

Математическая Логика и Теория Алгоритмов

Конспект лекций по курсу

Руслан Кулагин

весна 2021

Дисклеймер

Данный конспект не претендует на полноту и корректность. Это всего лишь авторские заметки, которые он пожелал выразить в форме tex файла. Каждый решивший использовать данный конспект для подготовки или изучения делает это на свой страх и риск. Автор рекомендует читать книги и слушать лекции. В случае обнаружения опечаток, помарок или ошибок, буду рад письму на rus.kulagin2001@yandex.ru или Pull Request на github.

Copyright

Эта книга распространяется по лицензии LaTeX Project Public License v1.3с.

Последнюю версию лицензии можно найти по ссылке:

<http://www.latex-project.org/lppl.txt>

Colophon

Документ был набран при помощи KOMA-Script и L^AT_EX при использовании класса kaobook.

Исходный код доступен по ссылке:

<https://github.com/RKulagin/MLTA>

(Вы можете внести свой вклад в развитие этого конспекта!)

1.1 Два подхода к сложности задачи

Первый подход предлагает считать сложностью алгоритма число тактов работы машины, реализующей этот алгоритм (число тактов работы в Машине Тьюринга, число совершённых подстановок в НАМ, число команд выполненных РАМ).

Второй подход предлагает рассматривать в качестве алгоритма булеву функцию, реализующую этот алгоритм, и в качестве сложности рассматривать число функциональных элементов в схеме из функциональных элементов, реализующих эту функцию.¹

В любом случае понятно, что для разных индивидуальных задач I сложность будет разной.

Возьмём все индивидуальные задачи I с входом длины $|I| \leq m$. Число таких задач обозначим Z_n . Очевидно, что для конечного алфавита число Z_n — конечно.

Definition 1.1.1 Сложность в худшем назовём $t_Z(n) = \max_{|I| \leq n} t(I)$.

Definition 1.1.2 Сложностью в среднем назовём

$$\frac{\sum_{|I| \leq n} t(I)}{Z_n}.$$

Для каждой задачи может быть сколь угодно много различных алгоритмов A_Z^1, A_Z^2, \dots

Definition 1.1.3 Сложность задачи — наилучшая из сложностей алгоритмов, решающих эту задачу.

Definition 1.1.4 Будем называть задачу трудно разрешимой, если у всех алгоритмов, решающих её, сложность по меньшей мере экспоненциальная. [Aho]

Для сравнения масштабов, если 1 такт занимает 10^{-6} секунд, то для входа длины 60 алгоритм со сложностью n^6 будет работать 13 минут, а со сложностью 2^n — 366 веков.

При этом развитие техники на время работы экспоненциальных алгоритмов никак влиять не будет. Даже при увеличении мощностей в 1000 раз, экспоненциальный алгоритм будет работать за адекватное время на задаче с длиной входа на 10 символов больше, чем сейчас.²

1.1 Два подхода к сложности задачи	1
1.2 Определение классов P, NP	2
1.3 Полиномиальная сводимость	2
1.4 Класс NPC	4
1.5 Методы доказательства NP полноты	6
1.6 Практическое приложение теории P-NP	7

1: Этот подход рассматривает Глава 2.

Максимальное время работы алгоритма на индивидуальных задачах I с длиной входа $|I| \leq n$.

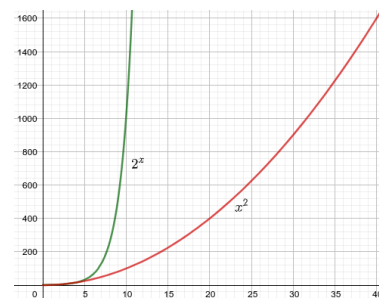


Рис. 1.1: График функций 2^x и x^2 . Сравнение графиков функций x^2 и 2^x как пример, насколько сильна разница между экспоненциальной и полиномиальной сложностью. Сравните рост значений в окрестности 10, например.

2: Пусть сейчас наибольшая задача, которая решается за допустимое время имеет размер n , тогда при увеличении мощностей в 1000 раз мы имеем прирост в $\log_2 1000 \approx 10$

1.2 Определение классов P, NP

Definition 1.2.1 Слово из входных символов допускается (воспринимается) тогда и только тогда, когда машина Тьюринга, начав работу в выделенном начальном состоянии, сделаем последовательность шагов, которые в конце концов приведут её в допускающее состояние.

Definition 1.2.2 Языком $L(M)$, допускаемым машиной M , называют множество всех цепочек (слов) из входных символов, допускаемых M .

Definition 1.2.3 Класс P — это класс языков, допускаемых МТ за полиномиальное время.

То есть МТ допускает язык и её время работы ограничено полиномом.

Задачи (языки) из класса P называются полиномиально разрешимыми.

Definition 1.2.4 Класс NP — класс языков, допускаемых НМТ за полиномиальное время.

