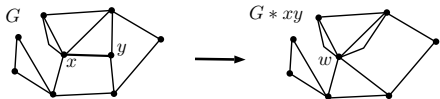


Теория графов. Глава 10. Остовные деревья.

Д. В. Карпов

Определение

- Пусть G — граф, в котором допустимы петли и кратные рёбра, а $e = xy \in E(G)$, причем $x \neq y$.
- Положим $V(G * e) = (V(G) \setminus \{x, y\}) \cup \{w\}$.
- Отображение $\varphi : V(G) \rightarrow V(G * e)$ задано так, что $\varphi(x) = \varphi(y) = w$ и $\varphi(z) = z$ для остальных вершин z .
- Для любого ребра $f = ab \in E(G - e)$ в графе $G * e$ будет ребро $\varphi(f)$ с концами $\varphi(a)$ и $\varphi(b)$, а других рёбер в определяемом графе нет.
- Будем говорить, что граф $G * e$ получен из G в результате **стягивания** ребра e и применять обозначение $w = x * y$.



- Отображение $\varphi : E(G - e) \rightarrow E(G * e)$, определенное выше — биекция. Далее мы будем отождествлять соответствующие друг другу при этой биекции рёбра.

Количество остовных деревьев

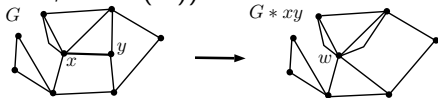
- Обозначим через $st(G)$ количество остовных деревьев связного графа G .
- Следующий результат иногда называют *формулой Кэли*.

Теорема 1

(А. Cayley, 1889.) Пусть G — граф, в котором возможны петли и кратные рёбра, а ребро $e \in E(G)$ — не петля. Тогда $st(G) = st(G - e) + st(G * e)$.

Доказательство. • Количество остовных деревьев графа G , не содержащих ребра e , очевидно, равно $st(G - e)$.

• Между остовными деревьями, содержащими ребро e и остовными деревьями графа $G * e$ существует взаимно однозначное соответствие $T \rightarrow T * e$ (где T — остовное дерево графа G , $e \in E(T)$). □



- С помощью формулы Кэли можно вычислить количество остовных деревьев произвольного графа, однако этот процесс весьма небыстрый.
- Для ряда графов можно напрямую вычислить количество остовных деревьев. Наверное, наиболее известный результат в этом направлении — подсчёт количества остовных деревьев полного графа, который был получен Артуром Кэли также в 1889 году.
- Вместо первоначального доказательства со сложными рекуррентными соотношениями мы приведём ставшее даже более классическим доказательство Прюфера, опубликованное в 1918 году. Каждому дереву будет поставлен в соответствие так называемый *код Прюфера*.

Теорема 2

(А. Cayley, 1889.) $st(K_n) = n^{n-2}$.

Доказательство. (Н. Prüfer, 1918.)

- Пусть $V(K_n) = [1..n]$. Мы построим взаимно однозначное соответствие между остовными деревьями K_n (то есть всеми деревьями на вершинах $[1..n]$.) и последовательностями длины $n - 2$, в которых каждый член принимает натуральное значение от 1 до n .
- Количество таких последовательностей равно в точности n^{n-2} .

- Пусть T — дерево на вершинах $[1..n]$. Построим соответствующую ему последовательность t_1, \dots, t_{n-2} .
- Пусть ℓ_1 — висячая вершина наименьшего номера в дереве T , тогда t_1 — единственная смежная с ℓ_1 вершина дерева T , $T_1 = T - \ell_1$.
- Затем найдём в T_1 висячую вершину наименьшего номера ℓ_2 , пусть t_2 — единственная смежная с ℓ_2 вершина дерева T_1 , $T_2 = T_1 - \ell_2$, и так далее, будем повторять процесс, пока не получим последовательность длины $n - 2$ (при этом, останется дерево T_{n-2} на двух вершинах).



8 1 8 7 4 1 7 8

- Построим обратное соответствие. Пусть дана последовательность t_1, \dots, t_{n-2} с элементами из $[1..n]$.
- Отметим, что по построению каждая вершина x встречается в последовательности дерева T ровно $d_T(x) - 1$ раз, поэтому вершины, которые в этой последовательности не встречаются, и есть висячие вершины дерева.
- Выберем такую вершину l_1 с наименьшим номером и соединим её с t_1 , после чего удалим l_1 из списка номеров: $V_1 = V \setminus \{l_1\}$.
- Теперь выберем вершину $l_2 \in V_1$ с наименьшим номером, которая не встречается в последовательности t_2, \dots, t_{n-2} , соединим l_2 с t_2 и положим $V_2 = V_1 \setminus \{l_2\}$. И так далее, повторим такую операцию $n - 2$ раза.



