

СПб ВШЭ, 3-й курс, весенний семестр 2023/24

Конспект лекций по алгоритмам

Собрано 29 апреля 2024 г. в 16:59

Содержание

1. Действия над многочленами	1
1.1. Над \mathbb{F}_2	1
1.2. Умножение многочленов	1
2. FFT и его друзья	2
2.1. FFT	3
2.1.1. Прелюдия	3
2.1.2. Собственно FFT	3
2.1.3. Крутая нерекурсивная реализация FFT	4
2.1.4. Обратное преобразование	4
2.1.5. Два в одном	5
2.1.6. Умножение чисел, оценка погрешности	5
2.2. Разделяй и властвуй	6
2.2.1. Перевод между системами счисления	6
2.2.2. Деление многочленов с остатком	6
2.2.3. Вычисление значений в произвольных точках	6
2.2.4. Интерполяция	7
2.2.5. Извлечение корня	7
2.3. Литература	7
3. Деление многочленов	8
3.1. Быстрое деление многочленов	8
3.2. (*) Быстрое деление чисел	9
3.3. (*) Быстрое извлечение корня для чисел	9
3.4. (*) Обоснование метода Ньютона	9
3.5. Линейные рекуррентные соотношения	10
3.5.1. Через матрицу в степени	10
3.5.2. Через умножение многочленов	10
4. Применение умножения многочленов	11
4.1. Факторизация целых чисел	11
4.2. CRC-32	11
4.3. Кодирование бит с одной ошибкой	11
4.4. Коды Рида-Соломона	12
4.5. Применения fft в комбинаторике	13
4.5.1. Покраска вершин графа в k цветов	13
4.5.2. Счастливые билеты	13
4.5.3. 3-SUM	13
4.5.4. Применение к задаче о рюкзаке	13

4.5.5. (*) Сверхбыстрый рюкзак за $\tilde{O}(\sqrt{n}S)$	14
4.5.6. (*) Сверхбыстрый рюкзак за $\tilde{O}(n + S)$	14
4.6. Литература	14
5. Автоматы	15
5.1. Определения, детерминизация	15
5.2. Эквивалентность	15
5.3. Минимизация	16
5.4. Хопкрофт за $\mathcal{O}(VE)$	16
5.5. Хопкрофт за $\mathcal{O}(E \log V)$	17
5.6. Изоморфность	17
5.7. Литература	17
6. Суффиксный автомат	17
6.1. Введение, основные леммы	18
6.2. Алгоритм построения за линейное время	19
6.3. Реализация	19
6.4. Линейность размера автомата, линейность времени построения	19
6.5. Связь автоматов и деревьев	20
6.6. Литература и история	20
7. Суффиксный массив	21
7.1. Сортировка строк	21
7.2. SA-IS за $\mathcal{O}(n)$	21
7.3. BWT и BWT^{-1} за $\mathcal{O}(n)$	22
7.4. Поиск подстроки в строке и fm-index	22
7.4.1. fm-index	23
8. SAT-ы	24
9. Паросочетание в произвольном графе	25
9.1. Полезные данные из прошлого	25
9.2. Алгоритм Эдмондса сжатия соцветий	25
9.3. Реализация за $\mathcal{O}(V^3)$	26
9.4. Красивая простая реализация Эдмондса (Габов'1976)	27
9.5. Оптимизации	28
9.6. DSU и $\mathcal{O}(VE \cdot \alpha)$	28
9.7. Реализации через dfs	28
9.8. Альтернативное понимание реализации	29
9.9. Задача про чётный путь	29
9.10. Литература, полезные ссылки	30
9.11. Исторический экскурс	30
10. Линейное программирование	31
10.1. Применение LP и ILP	31
10.2. Сложность задач LP и ILP	32
10.3. Нормальные формы задачи, сведения	32
10.4. Симплекс метод	32

10.4.1. Кошерный вид задачи	32
10.4.2. Поиск начального решения	32
10.4.3. Основной шаг оптимизации	32
10.5. Геометрия и алгебра симплекс-метода	32
10.6. Литература, полезные ссылки	33
10.7. Перебор базисных планов	34
10.8. Обучение перцептрона	34
10.9. Метод эллипсоидов (Хачаян'79)	34
10.10. Литература, полезные ссылки	36
11. Двойственность, целочисленность	37
11.1. Формулировка задачи	37
11.2. Доказательство сильной двойственности	37
11.3. Целочисленность решения	38
11.4. Паросочетания	38
11.5. Частные случаи ЛП	39
11.5.1. Рандомизированный алгоритм пересечения полупространств	39
11.6. Матричные игры	40
11.7. Литература	41
12. Факторизация	42
12.1. Метод Крайчика	42
12.2. Оценки времени, математическая часть	43
12.3. Литература	43
13. Алгоритмы на графах	44
13.1. Рёберная 3-связность за $\mathcal{O}(E)$	44
13.2. Алгоритм Эшштейна для k -го пути	45
13.3. Алгоритм двух Китайцев (Chu, Liu)	46
13.4. Dynamic Graphs	47
13.5. Dynamic Connectivity в ориентированном графе	47
13.6. Dynamic Connectivity и MST в Offline	48
13.7. Dynamic Connectivity Online	49
13.8. Дерево доминаторов	50
14. Планарность	51
14.1. Основные определения и теоремы	51
14.2. Алгоритмы проверки на планарность	52
14.2.1. Исторический экскурс	52
14.2.2. Алгоритм Демукрона	52
14.3. Алгоритмы отрисовки графа прямыми отрезками	52
14.4. Планарный сепаратор	53
14.4.1. Решение NP-трудных задач на планарных графах	54
14.5. Системы уравнений	54
14.5.1. k -диагональная матрица	55
14.5.2. Правило Кирхгофа	55
14.5.3. Nested dissection	55

14.6. Выделение граней плоского графа	56
14.7. Поток в планарном графе	56
14.8. Литература	56

Лекция #1: Действия над многочленами

22 января 2024

1.1. Над \mathbb{F}_2

Умножение/деление/gcd можно делать битовым сжатием за $\approx \frac{nm}{w}$, где w – word size.

• Хранение

$A(x) = a_0 + a_1x + \dots + a_nx^n \rightarrow N = n + 1$; `bitset<N> a`

Обозначения: $n = \deg A$, $m = \deg B$, $N = \deg A + 1$, $M = \deg B + 1$.

Многочлен степени n = массив коэффициентов длины N .

• Умножение

```
1 for i=0..n
2     if a[i]
3         c ^= b << i
```

Время работы: $\mathcal{O}(n \cdot \lceil \frac{m}{w} \rceil)$. Можно n заменить на «число не нулей в a ».

• Деление

```
1 for i=n..m
2     if a[i]
3         a ^= b << (i-m), c[i-m] = 1
```

Результат: в «a» лежит остаток, в «c» частное.

Время работы: $\mathcal{O}((n-m) \cdot \lceil \frac{m}{w} \rceil)$.

• gcd

Запускаем Евклида. Один шаг Евклида – деление. Деление работает за $\mathcal{O}((n-m) \cdot \lceil \frac{m}{w} \rceil)$ и уменьшает n на $n-m \Rightarrow$ суммарно все деления отработают за $\mathcal{O}((n-m) \cdot \lceil \frac{m}{w} \rceil + \frac{m^2}{w}) = \mathcal{O}(\frac{nm}{w})$.

1.2. Умножение многочленов

Над произвольным кольцом умеем за $\mathcal{O}(nm)$.

Точнее за «(число не нулей в a) · (число не нулей в b)».

• Карацуба

Пусть $N = 2^k$. Если нет, дополним оба массива нулями (нулевые старшие коэффициенты).