Theorem 1.2.1 Если $Z \in NP$, то существует такой полином $p(n)$, что Z может быть решена на детерминированной МТ за время $O(2^{p(n)})$.

Доказательство. Если Z решается на НМТ за полином $q(n)$, то значит для каждой I найдётся отгадка $U(I)$ после записи которой НМТ будет работать как обычная МТ и будет проверять отгадку. Время проверки отгадки, написанной угадывающей головкой — $O(q(n))$, а значит и длина отгадки — $O(q(n))$.

Для перебора всех отгадок понадобится в алфавите длины k потребуются $k^{q(n)}$, а значит в сочетании с проверкой всё займёт $O(k^{q(n)} * q(n)) = O(2^{p(n)})^*$. \square

*: Просто возьмём достаточно большой полином

1.3 Полиномиальная сводимость

Definition 1.3.1 Язык $L_1 \subset A^*$ сводится к языку $L_2 \subset B^*$, если существует такое отображение $f : A^* \rightarrow B^*$, что выполняются два условия.

1. Функция f вычисляется за полиномиальное время. (Например, существует МТ, которая за полиномиальное число тактов вычисляет эту функцию.)
2. Для любого входа $I \in A^*$ соотношение $I \in L_1$ выполняется тогда и только тогда, когда выполняется соотношение $f(I) \in L_2$.

Мы знаем, что произведение двух полиномов и полином от полинома также будет полиномом. Получается, если задача Z_1 имеет полиномиальную сложность $O(p(n))$, то, если Z_2 полиномиально сводится к Z_1 за $O(q(n))$, то сложность $Z_2 = O(p(q(n)))$. Логично, что если задача может быть сведена к другой за время не меньшее, чем экспоненциальное время, то о принадлежности одним классам говорить нечего.

Полиномиальную сводимость будем обозначать \leq_P .

Lemma 1.3.1 Если $Z_1 \leq_P Z_2$ и $Z_2 \leq_P Z_3$, то $Z_1 \leq_P Z_3$

Доказательство. Пусть $Z_1 \leq_P Z_2$ путём отображения f , а $Z_2 \leq_P Z_3$ — g . Тогда рассмотрим суперпозицию gf , которое будет сводить Z_1

к Z_3 . При этом, так как f и g полиномы, то и их композиция тоже будет полиномом. \square

Lemma 1.3.2 Пусть $Z_2 \in P$, и $Z_1 \leq_P Z_2$. Тогда $Z_1 \in P$.

Доказательство. Пусть A и B — алфавиты языков L_1 и L_2 , а функция $f : A^* \rightarrow B^*$ осуществляет полиномиальную сводимость L_1 к L_2 .

$Z_2 \in P$, значит существует машина Тьюринга M_2 , решающая Z_2 за $O(p(n))$ тактов. M_f — машина Тьюринга, реализующая функцию f , работающая за $O(q(n))$ тактов.

Тогда композиция Машин Тьюринга $M_1 = M_2 M_f$, которая сначала преобразует (сведёт) условие задачи Z_1 к условию Z_2 , а потом решит её, будет работать за полином.

\square

Если попросили решить задачу, которая может быть полиномиально сведена к уже известной задаче из P , то можно радоваться и писать решение за полином.

Theorem 1.3.3 Задача нахождения Гамильтонова Цикла³ в графе сводится к задаче Комивояжёра.

Доказательство. На вход в задаче о Гамильтоновом цикле поступает граф $G = (V, E)$. Требуется ответить на вопрос: существует ли в графе Гамильтонов цикл.

Входом в задаче Комивояжера является матрица расстояний

$$(a_{ij})_{n \times n},$$

число B . Требуется ответить, существует ли обход⁴ по всем вершинам суммарной длины $\leq B$.

$$n = |V|, B = n, a_{ij} = \begin{cases} 1, \{v_i, v_j\} \in G \\ 2, \{v_i, v_j\} \notin G \end{cases}.$$

Осталось доказать, что гамильтонов цикл в G существует тогда и только тогда, когда существует обход длины $\leq n$.

(\Rightarrow). Если гамильтонов цикл существует, то всем рёбрам этого цикла соответствует 1 в (a_{ij}) . А значит обход найдётся.

(\Leftarrow). Очевидно, что, если обход нашёлся, мы прошли по ребрам длины 1. Значит, в исходном графе мы прошли по существующим рёбрам. Так как обход подразумевает прохождение по всем вершинам, то мы нашли Гамильтонов цикл. \square

Theorem 1.3.4 Задача КНФ-выполнимость полиномиально сводится к задаче о клике.

Доказательство. Прежде всего обозначим вход и вопрос для обеих задач.