8 1 8 7 4 1 7 8

Рис.: Дерево и его код Прюфера.

- В результате будет использована вся последовательность и проведено $n - 2$ ребра, останется множество V_{n-2} из двух вершин и одно непроведённое ребро дерева T .

- Именно две вершины из V_{n-2} и нужно соединить ребром: их степени в имеющемся графе равны количеству вхождений этих вершин в последовательность t_1, \dots, t_{n-2} , то есть на 1 меньше, чем их степени в дереве T .



8 1 8 7 4 1 7 8

Рис.: Дерево и его код Прюфера.

Теорема о промежуточных значениях

- Мы докажем, что на самом деле все количества висячих вершин в остовных деревьях связного графа G от минимума до максимума достижимы.
- Будем обозначать количество висячих вершин дерева T через $u(T)$.

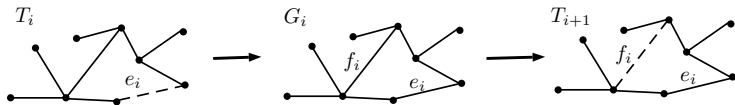
Теорема 3

(S. Schuster, 1983.) Пусть связный граф G имеет остовные деревья с m и n висячими вершинами, $m < n$. Тогда для любого натурального $k \in [m..n]$ существует остовное дерево графа G ровно с k висячими вершинами.

Доказательство. • Пусть T_1 и T^* — остовные деревья с $u(T_1) = n$ и $u(T^*) = m$.

- Начиная с дерева T_1 , будем выполнять следующий шаг. Пусть уже построена последовательность остовных деревьев T_1, \dots, T_i графа G .

- Если $T_i \neq T^*$, то существует ребро $e_i \in E(T^*) \setminus E(T_i)$, пусть $G_i = T_i + e_i$.



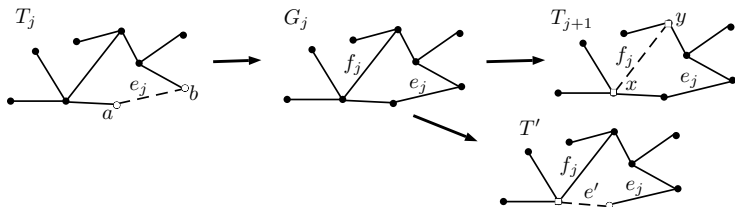
- В графе G_i есть ровно один простой цикл C_i , проходящий по ребру e_i . Понятно, что $E(C_i) \not\subseteq E(T^*)$, поэтому существует ребро $f_i \in E(C_i) \setminus E(T^*)$. Положим $T_{i+1} = G_i - f_i = T_i + e_i - f_i$.
- Поскольку в дереве T_{i+1} больше рёбер из $E(T^*)$, чем в T_i , в некоторый момент мы получим $T_\ell = T^*$.

Рассмотрим последовательность деревьев

$$T_1, T_2, \dots, T_\ell = T^*.$$

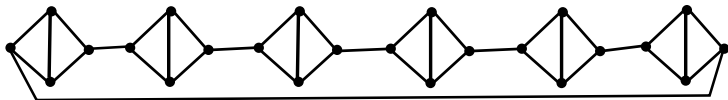
- Деревья T_i и T_{i+1} отличаются двумя рёбрами, поэтому $|u(T_i) - u(T_{i+1})| \leq 2$. Следовательно, количества висячих вершин деревьев нашей последовательности деревьев покрывают отрезок натурального ряда $[m..n]$ с пробелами не более чем в одно число.

