ВВЕДЕНИЕ В БИОИНФОРМАТИКУ

Лекция №4

Элементы теории графов

Новоселецкий Валерий Николаевич
к.ф.-м.н., доц. каф. биоинженерии
valery.novoseletsky@yandex.ru

Сайт курса http://intbio.org/bioinf2020-2021

Теория Графов

Alexander Lazarev

Institute of Control Sciences of Russian Academy of Sciences

2009-2010 учебный год

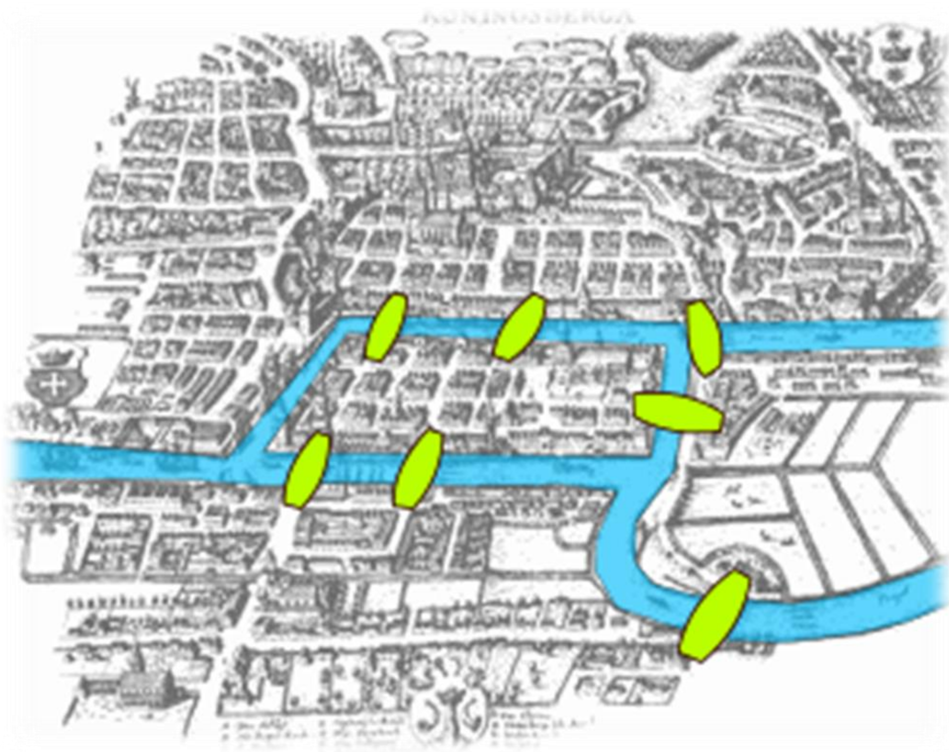
Задача о кёнигсбергских мостах

(лат. *Problema Regiomontanum de septem pontibus*)

Можно ли пройти по всем мостам Кёнигсберга,

не проходя ни по одному из них дважды?

Была решена Эйлером в 1736 году и послужила основой для создания теории графов.



Леонард Эйлер

(1707 – 1783)

При чём тут биология?

Best matches for graph theory:

Graph Theory and Brain Connectivity in Alzheimer's Disease.
delEtoile J et al. Neuroscientist. (2017)

Graph Theory at the Service of Electroencephalograms.
Iakovidou ND et al. Brain Connect. (2017)

Graph theory methods: applications in brain networks.
Sporns O et al. Dialogues Clin Neurosci. (2018)

Switch to our new best match sort order

Results by year

При чём тут биология?

Best matches for graph theory:

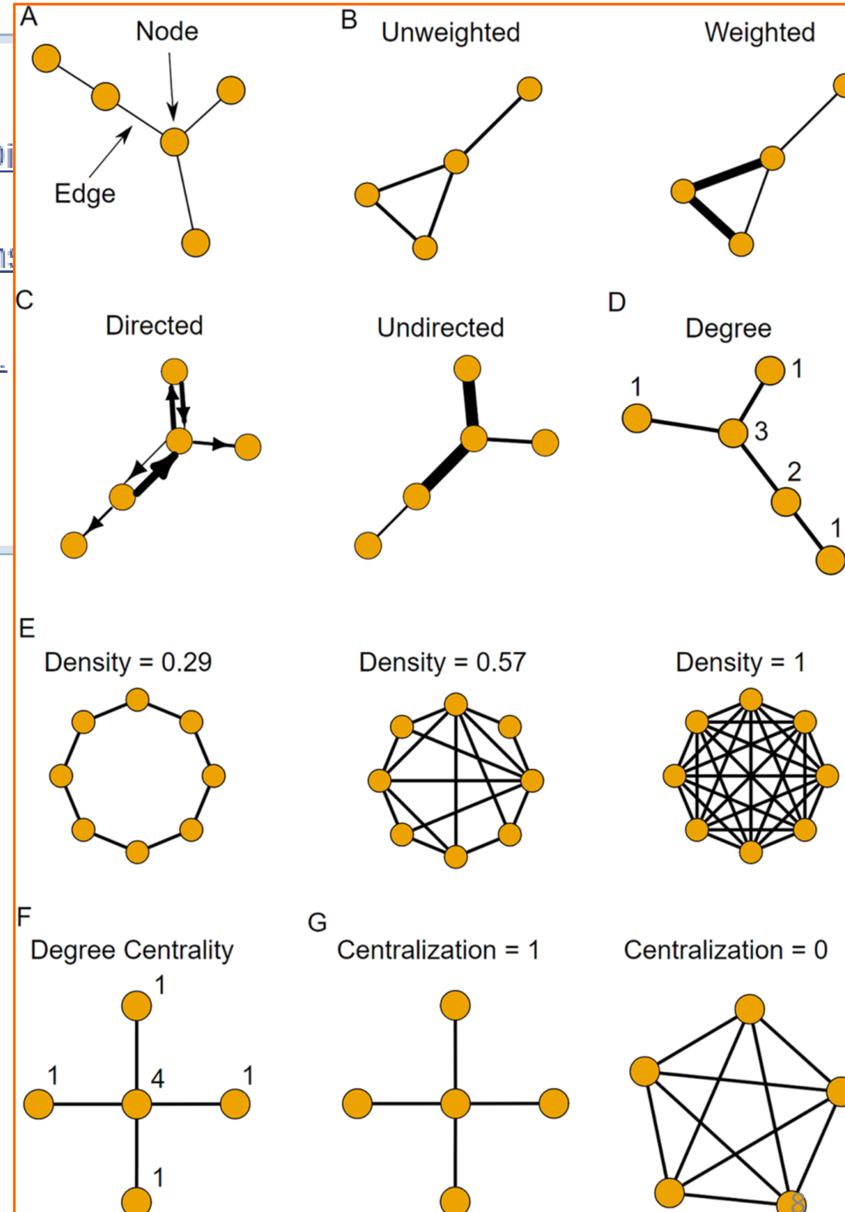
Graph Theory and Brain Connectivity in Alzheimer's Di
delEtoile J et al. Neuroscientist. (2017)

Graph Theory at the Service of Electroencephalogram
Iakovidou ND et al. Brain Connect. (2017)

Graph theory methods: applications in brain networks.
Sporns O et al. Dialogues Clin Neurosci. (2018)

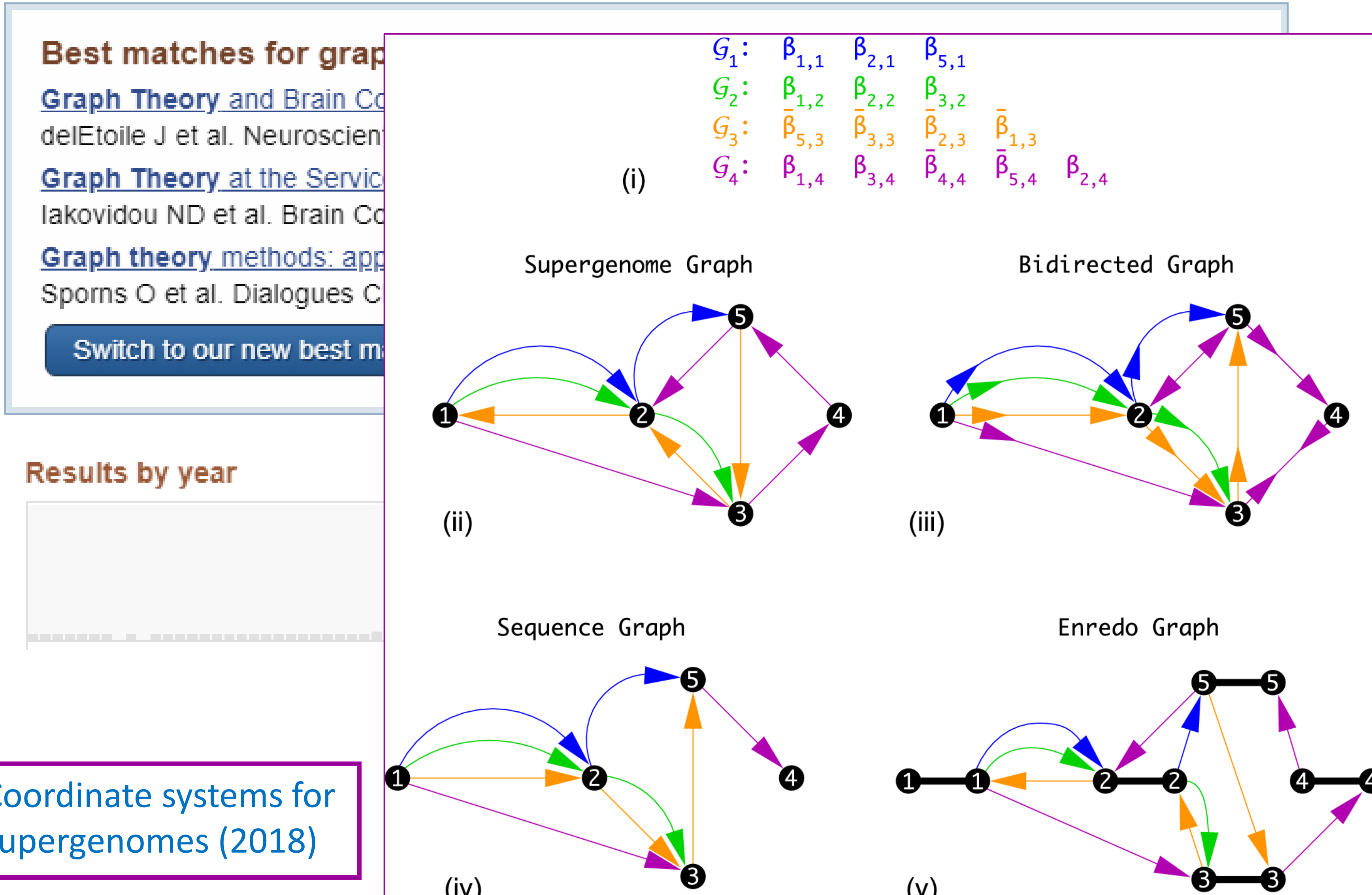
Switch to our new best match sort order

Results by year



Applying Graph Theory to Examine the Dynamics of Student Discussions in Small Group Learning (2019)

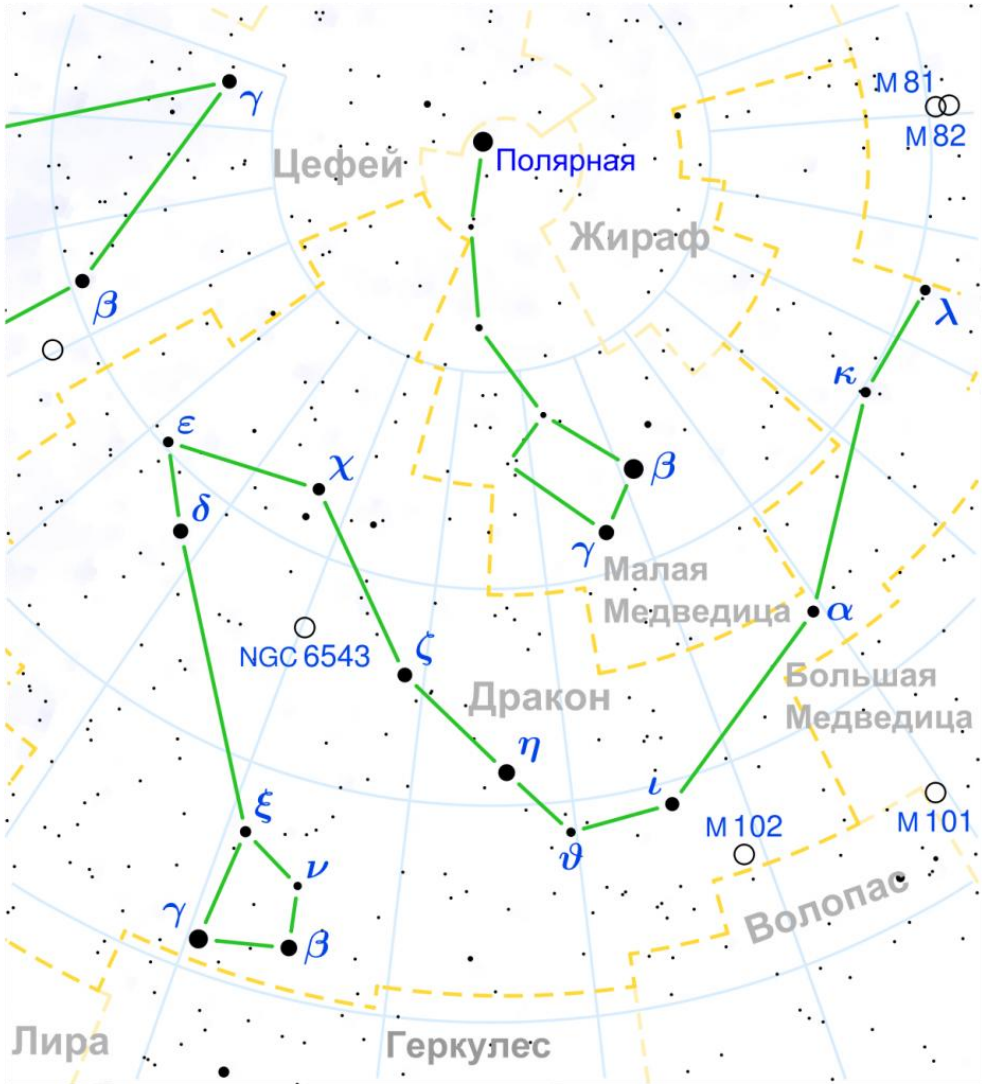
При чём тут биология?