Делим многочлены на две части: $A = A_0 + x^{N/2}A_1$, $B = B_0 + x^{N/2}B_1$

$$A \cdot B = A_0B_0 + x^N A_1B_1 + x^{N/2}(A_0B_1 + A_1B_0) = C_0 + x^N C_1 + x^{N/2}((A_0+B_0)(A_1+B_1) - C_0 - C_1)$$

Умножение многочленов длины N – сложение, вычитание и 3 умножения многочленов длины $\frac{N}{2}$.

$$T(n) = 3T(\frac{n}{2}) + n = \Theta(n^{\log 3})$$

Такой способ умножения работает **над произвольным кольцом**.

• Оптимальное над \mathbb{F}_2

У нас уже есть Карацуба и битовое сжатие. Соединим. Внутри Карацубы реализуем сложение, вычитание и разделение многочлена на две части за $\lceil \frac{n}{w} \rceil$. Казалось бы мы ускорили всё в w раз, но нет, время работы равно числу листьев рекурсии.

$$T(n) = 3T\left(\frac{n}{2}\right) + \lceil \frac{n}{w} \rceil = \Theta(n^{\log 3})$$

Асимптотическая оптимизация: в рекурсии при $N \leq w$ будем умножать за $\mathcal{O}(n)$. Улучшили $w^{\log 3}$ до $w \Rightarrow$ новое время работы в $w^{(\log 3)-1}$ раз меньше.

- **Над \mathbb{Z} , над \mathbb{R} , над \mathbb{C}**

Фурье за $\mathcal{O}(n \log n)$. Смотри главу про Фурье (FFT).

- **Над конечным полем**

Все конечные поля изоморфны \Rightarrow умножить над $\mathbb{F}_p \Leftrightarrow$ умножить над $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$.

Умножим в \mathbb{Z} (Карацуба или FFT), затем возьмём по модулю.

Для некоторых p , например $p = 3 \cdot 2^{18} + 1$, можно напрямую применить «Фурье по модулю».

Лекция #2: FFT и его друзья

22 января 2024

2.1. FFT

2.1.1. Прелюдия

Пусть есть многочлены $A(x) = \sum a_i x^i$ и $B(x) = \sum b_i x^i$.

Посчитаем их значения в точках x_1, x_2, \dots, x_n : $A(x_i) = fa_i, B(x_i) = fb_i$.

Значения $C(x) = A(x)B(x)$ в точках x_i можно получить за линейное время:

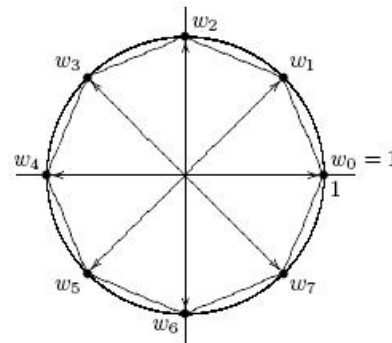
$$fc_i = C(x_i) = A(x_i)B(x_i) = fa_i fb_i$$

Схема быстрого умножения многочленов:

$$a_i, b_i \xrightarrow{\mathcal{O}(n \log n)} fa_i, fb_i \xrightarrow{\mathcal{O}(n)} fc_i = fa_i fb_i \xrightarrow{\mathcal{O}(n \log n)} c_i$$

Осталось подобрать правильные точки x_i .

FFT расшифровывается Fast Fourier Transform и за $\mathcal{O}(n \log n)$ вычисляет значения многочлена в комплексных точках $w_j = e^{\frac{2\pi i j}{n}}$ для $n = 2^k$ (то есть, только для степеней двойки).



Что нужно помнить про комплексные числа?

При умножении комплексных чисел углы складываются, длины перемножаются.

В частности, если обозначить $w = e^{\frac{2\pi i}{n}} = \cos \frac{2\pi i}{n} + i \sin \frac{2\pi i}{n}$, то $w_j = w^j$ (все корни из единицы – это степени главного корня, и они образуют циклическую группу). Также $w^{-j} = w^{n-j}$.

2.1.2. Собственно FFT

$A(x) = \sum a_i x^i = (a_0 + x^2 a_2 + x^4 a_4 + \dots) + x(a_1 x + a_3 x^3 + a_5 x^5 + \dots) = B(x^2) + xC(x^2)$ – обозначили все чётные коэффициенты многочлена A многочленом B , а нечётные соответственно C .

Посчитаем рекурсивно $B(w_j)$ и $C(w_j)$, зная их, за $\mathcal{O}(n)$ посчитаем $A(w_j) = B(w_j) + w_j C(w_j)$.

Заметим, что $\forall j w_j = w_{j \bmod n} \Rightarrow \forall j w_j^2 = w_{n/2+j}^2 \Rightarrow B$ и C нужно считать только в $\frac{n}{2}$ точках.

Итого алгоритм:

```

1 def FFT(a):
2     n = len(a)
3     if n == 1: return a[0] # посчитать значение многочлена A(x) ≡ a[0] в точке x = 1
4     for j=0..n-1: (j%2 ? c : b)[j / 2] = a[j]
5     b, c = FFT(b), FFT(c) # самое важное - две ветки рекурсии
6     for j=0..n-1: a[j] = b[j % (n/2)] + exp(2πi*j/n) * c[j % (n/2)]
7     return a

```

Время работы $T(n) = 2T(n/2) + \mathcal{O}(n) = \mathcal{O}(n \log n)$.

2.1.3. Крутая нерекурсивная реализация FFT

Чтобы преобразование работало быстро, нужно заранее предподсчитать все $w_j = e^{\frac{2\pi i j}{n}}$.

Заметим, что b и c можно хранить прямо в массиве a . Тогда получается, что на прямом ходу рекурсии мы просто переставляем местами элементы a , на обратном ходу рекурсии делаем какие-то полезные действия. Число a_i перейдёт на позицию $a_{rev(i)}$, где $rev(i)$ – перевёрнутая битовая запись i . Кстати, $rev(i)$ мы уже умеем считать динамикой для всех i .

При реализации на C++ можно использовать стандартные комплексные числа `complex<double>`, но свои рукописные будут работать немного быстрее.

```

1 const int K = 20, N = 1 << K; // N - ограничение на длину результата умножения многочленов
2 complex<double> root[N];
3 int rev[N];
4 void init():
5     for (int j = 0; j < N; j++):
6         root[j] = exp(2*pi*j/N); // cos(2*pi*j/N), sin(2*pi*j/N)
7         rev[j] = rev[j >> 1] + ((j & 1) << (K - 1));

```

Теперь, корни из единицы степени k хранятся в `root[j*N/k]`, $j \in [0, k)$.

Доступ к памяти при этом не последовательный, проблемы с кешом.

Чтобы посчитать все корни, мы $2N$ раз вычисляли тригонометрические функции.

• Улучшенная версия вычисления корней

```

1 for (int k = 1; k < N; k *= 2):
2     num tmp = exp(pi/k);
3     root[k] = {1, 0}; // в root[k..2k) хранятся первые k корней степени 2k
4     for (int i = 1; i < k; i++):
5         root[k+i] = (i&1) ? root[(k+i) >> 1] * tmp : root[(k+i) >> 1];

```

Теперь код собственно преобразования Фурье может выглядеть так:

```

1 FFT(a): // a → f = FFT(a)
2     vector<complex> f(N);
3     for (int i = 0; i < N; i++) // прямой ход рекурсии превратился в один for =)
4         f[rev[i]] = a[i];
5     for (int k = 1; k < N; k *= 2) // пусть уже посчитаны FFT от кусков длины k
6         for (int i = 0; i < N; i += 2 * k) // [i..i+k) [i+k..i+2k) → [i..i+2k)
7             for (int j = 0; j < k; j++): // оптимально написанный главный цикл FFT
8                 num tmp = root[k + j] * f[i + j + k]; // root[] из «улучшенной версии»
9                 f[i + j + k] = f[i + j] - tmp; // w_{j+k} = -w_j при n = 2k
10                f[i + j] = f[i + j] + tmp;
11     return f;

```

2.1.4. Обратное преобразование

Обозначим $w = e^{2\pi i/n}$. Нам нужно из

$$f_0 = a_0 + a_1 + a_2 + a_3 + \dots$$

$$f_1 = a_0 + a_1 w + a_2 w^2 + a_3 w^3 + \dots$$

$$f_2 = a_0 + a_1 w^2 + a_2 w^4 + a_3 w^3 + \dots$$

научиться восстанавливать коэффициенты a_0, a_1, a_2, \dots .