- Пусть $t \in [m..n]$ и в нашей последовательности нет дерева с t вершинами.
- Тогда существует такое j , что $u(T_j) = t + 1$ и $u(T_{j+1}) = t - 1$. По построению, $T_{j+1} = G_j - f_j$ и $T_j = G_j - e_j$, пусть $f_j = xy$, $e_j = ab$.
- Тогда $d_{G_j}(a) = d_{G_j}(b) = 2$ (обе вершины a и b становятся висячими после удаления ребра e_j), $d_{G_j}(x) > 2$ и $d_{G_j}(y) > 2$ (вершины x и y не становятся висячими после удаления ребра f_j).
- Таким образом, в цикле C_j есть вершины степени 2 и есть вершины степени более 2, тогда одно из рёбер $e' = uw \in E(C_j)$ таково, что $d_{G_j}(u) > 2$ и $d_{G_j}(w) = 2$. Значит, в дереве $T' = G_j - e'$ ровно одна из вершин $V(C_j)$ — вершина w — становится висячей, то есть $u(T') = t$. □



Теорема 4

(D. J. Kleitman, D. V. West, 1991.) В связном графе G с $\delta(G) \geq 3$ существует остовное дерево с не менее чем $\frac{v(G)}{4}$ листьями.



- Изображенный пример показывает, что эта оценка почти точная.

Доказательство. • Мы приведем алгоритм построения остовного дерева с соответствующим количеством висячих вершин. Алгоритм будет выделять в графе G дерево, последовательно, по шагам добавляя к нему вершины.

- Пусть в некоторый момент уже построено дерево F — подграф графа G .

Определение

- Висячую вершину x дерева F назовем *мертвой*, если все вершины графа G , смежные с x , входят в дерево F .
 - Количество мёртвых вершин дерева F мы обозначим через $b(F)$.
 - Мертвые вершины останутся мертвыми висячими вершинами на всех последующих этапах построения.
- Для дерева F мы определим

$$\alpha(F) = \frac{3}{4}u(F) + \frac{1}{4}b(F) - \frac{1}{4}v(F).$$

Мы хотим построить такое остовное дерево T графа G , что $\alpha(T) \geq 0$.

- Так как в остовном дереве все висячие вершины — мертвые, то $u(T) = b(T) = \frac{1}{4}v(G) + \alpha(T)$ и дерево T нас устраивает.

Базовое дерево F' — это дерево, в котором произвольная вершина a соединена со всеми $k \geq 3$ вершинами из ее окрестности. Мы имеем $v(F') = k + 1$, $u(F') = k$

$$\alpha(F') \geq \frac{3}{4} \cdot k - \frac{1}{4} \cdot (k + 1) = \frac{2k - 1}{4} > \frac{5}{4}.$$

Шаг алгоритма.

- Пусть после нескольких шагов построения мы получили дерево F (естественно $V(F) \subset V(G)$, $E(F) \subset E(G)$).
- Пусть в результате шага добавилось Δv вершин, количество висячих вершин увеличилось на Δu , а количество мертвых вершин — на Δb .
- Назовем **доходом** шага S величину $P(S) = \frac{3}{4}\Delta u + \frac{1}{4}\Delta b - \frac{1}{4}\Delta v$.
- Мы будем выполнять только шаги с неотрицательным доходом. При вычислении дохода шага мы будем полагать, что все добавленные вершины, про которые не сказано, что они мертвые, не являются мёртвыми. Это предположение лишь уменьшит доход шага.

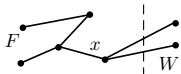
- Понятно, что для итогового остовного дерева T число $\alpha(T)$ будет складываться из $\alpha(F')$ (где F' — базовое дерево, с которого мы начали построение) и суммы доходов всех шагов.
- Остается построить дерево T с помощью шагов с неотрицательным доходом — тогда $\alpha(T) \geq \alpha(F') > 0$ и, как объяснено ранее, дерево T нам подходит.
- Мы опишем несколько вариантов шага алгоритма. К очередному варианту мы будем переходить, только когда убедимся в невозможности всех предыдущих.
- Введём обозначение $W = V(G) \setminus V(F)$.
- Вот какие шаги мы будем выполнять.

S1. В дереве F есть невисячая вершина x , смежная с $y \in W$.

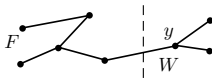
Добавим в дерево вершину y , получим $\Delta v = \Delta u = 1$ и $\rho(S1) \geq \frac{3}{4} - \frac{1}{4} = \frac{1}{2}$.



S1



S2



S3

S2. В дереве F есть вершина x , смежная хотя бы с двумя вершинами из W .

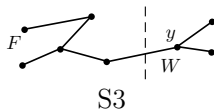
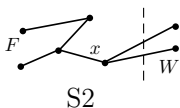
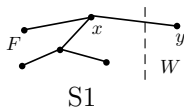
Добавим в дерево эти две вершины, получим $\Delta v = 2$,
 $\Delta u = 1$ и

$$p(S2) \geq \frac{3}{4} - 2 \cdot \frac{1}{4} = \frac{1}{4}.$$

S3. Существует вершина $u \in W$, смежная с деревом F и хотя бы с двумя вершинами из W .