3: Гамильтонов цикл — цикл в графе, который проходит по каждой вершине графа ровно один раз

КНФ-выполнимость на вход получает КНФ

$$K(x_1, \dots, x_n) = (x_{i_1}^{\sigma_1} \cup x_{i_2}^{\sigma_2} \cup \dots \cup x_{i_p}^{\sigma_p}) \& \dots (x_{s_1}^{\kappa_1} \cup x_{j_2}^{\kappa_2} \cup \dots \cup x_{j_s}^{\kappa_s})$$

Количество скобок в $K = m$. Вопрос: существует ли такой набор

$$\begin{cases} x_1 = v_1 \\ x_2 = v_2 \\ \dots \\ x_n = v_n \end{cases}$$

такой, что $K(v_1, v_2, \dots, v_n) = 1$. Другими словами, ответ "да", если K не тождественный 0.

Задача о клике получает на вход граф $G = (V, E)$, а также число B . Вопрос: существует ли клика, размера $\geq B$ ⁵.

Пусть V — множество всех литералов⁶ в КНФ. При этом даже если x_1 содержится в 1й скобке и во 2-й это будут два разных литерала. Примем $B = m$. $\{v_i, v_j\} \in G \Leftrightarrow v_i v_j$ находятся в разных скобках и соответствуют либо разным переменным, либо одинаковым переменным в одинаковой степени.

Докажем, что КНФ выполнима тогда и только тогда, когда построенный нами граф имеет клику.

(\Rightarrow). Разложим КНФ на дизъюнкцию мономов. Если КНФ выполнима, то хотя бы один из мономов обращается в 1. Рассмотрим этот моном. Очевидно, что все его литералы были взяты из разных скобок и, так как он обращается в 1, там нет конъюнкции двух одинаковых переменных в разных степенях (иначе он был бы тождественным 0). Получается, что для всех вершин, соответствующих литералам в этом мономе, проведены рёбра между ними. Значит, этому моному соответствует клика. Размер монома — m , значит и размер клики тоже m .

(\Leftarrow). Пусть в сгенерированном графе нашлась клика размерности m . Значит, ей соответствуют m литералов из разных скобок, которые образуют моном. Так как произведений $x_i \& \overline{x_i}$ быть не может по условию построения графа, значит этот моном может быть обращён в единицу, а значит КНФ выполнима.

□

1.4 Класс NPC

Definition 1.4.1 Класс NPC (NP Complete) — класс таких задач, что для любой задачи $Z \in NPC$ выполнено условие, что $Z \in NP$ и $\forall Z' \in NP, Z' \leq_P Z$.

Lemma 1.4.1 Если $Z \in NPC$ и $Z \leq_P Z'$, то $Z' \in NPC$

Theorem 1.4.2 Задача о КНФ-выполнимости — NPC.

4: посещение каждой вершины хотя бы по одному разу

5: Клика — полный подграф.

Доказательство этого факта очевидно и прямо следует из определения.

Доказательство. В данном доказательстве мы не можем пользоваться полиномиальной сводимостью к другим NPC задачам. Только определением класса NP. Задачу КНФ-выполнимость будем сокращать в этом доказательстве как КНФ-в.

По сути мы должны доказать, что $\forall Z' \in NP, Z' \leq_P \text{КНФ-в.}$

Задачу Z' можно решить за полином на НМТ, для простоты рассуждений возьмём в качестве полинома — n^k , где n — длина входа $|I|$.

Зададим часть ограничений на нашу НМТ. Пусть она останавливается только в одном конечном состоянии q_{final}

Рассмотрим ту часть работы НМТ, когда она работает как обычная МТ⁷, то есть отгадка уже написана.⁸

Тогда мы за n^k шагов должны дойти до конечного состояния q_{final} , проверив отгадку.

Представим работу МТ в виде таблицы, в i -й строке которой записано i -е слово конфигурации этой МТ.

Данная таблица конфигурации будет соответствовать МТ при выполнении 4-х условий одновременно.

1. В каждой ячейке содержится один и только один символ из набора $A \cup S \cup \{\lambda\}$
2. В 0-й строке находятся $-n^k - m$ символов λ после идёт m символов отгадки u_m, \dots, u_1 , начальное состояние q_0 , l символов условия v_1, \dots, v_l , а после $n^k - l$ символов λ
3. В n^k -й строке есть ячейка, содержащая q_{final}
4. k -я и $(k+1)$ -я строки различаются не более чем окошком 2×3 , имеющем вид одной из трёх таблиц, которые соответствуют переходам $qb \rightarrow q'cR$; $qb \rightarrow q'cSt$; $qb \rightarrow q'cL$:

№	$-n^k \dots$	$-m$	\dots	-1	0	1	\dots	l	$\dots n^k$
0	$\lambda \dots \lambda$	u_m	\dots	u_1	q_0	v_1	\dots	v_l	$\lambda \dots \lambda$
n^k	\dots	\dots	\dots	\dots	\dots	\dots	q_{final}	\dots	\dots

a	q	b
a	c	q'

a	q	b
a	q'	c

$$a, b, c \in A; q, q' \in S$$

Если мы сможем перевести эти четыре утверждения в булеву функцию, то значит мы свели NP-задачу к КНФ-в., потому что эти 4 условия выполняются тогда и только тогда, когда МТ успешно проверяет отгадку, а значит ответ на задачу I — да.