Заметим, что $\forall j \neq 0 \sum_{k=0}^{n-1} w^{jk} = 0$ (сумма геометрической прогрессии).

И напротив при $j = 0$ получаем $\sum_{k=0}^{n-1} w^{jk} = \sum 1 = n$.

Поэтому $f_0 + f_1 + f_2 + \dots = a_0 n + a_1 \sum_k w^k + a_2 \sum_k w^{2k} + \dots = \boxed{a_0 n}$

Аналогично $f_0 + f_1 w^{-1} + f_2 w^{-2} + \dots = \sum_k a_0 w^{-k} + a_1 n + a_2 \sum_k w^k + \dots = \boxed{a_1 n}$

И в общем случае $\sum_k f_k w^{-jk} = \boxed{a_j n}$

Рассмотрим $F(x) = f_0 + x f_1 + x^2 f_2 + \dots \Rightarrow F(w^{-j}) = a_j n$, похоже на $\text{FFT}(f)$.

Осталось заметить, что множества чисел $w^{-j} = w^{n-j} \Rightarrow$

```

1 FFT_inverse(f): // f → a
2   a = FFT(f)
3   reverse(a + 1, a + N) // w^j ↔ w^{-j}
4   for (int i = 0; i < N; i++) a[i] /= N;
5   return a;

```

2.1.5. Два в одном

Часто коэффициенты многочленов – вещественные или даже целые числа.

Если у нас есть многочлены $A(x), B(x) \in \mathbb{R}[x]$, возьмём числа $c_j = a_j + ib_j$, коэффициенты $C(x) = A(x) + iB(x)$, посчитаем $fc = \text{FFT}(c)$. Тогда по f за $\mathcal{O}(n)$ можно восстановить fa и fb .

Для этого вспомним про сопряжения комплексных чисел:

$x + iy = x - iy$, $\overline{u \cdot v} = \overline{u} \cdot \overline{v}$, $w^{n-j} = w^{-j} = \overline{w^j} \Rightarrow \overline{fc_{n-j}} = \overline{C(w^{n-j})} = \overline{C(w^j)} = A(w^j) - iB(w^j) \Rightarrow fc_j + \overline{fc_{n-j}} = 2A(w^j) = 2 \cdot fa_j$. Аналогично $fc_j - \overline{fc_{n-j}} = 2B(w^j) = 2i \cdot fb_j$.

Итого для умножения двух многочленов можно использовать не 3 вызова FFT, а 2.

2.1.6. Умножение чисел, оценка погрешности

Число длины n в системе счисления 10 \rightarrow система счисления $10^k \rightarrow$ многочлен длины n/k . Умножения многочленов такой длины будет работать за $\frac{n}{k} \log \frac{n}{k}$.

Отсюда возникает вопрос, какое максимальное k можно использовать?

Коэффициенты многочлена-произведения будут целыми числами до $(10^k)^2 \cdot \frac{n}{k}$.

Чтобы в типе `double` целое число хранилось с погрешностью меньше 0.5 (тогда мы его сможем правильно округлить к целому), оно должно быть не более 10^{15} .

Получаем при $n \leq 10^6$, что $(10^k)^2 \cdot 10^6/k \leq 10^{15} \Rightarrow k \leq 4$.

Аналогично для типа `long double` имеем $(10^k)^2 \cdot 10^6/k \leq 10^{18} \Rightarrow k \leq 6$.

Это оценка сверху, предполагающая, что само FFT погрешность не накапливает... на самом деле эта оценка очень близка к точной.

2.2. Разделяй и властвуй

2.2.1. Перевод между системами счисления

Задача: перевести число X длины $n = 2^k$ из a -ичной системы счисления в b -ичную.

Разобьём число X на $\frac{n}{2}$ старших цифр и $\frac{n}{2}$ младших цифр: $X = X_0 \cdot a^{n/2} + X_1 \Rightarrow$

$$F(X) = F(X_0)F(a^{n/2}) + F(X_1)$$

Умножение за $\mathcal{O}(n \log n)$ и сложение за $\mathcal{O}(n)$ выполняются в системе счисления b .

Предподсчёт $F(a^1), F(a^2), F(a^4), F(a^8), \dots, F(a^n)$ займёт $\sum_k \mathcal{O}(2^k k) = \mathcal{O}(n \log n)$ времени.

Итого $T(n) = 2T(n/2) + \mathcal{O}(n \log n) = \mathcal{O}(n \log^2 n)$.

2.2.2. Деление многочленов с остатком

Задача: даны $A(x), B(x) \in \mathbb{R}[x]$, найти $Q(x), R(x)$: $\deg R < \deg B \wedge A(x) = B(x)Q(x) + R(x)$.

Зная Q мы легко найдём R , как $A(x) - B(x)Q(x)$ за $\mathcal{O}(n \log n)$. Сосредоточимся на поиске Q .

Пусть $\deg A = \deg B = n$, тогда $Q(x) = \frac{a_n}{b_n}$. То есть, $Q(x)$ можно найти за $\mathcal{O}(1)$.

Из этого мы делаем вывод, что Q зависит не обязательно от всех коэффициентов A и B .

Lm 2.2.1. $\deg A = m, \deg B = n \Rightarrow \deg Q = m - n$, и Q зависит только от $m - n + 1$ коэффициентов A и $m - n + 1$ коэффициентов B .

Доказательство. У A и $B \cdot Q$ должны совпадать $m - n + 1$ старший коэффициент ($\deg R < n$). В этом сравнении участвуют только $m - n + 1$ старших коэффициентов A . При домножении B на $x^{\deg Q}$, сравнятся как раз $m - n + 1$ старших коэффициентов A и B . При домножении B на меньшие степени x , в сравнении будут участвовать лишь какие-то первые из этих $m - n + 1$ коэффициентов. ■

Теперь будем решать задачу: даны n старших коэффициентов A и B , найти такой C из n коэффициентов, что у A и BC совпадают n старших коэффициентов. Давайте считать, что младшие коэффициенты лежат в первых ячейках массива.

```

1 Div(int n, int *A, int *B)
2   C = Div(n/2, A + n/2, B + n/2) // нашли старших n/2 коэффициентов ответа
3   A' = Subtract(n, A, n + n/2 - 1, Multiply(C, B))
4   D = Div(n/2, A', B + n/2) // сейчас A' состоит из n/2 не нулей и n/2 нулей
5   return concatenate(D, C) // склеили массивы коэффициентов

```

Здесь `Subtract` – хитрая функция. Она знает длины многочленов, которые ей передали, и сдвигает вычитаемый многочлен так, чтобы старшие коэффициенты совместились.

2.2.3. Вычисление значений в произвольных точках

Задача. Дан многочлен $A(x)$, $\deg A = n$ и точки x_1, x_2, \dots, x_n . Найти $A(x_1), A(x_2), \dots, A(x_n)$.

