

Теория графов

Гущин Д. Д.

23 февраля 2019 г.

Оглавление

От автора	7
Глава 1. Введение	9
§1.1. О том, как появилась теория графов...	9
1.1.1. Вначале было слово...	9
1.1.2. История развития	10
1.1.3. Примеры	13
1.1.4. Великие математические задачи	14
§1.2. О неопределяемых понятиях	18
1.2.1. Обозначения	18
1.2.2. Множества	19
1.2.3. Операции на множествах	21
1.2.4. Отображения	22
Глава 2. Элементы теории графов	23
§2.1. О степенях вершин и числе рёбер	23
2.1.1. Простой граф, псевдограф, мультиграф	23
2.1.2. Лемма о рукопожатиях	26
2.1.3. Степенные последовательности	28
2.1.4. Задачи	31
§2.2. О деревьях	33
2.2.1. Маршруты, пути, циклы, цепи	33
2.2.2. Лемма о висячей вершине	34
2.2.3. Свойства дерева. Остовы	35
2.2.4. Корневые деревья	37
2.2.5. Дополнительные определения	39
2.2.6. Задачи	40
2.2.7. Дополнительные задачи	41
§2.3. О связности и изоморфизме	42
2.3.1. Компоненты связности	42
2.3.2. Мост и точка сочленения	43
2.3.3. Изоморфизм графов	45

2.3.4.	Задачи	46
2.3.5.	Дополнительные задачи	48
§2.4.	О планарных графах и гомеоморфизме	48
2.4.1.	Формула Эйлера	49
2.4.2.	$K_{3,3}$ и K_5	50
2.4.3.	Теорема Куратовского и теорема Вагнера	51
2.4.4.	Интересные факты	53
2.4.5.	Задачи	54
§2.5.	Об эйлеровых и гамильтоновых циклах	55
2.5.1.	Эйлеровы графы	55
2.5.2.	Гамильтоновы графы. Теорема Оре	57
2.5.3.	Задачи	59
§2.6.	Об орграфах	60
2.6.1.	Базовые понятия орграфов	60
2.6.2.	Отношение эквивалентности	61
2.6.3.	Связность в орграфах. Конденсат	62
2.6.4.	Транзитивные турниры	63
2.6.5.	Задачи	64
2.6.6.	Дополнительные задачи	65
§2.7.	О двудольных графах	66
2.7.1.	Базовые понятия двудольных графов	66
2.7.2.	Паросочетание. Лемма Холла	67
2.7.3.	Задачи	68
§2.8.	О сетях и потоках	69
2.8.1.	Основные понятия сетей	71
2.8.2.	Алгоритм Форда-Фолкерсона. Теорема Гэйла	71
Глава 3.	Продвинутая теория графов	73
§3.1.	Простейшие понятия математики	73
3.1.1.	Биномиальные коэффициенты	73
3.1.2.	Матрицы	73
§3.2.	О практическом применении	73
3.2.1.	Способы задания графа	73
3.2.2.	Гиперграфы и случайные графы	75
3.2.3.	Автоматы как орграфы	75
§3.3.	Множественные и пространственные отношения на графах	75
3.3.1.	Операции над графами	75
3.3.2.	Метрика на графах	76
3.3.3.	Эксцентриситет, радиус, диаметр	78
3.3.4.	Задачи	79
§3.4.	Экстремальные параметры	80

ОГЛАВЛЕНИЕ	5
3.4.1. Треугольники в графе	80
3.4.2. Кликовое число	81
3.4.3. Число независимости	81
3.4.4. Хроматическое число и хроматический индекс	81
3.4.5. Задачи	82
§3.5. Теория Рамсея	83
3.5.1. Задача Рамсея	83
3.5.2. Раскраска графов	83
3.5.3. Числа Рамсея большего порядка	83
3.5.4. Задачи	83
Глава 4. Алгоритмы на графах	85
Глава 5. Основы топологии	87
Глава 6. Топологическая теория графов	89
§6.1. Кнезеровские графы	89
6.1.1. Определение. Гипотеза Кнезера	89
Список литературы	91

От автора

Они слили вместе религию, искусство и науку: ведь наука в конечном счете — исследование чуда, коего мы не в силах объяснить, а искусство — толкование этого чуда.

— Рэй Брэдбери, *Марсианские хроники*

Во время длительного процесса редактирования книги я преследовал постоянно цель уберечь читателя от траты времени на те факты, с которыми он уже знаком, добавляя для этого много сопутствующих примечаний. Из-за этого некоторые части пособия раздувались так, что хотелось взять метлу с совком и выгрести весь мусор из них.

Поэтому я решил еще до начала пособия предупредить читателя: если во время чтения пособия вы видите знакомый вам материал, не стоит тратить на него много времени, а, вероятно, стоит даже пропустить его. Этот же совет касается тех разделов, которые будут вызывать у вас мигрени, желание — пойти отдохнуть. Следуя этому совету, вы сможете, как на ковре-самолете, пролететь над теорией графов и алгоритмов, «насладиться видами» и не влететь на скорости в непреодолимые для вас «стены».

Первая глава наполнена материалом, необходимым для новичков и всем тем, кому нравится не только изучать математику, но и обозревать истории, возникающие в процессе становления этой науки.

Вторая глава была создана в помощь мне для проведения курса теории графов в «Phystech.International 2018» и в течение этого лагеря эволюционировала, приобретая много нового, что я почерпнул из общения со школьниками. Вот список тех, кто первым прослушал этот курс: Саморуков М. А., Прокопец П. А., Верещагина С. В., Шиндян Д. С., Троян-Головян В. Д., Михеева Т. А., Кушнир А. В., Волгина Е. К.

Третья глава получена дополнением второй главы до целостного курса графов, который рассказывается в некоторых ВУЗах. В первую очередь, использовался материал из одноименных книг А. В. Омельченко и Ф. Харари по теории графов. Кроме того, автор почерпнул очень много интересных фактов из курса «Дискретных структур», читавшегося на ФИВТе МФТИ в 3-ем семестре и составленного прекрасным преподавателем А. Дайняком.

Четвертая глава пока что находится на очень ранней стадии разработки и предварительно она будет содержать материал, собранный мной в процессе прослушивания

курса алгоритмов на 1 курсе ФУПМа МФТИ.
Sapere Aude! (Дерзайте знать!)

Дима Г.
23 февраля 2019 г.

Глава 1

Введение

§ 1.1 О том, как появилась теория графов...

1.1.1. Вначале было слово...

Я бы хотел, чтобы мы построили такой мир, в котором могли бы контролировать свою информацию, владеть ею.

— Тим Бернерс-Ли, создатель Всемирной паутины

Единственным критерием выбора, который мы делаем каждую секунду, является наш опыт. Он постоянно меняется под влиянием информации, которую мы впитываем из окружающего нас мира. Именно поэтому, «кто владеет информацией, тот владеет миром» (Натан Ротшильд, основатель банковской династии Ротшильдов).

Мы же живем сейчас в мире цифровых технологий, где нас окружило невероятное множество телефонов, компьютеров и прочих электронных устройств. Из-за этого мы должны очень тщательно подходить к выбору той информации, которой нас кормят СМИ, блогеры, газеты... В частности с недавнего времени Интернет вышел на первое место в списке источников информации. Этот очень сложный механизм, которым мы ежедневно пользуемся, дает нам столько возможностей, что мы иногда забываем о других не менее приятных процессах. Поэтому чтобы не оказаться в информационной ловушке, полезно знать хотя бы поверхностно его устройство.

Я не собираюсь здесь читать нравоучения о том, что правда, а что ложь, из того объема, который приходит к нам из Всемирной паутины. Моя цель — познакомить читателя с частью объектов и механизмов, которые были заложены в процессе разработки ПО, поисковых машин, блокчейнов... Главный герой моего рассказа — граф, математический объект. Нельзя раскрыть его сущность, не рассказав при этом о его рождении и периоде становления теории, в которую он обличен.

Именно этому и посвящены следующие несколько страниц.

1.1.2. История развития

Исследователи математики сходятся во мнении, что мать теории графов — комбинаторика — возникла в XVI веке. Конечно, есть некоторые предпосылки считать, что еще в Древнем Китае использовали комбинаторный анализ для изучения игр, однако из-за упадка в Средние Века культуры, письменности и науки ученым, в том числе и математикам, впоследствии пришлось открывать всё с нуля. Тоже самое можно сказать и о теории алгоритмов: несмотря на то что до нас дошел алгоритм Евклида, появление которого датируется III веком до н. э., но эта теория начала развиваться только в XX веке.

Первые комбинаторные задачи касались азартных игр, отвечая на вопросы: каков шанс, что выпадет данное число очков; какая стратегия является выигрышной? Именно повсеместное увлечение азартными играми высших слоев общества стало движущей силой в развитии комбинаторной дисциплины. Такое положение дел неплохо описано в «Комбинаторике» Н. Я. Виленкина, П. А. Виленкина, А. Н. Виленкина:

Большим подспорьем для математиков являлось то, что решение задач такого рода можно было проверять на практике — во время игр. Зачастую происходило так, что во время многочасовых игр замечались определенные закономерности (например, что определенные комбинации карт или костей появляются чаще других), о которых игроки сообщали математикам, а последние объясняли эти наблюдения.

Попутно возникало невероятное количество задач на подсчёт, которые требовали для своего решения появления нового математического аппарата. Так, в 1527 году в печать вышла книга Петра Апиана «Новом и хорошо обоснованном наставлении по арифметике для всех купцов» (Eyn Neue Vnnd wolgegründte vnderweysung aller Kauffmanß Rechnung), в которой впервые были упомянуты биномиальные коэффициенты. Дальше укрепляли позиции комбинаторики такие известные ученые, как Никколо Тарталья, Джероламо Кардано, Блез Паскаль, Пьер Ферма и другие.

За свою 500-летнюю историю комбинаторика расширяла свои владения, завадевая частью теории экстремальных задач, топологии, теории вероятностей, теории игр, экономики, социологии. Кроме такой экспансии, она породила ещё несколько своих направлений: теорию графов, теорию Рамсея, перечислительную комбинаторику.

Достоверно известно, что впервые теория графов была затронута в одной из работ Леонарда Эйлера, опубликованной в 1736 году. В ней Эйлер сформулировал и решил «Задачу о семи кёнигсбергских мостах». Как и всегда, математические головоломки использовались скорее в качестве развлечения и не предвещали новые открытия, поэтому долгое время теория графов не имела широкого применения и не воспринималась всерьёз.

Однако некоторые всё-таки преуспели в этом деле. Так, например, в 1852 году Фрэнсисом Гутри была сформулирована гипотеза о четырёх красках. Понадобилось почти 120 лет, чтобы решить её. Позже мы ещё вернемся к обсуждению ее.

В XIX веке произошёл значительный скачок в теории графов, связанный с развитием теории электрических цепей и органической химии. В 1847 году Густав Кирхгов доказал матричную теорему о деревьях, а в 1889 году Артур Кэли, английский математик, доказал одноименную теорему о числе остовных деревьев полного графа. С начала 30-х годов XIX века математики, как голодные звери, постепенно стягивались на эту сладкую и новую область, в которой, как оказалось, далеко не всё было очевидным.

В свою очередь, появление теории алгоритмов ассоциируют с работой Курта Геделя, опубликованной в 1931 году, в которой была доказана теорема о неполноте исчисления предикатов. Вслед за этим последовал ряд фундаментальных работ, написанных Аланом Тьюрингом, Алоизом Черчем и Эмилем Постом.

В середине XX века и теория графов, и теория алгоритмов вошли в авангард математики. Этот период связан с такими известными исследователями теории алгоритмов, как Колмогоров, Марков, Кнут, и с не менее известными учеными, которые развивали теорию графов: Оре, Холл, Берж, Харари. В последние 30 лет эти два направления приобрели невероятные масштабы в связи с появлением Всемирной паутины, созданной Тимом Бернерс-Ли в 1989 году.

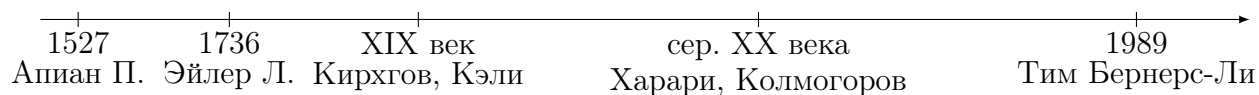


Рис. 1. Временная шкала с основными датами развития теории графов и теории алгоритмов

Благодаря элегантному, стройному виду, в который облачили теорию графов и теорию алгоритмов математики середины и конца XX века, их начали активно использовать при составлении олимпиад для школьников и студентов, включили во многие студенческие программы. Такая практика только укрепила фундамент этих теорий и дала толчок к появлению большого числа методических пособий, направленных на неподготовленного читателя. До сих пор скорость развития теории графов и теории алгоритмов не снизилась.

С этого момента мы забудем об алгоритмах на время и вернемся к ним уже в третьей главе. Хотя во время изучения элементов теории графов, мы столкнемся с некоторыми несложными алгоритмами.

На этом моменте я хочу сделать небольшое лирическое отступление и задать риторический вопрос: как происходит развитие математической науки?

Сначала есть некоторые простые головоломки, загадки, которые не поддаются быстрому «взлому». И чтобы их решить, начинают создавать новый математический инструмент. Так, появляется база (на рис. ниже это маленький кружочек слева). Далее ее начинают развивать и приходят к утверждениям, которые не могут доказать (точки на рис. ниже, в центральной части). Возникают области вокруг этих математических задач (на рис. ниже это области в центральной части), которые, может быть, успешно доказывают поставленную задачу. Вскоре математики замечают взаимосвязь между областями, начинают структуризовать науку, приходят к единым понятиям,

обозначениям и объединяют эти разрозненные области (на рис. ниже это большая закрашенная область справа).

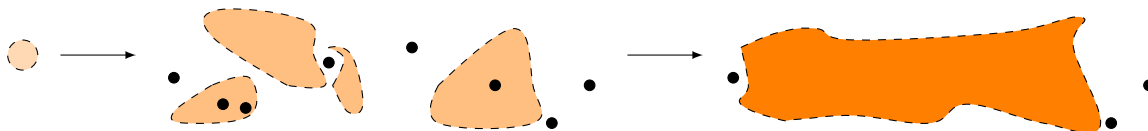


Рис. 2. Схематическое изображение развития какой-нибудь области математики

Как мог уже заметить читатель, по такому пути развития прошла и теория графов. В ее случае начало было заложено Эйлером в 1736 году. К середине XIX века в этой теории было найдено много нетривиальных теорем, часть из которых не могли доказать. К концу XX века и по настоящее время продолжается процесс структуризации всех ранее разрозненных областей теории графов.

И это не единичный случай. Имеется достаточно областей, в которых в течение нескольких веков разрасталась теория с единственной целью — решить великую математическую задачу. Стоит только вспомнить напугавшую в конце XX века Великую теорему Ферма, которую всё-таки смог в 1994 году доказать Эндрю Уайлс. Однако между доказанной и недоказанной теоремой мало отличий, с практической точки зрения, а значит, и пользы мало от завершения доказательства. Так что главный результат стараний математиков — это создание вокруг поставленных задач, иногда гигантских, теорий, которые впоследствии или в процессе находят себе многочисленное прикладное значение.

Как мы только что осознали, в становлении теории графов большую роль сыграла практика. Как именно? Когда специалист сталкивался с какими-то операциями, связями, отношениями, он пытался их изобразить в качестве рисунка. При этом суть самих вещей опускалась, то есть было не важно, как изобразить объект, поэтому было удобно для этого на рисунке поставить просто точку.

Далее надо было указать отношения между этими точками и вполне логично было соединять точки линиями. В некоторых ситуациях, чтобы указать отличительную особенность отношений между объектами, стоило рисовать вместо линии стрелку.

Таким образом, и начали появляться графы — рисунки с вершинами, некоторые из которых соединены линиями.

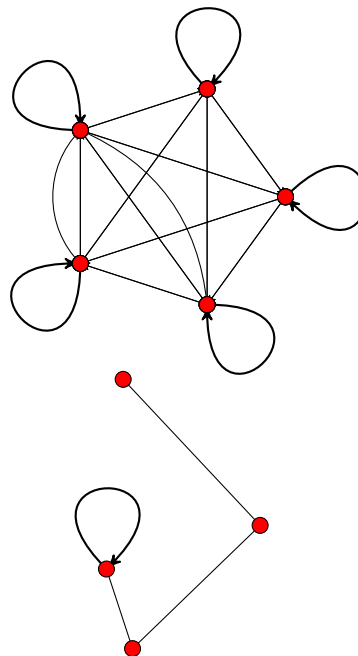


Рис. 3. Абсолютно произвольный граф

После того, как задача формулировалась на языке теории графов, математики

указывали параметры, которые были весомыми в рамках поставленной задачи. Так, в каких-то задачах надо было изображать ориентированные графы, в других — планарные, в тех, которые были связаны с сетями, — взвешенные, случайные. С помощью расширения области применения графов вариативность графов расширялась, открывая невероятные миры перед математиком.

Математики отвечали взаимностью на такое разнообразие графов: у них появлялось невероятное число вопросов, на которые должна была ответить теория графов. Смещение возможностей этой новой области и рвения самых любопытных математиков привело к тому, что графы заняли одно из самых главных мест в комбинаторике.

Всё, пришло время окунуться в мир теоретико-графовых моделей!

1.1.3. Примеры

Разберём три примера, которые можно отнести к самому нижнему ярусу школьной олимпиадной математики. Они покажут нам, как с помощью несложных рассуждений в рамках теории графов можно буквально разломить задачу и достать искомый ответ.

Два примера позаимствованы из книги «Ленинградские математические кружки», а один из книги «Как решают нестандартные задачи», в которых любознательный читатель может найти много схожих интересных задач. В этих книгах также увлекательно изложены многие темы, которые было бы полезно освоить начинающему олимпиаднику.

Пример 1.1.1. Между 9-ю городами России введены участки высокоскоростной автомагистрали. Есть следующие маршруты: Москва — Казань, Владивосток — Архангельск, Москва — Владивосток, Владивосток — Казань, Казань — Архангельск, Грозный — Смоленск, Смоленск — Новгород, Новгород — Углич, Углич — Тверь и Тверь — Грозный. Можно ли добраться из Москвы до Твери?

Решение. Нарисуем схему: городами будут соответственно точки, а соединяющим их дорогами — непересекающиеся между собой линии (см. рис. 4). Теперь видно, что доехать от Москвы до Твери нельзя.



Рис. 4. Высокоскоростные магистрали

Пример 1.1.2. Можно ли за несколько ходов из исходного положения (см. рис. 5) получить такую же картину, как на рис. 6?

можно ли пройти по всем семи мостам Кёнигсберга, не проходя ни по какому из них дважды. Многие жители любили эту загадку, но никто не мог ни решить её, ни опровергнуть.

Эйлер, в свою очередь, переформулировал эту задачу в терминах теории графов: можно ли выйти из какой-то вершины графа и пройти по всем ребрам графа ровно по одному разу. Граф, в котором так можно сделать, называется эйлеровым.

На самом деле, как, может, знает любознательный читатель, эйлеров граф — это граф, который можно нарисовать на бумаге, не отрывая карандаша. Таким образом, все рисунки из детских раскрасок, у которых надо было нарисовать контур, не отрывая карандаша от бумаги, есть ни что иное, как изображение эйлерова графа.

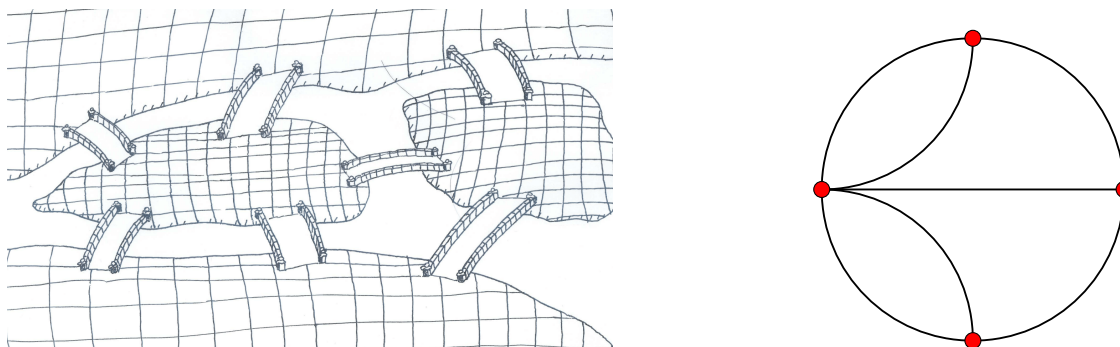


Рис. 11. Кёнигсберг: схематически (слева) и графически (справа)

Эйлер в своей работе не только решил эту задачу, но и сформулировал критерий эйлеровости графа, что позволяет ответить на вопрос для любого графа: можно ли пройти по всем его рёбрам ровно один раз или нет.

Хочется также остановить внимание читателя на том моменте, что сама задача о мостах выглядит и решается довольно просто. Однако это верное суждение для нас, тех, кто уже изучает очень широко математику и давно знаком с теорией графов. Если же человек столкнется с этой задачей впервые, то, не зная графов, он не сможет с легкостью ее решить и скорее всего его решение будет занимать ни одну страницу. Поэтому достижение Эйлера не в решении этой задачи, а в том, что он смог создать вокруг нее новую для того времени теорию.

Контрольный вопрос 1.1. Попробуйте обойти следующий граф, а потом посчитайте количество рёбер, которое выходит из каждой вершины. Какое оно?

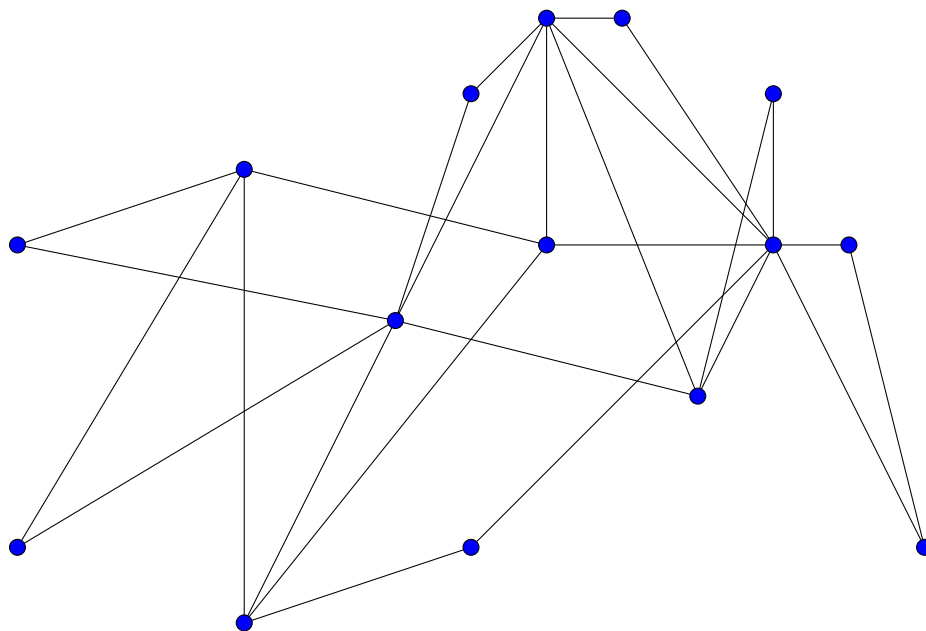


Рис. 12. Эйлеров граф

Эйлеровы графы имеют в качестве «собратьев по несчастью» гамильтоновы графы — графы, в которых можно обойти все вершины, побывав в каждой ровно один раз. Однако несмотря на простоту первых из них, вторые не поддаются никакой классификации и до сих пор неизвестно, есть ли оптимальный алгоритм, который мог бы ответить на вопрос: гамильтонов ли наш граф или нет? Говоря об оптимальности, математики подразумевают достаточно формальные понятия. О них мы тоже упомянем немного ниже.