Coordinate systems for supergenomes (2018)

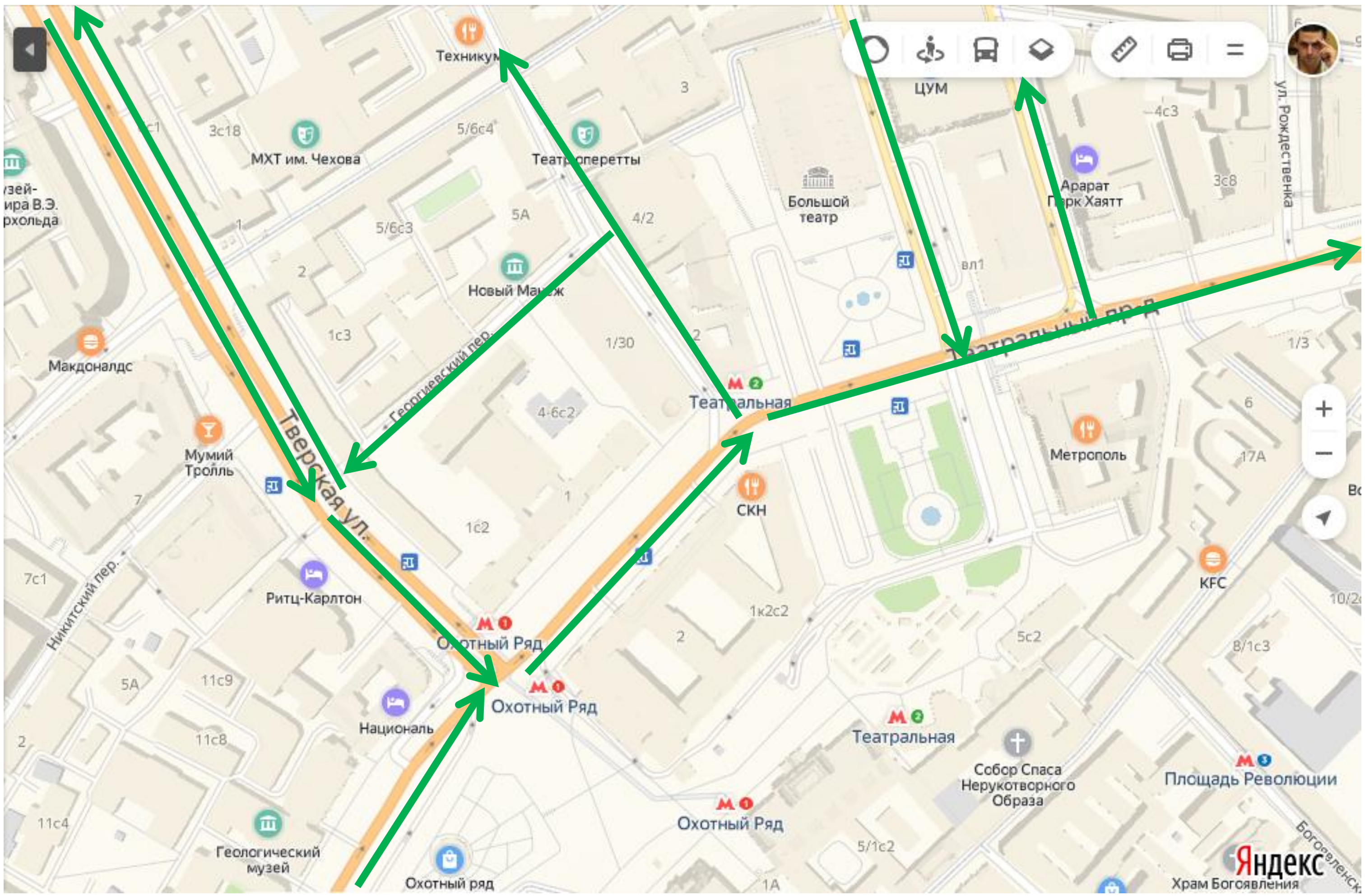
Определения

Граф $G = \langle V, E \rangle$ **есть совокупность множества вершин** V **и множества рёбер** (дуг) E.



Определения

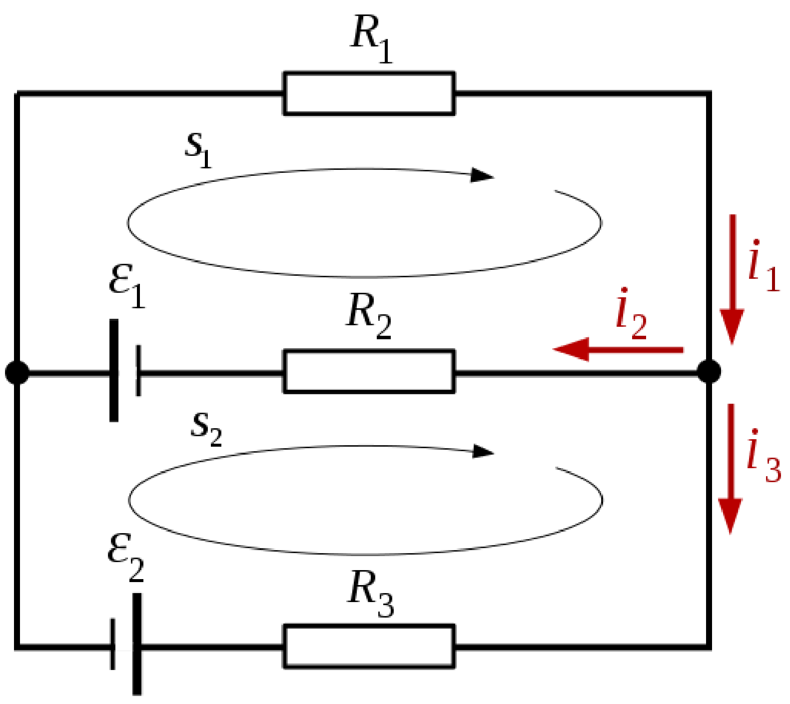
Граф называется **неориентированным** (неограф), если все его ребра {x; y} неориентированы, и **ориентированным** (орграф), если все его ребра <x; y> ориентированы. В случае произвольного графа ребра (x; y).



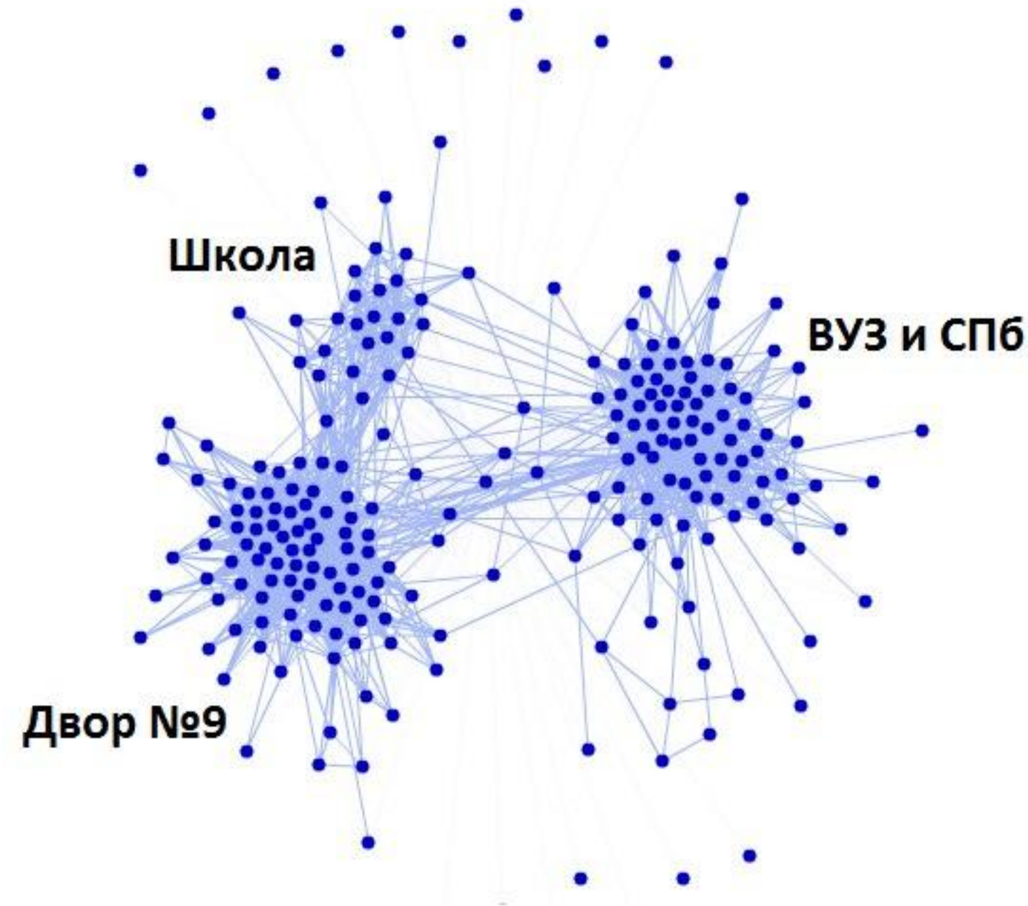
Правила Кирхгофа

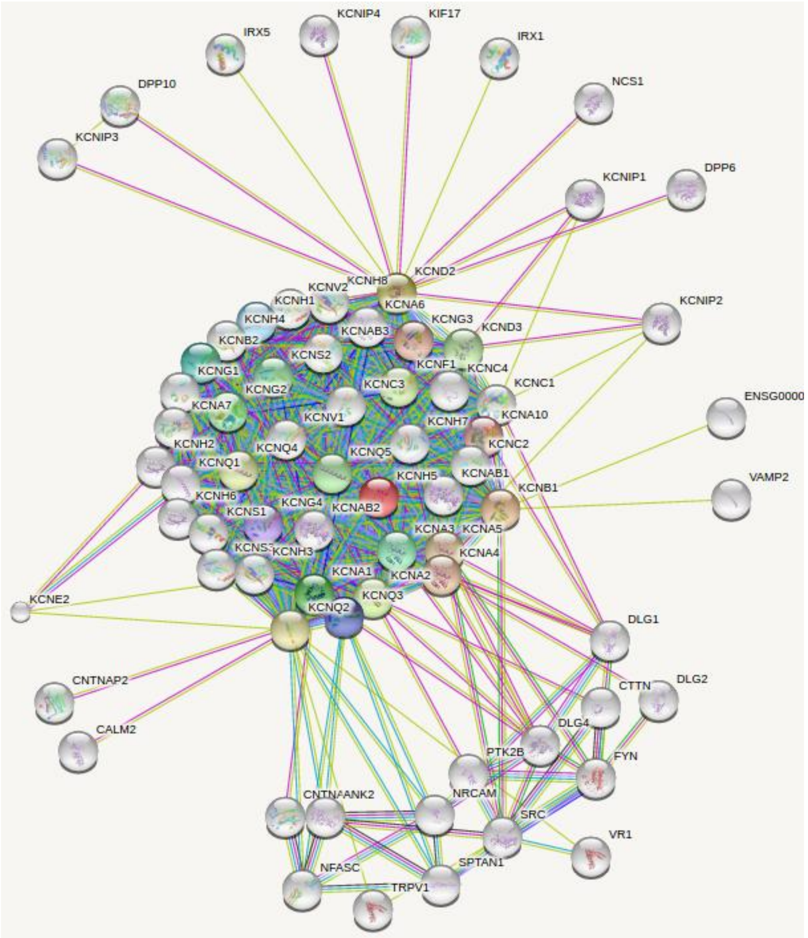
1) алгебраическая сумма токов ветвей, сходящихся в каждом узле любой цепи, равна нулю.

2) алгебраическая сумма напряжений на резистивных элементах замкнутого контура равна алгебраической сумме ЭДС, входящих в этот контур

