

Теория графов. Глава 4. Связность.

Д. В. Карпов

2025

Точки сочленения и блоки в связном графе

В этом разделе G — связный граф.

Определение

1) Вершина $a \in V(G)$ называется *точкой сочленения*, если граф $G - a$ несвязен.

2) *Блоком* называется любой максимальный по включению подграф графа G , не имеющий точек сочленения.

- В силу максимальной, блок графа G является индуцированным подграфом графа G на своем множестве вершин.
- Любой подграф без точек сочленения H графа G входит хотя бы в один блок (так как H можно дополнить до максимального подграфа без точек сочленения).

Определение

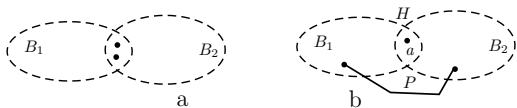
Блоки и точки сочленения несвязного графа — это блоки и точки сочленения его компонент.

- Далее мы будем рассматривать только связные графы.

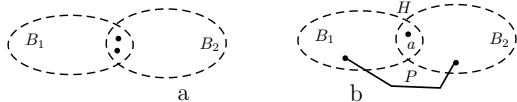
Лемма 1

Пусть B_1 и B_2 — два разных блока графа G , причём $V(B_1) \cap V(B_2) \neq \emptyset$. Тогда $V(B_1) \cap V(B_2)$ состоит из точки сочленения a графа G , причем a — единственная точка сочленения, отделяющая B_1 от B_2 .

Доказательство. • Пусть $|V(B_1) \cap V(B_2)| \geq 2$. Тогда для любой вершины $x \in V(B_1 \cup B_2)$ граф $B_1 \cup B_2 - x$ связан (см. рис. а). Следовательно, $B_1 \cup B_2$ содержится в блоке B графа G , а B_1 является собственным подграфом B , что противоречит максимальнойности B_1 .



• Далее пусть $V(B_1) \cap V(B_2) = \{a\}$. Так как a — общая вершина блоков B_1 и B_2 , отделить B_1 от B_2 в графе G может только a .



- Если a не отделяет B_1 от B_2 в графе G , то в $G - a$ есть $V(B_1)V(B_2)$ -путь P (см. рис. b).
- Пусть $H = B_1 \cup B_2 \cup P$. Граф $H - x$ связан для любой вершины $x \in V(H)$. Поэтому H содержится в одном блоке B графа G , а блок B_1 — собственный подграф B , противоречие.
- Итак, a — единственная вершина, которая отделяет B_1 от B_2 в графе G . Следовательно, граф $G - a$ несвязен, то есть a — точка сочленения G . □

- По Лемме 1 любой подграф без точек сочленения H графа G с $v(H) > 1$ входит ровно в один блок. В частности, любое ребро графа входит ровно в один блок.
- Если у связного графа G хотя бы две вершины, то каждая его вершина смежна хотя бы с одной другой вершиной. Следовательно, любой блок графа G содержит хотя бы две вершины.

Определение

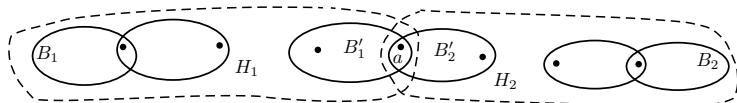
- Построим граф $B(G)$, вершины которого соответствуют всем точкам сочленения a_1, \dots, a_n графа G и всем его блокам B_1, \dots, B_m (мы будем обозначать эти вершины так же, как и блоки). Вершины a_i и B_j будут смежны, если $a_i \in V(B_j)$. Других рёбер в этом графе нет.
- Граф $B(G)$ называется *деревом блоков и точек сочленения* графа G .

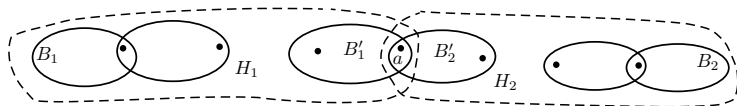
Лемма 2

Пусть B_1 и B_2 — два разных блока графа G , а P — путь между ними в графе $B(G)$. Тогда точки сочленения графа G , отделяющие B_1 от B_2 — это в точности те точки сочленения, что лежат на пути P . Остальные точки сочленения не разделяют даже объединение блоков пути P .