Вспомним теорему Безу: $A(w) = A(x) \bmod (x - w)$.

Обобщение: $B(x) = A(x) \bmod (x - x_1)(x - x_2) \dots (x - x_n) \Rightarrow \forall j B(x_j) = A(x_j)$

```

1 def Evaluate(n, A, x[]): # n = 2^k
2   if n == 1: return list(A[0])
3   return Evaluate(n/2, A mod (x - x_1) \dots (x - x_{n/2}), [x_1, \dots, x_{n/2}]) +
4     Evaluate(n/2, A mod (x - x_{n/2+1}) \dots (x - x_n), [x_{n/2+1}, \dots, x_n])

```

Итого $T(n) = 2T(n/2) + \mathcal{O}(\text{div}(n))$. Если деление реализовано за $\mathcal{O}(n \log n)$, получим $\mathcal{O}(n \log^2 n)$.

2.2.4. Интерполяция

Задача. Даны пары $(x_1, y_1), \dots, (x_n, y_n)$. Найти многочлен A : $\deg A = n-1$, $\forall i A(x_i) = y_i$.

Сделаем интерполяцию по Ньютону методом разделяй и властвуй.

Сперва найдём интерполяционный многочлен B для $(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_{n/2}, y_{n/2})$.

$$A = B + C \cdot D, \text{ где } D = \prod_{j=1..n/2} (x - x_j), \text{ а } C \text{ нужно найти}$$

Подгоним правильные значения в точках $x_{n/2+1}, \dots, x_n$, вычислим b_j, d_j – значения B и D в точках $x_{n/2+1}, \dots, x_n \Rightarrow C$ – интерполяционный многочлен точек $(x_j, -\frac{b_j}{d_j})$ при $j = n/2+1 \dots n$.

Итого $T(n) = 2T(n/2) + 2\mathcal{O}(\text{evaluate}(n/2))$. При $\text{evaluate}(n) = \mathcal{O}(n \log^2 n)$ имеем $\mathcal{O}(n \log^3 n)$.

2.2.5. Извлечение корня

Дан многочлен $A(x)$: $\deg A \equiv 0 \pmod 2$. Задача – найти $R(x)$: $\deg(A - R^2)$ минимальна.

Пусть мы уже нашли старшие k коэффициентов R , обозначим их R_k . Найдём $2k$ коэфф-тов: $R_{2k} = R_k x^k + X, R_{2k}^2 = R_k^2 x^{2k} + 2R_k X \cdot x^k + X^2$. Правильно подобрав X , мы можем “обнулить” k коэффициентов $A - R_{2k}^2$, для этого возьмём $X = (A - R_k^2 x^{2k}) / (2R_k)$. В этом частном нам интересны только k старших коэффициентов, поэтому переход от R_k к R_{2k} происходит за $\mathcal{O}(\text{mul}(k) + \text{div}(k))$. Итого суммарное время на извлечение корня – $\mathcal{O}(\text{div}(n))$.

2.3. Литература

[sankowski]. Слайды по FFT и всем идеям разделяй и властвуй.

[e-maxx]. Про FFT и оптимизации к нему.

[codeforces]. Задачи на тему FFT.

[vk]. Краткий конспект похожих идей от Александра Кулькова.

Лекция #3: Деление многочленов

29 января 2024

3.1. Быстрое деление многочленов

Цель – научиться делить многочлены за $\mathcal{O}(n \log n)$.

Очень хочется считать частное многочленов $A(x)/B(x)$, как $A(x)B^{-1}(x)$. К сожалению, у многочленов нет обратных. Зато обратные есть у рядов, научимся сперва искать их.

• Обращение ряда

Задача. Дан ряд $A \in [[\mathbb{R}]]$, $a_0 \neq 0$. Найти ряд B : $A(x)B(x) = 1$.

Первые n коэффициентов B можно найти за $\mathcal{O}(n^2)$:

$$b_0 = 1/a_0$$

$$b_1 = -(a_1 b_0)/a_0$$

$$b_2 = -(a_2 b_0 + a_1 b_1)/a_0$$

...

А можно за $\mathcal{O}(n \log n)$.

Обозначим $B_k(x) = b_0 + b_1 x + \dots + b_{k-1} x^{k-1}$. Заметим, что $\forall k \ A(x)B_k(x) = 1 + x^k C_k(x)$.

$B_1 = b_0 = 1/a_0$. Научимся делать переход $B_k \rightarrow B_{2k}$ за $\mathcal{O}(k \log k)$.

$$B_{2k} = B_k + x^k Z \Rightarrow A \cdot B_{2k} = 1 + x^k C_k + x^k A \cdot Z = 1 + x^k (C_k - A \cdot Z).$$

$$\text{Выберем } Z = B_k \cdot C_k \Rightarrow C_k - A \cdot Z = C_k - C_k(A \cdot B_k) = C_k - C_k(1 + x^k C_k) = -x^k C_k^2.$$

$$\text{Итого } B_{2k} = B_k + B_k(x^k C_k) = B_k + B_k(1 - A \cdot B_k) \Rightarrow B_{2k} = B_k(2 - A \cdot B_k)$$

Два умножения = $\mathcal{O}(k \log k)$. Общее время работы $n \log n + \frac{n}{2} \log \frac{n}{2} + \frac{n}{4} \log \frac{n}{4} + \dots = \mathcal{O}(n \log n)$.

Конечно, мы обрежем B_{2k} , оставив лишь $2k$ первых членов.

• Деление многочленов

A^R – reverse многочлена. $a_0 + a_1 x + \dots + a_n x^n \rightarrow a_n + a_{n-1} x + \dots + a_0 x^n$.

Умножение: $A^R B^R = (AB)^R$ (доказательство: в $c_{ij} = a_i b_j$ поменяли индексы на $n-i$ и $m-j$).

Новое определение деления: по A, B хотим C : $A^R \equiv (BC)^R \pmod{x^n}$.

Здесь n – число коэффициентов у A , у B ровно столько же.

Обращение ряда нам даёт умение по многочлену Z : $z_0 \neq 0$ строить Z^{-1} : $Z \cdot Z^{-1} \equiv 1 \pmod{x^n}$.

$$C^R = (B^R)^{-1} A^R$$

Время работы: обращение ряда + умножение = $\mathcal{O}(n \log n)$.

Над кольцом делить странно, а вот над произвольным полем Фурье может не работать, тогда деление работает за $\mathcal{O}(\text{mul}(n) + \text{mul}(\frac{n}{2}) + \dots) = \mathcal{O}(\text{mul}(n))$ для $\text{mul}(n) = \Omega(n)$.

3.2. (*) Быстрое деление чисел

Для нахождения частного чисел, достаточно научиться с большой точностью считать обратно. Рассмотрим метод Ньютона поиска корня функции $f(x)$:

x_0 = достаточно точное приближение корня

$$x_{i+1} = x_i - f(x_i)/f'(x_i)$$

Решим с помощью него уравнение $f(x) = x^{-1} - a = 0$.

x_0 = обратное к старшей цифре a

$$x_{i+1} = x_i - \left(\frac{1}{x_i} - a\right) / \left(-\frac{1}{x_i^2}\right) = x_i + (x_i - a \cdot x_i^2) = x_i(2 - ax_i).$$

Любопытно, что очень похожую формулу мы видели при обращении формального ряда...

Утверждение: каждый шаг метода Ньютона удваивает число точных знаков x .

Итого, имея x_i с k точными знаками, мы научились за $\mathcal{O}(k \log k)$ получать x_{i+1} с $2k$ точными знаками. Суммарное время получения n точных знаков $\mathcal{O}(n \log n)$.