Своим появлением гамильтонов цикл обязан задаче о коммивояжёре, в которой торговец должен был обойти все города, побывав в каждом ровно один раз. С тех пор появилось много задач, для решения которых нужно найти гамильтонов цикл, так что можно считать, что этот путь развития теории графов был вполне успешным.

Сам Гамильтон сформулировал и решил следующую задачу: можно ли обойти додекаэдр, побывав в каждой вершине единожды. Одно из решений есть на рис. 13.

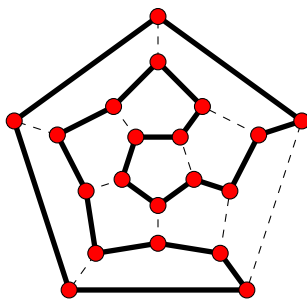


Рис. 13. Гамильтонов цикл в додекаэдре

Теорема о четырёх красках утверждает, что любую карту можно раскрасить в четыре цвета так, что любая страна будет раскрашена в один цвет, а любые соседние страны будут раскрашены в разные цвета. Фрэнсис Гутри, сформулировавший эту задачу, изначально имел перед собой цель только раскрасить карту Англии. Он заметил, что меньше четырёх красок не хватит для этого.

Контрольный вопрос 1.2. Можете ли вы посмотреть на схематический рисунок Великобритании и объяснить, почему меньше четырёх красок не хватит?

В 1976 году эту теорему успешно доказали Кеннет Appel и Вольфганг Хакен, однако то решение, которое они предложили, вызвало сильный резонанс среди коллег. Дело было в том, что математики свели доказательство к проверке около двух тысяч графов на раскраску, но очень трудоёмко — проверять все эти случаи вручную, поэтому был написан машинный код, который и должен был справиться с задачей. Такой подход вызвал бурю возмущений среди их коллег...

Фактически Appel и Хакен поставили перед научным миром непростой вопрос: можно ли считать доказательство, использующее работу компьютера, строгим, правильным, с формальной точки зрения?

Долгое время всё сообщество не могло принять такой подход даже по отношению к теореме о четырёх красках, но в 1997 году Робертсон, Сандерс, Сеймур и Томас предложили более простое доказательство теоремы, которое безвозвратно поместило эту теорему в список «доказанных». К настоящему моменту почти все математики согласились с обоснованным использованием электронных носителей для завершения доказательства сложных теорем.

Задача о клике была сформулирована в 1972 году Ричардом Карпом. Причиной её появления можно считать дикое развитие теории вычислительных систем, начавшееся в середине 50-х годов XX века и продолжающееся до сих пор. Условие у этой задачи следующее: предложите оптимальный алгоритм по нахождению максимального полного подграфа произвольного графа. Под полным подграфом подразумевается граф, в котором любые две вершины соединены ровно одним ребром и нет петель, то



Рис. 14. Схематическое изображение частей Великобритании (пропорции не сохранены)

есть рёбер выходящих и входящих в одну и ту же вершину.

По своей сути задача о клике говорит об оптимальном алгоритме. Ясно, что можно перебрать все возможные подграфы и проверить для каждого, является ли он полным, однако это не будет оптимальным алгоритмом. Критерий оптимальности в этом случае состоит в том, что время, которое мы тратим на работу алгоритма, есть функция, зависящая от длины входных данных. И по этому делению задача о клике относится к NP -полным задачам. В этот класс входят те задачи, которые за полиномиальное время не решаются, но любое их решение можно проверить на правильность за полиномиальное время.

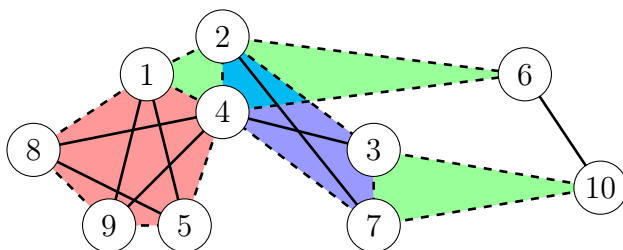


Рис. 15. Произвольный граф с изображенными кликами

Это далеко не все задачи, которые встречались по ходу развития теории графов. К ним также можно отнести гипотезу Хадвигера, гипотезу Харари, гипотеза Конвея о трекле.

Подытожим, в этом параграфе мы проследили за процессом становления теории графов и теории алгоритмов, познакомились с неформальным определением графа и обсудили некоторые серьёзные теоремы, с которыми сталкивались математики по мере развития теории графов.

§ 1.2 О неопределяемых понятиях

Математика – это больше чем наука, это язык науки.

— Нильс Бор, создатель квантовой теории атома

Чтение этого параграфа будет полезно тем, кто не работал еще с теорией множеств и теорией отображений. Конечно, после чтения этих пары страниц читатель не станет гением в этой области, но это поможет ему с меньшим напряжением осилить следующую главу.

1.2.1. Обозначения

В первую очередь, я решил указать списком все обозначения, которые мы дальше будем использовать в надежде на то, что читатель, наткнувшийся на непонятный для него знак в тексте, сможет обратиться к этому списку и обновить свои знания.

- \Rightarrow — следствие, импликация; $A \Rightarrow B$ означает, что если верно A , то верно и B ,
- \Leftrightarrow — равносильность, эквивалентность; $A \Leftrightarrow B$ означает, что A верно тогда и только тогда, когда верно B ,
- \wedge — конъюнкция, знак «и»; $A \wedge B$ истинно тогда и только тогда, когда и A , и B истинны,
- \vee — дизъюнкция, знак «или»; $A \vee B$ истинно, когда A истинно или B истинно,
- \neg — отрицание; $\neg A$ истинно, если A ложно,
- \forall — квантор всеобщности, «для каждого»; $\forall a, P(a)$ означает, что для всякого a верно $P(a)$,
- \exists — квантор существования, «существует»; $\exists a, P(a)$ означает, что существует такое a , что $P(a)$ верно,
- $\exists!$ — «существует единственный»; $\exists! a, P(a)$ означает, что существует единственное такое a , что $P(a)$ верно,
- $:$ — такое, что; $a : P(a)$ означает, что мы рассматриваем только такие a , что $P(a)$ верно,
- $:$ — по определению равно; $a : = b$ означает, что по определению a равно b ,
- \mapsto — выполняется; $\forall a \mapsto P(a)$ означает, что для любого a верно $P(a)$,
- \sum — сумма; $\sum_{a \in A} P(a)$ равно сумме значений $P(a)$,
- \prod — произведение; $\prod_{a \in A} P(a)$ равно произведению значений $P(a)$.

1.2.2. Множества

Вспомним уроки геометрии в школе, где, возможно, не всем из нас, но многим приходилось учить аксиомы планиметрии или просто сталкивался с ними. Кроме этих аксиом, также были и неопределяемые понятия: например, точка, плоскость. И это не исчерпывает список того, что закладывается в фундамент математики: нам также, не объясняя, говорили о принципе наложения фигур друг на друга.

Есть отдельные области в математике, которые занимаются обсуждением того, что лежит в самых низах теорий. К ним можно отнести и теорию множеств, и теория моделей, и теорию доказательств. За всеми этими словами стоят гигантские тексты, в которых изложено неизмеримое множество утверждений. Мы не будем вдаваться во

всё это, а остановимся на том материале, который нам позволит грамотно воспринимать всю оставшуюся книгу.

Суть множества — набор элементов, не имеющий никакой структуры. Сами элементы могут иметь произвольную природу. Будем говорить, что *элемент a принадлежит множеству A* , если a присутствует в наборе элементов этого множества, и писать $a \in A$. Множество однозначно задается своими элементами, то есть $A = B$ тогда и только тогда, когда любой элемент A принадлежит множеству B , и наоборот.

Заметим, что в определении множества мы использовали двойное вложение, то есть $A \subseteq B$ и $B \subseteq A$. В общем случае множество A , вложенное в множество B , называется его *подмножеством*.

Отдельно уточним то, что каждый элемент может представлять из себя тоже отдельное множество. В этом смысле множества могут походить на функциональный язык LISP, после работы с которым в кошмарах программиста еще долго будут сниться круглые скобочки.

Важно помнить, что обозначения, которыми пользуются, чтобы показать вложенность множеств или принадлежность элемента множеству, от раза к разу могут означать разное. Однако, исходя из банальных правил логики, можно вывести смысл некоторых обозначений.

Например, под $A \subseteq B$ мы будем подразумевать, что множество A подмножество B и при этом оно может совпадать с B . В противном случае, чтобы показать, что подмножество является *собственным* или простыми словами: не может совпадать со всем множеством, — пишут так $A \subset B$. Иногда можно встретить еще такое обозначение, имеющее такой же смысл, что и предыдущее: $A \subsetneq B$.

Помимо этого, используется также обозначение $a \notin A$, если a нет в множестве A (хочется отметить, что иногда это обозначение используют в диком смысле, подразумевая, например, что a тоже множество или объект «другой природы» нежели элементы множества A).

Контрольный вопрос 1.3. Пусть $A = \{1, 2, 3, 4\}$, $B = \{3, 4, 5, 6\}$, $C = 3$.

Верно ли, что $C \in A$ и $C \subseteq B$? А то, что $B \notin A$?

Нам будут встречаться *числовые множества*:

- натуральные числа (\mathbb{N}) — $1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, \dots$
- целые числа (\mathbb{Z}) — $\dots, -4, -3, -2, -1, 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, \dots$
- простые числа (\mathbb{P}) — $2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, \dots$
- рациональные числа (\mathbb{Q}) — $\dots, \frac{1}{2}, 2, 3, -\frac{3}{17}, -5, \frac{4}{53}, 0.(3), \dots$
- действительные числа (\mathbb{R}) — $\dots, e, -\frac{1}{2}, 16, -\sqrt{33}, -\frac{17}{3}, -5, \frac{4}{53}, 0.(3), \pi, \dots$
- комплексные числа (\mathbb{C}) — $\dots, ie, 1 + i, 16i, -\sqrt{-33}, -\frac{5}{24}, -7, \frac{97}{53+i}, \frac{2+i}{3+i}, \pi + i, \dots$

Иногда к числовым множествам приписывают индексы и степени, например, под \mathbb{N}_0 подразумевается множество натуральных чисел и ноль. Или если мы пишем $\mathbb{R}_{\geq 0}$, то это множество неотрицательных действительных чисел.

А некоторые множества мы будем сами перечислять, то есть, например, множество покупок в продуктовом может выглядеть следующим образом

{мясо, апельсины, гречка, молоко, овощи, рыба, хлеб, квас, ...}.

А множество оценок, которые ставит преподаватель в течение года, будет выглядеть так

{5, 4, 3, 2, 1}.

Заметим, что элементы множества могут быть, например, *кортежами* — упорядоченными наборами чисел (в отличие от множеств их обычно заключают в круглые скобочки)

$\{(1, 2, 3), (2, 4, 45), (13, -7, 15), (34, -10, 1)\}$.

Пустое множество не содержит ни одного элемента и обозначается \emptyset .

Контрольный вопрос 1.4. Сколько элементов в множестве $\{\{1, 3\}, 4, \{2, 4, 5\}\emptyset\}$?

Кроме явных представлений множеств, их также можно определить посредством введения условий, которое обычно пишут в окружении фигурных скобок. Например, множество элементов, кратных числу p обозначается так

$$p\mathbb{Z} = \{a : a = pk, k \in \mathbb{Z}\}.$$

Или обычным заданием множеств будет приписывание эпитетов или дополнений к самому слову «множество»:

множество подмножеств, минимальное множество.

Контрольный вопрос 1.5. Как называется это множество: $\{a : a^2 + 1 = 0, a \in \mathbb{R}\}$?

Заметим, что далее мы будем подразумевать, что имеем дело с обычными, а не *мультимножествами*, в которых допускается повторение элементов. К тому же нельзя забывать о том, что главное отличие множества от кортежа в том, что оно не упорядочено, то есть

$$\{5, 4, 3, 2, 1\} = \{3, 2, 4, 5, 1\} = \{1, 2, 3, 4, 5\} = \{4, 5, 3, 1, 2\}.$$

1.2.3. Операции на множествах

Множества подобны существительным в языке. Именно так же, как и последние нуждаются в глаголах, множества нуждаются в операциях, которые и определяли бы всю дальнейшую работу с ними.

Объединением множеств A и B называется множество, состоящее из элементов множества A и множества B , и обозначается $A \cup B$. Другими словами,

$$a \in A \cup B \Leftrightarrow a \in A \vee a \in B.$$

Пересечением множеств A и B называется множество, состоящее из элементов, которые встречаются как в A , так и в B , и обозначается $A \cap B$. Иначе говоря,

$$a \in A \cap B \Leftrightarrow a \in A \wedge a \in B.$$

Разностью множеств A и B называется множество, состоящее из элементов, которые встречаются в A , но не встречаются в B , и обозначается $A \setminus B$:

$$a \in A \setminus B \Leftrightarrow a \in A \wedge a \notin B.$$

Также отдельно выделяют *симметрическую разность множеств A и B* , подразумеваемая под ней $(A \setminus B) \cup (B \setminus A)$ и обозначая $A \triangle B$. И еще, чтобы сократить немного запись, объединение непересекающихся множеств обозначают $A \sqcup B$ и называют *дизъюнктным объединением*.

Контрольный вопрос 1.6. Что это за множество $(\mathbb{Z} \triangle \mathbb{N}) \cup \mathbb{N}$?

Контрольный вопрос 1.7. Пусть A и B содержат по 5 элементов. Что можно тогда сказать про мощность $A \triangle B$?

Еще есть *декартово произведение $A \times B$* — это множество упорядоченных пар (a, b) таких, что $a \in A$, а $b \in B$. Часто используют обозначение A^n для множества, полученного декартовым произведением A множеств n раз.

1.2.4. Отображения

По сути *отображение f* есть ни что иное, как правило, по которому мы каждому элементу множества A ставим в соответствие единственный элемент множества B . В таком случае принято обозначение $f : A \rightarrow B$.

Среди всевозможных отображений $f : A \rightarrow B$ выделяют следующие три их вида:

1. *инъекция*: $\forall a_1, a_2 \in A: a_1 \neq a_2 \mapsto f(a_1) \neq f(a_2)$,
2. *сюръекция*: $\forall b \in B \exists a \in A: f(a) = b$,
3. *биекция*: $\forall b \in B \exists! a \in A: f(a) = b$.

Контрольный вопрос 1.8. Каким будет отображение $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}, f(n) = 2n$?

Контрольный вопрос 1.9. Каким будет отображение $f : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}, f(x) = x \cdot \sin(x)$?

В речи и письме часто употребляют понятия: *образ a* , подразумевая $f(a)$; *прообраз b* , подразумевая $a \in A: f(a) = b$; *образ отображения* — подмножество B , состоящее из всех образов элементов из A .

Контрольный вопрос 1.10. Какие из нижеперечисленных отображений из множества $A = \{1, 2, 3, 4\}$ на множество $B = \{10, 20, 30, 40\}$ являются биекциями?

$$f_1: x \mapsto 10(5 - x), f_2: x \mapsto 10x, f_3: x \mapsto 10(x - 2)^2.$$

Глава 2

Элементы теории графов

§ 2.1 О степенях вершин и числе рёбер

2.1.1. Простой граф, псевдограф, мультиграф

В первую очередь, дадим теперь уже совершенно строгое определение графа.

Определение 2.1. *Граф* — два упорядоченных множества: конечного множество вершин V (от англ. vertex), конечного множество рёбер или дуг E (от англ. edge) и отображение инцидентности $I : E \rightarrow V^2$. Обозначается обычно так $G = \langle V, E, I \rangle$ или $G(V, E)$.

Для тех, кто в «танке», скажу немного про отображение инцидентности. Если сопоставление само по себе — это правило, по которому каждому элементу множества A ставится в соответствие элемент множества B , то в случае инцидентного отображения каждому ребру сопоставлено какая-то пара вершин, которые оно соединяет.

Пример 2.1.1. Справа вы можете увидеть представителя выпуклых многоугольников, а именно — треугольника. Но нас будет интересовать не геометрическая, а теоретико-графовая конструкция. В терминах графов его можно обозначить так:

$$G(\{a, b, c\}, \{\{a, b\}, \{b, c\}, \{c, a\}\}).$$

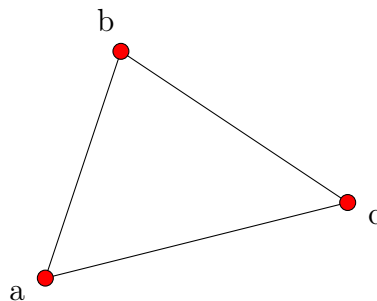


Рис. 16. Треугольник

Заметим, что нигде не было сказано, что точки должны располагаться на плоскости. На самом деле граф можно расположить и в пространстве. Например, каркасы любых многогранников представляют из себя графы.

Уточним определение графа: если под множеством V^2 подразумевается множе-

ство упорядоченных пар вершин, то граф называется *ориентированным*. В противном случае он будет *неориентированным*. Впоследствии там, где будут встречаться ориентированные графы, мы их будем обозначать буквой D , а в остальных случаях будем пользоваться буквой G .

Для того чтобы было понятно, в каком случае у нас ребро ориентировано, а в каком — нет, введём обозначение: $\{a, b\}$ — это неориентированное ребро, а (a, b) или (b, a) — ориентированное.

Определение 2.2. Рёбра называются *кратными*, если они соединяют одни и те же вершины (и в том же порядке для ориентированных рёбер). Также говорят, что вместе кратные рёбра образуют *мультиребро*. Граф, в котором разрешены мультирёбра, называется *мультиграфом*.

Еще раз хочу остановить внимание читателя на том, что кратными также могут быть и ориентированные рёбра, но в этом случае важно не только то, что они соединяют одни и те же вершины, но и их порядок. Кроме того, мы ничего не говорим про кратность ребра, то есть в мультиребро может входить как два, так и три, четыре и большее количество ребер.

Определение 2.3. Ребро называется *петлей* (loop), если оно соединяет вершину саму с собой. Граф, в котором разрешены петли называется *псевдографом*.

Эти понятия можно комбинировать, получая по истине удивительные словообразования: псевдомультиграф, мультиорграф, псевдоорграф, псевдомультиорграф.

Для того чтобы закрепить понимания читателем отображение инцидентности, рассмотрим следующий пример, после которого мы наконец перейдем к простым графам, в которых нам уже не понадобится это отображение (хочу отметить, что в более общей теории нельзя опускать это понятие, но мы пока что изучаем самые азы, поэтому можем пренебречь этим).

Пример 2.1.2. Отображение инцидентности I можно задать в виде таблицы, в которой в первой строке будут выписаны ребра, а во второй — соответствующие им пары вершин:

E	a	b	c	d	e	f	g	h
$V \times V$	$\{1, 2\}$	$\{1, 2\}$	$\{2, 3\}$	$\{2, 3\}$	$\{3, 4\}$	$\{4, 5\}$	$\{5, 5\}$	$\{5, 1\}$

Ей соответствует граф G , изображенный на рис. 17.

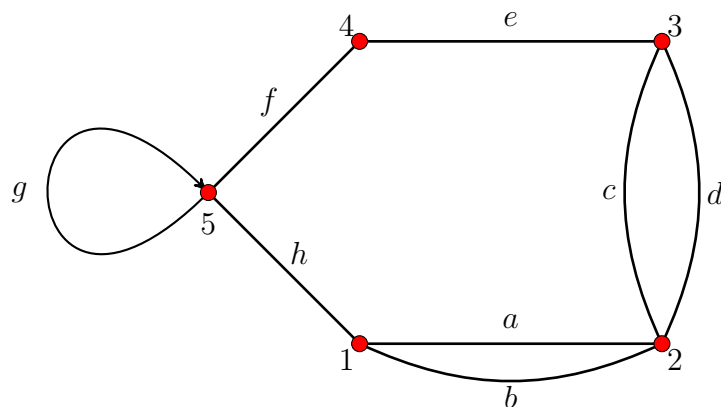


Рис. 17. Пример псевдомультиграфа

Определение 2.4. Неориентированный граф называется *простым*, если он не содержит петель и кратных ребер.

Везде дальше мы будем подразумевать по умолчанию, что работаем только с простыми графами. Из-за этого мы фактически не будем использовать отображение инцидентности, подразумевая, что $E \subset V \times V$.

Справа, на рис. 18, изображен граф Петерсона, который в свое время стал одним из самых известных примером непланарного графа.

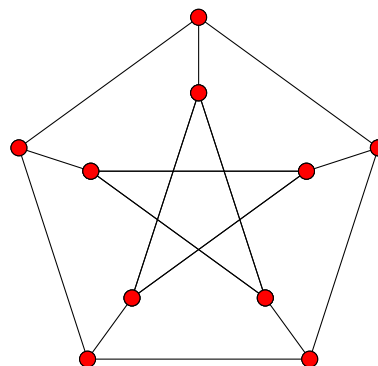


Рис. 18. Пример простого графа (граф Петерсона)

Определение 2.5. *Полный граф* — простой граф, в котором любые две вершины соединены ребром. Обозначение: K_n .

Пример 2.1.3. Сколько ребер в полном графе K_n ? Сколько различных графов мы можем получить из него, стирая некоторые ребра?

К ответу на первый вопрос можно прийти несколькими способами. Например, можно заметить, что между парами вершин и ребрами существует взаимно однозначное соответствие, поэтому количество ребер равно $C_n^2 = \frac{n(n-1)}{2}$. Иначе можно заметить, что из каждой вершины выходит ровно $n-1$ ребро, а всего вершин у нас — n . Следовательно, $n(n-1)$ — это удвоенное количество ребер, так как каждое ребро мы посчитали дважды.

Дальше, чтобы понять, сколько мы можем получить различных графов, стирая ребра, заметим, что ребро может быть либо стерто, либо нет. Таким образом, у каждого ребра два возможных состояния. Поэтому количество искомых графов равно $2^{|E|}$, где $|E|$ — обозначение для количества ребер в графе.

Пример 2.1.4 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). В Шире между 10 домами проложено 20 аккуратных брусчатых дорог, каждая из которых связывает какие-то два дома. Экономящие свое время аккуратные хоббиты хотят проложить еще несколько дорог так, чтобы из каждого дома можно было добраться до любого другого, причем лишних дорог строить не придется (два дома должна соединять лишь одна дорога). Сколько дорог необходимо еще построить?

Решение. После стройки граф дорог будет полным, следовательно, в нем будет

$$\frac{10 \cdot (10 - 1)}{2} = 45 \text{ дорог.}$$

Так как 20 дорог уже есть, то осталось проложить еще 25.

Пример 2.1.5 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). Среди 49 школьников каждый знаком не менее чем с 25 другими. Докажите, что можно их разбить на группы из 2 или 3 человек так, чтобы каждый был знаком со всеми в своей группе.

Решение. Рассмотрим максимальное разбиение школьников на такие группы. Допустим, что у кого-то еще нет пары или тройки. Назовем его потерявшимся. Так как среди оставшихся школьников меньше 50 человек, групп среди них будет не больше 24 — а значит, есть группа, в которой у потерявшегося будет двое знакомых.

Если эта группа будет состоять из двух людей, то мы добавляем к ним потерявшегося, иначе мы делим группу вместе с потерявшимся на две пары. В любом случае мы смогли указать большее разбиение. Противоречие. Это означает, что максимальное такое разбиение будет покрывать всех школьников.