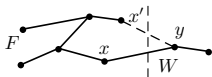
Добавим в дерево u и две смежные с ней вершины из W .
Получим $\Delta v = 3$, $\Delta u = 1$ и

$$p(S3) \geq \frac{3}{4} - 3 \cdot \frac{1}{4} = 0.$$



S4. Существуют не вошедшие в дерево F вершины.

- Тогда существует и смежная с деревом F вершина $y \in W$. Так как невозможно выполнить S3, то y смежна не более, чем с одной вершиной из W .
- Однако $d_G(y) \geq 3$, следовательно, вершина y смежна с двумя вершинами $x, x' \in V(F)$. Присоединим y к x . Так как невозможно выполнить шаги S1 и S2, вершина x' — висячая в дереве F и смежна ровно с одной вершиной из W — с вершиной y .
- Поэтому, в новом дереве вершина x' — мёртвая. Таким образом, $\Delta v = 1$, $\Delta b \geq 1$ и $P(S4) \geq 0$.



- Ввиду конечности графа, построение закончится, и мы получим искомое остовное дерево графа G . □

Матричная теорема о деревьях

- Для $x, y \in V(G)$ через $e_G(x, y)$ обозначается количество рёбер графа G между вершинами x и y .

Определение

Пусть G — граф на множестве вершин $[1..n]$. *Лапласиан* графа G — это квадратная матрица $L = (\ell_{i,j})_{i,j \in [1..n]}$, заданная следующим образом: $\ell_{i,i} = d_G(i)$, и $\ell_{i,j} = -e_G(i, j)$ при $i \neq j$.

- Из определения и отсутствия петель следует, что сумма элементов в любой строке и в любом столбце матрицы L равна 0.
- Таким образом, матрица L вырождена (сумма строк равна 0, значит, они ЛЗ). Следовательно, $\det(L) = 0$.
- Матрица L симметрична относительно главной диагонали.

Определение

Пусть $A \in M_n(K)$ — матрица с коэффициентами из поля K .

1) Через $A_{i_1, \dots, i_k; j_1, \dots, j_m}$ будем обозначать матрицу, полученную из A удалением строк с номерами i_1, \dots, i_k и столбцов с номерами j_1, \dots, j_m .

2) Число $(-1)^{i+j} \det(A_{i,j})$ называется *алгебраическим*

дополнением элемента $a_{i,j}$ матрицы A .

Теорема 5

(G. Kirhhoff, 1847.) Пусть G — граф без петель (возможно, с кратными ребрами) на $n \geq 2$ вершинах, а L — его лапласиан. Тогда $st(G) = \det(L_{i;i})$ для любого $i \in [1..n]$.

Доказательство. • При одновременной перестановке пары строк и пары столбцов с такими же номерами знак определителя не меняется. Поэтому нумерация вершин не имеет значения, что мы будем использовать.

- Докажем, что $st(G) = \det(L_{1;1})$.
- При $n = 1$ матрица $L_{1;1}$ — пустая. Мы будем считать, что $\det(L_{1;1}) = 1$ — именно столько остовных деревьев у графа на одной вершине.
- Если граф имеет более одной вершины и не имеет ребер, то его лапласиан — нулевая матрицы размера не менее чем 2×2 , и алгебраическое дополнение любого ее элемента равно 0. Эти случаи будут базой индукции.
- Далее рассмотрим случай, когда G имеет ребро e . Будем считать, что для всех меньших графов утверждение теоремы доказано.

- Если $d_G(1) = 0$ (то есть, вершина 1 — изолированная), то $st(G) = 0$ ввиду несвязности графа.
- В этом случае в L первая строка и первый столбец состоят из 0.
- Поэтому, i строка $L_{1;1}$ получается из соответствующей строки L вычеркиванием 0.
- Следовательно, сумма элементов в каждой строке $L_{1;1}$ равна 0, откуда следует, что $\text{rk}(L_{1;1}) < n - 1$, а значит, $\det(L_{1;1}) = 0$.
- Случай разобран, далее считаем, что $d_G(1) \geq 1$.
- Тогда НУО ребро e соединяет вершины 1 и 2.