Доказательство. • Пусть x — точка сочленения графа G , не лежащая на пути P , а H — объединение всех блоков пути P .

• Для любого блока B пути P граф $B - x$ связан. Если B — не B_1 и не B_2 , то в нем можно пройти между двумя точками сочленения, входящими в P (эти точки отличны от x). Поэтому $H - x$ — связный граф.





- Пусть a — точка сочленения, лежащая на P , и она входит в блоки B'_1 и B'_2 пути P (см. рисунок).
- Обозначим через H_1 объединение всех блоков, лежащих на пути P от B_1 до a , а через H_2 — объединение всех блоков, лежащих на пути P от a до B_2 .
- По доказанному выше, a не разделяет ни один из графов H_1 и H_2 .
- С другой стороны, по Лемме 1 точка сочленения a отделяет блок B'_1 от блока B'_2 , а значит, a отделяет H_1 от H_2 и, в частности, B_1 от B_2 . □

Теорема 1

1) *Дерево блоков и точек сочленения связного графа G — это действительно дерево, все листья которого соответствуют блокам.*

2) *Точка сочленения a разделяет два блока B_1 и B_2 в графе G , если и только если a разделяет B_1 и B_2 в $B(G)$.*

Доказательство. 1)

$B(G)$ — связный граф.

- Для любых двух вершин $B(G)$ (не важно, блоков или точек сочленения) рассмотрим путь Q в G между ними.
- Путь Q перестраивается в путь в $B(G)$ так:
 - участок пути Q , проходящий по одному блоку графа G , заменяем на соответствующую блоку вершину в $B(G)$;
 - переход Q между различными блоками по лемме 1 осуществляется через их общую точку сочленения — вершину $B(G)$.

- Предположим, что в $B(G)$ есть простой цикл Z и рассмотрим подграф H — объединение всех блоков этого цикла.
- Между любыми двумя входящими в Z блоками есть два независимых пути в $B(G)$.
- По Лемме 2 граф H не имеет точек сочленения (они должны бы были лежать на двух путях без общих внутренних точек).
- Следовательно, существует блок B , содержащий H , а все (хотя бы два) блока цикла Z — собственные подграфы B , что невозможно.
- Таким образом, $B(G)$ — дерево.
- Если лист $B(G)$ соответствует точке сочленения a , то по Лемме 2 граф $G - a$ связан, противоречие.

2) В дереве $B(G)$ есть единственный путь между B_1 и B_2 . По лемме 2 в точности точки сочленения с этого пути отделяют B_1 от B_2 в графе G . □

Определение

- 1) Назовем блок B *крайним*, если он соответствует висячей вершине дерева блоков и точек сочленения.
- 2) *Внутренность* $\text{Int}(B)$ блока B — это множество всех его вершин, не являющихся точками сочленения в графе G .

- Нетрудно понять, что блок недвусвязного графа G является крайним тогда и только тогда, когда он содержит ровно одну точку сочленения.
- Внутренность некрайнего блока может быть пустой. Внутренность крайнего блока всегда непуста.
- Если у связного графа G есть точки сочленения, то он имеет хотя бы два крайних блока.
- Если B — блок графа G , а $x \in \text{Int}(B)$, то граф $G - x$ связан.

Лемма 3

Пусть B — крайний блок связного графа G , а $G' = G - \text{Int}(B)$. Тогда граф G' связан, а блоки G' — это все блоки G , кроме B .

Доказательство.

- Пусть $a \in V(B)$ — точка сочленения, отсекающая крайний блок B от остального графа. Тогда $\text{Int}(B)$ — это одна из компонент связности графа $G - a$, откуда очевидно следует связность графа G' .
- Все отличные от B блоки графа G являются подграфами G' , не имеют точек сочленения и являются максимальными подграфами G' с таким свойством (они были максимальными даже в G). Следовательно, все они — блоки графа G' .
- Пусть B' — блок графа G' . Очевидно, $v(G') \geq 2$, поэтому B' содержит хотя бы одно ребро e , которое в графе G лежит в некотором блоке $B^* \neq B$. Теперь очевидно, что $B^* = B'$.