Пусть переменная $x_{i,j,\sigma} = 1$, если в ячейке (i, j) таблицы конфигураций содержится символ σ и $= 0$ во всех остальных случаях.

Понятно, что если задача решается за время, меньшее, чем n^k , то она может быть решена и за n^k .

6: Будем разделять литералы и переменные в этом доказательстве. Литералы — конкретные переменные в конкретной степени в конкретной скобке КНФ.

7: Далее под работой МТ будет пониматься именно эта часть

8: Угадывающая головка НМТ работает также за $O(n^k)$

Первая формула запишется как

$$\phi_{line} = \bigcap_{-n^k \leq i, j \leq n^k} \left(\left(\bigcup_{\sigma \in A \cup S \cup \{\lambda\}} (x_{i,j,\sigma}) \right) \cap \left(\bigcap_{\substack{\sigma \in A \cup S \cup \{\lambda\}, \\ \xi \in A \cup S \cup \{\lambda\}, \\ \sigma \neq \xi}} (\overline{x_{i,j,\sigma}} \cdot \overline{x_{i,j,\xi}}) \right) \right).$$

Первая часть отвечает за то, чтобы каждая клетка содержала хотя бы один символ из допустимого множества, вторая часть, чтобы в каждой клетке находилось не более одного символа из множества допустимых значений.

Второе утверждение может быть записано формулой:

$$\phi_{start} = \left(\&_{\substack{-n^k \leq j < -m \text{ или } \\ l < j \leq n^k}} x_{0,j,\lambda} \right) \& \left(\&_{\substack{-m \leq j < 0 \text{ или } \\ 0 < j \leq l}} (\cup_{\sigma \in A} x_{0,j,\sigma}) \right) \& (x_{0,0,q_0}).$$

Форма записи через или является, возможно, не самое элегантной, зато экономит время.

Третье утверждение записывается формулой так:

$$\phi_{accept} = \cup_{-n^k \leq j \leq n^k} (x_{n^k,j,q_{final}}).$$

По сути эта формула аналогична фрагменту ϕ_1 , мы проверяем, что нашёлся хотя бы один элемент q_{final} в последней строке. Тот факт, что q в каждой строке может быть только один, следует из утверждений 1 и 4.

Утверждение 4 обобщённо будет записано так:

$$\phi_{compute} = \&_{i \leq n^k} (\phi_{i,(i+1)}).$$

Продолжение следует...

□

1.5 Методы доказательства NP полноты

Сужение задачи.

Метод заключается в установлении того, что задача Z включает в качестве частного случая задачу $Z' \in NP$. При этом даже не обязательно, чтобы Z' была полной копией частного случая, может возникнуть и очевидная биекция.

Примеры можно увидеть в [Ger1] на страницах 85–88.

Локальная замена.

Выбирается некоторое характерное свойство известной NPC задачи, с помощью него образуется семейство основных модулей, а соответствующие индивидуальные задачи получаются путём единообразной замены каждого основного модуля некоторой другой структурой.

Например, КНФ-выполнимость может быть сведена к КНФ-3-выполнимости⁹.

a	q	b
q'	a	c

Theorem 1.5.1 Задача 3-выполнимость является NPC.

Доказательство. Доказательство можно посмотреть в [Geri] на страницах 67–69. \square

Построение компоненты.

Основная идея: с помощью составных частей рассматриваемой задачи конструируем некоторые "компоненты", соединяя которые можно "реализовать" индивидуальные задачи известной NPC задачи.

Доказательства этим методом является самым сложным, поэтому приводить пример не буду (по крайней мере пока).

1.6 Практическое приложение теории P–NP

Пусть дана задача Z в форме распознавания, которую нужно решить.

- $Z \in P$. Значит для задачи существует полиномиальный алгоритм, который надо найти в источниках и реализовать.
- $Z \in NPC$. Полиномиального алгоритма за 200 лет не нашли, поэтому нужно скатать какие-то частные решения или попробовать не точные алгоритмы (об этом в следующей части).
- Если неизвестно, что $Z \in P$ или $Z \in NPC$, то всё будет зависеть от конкретной задачи. В классе NPI (NP Intermediate) не так много задач, имеющих осмысленное приложение. Частные случаи NPC чаще всего будут иметь либо очевидное полиномиальное решение, либо не иметь его совсем.

2.1 Определения

Definition 2.1.1 Дерево — связный граф без циклов.

Definition 2.1.2 Корневое дерево — это дерево, у которого помечена одна вершина.

Definition 2.1.3 Помеченное дерево — дерево, все вершины которого помечены (пронумерованы).

При разговоре о изоморфизме, стоит понимать, что два дерева могут быть изоморфны, но при этом их помеченные версии равно как и корневые могут быть не изоморфны.

