小的代价保证在故障节点少于k个的条件下所有计算机能保持互连，网络应该如何连接?
- 数学模型：找出n个结点的完全图的一个边最少的k-连通子图。

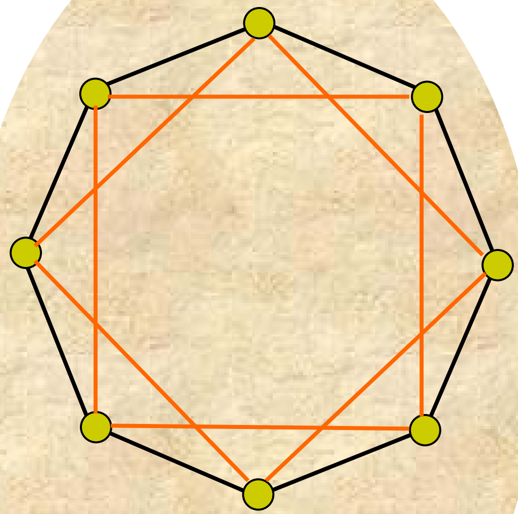
（注意：含n个顶点的k-连通图至少有$nk/2$条边，因为该图中最小顶点度不能小于k）

这个问题的一般形式:

“若G是带权图, 对给定的正整数k, 确定G的最小k-连通生成子图”

被认为是一个NP-完全问题。

Harary的解：$H_{k,n}$



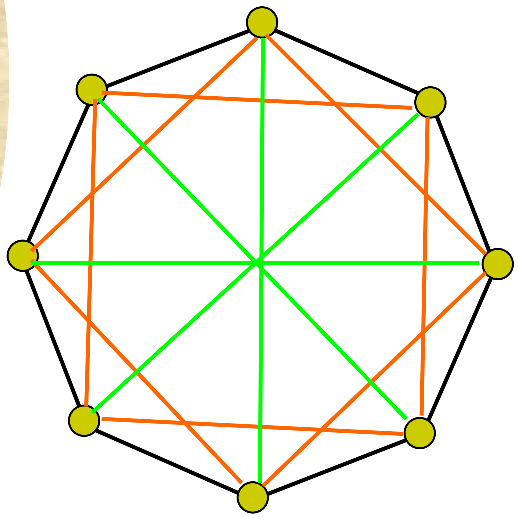
$H_{4,8}$

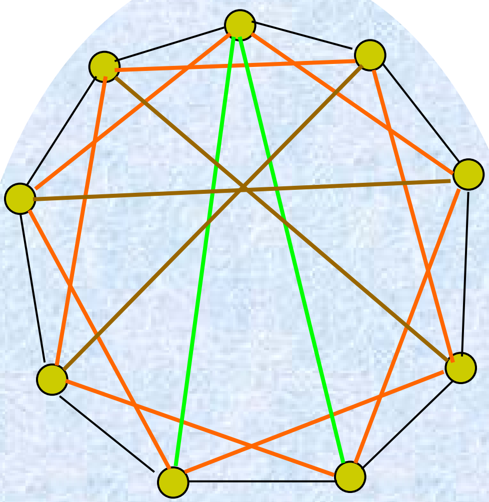
k, n均是偶数

$H_{5,8}$

k是奇数

n是偶数





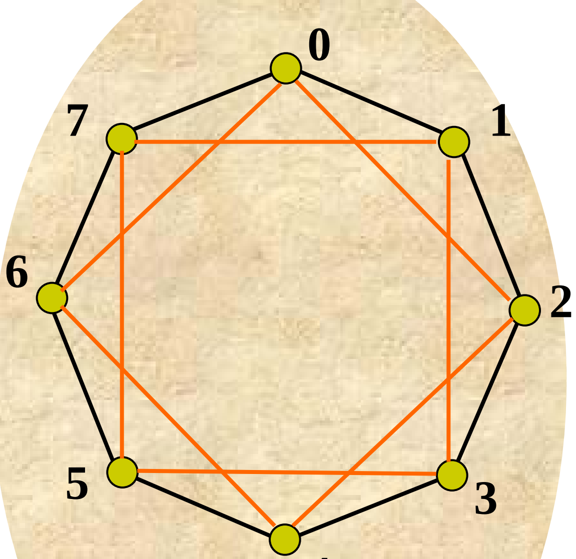
$H_{5,9}$

k是奇数

n也是奇数

证明的思路

以这一较简单的情况为例



$H_{k,n}$

*k,n*均是偶数

1. 前已说明：含*n*个顶点的*k*-连通图至少有*nk*/2条边

2. 左边的解恰好是*nk*/2条边

3. 因此，只须证明，这图是*k*一连通的.