2.1.2. Лемма о рукопожатиях

Определение 2.6. Пусть $e = \{x, y\} \in E$. Тогда говорят, что вершины x и y *инцидентны* ребру e , а ребро e *инцидентно* вершинам x и y . Часто также говорят, что x , y — *концевые вершины* ребра e . Два ребра называются *смежными*, если они имеют общую вершину. Две вершины называются *смежными*, если они инцидентны одному и тому же ребру.

Определение 2.7. Количество ребер, выходящих из данной вершины, называется *степенью* или *валентностью* этой вершины. Подразумевается, что петля дает двойной вклад. Вершина графа, имеющая нечетную степень называется *нечетной*, а имеющая четную степень — *четной*. Далее степень вершины a будем обозначать через $\deg(a)$.

Определение 2.8. Так как мы рассматриваем только конечные графы, то на них вполне корректно мы можем определить *максимальную степень* $\Delta(G)$ и *минимальную степень* $\delta(G)$ графа, которые будут соответственно равны

$$\Delta(G) = \sup_{a \in V(G)} \deg(a), \quad \delta(G) = \inf_{a \in V(G)} \deg(a).$$

Утверждение 2.1.1 (Омельченко А. В. «Теория графов»). В любом графе с $n \geq 2$ вершинами есть две вершины с одинаковой степенью.

Доказательство. От противного. На степень произвольной вершины a есть следующее ограничение

$$0 \leq \deg(a) \leq n - 1.$$

Если нет двух вершин одинаковой степени, то для любого $k \in [0, n - 1]$, $k \in \mathbb{N}$ найдется вершина, у которой степень будет равна k . Следовательно, есть вершина нулевой степени, то есть ни с кем не соединенная, и вершина со степенью $n - 1$, то есть соединенная со всеми остальными. Противоречие. ■

При доказательстве этого утверждения мы пользовались методом Дирихле (самым простым из его видов). Если читатель не знаком с ним, то советую уделить время на него, так как он часто применяется в олимпиадных задачах.

В примере выше мы уже суммировали степени вершин полного графа. Оказывается, что это не безуспешное занятие и в общем случае.

Лемма 2.1 (о рукопожатиях). Сумма степеней вершин произвольного графа равна удвоенному количеству его ребер.

Доказательство. Вообще-то частично мы уже доказали это утверждение выше. Для полного доказательства заметим, что если мы просуммируем степени всех вершин, то каждое ребро мы учтем дважды, так как у каждого ребра ровно два конца. Таким образом, мы и приходим к следующей формуле

$$\sum_{a \in V} \deg(a) = 2|E|.$$

Следствие 2.1.1. Количество нечетных вершин любого графа четно.

Последнее утверждение имеет название «Лемма о рукопожатиях», так как если взять произвольную группу людей, тогда среди них будет всегда четное количество людей, которые в течение дня жали руку нечетному количеству людей из этой же группы. Или, например, за всю историю человечества количество людей, которые жали руку нечетное число раз, четно.

Несмотря на вполне тривиальную формулировку и доказательство, эта лемма представляет из себя применение одного из сильных методов олимпиадной математики — двойного подсчета (double counting). Смысл этого метода состоит в том, что произвольное множество M можно разбить на непересекающиеся подмножества неединственным образом. Например, допустим, что у нас есть два разбиения

$$M = \bigcup_i A_i, \forall k \neq m: A_k \cap A_m = \emptyset; M = \bigcup_j B_j, \forall k \neq m: B_k \cap B_m = \emptyset.$$

Тогда можно два раза подсчитать, сколько элементов в M

$$\sum_i |A_i| = |M| = \sum_j |B_j|.$$

В это равенство и заложена суть метода двойного подсчета.

Добавим, что если читатель — школьник, который хочет завоевывать дипломы на олимпиадах разного уровня, то ему стоит обратить внимание на метод двойного подсчета, так как он часто встречается в олимпиадах.

Пример 2.1.6. На экскурсию пришло 19 школьников. Могло ли так получиться, что каждая девочка знакома ровно с пятью школьниками, а каждый мальчик — ровно с тремя школьниками?

Решение. Заметим, что если школьников обозначить вершинами, а знакомства — ребрами, то все вершины окажутся нечетными, но их нечетное число. Противоречие. Следовательно, так не могло быть.

Целый пласт простых олимпиадных задач решается с помощью применения леммы о рукопожатиях, хотя более экзотическое ее применение можно найти только в совокупности с другими более сильными теоремами.

2.1.3. Степенные последовательности

Определение 2.9. Назовем последовательность (d_1, d_2, \dots, d_n) *правильной*, если

$$n - 1 \geq d_1 \geq d_2 \geq \dots \geq d_n \text{ и } \sum_{i=1}^n d_i - \text{четное число.}$$

Определение 2.10. *Степенная последовательность* — это последовательность степеней вершин псевдомультиграфа G , записанная в порядке невозрастания. *Графическая последовательность* — это правильная последовательность, соответствующая степеням какого-то простому графу.

На самом деле тут мы немного схитрили, потому что очевидным образом из леммы о рукопожатиях следует второе условие правильности последовательности, а первое условие — из того, что все исходящие ребра соединяют вершину с какой-то еще, то есть их меньше, чем $C_{n-1}^1 = n - 1$.

Степенные и графические последовательности начали изучать в связи с поиском универсальной величины, по которой мы смогли бы отличать графы друг от друга. Но, к сожалению, несмотря на критерий, который мы обсудим ниже, этот путь не привел ни к каким грандиозным результатам.

Утверждение 2.1.2 (критерий степенной последовательности). Последовательность неотрицательных невозрастающих целых чисел (a_1, a_2, \dots, a_n) будет степенной тогда и только тогда, когда сумма чисел в ней четна.

Доказательство. Необходимость четности следует из леммы о рукопожатиях. Чтобы показать, что этого условия достаточно, построим такой граф.

Во-первых, возьмем n изолированных вершин и пронумеруем их. Во-вторых, проведем $\lfloor \frac{a_i}{2} \rfloor$ петель у i -й вершины, и вычтем из всех a_i -х удвоенное число соответствующих петель. Пусть после вычитания получились числа (b_1, b_2, \dots, b_n) ; каждое из них будет равно либо нулю, либо единице. Однако так как мы вычитали четные числа, то их сумма осталась четна. Следовательно, можно все вершины разбить на пары и соединить ребром в каждой паре. В итоге мы получили граф, у которого степенная последовательность совпадает с исходной. ■

Таким образом, мы можем легко отделить из всех неотрицательных невозрастающих последовательностей те, которые будут степенными. Однако в случае с графическими последовательностями так легко мы уже не отделаемся.

Теорема 2.1 (Эрдеша-Галлаи). Правильная последовательность (d_1, d_2, \dots, d_n) является графической тогда и только тогда, когда

$$\forall k \in \mathbb{N} : 1 \leq k \leq n-1 \mapsto \sum_{i=1}^k d_i \leq k(k-1) + \sum_{i=k+1}^n \min\{k, d_i\}.$$

Доказательство этой теоремы мы здесь приводить не будем, потому что материал, который нужен для этого, нельзя разместить в одну-две страницы, поэтому если бы мы поступили иначе, то его пришлось бы нещадно сжимать, что привело бы к потере качества.

Хочется добавить, что есть даже конструктивный подход, а именно — алгоритм Гавела-Хаками, который позволяет по произвольной графической последовательности построить граф, который будет иметь такую степенную последовательность.

К сожалению, несмотря на такие сильные утверждения, как теорема Эрдеша-Галлаи, графическая последовательность не стала ключом к подсчету графов, потому что у разных графов она может совпадать, как в следующем примере.

Пример 2.1.7. Нарисовать три различных графа с графической последовательностью $(3, 2, 2, 1, 1, 1)$.

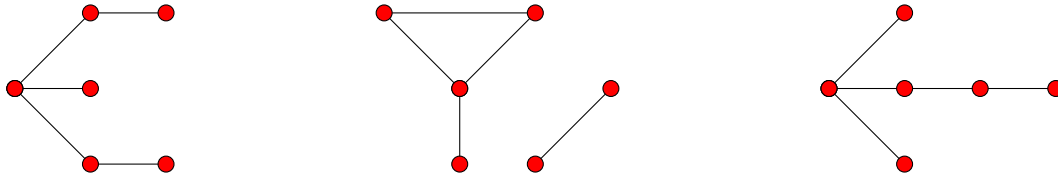


Рис. 19. Три различных графа с одинаковой степенной последовательностью

Кроме теоремы Эрдеша-Галлаи, есть еще один критерий того, что правильная последовательность будет графической. Сформулируем его.

Утверждение 2.1.3. Правильная последовательность $s_1 = (s, d_1, d_2, \dots, d_n)$ будет графической тогда и только тогда, когда графической будет последовательность $s_2 = (d_1 - 1, d_2 - 1, \dots, d_s - 1, d_{s+1}, \dots, d_n)$.

Определение 2.11. *Регулярным k -графом* называется граф, у которого степени всех вершин равны.

Очевидно, что у k -регулярного графа степенная последовательность будет состоять из одинаковых чисел, а именно (k, k, \dots, k) . Регулярный 3-граф также называют *кубическим*. Легко заметить, что полный граф на n вершинах есть ни что иное, как регулярный $(n - 1)$ -граф.

Пример 2.1.8 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что кубический граф, то есть граф, степени всех вершин которого равны трем, всегда имеет четное число вершин.

Доказательство. В кубическом графе степень всех вершин равна трем. Следовательно, по лемме о рукопожатиях

$$3 \cdot |V| = 2 \cdot |E|.$$

Из чего в силу элементарных свойств делимости следует четность числа вершин. ■

Одним из самых удивительных примеров регулярного k -графа является k -мерный куб. Обозначается он так Q_k . Ниже, на рис. 20, изображены наименьшие четыре k -кубы.

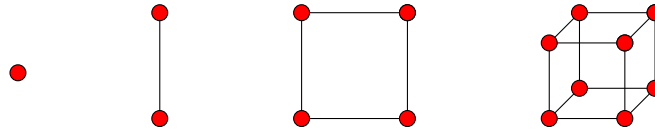


Рис. 20. Слева-направо: Q_0 , Q_1 , Q_2 , Q_3

Пример 2.1.9 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). На праздновании Дня рождения Бильбо присутствовала вся его родня, как известно, не отличающаяся благонравным характером и радушием. Поэтому на празднике у каждого из присутствующих хватило терпения поздороваться ровно с n присутствующими (причем у каждого присутствующего это число n одинаково), а Бильбо, внимательно следивший за своими родственниками, подсчитал, что всего было сделано 109 рукопожатий. Чему может равняться n , и каково число присутствующих, если последних было больше двух?

Решение. Если число присутствующих обозначить s , то число рукопожатий равно

$$\frac{s \cdot n}{2} = 109.$$

Число 109 простое, а так как $s > 2$, то очевидно, что $n = 2, s = 109$.

Итак, в этом параграфе мы определили базовые понятия, с которыми дальше будем

активно встречаться на протяжении курса. Кроме того, мы смогли вывести соотношение, связывающее степени вершин и количество ребер в графе, и получить вполне нетривиальное следствие из него, а также познакомились со степенными последовательностями.

Начиная с этого, в конце всех параграфов после заключительных слов будет представлен список задач для самостоятельного решения. Также в разделе «Решебник» представлены решения всех задач.

2.1.4. Задачи

Задача 2.1.1 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). Можно ли нарисовать 1006 различных 2012-угольников, у которых все вершины общие, но при этом ни у каких двух нет ни одной общей стороны?

Задача 2.1.2. Сколько ребер в полном графе на 12 вершинах?

Задача 2.1.3 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). В норке живет семья из 24 мышей. Каждую ночь ровно четыре из них отправляются на склад за сыром. Может ли так получиться, что в некоторый момент времени каждая мышка побывала на складе с каждой ровно по одному разу?

Задача 2.1.4 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). В общежитии живут 214 студентов. Каждый час ровно 4 из них отправляются на кухню перекусить. Может ли так получиться, что в некоторый момент времени каждый из студентов столкнулся с каждым на кухне ровно по одному разу?

Задача 2.1.5 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. «Как решают нестандартные задачи»). Расположите на плоскости 6 точек и соедините их непересекающимися линиями так, чтобы из каждой точки выходили четыре линии.

Задача 2.1.6. Существует ли граф с 8-ю вершинами с степенями соответственно равными 2, 3, 3, 4, 4, 5, 5, 5?

Задача 2.1.7 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть G — граф, построенный на $n \geq 2$ вершинах. Докажите или опровергните следующие утверждения:

а) удаление вершины степени $\Delta(G)$ не может увеличить среднюю степень вершин в графе;

б) удаление вершины степени $\delta(G)$ не может уменьшить среднюю степень вершин в графе.

Задача 2.1.8. В один из рабочих дней сисадмин Иван Константинович получил в качестве задания — соединить проводами 33 компьютера так, чтобы каждый был соединен либо с одним, либо с тремя компьютерами. Сможет ли он выполнить свое задание?

Задача 2.1.9. В сборной по футболу от клуба «Солянка» участники — это марсиане, земляне и венерианцы. У марсиан по три руки, а у венерианцев по пять. Известно, что в команде 8 марсиан, 6 землян и 3 венерианца. Могут ли они все взяться за руки?

Задача 2.1.10. Студент Василий, гуляя по лесу, начал рассматривать деревья. Он заметил, что каждое дерево переплеталось ветвями ровно с тремя другими. Сколько деревьев было в лесу, если Василий насчитал 300 пар переплетенных деревьев?

Задача 2.1.11 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть G — простой граф, построенный на 9 вершинах. Предположим, что сумма степеней вершин графа G больше или равна 27. Правда ли, что в таком графе обязательно существует вершина, степень которой больше или равна 4?

Задача 2.1.12. В графе из каждой вершины выходит по 19 ребер. Может ли в нем быть 2018 ребер? А 2090?

Задача 2.1.13 («Квант», 1972, 5 выпуск, М142). а) Докажите, что нельзя занумеровать ребра куба числами от 1 до 12 так, чтобы для каждой вершины сумма номеров, выходящих из вершины была одной и той же. б) Можно ли убрать одно из чисел от 1 до 13, чтобы оставшимися мы смогли сделать искомую нумерацию ребер?

Задача 2.1.14 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что правильная последовательность, которая выглядит следующим образом

$$(a + 1, a + 1, \dots, a + 1, a, \dots, a),$$

всегда является графической.

Задача 2.1.15. Пусть G — простой регулярный связный граф имеющий 34 ребра. Сколько вершин может содержать этот граф?

Задача 2.1.16 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что граф Q_k (то есть k -куб) действительно является k -регулярным двудольным графом. Подсчитайте количество вершин и ребер в таком графе. Сколько различных копий P_3 и C_4 содержит такой граф?

Задача 2.1.17 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Рассмотрим невозрастающую последовательность неотрицательных целых чисел

$$d_1 \geq d_2 \geq d_3 \geq \dots \geq d_n \geq 0.$$

Докажите, что такая последовательность является степенной последовательностью некоторого мультиграфа тогда и только тогда, когда сумма всех этих чисел есть четное число и выполняется неравенство

$$d_1 \leq d_2 + d_3 + d_4 + \dots + d_n.$$

Задача 2.1.18. Докажите, что существует граф G , $|V| = 2k$ при произвольном $k \in \mathbb{N}$, в котором нет троек вершин с одинаковой степенью. И при этом степень любой вершины не больше k и не равна нулю.

§ 2.2 О деревьях

2.2.1. Маршруты, пути, циклы, цепи

Некоторые из тех задач на графы, которые появились первыми, подразумевали, что вершины — это города, а рёбра — это дороги. И, очевидно, что возникали вопросы, можно ли добраться из одного города до другого с пересадками? Чтобы отвечать на этот и схожие вопросы, были определены следующие термины.

Определение 2.12. *Маршрутом (walk) в графе G называется чередующаяся последовательность*

$$W := \langle x_0, e_1, x_1, e_2, x_2, \dots, e_n, x_n \rangle,$$

где e_i ребро выходит из вершины x_{i-1} и входит в вершину x_i . Число рёбер k в этом маршруте W называется его *длиной*. Говорят, что маршрут W *соединяет вершины* x_0 и x_k . Вершину x_0 называют *началом маршрута*, а x_k — *концом пути*.

Определение 2.13. *Путём (trail) называют маршрут, в котором все рёбра e_1, e_2, \dots, e_k различны. Если при этом все вершины, кроме, может быть, начальной и конечной, различны, то его называют простым путём (path).*

Заметим сразу, что из наличия маршрута между вершинами a и b следует, что между ними есть путь. Более того, существует обязательно простой путь между этими вершинами.

Определение 2.14. *Цикл — замкнутый простой путь, то есть путь, у которого начальная и конечная вершины совпадают.*

Определение 2.15. *Граф без циклов называют ациклическим. В противном случае его называют циклическим.*

Не стоит графы с циклами называть *граф-циклами*, потому что под этим термином подразумевается граф, состоящий именно из одного простого цикла. Для него даже есть отдельное обозначение C_n .

Очень часто встречается цикл наименьшей длины C_3 , который почти всегда называют *треугольником*.

Определение 2.16. *Две вершины называют связанными, если существует хотя бы один путь, соединяющий их. Граф называют связным, если любые две его вершины связаны. В противном случае он называется несвязным.*

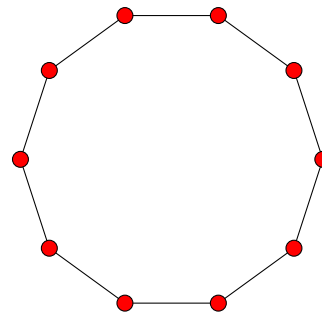


Рис. 21. Граф C_{10}

Определение 2.17. Связный ациклический граф называют *деревом*.

Дерево — самый многократно встречающийся граф в теории графов.

Определение 2.18. Граф G называется *цепью*, если он ациклический и существует простой путь, который проходит через все вершины. Обозначается P_n .



Рис. 22. Граф-цепь P_{14}

Утверждение 2.2.1. Граф, в котором все вершины имеют степень либо 1, либо 2, состоит из циклов и цепочек.

Доказательство. Рассмотрим висячую вершину a_1 , допустим, что она соединена с вершиной a_2 . Если a_2 тоже висячая, то эта часть графа закончилась и мы получили цепь длины 2. Иначе есть смежная с a_2 вершина a_3 . Повторяем для нее наши рассуждения. Таким образом, в силу конечности числа вершин на каком-то шаге у нас появится висячая вершина a_k и закончится обход этой части графа.

Следовательно, предположим, что в какой-то части графа нет вершин со степенью, равной единице. Повторим алгоритм и в конце вершина a_k обязательно будет соединена с вершиной a_1 . ■

Следствие 2.2.1. Если в графе все вершины имеют степень не больше двух, то ребра графа можно раскрасить в 3 цвета так, чтобы смежные ребра были раскрашены в разные цвета. Кроме того, двух цветов хватит не для любого такого графа.

2.2.2. Лемма о висячей вершине

Определение 2.19. Связный ациклический граф называют *деревом*.

Мы не просто повторили здесь определение, которое уже встречалось на предыдущей странице. На самом деле дерево можно задать очень разными, но в то же время эквивалентными формулировками. Мы будем придерживаться определения выше и выводить все свойства дерева именно из него.

Определение 2.20. Вершина a называется *висячей*, если $\deg(a) = 1$.

Лемма 2.2 (о висячей вершине). В любом дереве с $n \geq 2$ вершинами найдутся хотя бы две висячие вершины.

Доказательство. Во-первых, найдем одну висячую вершину. Для этого выберем произвольную вершину a и рассмотрим какое-нибудь выходящее из этой вершины ребро. Пусть это ребро $\{a, b\}$. Если из вершины b не выходит других ребер, то эта вершина — искомая. В противном случае отметим ребро $\{a, b\}$ и продолжим наш путь по любому

неотмеченному ребру, выходящему из вершины b . И так далее. Заметим, что в строящемся таким образом пути ни одна вершина не встречается дважды, в противном случае получился бы цикл, а дерево ациклично. Поэтому при наличии неотмеченных ребер мы будем каждый раз переходить в неотмеченную вершину, а их конечное число. Следовательно, в конце концов наш путь закончится. Но закончится он может только в висячей вершине (см. рис. 21).

Во-вторых, повторим этот алгоритм, но в этот раз начнем уже с найденной нами висячей вершины c . Так как все вершины в нашем пути различны, то начало и конец нашего пути будут отличаться. Следовательно, мы нашли две висячие вершины. ■

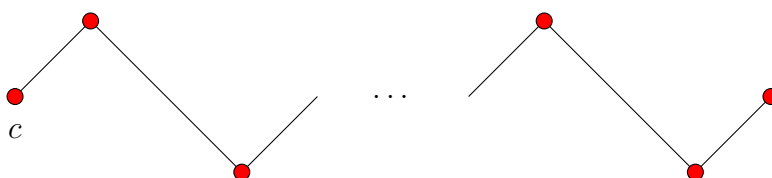


Рис. 23

2.2.3. Свойства дерева. Остовы

Допустим, что перед нами стоит задача: найти подграф с минимальным количеством ребер, который при этом был бы связным. Будем находить цикл в графе и удалять его ребро. Легко проверить, что в таком случае граф не будет терять своей связности. В конце мы получим дерево, потому что конечный граф будет ациклическим.

Так значит нам надо рассмотреть все подграфы-деревья и выбрать то, в котором будет меньше ребер, чтобы решить задачу? Нет, у них у всех будет одинаковое число ребер, что мы докажем ниже.

Утверждение 2.2.2. В любом дереве число вершин на единицу больше числа ребер, то есть

$$|V| = |E| + 1.$$

Доказательство. Воспользуемся методом математической индукции. Счетчиком у нас будет количество вершин в дереве.

База индукции: при $|V| = 1$, очевидно, верна формула, так как ребер в этом дереве нет.

Предположим, что при $|V| = k$ выполнена формула (заметим, что про саму структуру дерева мы ничего не говорим), и докажем, что при $|V| = k + 1$ она останется верной.

Шаг индукции: так как мы имеем дело с деревом, то по У.Л.о В.В. найдется висячая вершина в нашем графе. Тогда уберем эту вершину вместе с ребром, которое соединяет его с оставшимся графом. В остатке у нас будет все еще дерево, при том оно

будет иметь на одну вершину меньше, следовательно, для нее будет верна формула, то есть

$$(|V| - 1) = (|E| - 1) + 1.$$

Здесь за V обозначено множество вершин исходного дерева, а за E — множество ребер исходного дерева. Как видно, после раскрытия скобок мы получаем искомое выражение, что доказывает шаг индукции и завершает наше доказательство. ■

Пример 2.2.1. Степенная последовательность дерева имеет вид $7, 6, 5, 4, 3, 2, 1, \dots, 1$. Сколько ребер в этом дереве?

Решение. Допустим, что там m единиц, тогда имеют место два равенства

$$|E| = \frac{7 + 6 + 5 + 4 + 3 + 2 + m}{2} = \frac{27 + m}{2}, |V| = 7 + m.$$

Подставляя в равенство выше, имеем $m = 15$, то есть $|E| = 21$.

Определение 2.21. Граф O называется *остовом* связного графа G , если O имеет те же вершины, что и G , получается из G удалением некоторых ребер и является деревом.

Утверждение 2.2.3. У всякого связного графа есть хотя бы одно остовное дерево.

Следствие 2.2.2. В связном графе на n вершинах не меньше $n - 1$ ребра.

Есть целый ряд задач, которые решаются сведением к более простой задачи. Например, некоторые задачи на графы можно решить, доказав что-нибудь для его остова или перейдя от графа к его остову.

Пример 2.2.2. В стране 45 городов, некоторые из них соединены авиалиниями, принадлежащими трем авиакомпаниям. Известно, что даже если любая из авиакомпаний прекратит полеты, можно будет добраться из любого города в любой другой (возможно, с пересадками), пользуясь рейсами оставшихся двух компаний. Какое наименьшее число авиалиний может быть в стране?