Также в этом параграфе приведём утверждения, известные из курса Теории Графов.

Proposition 2.1.1 В любом конечном связном графе существует подграф, содержащий все вершины исходного графа и являющийся деревом.

Доказательство. Из каждого цикла будем удалять по одному ребру, пока циклов не останется. Так как мы разрезаем циклы, то связность от этого рушиться не будет. Так как циклов конечное число, процесс когда-нибудь остановится. \square

Corollary 2.1.2 Всякий связный граф можно получить из дерева достройкой рёбер.

Proposition 2.1.3 В дереве из n вершин $(n - 1)$ ребро.

Definition 2.1.4 Граф называется ориентированным, если каждому его ребру приписано направление. Также такой граф сокращённо называется орграфом.

Для каждого ребра одну вершину будем называть началом, другую — концом. Направление ребра идёт от начала к концу.

Definition 2.1.5 Ориентированный цикл — цикл в ориентированном графе, в котором все рёбра направлены в одну сторону, т.е. конечная последовательность ориентированных рёбер, где конечная вершина совпадает с начальной.

Definition 2.1.6 Степень захода вершины в орграфе — количество рёбер, конец которых находится в данной вершине (направленных в данную вершину).

Степень исхода вершины в орграфе — количество рёбер, начало которых находится в данной вершине.

Lemma 2.1.4 В орграфе без ориентированных циклов существует вершина со степенью исхода 0.

Доказательство. Докажем от противного. Допустим, таких вершин не существует, то есть каждая вершина обязательно является началом для какого-либо ребра. Возьмём случайную вершину и начнём идти по рёбрам. В какой-то момент мы упрёмся в вершину, в которой мы уже были (вершин конечное число, а значит бесконечно в новые мы идти не сможем), получается, в графе есть орцикл. Противоречие. \square

Theorem 2.1.5 В любом конечном орграфе из n вершин без ориентированных циклов можно занумеровать вершины первыми n натуральными числами так, чтобы для каждого ребра номер конца был больше, чем номер начала.

Доказательство. Докажем по индукции.

База. Граф из одной вершины можно пометить очевидным образом.

Пусть нам нужно пометить орграф из n вершин, но мы знаем, что пометить можно любой орграф без орциклов из $n-1$ вершины. Выберем в графе из n вершин такую, у которой степень исхода 0 (Lemma 2.1.4). Удалим её из графа, получим помеченный граф из $n-1$ вершины, удалённую вершину пометим как n . \square

Definition 2.1.7 Схема из функциональных элементов (СФЭ) — конечный ориентированный граф без ориентированных циклов, все вершины которого имеют степени захода не более 2 и степени исхода не более 1. Вершинам степени захода приписывается символ-переменная x_i , вершины со степенью захода 1 получают символ \neg , вершины со степенью захода 2 помечаются \wedge или \vee . Некоторым вершинам приписывается $*$.

Занумеруем вершины графа согласно Theorem 2.1.5. Каждой вершине СФЭ можно сопоставить некоторую булеву функцию по следующему правилу. Пусть всем вершинам с номерами $1, \dots, n-1$ уже соответствуют булевы функции. Если у n -й вершины степень захода 0, то ей приписана переменная, которую мы и поставим ей в соответствие. Если у n -й вершины степень захода 1, то ей соответствует отрицание функции той вершины, из которой исходит ребро. Если у n -й вершины степень захода 2, то ей будет соответствовать конъюнкция или дизъюнкция функций вершин, из которых исходят рёбра. По правилу нумерации из Theorem 2.1.5 у вершин, из которых исходят рёбра номера меньше, чем у вершин, в которых рёбра входят, значит функции для них уже известны.

2.2 Оценки

Proposition 2.2.1 Имеет место оценка $C_n^k \leq 2^n$.

Theorem 2.2.2 Пусть $\delta^*(q)$ количество неизоморфных корневых деревьев с q рёбрами. Тогда имеет место оценка

$$\delta^*(q) \leq 4^q.$$

Сейчас может быть непонятно, зачем мы приводим некоторые оценки, но они понадобятся в Section 2.3. В этом разделе речь идёт о связных графах.

Доказательство. Пусть дано корневое дерево. Расположим его по ярусам так, чтобы корень находился в самом низу, а концы всех рёбер находились на соседних ярусах, и зафиксируем эту расстановку. Начинаем ходить по дереву по следующему алгоритму:

1. Если из данной вершины есть ребро с концом в вершине ярусом выше, в которой мы ещё не были, то поднимаемся в эту вершину. Если таких ребёр несколько, то выбираем ребро с самой левой вершиной среди тех, в которых мы ещё не были.
2. Если для данной вершины не осталось рёбер, по которым мы не ходили, спускаемся вниз по ребру, которое соединяет эту вершину и вершину на более низком ярусе.
3. Если мы обошли все рёбра сверху и спуститься не можем, значит мы вернулись в корень и можем остановиться.