Разрез графа G по точке сочленения a .

- Пусть U_1, \dots, U_k — все компоненты связности графа $G - a$, а $G_i = G(U_i \cup \{a\})$. Разрежем граф G на графы G_1, \dots, G_k .

Лемма 4

- 1) Пусть $b \in U_i$. Тогда b разделяет вершины $x, y \in U_i$ в G_i , если и только если b разделяет их в G .
- 2) Все точки сочленения графов G_1, \dots, G_k — это в точности все точки сочленения графа G , кроме a .

Доказательство. 1) \Leftarrow . Если в $G - b$ нет x - y -пути, то его, очевидно, нет и в $G_i - b$.

\Rightarrow . Наоборот, пусть x и y лежат в разных компонентах связности графа $G_i - b$. Не умаляя общности можно считать, что компонента связности $W \ni x$ не содержит a . Тогда W — компонента связности графа $G - b$, то есть, и в этом графе нет x - y -пути.

Доказательство пункта 2 леммы 4 • Так как $G_i - a$ — компонента графа $G - a$, вершина a не является точкой сочленения ни в одном из графов G_1, \dots, G_k .

- Любая другая точка сочленения графа G лежит ровно в одном из графов G_1, \dots, G_k и является в нем точкой сочленения по пункту 1.

- Также из пункта 1 следует, что других точек сочленения в графах G_1, \dots, G_k нет. □

Алгоритм разбиения связного графа на блоки

- Выберем точку сочленения a и разрежем по ней G — заменим граф G на полученные при этом графы G_1, \dots, G_k .

- Каждым следующим шагом мы будем брать один из имеющихся графов, выбирать в нем точку сочленения и разрезать его по ней.

- И так далее, пока хотя бы один из полученных графов имеет точку сочленения.

Теорема 2

В результате описанного выше алгоритма разрезания графа по точкам сочленения вне зависимости от порядка действий получатся блоки графа G .

Доказательство.

- По Лемме 4 мы вне зависимости от порядка действий проведем разрезы по всем точкам сочленения графа G и только по ним.
- Пусть B — блок графа G . Тогда в графе G множество $V(B)$ не было разделено ни одной из точек сочленения. Значит, по пункту 1 Леммы 4 множество $V(B)$ не было разрезано при нашем алгоритме.
- Так как в результате алгоритма получились индуцированные подграфы графа G , один из них — скажем, H — является надграфом B .
- Если $H \neq B$, то рассмотрим вершину $c \in V(H) \setminus V(B)$. В графе G существует точка сочленения a , отделяющая c от $V(B)$. Тогда в силу Леммы 4 при разрезе по a вершина c была отделена от блока B , противоречие. □

Рекурсивный алгоритм построения дерева блоков и точек сочленения

- Выберем точку сочленения a и разрежем по ней G — заменим граф G на полученные при этом графы G_1, \dots, G_k .
- В каждом из графов G_1, \dots, G_k построим деревья блоков и точек сочленения. Пусть, скажем, $B(G_i) = T_i$.
- В графе G_i по Лемме 4 вершина a не является точкой сочленения.
- Значит, по Лемме 1 в G_i есть единственный блок B_i , содержащий a .
- Построим дерево $B(G)$, присоединив к точке a деревья T_1, \dots, T_k (дерево T_i присоединяем ребром aB_i).

Теорема 3

В результате описанного выше алгоритма будет построено дерево блоков и точек сочленения графа G .

Доказательство. • В качестве **базы построения** отметим, что граф без точек сочленения является своим единственным блоком и его дерево блоков и точек сочленения тривиально.

Шаг построения.