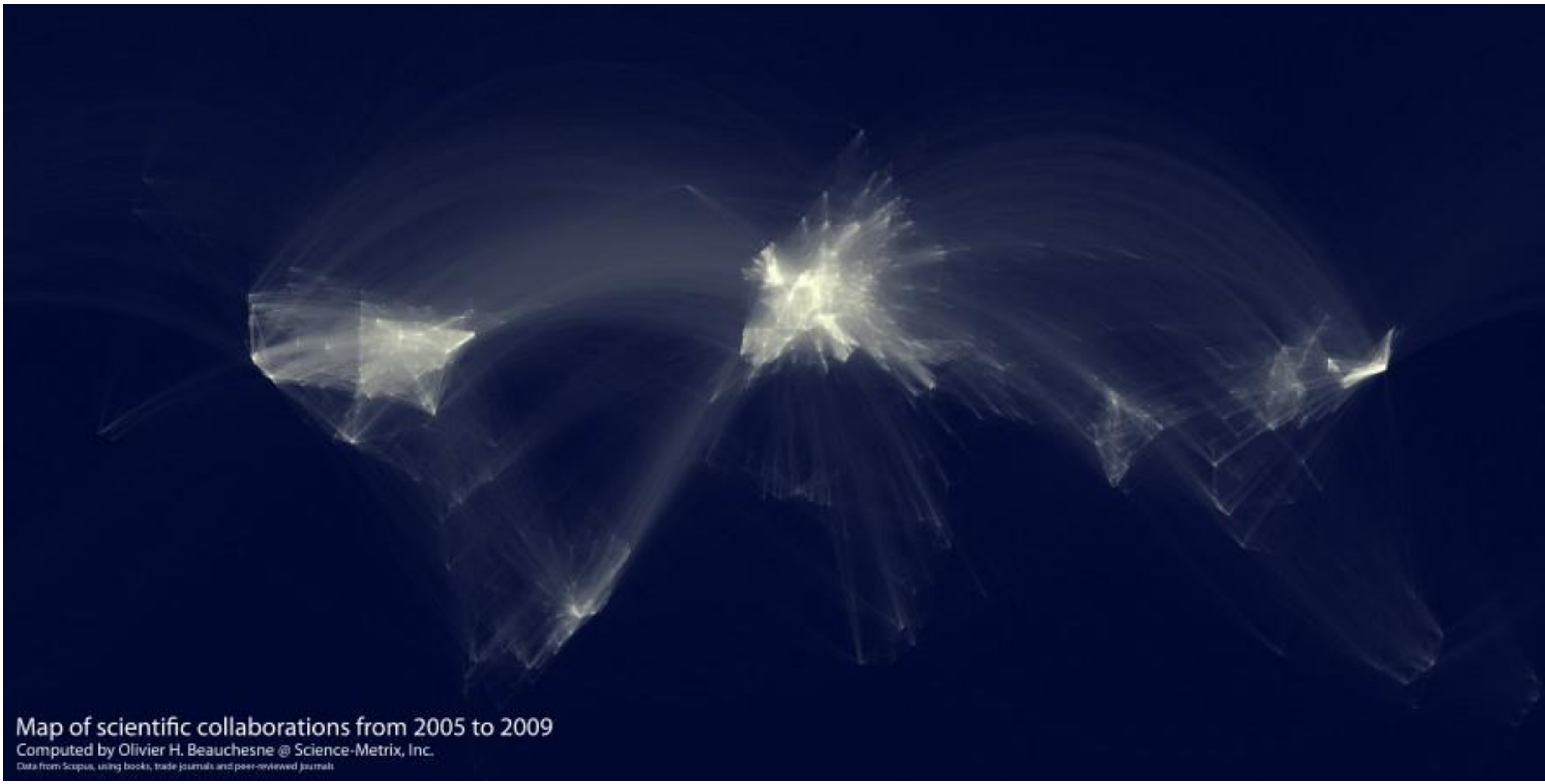


Примеры графов

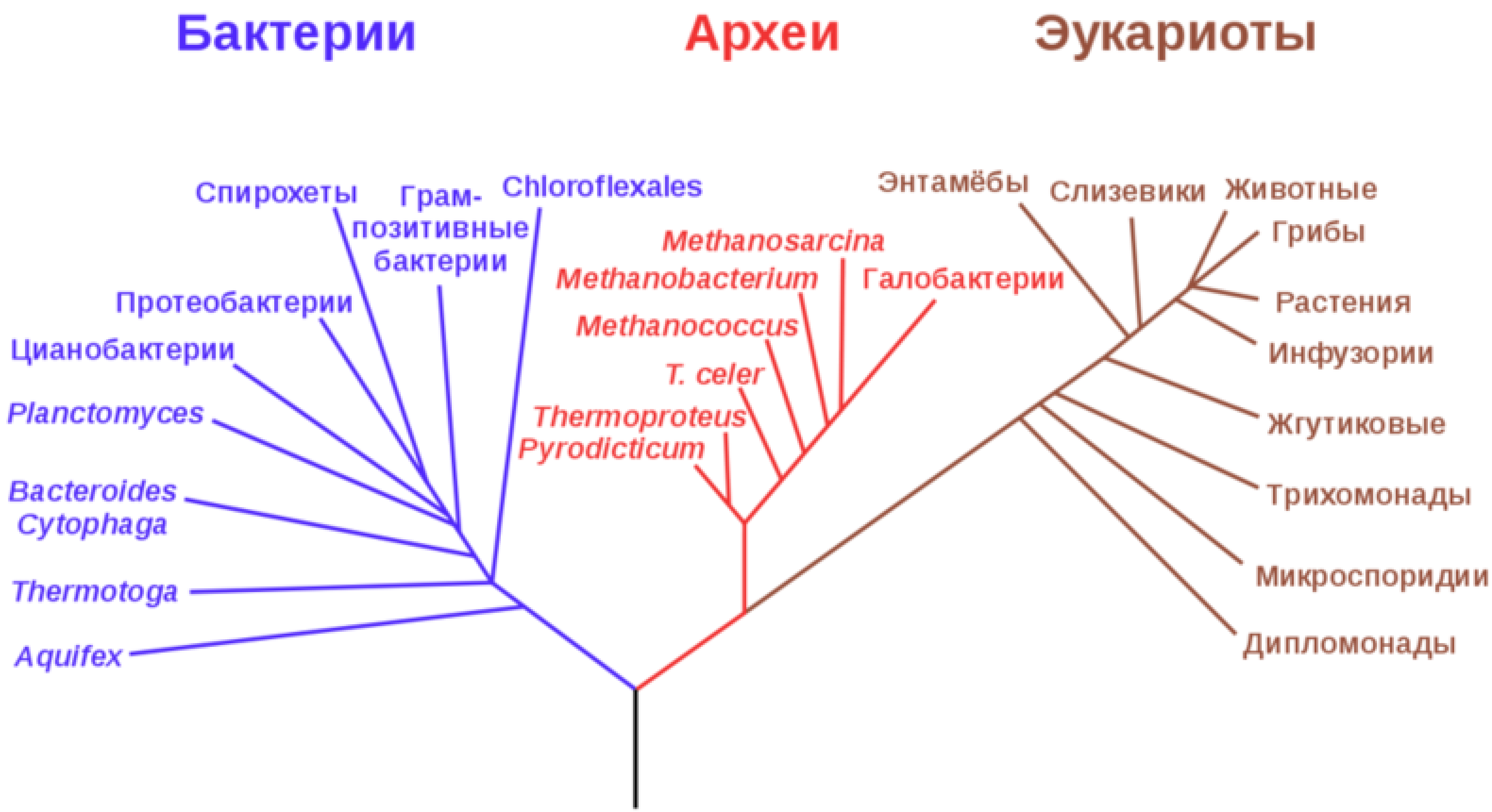




Примеры графов



Примеры графов



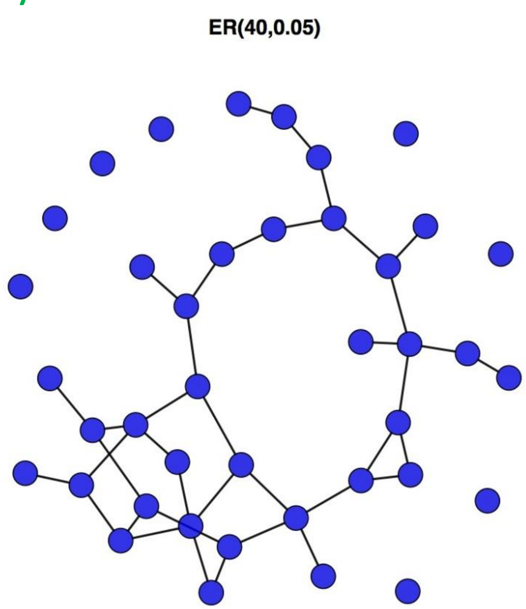
Определения

Ребро *e* **инцидентно** вершинам *x* и *y*, а вершины *x* и *y* инцидентны ребру *e*. Вершина, не инцидентная никакому ребру, называется **изолированной.**

Вершины *x* и *y* **смежны**, если *(x, y)* является ребром. Два ребра смежны, если имеют общую вершину.

Простой граф – граф без петель и кратных рёбер.

Связный граф — граф, содержащий ровно одну компоненту связности. Это означает, что между любой парой вершин этого графа существует как минимум один путь.



Случайный граф – совокупность *n* изолированных вершин и случайного количества соединяющих их рёбер.

Впервые рассмотрены Эрдёшем и Реньи, и, независимо, Гилбертом в 1959 году.

Степени вершин

Пусть *G* – неориентированный граф. Число *ρ(x)* ребер, инцидентных вершине x, называется **степенью вершины**. Отдельно следует оговаривать, считать ли петли однократными или двойными.

Пусть *ρ(x, y) = ρ(y, x)* – число ребер, соединяющих вершины *x* и *y*. Тогда для *ρ(x)* очевидно равенство:

$$\rho(x) = \sum_{y \in V} \rho(x, y)$$

Обозначим через *ne(G)* число ребер в этом графе. Поскольку каждое ребро при подсчете общего числа степеней учитывается дважды (при вершине *x* и при вершине *y*), то

$$2ne(G) = \sum_{x \in V} \rho(x) = \sum_{x, y \in V} \rho(x, y)$$

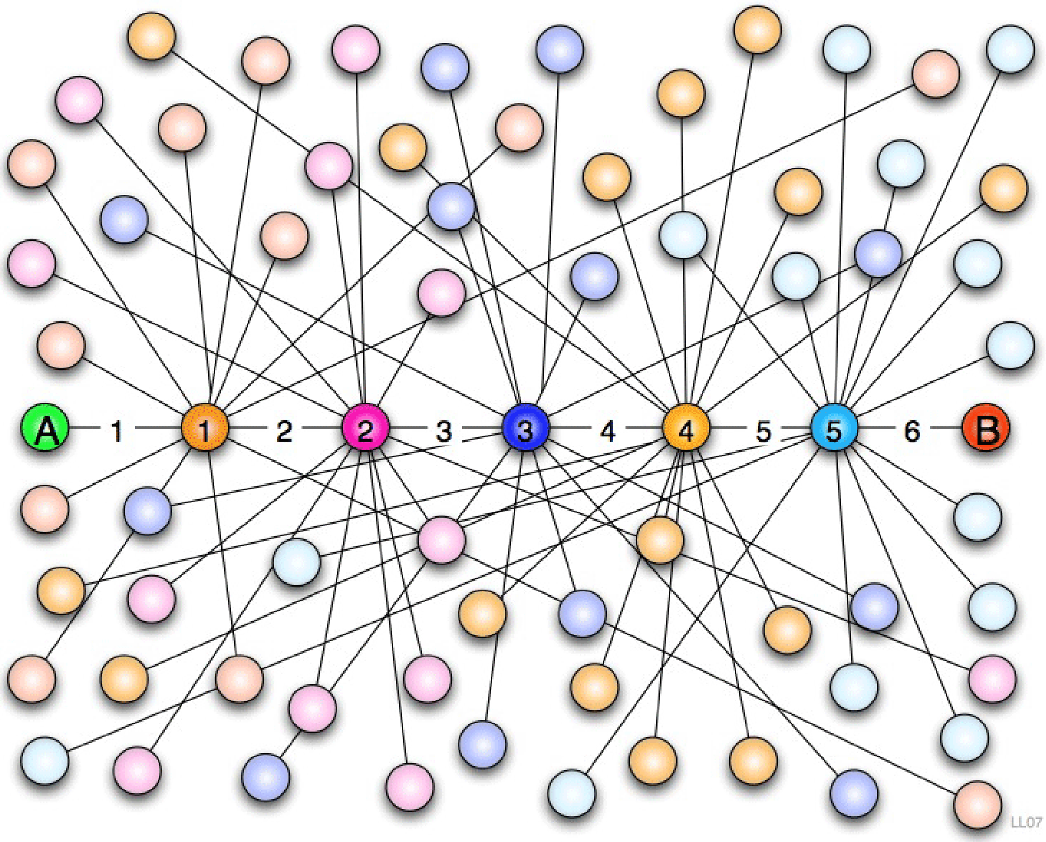
Формула справедлива и при наличии петель, если в степенях вершин учитывать их дважды.

Теорема 1 («Лемма о рукопожатиях»):

В конечном графе число вершин нечетной степени чётно.

Мир тесен

«Теория шести рукопожатий» - недоказанная теория, согласно которой любые два человека на Земле разделены не более чем пятью уровнями общих знакомых (и, соответственно, шестью уровнями связей).



«Звенья цепи» (Фридьеш Каринти, Венгрия, 1929) – первое упоминание?

Мир тесен

Эксперимент «Мир тесен»

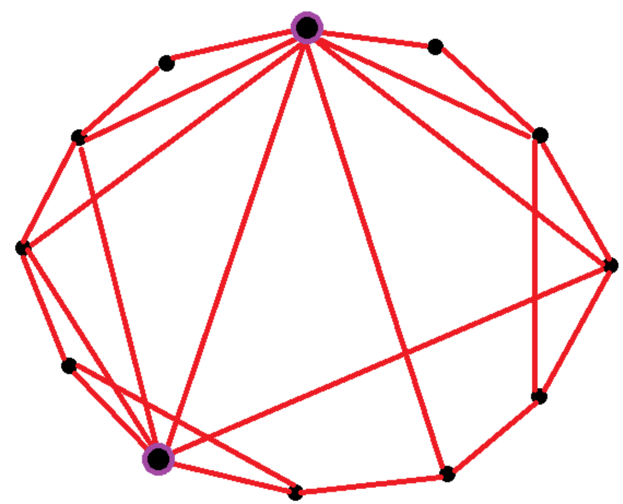
(Стэнли Милгрэм, 1967, США):

296 писем отправлено,

64 дошло до адресатов.

Средняя длина цепочки:

6 пересылок.



Граф «Мир тесен»: две произвольно взятые вершины с большой вероятностью несмежны, но могут быть соединены посредством небольшого числа рёбер.

Мир тесен

Число Эрдёша – длина кратчайшего пути соавторства по совместным научным публикациям от какого-либо учёного до венгерского математика Пала Эрдёша.

Эрдёш Пал

(1913 – 1996)

«another roof, another proof»

Постарел...

Однажды на вопрос о том, сколько ему лет, математик Пал Эрдеш ответил: «Два с половиной миллиарда. Потому что, когда я был совсем юным, ученые думали, что возраст Земли равен двум миллиардам лет, а теперь считается, что он уже равен четырем с половиной миллиардам лет». [36, стр. 27]

Мир тесен

Число Эрдёша – длина кратчайшего пути соавторства по совместным научным публикациям от какого-либо учёного до венгерского математика Пала Эрдёша.