Каждому нашему подъёму поставим в соответствие последовательность из 0 и 1. 1 будем писать тогда, когда мы поднимаемся на ярус выше, 0, когда спускаемся. Так как по каждому ребру мы пройдем два раза, то у нас будет записано $2q$ цифр. Количество способов записать последовательность из $2q$ нулей и единиц — $2^{2q} = 4^q$. Это число не меньше, чем число корневых деревьев. Теорема доказана. \square

Theorem 2.2.3 Количество неизоморфных деревьев с q рёбрами $\delta(q) \leq 4^q$.

Доказательство. Очевидно, что количество неизоморфных корневых деревьев больше, чем число неизоморфных деревьев, так как из любого дерева можно получить корневое выбрав одну из n вершин в качестве корня. Следовательно, из Theorem 2.2.2 получаем, что $\delta(q) \leq \delta^*(q) \leq 4^q = 4^{n-1}$ \square

Theorem 2.2.4 Количество неизоморфных деревьев с q рёбрами оценивается снизу:

$$\delta(q) \geq \frac{1}{2^{\sqrt[3]{2}}} \left(\sqrt[3]{2} \right)^q.$$

Доказательство. Рассмотрим деревья только определённого вида. Понятно, что количество таких неизоморфных деревьев будет оценкой снизу для общего числа неизоморфных деревьев.

Вид деревьев представлен на рисунке 2.1

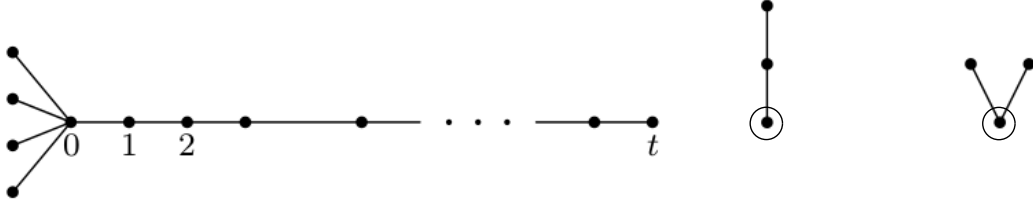


Рис. 2.1: Вид дерева и присоединяемых поддеревьев.

На каждую из вершин $1, \dots, t$ добавляется один из подграфов, причём совмещается помеченная и обведённая в кружок вершины.

Посчитаем число рёбер в этом графе. $q = 4 + 3t$. 4 ребра исходят из 0, а из остальных t вершин можно считать, что исходит ребро, соединяющее $t-1, t$ и два ребра из присоединённого подграфа.

Понятно, что к каждой из t вершин можно присоединить один из двух подграфов, получается, мы получим 2^t неизоморфных дерева.

Из того, что $t = \frac{q-4}{3}$, выражаем число неизоморфных деревьев через число рёбер:

$$2^t = 2^{\frac{q-4}{3}} = \frac{(\sqrt[3]{2})^q}{2\sqrt[3]{2}} \leq \delta(q).$$

□

Theorem 2.2.5 Число неизоморфных графов с n вершинами и m рёбрами

$$\gamma(n, m) \leq n^{m-n} \cdot A^{n+m},$$

$A = \text{const}$

Доказательство. Число неизоморфных графов можно оценить сверху как произведение числа неизоморфных деревьев на n вершинах (это уже $n-1$ ребро, Theorem 2.2.3) и числа способов построить необходимое $m - n + 1$ ребро. Количество способов построить k рёбер можно оценить сверху как $\bar{C}_n^k \cdot n \cdot k$ (выбираем один конец ребра и для него выбираем второй конец ребра). Получаем формулу

$$\begin{aligned} \gamma(n, m) &\leq \delta(n-1) \cdot \bar{C}_n^{m-n+1} n^{m-n+1} \leq 4^{n-1} \cdot C_{m+1}^n \cdot n^{m-n+1} \leq \\ &\leq 4^{n-1} \cdot 2^{m+1} n^{m-n} \leq 4^{n-1} \cdot 2^{m+1} 2^n n^{m-n} \leq 8^n 8^m n^{m-n} \leq A^{n+m} n^{n-m}. \end{aligned}$$

□

2.3 Функция Шеннона

Каждой булевой функции можно поставить в соответствие какой-то функциональный элемент. Если функция от k переменных, то функциональный элемент будет иметь k входов и 1 выход.

Базисом будем называть какое-то множество булевых функций.

Definition 2.3.1 Базис называется полным, если множество функций, которые он содержит полное по Посту.

Если базис полный, то любую функцию можно реализовать в виде формулы в этом базисе.

Будем говорить, что СФЭ S_f реализовывает булеву функцию f .¹

Сложностью схемы из функциональных элементов называется количество элементов в этой схеме.

$L_B(f)$ — сложность минимальной схемы для f в базисе B .