3.3. (*) Быстрое извлечение корня для чисел

Продолжаем пользоваться методом Ньютона.

$$x_{i+1} = \frac{1}{2}\left(x_i + \frac{a}{x_i}\right)$$

Если у x_i k_i верных знаков, то $k_{i+1} = k_i + \Theta(1)$, а

$x_i \rightarrow x_{i+1}$ вычисляется одним делением многочленов длины k_i за $\mathcal{O}(k_i \log k_i)$.

3.4. (*) Обоснование метода Ньютона

Цель: доказать, что каждый шаг удваивает число точных знаков x .

Сделаем замену переменных, чтобы было верно $f(0) = 0 \Rightarrow$ корень, который мы ищем, -0 .

Сейчас находимся в точке x_i . По Тейлору $f(0) = f(x_i) - x_i f'(x_i) + \frac{1}{2} x_i^2 f''(x_i) + \dots >> (\alpha)$ ($\alpha \in [0..x_i]$).

Получаем $\frac{f(x_i)}{f'(x_i)} = x_i + \frac{1}{2} x_i^2 \frac{f''(x_i)}{f'(x_i)} + \dots >> (\alpha)$. Передаём Ньютону $x_{i+1} = x_i - \frac{f(x_i)}{f'(x_i)} = x_i - x_i - \frac{1}{2} x_i^2 \frac{f''(x_i)}{f'(x_i)} + \dots >> (\alpha)$.

Величина $\frac{f''(x_i)}{f'(x_i)}$ ограничена сверху константой C .

Получаем, что если $x_i \leq 2^{-n}$, то $x_{i+1} \leq 2^{-2n + \log C}$.

То есть, число верных знаков почти удваивается.

3.5. Линейные рекуррентные соотношения

Задача. Дана последовательность $f_0, f_1, \dots, f_{k-1}, \forall n \geq k f_n = f_{n-1}a_1 + \dots + f_{n-k}a_k$, найти f_n .

Вычисления «в лоб» можно произвести за $\mathcal{O}(nk)$.

3.5.1. Через матрицу в степени

$$A = \begin{bmatrix} a_1 & a_2 & \dots & a_k \\ 1 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 1 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \end{bmatrix}, \forall i A \cdot \begin{bmatrix} f_{i-1} \\ f_{i-2} \\ \dots \\ f_{i-k} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} f_i \\ f_{i-1} \\ \dots \\ f_{i-k+1} \end{bmatrix} \Rightarrow A^n \cdot \begin{bmatrix} f_{k-1} \\ f_{k-2} \\ \dots \\ f_0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} f_{n+k-1} \\ f_{n+k-2} \\ \dots \\ f_n \end{bmatrix}$$

Умножать матрицы умножаем за $\mathcal{O}(k^3) \Rightarrow$ общее время работы $\mathcal{O}(k^3 \log n)$.

3.5.2. Через умножение многочленов

На самом деле можно возводить в степень не матрицу, а многочлен по модулю...

Умножение матриц за $\mathcal{O}(k^3)$ заменяется на умножение многочленов по модулю за $\mathcal{O}(k \log k)$.

Будем выражать f_n через $f_i: i < n$. В каждый момент времени $f_n = \sum_j f_j b_j$.

Изначально $f_n = f_n \cdot 1$. Пока $\exists j \geq k: b_j \neq 0$, меняем $f_j b_j$ на $\left(\sum_{i=1}^k f_{j-i} a_i\right) \cdot b_j$. (*)

Посмотрим, как меняются коэффициенты b_j . Пусть $B(x) = \sum b_j x^j$, $A(x) = x^k - \sum_{i=1}^k x^{k-i} a_i$.

Тогда (*) – переход от $B(x)$ к $B(x) - A(x)x^{j-k}b_j$.

Изначально $B(x) = x^n \Rightarrow$ наш алгоритм – вычисление $x^n \bmod A(x)$.

Возведение многочлена x в степень n по модулю $A(x) - \mathcal{O}(\log n)$ умножений и взятий по модулю.

Итого: $\mathcal{O}(k \log k \log n)$.

Лекция #4: Применение умножения многочленов

5 февраля 2024

4.1. Факторизация целых чисел

• Вычисление $n! \bmod m$

Возьмём $k = \lfloor \sqrt{n} \rfloor$, рассмотрим $P(x) = x(x+k)(x+2k)\dots(x+k(k-1))$.

$P(1)P(2)P(3)\dots P(k) = (k^2)!$, чтобы доополнить до $n!$, сделаем руками $\mathcal{O}(k)$ умножений.

Посчитать $P(x)$ мы можем методом разделяй и властвуй за $\mathcal{O}(k \log^2 k)$.

• FFT над $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$

Умножим в \mathbb{Z} (то же, что \mathbb{R} , что \mathbb{C}), в конце возьмём по модулю m .

Если не хватает точности обычного вещественного типа ($m = 10^9 \Rightarrow \text{long double}$ уже слишком мал), то представим многочлен с коэффициентами до m , как сумму двух многочленов с коэффициентами до $k = \lceil m^{1/2} \rceil$: $P(x) = P_1(x) + k \cdot P_2(x)$, $Q(x) = Q_1(x) + k \cdot Q_2(x)$.

Сделаем 3 умножения, как в Карацубе:

$$P(x)Q(x) = P_1Q_1 + k^2P_2Q_2 + k((P_1+Q_1) \cdot (P_2+Q_2) - P_1Q_1 - P_2Q_2)$$

• Факторизация

Найдём $\min d: \gcd(d!, n) \neq 1$. Тогда d – минимальный делитель n . Можно искать бинарным поиском, можно «двоичными подъёмами», тогда время = $\mathcal{O}(\text{calc}(n^{1/2!})) = \mathcal{O}(n^{1/4} \log^2 n)$.

4.2. CRC-32

Один из вариантов хеширования последовательности бит a_0, a_1, \dots, a_{n-1} – взять остаток от деления многочлена $A(x) \cdot x^k$ на $G(x)$, где $G(x)$ – специальный многочлен, а $k = \deg G + 1$.

В *CRC-32-IEEE-802.3* (в v.42, mpeg-2, png, cksum) $k = 32$, $G(x) = 0x\text{EDB88320}$ (32 бита).

Если размер машинного слова $\geq k$, CRC вычисляется за $\mathcal{O}(n)$, в общем случае за $\mathcal{O}(n \cdot \lceil \frac{k}{w} \rceil)$.

```

1 for i = n-1..k:
2   if a[i] != 0:
3     a[i..i-k+1] ^= G

```

Упражнение 4.2.1. $\text{CRC}(A \wedge B) = \text{CRC}(A) \wedge \text{CRC}(B)$, $\text{CRC}(\text{concat}(A, 1)) = (\text{CRC}(A) \cdot 2 + 1) \bmod G$

4.3. Кодирование бит с одной ошибкой

Контекст. По каналу хотим передать n бит.

В канале может произойти не более 1 ошибки вида «замена бита».

Детектирование ошибки. Передадим a_1, a_2, \dots, a_n и $b = \text{XOR}(a_1, a_2, \dots, a_n)$.

Если b' равно $\text{XOR}(a'_1, a'_2, \dots, a'_n)$, ошибки при передаче не было.

Исправление ошибки.

Удвоение бит не работает – и из 0, и из 1 в результате одной ошибки может получиться 01.

Работает утроение бит ($3n$) или «удвоение бит и дополнительно передать XOR» ($2n+1$).

Раскодирование для $2n+1$: $00 \rightarrow 0$, $11 \rightarrow 1$, $01/10 \Rightarrow$ подгоняем, чтобы сошёлся XOR.

Исправление ошибки за $\lceil \log_2 n \rceil + 1$ дополнительных бит.