- Точка сочленения a должна быть соединена в точности с теми блоками графа G , которые ее содержат.
- Из алгоритма разбиения графа на блоки следует, что это в точности блоки B_1, \dots, B_k .
- Любая другая точка сочленения b попала в одну из частей при разрезе графа G по a — скажем, в G_1 .
- Тогда все блоки графа G , содержащие b , лежат в G_1 и являются блоками графа G_1 (это следует из алгоритма разбиения на блоки уже графа G_1).
- Следовательно, b соединена в T_1 (а значит, и в построенном нами объединенном дереве блоков) в точности с теми блоками, с которыми b должна быть соединена в $B(G)$. □

- Из алгоритма построения дерева блоков и точек сочленения можно вывести его свойства (в частности, то, что это дерево и все его листья соответствуют блокам).
- Более того, из алгоритма понятно, что каждая точка сочленения a разделяет блоки в $B(G)$, если и только если она их разделяет в G , а $d_{B(G)}(a)$ равняется числу компонент связности графа $G - a$.

Определение

Граф G является **двусвязным**, если $v(G) \geq 3$ и граф не имеет точек сочленения.

- Блок связного графа, имеющий более двух вершин — двусвязный граф.

Теорема 4

Пусть G — двусвязный граф, $n_1, n_2 \in \mathbb{N}$, $v(G) = n_1 + n_2$. Тогда $G = G_1 \cup G_2$, где $v(G_1) = n_1$, $v(G_2) = n_2$ и оба графа G_1 и G_2 связные.

Доказательство. • Индукция по n_1 .

- **База** $n_1 = 1$ очевидна: пусть G_1 состоит из одной вершины v_1 , тогда граф $G_2 := G - v_1$ связан, так как G не имеет точек сочленения.
- **Переход** $n_1 \rightarrow n_1 + 1$. В этом случае $n_2 := v(G_2) \geq 2$.
- Пусть B — крайний блок G_2 , а a — единственная входящая в B точка сочленения. (если G_2 не имеет точек сочленения, то $B = G_2$, а — любая вершина B).

- В $B - a$ есть вершина x , смежная с $V(G_1)$ (иначе a отделяет G_1 от $B - a$ в графе G , то есть, является точкой сочленения, которых нет).
- Тогда x — не точка сочленения графа G_2 . Значит, $G'_2 := G_2 - x$ связан и $v(G'_2) = n_2 - 1$.
- Так как x смежна с G_1 , граф G'_1 , полученный из G_1 добавлением x и всех ребер графа G от x к G_1 , связан.
- $v(G'_1) = n_1 + 1$. □

Разделяющие множества

Определение. Пусть $X, Y \subset V(G)$, $R \subset V(G) \cup E(G)$.

1) Назовем множество R *разделяющим*, если граф $G - R$ несвязен.

2) Пусть $X \not\subset R$, $Y \not\subset R$. Будем говорить, что R *разделяет* множества X и Y (или, что то же самое, *отделяет* множества X и Y друг от друга), если никакие две вершины $v_x \in X$ и $v_y \in Y$ не лежат в одной компоненте связности графа $G - R$.

- Любой неполный граф имеет *вершинное* разделяющее множество (состоящее только из вершин).
- Любой граф более чем из одной вершины имеет *реберное* разделяющее множество (состоящее только из ребер).

Определение. Граф G является *k-связным*, если $v(G) \geq k + 1$ и минимальное вершинное разделяющее множество в графе G содержит хотя бы k вершин.

Определение

1) Пусть $x, y \in V(G)$ — несмежные вершины. Обозначим через $\kappa_G(x, y)$ размер минимального множества $R \subset V(G)$ такого, что R разделяет x и y . Если x и y смежны, то положим $\kappa_G(x, y) = +\infty$. Назовем $\kappa_G(x, y)$ **СВЯЗНОСТЬЮ** вершин x и y .

2) Пусть $X, Y \subset V(G)$. Обозначим через $\kappa_G(X, Y)$ размер минимального множества $R \subset V(G)$ такого, что R разделяет X и Y . Если такого множества нет, то положим $\kappa_G(X, Y) = +\infty$.

- В k -связном графе G для любых двух множеств вершин $X, Y \subset V(G)$ выполнено $\kappa_G(X, Y) \geq k$.