$L_B(n)$ — функция Шеннона — количество элементов в схеме, которая реализовывает любую функцию от n в базисе B . $L_B(n) = \max_{f \in B_n} L_B(f)$.

Theorem 2.3.2 Если B_1, B_2 — два полных базиса, то $L_{B_1}(n)$ и $L_{B_2}(n)$ отличаются не более чем в константу.

Иными словами

$$L_{B_1}(n) \leq c_1 L_{B_2}(n), L_{B_2}(n) \leq c_2 L_{B_1}(n).$$

Theorem 2.3.3 Справедливо неравенство $L(n) \leq (n+1)2^{n-1} \leq n2^n$

Доказательство. Рассмотрим СДНФ булевой функции. По своей форме СДНФ — дизъюнкция мономов, которые являются конъюнкциями n переменных, каждая из которой может быть в степени 1 или 0. Таких мономов не более 2^n , в каждом мономе $(n-1)$ конъюнкция. С отрицаниями поступим просто: для каждой переменной сразу получим её отрицание и там, где оно будет нужно, будем использовать его, таким образом мы используем ещё n функциональных элементов. Получается, каждую булеву функцию можно реализовать не более чем $(n-1)2^n + n$ элементами.

Теперь рассмотрим СКНФ булевой функции. При нахождении сложности реализации любой СКНФ можно провести аналогию с СДНФ. На место мономов из $n-1$ конъюнкции приходит полином из $n-1$ дизъюнкции, а эти полиномы между собой объединены конъюнкцией. Получается, любая функция реализуется через СКНФ также не более чем $(n-1)2^n + n$ элементами.

Количество конъюнкций в СКНФ зависит от числа нулей в векторе значений, а количество дизъюнкций в СДНФ зависит от числа

Theorem 2.3.1 Теорема Поста. Система булевых функций F является полной тогда и только тогда, когда она целиком не принадлежит ни одному из замкнутых классов T_0, T_1, S, M, L .

1: Одну и ту же функцию даже в одинаковом базисе могут реализовывать разные СФЭ.

без доказательства

Далее в конспекте будет идти речь о стандартном базисе $\{\neg, \wedge, \vee\}$ и буква B будет опускаться.

единиц в векторе значений. Тогда давайте брать СКНФ, если нулей меньше, чем единиц, а СДНФ во всех остальных случаях. Получается, вместо 2^n мы можем взять 2^{n-1} . Получается, каждая функция может быть реализована не более чем $2^{n-1}(n-1) + n \leq 2^{n-1}(n+1)$.

Неравенство $2^{n-1}(n+1) \leq 2^n n$ я считаю очевидным. \square

Дальнейшие оценки будут асимптотическими.

Theorem 2.3.4 Сложность универсального конъюнктора от n переменных (СФЭ, которая принимает на вход n переменных, а на выходе имеет все возможные конъюнкции от n переменных) $C(n) \sim 2^n$.

Доказательство. Пусть сложность универсального конъюнктора от n переменных обозначается k_n . Давайте выразим k_n через $k_{\frac{n}{2}}$. Конъюнкций от n переменных — 2^n . Возьмём два универсальных конъюнктора: один от переменных $x_1, x_2, x_{\frac{n}{2}}$, другой от оставшихся переменных. Сложность каждого из них будет $k_{\frac{n}{2}}$, а теперь все $2^{\frac{n}{2}}$ выходов первого нужно попарно проконъюнктивировать с выходами второго. Получается, нам потребуется $2^n + 2k_{\frac{n}{2}}$ функциональных элементов для этого.

$$k_n = 2^n + 2 \cdot 2^{\frac{n}{2}} + 2^2 \cdot 2^{\frac{n}{4}} + \dots \sim 2^n.$$

\square

Theorem 2.3.5 Справедливо равенство

$$L(n) \lesssim 12 \cdot \frac{2^n}{n}.$$

Доказательство. Будем реализовывать формулу вида

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \bigcup_{\sigma_1, \dots, \sigma_k} x_1^{\sigma_1} x_2^{\sigma_2} \dots x_k^{\sigma_k} f(\sigma_1, \dots, \sigma_k, x_{k+1}, \dots, x_n).$$

Формулу от $q = n - k$ переменных мы гарантированно реализуем за $q2^q$ элементов. Theorem 2.3.4 говорит о том, что все конъюнкции от k переменных можно асимптотически реализовать за 2^k элементов. Ещё нам понадобится $2^k - 1$ дизъюнктор и 2^k конъюнкторов (для склеивания f с конъюнкциями).