Передадим два раза $\text{XOR}(a_1, a_2, \dots, a_n)$. Теперь мы знаем, есть ли ошибка среди a_1, a_2, \dots, a_n .

Если ошибка есть, её нужно исправить. $\forall b \in [0, \lceil \log_2 n \rceil)$ передадим $\text{XOR}_{i: \text{bit}(i,b)=0}(a_i)$.

В итоге мы знаем все $\lceil \log_2 n \rceil$ бит позиции ошибки.

4.4. Коды Рида-Соломона

Задача. Кодировать n элементов конечного поля \mathbb{F}_q .

Канал допускает k ошибок. Хотим научиться исправлять ошибки после передачи.

Замечание 4.4.1. Конечные поля имеют размер p^k ($p \in \text{Prime}, k \in \mathbb{N}$). Поле размера $p - \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$.

Поле размера p^k – остатки по модулю неприводимого многочлена над \mathbb{F}_p степени k .

Для кодирования битовых строк удобно использовать $q = 2^k$ при $k \in \{32, 64, 4096\}$.

Лм 4.4.2. Если обозначить **расстояние Хэмминга** как $D(s, t)$, а $f(s)$ – код строки s , канал передачи допускает k ошибок, то исправить ошибки можно iff $\forall s \neq t \ D(f(s), f(t)) \geq 2k+1$.

Доказательство. С учётом ошибок строка s может перейти в любую точку шара радиуса k с центром в $f(s)$. Если такие шары пересекаются, \forall точку пересечения не декодировать. ■

Код Рида-Соломона. Данные a_0, \dots, a_{n-1} задают многочлен $A(x) = \sum a_i x^i$. Передадим значения многочлена в произвольных $n+2k+1$ различных точках (здесь мы требуем $p \geq n$).

Теорема 4.4.3. Корректность кодов Рида-Соломона.

Доказательство. $A(x) \neq B(x) \Rightarrow (A - B)(x)$ имеет не более n корней $\Rightarrow A(x)$ и $B(x)$ имеют не более n общих значений \Rightarrow хотя бы $2k+1$ различных $\Rightarrow D(f(A), f(B)) \geq 2k+1$. ■

Выбор точек и q : хочется применить FFT. На практике можно отправлять данные такими порциями, что $n+2k+1 = 2^b$. Нужно q вида $a \cdot 2^b + 1$ и $x: \text{ord}(x) = 2^b$, точка $w_i = x^i, i \in [0, 2^b)$.

• **Декодирование**

Мы доказали возможность однозначного декодирования, осталось предъявить алгоритм.

Имели $A(x)$, $\deg A = n-1$, передали $A(w_0), A(w_1), \dots, A(w_{n+2k})$. Получили на выходе данные с ошибками $A'(w_0), A'(w_1), \dots, A'(w_{n+2k})$. Посчитали интерполяционный многочлен $A'(x)$.

Утверждение 4.4.4. Если у $A'(x)$ старшие $2k+1$ коэффициентов нули, ошибок не было.

Итого, если ошибок нет, декодирование при желании можно сделать за $\mathcal{O}(n \log n)$ через FFT.

Обозначим позиции ошибок e_1, e_2, \dots, e_k .

Может быть, ошибок меньше. Главное, что в позициях кроме e_i ошибок точно нет.

Многочлен ошибок $E(x) = (x - w_{e_1})(x - w_{e_2}) \dots (x - w_{e_k})$, $B(x) = A(x)E(x)$, $B'(x) = A'(x)E(x)$.

$\forall i \notin \{e_j\} \ A(w_i) = A'(w_i) \Rightarrow \forall i \ B(w_i) = B'(w_i)$. Запишем это, как СЛАУ $\forall i \ B(w_i) = A'(w_i)E(w_i)$, где неизвестные – коэффициенты многочленов B ($n+k+1$ штук) и E (k штук).

Теорема 4.4.5. Для записанной СЛАУ $\exists!$ решение.

Следствие 4.4.6. Декодирование: решим СЛАУ, найдём $A(x) = \frac{B(x)}{E(x)}$.

Асимптотика декодирования: Гаусс $\mathcal{O}((n+k)^3)$. **Бэрликэмп-Мэсси** $\mathcal{O}((n+k)^2)$.

Ссылка на более крутые алгоритмы декодирования в [разд. 4.6](#).

4.5. Применения fft в комбинаторике

• Возведение в степень

2^n бинарным возведением в степень вычисляется за $T(n) = T(\frac{n}{2}) + n \log n = \mathcal{O}(n \log n)$.

• Умножение многочленов от нескольких переменных

Посчитать $C(x, y) = A(x, y) \cdot B(x, y)$, пусть $\deg_x \leq n$, $\deg_y \leq m$, тогда возьмём $y = x^{2n+1}$ и вычислим $C'(x) = A'(x) \cdot B'(x)$, мономы вида $ax^{(2n+1)i+j}$, $j \leq 2n$ заменим на $ax^j y^i$. $\mathcal{O}(nm \log nm)$.

4.5.1. Покраска вершин графа в k цветов

Предподсчитаем за $\mathcal{O}(2^n)$ все независимые множества I (те, что можно покрасить в один цвет).

Рассмотрим любую корректную покраску в k цветов $I_1, I_2, \dots, I_k: \sqcup I_j = V$,

заметим $\sum I_j = 2^n - 1$, $\sum |I_j| = n$.

Рассмотрим $P(x, y) = \sum_I x^I y^{|I|}$, внимательно посмотрим на $P^k(x, y)$:

Теорема 4.5.1. Коэффициент в $P^k(x, y)$ монома $x^{2^n-1} y^n$ – это число покрасок в k цветов.

Lm 4.5.2. $A \cap B = \emptyset \Leftrightarrow |A| + |B| = |A \cup B|$

Lm 4.5.3. $A \cap B \neq \emptyset \Leftrightarrow A + B > A \cup B$

(сложение/сравнение множеств – операции с битовыми масками)

Алгоритм – возведение многочлена степени $2^n n$ в степень k .

Одно умножение работает за $\mathcal{O}(2^n n^2)$, возведение в степень за $\mathcal{O}(2^n n^2 \log k)$.

4.5.2. Счастливые билеты

Задача. Массив из $2n$ цифр из множества d_1, d_2, \dots, d_k называется счастливым, если \sum первых n цифр совпадает с \sum последних n . Найти число счастливых массивов из $2n$ цифр.

Рассмотрим $P(x) = (x^{d_1} + x^{d_2} + \dots + x^{d_k})^n$. Ответ – сумма квадратов коэффициентов P .

Алгоритм = возведение в степень. Время возведения в степень – $\mathcal{O}(\log n)$ умножений.

Точнее $\mathcal{O}(\text{mul}(N) + \text{mul}(\frac{N}{2}) + \text{mul}(\frac{N}{4}) + \dots) = \mathcal{O}(N \log N)$, где $\deg P = N = n \cdot \max d_i$.

4.5.3. 3-SUM

Задача. Даны n чисел $a_i \in \mathbb{Z} \cap [S]$, найти $i, j, k: a_i + a_j + a_k = S$.

Решение #1. Сортировка, далее $\forall i$ два указателя для j, k . $\mathcal{O}(n^2)$.

Решение #2. Возьмём $P(x) = \sum_i x^{a_i}$, рассмотрим P^3 , возьмём коэффициент при x^S . $\mathcal{O}(S \log S)$.

4.5.4. Применение к задаче о рюкзаке

Простая задача. Subsetsum. Даны n целых $a_i > 0$, выбрать подмножество: $\sum_j a_j = S$.

Посчитаем $P(x) = \prod_i (1 + x^{a_i})$, возьмём коэффициент при x^S . n умножений $\Rightarrow \mathcal{O}(nS \log S)$.