Теорема Менгера

- Это, безусловно, самое известное утверждение о связности графов. Мы докажем теорему Менгера и некоторые родственные ей факты. Возможно, это не совсем справедливо, но на все эти утверждения, как правило, ссылаются одинаково — как на теорему Менгера.
- Мы докажем теорему Менгера в чуть более общей формулировке Гёринга (2000 г.).

Теорема 5

(F. Göring, 2000.) Пусть $X, Y \subset V(G)$, $\kappa_G(X, Y) \geq k$, $|X| \geq k$, $|Y| \geq k$. Тогда в графе G существуют k непересекающихся X Y -путей.

Доказательство. • Индукция по количеству вершин в графе. Доказывая утверждение для графа G и пары множеств X, Y , мы будем считать утверждение уже доказанным для всех меньших графов.

База: $V(G) = X \cup Y$.

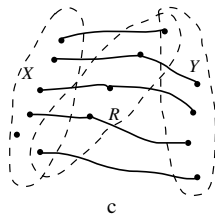
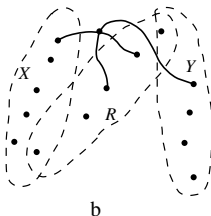
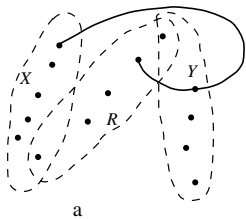
- Пусть $W = X \cap Y$, $X' = X \setminus W$ и $Y' = Y \setminus W$, а H — двудольный подграф $G(X' \cup Y')$, содержащий все ребра G между X' и Y' .
- Нам достаточно доказать, что H содержит совершенное паросочетание (тогда ребра этого паросочетания и вершины из W как раз будут k искомыми путями).
- Пусть это не так, рассмотрим максимальное паросочетание M в H , пусть $|M| = m < |X'|$.
- Тогда по теореме Кёнига (2.5) в H существует вершинное покрытие B из m вершин.
- Это означает, что множество $R = B \cup W$ отделяет X от Y , причем $|R| < |X| = k$, противоречие.

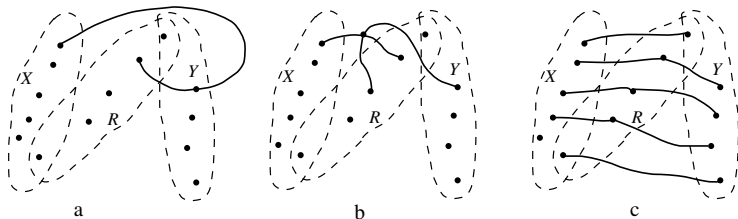
Переход: $V(G) \setminus (X \cup Y) \neq \emptyset$.

- Рассмотрим два случая.

Случай 1: существует множество R из k вершин, разделяющее X и Y

- Никакой XR -путь не содержит вершины из $Y \setminus R$ (иначе существовал бы XY -путь, не содержащий ни одной вершины множества R , см. рис а).
- Следовательно, любое множество S , отделяющее X от R в графе $G_x = G - (Y \setminus R)$, отделяет X от R и в графе G . Но тогда S отделяет X от Y в графе G , следовательно, $|S| \geq k$.





- По индукционному предположению существует k непересекающихся XR -путей в графе G_X , а следовательно, и в графе G .
- Аналогично, существует k непересекающихся RY -путей в графе G .
- Никакой XR -путь не пересекает никакой RY -путь (иначе существовал бы XY -путь, не содержащий ни одной вершины множества R , см. рис. b).
- Так как $|R| = k$, то мы можем состыковать XR -пути и RY -пути по вершинам множества R , получив k непересекающихся XY -путей (см. рис. c).

Случай 2: Нет множества из k вершин, разделяющего X и Y

- Пусть $a \in V(G) \setminus (X \cup Y)$ и $G' = G - a$.
- Тогда любое множество R' , отделяющее X от Y в G' имеет хотя бы k вершин (так как $R' \cup \{a\}$ отделяет X от Y в G).
- По индукционному предположению в графе G' (подграфе G) существуют k искомым XY -путей. □

- Это и есть исходная формулировка теоремы Менгера, опубликованная им в 1927 году.