Решение. Допустим, что у первой авиакомпании a авиалиний, у второй — b , у третьей — c . Тогда условие эквивалентно трем неравенствам

$$a + b \geq 44, b + c \geq 44, a + c \geq 44.$$

Складываем их и делим на два, получаем $a + b + c \geq 66$. Таким образом, минимум — 66 авиакомпаний. Пример можно посмотреть на рис. ниже.

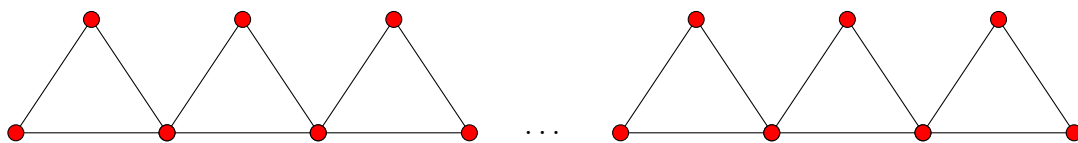


Рис. 24

Чтобы получить остов, можно удалять ребра, входящие в циклы или провести одну итерацию алгоритма в глубину. В чем состоит этот алгоритм?

Сначала мы окрашиваем все вершины графа в белый цвет. Затем выбираем вершину a и окрашиваем ее в черный цвет. Если у a есть смежная белая вершина b , то мы окрашиваем ее и ребро $e = (a, b)$ в черный цвет и запускаем алгоритм для нее. Если все смежные с очередной вершиной уже окрашены в черный, то мы переходим на более высокий уровень рекурсии.

Заметим, что в этом алгоритме мы использовали обозначение для ориентированного ребра, подразумевая под этим, что если мы имеем дело с орграфом, то алгоритм будет все еще иметь смысл. Но в этом случае он найдет не остовное дерево, а все вершины, в которые можно попасть из начальной вершины.

Про этот алгоритм мы будем позже еще много всего скажем, но уже в третьей главе.

Пример 2.2.3 (Генкин С.А., Итенберг И.В., Фомин Д.В. «Ленинградские математические кружки»). Волейбольная сетка имеет вид прямоугольника 50×600 клеток. Какое наибольшее число веревок можно перерезать так, чтобы сетка не распалась на куски?

Решение. Построим граф, в котором вершинами будут узлы сетки, а ребрами — веревочки. Остов — подграф с минимальным количеством ребер. Поэтому нам надо убрать все ребра, кроме тех, которые лежат в выбранном нами остове. После нетрудных подсчетов получаем, что можно перерезать 30000 веревочек.

Утверждение 2.2.4. В любом связном графе можно удалить вершину вместе со всеми выходящим ребрами так, чтобы он остался связным.

Доказательство. В любом связном графе есть остов. Удалим его висячую вершину. ■

Утверждение 2.2.5. (1) Граф $G(V, E)$, $|V| = n$ является деревом \Leftrightarrow (2) он связан и в нем $n - 1$ ребро \Leftrightarrow (3) любые две вершины графа соединены ровно одним путем.

Доказательство. (2) \Rightarrow (1): рассмотрим остов O нашего графа (он есть в силу доказанного выше утверждения). В нем такое же число ребер, как и в исходном графе, следовательно, он совпадает с ним. А так как остов — дерево, то G тоже дерево.

(1) \Rightarrow (2): очевидно следует из формулы выше и определения дерева.

(1) \Leftrightarrow (3): фактически, утверждение (3) эквивалентно и связности, и ацикличности графа. По определению получаем искомое. ■

2.2.4. Корневые деревья

Связный ациклический граф не зря получил такое сочное название: его, действительно, можно представить в очень похожем на дерево виде. Для этого обозначим за корень какую-нибудь вершину дерева. Нарисуем корень. Далее все вершины

графа, связанные с корнем, нарисует ниже корня в ряд. Соединим их с корнем. Повторим эту операцию, считая нижние вершины за «новые корни». Таким образом, мы получим граф очень похожий на перевернутый рисунок дерева.

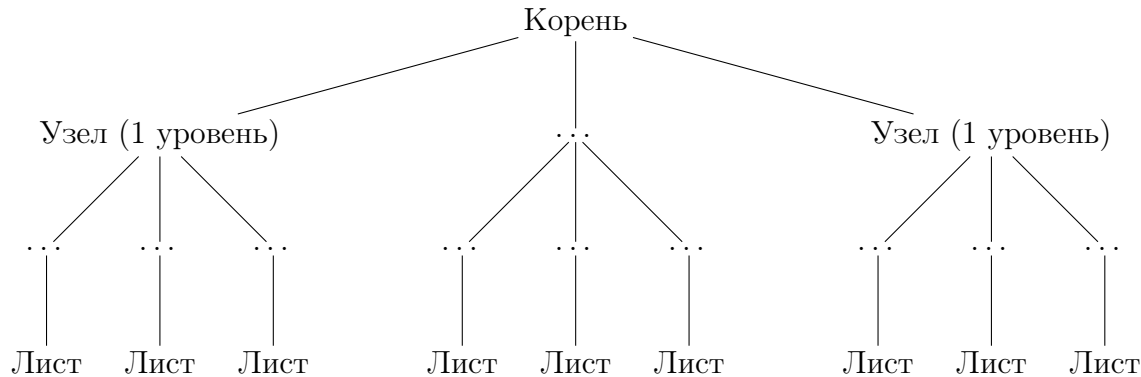


Рис. 25. Общий вид дерева, с отмеченным корнем

Как вы можете заметить на рис. 25, вершина, за которую мы подвешиваем наше дерево, называется *корнем* (root), промежуточные вершины называются *узлами* (nodes), а все висячие вершины — *листьями* (leaves). Кроме того, принято называть *предками* вершины a все вершины, лежащие на пути из корня в вершину a ; если вершина b — предок вершины a , то a — *потомок* вершины b .

Пример 2.2.4. На Марсе 200 кратеров, некоторые из которых соединены подземными тоннелями. Известно, что из любого кратера можно попасть в любой другой. Докажите, что вездеход может посетить все кратеры, пройдя не более 396 тоннелей.

Доказательство. Рассмотрим остовное корневое дерево. Заметим, что если в нем ровно один лист, то само дерево есть ни что иное, как цепочка. Но в ней очевидно можно начать с одного конца и дойти до другого, обойдя каждое ребро ровно один раз, то есть в сумме — 199.

Теперь разберемся со случаем, когда у нас есть несколько листьев. Начнем наш путь в одном из них. Далее будем подниматься по уровням вверх. Если от очередного промежуточного узла отходит еще другая ветвь, то мы идем вниз по ней. Таким образом, мы обойдем все вершины и пройдем по всем ребрам, которые идут от предка вершины к ней самой не более двух раз. Кроме того, для начальной и конечной вершины мы знаем, что по соответствующему ребру мы пройдем ровно один раз. И у корня нет «предшествующего» ему ребра, так что мы пересечем ровно $(200 - 3) \cdot 2 + 2 \cdot 1 = 396$ тоннелей. ч.т.д.

Утверждение 2.2.6. Любой связный граф можно обойти, пройдя по каждому ребру дважды.

Доказательство. Для начала выдели остов O в нашем графе. Далее оставшийся граф $G \setminus O$ разобьем на деревья: T_1, T_2, \dots, T_k . Теперь представим алгоритм, как обойти все ребра дважды.

Выбираем вершину и делаем из остова корневое дерево. Начинаем с корня обходить наш остов и, посещая новый узел, задаемся вопросом: есть ли дерево T_i , в котором содержится этот узел? Если да, то обходим это дерево и повторяем процедуру. ■

2.2.5. Дополнительные определения

В некоторых задачах также удобно будет пользоваться понятием дополнения графа. На самом деле дополнение к чему-либо можно встретить во многих областях математики, так что это определение полезно знать независимо оттого, будет ли читатель впоследствии его использовать в теории графов или нет.

Определение 2.22. Дополнением к графу $G(V, E)$ называется граф \bar{G} , в котором множество вершин совпадает с V , а ребра получаются разностью ребер полного графа и исходного, то есть $E' = (V \times V) \setminus E$.



Рис. 26. Слева граф G , а справа его дополнение

Чтобы получить из графа $G(V, E)$ граф \bar{G} можно построить полный граф K_n , где $n = |V|$, и в нем убрать все ребра, принадлежащие графу G . Заметим, что граф, являющийся дополнением к полному графу обычно обозначают O_n .

Пример 2.2.5. Сколько ребер в дополнении дерева на n вершинах?

Решение. Как мы показали выше, в таком дереве будет $n - 1$ ребро. Кроме того, в предыдущем параграфе мы считали количество ребер в полном графе. Оно будет равно $\frac{n(n-1)}{2}$. Вычитаем одно из другого и получаем $\frac{(n-1)(n-2)}{2}$.

Заметим, что этот же результат мы получили бы, если бы сказали, что рассмотрим в качестве остова в полном графе — звезду. Дополнение к ней будет полным графом на $n - 1$ вершине.

Определение 2.23. Граф $G(V, E)$ такой, что $\exists! a \in V$, смежное со всеми вершинами и никакие две другие вершины не смежны, называется *звездой*. Обозначается $K_{n,1}$.

Далее мы объясним, почему звезда имеет такое странное обозначение.

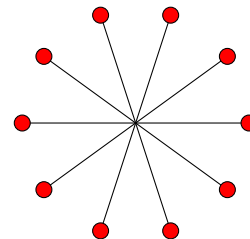


Рис. 27. Звезда на 10 вершинах

Пример 2.2.6 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). Пешеход обошел шесть улиц одного города, пройдя каждую ровно два раза, но не смог обойти их, пройдя каждую лишь раз. Могло ли это быть?

Решение. Да, могло, например, если бы наш граф был $K_{6,1}$.

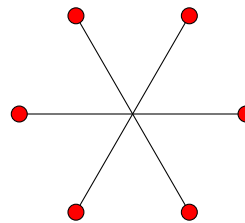


Рис. 28. Звезда на 6 вершинах

В заключение подчеркнем важность доказанной леммы о висячей вершине, так как это не сильно затратное необходимое условие, с помощью которого можно мгновенно сказать, что граф не является деревом. Остов графа может помочь читателю вскрыть ни одну задачу.

2.2.6. Задачи

Задача 2.2.1. На каникулах братья Володя и Никита от скуки придумали следующую игру. У них на стене весела карта России с отмеченными на ней железными дорогами. За ход разрешалось взять маркер и «перерезать» одну из ж/д дорог, но только в том случае, если города, которые соединяет эта дорога не потеряют от этого сообщение между друг другом. Проигрывал тот, кто не мог больше сделать ход. Докажите, что, посмотрев на изначальную карту России, можно сказать еще до окончания игры, кто выиграет.

Задача 2.2.2 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите или опровергните следующее утверждение: замкнутый маршрут нечетной длины обязательно содержит цикл. А что будет в случае замкнутого маршрута четной длины?

Задача 2.2.3 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что любой цикл наименьшей длины в графе G представляет собой индуцированный подграф.

Задача 2.2.4 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть G — простой граф, степень любой вершины которого больше или равна δ . Докажите, что в графе существует путь длины, больше или равной δ . для любого $k \geq 2$ предъявите простой граф G с $\delta = k$, не содержащий путей, длина которых больше, чем k .

Задача 2.2.5 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). В квадрате 6×6 отмечают несколько клеток так, что из любой отмеченной можно пройти в любую другую отмеченную, переходя только через общие стороны отмеченных клеток. Отмеченную клетку называют концевой, если она граничит по стороне ровно с одной отмеченной. Отметьте несколько клеток так, чтобы получалось: а) 10; б) 11; в) 12 концевых клеток.

Задача 2.2.6 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. «Как решают нестандартные задачи»). а) Ребра дерева окрашены в два цвета. Если в какой-то вершине сходятся ребра одного цвета, то можно их все перекрасить в другой цвет. Можно ли все дерево сделать одноцветным?

б) Будем красить в два цвета не ребра, а вершины графа. Можно ли любое дерево раскрасить так, что любое ребро будет соединять вершины разных цветов?

с) Докажите, что вершины графа можно раскрасить в два цвета тогда и только тогда, когда граф не содержит циклов нечетной длины.

Задача 2.2.7 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). Куб со стороной n ($n \geq 3$) разбит перегородками на единичные кубики. Какое минимальное число перегородок между единичными кубиками нужно удалить, чтобы из каждого кубика можно было добраться до границы куба?

Задача 2.2.8 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть в дереве четное количество ребер. Докажите, что в таком дереве обязательно найдется хотя бы одна вершина четной степени.

2.2.7. Дополнительные задачи

Задача 2.2.9 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). Дано дерево с $n \geq 2$ вершинами. В каждую вершину поставили по действительному числу x_1, x_2, \dots, x_n . Далее на каждом ребре записали произведение чисел в концевых вершинах. Сумма всех чисел на ребрах получилась равной S . Докажите, что имеет место следующее неравенство

$$\sqrt{n-1}(x_1^2 + x_2^2 + \dots + x_n^2) \geq 2S.$$

Задача 2.2.10 («Квант», 1998, 2 выпуск, М1632). Докажите, что нельзя так раскрасить кубик с гранью в одну клетку в черный и белый цвета, чтобы его можно было прокатить по доске и он побывал на каждой клетке единожды и каждый раз соприкасающаяся с доской грань кубика и клетка, на которой он стоит, были одного цвета.

Задача 2.2.11 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В королевстве N городов, некоторые пары которых соединены непересекающимися дорогами с двусторонним движением (города из такой пары называются соседними). При этом известно, что из любого города можно доехать до любого другого, но невозможно, выехав из некоторого города и двигаясь по различным дорогам, вернуться в исходный город.

Однажды Король провел такую реформу: каждый из N мэров городов стал снова мэром одного из N городов, но, возможно, не того города, в котором он работал до реформы. Оказалось, что любые два мэра, работавшие в соседних городах до реформы, оказались в соседних городах после реформы. Докажите, что либо найдется город, в котором мэр после реформы не поменялся, либо найдется пара соседних городов, обменявшихся мэрами.

§ 2.3 О связности и изоморфизме

Ниже будет рассказано об изоморфизме и связности графов. Однако по мере чтения курса было заметно перенасыщение его теоретическими выкладками и недостаток примеров и методов решения задач. Поэтому, возможно, читателю было бы полезно перелистнуть несколько страниц и ознакомиться с решениями задач из предыдущих двух параграфов, чтобы освежить свою память.

2.3.1. Компоненты связности

Определение 2.24. Вершина a называется *изолированной*, если $\deg(a) = 0$.

Определение 2.25. Будем говорить, что $\langle V', E' \rangle$ — *подграф графа* $G(V, E)$, если $V' \subset V$, $E' \subset E$ и $\forall e = \{a, b\} \in E' \mapsto a \in V', b \in V'$.

Граф, $G(V') = \langle V', E' \rangle$ называется *подграфом графа* $G(V, E)$, порожденным множеством вершин $V' \subset V$, если $E' \subset E$ содержит все рёбра из E , которые соединяют вершины V' между собой.

Аналогично определяется граф $G(E')$, порожденный подмножеством ребер. Граф G во всех этих случаях называется *надграфом* или *супеграфом*.

Определение 2.26. *Компонента связности* — максимальный связный подграф.

Утверждение 2.3.1 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть в графе G ровно две вершины имеют нечётную степень. Докажите, что эти вершины являются связанными.

Доказательство. Допустим, что a и b — две вершины с нечётной степенью, несвязанные. Тогда в компоненте связности, в которой лежит вершина a нечётных вершин только одна, так как по условию все остальные вершины будут чётной степени. Это противоречит лемме о рукопожатиях. Следовательно, a и b связаны. ч.т.д.

Пример 2.3.1. В некоторой стране 31 город. Известно, что каждый город соединен с не менее чем 15 городами. Докажите, что из любого города можно доехать до любого другого, сделав не более одной пересадки.

Доказательство. Построим граф для этой задачи: городами будут вершины, а дороги — рёбрами. Допустим, что граф не связан. То есть есть пара городов не соединенных между собой. Тогда в графе, в котором вершины — города, а дороги — рёбра,

будет хотя бы две компоненты связности. Кроме того, в каждой компоненте будет не менее 16 городов. Следовательно, вершин всего будет не менее 32. Противоречие.

Следовательно, он связан, притом произвольные вершины a и b будут смежными или, как было показано выше, множество смежных вершин для них будет пересекаться, то есть максимальное расстояние между ними будет равно двум. ч.т.д.

Для любителей экзотики и знакомых с понятием эквивалентности можно также добавить, что связность как бинарное отношение есть ни что иное, как отношение эквивалентности, поэтому на самом деле компоненты связности можно определять как классы эквивалентности по отношению связности.

Если вы мало поняли, о чём говорится в предыдущем предложении, не расстраивайтесь, мы ещё вернёмся к этим понятиям и уже более основательно с ними будем работать позже.

Определение 2.27. *Лес* — упорядоченное множество деревьев.

Утверждение 2.3.2. В лесу на n вершинах с k компонентами связности выполнено равенство

$$|E| = n - k.$$

Доказательство. Возьмём вершину a и проведём из неё $k - 1$ ребро в остальные компоненты связности (по одному в каждую). Тогда наш граф эволюционирует в дерево, следовательно, в нём будет $n - 1$ ребро. Осталось сделать тривиальные преобразования

$$|E| = (n - 1) - (k - 1) = n - k.$$

■

2.3.2. Мост и точка сочленения

Как мы позже убедимся, в теории графов большую роль играют экстремальные задачи. В них важным свойством является максимальность какого-то параметра. Например, при удалении ребра или вершины наш граф может терять свою связность.

Определение 2.28. Ребро $e \in E$ связного графа $G(V, E)$ называется *мостом*, если после его удаления граф становится несвязным. Граф, полученный при удалении ребра e из графа G , обычно обозначается $G - e$.

Определение 2.29. Вершина a называется *точкой сочленения* графа G , если после её удаления число компонент связности увеличивается по сравнению с числом компонент связности исходного графа. Граф, полученный при удалении вершины a из графа G , обычно обозначается $G - a$.

Далее разберём критерии моста и точки сочленения.

Утверждение 2.3.3. Вершина a является точкой сочленения графа G , построенного на $n \geq 3$ вершинах, тогда и только тогда, когда в G существует такие отличные от a вершины b и c , что любой путь, соединяющий их, проходит через a .

Доказательство. Условие эквивалентно тому, что после удаления вершины a , две другие вершины станут несвязанными. Утверждение становится очевидным. ч.т.д.

Утверждение 2.3.4. Ребро $e = \{a, b\}$ в простом связном графе является мостом тогда и только тогда, когда e не принадлежит ни одному из циклов графа.

Доказательство. Докажем в обратную сторону. Допустим противное. Тогда в графе $G - e$ будет одна компонента связности и вершины a и b будут связанными путём P . Этот путь вместе с ребром e будет порождать цикл. Противоречие.

В прямую сторону доказательство аналогично. ч.т.д.

Утверждение 2.3.5. При удалении ребра из дерева, оно теряет связность.

Доказательство. Допустим противное, то есть при удалении ребра $e = a, b$ граф остался связным. Следовательно, вершины a и b в новом графе тоже связанны, а значит, есть путь P , который не проходит через e и соединяет эти две вершины. Очевидно, что этот путь вместе с ребром e будет порождать цикл в исходном графе. Противоречие. ■

Следствие 2.3.1. Любое ребро дерева — мост.

Следствие 2.3.2. Если при удалении ребра e граф G не теряет своей связности, то в нем есть цикл, проходящий через это ребро.

В принципе есть обратная операция к удалению ребра — *добавление ребра*. Однако оно встречается не так часто, поэтому мы не будем на нем останавливаться.

Утверждение 2.3.6. Любая невисячая вершина дерева — точка сочленения.

Доказательство. Допустим противное: есть вершина a , $\deg(a) \geq 2$, которая не является точкой сочленения. Тогда есть, как минимум, две смежные с ней вершины, например, b и c . По предположению должен существовать путь P , соединяющий эти две вершины и не проходящий через a . Тогда, добавив к нему два ребра $\{b, a\}$, $\{a, c\}$, получим цикл. Противоречие. ■

Следствие 2.3.3. Если a — невисячая вершина графа G и $G - a$ имеет столько же компонент связности, сколько и G , то в нем есть цикл, проходящий через вершину a .

Здесь мы сталкиваемся опять с повседневным явлением в математике: можно сформулировать простое утверждение, которое до сих пор никто не может доказать и которое относится к числу сложных задач.

Гипотеза 1 (Улама). Пусть графы $G_1(V_1, E_1)$ и $G_2(V_2, E_2)$ имеют одинаковое число вершин $n = |V_1| = |V_2| \geq 3$. Графы G_1 и G_2 изоморфны тогда и только тогда, когда два набора $\{G_1 - a_i\}_{i=1}^n$, $\{G_2 - b_i\}_{i=1}^n$ равны с точностью до порядка.

2.3.3. Изоморфизм графов

А сейчас пора сказать о некоторой обманке: мы до этого говорили, что можно «передвигать» вершины и растягивать, сжимать рёбра. На самом деле в этом случае мы основывались на том, что изоморфные графы не различаются между собой в теории графов. Объясним, что такое изоморфизм.

Определение 2.30. Графы G_1 и G_2 *изоморфны*, если можно пронумеровать вершины обоих графов так, чтобы при наличии ребра, соединяющего вершины i и j в одном из графов, в другом было такое же ребро. Если в одном из графов есть петля, выходящая и входящая в вершину s , то и в другом должна быть петля при вершине s . Кратность ребер тоже сохраняется.

Для знатоков также можно добавить, что графы изоморфны тогда и только тогда, когда существует взаимнооднозначное соответствие между вершинами такое, что сохраняется отношение смежности.

Чтобы понять, что такое изоморфные графы, можно представить, что вершины — это узлы, а ребра — очень эластичные нитки. А изоморфны те графы, которые можно наложить друг на друга, растягивая и сжимая эти нитки.



Рис. 29. Пять изоморфных графов

Утверждение 2.3.7. В изоморфных графах одинаковое количество компонент связностей.

Доказательство. Заметим, что если какие-либо две вершины соединены путем в одном из этих графов, то и в другом они тоже будут соединены, поэтому связность вершин инварианта относительно изоморфизма.

Говоря о неизоморфных графах, принято называть их *непомеченными*. В свою очередь, когда мы различаем изоморфные графы, построенные на одних и тех же вершинах, то будем их называть *помеченными*.

Утверждение 2.3.8. Графы G и H изоморфны тогда и только тогда, когда изоморфны их дополнения \overline{G} и \overline{H} .

Доказательство. Заметим, что изоморфизм сохраняет также отношение несмежности, которое эквивалентно отношению смежности вершин в дополнении к графу. Таким образом, изоморфизм графов G и H сохраняет отношение смежности между их дополнениями, следовательно, \overline{G} и \overline{H} изоморфны. А также воспользуемся свойством дополнения, а именно, тем, что дополнение к дополнению графа — это сам граф. Таким образом, доказанное утверждение верно в обе стороны. ч.т.д.

В этом параграфе мы наконец сформулировали, какие графы мы считаем одинаковыми. На самом деле изоморфизм имеет более широкое значение в высшей алгебре, так что с этим понятием читатель ещё не раз встретится на пути изучения математики. А о связности графов мы ещё будем дальше говорить, но уже в терминах орграфов.

2.3.4. Задачи

Задача 2.3.1 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть G — граф, построенный на вершинах $1, 2, \dots, 15$, в котором вершины i и j смежны тогда и только тогда, когда их наибольший общий делитель больше единицы. Подсчитайте число связных компонент такого графа, а также определите максимальную длину простого пути в графе G .