Алгоритм 4.5.4. Сложная задача. То же, но выбрать подмножество размера ровно k .

Посчитаем $P(x, y) = \prod_i (1 + yx^{a_i})$, возьмём коэффициент при $x^S y^k$.

Будем вычислять разделяющей: $T(n) = 2T(\frac{n}{2}) + nS \log nS$ (nS – степень многочлена).

Получаем $\mathcal{O}(nS \log nS \log n)$, что лучше базовой динамики за $\mathcal{O}(n^2 S)$ (`dp[i, size, sum]`).

4.5.5. (*) Сверхбыстрый рюкзак за $\tilde{O}(\sqrt{n}S)$

Решаем subsetsum. Пусть $A = \{a_i\}$. Если мы разобьём $A = A_1 \sqcup \dots \sqcup A_k$ и для каждого A_i насчитаем массив $f_{ij} =$ можем ли мы набрать вес j , используя предметы из A_i , то останется только за $\mathcal{O}(kS \log S)$ перемножить $F_1(x) \cdot \dots \cdot F_k(x)$, где $F_i(x) = \sum f_{ij}x^j$.

Возьмём $k \approx \sqrt{n}$, $A_i = \{x \in A: x \bmod k = i\}$. $x \in A_i \Rightarrow x = ky + i \Rightarrow$

рассмотрим $B_i = \{y: ky + i \in A_i\}$ и для B_i воспользуемся 4.5.4, который насчитает

$\sum f_{ijt}x^jy^t$, где $f_{ijt} =$ число способов набрать сумму ровно j , используя ровно t предметов из B_i , при этом $jk + it \leq S \Rightarrow j \leq \lfloor \frac{S}{k} \rfloor \Rightarrow$ 4.5.4 отработает за $\mathcal{O}(\frac{S}{k}n_i \log n_i \log nS)$, где $n_i = |A_i|$.

Итого: решили subsetsum за $\mathcal{O}(kS \log S) + \sum n_i \mathcal{O}(\frac{S}{k}n_i \log n_i \log nS) =$

$\mathcal{O}(kS \log S) + \mathcal{O}(\frac{S}{k}n \log n \log S) \Rightarrow$ оптимальное $k = \sqrt{n \log n}$, subsetsum за $\mathcal{O}(\sqrt{n \log n} \cdot S \log S)$.

$\tilde{O}f = \mathcal{O}(f \cdot \text{poly}(\log))$.

4.5.6. (*) Сверхбыстрый рюкзак за $\tilde{O}(n + S)$

Будем решать задачу $f(A)$: определить $\forall s \in [0, S]$, можно ли набрать вес s .

Если есть ответы $f(A)$ и $f(B)$, то **fft** за $\mathcal{O}(S \log S)$ даёт ответ для $A + B$. Назовём это свёрткой.

Если мы разделим множество предметов A на $A = A_1 \sqcup A_2 \sqcup \dots \sqcup A_k$, мы можем для каждой части A_i решить задачу и свёртками за $\mathcal{O}(kS \log S)$ получить ответ для A .

Хорошее разделение: $m = \lceil \log n \rceil$, $A_i = A \cap (\frac{S}{2^i}, \frac{S}{2^{i-1}}]$, $i \in [1, m]$, $A_{m+1} = A \cap [1, \frac{S}{2^m}]$.

Для A_{m+1} делаем разделяйку с **fft** даёт $T(n) = 2T(\frac{n}{2}) + \text{fft}(n \frac{S}{2^m}) = \mathcal{O}(S \cdot n \log n \cdot \log)$.

Для A_i рассмотрим множество-ответ X_i , заметим $|X_i| < 2^i$. Обозначим $k = 2^i$.

Поделим A_i случайным образом на k множеств: $A_i = \sqcup A_{ij}$, $\mathbf{E}(\max_j (X_i \cap A_{ij})) = \mathcal{O}(\log k) = \varepsilon$, чтобы решить задачу для A_{ij} разделим его на ε^2 случайных множеств A_{ijt} .

$\Pr[\forall t |A_{ijt} \cap X_i| \leq 1] \geq \frac{1}{2} \Rightarrow$ ответ для A_{ijt} тривиален: мы можем взять ≤ 1 предмета \Rightarrow можем набрать только суммы $s \in A_{ijt}$. Ответ для $A_{ij} = \varepsilon^2$ свёрток, при этом в ответе нам нужны суммы не до S , а до $\frac{S}{2^i}\varepsilon$, так как $\max A_{ij} \leq \frac{S}{2^i}$ и $|A_{ij} \cap X_i| \leq \varepsilon$. Осталось свернуть ответы для A_{ij} в ответ для A_i – разделяйка длины 2^i , где в листьях **fft** от длины $\frac{S}{2^i}\varepsilon \Rightarrow$ время на свёртки для A_i : $2^i \log(2^i)M \log M$, где $M = \frac{S}{2^i}\varepsilon \Rightarrow \mathcal{O}(S \log 2^i \log M\varepsilon) = \mathcal{O}(S \log^3)$. И так $\forall i \Rightarrow \mathcal{O}(S \log^4) = \tilde{O}(S)$.

4.6. Литература

Про FFT.

[Shuhong, Gao'2002]. Декодирование Рида-Соломона через расширенного Евклида.

Про рюкзаки (и отчасти FFT).

[Koiliaris, Xu'2017]. Subset Sum in $\tilde{O}(\sqrt{n}S)$.

[Birmingham'2017]. Subset Sum in $\tilde{O}(n + S)$.

[Jin, Wu'2018]. Subset Sum in $\mathcal{O}((n+S) \log^2)$. Улучшили log-факторы предыдущего решения.

[Pissinger'1999]. Практически эффективный knapsack за $\mathcal{O}(n \cdot \max a_i)$.

[Bringmann'2021]. Тут описывают, когда рюкзак решается за $\tilde{O}(n)$ и дают нижние оценки.

[Becker'2011]. Рюкзак за $\tilde{O}(2^{0.291n})$.

Лекция #5: Автоматы

5 февраля 2024

5.1. Определения, детерминизация

Def 5.1.1. *Детерминированный автомат* – $\langle V, s, T, \Sigma, E \rangle$, $s \in V, T \subseteq V, D \subseteq V \times \Sigma, E: D \rightarrow V$. Обозначим $|V| = n, |E| = m$.

Def 5.1.2. *Детерминированный автомат называется полным, если* $D = V \times \Sigma$.

Замечание 5.1.3. Чтобы сделать автомат полным, добавим фиктивную вершину «тупик», все \nexists рёбра направим в «тупик», замкнём «тупик»: по всем символам из него торчат петли.

Def 5.1.4. *Недетерминированный автомат* – $\langle V, s, T, \Sigma, E \rangle$, $s \in V, T \subseteq V, E \subseteq (V \times \Sigma) \times V$

Def 5.1.5. *Автомат принимает строку* w , *если* $\exists s = v_0, v_1, \dots, v_{|w|}: \forall i (v_i, s_i, v_{i+1}) \in E$.

Замечание 5.1.6. Принимает ли детерминированный автомат строку s , мы проверяем за $\mathcal{O}(|s|)$.

Алгоритм 5.1.7. *Принимает ли недетерминированный автомат строку* s ?

После i *символов поддерживаем множество вершин «где мы можем сейчас находиться?».* *Переход* $i \rightarrow i+1$ *за* $\mathcal{O}(m) \Rightarrow \mathcal{O}(m|s|)$.

• Детерминизация

Принимая строку s , недетерминированный автомат в момент времени t находится в одной из вершин множества A_t . «Множества вершин» – состояния детерминированного автомата $\langle V', E' \rangle$.