Следствие 1

(К. Menger, 1927.) Пусть вершины $x, y \in V(G)$ несмежны, $\kappa_G(x, y) \geq k$. Тогда существует k независимых путей из x в y .

Доказательство.

- Пусть $X = N_G(x)$ и $Y = N_G(y)$.
- Так как x и y несмежны, множество X отделяет вершину x от вершины y . Значит, $|X| \geq k$ и (аналогично) $|Y| \geq k$.
- Любой x - y -путь идёт из x в X , далее в Y и затем в y . Поэтому, множество вершин R , отделяющее X от Y , отделяет вершину x от вершины y . Следовательно, $|R| \geq k$.
- По теореме 5 существует k непересекающихся X - Y -путей. Значит, есть и k независимых x - y -путей.



Следствие 2

Пусть $x \in V(G)$, $Y \subset V(G)$, $x \notin Y$,
 $k = \min(|Y|, \kappa_G(x, Y))$. Тогда существуют k путей от x
до различных вершин множества Y , не имеющих общих
внутренних вершин.

Доказательство.

- Пусть $X = N_G(x)$. Очевидно, $|N_G(x)| \geq k$.
- Так как $x \notin Y$, любое множество вершин R , отделяющее X от Y , отделяет вершину x от множества Y . Следовательно, $|R| \geq k$.
- Так как и $|Y| \geq k$, по Теореме 5 существует k непересекающихся XY -путей в графе G , а следовательно, и k непересекающихся путей от x до различных вершин множества Y . □

Теорема 6

(Н. Whitney, 1932.) Пусть G — k -связный граф. Тогда для любых двух вершин $x, y \in V(G)$ существует k независимых x - y -путей.

Доказательство. • Индукция по k , база для $k = 1$ очевидна. Докажем утверждение для k -связного графа, считая, что оно доказано для графов меньшей связности.

- Если вершины x и y несмежны, то утверждение следует из Следствия 1. Далее вершины x и y смежны.
- Если $G - xy$ — $(k - 1)$ -связный граф, то по индукционному предположению существует $k - 1$ независимых x - y -путей в графе $G - xy$, а еще один путь — это ребро xy .

- Пусть в G — xu существует разделяющее множество T , $|T| \leq k - 2$. Так как T не является разделяющим множеством в G , легко понять, что в графе $G - (T \cup \{xu\})$ ровно две компоненты связности: $U_x \ni x$ и $U_y \ni y$ (возвращение ребра xu дает связный граф $G - T$).
- Пусть $T_x = T \cup \{x\}$. Если $U_x \neq \{x\}$, то T_x отделяет $U_x \setminus \{x\}$ от U_y в G , что невозможно (так как $|T_x| \leq k - 1$).
- Тогда $U_x = \{x\}$. Аналогично, $U_y = \{y\}$. Таким образом, в графе G не более k вершин: это вершины множества T , x и y . Противоречие с определением k -связного графа. □

Теорема 7

(G. A. Dirac.) Пусть $k \geq 2$. В k -связном графе для любых k вершин существует простой цикл, содержащий все эти вершины.

Доказательство. • Докажем теорему индукцией по k . База для $k = 2$ следует из теоремы Уитни (Теоремы 6).

Переход $k - 1 \rightarrow k$. • Пусть $k > 2$. Рассмотрим k -связный граф G и его вершины v_1, \dots, v_{k-1}, v_k . Так как G является $(k - 1)$ -связным графом, по индукционному предположению существует простой цикл Z , содержащий вершины v_1, \dots, v_{k-1} .

• Рассмотрим два случая.

Случай 1. $v(Z) < k$.

Тогда $V(Z) = \{v_1, \dots, v_{k-1}\}$ и по Следствию 2 существуют непересекающиеся пути от v_k до всех вершин цикла Z . В этом случае легко вставить v_k в цикл Z между его соседними вершинами и получить искомый цикл.

Случай 2. $v(Z) \geq k$.