Задача 2.3.2 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть G — граф, вершины которого помечены битовыми строками длины $k \geq 1$. Вершины x и y в таком графе являются смежными тогда и только тогда, когда соответствующие им битовые строки отличаются ровно в двух позициях. Определите количество связных компонент в таком графе.

Задача 2.3.3. (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи) В спортклубе тренируются 100 толстяков, веса которых равны 1 кг, 2 кг, ..., 100 кг. На какое наименьшее число команд их можно разделить, чтобы ни в какой команде не было двух толстяков, один из которых вдвое тяжелее другого?

Задача 2.3.4 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). В Империи Вестероса было 1000 городов и 2017 дорог (каждая дорога соединяет какие-то два города). Из каждого города можно было проехать в каждый. Однажды злой волшебник заколдовал N дорог, и ездить по ним стало нельзя. Образовалось 7 королевств, так, что в каждом королевстве можно добраться из любого города в любой по дорогам, а из одного королевства в другое по дорогам добраться нельзя. При каком наибольшем N это возможно?

Задача 2.3.5. В группе из нескольких человек некоторые люди знакомы друг с другом, а некоторые нет. Каждый вечер один из них устраивает ужин для всех своих знакомых, на котором знакомит их друг с другом. После того, как каждый человек устроил хотя бы по одному ужину, оказалось, что какие-то два человека все еще не знакомы. Докажите, что они не познакомятся и на следующем ужине.

Задача 2.3.6. Докажите, что простой граф G , минимальная степень $\delta(G)$ которого не меньше $\frac{n}{2}$, является связным. Покажите, что эта оценка точная, предъявив несвязный граф, для которого $\delta(G) = \frac{n}{2} - 1$.

Задача 2.3.7 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Для графа G , построенного на восьми вершинах, известно, что все его вершины имеют степень, меньшую или равную k . Известно также, что между любой парой вершин графа существует путь длины 1 или 2. При каком минимальном значении k это возможно?

Задача 2.3.8. В стране Роботлэнд каждый город соединен ровно с 2018 другими, причём из любого города можно добраться до любого другого. Докажите, что после проливных дождей, затопивших одну из дорог, всё ещё можно будет добраться из любого города до любого другого.

Задача 2.3.9 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что в каждом связном графе G без петель, построенном на $n \geq 2$ вершинах, найдутся по меньшей мере две вершины, не являющиеся точками сочленения.

Задача 2.3.10 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Покажите, что в связном графе, построенном на более чем двух вершинах и имеющем мост $\{x, y\}$, хотя бы одна из вершин x и y является точкой сочленения.

Задача 2.3.11 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Сколько рёбер должен иметь простой граф на n вершинах, чтобы он был гарантированно был связным?

Задача 2.3.12 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи). В стране больше 101 города. Столица соединена с 100 городами, а каждый город, кроме столицы, соединен авиалиниями ровно с 10 городами (если A соединен с B , то B соединен с A). Известно, что из любого города можно попасть в любой другой (быть может, с пересадками). Докажите, что можно закрыть половину авиалиний, идущих из столицы, так, что возможность попасть из любого города в любой другой сохранится.

Задача 2.3.13 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Пусть G — произвольный простой несвязный граф. Докажите, что его дополнение \overline{G} всегда связно.

Задача 2.3.14. Пусть G — граф, имеющий k компонент связности, построенный на n вершинах. Докажите, что для количества рёбер имеет место два неравенства

$$n - k \leq m \leq \frac{(n - k)(n - k + 1)}{2}.$$

Задача 2.3.15. Нарисуйте три неизоморфных графа со степенной последовательностью $(3, 3, 2, 2, 1, 1)$.

Задача 2.3.16. Граф G называется самодополнением (self-complementary), если он изоморфен своему дополнению \overline{G} . Приведите примеры самодополненных графов, построенных на четырёх и пяти вершинах.

Задача 2.3.17. Верно ли, что при любом натуральном k , если в графе ровно $4k$ вершин имеют степень 5, а степени остальных — 6, то нельзя удалить одно ребро так, чтобы этот граф распался на две изоморфные компоненты связности?

Задача 2.3.18. При каких n число неизоморфных попарно деревьев на n вершинах будет равно n ?

2.3.5. Дополнительные задачи

Задача 2.3.19 (Федоров Р. М., Канель-Белов А. Я., Ковальджи А. К., Ященко И. В. «Московские математические олимпиады»). В стране Нашии есть военные базы, соединенные дорогами. Набор дорог называется *важным*, если после закрытия этих дорог найдутся две базы, не соединенные путем. Важный набор называется *стратегическим*, если он не содержит меньшего важного набора. Докажите, что множество дорог, каждая из которых принадлежит ровно одному из двух различных стратегических наборов, образует важный набор.

Задача 2.3.20 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). Множество клеток на клетчатой плоскости назовем *ладейно связным*, если из любой его клетки можно попасть в любую другую, двигаясь по клеткам этого множества ходом ладьи (ладье разрешается перелетать через поля, не принадлежащие нашему множеству). Докажите, что ладейно связанное множество из 100 клеток можно разбить на пары клеток, лежащих в одной строке или в одном столбце.

Задача 2.3.21 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). Внутри круга расположены точки A_1, A_2, \dots, A_n , а на его границе — точки B_1, B_2, \dots, B_n так, что отрезки $A_1B_1, A_2B_2, \dots, A_nB_n$ не пересекаются. Кузнечик может перепрыгнуть из точки A_i в точку A_j , если отрезок A_iA_j не пересекается ни с одним из отрезков $A_kB_k, k \neq i, j$. Докажите, что за несколько прыжков кузнечик сможет попасть из любой точки A_p в любую точку A_q .

Задача 2.3.22 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В некоторой стране 2002 города, соединенных дорогами так, что если запретить проезд через любой из городов, то из любого из оставшихся городов можно добраться до любого другого. Каждый год король выбирает некоторый несамопересекающийся циклический маршрут и приказывает построить новый город, соединить его дорогами со всеми городами выбранного маршрута, а все дороги этого маршрута закрыть за ненадобностью. Через несколько лет в стране не осталось ни одного несамопересекающегося циклического маршрута, проходящего по ее городам. Докажите, что в этот момент количество городов, из которых выходит ровно одна дорога, не меньше 2002.

§ 2.4 О планарных графах и гомеоморфизме

Ранее мы уже говорили о том, что вовсе не обязательно рассматривать графы только на плоскости. Можно представить себе и трёхмерный граф. Конечно, для каждого

графа существует его плоская изоморфная реализация. Правда, рёбра у такого графа могут пересекаться.

Определение 2.31. *Плоским или планарным* называют граф, у которого существуют изоморфный граф, рёбра которого не пересекаются нигде, кроме вершин. Такой граф делит плоскость на области (включая внешнюю), называемые *гранями*. Множество граней будем обозначать буквой F .

2.4.1. Формула Эйлера

В отличие от своих собратьев, планарный связный граф не может иметь произвольное количество ребер, вершин и граней. На них накладывается некоторое соотношение, которое называется *формулой Эйлера*:

$$|V| - |E| + |F| = 2.$$

Доказательство. Воспользуемся методом математической индукции. В качестве счётчика возьмём количество граней.

База индукции: плоский связный граф, у которого одна грань, — это дерево. Как было доказано выше, в дереве число ребер на один меньше числа вершин, таким образом

$$|V| - |E| + |F| = |V| - (|V| - 1) + 1 = 2.$$

База доказана.

Теперь предположим, что для всех плоских связных граней с k гранями верна формула Эйлера, и докажем, что при $(k + 1)$ -й грани всё будет выполняться.

Так как граней больше одной, то у нас граф содержит цикл. Давайте рассмотрим произвольное ребро произвольного цикла. Если его стереть, то количество граней уменьшится, но при этом граф останется связным. По предположению для нового графа будет выполнена формула Эйлера, то есть $|V| - (|E| - 1) + (|F| - 1) = 2$. Раскрывая скобки, получим искомое равенство. ■

Утверждение 2.4.1. Для любого связного планарного графа имеет место неравенство

$$2|E| \geq 3|F| \quad \text{при} \quad |V| \geq 3.$$

Доказательство. Каждое ребро принадлежит ровно двум граням, поэтому если обозначить через $\rho(f)$, $f \in F$ число ребер, ограничивающих грань f , то $2|E| = \sum_{f \in F} \rho(f)$.

С другой стороны, $\rho(f) \geq 3$, следовательно, $\sum_{f \in F} \rho(f) \geq 3|F|$.

В силу транзитивности отношения порядка получаем искомое выражение. ■

Следствие 2.4.1. $|E| \leq 3|V| - 6$ при $|V| \geq 3$ для любого связного планарного графа

Доказательство. Достаточно выразить число граней через число ребер и вершин из формулы Эйлера и подставить в предыдущее неравенство. ■

Следствие 2.4.2. В любом плоском графе есть вершина степени не более пяти.

Доказательство. Рассмотрим одну из компонент связности нашего планарного графа. Если число вершин меньше трех, то все очевидно. Иначе имеет место неравенство

$$|E| = \frac{1}{2} \sum_{a \in V} \deg(a) \geq 3|V|.$$

Пользуясь неравенством выше, получаем, что

$$3|V| \leq |E| \leq 3|V| - 6.$$

Противоречие. ■

2.4.2. $K_{3,3}$ и K_5

Наиболее знаменитый неплоские графы — это K_5 и $K_{3,3}$. Они оба непланарны. Кроме того, две теоремы — Куратовского, Вагнера — дают критерий планарности произвольного графа, сводя в некотором смысле задачу к поиску «подграфа, изоморфного K_5 или $K_{3,3}$ ». Мы их сформулируем ниже, но сначала познакомимся с этими двумя графами, потому что они являются центральными графами в теории плоских графов.

Пример 2.4.1. Обитатели трёх домов, в совместном владении которых находятся три колодца, перессорились друг с другом и решили проложить к своей собственности непересекающиеся тропки — от каждого дома к каждому колодцу. Докажите, что это им не удастся...

Доказательство. Допустим противное. Подсчитаем число вершин, ребер и граней, используя формулу Эйлера:

$$|V| = 6, |E| = 9, |F| = 5.$$

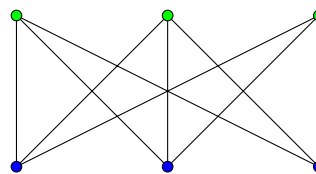
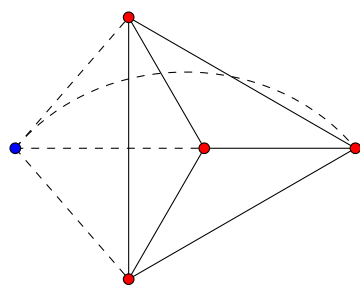
Заметим, что в этом графе нет треугольных граней, поэтому каждая грань есть ни что иное, как многоугольник с числом сторон не меньше четырех, следовательно, имеет место неравенство:

$$4|F| \leq 2|E| \Rightarrow 10 = 2|F| \leq |E| = 9.$$

Противоречие. Итог: этот граф не планарен — а значит, у соседей не получится осуществить свой план.

На самом деле в этой задаче мы пользовались тем, что герои живут на планете или плоскости. Читатель может подумать на досуге над следующим вопросом: получилось ли у обитателей трёх домов проложить эти тропки, если бы они все жили на планете в форме бублика?

Полностью смысл обозначения для графа $K_{3,3}$ мы откроем через пару параграфов, а пока что можно просто заметить, что у нас есть два подмножества вершин, такие, что все ребра соединяют вершины разных подмножеств

Рис. 30. Граф $K_{3,3}$ Рис. 31. Граф K_4 и еще одна вершина

Возвращаясь к K_5 , его непланарность можно получить еще более простыми методами. Достаточно заметить, что в графе K_4 каждая грань будет окружена треугольником — а значит, кинув на плоскость пятую вершину, мы не сможем ее соединить с какой-то из вершин без пересечения ребер.

Итак, мы разобрали два базовых непланарных графа и теперь можем приступить к формулировке критериев непланарности графов.

2.4.3. Теорема Куратовского и теорема Вагнера

В прошлом параграфе мы познакомились с первым морфизмом, теперь надо прибегнуть к изучению гомеоморфизма

Определение 2.32. Будем говорить, что граф $G'(V', E')$ получен *делением ребра* $e = \{a, b\}$ графа $G(V, E)$, если он совпадает ним везде, кроме ребра e , вместо которого у него есть два ребра $\{a, c\}$ и $\{c, b\}$.

Граф G' называется *расширением графа* G , если он получен за счет деления ребер этого графа.

Определение 2.33. Графы G_1 и G_2 *гомеоморфны*, если существует граф G_3 , который является расширением обоих графов.

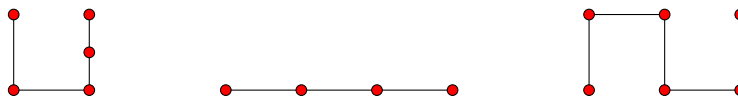


Рис. 32. Три гомеоморфных графов

Как можно видеть на рисунке выше, все графы P_n гомеоморфны при $n \geq 2$.

С помощью сравнения степенных последовательностей можно легко сказать, что графы не гомеоморфны, так как в ином случае у них степенные последовательности должны отличаться только числом двоек. Дальше мы даже воспользуемся этим.

Теперь мы можем сформулировать первый критерий.

Теорема 2.2 (Понтрягина-Куратовского). Граф G планарен тогда и только тогда, когда не содержит подграфа, гомеоморфного $K_{3,3}$ и K_5 .

К сожалению, эта и следующая теоремы из списка тех, которые имеют довольно простую формулировку, но доказательство у них не элементарно ни в коем роде, так что оставим его до лучших времен.

Определение 2.34. Будем говорить, что граф G' получен из графа G *стягиванием ребра* $e = \{a, b\}$, если вместо этих двух вершин в нем одна вершина c , которая смежна с теми вершинами, с которыми была смежна хотя бы одна вершина: a или b . Обозначение: G/e .

Определение 2.35. Граф G' называется *минором графа* G , если он может быть получен из него посредством стягивания ребер и удаления ребер и вершин.

Теорема 2.3 (Вагнера). Граф G планарен тогда и только тогда, когда он не содержит минора, изоморфного $K_{3,3}$ или K_5 .

Пример 2.4.2. Ранее я уже приводил рисунок графа Петерсена, который в свое время стал популярным из-за своей непланарности.

Его непланарность можно доказать по обоим теоремам. Для доказательства через теорему Вагнера достаточно стянуть пять ребер, обозначенных на рисунке ниже слева, и получить K_5 . А для теоремы Понтрягина-Куратовского нужно построить вручную подграф, гомеоморфный $K_{3,3}$.

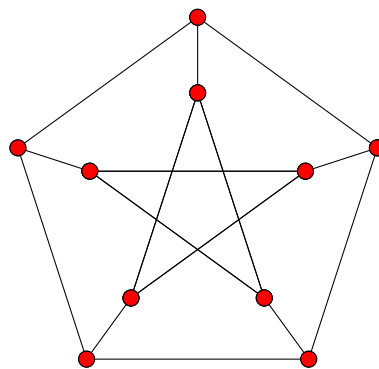


Рис. 33. Графа Петерсена

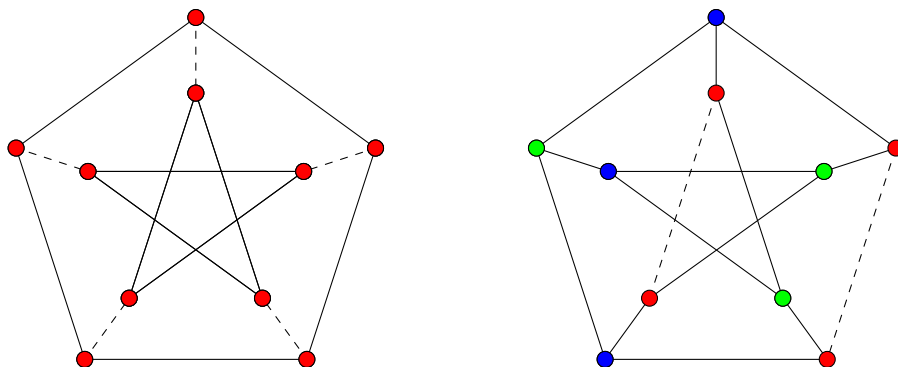


Рис. 34. Графа Петерсена: с изображенными ребрами, по которым надо его стягивать, чтобы получить K_5 (слева); с изображенным подграфом, гомеоморфном $K_{3,3}$ (справа)

Ранее мне рассказали такую интересную историю: на ФУПМе в 4 семестре читается курс АМВ. На контрольной по этой дисциплине дали задачу: доказать непланарность графа Петерсена, при этом во время лекций не упоминали про теорему Вагнера. Все, без исключения, сказали, что этот граф непланарен в силу того, что в нем есть гомеоморф K_5 .

Это ложь! Как минимум, мы уже сказали про отличия в степенных последовательностях гомеоморфных графов. В графе Петерсена нет вершин со степенью, равной четырем, а в K_5 все вершины с такой степенью.

2.4.4. Интересные факты

В некоторых задачах можно наткнуться на понятие выпуклой оболочки. Как таковое, оно не входит в теорию графов, однако полезно знать о нём и в некоторых задачах использовать.

Допустим, что на плоскости отмечено произвольное (конечное) число точек. Тогда существует такой выпуклый многоугольник с вершинами в некоторых отмеченных точках, что все остальные точки лежат внутри него. Этот многоугольник и называется *выпуклой оболочкой*.

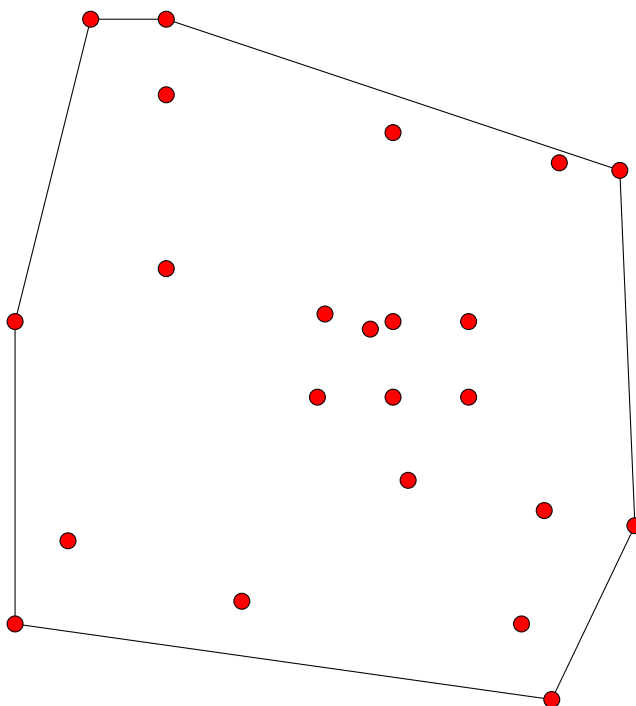


Рис. 35. Произвольное множество точек плоскости с их выпуклой оболочкой

Планарные графы по определению можно изобразить на плоскости без самопересечения рёбер. Оказывается, что все планарные графы можно с тем же условием нарисовать и на сфере. Кроме того, обратное утверждение верно, то есть любой конечный граф на сфере можно изоморфно переместить в граф на плоскости.

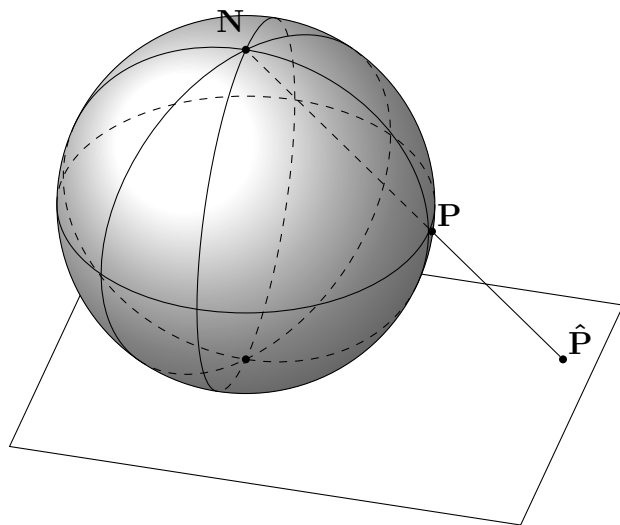


Рис. 36. Сферическая проекция

Чтобы убедить вас в том, что любой многогранник можно поместить в плоскость без самопересечений ребер, хочу обратить ваше внимание на рисунок слева. На нем показана сферическая проекция на плоскость, которая переводит все связанные линии в связанные. Пользуясь ей можно проверить и обратную операцию — а именно, переместить плоский граф на сферу.

Итак, мы познакомились с планарными графами. Сформулировали два критерия планарности графов и посмотрели под разными углами на граф Петерсена.

2.4.5. Задачи

Задача 2.4.1. В некоторой стране есть n озер, которые соединены k каналами. Из любого озера по каналам можно добраться в любое другое озеро. Сколько в этой стране островов?

Задача 2.4.2 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи). На плоскости дано n точек, соединенных непересекающимися отрезками. Может ли оказаться так, что каждая точка будет соединена ровно с шестью другими?

Задача 2.4.3. На плоскости отмечено несколько точек, никакие три из которых не лежат на одной прямой. Двое по очереди соединяют отрезком две какие угодно еще не соединенные точки так, чтобы отрезки не пересекались нигде, кроме отмеченных точек. Проигрывает тот, кто не сможет сделать ход. Докажите, что один из играющих будет всегда выигрывать независимо от своей игры и игры соперника.

Задача 2.4.4. Один из простейших многоклеточных организмов — водоросль «вольвокс» — представляет собой сферическую оболочку, сложенную семиугольными, шестиугольными и пятиугольными клетками (в каждой «вершине» сходятся три клетки). Биологи заметили, что пятиугольных клеток всегда ровно на 12 больше, чем семиугольных (всего клеток может быть несколько сотен и даже тысяч). Не можете ли вы объяснить этот странный факт?

Задача 2.4.5. Пусть все грани выпуклого многогранника — правильные n -угольники, и в каждой его вершине сходится ровно k граней. Докажите, что тогда $\frac{1}{n} + \frac{1}{k} = \frac{1}{2} + \frac{1}{r}$, где r — число его ребер.

§ 2.5 Об эйлеровых и гамильтоновых циклах

Теперь, будучи знакомыми с некоторыми терминами теории графов, мы можем более формально подойти к задаче, которую поставил в 1836 году Эйлер. И обобщить его теорию.

2.5.1. Эйлеровы графы

Определение 2.36. Граф называется *эйлеровым*, если в нём существует цикл, проходящий через все ребра ровно по одному разу. Если в графе есть эйлеров путь, то он называется *полуэйлеровым*.

Лемма 2.3 (Лемма о простом цикле). В графе, состоящем только из чётных вершин, в котором есть хотя бы одна неизолированная вершина, есть простой цикл.

Доказательство. Выберем вершину A — неизолированную вершину. Так как степень чётна, то у A есть, как минимум, два инцидентных ей ребра. Допустим, что одно из этих рёбер соединяет A с вершиной B . Те же рассуждения верны и для B , поэтому есть вершина C , которая смежна B . И так далее. Так как у нас конечное число вершин, то в какой-то момент мы вернемся в какую-нибудь вершину, которую уже посещали. Если это будет не вершина A , то отбросим «хвост» и у нас останется простой цикл. ч.т.д.

Теорема 2.4 (Критерий эйлеровости графа). Связный граф является эйлеровым тогда и только тогда, когда каждая его вершина имеет чётную степень.