- По Теореме 1 мы знаем, что $st(G) = st(G - e) + st(G * e)$.
- Пусть H — граф, полученный из $G * e$ удалением всех петель. Понятно, что $st(H) = st(G * e)$.
- Пусть L' и L^* — лапласианы графов $G - e$ и H соответственно. Тогда по индукционному предположению $st(G - e) = \det(L'_{1;1})$ и $st(H) = \det(L^*_{1;1})$.
- Остается доказать, что $\det(L_{1;1}) = \det(L'_{1;1}) + \det(L^*_{1;1})$.
- Как изменяется лапласиан графа при удалении ребра между вершинами 1 и 2?
- Из $l_{1,1}$ и $l_{2,2}$ вычитается по 1, а к $l_{1,2}$ и $l_{2,1}$ прибавляется по 1.
- При вычеркивании первого столбца и первой строчки получается, что $L'_{1;1}$ отличается от $L_{1;1}$ только элементом в левом верхнем углу — это $l_{2,2} - 1$ у $L'_{1;1}$ вместо $l_{2,2}$ у $L_{1;1}$.
- Пусть вершина графа H , полученная объединением 1 и 2 вершин графа G , имеет номер 1, а остальные вершины H занумеруем так же, как в графе G — числами 3, 4, ..., n (пропустив индекс 2).
- Тогда все элементы матрицы L^* вне 1 строки и 1 столбца равны элементам L с соответствующим индексами.
- Значит, $L^*_{1;1} = L_{1,2;1,2}$.

- Разложим определитель $L_{1,1}$ по первой строке (она же вторая строка матрицы L с удаленным 1 элементом), используя обозначения элементов матрицы L (но учитывая, что вторая строка матрицы L — это первая строка $L_{1,1}$, а $j \geq 2$ столбец L — это $j - 1$ столбец матрицы $L_{1,1}$):

$$\det(L_{1,1}) = \sum_{j=2}^n (-1)^{1+(j-1)} \ell_{2,j} \cdot \det(L_{1,2;1,j}) =$$

$$\det(L_{1,2;1,2}) + \left((\ell_{2,2} - 1) \cdot \det(L_{1,2;1,2}) + \sum_{j=3}^n (-1)^{1+(j-1)} \ell_{2,j} \cdot \det(L_{1,2;1,j}) \right) =$$

$$\det(L_{1,1}^*) + \det(L'_{1,1}). \quad \square$$

Следствие 1

Пусть L — лапласиан связного графа G без петель на $n \geq 2$ вершинах. Тогда $st(G) = (-1)^{i+j} \det(L_{i;j})$ для любых $i, j \in [1..n]$.

Доказательство. • Так как сумма элементов любой строки матрицы L равна 0, система уравнений

$$LX = 0 \quad (*)$$

имеет ненулевое решение — столбец из n единиц.

• Следовательно, матрица L вырождена, а значит, $\text{rk}(L) \leq n - 1$ и $\det(L) = 0$.

• По Теореме 5 мы знаем, что $\det(L_{i;i}) = st(G) \neq 0$ (так как граф G связен).

• Таким образом, матрица L имеет ненулевой минор порядка $n - 1$, а значит, $\text{rk}(L) = n - 1$.

• Размерность пространства решений системы (*) равна $n - \text{rk}(L) = 1$.

• Значит, все решения пропорциональны вектору из n единиц, то есть все n координат любого решения (*) равны.

- Введем обозначение для алгебраических дополнений элементов матрицы L : пусть $a_{i,j} := (-1)^{i+j} \det(L_{i;j})$.
- Напомним, что сумма произведений элементов строки матрицы на их алгебраические дополнения равна ее определителю, а сумма произведений элементов строки матрицы на алгебраические дополнения другой строки равна 0.

- Так как $\det(L) = 0$, мы имеем

$$\sum_{j=1}^n \ell_{k,j} a_{k,j} = \det(L), \quad , \sum_{j=1}^n \ell_{s,j} a_{k,j} = 0 \text{ при } s \neq k.$$

- Таким образом, столбец из алгебраических дополнений любой строки $(a_{k,1}, \dots, a_{k,n})^T$ является решением системы (*).
- Следовательно, алгебраические дополнения всех элементов одной строки равны и $(-1)^{i+k} \det(L_{k;i}) = a_{k,i} = a_{k,k} = \det(L_{k;k}) = st(G)$ по Теореме 5. □