- По Следствию 2 существует k непересекающихся путей от v_k до цикла Z .
- Пусть $x_1, \dots, x_k \in V(Z)$ — концы этих путей в порядке их следования по циклу (нумерация — циклическая). Они делят цикл на k дуг и внутренность одной из этих дуг.
- Одна из этих дуг (скажем, дуга L с концами x_i и x_{i+1}) не содержит ни одной из вершин v_1, \dots, v_{k-1} . Тогда заменим дугу L на путь от x_i до v_k и путь от v_k до x_{i+1} , в результате получится искомый цикл. \square

Лемма 5

Пусть G — k -связный граф, $S \subset V(G)$ — разделяющее множество, $|S| = k$, а U — компонента связности графа $G - S$. Тогда для любой вершины $a \in S$ существует вершина $x \in U$, смежная с a .

Доказательство. • Предположим противное, пусть такой вершины в U нет.

- Пусть W — отличная от U компонента связности графа $G - S$
- Тогда никакой путь в графе G из U в W не проходит через a .
- Пусть $S' = S \setminus \{a\}$. Тогда в графе $G - S'$ нет пути из U в W , то есть, этот граф несвязен.
- Так как $|S'| = k - 1$, получаем противоречие с k -связностью G . □

Теорема 8

Пусть G — двусвязный граф, $v(G) \geq 4$, $a \in V(G)$. Тогда существует такое ребро $ab \in E(G)$, что граф $G \cdot ab$ двусвязен.

Доказательство. • Предположим, что это неверно.

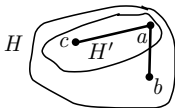
Утверждение

Для любого ребра $ax \in E(G)$ множество $\{a, x\}$ — разделяющее в графе G .

Доказательство. • Тогда граф $G \cdot ax$ имеет точку сочленения — скажем, w .

- Если $w = a \cdot x$, то граф $G - \{a, x\} = G \cdot ax - a \cdot x$ несвязен, что нам и нужно.
- Пусть $w \neq a \cdot x$. Тогда пусть A — компонента связности $G - w$, содержащая вершину $a \cdot x$, а B — другая компонента $G - w$.
- Пусть $A' = (A \setminus a \cdot x) \cup \{a, x\}$. Тогда в графе $G - w$ нет пути из A' в B , что противоречит двусвязности G .

- Рассмотрим все графы вида $G - \{a, x\}$, где $ax \in E(G)$ и все их компоненты связности.
- Выберем из них минимальную компоненту H . Пусть $ab \in E(G)$, а H — компонента графа $G - \{a, b\}$.
- По Лемме 5, существует вершина $c \in H$, смежная с a . Тогда по Утверждению граф $G - \{a, c\}$ несвязен.
- Пусть W_1, \dots, W_k — все отличные от H компоненты $G - \{a, b\}$.
- Так как по Лемме 5 в каждой компоненте W_i есть вершина, смежная с b , множество $(\bigcup_{i=1}^k W_i) \cup \{b\}$ связано в графе $G - \{a, c\}$, то есть, лежит в одной компоненте связности W этого графа.
- Следовательно, любая другая компонента H' графа $G - \{a, c\}$ — подмножество $H \setminus \{c\}$, противоречие с минимальностью H . □



Зависимые и независимые разделяющие множества

Определение

Пусть G — k -связный граф. Через $\mathfrak{R}_k(G)$ обозначим множество всех k -вершинных разделяющих множеств G . Назовем различные множества $S, T \in \mathfrak{R}_k(G)$ *независимыми*, если S не разделяет T и T не разделяет S . В противном случае мы будем называть эти множества *зависимыми*.

- К сожалению, разделяющие множества, состоящие из $k \geq 2$ вершин, могут быть зависимыми. Именно с этим связаны основные трудности в изучении k -связных графов при $k \geq 2$.
- Через $\text{Comp}(H)$ обозначим множество всех компонент связности графа H .

Лемма 6

Пусть G — k -связный граф, $S, T \in \mathfrak{R}_k(G)$ и компонента $A \in \text{Comp}(G - S)$ таковы, что $T \cap A = \emptyset$. Тогда T не разделяет $A \cup S$.

Доказательство. • Граф $G(A)$ связан.