Доказательство. Из эйлеровости можно с лёгкостью вывести чётность каждой вершины. Будем закрашивать ребра, проходя по эйлеровому циклу, тогда, проходя очередную вершину, мы закрасим два смежных с ней ребра. Следовательно, если какая-то вершина s встречается k раз в нашем эйлеровом цикле, то её степень равна $2k$: все ребра эйлерового цикла различны.

Для того чтобы доказать обратное утверждение, опишем алгоритм нахождения эйлерового цикла. Для начала разобьём весь граф на простые циклы. Для этого, пользуясь леммой о простом цикле, будем выбирать простой цикл и стирать ребра, входящие в него. Так как в простом цикле у каждой вершины степень два, то чётность вершин не будет меняться при таком алгоритме. В какой-то момент у нас все вершины станут изолированными, то есть фактически мы всё множество ребер разбили на непересекающиеся простые циклы.

Назовем связанными те циклы, у которых есть хотя бы одна общая вершина. Заметим, что из связности графа следует связность выбранных простых циклов. Тогда покажем, как из двух связанных циклов сделать один цикл. Для этого рассмотрим вершину s , которая является общей для этих циклов. И сначала пройдем по одному циклу, а потом по другому. Таким образом мы обойдем все ребра обоих циклов ровно по одному разу и вернёмся в вершину, из которой стартовали. Таким образом, мы можем все циклы соединить в один цикл, который по построению будет содержать все ребра графа, то есть будет эйлеровым. ч.т.д.

Следствие 2.5.1. Граф K_n эйлеров при всех нечетных $n \geq 2$.

Рассмотрим пару примеров, иллюстрирующих методы работы с эйлеровыми графами.

Пример 2.5.1. Какое минимальное количество отдельных проволок нужно, чтоб, не разрезая их, собрать каркас куба?

Решение. Заметим, что часть каркаса, составленная из проволочек будет полуэйлеровым графом, а значит в нем есть максимально две вершины нечетной степени. Так как в кубе 8 вершин нечетной степени, то понадобится, как минимум, четыре таких проволочных каркаса.

Справа на картинке приведен пример искомого разбиения куба.

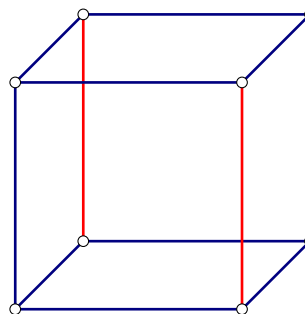


Рис. 37. Проволочный каркас кубика

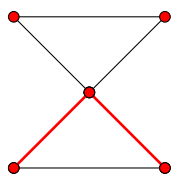
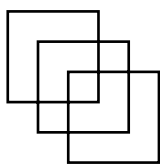


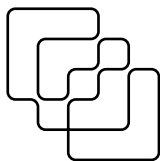
Рис. 38. Эйлеров граф, с отмеченными ребрами, которые не могут быть последовательными в эйлеровом пути

Пример 2.5.1. Верно ли, что в эйлеровом графе для любых двух смежных рёбер существует эйлеров цикл, в котором эти два ребра идут один за другим?

Ответ. Нет, слева вы можете увидеть контрпример.



(a)



(b)

Рис. 39. Чертеж фигуры (a) и ее эйлеров обход (b)

Пример 2.5.2 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). Можно ли нарисовать эту картинку, как слева на рис. 39а, не отрывая карандаша от бумаги и проходя по каждой линии по одному разу?

Ответ. Да, на рис. 39b проведен один из возможных чертежей, который можно сделать, не отрывая карандаша от бумаги. Заметим, что этот факт следует из критерия эйлеровости графа.

Мы достаточно поработали с эйлеровыми графами: они простые и не стоит тратить

много времени на разговор о них. Перейдем к гамильтоновым графам!

2.5.2. Гамильтоновы графы. Теорема Оре

Фактически эйлеров граф обязан своим появлением задаче о пути, проходящем через все рёбра. Аналогичная задача о пути, проходящем через все вершины, породила гамильтоновы графы.

Определение 2.37. *Гамильтонов путь (цикл)* — простой путь (цикл), проходящий через каждую вершину. Граф, в котором есть гамильтонов цикл, называется *гамильтоновым графом*.

Впервые классы графов, в которых можно обойти все вершины, были введены ирландским математиком У. Гамильтоном (1805 — 1865) в 1856 году. В честь него они и были названы.

Утверждение 2.5.1. Если в графе есть гамильтонов цикл, то в этом графе нет висячих и изолированных вершин.

Доказательство. У любой вершины произвольного цикла степень не меньше двух, а так как в гамильтонове графе через каждую вершину проходит гамильтонов цикл, то степень всех вершин не меньше двух. ч.т.д.

Наиболее известной задачей, связанной с гамильтоновыми графами, является задача коммивояжера: цель — пройти по всем городам страны за минимальное количество перемещений. Несмотря на очень схожее условие с задачей, поставленной Эйлером, для решения этой задачи не смогли ещё придумать оптимальный алгоритм, поэтому её всё ещё можно найти в списках *NP*-полных задач, куда она попала в 1972 году, благодаря Ричарду Карпу.

Гамильтоновы циклы нашли своё применение в теории шифрования, теории экстремальных задач. Кроме того, есть логические головоломки, в которых целью игры является поиск гамильтонова цикла с определёнными условиями.

Аналогично задаче Эйлера, первый вопрос, который возникает при упоминании гамильтоновых циклов, связан с нахождением этого цикла в заданном графе. Кроме необходимого условия связности и условия на степени вершин, есть ещё следующее.

Утверждение 2.5.2. Если в графе $G(V, E)$ есть гамильтонов цикл, то при удалении некоторого количества вершин $S \subset V$, количество компонент связности $k: = c(G - S)$ не превосходит числа удаленных вершин, то есть $k \leq |S|$.

Доказательство. Обозначим через U_1, \dots, U_k — компоненты связности, появившиеся после удаления множества вершин S из графа. Тогда заметим, что в гамильтоновом цикле между вершинами двух разных компонент связности U_i и U_j обязательно будет вершина из множества S . Тогда можно поставить в соответствие каждой компоненте первую вершину из S , в которую мы попадаем по гамильтонову пути, выходя из соответствующей компоненты. Следовательно, по очевидному свойству вложения получаем искомое неравенство. ч.т.д.

На данный момент все известные необходимые условия не являются достаточными. Конечно, в некоторых графах очевидно гамильтонов цикл есть, например, в $C_n, n > 2$ и в $K_n, n > 2$.

Предположим, что в графе есть гамильтонов путь. В каких графах мы его можем достроить до цикла?

Утверждение 2.5.3. Пусть в графе есть гамильтонов путь P , соединяющий вершины $x_1, x_n, n > 2$. Тогда для того чтобы в графе существовал гамильтонов цикл, достаточно

$$\deg(x_1) + \deg(x_n) \geq n.$$

Доказательство. Во-первых, заметим, что если x_1 и x_n смежны, то путь P вместе с ребром $\{x_n, x_1\}$ даёт гамильтонов цикл.

Во-вторых, если это не так, то пусть степень вершины x_1 равна k , тогда если эти k рёбер идут в вершины $x_{\alpha_1}, x_{\alpha_2}, \dots, x_{\alpha_k}$, то в одну из вершин $x_{\alpha_1-1}, x_{\alpha_2-1}, \dots, x_{\alpha_k-1}$ ведёт ребро из x_n , так как иначе сумма $\deg(x_1) + \deg(x_n) \leq n$. Следовательно, допустим пара x_m, x_{m+1} такова, что с x_m соединена вершина x_n , а с $x_{m+1} - x_1$. Тогда искомым гамильтонов цикл — $\langle x_1, x_2, \dots, x_m, x_n, x_{n-1}, \dots, x_{m+1}, x_1 \rangle$. Ч.т.д.

Следствие 2.5.2. Пусть в графе G есть наибольший длины простой путь P , соединяющий вершины x_1, x_n . Тогда этот путь можно превратить в цикл C либо в случае, если концы пути смежны, либо если сумма их степеней не меньше n .

Так, как превращать гамильтонов путь в цикл, мы придумали. Теперь рассмотрим следующее достаточное условие существования гамильтонова пути.

Теорема 2.5 (Оре). Если в графе $G(V, E), |V| = n > 2$ для любых двух вершин a и b выполняется неравенство

$$\deg(a) + \deg(b) \geq n - 1,$$

то в нём есть гамильтонов путь.

Доказательство. Фактически мы укажем путь, по которому можно построить гамильтонов путь. Заметим, что граф связан. Рассмотрим максимальной длины путь P . Если в нём n вершин, то он гамильтонов. Иначе в силу утверждения выше мы можем превратить этот путь в цикл с таким же количеством вершин. С другой стороны, в этом цикле нет какой-то вершины графа, и так как он связан, то есть вершина, смежная с одной из вершин цикла. Тогда в графе есть путь большей длины, который начинается в этой вершине и обходит все вершины цикла. Противоречие. Следовательно, этот путь будет гамильтоновым. ■

Следствие 2.5.3. Если в графе $G(V, E), |V| = n > 2$ для любых двух вершин a и b выполняется неравенство

$$\deg(a) + \deg(b) \geq n,$$

то в нём есть гамильтонов цикл.

Следствие 2.5.4 (Дирак). Если в графе $G(V, E)$, $|V| = n > 2$ степень любой вершины не меньше $\frac{(n-1)}{2}$, то в нём есть гамильтонов путь. Если более того, неравенство верно для $\frac{n}{2}$ в правой части, то в графе есть гамильтонов цикл.

Исторически так сложилось, что первым появилась теорема Дирака, доказанная им в 1952 году. Далее пошёл шквал из всё более и более слабых условий на существование гамильтонова цикла. Утверждение, доказанное Оре, было тоже одним из этих «порывов ветра». В 1972 году Вацлав Хватал доказал теорему, охватившую все ранее известные достаточные условия. Однако в этом параграфе мы не будем её доказывать, а вернёмся позже к теореме Хватала.

Эйлеровы циклы были созданы родоначальником теории графов и имели невероятный успех в своём освоении. К сожалению, гамильтоновы циклы, несмотря на столь же изящное определение, не могут порадовать читателей морем критериев и прочих интересных утверждений. Пока что гамильтоновы циклы остаются большой загадкой теории графов.

2.5.3. Задачи

Задача 2.5.1. Москвич Василий Петрович, приехавший в Санкт-Петербург поездом, весь день ходил по городу пешком. После столь утомительной прогулки он решил «повысить градус». Посмотрев на карту, Василий Петрович заметил, что на всех улицах, по которым он проходил нечетное количество раз, расположены питейные заведения. Этот факт не мог не обрадовать москвича, так что было принято решение: вернуться на вокзал, проходя только по этим улицам. Докажите, что у Василия Петровича всё получится.

Задача 2.5.2. Верно ли, что можно на доске нарисовать произвольное количество касающихся окружностей, не отрывая мела? (если да, то докажите, что при произвольном расположении получится; если нет, то приведите контрпример)

Задача 2.5.3 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи). Дан правильный 45-угольник. Можно ли так расставить в его вершинах цифры от 0 до 9 так, чтобы для любой пары различных цифр нашлась сторона, концы которой занумерованы этими цифрами.

Задача 2.5.4 (Генкин С.А., Итенберг И.В., Фомин Д.В. «Ленинградские математические кружки»). Доска имеет форму креста, который получается, если из квадратной доски 4×4 выкинуть угловые клетки. Можно ли обойти ее ходом шахматного коня и вернуться на исходное поле, побывав на всех полях ровно по разу?

Задача 2.5.5. Мышка грызет куб сыра с ребром 3, разбитый на 27 единичных кубиков. Когда мышка съедает какой-либо кубик, она переходит к другому кубику, имеющему общую грань с предыдущим. Может ли мышка съесть весь куб, кроме центрального кубика?

Задача 2.5.6 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. «Как решают нестандартные задачи»). В стране Метрополия каждый город связан с каждым дорогой. Злой волшебник установил на всех дорогах одностороннее движение. Тем не менее оказалось, что из любого города можно добраться до любого другого. Докажите, что существует замкнутый путь, проходящий через все города Метрополии один раз.

Задача 2.5.7 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи). Последовательность из 36 нулей и единиц начинается с пяти нулей. Среди пятёрок подряд идущих цифр встречаются все 32 возможные комбинации. Найдите пять последних цифр последовательности.

Задача 2.5.8. В некоторой стране есть 2018 городов, соединённых подземными тоннелями, причём из любого города можно добраться до любого другого по подземным тоннелям, пройдя при этом все остальные города. Какое наименьшее число подземных тоннелей может быть в этой стране?

§ 2.6 Об орграфах

Ранее мы ничего не говорили про ориентацию графов. Пришло время задеть эту насущную тему. Сейчас мы займёмся вплотную изучением ориентированных графов.

2.6.1. Базовые понятия орграфов

Определение 2.38. Будем говорить, что ребро e , соединяющее вершины a и b , имеет *ориентацию*, подразумевая, что отображение I ставит этому ребру в соответствие упорядоченную пару (a, b) или (b, a) . В таком случае ребро также называют *ориентированным*.

Определение 2.39. *Орграф* — граф, состоящий из ориентированных ребер.

Определение 2.40. *Простой орграф* — граф, в котором нет петель и кратных упорядоченных рёбер.

Пример 2.6.1 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Сколько различных ориентированных графов можно получить из одного и того же простого графа $G(V, E)$ ориентацией его рёбер?

Решение. Каждое ребро может быть ориентировано в двух различных направлениях. Поэтому по правилу умножения получаем, что всего вариантов: $2^{|E|}$.

Заметим, что промежуточного звена между ориентированными и неориентированными графами нет, так как если в любом графе есть хотя бы одно ориентированное ребро, то можно все остальные ребра заменить на два ориентированных противоположных направления ребра и получить орграф, который будет в некотором смысле «изоморфен» исходному.

Говоря об изоморфизме орграфов, нельзя уже проверять только наличие и кратность ребер, потому что важно и направление ребер.

Определение 2.41. Граф Y , полученный из неориентированного графа G путём замены всех рёбер на ориентированные их аналоги, называется *ориентацией графа* G .

Пример 2.6.2. Сумасшедший король хочет ввести на дорогах своего королевства одностороннее движение так, чтобы выехав из одного города, уже будет нельзя в него вернуться. Удастся ли ему осуществить свою затею?

Решение. Рассмотрим сначала частный случай, а именно: полный граф. В таком случае королю удастся осуществить затею, например, следующим образом: выстроим города в ряд и будем все дороги ориентировать слева-направо.

Теперь заметим, что если бы мы имели неполный граф, то это был бы подграф полного. Следовательно, опять же расположим их в ряд и будем все ребра ориентировать слева-направо. В итоге, выходя из какого-то города мы всегда будем попадать в город правее него, а значит, никогда не сможем вернуться обратно.

Рассмотрим некоторые утверждения и понятия, которые мы раньше вводили, но уже на примере орграфа.

Для начала заметим, что так как у нас все рёбра имеют направления, то мы не можем говорить просто про инцидентные рёбра: важно ещё входя они или выходят из вершины.

Определение 2.42. Число рёбер, выходящих из вершины a , называется *исходящей степенью вершины* и обозначается $outdeg(a)$. Число рёбер, входящих в вершину a , называется *входящей степенью вершины* и обозначается $indeg(a)$.

Определение 2.43. Будем говорить, что вершина b смежна с вершиной a , если есть ребро (a, b) , то есть из вершины a можно добраться по ребру до вершины b .

Можно сформулировать аналог леммы о рукопожатиях.

Лемма 2.4 (о взятках). В любом орграфе имеет место равенство

$$\sum_i outdeg(x_i) = |E| = \sum_i indeg(x_i).$$

В случае ориентированных графов очень сложно уйти от понятий эквивалентности, так что мы этого не будем делать и сделаем небольшую остановку, чтобы разобраться с ними.

2.6.2. Отношение эквивалентности

Для начала рассмотрим произвольное множество M . Будем говорить, что на этом множестве задано *бинарное отношение*, если для любой упорядоченной пары (a, b) поставлена в соответствие единица или ноль. Другими словами, мы говорим об отношении, как о правиле, по которому мы объединяем некоторые элементы. Прилагательное «бинарное» в этом случае означает, что мы имеем дело с двумя элементами,

хотя в общем случае бывают правила, которые задают отношение между большим количеством элементов множества.

Далее есть три свойства отношения, которые нам понадобятся. Первое из них — *рефлексивность* — заключается в том, что для пар (a, a) в соответствие должна быть поставлена единица. Суть второго — *симметричности* — в том, что паре (a, b) поставлена в соответствие единица тогда и только тогда, когда и паре (b, a) поставлена в соответствие единица. Третье из них — *транзитивность* — уточняет отношение для трёх элементов, а точнее, оно гласит, что если парам (a, b) и (b, c) поставлена в соответствие единица, то и паре (a, c) поставлена в соответствие единица.

Будем говорить, что бинарное отношение является *отношением эквивалентности*, если оно удовлетворяет всем трём свойствам, описанным в предыдущем абзаце.

Например, равенство является отношением эквивалентности. Кроме того, легко проверить, что связность в графе тоже будет таким отношением.

На этом мучений читателей, впервые столкнувшихся с отношением эквивалентности, не закончены. Надо заметить, что отношение эквивалентности разбивает всё множество на *классы эквивалентности*, внутри которых все объекты эквивалентны. Таким образом, мы можем говорить о *фактормножестве*, суть которого заключается, что мы всему классу эквивалентности ставим в соответствие единственный элемент, то есть буквально отождествляем все эквивалентные элементы.

Используя всю терминологию, связанную с отношением эквивалентности, мы можем сказать, что в неориентированных графах число компонент связности есть ни что иное, как количество классов эквивалентности по отношению связности.

Теперь вернёмся к орграфам.

2.6.3. Связность в орграфах. Конденсат

Определение 2.44. Будем говорить, что вершина a *достижима* из вершины b , если есть путь, начинающийся в вершине b и заканчивающийся в вершине a .

Определение 2.45. Вершины c и d орграфа называются *связанными*, если существует хотя бы один путь из c в d и есть хотя бы один путь из d в c .

Заметим, что при таком определении связность остаётся отношением эквивалентности, но в этом случае классы эквивалентности уже называют *сильными компонентами связности*.

Определение 2.46. Орграф называется *сильно связным*, если он состоит из одной сильной компоненты связности.

В случае, если нас интересует связность неориентированного графа, ориентацией которого является исходный граф, то можно пользоваться следующим понятием.

Определение 2.47. Орграф D называется *слабо связным*, если он не является сильно связным, но граф G , ориентацией которого является D , связан.

Как можно заметить, фактор-граф по отношению связности в случае неориентированного графа является всегда набором изолированных точек. Однако при переходе к орграфам всё резко меняется.

Определение 2.48. Фактор-граф графа G по отношению связности называется *конденсатом* и обозначается $C(G)$.

Теорема 2.6. Конденсат любого орграфа D — ациклический орграф (DAG — directed acyclic graph).

Доказательство. Допустим, что в нём есть цикл. Тогда между любыми двумя вершинами $C(D)$ в этом цикле есть путь в обе стороны, то есть они связаны, следовательно, должны быть в одной компоненте сильной связности. Противоречие.

Чтобы получить конденсат графа нужно воспользоваться топологической сортировкой. Ее мы будем разбирать подробно уже в соответствующем разделе. Заметим, что один из приемов, которым при этом мы будем пользоваться, заключается в инвертировании ребер графа, то есть когда мы все ребра (a, b) меняем на ребра (b, a) .

Конденсат орграфа занимает центральное место в теории ориентированных графов. С одной стороны, его достаточно легко найти в произвольном графе, а алгоритмы, которые помогают это сделать, требуют мало времени и памяти для работы. С другой стороны, ориентированные ациклические графы имеют широкое практическое применение.

Например, предположим, что вам надо составить свой курс. У вас есть набор тем, которые ссылаются друг на друга. Построив конденсат графа, в котором вершинами будут темы, а рёбрами будут ссылки, вы сможете понять, какие темы и в каком порядке надо давать.

Возвращаясь немного назад, скажем пару слов о турнирах.

2.6.4. Транзитивные турниры

Определение 2.49. *Турнир* T — орграф, полученный произвольной ориентацией полного графа K_n .

Граф T можно встретить при решении задач на круговые турниры, в которых каждый участник играет с каждым и при этом ничьи не бывает. В этом случае ребро обычно направляют от победившего к проигравшему.

Пример 2.6.3. Был проведен круговой турнир по шахматам. Ничьих не было. Известно, что если игрок A выиграл у игрока B , а игрок B выиграл у игрока C , то A выиграл у игрока C . Докажите, что есть игрок, выигравший у всех.

Доказательство. Рассмотрим игрока A , который выиграл в наибольшем числе матчей. Допустим противное: есть игрок B , у которого он не выиграл. Тогда игрок B выиграл у игрока A , так и у всех игроков, которых обыграл последний. Следовательно, игрок B выиграл у большего числа игроков. Противоречие. ■

Определение 2.50. Турнир T называется *транзитивным*, если из условий $(a, b) \in E(T)$, $(b, c) \in E(T)$ следует, что $(a, c) \in E(T)$.

Утверждение 2.6.1. Турнир является транзитивным, когда он совпадает со своим конденсатом.

Доказательство. Это условие эквивалентно тому, что в графе нет циклов. Следовательно, так как все рёбра есть, а циклов нет, то при существовании рёбер (a, b) и (b, c) однозначно восстанавливается ребро между вершинами a и c — $e = (a, c)$. По определению этот турнир будет транзитивным. ч.т.д.

Следствие 2.6.1. В нетранзитивном турнире есть ориентированный цикл длины 3.

Следствие 2.6.2. Конденсат турнира всегда является транзитивным турниром.

Доказательство. Заметим, что $C(C(T)) = C(T)$.

Мы познакомились ближе с орграфами. Узнали про аналогичные неориентированным графам утверждения, термины. А также забежали немного вперёд по программе и поговорили об отношении эквивалентности.

2.6.5. Задачи

Задача 2.6.1 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). По кругу записаны 7 натуральных чисел. Известно, что в каждой паре соседних чисел одно делится на другое. Докажите, что найдется пара и несоседних чисел с таким же свойством.

Задача 2.6.2 (Генкин С.А., Итенберг И.В., Фомин Д.В. «Ленинградские математические кружки»). В некоторой стране есть столица и еще 100 городов. Некоторые города (в том числе и столица) соединены дорогами с односторонним движением. Из каждого нестоличного города выходит 20 дорог, и в каждый такой город входит 21 дорога. Докажите, что в столицу нельзя проехать ни из одного города.

Задача 2.6.3. Докажите, что на рёбрах любого связного графа можно расставить стрелки, что найдется вершина, из которой можно было бы добраться по стрелкам в любую другую.

Задача 2.6.4 (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи). В тридевятом царстве каждые два города соединены дорогой с односторонним движением. Докажите, что существует город, из которого сожно проехать в любой другой не более чем по двум дорогам.

Задача 2.6.5 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). Каждый член партии доверяет пяти однопартийцам, но никакие двое не доверяют друг другу. При каком минимальном размере партии такое возможно?

Задача 2.6.6 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). На сторонах некоторого многоугольника расставлены стрелки. Докажите, что число вершин, в которые входят две стрелки, равно числу вершин, из которых выходят две стрелки.

Задача 2.6.7 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Какое максимальное количество ребер может быть в простом слабо связном ориентированном графе на n вершинах, не являющемся сильно связным?

Задача 2.6.8 (Генкин С.А., Итенберг И.В., Фомин Д.В. «Ленинградские математические кружки»). Докажите, что на ребрах связного графа можно так расставить стрелки, чтобы из некоторой вершины можно было бы добраться по стрелкам до любой другой.