EN (Эрдёш) = 0

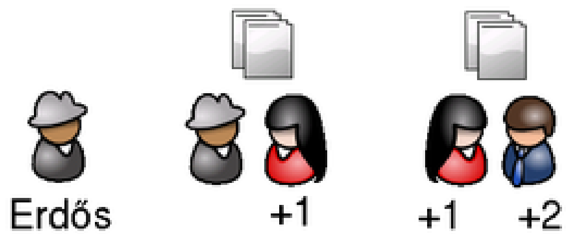
EN (соавторы Эрдёша) = 1

EN (Эйнштейн) = 2

EN (Фейнман) = 3

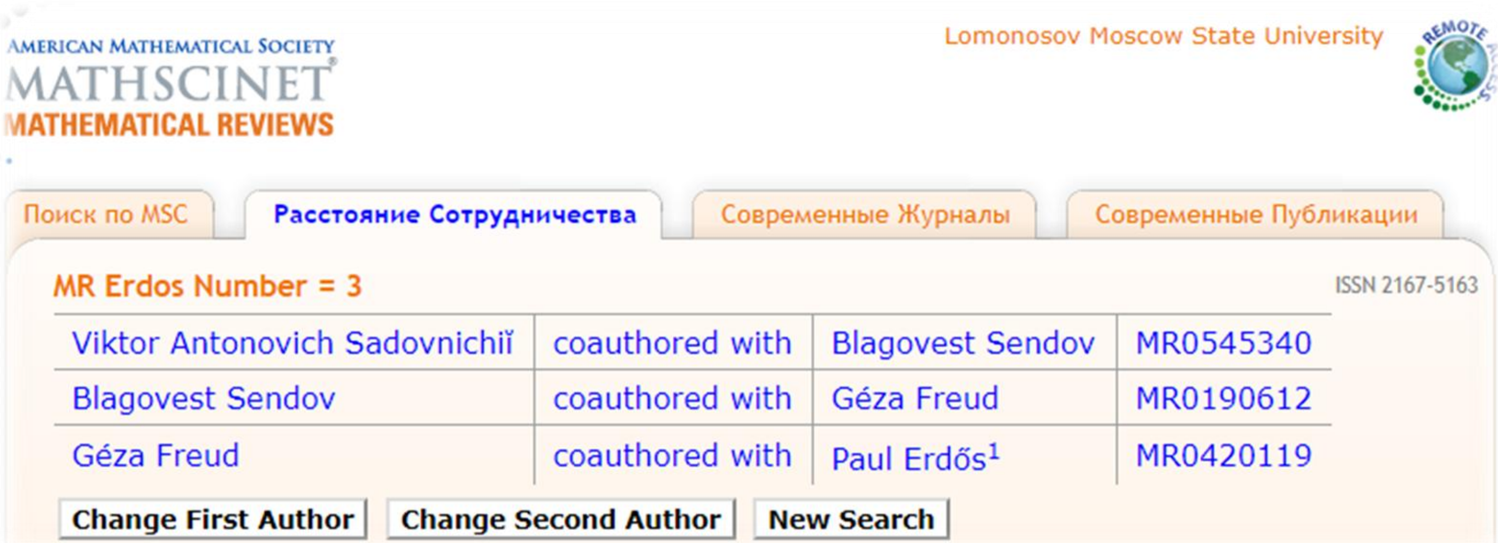
…

EN (Лаплас) = 14



Эрдёш Пал

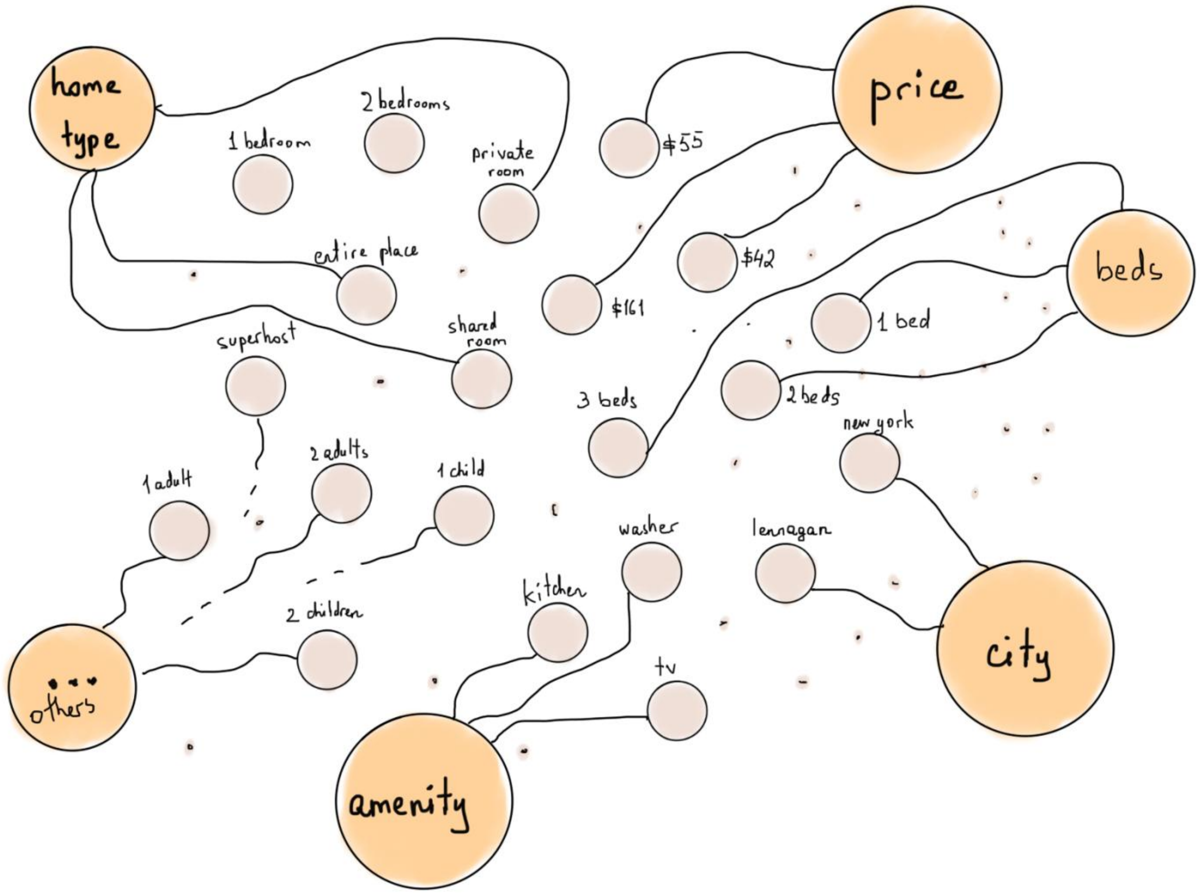
(1913 – 1996)



Viktor Antonovich Sadovnichiĭ	coauthored with	Blagovest Sendov	MR0545340
Blagovest Sendov	coauthored with	Géza Freud	MR0190612
Géza Freud	coauthored with	Paul Erdős[1]	MR0420119

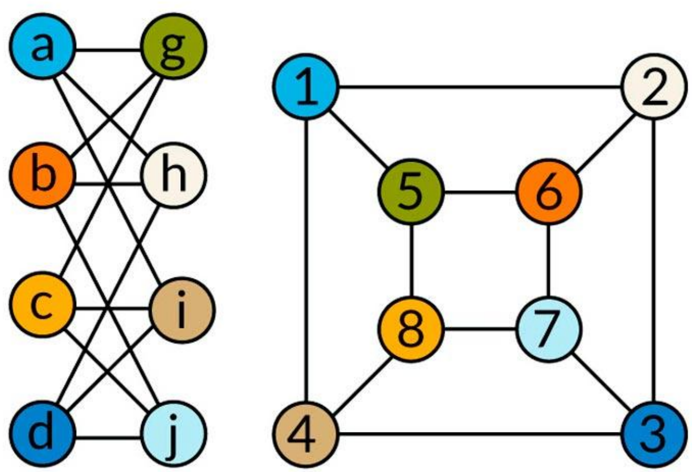
Двудольный граф

Граф *G = <V, E>* называется **двудольным**, если множество его рёбер разбито на два подмножества: *V = V1 U V2, V1 ∩ V2 = Ø*, и рёбрами связаны только вершины из разных подмножеств.



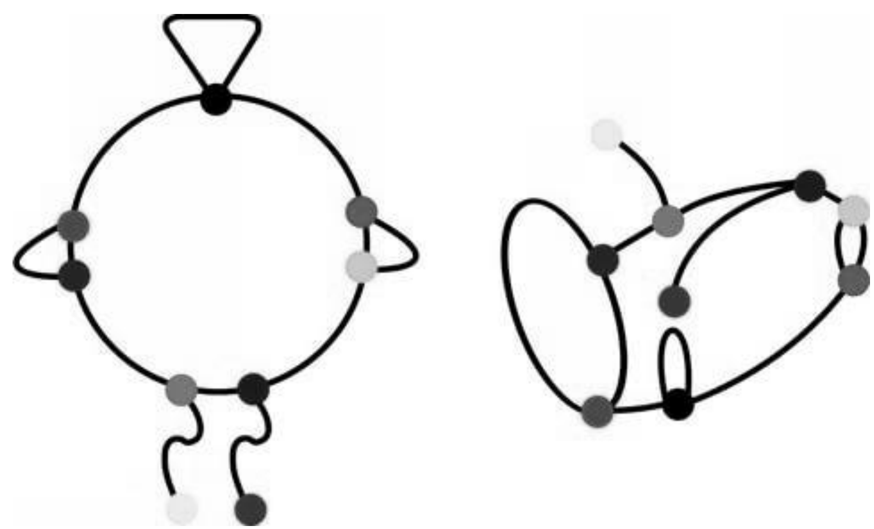
Изоморфизм

Графы $G = \langle V, E \rangle$ и $G' = \langle V', E' \rangle$ **изоморфны**, если существует такое взаимно-однозначное соответствие между множествами их вершин V и V', что вершины соединены ребрами в одном графе тогда и только тогда, когда соответствующие им вершины соединены ребрами в другом графе.



Изоморфизм

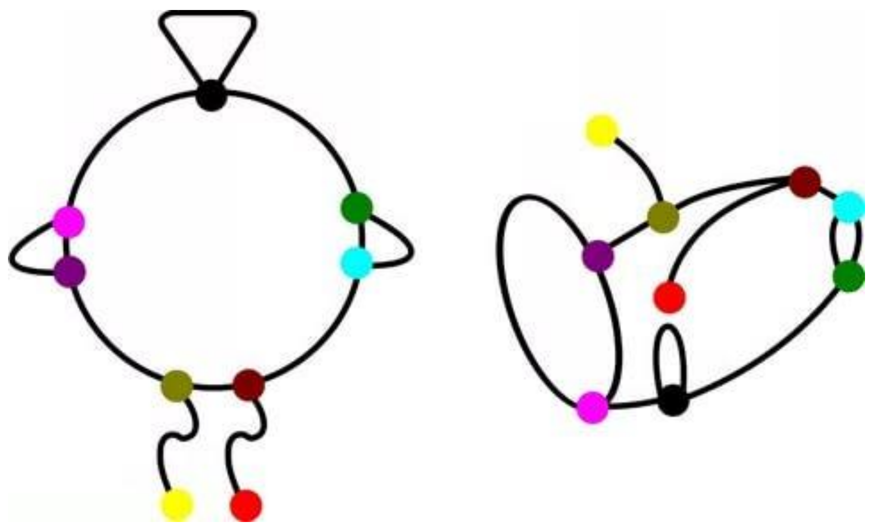
Графы *G* = <*V*, *E*> и *G'* = <*V'*, *E'*> **изоморфны**, если существует такое взаимно-однозначное соответствие между множествами их вершин *V* и *V'*, что вершины соединены ребрами в одном графе тогда и только тогда, когда соответствующие им вершины соединены ребрами в другом графе.



Изоморфны ли графы?

Изоморфизм

Графы G = <V, E> и G' = <V', E'> **изоморфны**, если существует такое взаимно-однозначное соответствие между множествами их вершин V и V', что вершины соединены ребрами в одном графе тогда и только тогда, когда соответствующие им вершины соединены ребрами в другом графе.

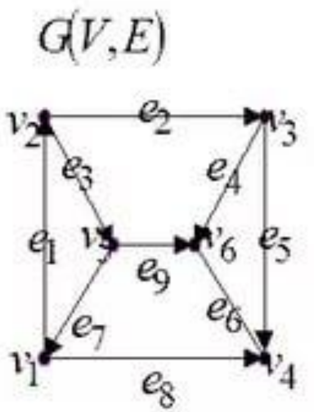


Изоморфны

Машинное представление графов

Матрица инцидентности – матрица со строками, соответствующими вершинам, и столбцами, соответствующими ребрам.

Для орграфов разные авторы используют разные варианты представления ребер *<x; y>*: либо (-1, 1), либо наоборот.



матрица инциденций графа

	e_1	e_2	e_3	e_4	e_5	e_6	e_7	e_8	e_9
v_1	1	0	0	0	0	0	−1	1	0
v_2	−1	1	1	0	0	0	0	0	0
$A = v_3$	0	−1	0	1	1	0	0	0	0
v_4	0	0	0	0	−1	−1	0	−1	0
v_5	0	0	−1	0	0	0	1	0	1
v_6	0	0	0	−1	0	1	0	0	−1

Рисунок 3.3

Худший способ представления графа:

- требует m x n ячеек памяти
- неудобный доступ.

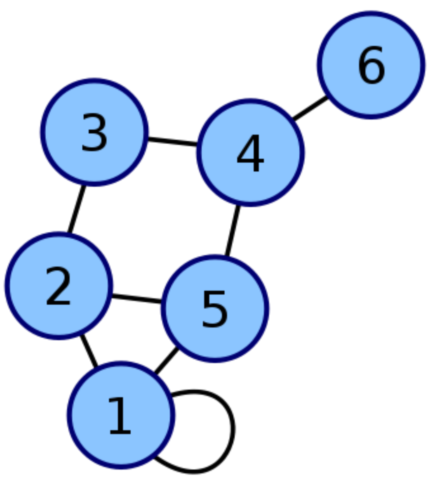
Проверка существования ребра между вершинами требует перебора всех столбцов

Машинное представление графов

Матрица смежности (вершин) – матрица *n x n* с индексами *Bij = 1*, если существует ребро из вершины *vi* в вершину *vj,* и нулю в остальных случаях. Для неографа симметрична.

Проверка существования ребра между вершинами выполняется за один шаг.

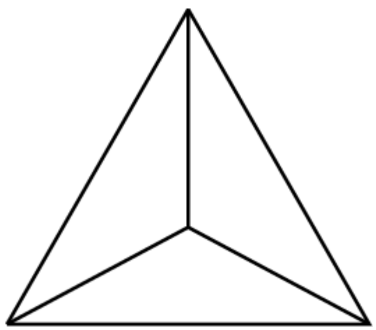
Прежний недостаток: требует *n x n* ячеек памяти.



$$\begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

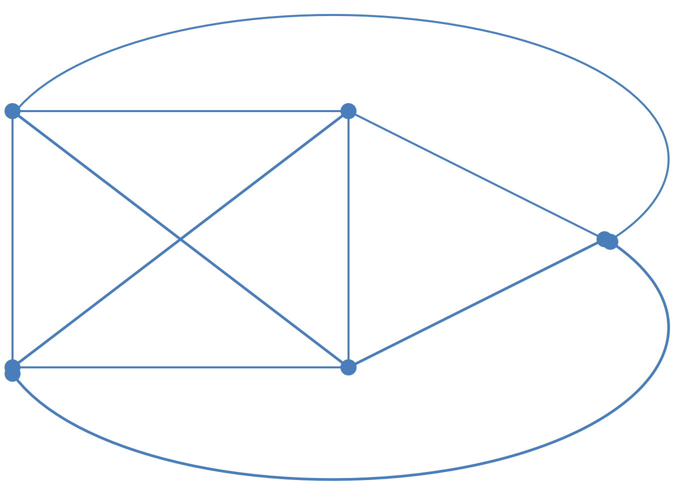
Машинное представление графов

Матрица смежности (вершин) – матрица *n x n* с индексами *Bij = 1*, если существует ребро из вершины *vi* в вершину *vj*, и нулю в остальных случаях. Для неографа симметрична.



Полный граф!

$$\begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

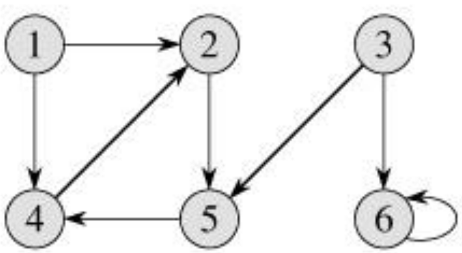


?

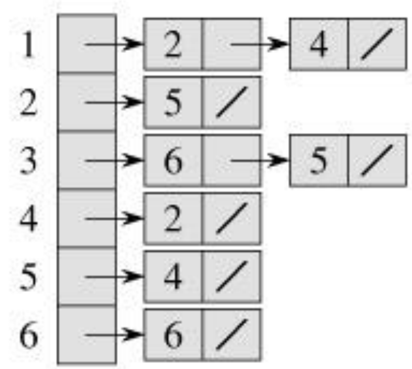
Машинное представление графов

Список инцидентности (ребер) – 2 столбца по m ячеек с указанием вершин, инцидентных данному ребру. Наиболее компактный способ представления графов.

Список смежности (вершин) – список вершин, смежных с данной. Требует O(m+n) ячеек. Для разреженных графов - наиболее удобный способ хранения.