令$k=2r$ (*r*是整数)

对任意顶点*i*, 让它与满足下述条件的顶点*j* 相连：

$$j\geq(i-r) \bmod n \text{ 或 } j\leq(i+r) \bmod n$$

于是，如果两点取模差不大于*r*, 则相连.

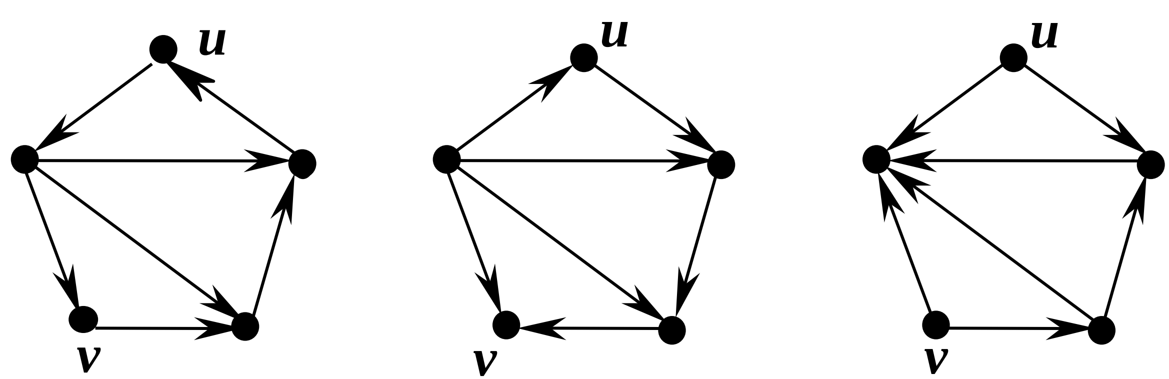
假设从图中删除少于2*r*个顶点（构成子集*V'*），图就不连通了，删除后，顶点*i,j*属不同的分支.

考虑两个子集合(这里的序号对*n* 取模):

$S=\{i,i+1, \ldots, j-1, j\}$; $T=(j, j+1, \ldots, i-1, i\}$。由于*V'*中总点数小于2*r*, 这两集合中至少有一个含*V'*中的点少于*r* 个，则此集合中删除*V'*后仍构成一 *ij*-通路，矛盾。

有向图的连通性

- 若将有向图*D*各边的方向去掉，所得的无向图(称为*D*的*底图*)连通，则*D*称为弱连通有向图。(见下右图: 既无*uv*-, 又无*vu*-有向通路)
- $\forall u,v\in V_D$,*存在一条* (u,v)-有向通路或者(v,u)-有向通路，则*D*称为单连通有向图。 (见下中图: 有*uv*-, 但无*vu*-有向通路)
- $\forall u,v\in V_D$,*均存在* (u,v)-有向通路和(v,u)-有向通路，则*D*称为强连通有向图。 (见下左图)