- По Лемме 5 любая вершина $x \in S \setminus T$ смежна хотя бы с одной из вершин A .

• Следовательно, граф $G(A \cup (S \setminus T))$ связан, откуда следует, что T не разделяет $A \cup S$.

Лемма 7

Пусть G — k -связный граф, $S, T \in \mathfrak{X}_k(G)$ таковы, что множество S не разделяет множество T . Тогда множество T не разделяет множество S (то есть, эти множества независимы).

Доказательство. • Так как S не разделяет T , множество T может пересекать внутренность не более, чем одной из компонент $\text{Comp}(G - S)$.

• Тогда существует такая компонента $A \in \text{Comp}(G - S)$, что $A \cap T = \emptyset$.

• По Лемме 6 T не разделяет S . □

• Мы установили, что возможен один из двух случаев: либо множества S и T разделяют друг друга (тогда они зависимы), либо множества S и T не разделяют друг друга (тогда они независимы).

Лемма 8

Пусть G — k -связный граф, множества $S, T \in \mathfrak{X}_k(G)$ независимы, а компонента $A \in \text{Comp}(G - S)$ такова, что $T \subset A \cup S$ (такая, очевидно, есть).

1) Тогда существует такая компонента $B \in \text{Comp}(G - T)$, что B содержит $S \setminus T$ и все отличные от A компоненты из $\text{Comp}(G - S)$.

• 2) Все отличные от B компоненты из $\text{Comp}(G - T)$ — подмножества A .

Доказательство. • 1) Множество T не пересекает отличных от A компонент из $\text{Comp}(G - S)$.

• По Лемме 7 тогда множество T не разделяет никакой отличной от A компоненты из $\text{Comp}(G - S)$.

• Поскольку $S \setminus T \neq \emptyset$, существует такая компонента $B \in \text{Comp}(G - T)$, что B содержит $S \setminus T$ и все отличные от A компоненты из $\text{Comp}(G - S)$.

2) Прямое следствие пункта 1.

Теорема 9

(W. T. Tutte.) Пусть G — трёхсвязный граф с $v(G) \geq 5$. Тогда существует такое ребро $e \in E(G)$, что граф $G \cdot e$ трёхсвязен.

Доказательство. • Предположим, что это неверно.

Утверждение

Для любого ребра $ab \in E(G)$ существует такое множество $T_{ab} \in \mathfrak{R}_3(G)$, что $T_{ab} \ni a, b$.

Доказательство. • Пусть $ab \in E(G)$. Тогда граф $G \cdot ab$ нетрёхсвязен, а значит, имеет двухвершинное разделяющее множество S .

- Пусть $w = a \cdot b$. Предположим, что $w \notin S$.
- Так как $ab \in E(G)$, вершины a, b лежат в одной компоненте $\text{Comp}(G - S)$.
- Пусть $U \in \text{Comp}(G \cdot ab - S)$ — другая компонента. Тогда в $G \cdot ab$ нет пути из U в w .
- Значит, в $G - S$ нет пути из U в $\{a, b\}$ — противоречие с трёхсвязностью G .
- Остается случай, когда $w \in S$. Пусть $S = \{w, x\}$.
- Тогда $T_{a,b} = \{a, b, x\}$ нам подходит: граф $G - \{a, b, x\} = G \cdot ab - w$ несвязен.

- Рассмотрим минимальную компоненту связности H , отделяемую в графе G множеством, содержащим две вершины одного ребра.
- Пусть $ab \in E(G)$, $T_{ab} = \{a, b, c\}$, $H \in \text{Comp}(G - T_{ab})$.
- Существует вершина $d \in H$, смежная с c . Рассмотрим множество $T_{cd} \in \mathfrak{A}_3(G)$.
- Так как $T_{ab} \setminus T_{cd} \subset \{a, b\}$, а эти две вершины смежны, T_{cd} не разделяет T_{ab} .
- Тогда T_{ab} и T_{cd} независимы по Лемме 7.
- По Лемме 8 существует такая компонента $H' \in \text{Comp}(G - T_{cd})$, что $H' \subsetneq H$.
- Противоречие с минимальностью H . □