(a)

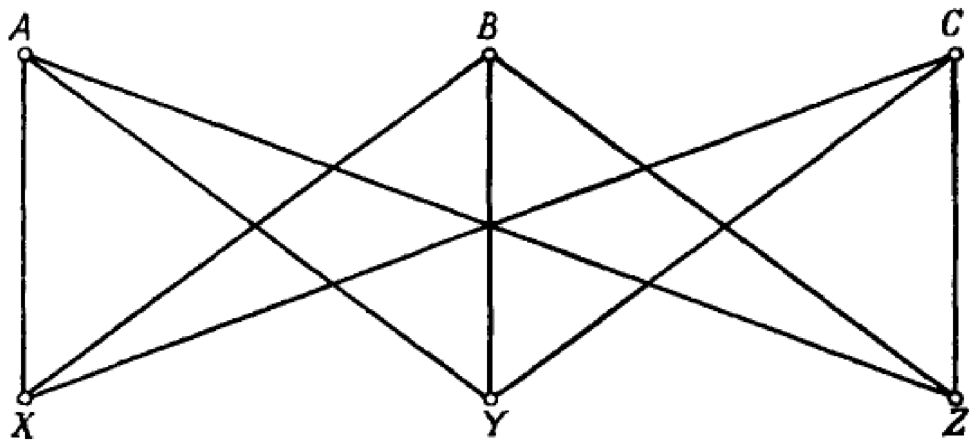


(b)

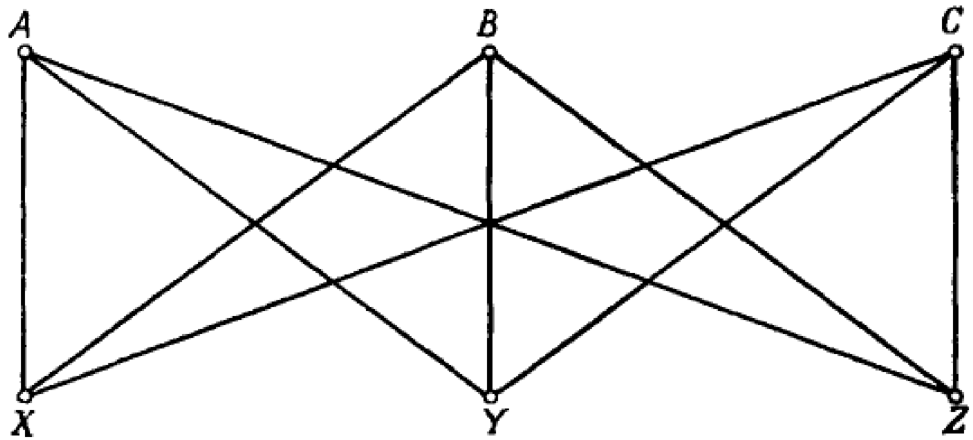
	1	2	3	4	5	6
1	0	1	0	1	0	0
2	0	0	0	0	1	0
3	0	0	0	0	1	1
4	0	1	0	0	0	0
5	0	0	0	1	0	0
6	0	0	0	0	0	1

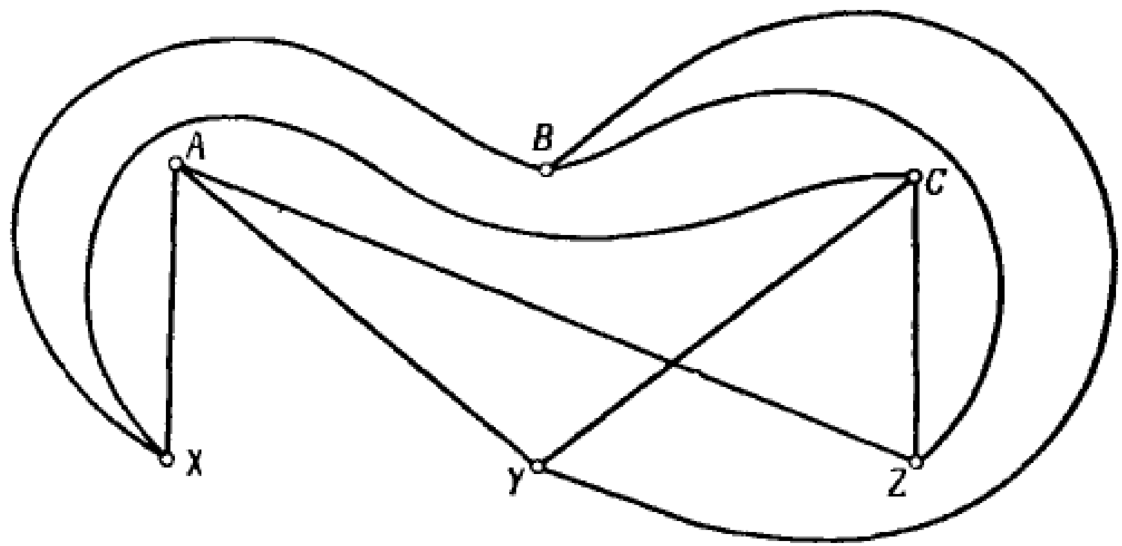
(c)

Задача о домиках и колодцах



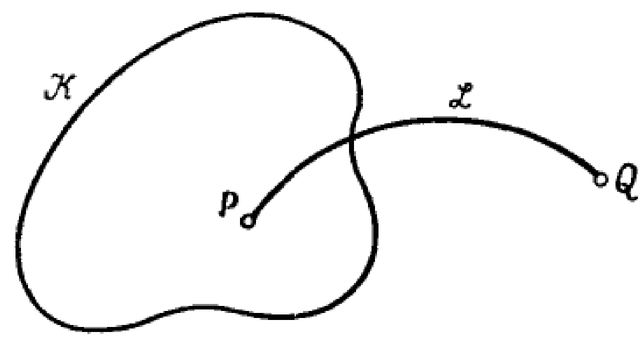
Задача о домиках и колодцах



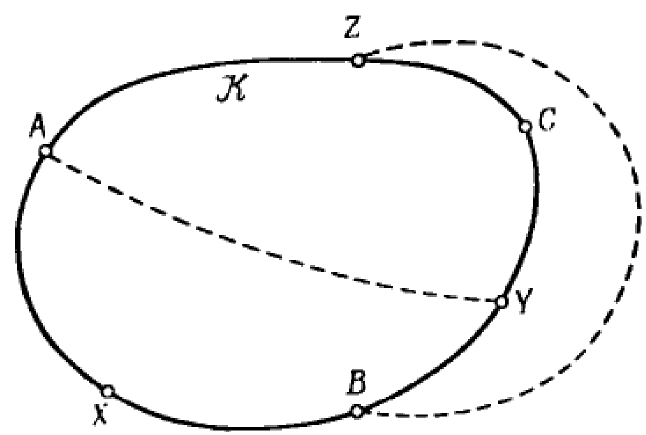


Задача о домиках и колодцах

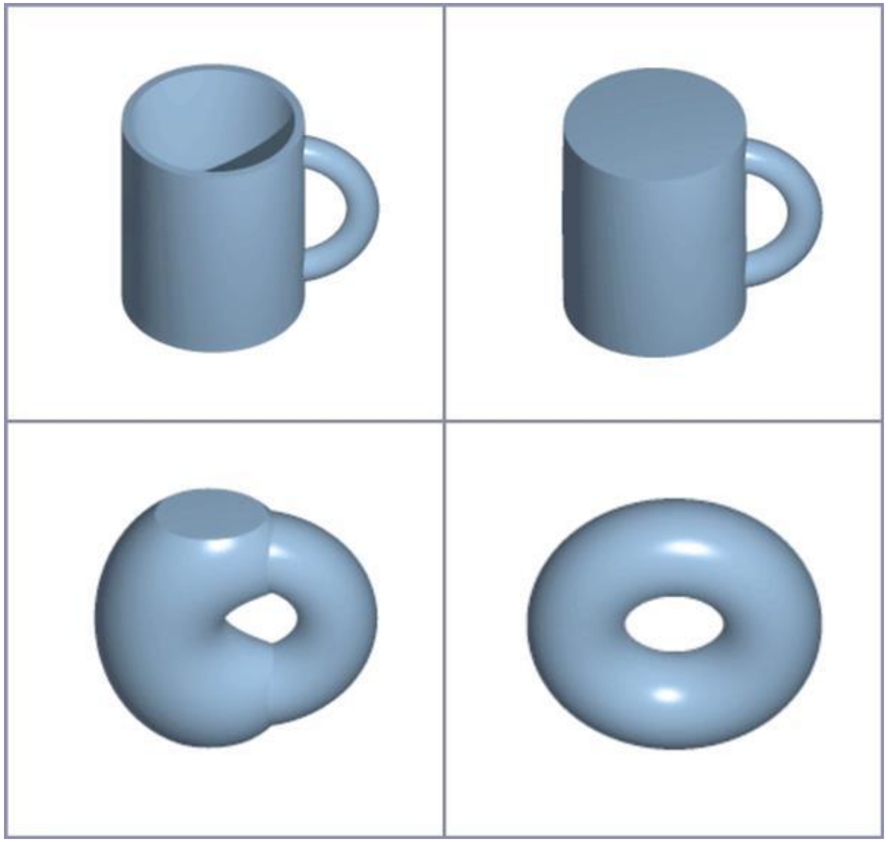
Теорема Жордана о кривых. Пусть $\mathscr{K}$ - непрерывная замкнутая линия на плоскости. Тогда любая непрерывная линия $\mathscr{L}$, соединяющая произвольную точку $\mathcal{P}$ из внутренней области и произвольную точку $\mathcal{Q}$ из внешней области, пересекает $\mathscr{K}$.



Следствие. Если точки $\mathcal{A}$ и $\mathcal{Y}$, лежащие на кривой $\mathscr{K}$, соединить кривой $\mathscr{AY}$, не имеющей с $\mathscr{K}$ общих точек, кроме $\mathcal{A}$ и $\mathcal{Y}$, то эта кривая будет лежать либо внутри $\mathscr{K}$, либо вне.

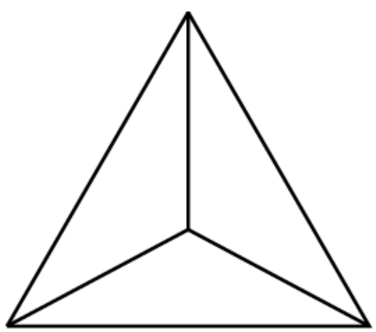


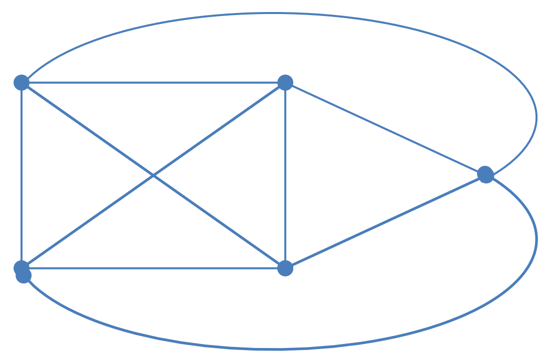
Задача о домиках и колодцах



Плоские графы

Планарный граф — граф, который может быть изображён на плоскости без пересечения рёбер. Иначе говоря, граф планарен, если он изоморфен некоторому плоскому графу, то есть графу, изображённому на плоскости так, что его вершины — это точки плоскости, а рёбра — непересекающиеся кривые на ней. Области, на которые граф разбивает плоскость, называются его гранями. Неограниченная часть плоскости — тоже грань, так называемая внешняя грань.



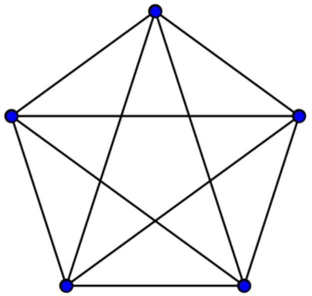


Формула Эйлера для плоского графа. Число вершин *V*, ребер *E* и граней *F* для плоского графа *G* связаны соотношением

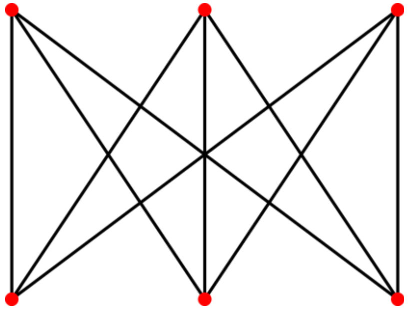
$$|V(G)| - |E(G)| + |F(G)| = 2.$$

Эта же формула справедлива и для многогранников, топологически эквивалентных сфере.

Плоские графы



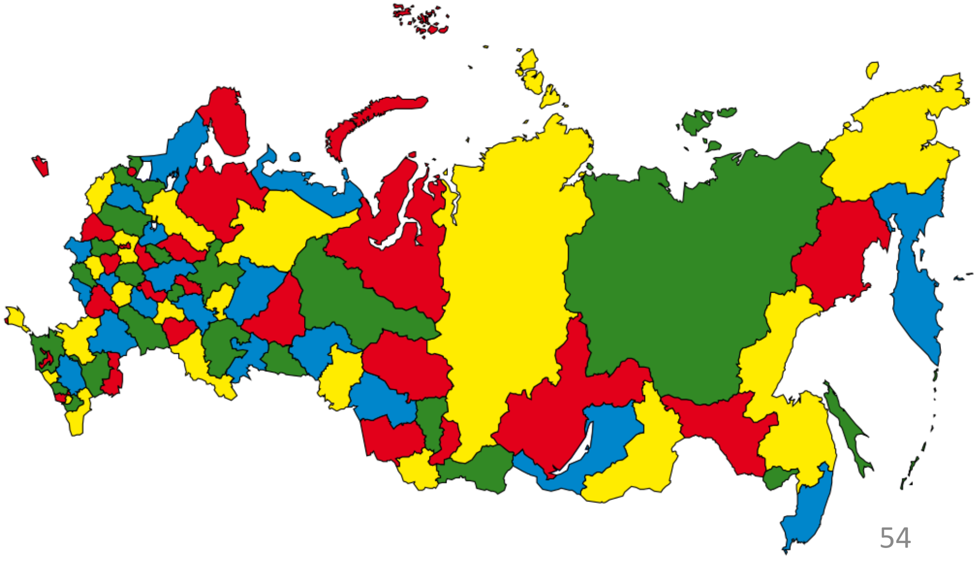
Следствие. Если каждая грань ограничена не менее чем тремя рёбрами и каждое ребро разделяет две грани, то $2\ |E(G)| \geq 3\ |F(G)|$, и, подставляя в предыдущее выражение (проверьте!), получаем



$$E(G)| \leq 3\ |V(G)| - 6.$$

т.е. **при достаточно большом числе рёбер граф заведомо не планарен** (обратное неверно).

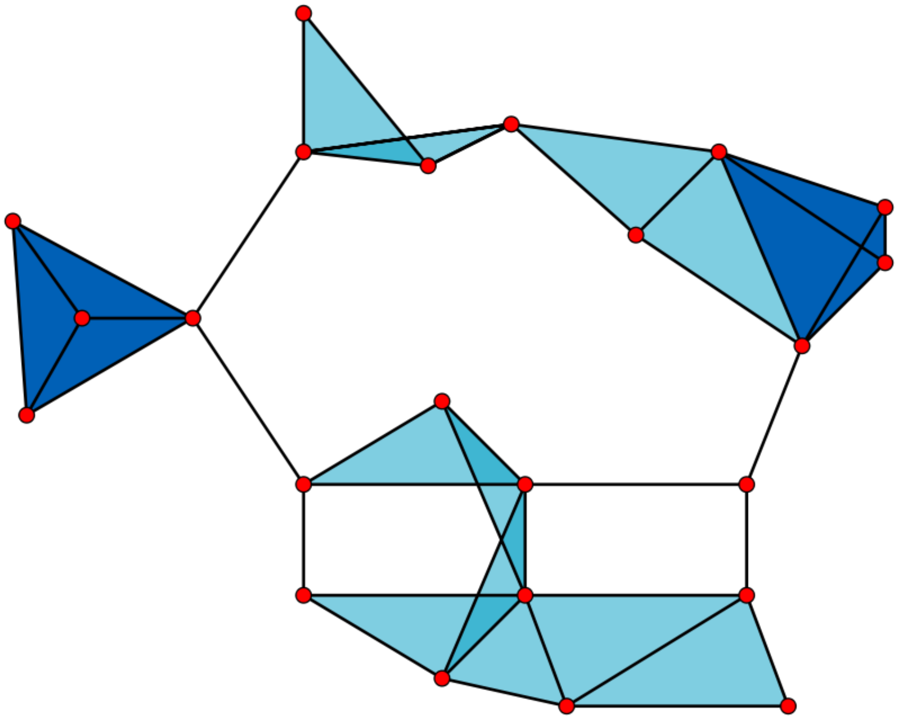
Задача о раскраске графа (1852). Плоский граф всегда можно раскрасить четырьмя красками так, чтобы никакие две соседние грани не были одного цвета (доказана вычислительно в 1976 г.).



Задача о клике

Кликой в неориентированном графе *G = <V, E>* называется подмножество вершин *C*, принадлежащее *V*, такое что для любых двух вершин в *C* существует ребро, их соединяющее. Это эквивалентно утверждению, что подграф, порождённый подмножеством *C*, является полным.

Задача о клике: определить, существует ли в заданном графе *G* клика размера *k, или* найти в заданном графе *G* клику максимального размера. Относится к классу **NP-полных задач**. Используется, в частности, для проведения кластеризации.