强连通的充分必要条件

- 有向图D是强连通的当且仅当D中的所有顶点在同一个有向回路上。
  - 证明：

$\Leftarrow$ 显然

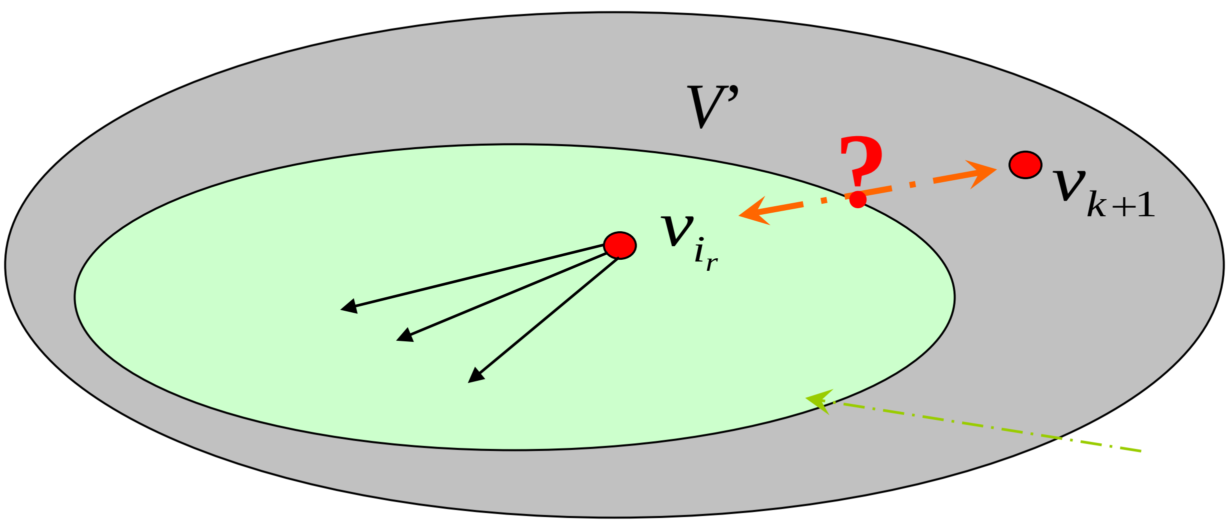
$\Rightarrow$ 设$V_D=\{v_1,v_2,\ldots,v_n\}$，令$\Gamma_i$是$v_i$到$v_{i+1}$的有向通路$(i=1,\ldots,n-1)$，令$\Gamma_n$是$v_n$到$v_1$的有向通路，则$\Gamma_1$，$\Gamma_2,\ldots\Gamma_n$依次连接是包含$D$中一切顶点的回路。

单向连通图中处处可达的顶点

- 若有向图D是单向连通，则$\forall$非空集$V' \subseteq V_D$, $\exists v' \in V'$, 满足v'可达V'中的所有顶点(规定顶点到其自身是可达的)。

  注意：当V'足够小，上述条件一定成立。

- 证明：（注意：按照非空子集的大小进行归纳证明）



单向连通的充分必要条件

- 有向图D是单向连通的当且仅当D中的所有顶点在同一个有向通路上。

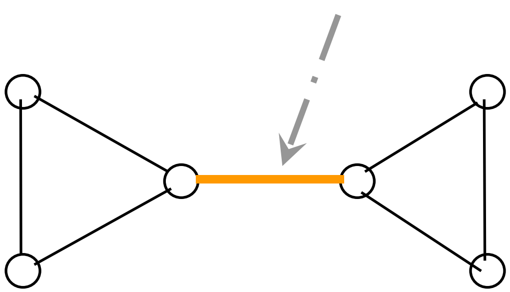
  充分性显然，下面证明必要性

- 设$V_D=\{v_1,v_2,\ldots v_n\}$，令$V_1=V_D$，则$V_1$中存在可达所有顶点的顶点，不妨假设它就是$v_1$，令$V_{i+1}=V_i-\{v_i\}$，其中$i=1,2,\ldots,n-1$；而且诸$V_i$中均有可达该子集中所有顶点的顶点(不妨假设其就是$v_i$)，于是：将诸$v_iv_{i+1}$-通路连接起来即包含$D$中所有顶点的有向通路。