$$L(n) \lesssim 2^k - 1 + 2^k + 2^k + 2^{2q} \cdot 2^q \cdot q.$$

Выберем $q = \lceil \log_2 n \rceil - 1$, получим оценку

$$\begin{aligned} L(n) &\lesssim 3 \cdot 2^k + (\lceil \log_2 n \rceil - 1) \frac{n}{2} \cdot 2^{\frac{n}{2}} = 3 \cdot 2^{n - \lceil \log_2 n \rceil + 1} + \log_2 n \cdot \frac{n}{2} 2^{\frac{n}{2}} = \\ &= \frac{3 \cdot 2 \cdot 2^n}{2^{\lceil \log_2 n \rceil}} + \log_2 n \cdot \frac{n}{2} 2^{\frac{n}{2}} \lesssim \frac{3 \cdot 2 \cdot 2 \cdot 2^n}{n} + \log_2 n \cdot \frac{n}{2} 2^{\frac{n}{2}} \lesssim 12 \cdot \frac{2^n}{n}. \end{aligned}$$

\square

Theorem 2.3.6 (О. Б. Лупанов) Справедливо неравенство

$$L(n) \lesssim \frac{2^n}{n}.$$

Definition 2.3.2 Пусть $M(n)$ — количество объектов, а $M_s(n)$ — количество объектов, обладающих каким-то свойством s . Будем говорить, что почти все объекты из $M(n)$ обладают свойством s , если

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{M_s(n)}{M(n)} = 1.$$

Theorem 2.3.7 Справедливо неравенство

$$L(n) \gtrsim \frac{2^n}{n}.$$

Доказательство. Введём следующие обозначения:

- $P_2^*(n)$ — количество булевых функций существенно зависящих от n переменных
- $N(n, h)$ — количество функций существенно зависящих от n переменных и реализуемых СФЭ не более чем за h элементов.
- $N'(n, h)$ — количество функций существенно зависящих от n переменных и реализуемых СФЭ ровно за h элементов.
- $N''(n, h)$ — количество СФЭ сложности h для функций существенно зависящих от n переменных.

Всего от n переменных 2^{2^n} функций. Число зависящих от n переменных булевых функций можно оценить следующим образом: $|P_2^*(n)| \gtrsim 2^{2^n} - n2^{2^n-1}$, понятно, что $n2^{2^n-1} = o(2^{2^n})$, а значит

$$|P_2^*(n)| \sim 2^{2^n}.$$

Очевидно, что $N = N'$ (можно дополнить схему ничем не делающими элементами). Также очевидно, что $N \leq N''$.

Покажем, что $\forall \epsilon > 0, h_0 := (1 - \epsilon) \frac{2^n}{n}$

$$\frac{N''(n, h_0)}{P_2^*(n)} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 0,$$

то есть почти все функции от n существенных переменных не могут быть реализованы за h_0 . Получается, по определению функции Шеннона $h_0 \leq L(n)$, а значит $L(n) \geq \frac{2^n}{n} (1 - \epsilon)$, $L(n) \gtrsim \frac{2^n}{n}$.

Величину N будем оценивать, мажорируя её N'' . Для этого нам нужно посчитать число графов, которые содержат $(n + h)$ вершин (n входов и h ФЭ) и q рёбер. $N(n, h) = \sum_{q=1}^{2^h} N''(n, h, q)$. Составляющие суммы будут складываться из:

- $\gamma(h + n, q) = A^{h+n+q} \cdot (h + n)^{q-h-n}$ — числа неизоморфных графов с $h+n$ вершинами и q рёбрами
- $(h + n)^n$ — оценка сверху количества способов выбрать вход СФЭ
- $(h+n)$ — число способов выбрать выход
- 2^q — выбор ориентации рёбер

► 3^h — назначение СФЭ (\neg, \wedge, \vee)

$$N''(n, h, q) \leq A^{h+n+q}(h+n)^{q-h-n}(h+n)^{n+1}2^q3^h \leq B^{h+n+q}(h+n)^{q-h+1}.$$

$$q \leq 2h$$

$$N''(n, h, q) \leq B^{3h+n}(h+n)^{h+1}.$$

Теперь получим оценку для $N''(n, h)$, учитывая, что меньше, чем h рёбер быть не может.

$$N''(n, h) \leq \sum_{q=h}^{2h} B^{3h+n}(h+n)^{h+1} = B^{3h+n}(h+1)(h+n)^{h+1} \leq (C(h+n))^{h+n}.$$

Докажем, что $\frac{(C(h+n))^{h+n}}{2^{2^n}} \rightarrow 0$ при $h_0 = (1-\epsilon)\frac{2^n}{n}$

$$\log_2 \left(\frac{(C(h+n))^{h+n}}{2^{2^n}} \right) = (h+n) [\log_2 C + \log_2(h+n)] - 2^n \lesssim$$

$$\lesssim (1-\epsilon)\frac{2^n}{n} \left[\log_2 \left((1-\epsilon)\frac{2^n}{n} + n \right) \right] - 2^n \lesssim$$

$$\lesssim (1-\epsilon)\frac{2^n}{n} [n - \log_2 n] - 2^n \lesssim (1-\epsilon)2^n - 2^n = -\epsilon 2^n \rightarrow -\infty.$$

Очевидно, что если $\log_2 x \rightarrow -\infty$, то $x \rightarrow 0$.

□