Generalized gene co-expression analysis via subspace clustering using low-rank representation (2019)

Пути и циклы в графах

Путем в графе $G = \langle V, E \rangle$ называют последовательность рёбер вида $\langle e(1), e(2), \ldots, e(n-1) \rangle = S = \langle (v(1), v(2)), (v(2), v(3)), \ldots, (v(n-1), v(n)) \rangle$. Говорят, что этот путь идёт из $v(1)$ в $v(n)$ и имеет длину (n-1) (если веса рёбер равны 1).

Путь называют **простым**, если все рёбра и вершины на нём различны, кроме быть может первой и последней.

Цикл – это простой путь длины не менее 1, который начинается и заканчивается в одной вершине. В простом неографе длина цикла не меньше 3**.**

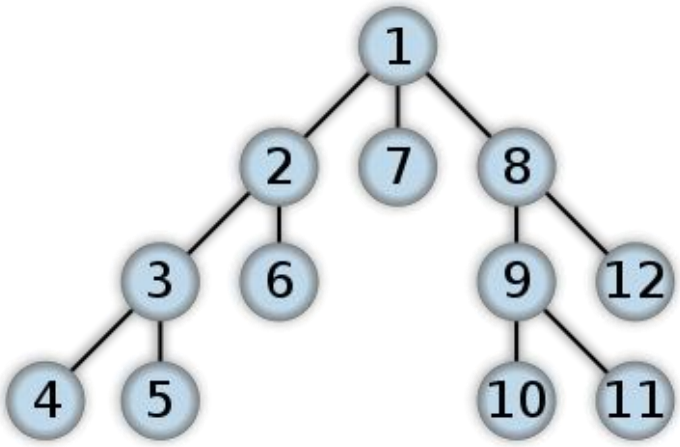
Для нахождения пути между заданными вершинами *u* и *v* могут быть использованы два вида поиска: **в глубину и в ширину**. При поиске в глубину последовательность вершин, определяющих путь между *u* и *v* уже содержится в памяти алгоритма на момент обнаружения вершины v. Однако этот путь может быть не кратчайшим.

Поиск в графе

Поиск в глубину:

Начинаем с некоторой вершины *v(0)*, затем переходим к произвольной вершине *u*, смежной с *v(0)*, и повторяем процесс. В общем случае, при нахождении в вершине v проверяем наличие ещё не посещённых смежных вершин. Если такие существуют, то переходим к одной из них и повторяем процедуру. В противном случае отмечаем вершину *v*, как посещённую, и возвращаемся в ту вершину, откуда попали в *v*.

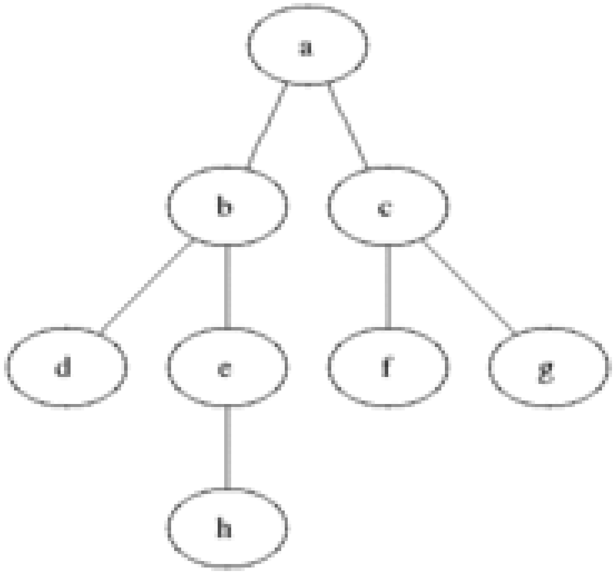
Каждая вершина посещается не более одного раза и можно показать, что сложность этого алгоритма $O(n + m)$.



Поиск в графе

Поиск в ширину:

Начиная с вершины-источника *u*, рассмотрим все рёбра *(u,v)*, выходящие из этой вершины. Если очередная вершина *v* является искомой, то поиск завершается; в противном случае вершина *v* добавляется в очередь. После того, как будут проверены все рёбра, выходящие из вершины *u*, из очереди извлекается следующая вершина *u'*, и процесс повторяется. Сложность этого алгоритма также *O(n + m)*.



Белый — вершина, которая еще не обнаружена.

Серый — вершина, уже обнаруженная и добавленная в очередь.

Черный — вершина, извлечённая из очереди.

Связность графов

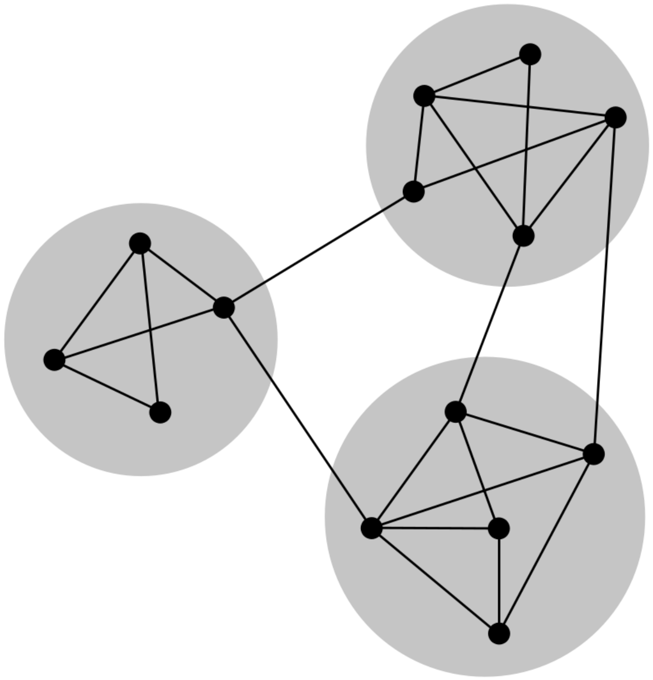
Пусть G – неограф. **Две вершины a и b называются связанными, если существует путь S с начальной вершиной a и конечной вершиной b.**

Граф называется **связным**, если связана любая пара его вершин.

Для всякого графа существует такое разбиение множества его вершин на попарно непересекающиеся множества V_i

$$V = \bigcup_{i=1}^{k} V_i$$

что вершины в каждом V_i связаны, а вершины из различных V_i не связаны. В этом случае граф состоит из k непересекающихся связных подграфов – k *компонентов связности*.



Связность графов

Теорема 2: Если в конечном неориентированном простом графе G ровно две вершины a и b имеют нечетную степень, то они связаны.

По теореме 1 каждый конечный граф имеет четное число вершин нечетной степени, это же верно и для компонент.

Теорема 3: Если неориентированный простой граф G имеет n вершин и k связных компонент, то максимальное число рёбер в G

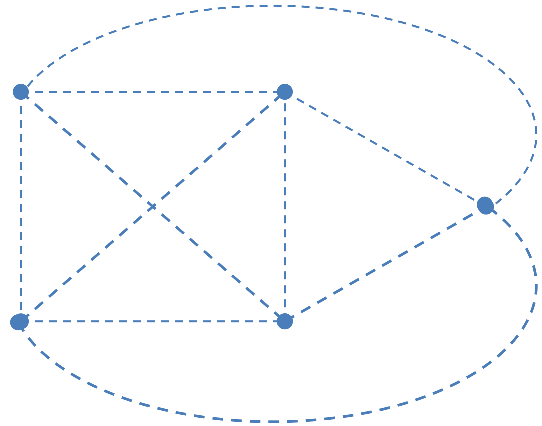
$$N(n, k) = \tfrac{1}{2}\,(n - k)\,(n - k + 1)$$

Доказательство опустим.

Теорема 4 (следствие): Простой неограф с n вершинами и числом рёбер m, большим, чем $N(n, 2) = \tfrac{1}{2}\,(n - 2)\,(n - 1)$, связан.

Обязательно ли будет ли связан граф G

при n = 5 и m = 5? m = 6? m = 7?



Деревья

Связный неограф называется деревом, если он не имеет циклов. Кроме того, дерево не имеет петель и кратных ребер.

Дерево может быть укорененным и неукорененным.

Лес – упорядоченное множество упорядоченных деревьев.

Двоичное дерево – ориентированное дерево, в котором исходящие степени вершин (число исходящих рёбер) не превосходят 2.

Длина ребра – число, соотнесенное с каждым ребром и обозначающее, **в каком-то смысле**, расстояние между двумя вершинами, соединенными этим ребром.

Длина пути – сумма всех длин ребер, составляющих путь.

Теорема 5: В дереве любые две вершины связаны единственным простым путем.

Док-во: Если бы путей было 2, то был бы цикл.

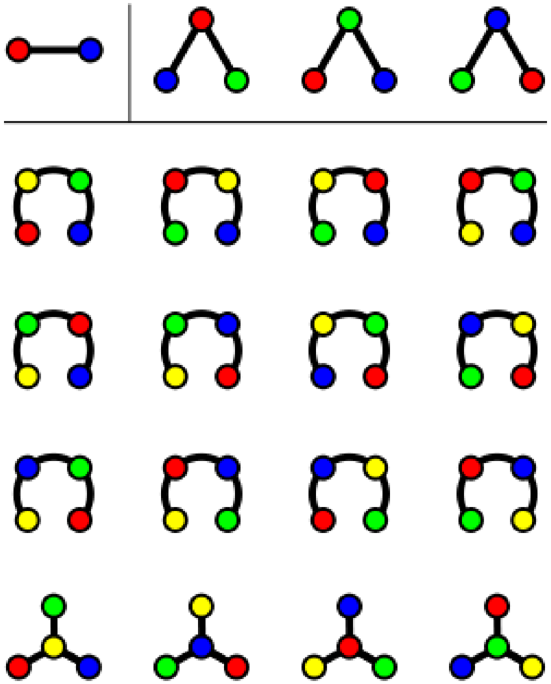
Деревья

Теорема 7: Любое дерево с n вершинами содержит *(n – 1)* ребро.

Док-во: По индукции по числу вершин. Для *n = 1* очевидно. Пусть *n > 1*. Тогда в дереве существует концевая вершина v, удаляя которую вместе с инцидентным ребром (*u, v*), получим дерево с *(n – 1)* вершиной, которое, по предположению, имеет *(n – 2)* ребра. Значит, в исходном дереве было *(n – 2 + 1)* = *(n – 1)* ребро.

Теорема 8: Число различных деревьев, которые можно построить на *n* маркированных вершинах, равно *n^(n-2)* (**Теорема Кэли**).

Для деревьев с немаркированными вершинами формулы не существует (?).



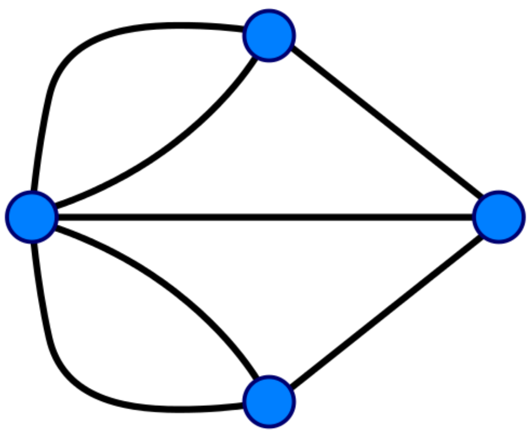
Эйлеровы пути и циклы

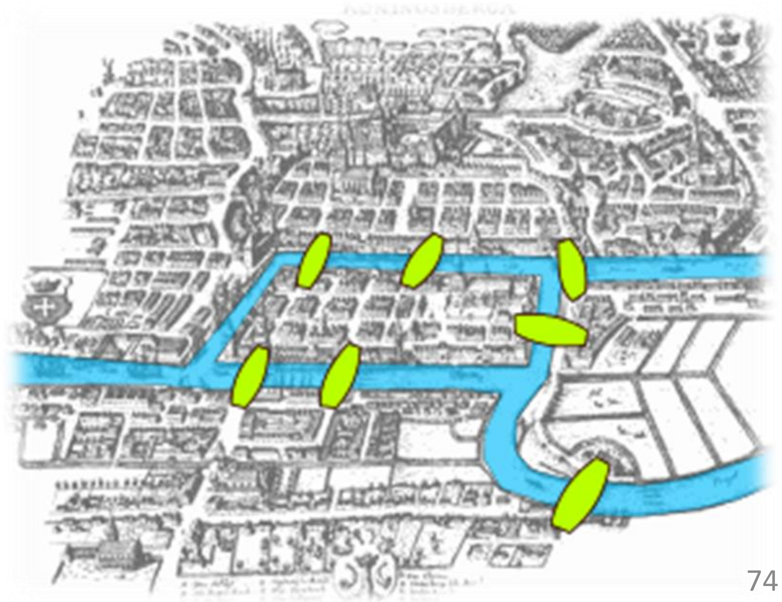
Эйлеровым путем в графе G называется произвольный путь, проходящий **через каждое ребро** графа в точности один раз. Если начальная и конечная вершины совпадают, то путь называется **эйлеровым циклом**.

Теорема 11: Эйлеров **путь** в простом неографе существует тогда и только тогда, когда граф связный и содержит не более 2 вершин нечетной степени.

Теорема 12: Эйлеров **цикл** в простом неографе существует тогда и только тогда, когда граф связный и степени всех его вершин четные.

Доказательство традиционно опустим ☺





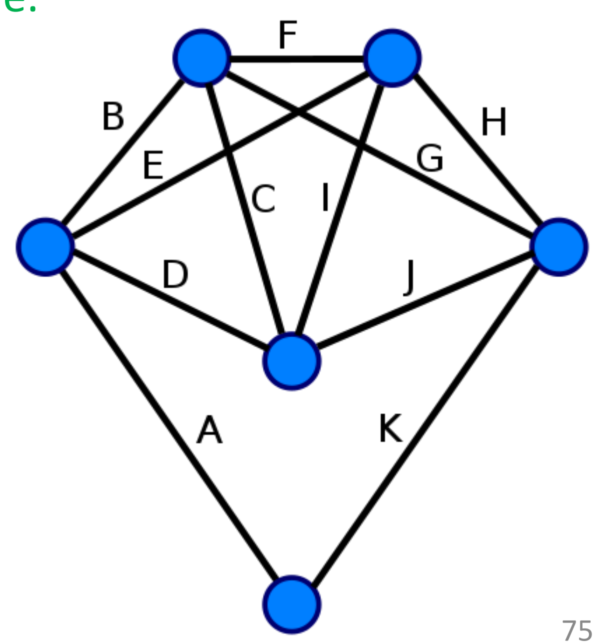
Эйлеровы пути и циклы

Эйлеровым путем в графе G называется произвольный путь, проходящий **через каждое ребро** графа в точности один раз. Если начальная и конечная вершины совпадают, то путь называется **эйлеровым циклом**.

Теорема 11: Эйлеров **путь** в простом неографе существует тогда и только тогда, когда граф связный и содержит не более 2 вершин нечетной степени.

Теорема 12: Эйлеров **цикл** в простом неографе существует тогда и только тогда, когда граф связный и степени всех его вершин четные.

Доказательство традиционно опустим ☺



Задача коммивояжера

(Travelling salesman problem, TSP)

Поиск самого выгодного маршрута, проходящего через ряд городов хотя бы по одному разу с последующим возвратом в исходный город.

(n – 1)!/2 маршрутов для n городов

Оптимальный маршрут коммивояжёра через 15 крупнейших городов Германии. Указанный маршрут является самым коротким из всех возможных 43 589 145 600 вариантов.