无向图的边定向

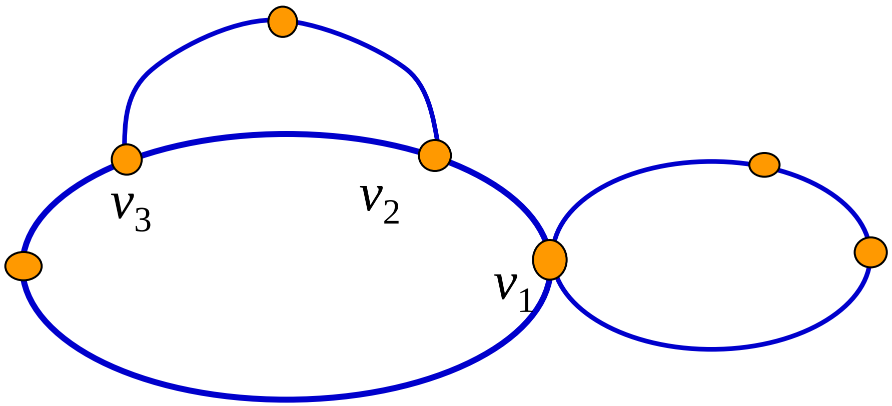
问题：何种道路网可以用规定单行道的办法来改善交通？

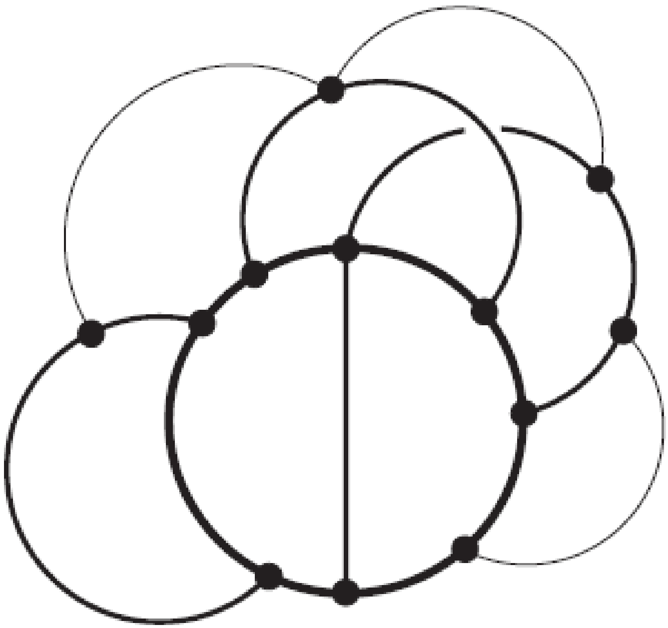
- 在图模型中，该问题表述为：什么样的无向图*G*可通过边定向成强连通有向图．
  - 显然*G*中不能有割边，否则定向后，割边端点之间不能双向可达。