Задача 2.6.9. В некоторой стране каждый город соединен с каждым дорогой с односторонним движением. а) Докажите, что найдется город, из которого можно попасть в любой другой. б) Докажите, что можно поменять направление движения на одной дороге так, что из любого города можно будет попасть в любой другой.

Задача 2.6.10 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что в случае нечетных n существует турнир T , в котором для любой вершины x выполняется равенство

$$\text{outdeg}(x) = \text{indeg}(x).$$

Задача 2.6.11 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что для произвольного турнира T справедливо равенство

$$\sum_{x \in V(T)} \text{outdeg}(x)^2 = \sum_{x \in V(T)} \text{indeg}(x)^2.$$

2.6.6. Дополнительные задачи

Задача 2.6.12 (Федоров Р. М., Канель-Белов А. Я., Ковальджи А. К., Яценко И. В. «Московские математические олимпиады»). В стране несколько городов, соединенных дорогами с односторонним и двусторонним движением. Известно, что из каждого города в любой другой можно проехать ровно одним путем, не проходящим два раза через один и тот же город. Докажите, что страну можно разделить на три губернии так, чтобы ни одна дорога не соединяла два города из одной губернии.

Задача 2.6.13 (Федоров Р. М., Канель-Белов А. Я., Ковальджи А. К., Яценко И. В. «Московские математические олимпиады»). По кругу расставлено несколько коробочек. В каждой из них может лежать один или несколько шариков (или она может быть пустой). За один ход разрешается взять все шарики из любой коробочки и разложить их, двигаясь по часовой стрелке, начиная со следующей коробочки, кладя в каждую коробочку по одному шарiku.

а) Докажите, что если на каждом следующем ходе шарики берут из той коробочки, в которую попал последний шарик на предыдущем ходе, то в какой-то момент повторится начальное размещение шариков.

б) Докажите, что за несколько ходов из любого начального размещения шариков по коробочкам можно получить любое другое.

Задача 2.6.14 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В некотором государстве было 2004 города, соединенных дорогами так, что из любого города можно было добраться до любого другого. Известно, что при запрещенном проезде по любой из дорог, по-прежнему из любого города можно было бы добраться до любого другого. Министр транспорта и министр внутренних дел по очереди вводят на дорогах, пока есть возможность, одностороннее движение (на одной дороге за ход), причем министр, после хода которого из какого-либо города стало невозможно добраться до какого-либо другого, немедленно уходит в отставку. Первым ходит министр транспорта. Может ли кто-либо из министров добиться отставки другого независимо от его игры?

Задача 2.6.15 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В стране 1001 город, любые два города соединены дорогой с односторонним движением. Из каждого города выходит ровно 500 дорог, в каждый город входит ровно 500 дорог. От страны отделилась независимая республика, в которую вошли 668 городов. Докажите, что из любого города этой республики можно доехать до любого другого ее города, не выезжая за пределы республики.

§ 2.7 О двудольных графах

Наравне с деревьями, очень распространены двудольные графы.

2.7.1. Базовые понятия двудольных графов

Определение 2.51. *Двудольный граф* — граф, вершины которого можно разбить на два непересекающихся множества так, что никакое ребро графа не соединяет вершины одного множества. Обозначается $G[X, Y]$, где X и Y — две доли графа.

Заметим, что как таковых двудольных полных графов нет при $|V| \geq 2$, однако понятие полноты обобщается на двудольный граф следующим образом.

Определение 2.52. Граф G называется *полным двудольным*, если он является двудольным графом $G[X, Y]$ и для произвольных $x \in X$ и $y \in Y$ ребро $(x, y) \in E$.

Для «полных» двудольных графов принято обозначение — $K_{n,m}$, где n и m — число вершин в каждой доле графа.

Утверждение 2.7.1. В полном двудольном графе $K_{n,m}$ ровно $n \cdot m$ рёбер.

Доказательство. Вспомним, что любое ребро двудольного графа соединяет вершины из разных долей. Значит, чтобы получить общее число рёбер надо перемножить число способов выбрать из первой доли одну вершину на число способов выбрать вершину из второй доли. Следовательно, общее число рёбер равно $C_n^1 \cdot C_m^1 = nm$. ■

Следствие 2.7.1. В регулярном полном двудольном графе $n = m$ и всего n^2 ребер.

Пример 2.7.1. На танцы пришли n девушек и n юношей. Каждый юноша знаком с двумя девушками, а каждая девушка знакома с двумя юношами. Докажите, что собравшихся можно разбить на n смешанных пар так, чтобы в каждой паре юноша и девушка были знакомы.

Решение. Обозначим через вершины графа — юношей и девушек, а ребрами соединим тех, кто знаком. Тогда весь граф будет состоять из четных циклов. А каждый четный цикл можно, очевидно, разбить на пары вершин, которые будут соединены ребром.

Совершенно неожиданно оказывается, что некоторые графы являются двудольными, хотя, увидев их, читатель вряд ли бы моментально согласился с этим.

Определение 2.53. Граф $K_{n,1}$ называется *звездой*.

Определение 2.54. *Граф-цикл* — связный граф, в котором у каждой вершины степень равна двум. Обозначается так C_n .

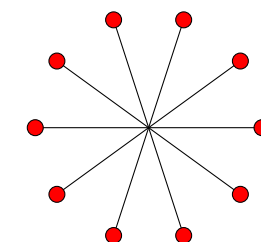


Рис. 42. Звезда $K_{10,1}$

При любом n звезда будет двудольным графом и при чётных n граф-цикл C_n будет двудольным (см. рис. 40).

2.7.2. Паросочетание. Лемма Холла

Центральное понятие, связанное с двудольными графами, — это паросочетание.

Определение 2.55. *Паросочетание* или *независимое множество рёбер* — это набор попарно несмежных рёбер. *Совершенным паросочетанием* называется такое паросочетание, что любая вершина смежна одному из его рёбер.

Теорема 2.7 (Холла). Если в двудольном графе $G[X, Y]$ для любого набора вершин $x_1, x_2, \dots, x_k \in X$ есть не менее k вершин в доле Y , которые смежны с одной из вершин x_i , то существует подмножество вершин $Y' \subset Y$ такое, что в $G[X, Y']$ есть совершенное паросочетание.

Альтернативное условие. Есть n юношей и несколько девушек. Известно, что для любых k юношей число знакомых им в совокупности девушек не меньше k . Тогда все юноши могут выбрать по невесте из числа своих знакомых.

Доказательство. Допустим противное, то есть что максимальное паросочетание не содержит всех юношей. Тогда рассмотрим юношу C (от «сыч»), который не входит в это паросочетание.

Он должен быть знаком хотя бы с одной девушкой. Если он знаком с девушкой не из паросочетания, то мы можем составить пару. Противоречие. Тогда он знаком с какой-то девушкой из паросочетания. Обозначим эту девушку за 1 , а её юношу — 1 . Следовательно, по условию теоремы для юношей 1 и C есть две девушки, с которыми они знакомы. Такими рассуждениями, приходим к тому, что 1 должен быть знаком с 2 , 2 должен быть знаком с 3 ... В конце будет обязательно k , который будет знаком с девушкой не из паросочетания. Тогда переженим их и число пар увеличится на 1. Противоречие. Следовательно, исходное максимальное паросочетание было искомым. ч.т.д.

Иначе эта теорема называется теоремой о сватовстве или свадьбах. Несмотря на видимую сложность, эта теорема имеет необыкновенно широкое в задачах, с виду не похожих на задачу на графы.

Пример 2.7.2. Из шахматной доски 8×8 вырезали семь клеток. Докажите, что на оставшуюся доску можно поставить 8 ладей так, чтобы они не били друг друга.

Решение. Рассмотрим двудольный граф $G[X, Y]$, где в доле X будут вершинами строки, а в доле Y — столбцы, а соединены будут те, на пересечение которых есть невырезанная клетка. Заметим, что условие Холла выполняется. Следовательно, есть совершенное паросочетание, то есть мы можем разбить строки и столбцы на 8 непересекающихся множества так, что их пересечение будет невырезанной клеткой. На эти клетки и поставим ладей. ч.т.д.

2.7.3. Задачи

Задача 2.7.1. В классе 15 мальчиков. Известно, что каждый из них знаком с ровно тремя девочками, а каждая девочка знакома ровно с пятью мальчиками. Сколько в классе детей?

Задача 2.7.2 (Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. «Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1»). В графе каждая вершина — синяя или зеленая. При этом каждая синяя вершина связана с пятью синими и десятью зелеными, а каждая зеленая — с девятью синими и шестью зелеными. Каких вершин больше — синих или зеленых?

Задача 2.7.3. Докажите, что любое дерево является двудольным графом.

Задача 2.7.4. (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи) На математической олимпиаде было предложено 20 задач. На закрытие пришло 20 школьников. Каждый из них решил по две задачи, причем выяснилось, что среди пришедших каждую задачу решило ровно два школьника. Докажите, что можно так организовать разбор задач, чтобы каждый школьник рассказал одну из решенных им задач, и все задачи были разобраны.

Задача 2.7.5. (Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи) В квадратной таблице $N \times N$ записаны неотрицательные числа так, что сумма в любой строке и в любом столбце равна 1. Докажите, что в этой таблице можно выбрать N положительных чисел, никакие два из которых не будут находиться в одной строке или столбце.

Задача 2.7.6. Докажите, что граф Q_k является k -регулярным двудольным графом. Подсчитайте количество вершин и рёбер в таком графе.

Задача 2.7.7. Определите при каких m и n полный двудольный граф $K_{m,n}$ будет эйлеровым. А при каких значениях он будет полуэйлеровым?

Задача 2.7.8 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В классе учится 15 мальчиков и 15 девочек. В день 8 марта некоторые мальчики позвонили некоторым девочкам и поздравили их с праздником (никакой мальчик не звонил одной и той же девочке дважды). Оказалось, что детей можно единственным образом разбить на 15 пар так, чтобы в каждой паре оказались мальчик с девочкой, которой он звонил. Какое наибольшее число звонков могло быть сделано?

§ 2.8 О сетях и потоках

Вспомним теорему Холла, доказанную в предыдущем параграфе. Можно заметить, что само доказательство, несмотря на его математическую строгость, не показывает нам, как можно для конкретного двудольного графа проверить: есть или нет совершенное паросочетание в нём?

Для этого нам придется перебрать все возможные непустые множества юношей, которых будет $2^n - 1$, если n — количество юношей. Как при рассмотрении задачи о коммивояжёре, этот способ необыкновенно затратный по ресурсам, поэтому не оптимальный.

Казалось бы минусы уже закончились, но нет. Кроме того, что таким способом мы потратим много времени, так ещё он неконструктивный, то есть не даст по итогу нам сами пары, в которых надо поженить юноша на девушке, а просто скажет, что так можно сделать.

Поэтому чтобы уменьшить наши мучения, обсудим алгоритм, который сначала ещё раз докажет теорему о сватовстве, а потом ещё и предоставит нам короткий способ к поиску совершенного паросочетания.

С чего начать? Конечно, с переформулирования задачи. Представим, что поиск паросочетания — это поиск функции на рёбрах графа, которая должна удовлетворять некоторым свойствам. Во-первых, её областью значений будет множество $\{0, 1\}$, рёбрам, которые мы выбрали будет поставлена единица, а остальным — ноль. Во-вторых, надо наложить на эту функцию условия: сумма по рёбрам для каждой вершины, изображающей юношу, должна равняться единице, а соответствующая сумма для вершин, изображающих девушек, должна равняться нулю.

Теперь дадим несколько определений.

2.8.1. Основные понятия сетей

Определение 2.56. Будем называть оргграф D *транспортной сетью* (flow network), если задана функция $c: E \rightarrow R_+$, называемая *пропускной способностью* и выделены две точки: *исток* s (source) и *сток* t (sink) — такие, что $\text{indeg}(s) = 0$ и $\text{outdeg}(t) = 0$.

В этом случае под R_+ подразумеваются неотрицательные действительные числа. Кроме того, чтобы обобщить ещё сильнее понятия, считается, что пропускная способность рёбер, не входящих в E , равна нулю.

Определение 2.57. *Потоком* (flow) называется функция f , которая задана на рёбрах (в том числе и не лежащих в E) и принимает значения с тремя свойствами для любых вершин a и b :

$$f(a, b) \leq c(a, b), \quad f(a, b) + f(b, a) = 0, \quad \sum_{v \in V} f(a, v) = 0.$$

Сама терминология обусловлена следующим примером: допустим у нас есть город с развитой дорожной сетью и через него проходит поток машин. Надо сделать так, чтобы через город прошло максимальное число машин при этом ни на одном перекрестке не образовалась пробка.

Определение 2.58. *Величиной потока* (value of flow) называется число

$$|f| = \sum_{v \in V} f(s, v) = \sum_{v \in V} f(v, t).$$

2.8.2. Алгоритм Форда-Фолкерсона. Теорема Гэйла

Предположим, что пропускная способность равна либо нулю, либо единице.

Пусть у нас есть транспортная сеть с каким-то потоком (может, нулевым). Назовём рёбра, по которым пошёл поток, *насыщенными*, а остальные — *свободными*.

Далее будем помечать вершины, начиная с истока следующим образом: рассматриваем все смежные с отмеченной вершиной x узлы сети — множество U . Далее, если есть $u \in U$ такое, что (x, u) — свободное ребро, то помечаем x «плюсом»; если есть $u \in U$ такое, что (u, x) — насыщенное ребро, то помечаем x «минусом». Повторяем итерацию для новых отмеченных вершин.

В итоге у нас либо будет помечен сток, либо не будет. В первом случае мы восстанавливаем путь, по которому мы дошли до стока и меняем в нём насыщенные рёбра на свободные и наоборот. Во втором случае — говорим, что поток максимален. Докажем это.

Доказательство. Обозначим через U (uncolored) множество непомеченных вершин, а через C (colored) множество помеченных. Заметим, что в C входит исток, а в U — сток. Следовательно, по нашему построению следует, что все рёбра, выходящие

из C в U насыщены, а обратные рёбра — свободные. Следовательно, в этом случае поток выходит из C и больше не возвращается в него, проходя по всем возможным рёбрам, а значит, это максимальный поток. ч.т.д.

С помощью этого алгоритма можно сформулировать и доказать центральную теорему теории транспортных сетей.

Определение 2.59. Назовём *пропускной способностью* множества промежуточных вершин A число стрелок, входящих в него и обозначим через $c(A)$.

Определение 2.60. Назовём *полной потребностью* множества промежуточных вершин A число стрелок, выходящих из него прямо в сток и обозначим через $d(A)$.

Теорема 2.8 (Гэйла). Для того чтобы существовал поток, насыщающий все выходные дуги, необходимо и достаточно, чтобы для любого множества промежуточных вершин A его полная потребность не превосходила пропускной способности:

$$d(A) \leq c(A).$$

Глава 3

Продвинутая теория графов

§ 3.1 Простейшие понятия математики

3.1.1. Биномиальные коэффициенты

3.1.2. Матрицы

§ 3.2 О практическом применении

В этом параграфе мы поговорим о практическом применении теории графов. В том числе мы разберем возможные способы задания графа в ЭМВ и разберем нетривиальные примеры графов, на которых построены целые области математики.

3.2.1. Способы задания графа

В первую очередь, разберемся с вопросом: как в памяти компьютера можно задать граф? Далее мы будем все появляющиеся структуры ассоциировать с графом на рисунке ниже.

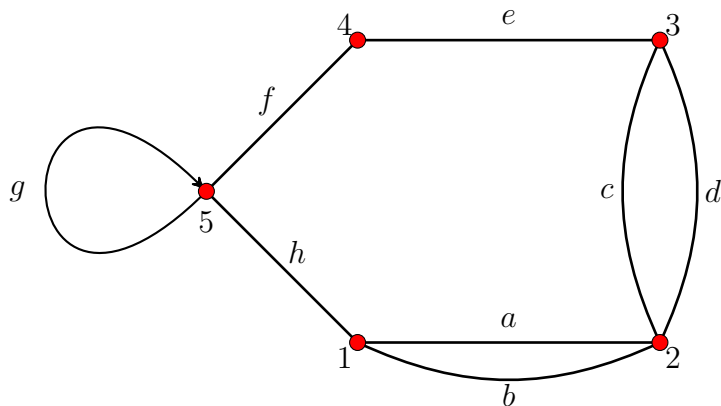


Рис. 43. «Опытный образец»

Матрица инцидентности. Вспомним, что граф определяется не только множествами V, E вершин и ребер соответственно, но еще и отображением инцидентности. Это отображение можно представить в виде $I: E \rightarrow V \times V$. Однако для многих задач более удобно рассматривать отображение $I: V \rightarrow \mathbb{N}_0$ в случае неориентированных графов и $I: V \rightarrow \mathbb{Z}$ в случае орграфов.

Тогда фактически образ каждого ребра при таком отображении будет вектор из целых чисел длины $|V|$. Удобной записью для них будет матрица, то есть таблица с числами, у которой каждый столбец соответствует образу какого-либо ребра.

Ниже выписана матрица инцидентности для «опытного образца».

$$M_{inc} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 2 & 1 \end{pmatrix} \begin{matrix} 1 \\ 2 \\ 3 \\ 4 \\ 5 \end{matrix}$$

$a \quad b \quad c \quad d \quad e \quad f \quad g \quad h$

В данном случае, если ребро соединяет вершины a и b , то в соответствующую строку были поставлены единицы. Как при подсчете степени вершины мы петлю учитывали дважды, так и в этой таблице мы пишем 2 напротив той строки, которой соответствует вершина петли.

Можно также вспомнить double counting (метод двойного подсчета), который во всей красе отражается в этой матрице: достаточно просуммировать сначала по всем строкам числа, а потом по всем столбцам.

Остановим внимание читателя на том, что в случае простого графа в матрице инцидентности будут только единицы и нули. Случаи более сложных графов мы обсудим немного ниже.

Матрица смежности. Опять дело пойдет о матрице, но теперь о более компактной. Предположим, что мы имеем дело с графом, в котором почти все ребра есть, тогда число столбцов в матрице инцидентности будет зависеть от количества вершин квадратично, а значит, нам придется хранить порядка $|V|^3$ чисел. Это не очень экономно... Прямо очень неэкономно...

Чтобы исправить это недоразумение, давайте будем задавать наш граф матрицей смежности $n \times n$, где n , как обычно, соответствует числу вершин в графе. Тогда на пересечение i строки и j столбца будет стоять число, равное количеству ребер, соединяющих i вершину с j . Таким образом, мы даже покрываем множество мультиграфов заданием матрицы смежности.

Для нашего «опытного образца» ниже представлена матрица смежности.

$$M_{adj} = \begin{pmatrix} 0 & 2 & 0 & 0 & 1 \\ 2 & 0 & 2 & 0 & 0 \\ 0 & 2 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

Примечательно, что след матрицы, то есть сумма его элементов на главной диагонали есть ни что иное, как число петель в графе.

Список смежности. Заметим, что в предыдущем варианте мы независимо от числа ребер всегда тратили $|V|^2$ памяти только на хранение матрицы, что очень неэффективно, если мы имеем дело с почти пустым графом, в котором очень мало ребер. Чтобы исправить это недоразумение, можно хранить для каждой вершины список тех вершин, которые с ней смежны. Так, для «опытного образца» мы получим следующую конструкцию:

1 : 2, 5;

2 : 1, 3;

3 : 2, 4;

4 : 3, 5;

5 : 1, 4.

3.2.2. Гиперграфы и случайные графы

Выше мы уже говорили про матрицы инцидентности. Оказывается, что можно на граф смотреть с точки зрения этой матрицы, а не наоборот, то есть такая матрица в целом несет полную информацию о графе.

В таком случае нам нужно уметь адаптировать матрицу инцидентности для других интересных классов графов. В случае с орграфами все очевидно: будем ставить на пересечения единицу, если ребро выходит из соответствующей вершины, и -1 , если оно входит в соответствующую вершину.

3.2.3. Автоматы как орграфы

§ 3.3 Множественные и пространственные отношения на графах

3.3.1. Операции над графами

Если вы решаете сложную задачу, то эффективно сначала разбить ее на подзадачи, потом решить их, а в заключение объединить результаты в общий ответ. Похожая

ситуация появляется в тот момент, как вы решаете анализировать граф: вы сначала разбиваете его на подграфы, анализируете их, а потом уже получаете искомый результат.

Чтобы упростить этот подход, были введены обозначения и операции над графами, которые в некотором виде повторяют операции над множествами и отображениями.

Представим, что у вас есть два графа $G_1(V_1, E_1)$ и $G_2(V_2, E_2)$, притом в этом случае мы уже рассматриваем их не с точностью до изоморфизма, а так, будто их вершины и ребра пронумерованы. Тогда можно задать тривиальную операцию *объединения графов* G_1 и G_2 :

$$G_1 \cup G_2 = G(V_1 \cup V_2, E_1 \cup E_2).$$

При объединении графов никаких дополнительных ребер не появляется и все те ребра, которые были хотя бы в одном из графов, остаются в них. В противоположность такой операции можно представить, что графы G_1 и G_2 расположены на двух параллельных плоскостях и, говоря о *соединении графов* (обозначается $G_1 + G_2$), мы будем подразумевать, что каждую вершину графа G_1 мы соединяем ребром с каждой вершиной графа G_2 .

Чтобы еще сильнее сокращать записи, будем писать вместо $\bigcup_{i=1}^k G$ просто kG .

Продолжая аналогию с операциями над множествами, можно ввести *декартово произведение графов* G_1 и G_2 , взяв при этом в качестве множества вершин $V = V_1 \times V_2$, а ребрами соединив вершины $a = (a_1, a_2)$ и $b = (b_1, b_2)$ в том и только том случае, если a_1 смежна b_1 или a_2 смежна b_2 .

Также можно ввести еще одну бинарную операцию, которая уже не поддается простой аналогии с предыдущими операциями, — *композицию графов* $G = G_1[G_2]$. Под ней мы будем подразумевать граф, в котором так же $V = V_1 \times V_2$, но ребром соединены вершины $a = (a_1, a_2)$ и $b = (b_1, b_2)$ тогда и только тогда, когда a_1 смежна b_1 или $a_1 \equiv b_1$ и a_2 и b_2 смежны.

В этих обозначениях легко, например, определить *полный n -должный граф* $K(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ как следующее соединение

$$K(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = \overline{K_{\alpha_1}} + \overline{K_{\alpha_2}} + \dots + \overline{K_{\alpha_n}}.$$

Также Q_k , то есть k -кубы, можно определить рекурсивно $Q_k = Q_{k-1} \times K_2$.

3.3.2. Метрика на графах

Как мы увидим в самых поздних частях этой книги, граф обладает многими интересными свойствами, связанными с его изображениями в пространствах. Но даже на том уровне, который мы сейчас имеем, можно уже определить некоторые метрические понятия на графах.

Определение 3.1. Расстоянием $d(a, b)$ между вершинами a и b называется длина наименьшего пути, соединяющего их.

3.3. МНОЖЕСТВЕННЫЕ И ПРОСТРАНСТВЕННЫЕ ОТНОШЕНИЯ НА ГРАФАХ 77

Заметим, что такой путь всегда простой. Кроме того, чтобы это понятие распространялось на несвязные графы, принято считать, что для несвязанных вершин s и e расстояние $d(s, e) = \infty$.

По сути такое определение расстояния на графе задает метрику на нем. Давайте точнее определим это понятие.