Вычислительные решения:

2001: 15 тыс точек, 22 CPU-года

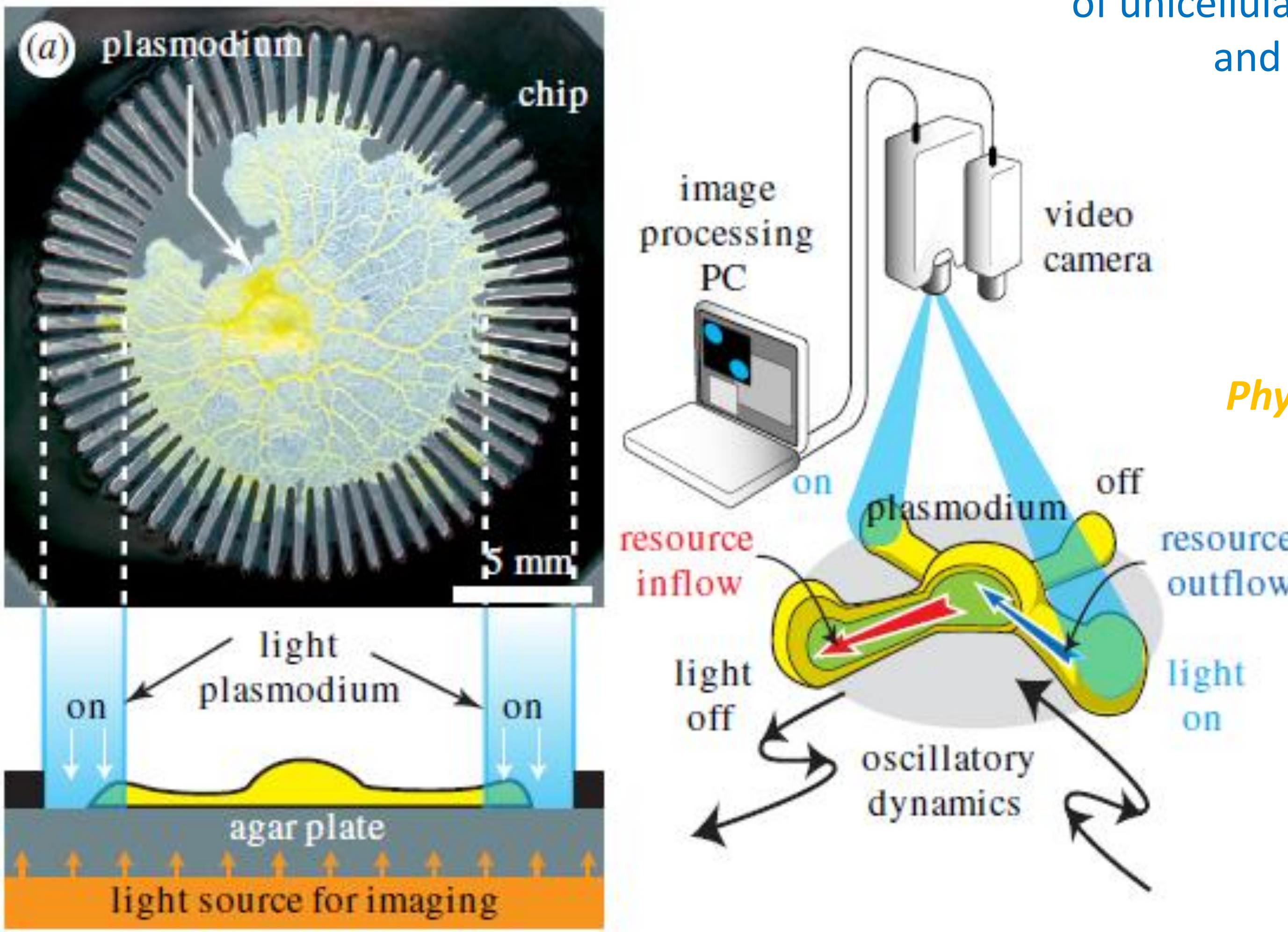
2005: 34 тыс точек, 16 CPU-лет

2006: 86 тыс точек, 136 CPU-лет

Задача коммивояжера

(Travelling salesman problem, TSP)

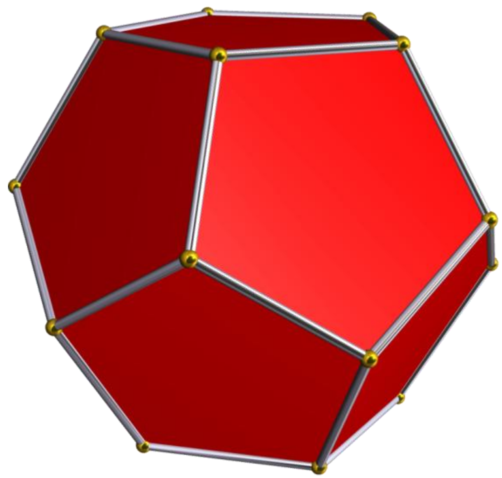
Remarkable problem-solving ability of unicellular amoeboid organism and its mechanism (2018)

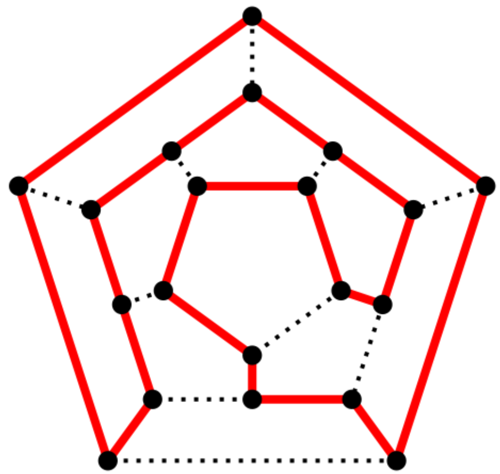


Physarum polycephalum

Гамильтоновы пути и циклы

«Путешествие вокруг света» (1859)





Уильям Роуэн Гамильтон (1805 — 1865)

Простой путь (цикл) называется **гамильтоновым путем (циклом)**, если он проходит **через каждую вершину** графа ровно один раз.

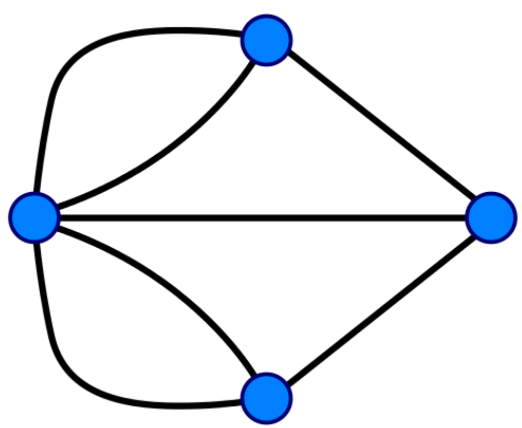
В отличие от эйлеровых путей, неизвестно ни одного простого необходимого и достаточного условия для существования гамильтоновых путей и циклов.

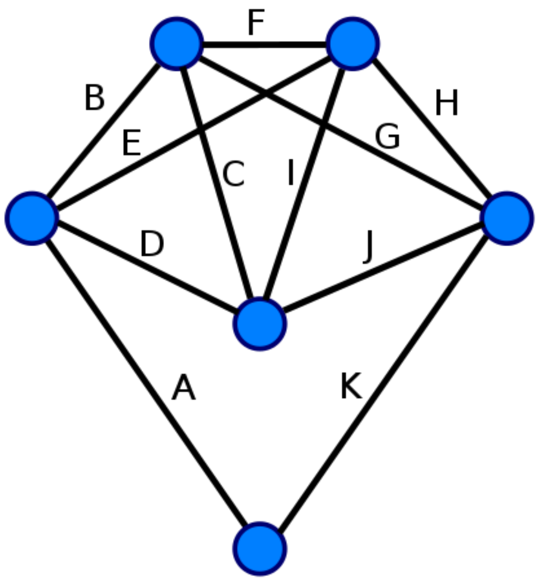
Неизвестен и алгоритм, проверяющий существование такого пути в произвольном графе за полиномиальное время от числа вершин *n* (NP-полная задача).

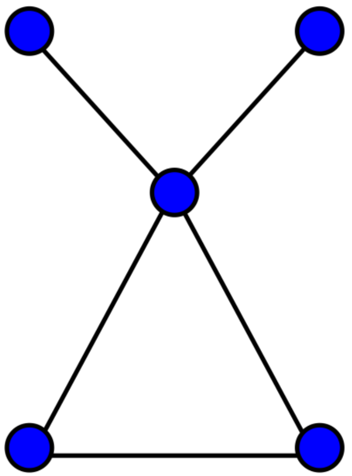
Гамильтоновы пути и циклы

Теорема 17: Если в графе *G* с *n* вершинами для любой пары вершин *vi* и *vj* имеет место соотношение $\rho(vi) + \rho(vj) \geq (n - 1)$, то граф *G* имеет **гамильтонов путь**. Если $\rho(vi) + \rho(vj) \geq n$, то имеет **гамильтонов цикл**.

Условие Поша: Пусть граф *G* имеет $p > 2$ вершин. Если для всякого n, $0 < n < (p-1)/2$, число вершин со степенями меньшими или равными *n* меньше, чем *n*, и для нечетного *p* число вершин со степенью $(p-1)/2$ не превосходит $(p-1)/2$, то *G* — гамильтонов граф. **Это достаточное условие не является необходимым**.







Гамильтоновы пути и циклы

Теорема 17: Если в графе *G* с *n* вершинами для любой пары вершин *vi* и *vj* имеет место соотношение $\rho(vi) + \rho(vj) \geq (n - 1)$, то граф *G* имеет **гамильтонов путь**. Если $\rho(vi) + \rho(vj) \geq n$, то имеет **гамильтонов цикл**.

Условие Поша: Пусть граф *G* имеет $p > 2$ вершин. Если для всякого n, $0 < n < (p-1)/2$, число вершин со степенями меньшими или равными *n* меньше, чем *n*, и для нечетного *p* число вершин со степенью $(p-1)/2$ не превосходит $(p-1)/2$, то *G* — гамильтонов граф. **Это достаточное условие не является необходимым**.

Условие Дирака: пусть *p* — число вершин в данном графе и $p > 3$; если степень каждой вершины не меньше, чем p/2, то данный граф — гамильтонов.

Условие Оре: пусть *p* — число вершин в данном графе и $p > 2$. Если для любой пары несмежных вершин (x, y) выполнено неравенство $\rho(x) + \rho(y) \geq p$, то данный граф — гамильтонов.

Последовательности и графы де Брёйна

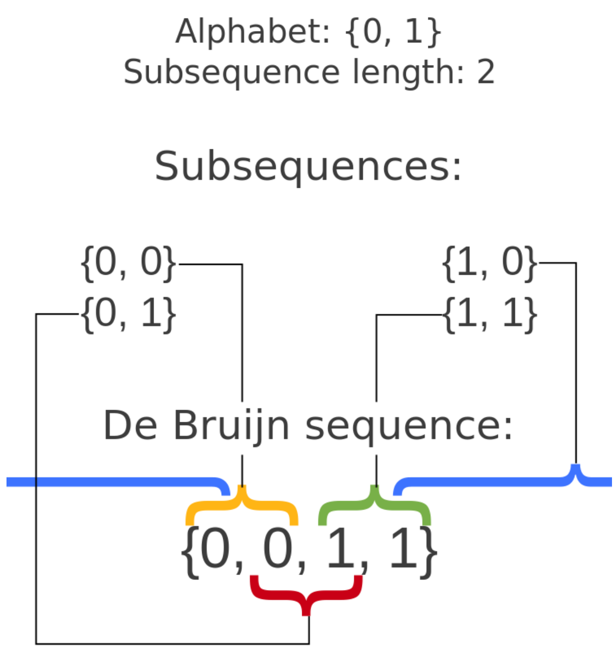
Последовательностью де Брёйна порядка *n* на алфавите *A* размера *k* называется такая циклическая последовательность *B(k, n)*, в которой **единожды** встречаются **все** возможные последовательности длины *n* составленные из букв алфавита *A*.

Длина такой последовательности *k^n*, что также является числом различных строк длины *n* из алфавита *A*.

Николас де Брёйн

(1918 – 2012)

EN = 1



Число различных последовательностей *B(k, n)* =

$$\frac{(k!)^{k^{n-1}}}{k^n}$$

Последовательности и графы де Брёйна

Последовательностью де Брёйна порядка *n* на алфавите *A* размера *k* называется такая циклическая последовательность *B(k, n)*, в которой **единожды** встречаются **все** возможные последовательности длины *n* составленные из букв алфавита *A*.

Длина такой последовательности *k^n*, что также является числом различных строк длины *n* из алфавита *A*.

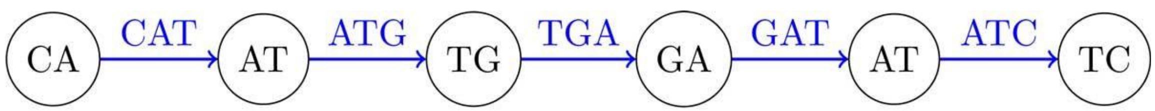
Николас де Брёйн
(1918 – 2012)
EN = 1

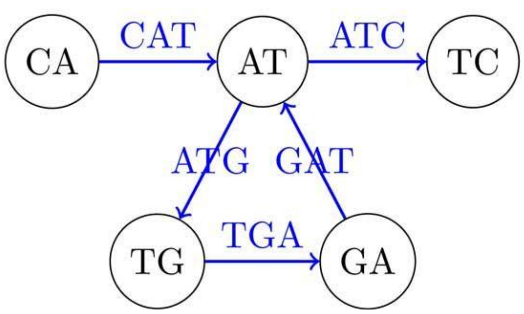
Является ли последовательность символов последовательностью де Брёйна *B(4, 2)?*

TAACAGATCCGCTGGT

Последовательности и графы де Брёйна

Граф де Брёйна — ориентированный граф с *k^n* вершинами, соответствующими *k^n* различных наборов длины *n* с элементами из алфавита *A* размера *k*, в котором из вершины *(x(1), …, x(n))* в вершину *(y(1), …, y(n))* ребро ведёт в том и только том случае, когда *x(i) = y(i-1)*; при этом самому ребру можно сопоставить набор длины *n+1*: *(x(1), x(2), …, x(n), y(n)) = (x(1), y(1), …, y(n-1), y(n))*.





Последовательности и графы де Брёйна

Последовательность де Брёйна может быть получена посредством нахождения **гамильтонова цикла** в n-мерном графе де Брёйна или, что то же, **эйлерова цикла** в (n – 1)-мерном графе де Брёйна.