因此，*G*的“2-边连通”是个**必要**条件，但它是否也是**充分**条件呢？

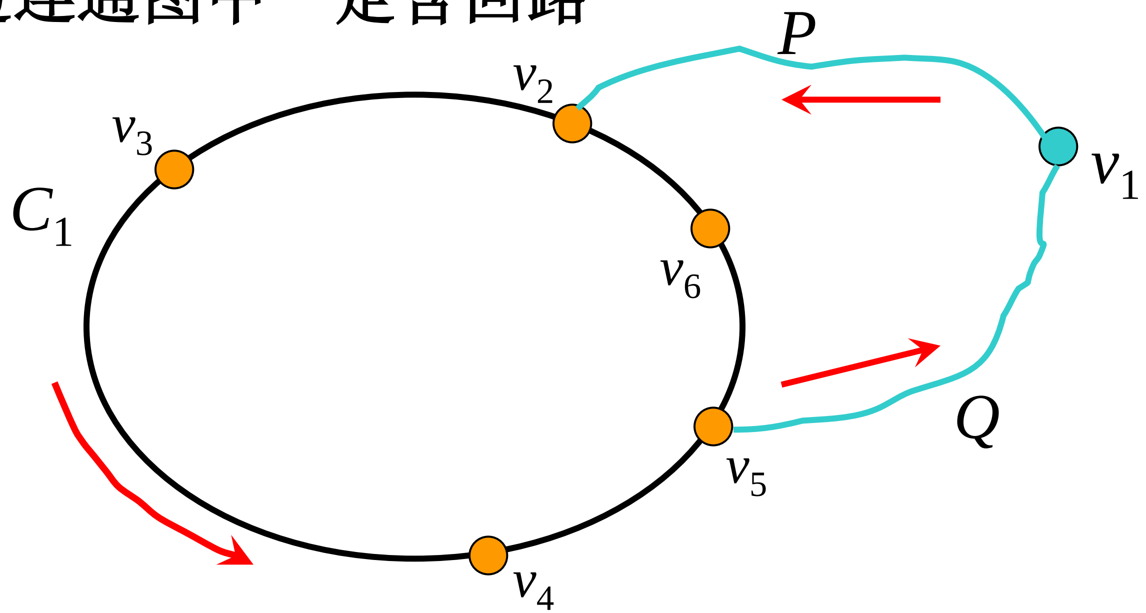
2-边连通与2-连通（无向图）





2-边连通无向图的边定向

2-边连通图中一定含回路



构作有向通路$C_2=C_1+QP$,..., 总会得到包括图中所有点的强连通有向图。仍未包括的边可以任意定向。

无向图边定向算法

- 输入：无环2-边连通无向图G（设$V_G=\{v_1,v_2,\ldots,v_n\}$）
- 输出：以G为底图的强连通有向图
- 过程：

(1) 令$V_1=\{v_1\}$, i=1。

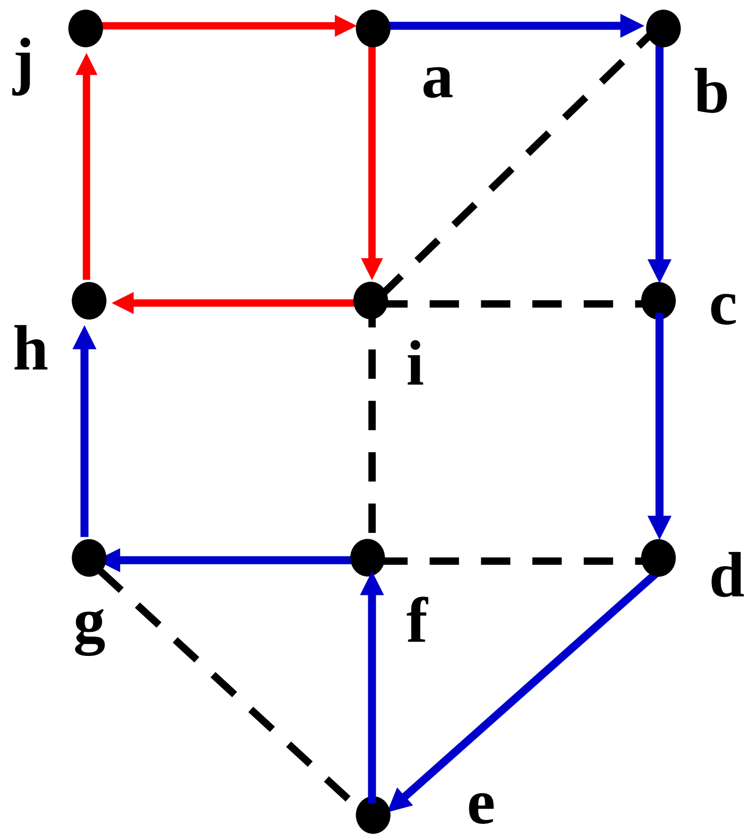
(2) 若$V_i=V_G$, 对未定向边任意定向，算法结束。否则转3。

(3) 取边 $v_{i_0}v_{i_1}$，使得 $v_{i_0}\in V_i, v_{i_1}\in V_G-V_i$ (一定可取到所要的边)。从 $v_{i_0}v_{i_1}$ 开始找一条初级通路或回路，满足始点和终点在V_i中，而中间点均在V_G-V_i中，加方向使之成为有向通路。

(4) $V_{i+1}=V_i\cup\{$上述通路或回路中所有中间点$\}$, 转2。

无向图边定向算法(续)

- 算法的例子



作业

- 教材[9.4]
  - p. 485：12, 20, 53, 56
- 补充
  - 试找出一个图G，满足： $\delta=n-3$, 而$\kappa(G)<\delta$。

    【已知：若G是简单图，$|G|=n\geq 3$, 且$\delta_G\geq n-2$, 则$\kappa(G)=\delta_G$】
  - G是2-边连通图 当且仅当 G中任意两个顶点之间至少有两条不含公共边的通路。
  - 若G是*k*-边连通图，从G中任意删除*k*条边，最多得到2个连通分支。