Определение 3.2. Множество M вместе с введенным на нем бинарным отображением $\rho: M \times M \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ называется *метрическим пространством*, если *метрика* (то есть то самое отображение ρ) удовлетворяет трем свойствам:

- $\forall a, b \in M \mapsto \rho(a, b) \geq 0, \rho(a, b) = 0 \Leftrightarrow a \equiv b$ (неотрицательность),
- $\forall a, b \in M \mapsto \rho(a, b) = \rho(b, a)$ (коммутативность),
- $\forall a, b, c \in M \mapsto \rho(a, b) + \rho(b, c) \geq \rho(a, c)$ (неравенство треугольника).

В случае с нашими графами расстояние принимает только дискретные значения $(0, 1, 2, 3, \dots)$, но это не мешает ему удовлетворять всем трем свойствам. И поэтому такое определение расстояния задает метрику на нашем графе.

Для новичков: не стоит бояться этих мудреных слов, суть метрического пространства только в том, что для заданного отображения выполнены три свойства, которые интуитивно понятны для традиционного пространства \mathbb{R}^2 — евклидова плоскость. Действительно, если мы зададим в качестве метрики кратчайшее расстояние между двумя точками плоскости, то первое свойство эквивалентно неотрицательности длины отрезка, второе — независимости выбора концов отрезка в качестве первой и второй точки, третье — даже по названию одноименному неравенству, доказываемому в курсе школьной геометрии.

Как и в любом пространстве задаются окрестности, так и здесь можно задать ϵ -окрестность вершины a (обозначается $U_\epsilon(a)$) как максимальный подграф $G(V')$, порожденный множеством вершин $V' \subset V$ такое, что $\forall b \in V' \mapsto d(a, b) \leq \epsilon$. Обратите внимание, что мы работаем с замкнутыми окрестностями, что вообще не свойственно для них.

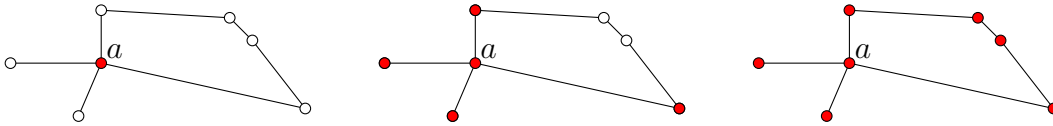


Рис. 44. Слева-направо нарисован граф с отмеченными соответственно $U_0(a)$, $U_1(a)$, $U_2(a)$

Ясно, что это не единственная метрика, которую можно задать на графах. Также можно задать тривиальную метрику, которую называют *дискретной метрикой*, которая задается следующим образом

$$\rho(a, b) = 0 \Leftrightarrow a \equiv b, \rho(a, b) = 1 \Leftrightarrow a \neq b \quad \forall a, b \in V.$$

Кроме того, мы в разделе про оргграфы говорили об эквивалентности, которую можно ввести на графах, — о сильной связности. И фактически мы получим схожую с дискретной метрикой *метрику достижимости*, которая ставит ноль тем парам вершин, которые связаны, и единицу в противном случае

3.3.3. Эксцентриситет, радиус, диаметр

Сейчас мы повторим мучительный путь, совершенный в начале второй главы, где пришлось на нескольких страницах познакомиться с большим числом определений. Здесь это также необходимо, чтобы все утверждения и задачи, которые мы решим, имели не слишком длинные формулировки. Начнем же!

Определение 3.3. *Эксцентриситетом вершины a* называется максимальное расстояние от этой вершины до вершин графа, то есть

$$\epsilon(a) = \max_{b \in V} d(a, b).$$

Определение 3.4. Максимальный и минимальный элемент множества эксцентриситетов графа называется соответственно *радиусом графа* и *диаметром графа*

$$r(G) = \min_{a \in V} \epsilon(a), \quad d(G) = \max_{a \in V} \epsilon(a).$$

Так как везде мы рассматриваем конечные графы, то вполне тривиально доказывается, что радиус и диаметр достигаются на вершинах графа, то есть существуют хотя бы по одной из следующих вершин.

Определение 3.5. *Центральная вершина* — вершина, у которой эксцентриситет равен радиусу. *Периферийная вершина* — вершина, у которой эксцентриситет равен диаметру графа.

И в этот момент интуиция читателя может сломаться, потому что в общем случае нет единственности центральной и периферийной вершины.

Утверждение 3.3.1. В любом связном графе есть хотя бы две периферийные вершины.

Доказательство. Как мы заметили выше, в графе есть периферийная вершина a , тогда по определению есть минимальный простой путь, соединяющий a и какую-то другую вершину b , длины $d(G)$. Тогда $\epsilon(b) \geq d(G)$, следовательно, так как $d(G)$ — максимальный эксцентриситет, то имеет место точное равенство $\epsilon(b) = d(G)$. Это и означает, что вершина b — тоже периферийная вершина. Все, мы нашли две периферийные вершины. ■

С центральной вершиной все сложнее: например, в графах P_n число центральных вершин будет чередоваться между 1 и 2. А у графов C_n все вершины будут одновременно и периферийными и центральными.

Утверждение 3.3.2. Удаленностью вершины дерева назовём сумму расстояний от неё до всех остальных вершин. Докажите, что в дереве, у которого есть две вершины с удаленностями, отличающимися на 1, — нечётное число вершин.

Доказательство. Допустим противное и придем к противоречию.

Рассмотрим две смежные вершины a, b . Тогда кроме них есть еще четное число вершин. Если мы посмотрим на разность удаленностей этих двух вершин, то заметим, что это будет сумма четного числа 1 и -1 . Достаточно просто можно проверить, что такая сумма всегда четная. Следовательно, удаленности смежных вершин имеют одинаковую четность.

Как инвариант относительно смежности вершин четность удаленности вершин можно распространить на все вершины и получить, что любые две вершины дерева должны иметь удаленности не отличающиеся по четности, что неверно по условию. Противоречие. ■

Заметим, что обратное утверждение неверно. Для этого достаточно рассмотреть граф-звезду с $n \geq 4$ вершинами.

3.3.4. Задачи

Задача 3.3.1. Пусть в графе G 45 вершин и степень каждой из них не меньше 22. Докажите, что любые две вершины a и b графа G либо смежны, либо $d(a, b) = 2$.

Задача 3.3.2 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что радиус и диаметр графа связаны следующим образом:

$$r(G) \leq \text{diam}(G) \leq 2r(G).$$

Приведите примеры графов, на которых оба неравенства достигаются.

Задача 3.3.3 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Докажите, что в простом графе с $\Delta = n - 2$ и диаметром 2 количество ребер $m \geq 2n - 4$.

Задача 3.3.4 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В стране 1993 города, и из каждого выходит не менее 93 дорог. Известно, что из любого города можно проехать по дорогам в любой другой. Докажите, что это можно сделать не более, чем с 62 пересадками (Дорога соединяет между собой два города.)

Задача 3.3.5 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В стране некоторые пары городов соединены дорогами, которые не пересекаются вне городов. В каждом городе установлена табличка, на которой указана минимальная длина маршрута, выходящего из этого города и проходящего по всем остальным городам страны (маршрут может проходить по некоторым городам больше одного раза и не обязан возвращаться в исходный город). Докажите, что любые два числа на табличках отличаются не более, чем в полтора раза.

§ 3.4 Экстремальные параметры

Определение 3.6. *Инвариант графа G — число $\lambda = \lambda(G)$, которое равно на всех изоморфных друг другу графах.*

Практически с появления теории графов ученые искали нетривиальные *полные наборы инвариантов*, которые однозначно будут задавать граф. Однако до сих пор такого не нашли. В процессе изучения инвариантов было получено очень много интересных утверждений, связывающих граф и его инварианты. Сейчас мы обсудим некоторые из них.

3.4.1. Треугольники в графе

Здесь и далее мы будем говорить только о неориентированных простых графах.

Вспомним, что для циклов в графе принято общее обозначение C_n . Для тех, кто знаком с основами теории групп, отмечу, что сходство в обозначениях с циклическими группами здесь неспроста: действие образующего на саму же группу порождает циклический сдвиг, который можно изобразить в качестве ориентации цикла графа.

Среди всех циклов первым интересным является C_3 , который принято называть *треугольником*.

Определение 3.7. *Обхватом графа G называется длина наименьшего цикла $C_n \subset G$. Окружением графа G называется длина наибольшего цикла $C_n \subset G$.*

Контрольный вопрос 3.1. Чему равен обхват графа, содержащего треугольник?

Пример 3.4.1 (Омельченко А. В. «Теория графов»). Рассмотрим произвольную смежную пару вершин $\{a, b\}$ в простом графе G на n вершинах. Докажите, что ребро $e = \{a, b\}$ принадлежит по меньшей мере $\deg(a) + \deg(b) - n$ треугольникам в графе G .

Доказательство. Рассмотрим два множества $U_1(a)$ и $U_1(b)$. Их мощности можно выразить через степени соответствующих вершин $|U_1(a)| = \deg(a) + 1$, $|U_1(b)| = \deg(b) + 1$.

Используя формулу для мощности пересечения, имеем

$$|U_1(a) \cap U_1(b)| = |U_1(a)| + |U_1(b)| - |U_1(a) \cup U_1(b)| \geq \deg(a) + \deg(b) + 2 - |V|.$$

Осталось заметить, что любая вершина из пересечения окрестностей вершин дополняет пару a, b до треугольника, так что число треугольников, содержащих e будет не меньше $|U_1(a) \cap U_1(b)|$. Из этого явно следует искомое неравенство. ■

Большой успех в этом направлении добился Туран. Давайте сначала рассмотрим частный случай, связанный с треугольниками графа, а потом докажем обобщенный вариант.

Теорема 3.1. Набольшее число ребер у графов, имеющих p вершин и не содержащих треугольников, равно $\lfloor \frac{p^2}{4} \rfloor$.

Введем в рассмотрение число $ex(p, H)$ — наибольшее число ребер, которое может быть в графе $G(V, E)$, $|V| = p$, не содержащем подграф H . Следующая теорема решает задачу для случая $H = K_n$.

Теорема 3.2 (Турана). Имеет место следующее равенство

$$ex(p, K_n) = \frac{(n-2)(p^2 - r^2)}{2(n-1)} + C_r^2.$$

Это не единственный результат, которого добились исследователи теории графов. Были получены также такие равенства

$$ex(p, C_p) = 1 + \frac{p(p+1)}{2}, \quad ex(p, K_4 - x) = \lfloor \frac{p^2}{4} \rfloor, \quad ex(p, K_{1,3} + x) = \lfloor \frac{p^2}{4} \rfloor.$$

3.4.2. Кликовое число

До этого мы фиксировали число вершин и меняли число ребер. Теперь зададимся другим вопросом: есть ли инварианты, которые, начиная с некоторого $n = |V|$, будут иметь какое-то заранее заданное значение?

Например, можно рассмотреть *кликовое число* для графа, которое соответствует размеру максимальной клики (полного подграфа), а в кванторах выражается так:

$$\omega(G) = \sup\{|V'| : V' \subset V, \forall a, b \in V' \mapsto \{a, b\} \in V'\}.$$

3.4.3. Число независимости

Число независимости двойственное число к кликовому числу, которое обозначает максимальное число вершин, которое можно выбрать из V так, что никакие две вершины не будут попарно соединены. В кванторах это число будет записываться так

$$\alpha(G) = \sup\{|V'| : V' \subset V, \forall a, b \in V' \mapsto \{a, b\} \notin V'\}.$$

Чтобы не лукавить, объясним, что мы подразумеваем под двойственностью в следующем утверждении.

Утверждение 3.4.1. Пусть дан граф G , тогда имеет место два равенства

$$\alpha(G) = \omega(\overline{G}), \quad \omega(G) = \alpha(\overline{G}).$$

Искренне надеемся, что читатель сможет воспроизвести элементарное доказательство этого утверждения.

3.4.4. Хроматическое число и хроматический индекс

Аналогично предыдущим инвариантам эти два имеют вполне понятную повседневную интерпретацию. Представьте, что перед вами граф, а вы маляр с кисточками и красками. Вам надо раскрасить либо все вершины так, чтобы никакие ребра не соединяли вершины одного цвета, либо все ребра так, чтобы ни в какой вершине не сходились ребра одного цвета. Первая раскраска называется *правильной вершинной*, а вторая — *правильной реберной*.

Определение 3.8. Минимальное число красок нужное для раскраски графа G правильной вершинной раскраской называется *хроматическим числом* и обозначается $\chi(G)$. Минимальное число красок нужное для раскраски графа правильной реберной раскраской называется *хроматическим индексом* и обозначается $\chi'(G)$.

Эти два инварианта тоже можно сформулировать на языке кванторов:

$$\chi(G) = \inf\{\chi: V(G) = V_1 \sqcup V_2 \sqcup \dots \sqcup V_\chi: \forall i \in \overline{1, \chi}, a, b \in V_i \mapsto \{a, b\} \notin E(G)\},$$

$$\chi'(G) = \inf\{\chi': E(G) = E_1 \sqcup E_2 \sqcup \dots \sqcup E_{\chi'}: \forall i \in \overline{1, \chi'}, e, h \in E_i \mapsto \{e \text{ not adj } h\}.$$

В последней строке сокращением *adj* мы заменили слово *adjacency*, которое буквально переводится как смежность ребер.

Мы не зря только что упоминали о кликовых числах и числах независимости, потому что имеет место два простых ограничения на хроматическое число:

$$\chi(G) \geq \frac{|V|}{\alpha(G)}, \quad \chi(G) \geq \omega(G).$$

Их достаточно просто получить из рассуждений. При дизъюнктном разбиении V на независимые множества каждое из них имеет мощность не больше $\alpha(G)$, поэтому мощность их объединения, то есть просто число вершин, не больше $\alpha(G) \cdot \chi$. Вторая же оценка верна в силу того, что клику можно раскрасить только в число цветов, равное числу вершин клики.

3.4.5. Задачи

Задача 3.4.1 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В стране 2001 город, некоторые пары городов соединены дорогами, причем из каждого города выходит хотя бы одна дорога и нет города, соединенного дорогами со всеми остальными. Назовем множество городов D *доминирующим*, если любой не входящий в D город соединен дорогой с одним из городов множества D . Известно, что в любом доминирующем множестве хотя бы k городов. Докажите, что страну можно разбить на $2001 - k$ республик так, что никакие два города из одной республики не будут соединены дорогой.

Задача 3.4.2 (Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. «Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы»). В стране N городов. Некоторые пары из них соединены беспосадочными двусторонними авиалиниями. Оказалось, что для любого k ($2 \leq k \leq N$) при любом выборе городов количество авиалиний между этими городами не будет превосходить $2k - 2$. Докажите, что все авиалинии можно распределить между двумя авиакомпаниями так, что не будет замкнутого авиамаршрута, в котором все авиалинии принадлежат одной компании.

§ 3.5 Теория Рамсея

3.5.1. Задача Рамсея

Всегда разговор о теории Рамсея начинается со следующей задачи.

Утверждение 3.5.1 (Задача Рамсея). Докажите, что среди шести человек найдутся либо три попарно знакомых, либо трое попарно незнакомых.

На теоретико-графовом языке эта же задача будет звучать так:

либо в графе, либо в его дополнении будет треугольник, если число вершин не меньше 6-ти,

или иначе:

в графе на $n \geq 6$ вершинах число независимости или кликовое число не меньше трех.

Как мы уже говорили, экстремальные характеристики графа уже очень долго занимают умы сильнейших математиков. И одним из вопросов, стоящих в авангарде, является вопрос о минимальном графе по числу вершин, на котором некоторые характеристики достигают какого-то значения.

Например, зададимся вопросом: начиная с какого R в любом графе с $k \geq R$ вершинами будет либо клика размера t , либо независимое множество размера n ? Это число R получило название *число Рамсея* и обозначается обычно $R(n, t)$.

Утверждение 3.5.2. Для чисел Рамсея верно рекуррентное соотношение

$$R(n, t) \leq R(n, t-1) + R(n-1, t).$$

Следствие 3.5.1. Для чисел Рамсея имеет место следующая верхняя оценка

$$R(n, t) \leq C_{m+n-2}^{m-1}.$$

3.5.2. Раскраска графов

3.5.3. Числа Рамсея большего порядка

3.5.4. Задачи

Глава 4

Алгоритмы на графах

Глава 5

ОСНОВЫ ТОПОЛОГИИ

Глава 6

Топологическая теория графов

§ 6.1 Кнезеровские графы

6.1.1. Определение. Гипотеза Кнезера

Ранее мы уже говорили о графах как об объектах, которые получаются с помощью построения дискретной структуры над некоторым множеством. Так, например, любой граф G является графом пересечений, то есть существует такое множество S и такой набор его подмножеств $\{S_i\}_{i=1}^n$, что можно построить биекцию между $V(G)$ и этим набором так, что ребрами соединены вершины тогда и только тогда, когда соответствующие им подмножества S_i, S_j пересекаются.

Сейчас мы подойдем с похожей стороны к вопросу задания графов: а именно, скажем, что у нас есть множество $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ и вершинами графа будут все k -элементные подмножества этого множества, а соединены будут те два подмножества A, B , которые не пересекаются, то есть $A \cap B = \emptyset$. Будем говорить, что это *кнезеровский граф* и обозначать его $KG(n, k)$.

Справа вы можете видеть граф Петерсена, который по совместительству тоже является кнезеровским графом.

Сразу отметим, что кнезеровские графы обладают не очень привлекательным видом если не выполнено неравенство $k \leq \frac{n}{2}$: в противном случае любые два подмножества пересекаются и, следовательно, не будут соединены ребром в графе. Можно уточнить, что

$$\forall k > \frac{n}{2} \mapsto KG(n, k) \cong O_{\binom{n}{k}}.$$

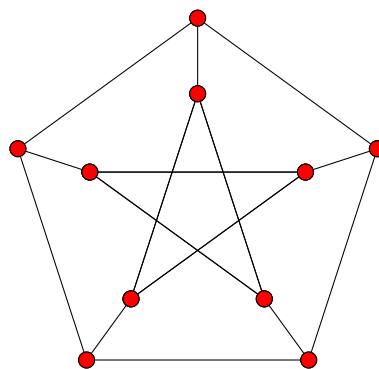


Рис. 45. Граф $KG(5, 2)$

Теперь вспомним о хроматическом числе графа, то есть о минимальном числе красок, для того чтобы осуществить на графе правильную раскраску. Оказывается, что достаточно просто сформулировать верхнюю оценку на него.

Утверждение 6.1.1. Хроматическое число $\chi(G)$ для кнезеровского графа $KG(n, k)$ удовлетворяет следующей оценке

$$\chi(KG(n, k)) \leq n - 2k + 2.$$

Доказательство. Чтобы доказать неравенство построим явно независимые множества, которые не будут пересекаться, но при этом будут содержать все k -элементные подмножества n -элементного множества $\{1, 2, 3, \dots, n\}$.

Обозначим через V_1 — те подмножества, которые содержат 1. Далее из всех подмножеств выберем те, которые содержат 2, и их объединение обозначим V_2 ... Такими действиями мы получим набор $V_1, V_2, V_3, V_{n-2k+1}$, а что дальше? Заметим, что после последней итерации у нас оставшиеся множества получается выборкой k элементов из $(2k - 1)$ -элементного множества. Очевидно, что они все пересекаются, так что все вместе образуют последнее V_{n-2k+2} независимое множество. ■

На самом деле это уникальный случай, когда верхняя оценка на хроматическое число так просто доказывается. Но на этом сказка не заканчивается, хочется ведь знать нижнюю оценку тоже... В 1955 году Мартин Кнезер тоже задался этим вопросом и сформулировал следующую гипотезу.

Гипотеза 2 (Кнезера). Хроматическое число для $KG(n, k)$ в точности равно $n - 2k + 2$.

В 1977 году, благодаря Ласло Ловасу, эта гипотеза стала теоремой, то есть переместилась в список «доказанных».

Эту оценку можно проверить на примере простых графов.

- Граф $KG(n, 1) \cong K_n$, поэтому его хроматическое число равно n . Оценка же дает как раз это числ: $n - 2 \cdot 1 + 2 = n$.
- Граф $KG(2n, n)$ есть ни что иное, как объединение K_2 , то есть его хроматическое число равно двум, что равно $2n - 2 \cdot n + 2$.

Теперь вспомним неравенство, соединяющее в себе хроматическое число и кликовое число:

$$\chi(G) \geq \omega(G).$$

В границах кнезеровских графов достаточно просто найти кликовое число $\omega(G) = \left\lfloor \frac{n}{k} \right\rfloor$. В таком случае мы можем выписать следующую нижнюю оценку

$$\chi(G) \geq \omega(G) = \left\lfloor \frac{n}{k} \right\rfloor.$$

Она ни в коем случае не претендует на столь же красочный вид, как и гипотеза Кнезера, но при этом она может нам рассказать некоторые интересные факты о кнезеровских графах: например, если $k = \frac{n}{3} + 1$, то в графе нет треугольников, но при этом хроматическое число имеет асимптотику $\Theta(n)$.

Список литературы

1. Берж К. Теория графов и ее применения. — М.: ИЛ, 1962.
2. Юшкевич А. П. История математики. С древнейших времен до начала нового времени. — М.: Наука, 1970.
3. Кнут Д.Э. Искусство программирования для ЭВМ. Том 1. Основные алгоритмы. — М.: Мир, 1976.
4. Кристофидес Н. Теория графов. Алгоритмический подход. — М.: Мир, 1978.
5. Емеличев В. А., Мельников О.И., Сарванов В. И., Тышкевич Р. И. Лекции по теории графов — М.: Наука, 1990.
6. Генкин С.А., Итенберг И.В., Фомин Д.В. Ленинградские математические кружки. — К.: АСА, 1994.
7. Журавлёв Ю. И., Флёров Ю. А. Дискретный анализ. Ч. 1: учебное пособие. — М.: МФТИ, 1999.
8. Спивак А.В. Математический праздник. — М.: Бюро Квантум, 2004.
9. Выгодский М.Я. Справочник по элементарной математике. — М.: АСТ:Астрель, 2006.
10. J. Matoušek. Using the Borsuk-Ulam theorem: Lectures on topological methods in combinatorics and geometry. Springer Verlag, 2008.
11. Канель-Белов А.Я., Ковальджи А.К. Как решают нестандартные задачи, 5-е издание. — М.: МЦНМО, 2009.
12. Райгородский А.М. Гипотеза Кнезера и топологический метод в комбинаторике. — М.: МЦНМО, 2011.
13. Райгородский А.М. Экстремальные задачи теории графов и Интернет. — Д.: Издательский Дом «Интеллект», 2012.
14. Кормен Т., Лейзерсон Ч., Ривест Р., Штайн К. Алгоритмы: построение и анализ, 3-е издание. — М.: Вильямс, 2013.

15. Стюарт И. Великие математические задачи. — М.: Альпина нон-фикшн, 2015.
16. Скопенков. А. Б. Алгебраическая топология с геометрической точки зрения. — М.: МЦНМО, 2015.
17. Виленкин Н. Я., Виленкин А. Н., Виленкин П. А. Комбинаторика, 6-е издание, стереотипное. — М.: ФИМА; МЦНМО, 2017.
18. Агаханов Н.Х., Богданов И.И., Кожевников П.А., Подлипский О.К., Терешин Д.А. Всероссийские олимпиады школьников по математике 1993 — 2009: Заключительные этапы, 4-е издание, стереотипное. — М.: МЦНМО, 2017.
19. Федоров Р. М., Канель-Белов А. Я., Ковальджи А. К., Яценко И. В. Московские математические олимпиады, 3-е издание. — М.: МЦНМО, 2017.
20. Бабичева Т.С., Бабичев С.Л., Жогов А. А., Яковлев И.В. Пособие по олимпиадной математике. Уровень А1. — М.: Эдитус, 2018.
21. Омельченко А. В. Теория графов. — М.: МЦНМО, 2018.
22. Харари Ф. Теория графов, 5-е издание. — М.: ЛЕНАНД, 2018.