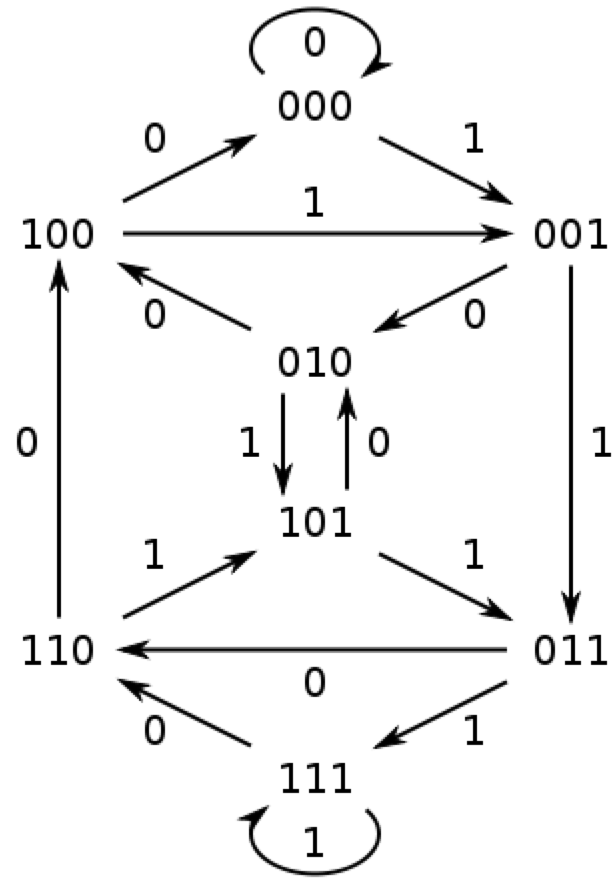
Рассмотрим построение последовательности B(k = 2, n = 4) длиной 2^4 = 16 с использованием эйлерова цикла на (n – 1) = 3-мерном графе.

Существует ли такой цикл?

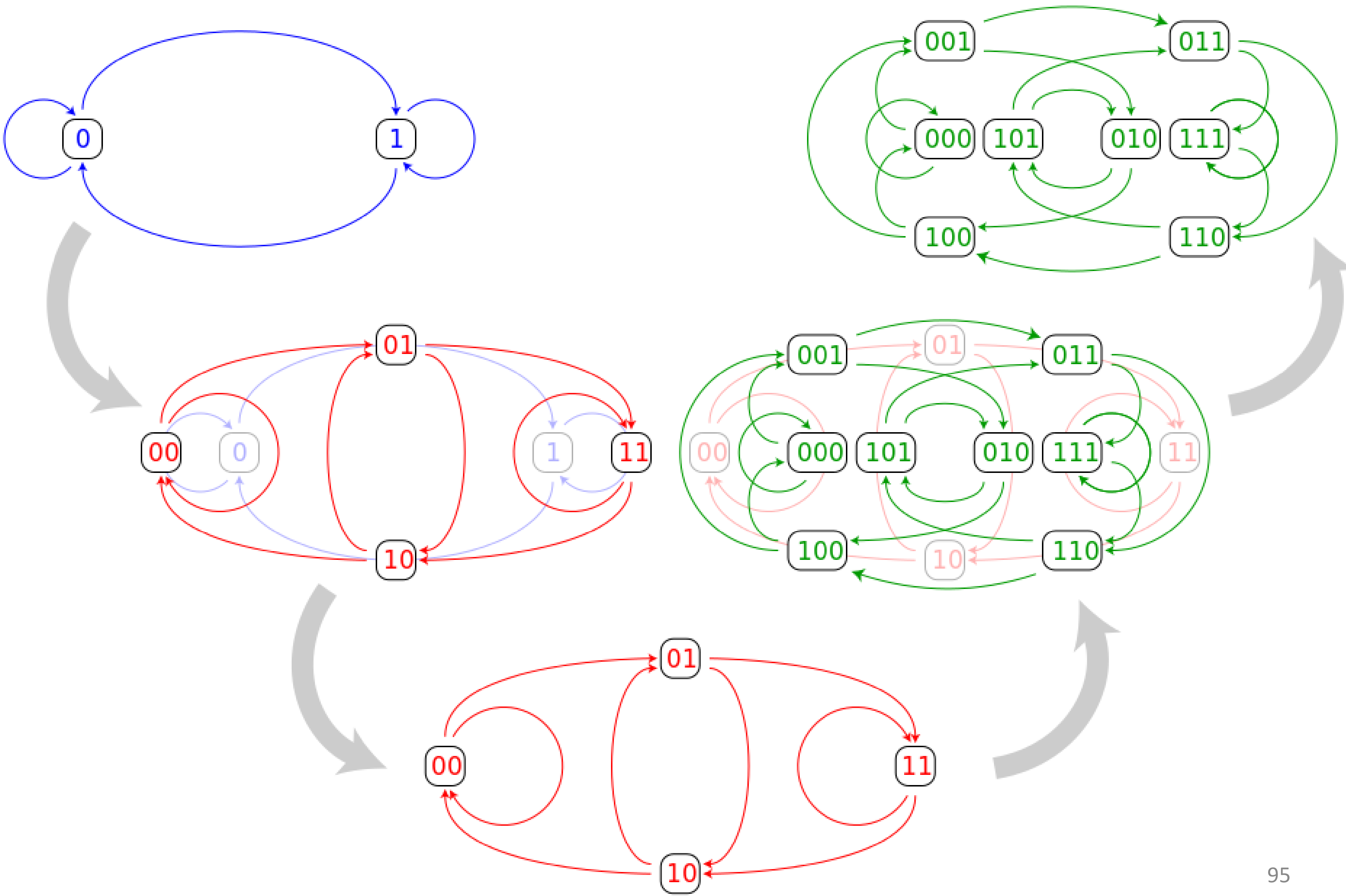
Да! Ибо у всех вершин чётная степень.

Например, список вершин цикла может быть таков: 000, 000, 001, 011, 111, 111, 110, 101, 011, **110**, 100, 001, 010, 101, 010, 100, 000.

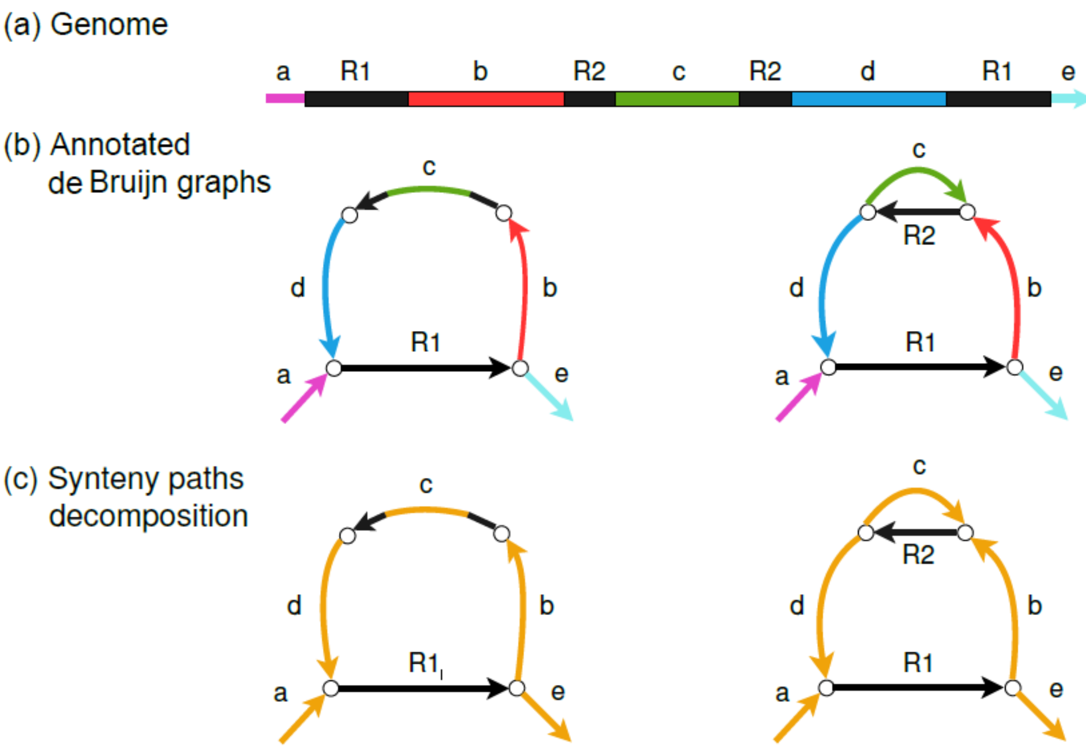
Тогда B(2, 4) = 0 0 0 0 1 1 1 1 0 **1 1 0** 0 1 0 1 (0 0…)



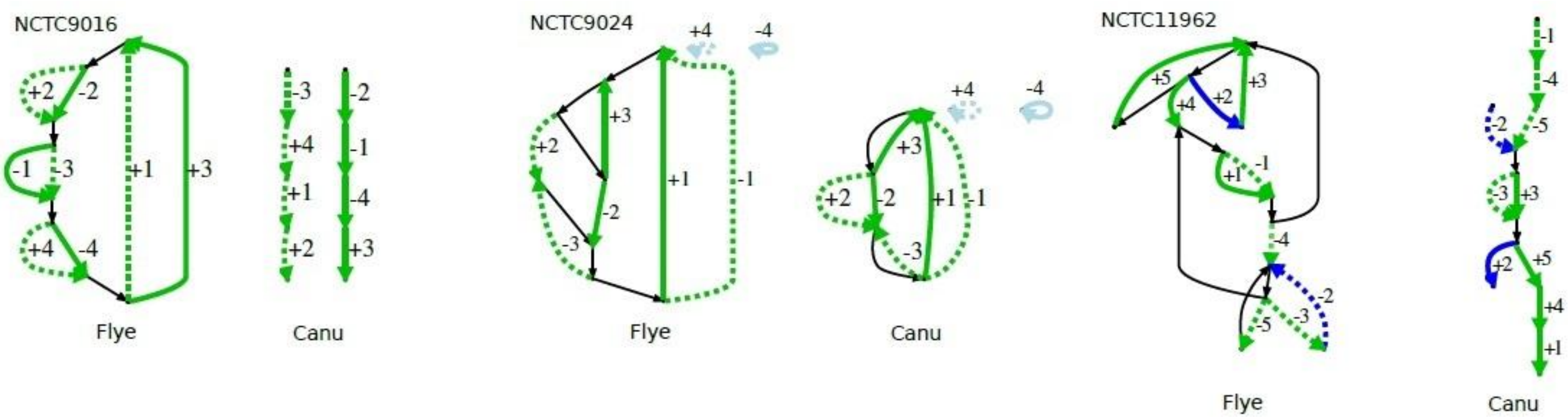
Последовательности и графы де Брёйна



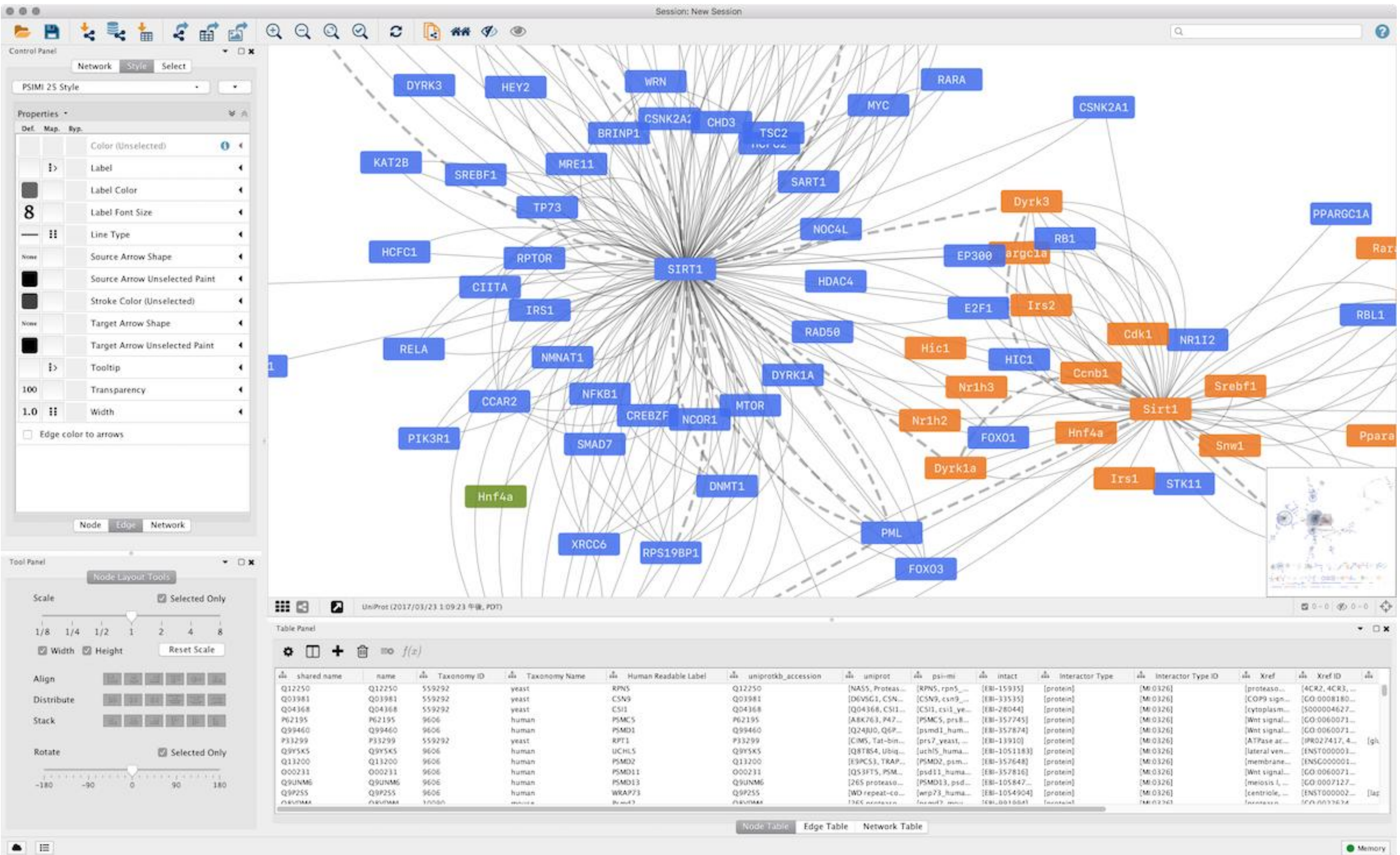
Последовательности и графы де Брёйна



Synteny Paths for Assembly Graphs Comparison (2019)



Cytoscape


Session: New Session
Control Panel
Network
Style
Select
PSIMI 25 Style
Properties
Color (Unselected)
Label
Label Color
Label Font Size
Line Type
Source Arrow Shape
Source Arrow Unselected Paint
Stroke Color (Unselected)
Target Arrow Shape
Target Arrow Unselected Paint
Tooltip
Transparency
Width
Edge color to arrows
Node
Edge
Network
Tool Panel
Node Layout Tools
Scale
Selected Only
Width
Height
Reset Scale
Align
Distribute
Stack
Rotate
Selected Only
DYRK3
HEY2
WRN
RARA
MYC
CSNK2A1
CHD3
TSC2
BRINP1
KAT2B
SREBF1
MRE11
SART1
TP73
Dyrk3
PPARGC1A
NOC4L
RB1
HCFC1
RPTOR
SIRT1
EP300
HDAC4
CIITA
IRS1
E2F1
Irs2
RAD50
Cdk1
NR1I2
RBL1
RELA
NMNAT1
Hic1
HIC1
DYRK1A
Ccnb1
Nr1h3
Srebf1
CCAR2
NFKB1
MTOR
CREBZF
NCOR1
Sirt1
PIK3R1
SMAD7
Nr1h2
FOXO1
Hnf4a
Snw1
Dyrk1a
Irs1
STK11
DNMT1
PML
XRCC6
RPS19BP1
FOXO3
Table Panel
shared name
name
Taxonomy ID
Taxonomy Name
Human Readable Label
uniprotkb_accession
uniprot
psi-mi
intact
Interactor Type
Interactor Type ID
Xref
Xref ID
Node Table
Edge Table
Network Table
Memory

Ойстин Оре

(1899 – 1968)

EN = 3