Можно взять $|V'| = 2^n$, можно оптимальнее – dfs-ом выбрать достижимые множества вершин.

Время детерминизации $\mathcal{O}(|V'| \cdot m)$.

5.2. Эквивалентность

• Простейший алгоритм

Проверяем эквивалентность детерминированных автоматов $\langle V_1, s_1, T_1, E_1 \rangle$ и $\langle V_2, s_2, T_2, E_2 \rangle$.

Найдём все пары состояний $v_1 \in V_1, v_2 \in V_2: v_1 \not\equiv v_2$. Все пары будем помещать в очередь.

База: $(v_1 \in T_1) \neq (v_2 \in T_2) \Rightarrow$ помечаем и помещаем $\langle v_1, v_2 \rangle$ в очередь.

Переход: $v_1 \not\equiv v_2 \Rightarrow \forall c, x_1, x_2: E(x_1, c) = v_1, E(x_2, c) = v_2 \quad x_1 \not\equiv x_2$.

Реализация: $(v1, v2) = q.pop(); \text{ for } c: \text{ for } x1 \text{ in from}(v1, c): \text{ for } x2 \text{ in from}(v2, c): \text{ toQueue}(x1, x2)$

Каждую пару (v_1, v_2) переберём не более одного раза \Rightarrow каждую пару рёбер $\Rightarrow \mathcal{O}(m^2)$.

Для корректности алгоритма **автоматы должны быть полными**.

• Через минимизацию

Чтобы проверить эквивалентность $A_1 = \langle V_1, E_1, T_1, s_1 \rangle, A_2 = \langle V_2, E_2, T_2, s_2 \rangle$, запустим минимизацию для $\langle V_1 \cup V_2, E_1 \cup E_2, T_1 \cup T_2 \rangle$, и посмотрим попали ли s_1 и s_2 в один класс эквивалентности.

5.3. Минимизация

Задача: построить автомат, минимальный по числу вершин, эквивалентный данному. Перед тем, как рассматривать решения, поймём, как устроен минимальный автомат.

Def 5.3.1. $R_A(w)$ – правый контекст строки w . $R_A(w) = \{x \mid A \text{ принимает } wx\}$.

Теорема 5.3.2. Минимальный автомат, эквивалентный A , есть $A_{min} = \langle V, E, s, T \rangle$, где $V = \{R_A(w) \text{ по всем } w\}$, $E = \{R_A(w) \xrightarrow{c} R_A(wc)\}$, $s = R_A(\varepsilon)$, $T = \{\emptyset\}$.

Для недетерминированных есть алгоритм Бржозовского [\[wiki\]](#) [\[pdf\]](#) :

$$A_{min} = d(r(d(r(A)))) = drdrA$$

Где d – детерминизация автомата, r – разворот всех рёбер автомата и $\text{swap}(S, T)$.

Для детерминированных обычно пользуются алгоритмом Хопкрофта.

5.4. Хопкрофт за $\mathcal{O}(VE)$

```

1 # дополняем автомат до полного (next[v, char] - или конец ребра, или -1)
2 fictive = newVertex() # next[fictive, *] = -1, isTerminal[fictive] = 0
3 for v in [0, vertexN):
4     for char:
5         if next[v, char] == -1:
6             next[v, char] = fictive
7
8 # строим обратные рёбра, инициализируем классы
9 for v in [0, vertexN):
10    for char:
11        prev[next[v, char], char].add(v)
12    type[v] = isTerminal[v] # тип/класс вершины
13    A[type[v]].add(v) # A[type] - множество вершин типа type
14 typeN = 2 # изначально есть только терминалы и нетерминалы
15
16 # основной цикл с очередью
17 queue q; q.push(0); # любой из классов 0, 1
18 while !q.isEmpty():
19     t = q.pop()
20     for char:
21         Split(t, char) # самая сложная процедура

```

Функция `Split(t, c)` должна разделить во всех существующих классах разделить вершины по предикату «ведёт ли ребро по символу c в класс t ?» и положить в очередь новые классы.

Её несложно реализовать за $\mathcal{O}(E)$, тогда суммарное время работы алгоритма $\mathcal{O}(VE)$, так как `Split` вызовется не более $V - 2$ раз.

5.5. Хопкрофт за $\mathcal{O}(E \log V)$

Можно реализовать Split оптимальнее. Главная идея:

1. реализовать Split(t) за \mathcal{O} (просмотра входящих рёбер в t),
2. при разбиении класса на два добавлять в очередь только меньшую половину.

```

1 def Split(t, char):
2     cc++ # очищаем vertexMark[] за  $\mathcal{O}(1)$ 
3     allTypes = []
4     types = []
5     for v in A[t]:
6         for u in prev[v, char]:
7             if vertexMark[u] != cc:
8                 vertexMark[u] = cc
9                 t0 = type[u]
10                allTypes.add(t0)
11                B[t0].add(u) # для каждого типа t0 помним посещённую половину
12                if B[t0].size == 0: types.add(t0)
13                if B[t0].size == A[t0].size: types.remove(t0)
14
15    for t0 in types: # те классы, которые поделились относительно (t, char)
16        if B[t0].size * 2 > A[t0].size: # если B[t0] - большая половина
17            B[t0].clear()
18            for u in A[t0]: # тратим времени  $\mathcal{O}(B[t0].size)$ , то есть,  $\mathcal{O}$ (уже потраченного)
19                if vertexMark[u] != cc:
20                    B[t0].add(u)
21            # теперь B[t0] - точно меньшая половина
22            for u in B[t0]: # перекрашиваем половину B[t0]
23                type[u] = typeN # номер нового класса - автоинкремент
24                A[typeN].add(u)
25                A[t0].add(u)
26            # Старый класс t0 разбит на 2 новых (t0, typeN), кладём в очередь меньшую половину
27            q.add(typeN++)
28
29    for t0 in allTypes: # быстрое обнуление массивов B[]
30        B[t0].clear()

```

Время работы. Блок строк [15-26] работает за $\mathcal{O}([5-13])$. Блок [5-13] – перебор вершин $v \in A[t]$ и входящих в них рёбер. Если вершина $v \in A[t]$ на строке (5), то следующий раз мы положим её в очередь в составе в два раза меньшего класса \Rightarrow переберём её не более $\log V$ раз \Rightarrow каждое входящее рёбро переберём $\log V$ раз \Rightarrow время работы $\mathcal{O}(E \log V)$.

Замечание 5.5.1. Здесь E – количество рёбер в автомате, дополненном до полного $\Rightarrow E = V \cdot |\Sigma|$.

5.6. Изоморфность

TODO: проверка двух автоматов на изоморфизм за $\mathcal{O}(m_1 + m_2)$.

TODO: проверка автомата на эквивалентность минимальному за $\mathcal{O}((n_1 + n_2)|\Sigma|)$.

5.7. Литература

[hopcroft,motwani,ulman'2001]. Книжка про автоматы. Минимизация в разделе 4.4, стр. 154.

Лекция #6: Суффиксный автомат

14 и 21 февраля 2024

6.1. Введение, основные леммы

Будем обозначать « v – суффикс u » как $v \subseteq u$

Def 6.1.1. Суффиксный автомат строки s , $SA(s)$ – мин по числу вершин детерминированный автомат, принимающий ровно суффиксы строки s , включая пустой.

Def 6.1.2. $R_s(u)$ – правый контекст строки u относительно строки s .

$$R_s(u) = \{x \mid ux \subseteq s\}$$

Пример: $s = abacababa \Rightarrow R_s(ba) = \{cababa, ba, \epsilon\}$

Мы будем рассматривать правые контексты только от подстрок $s \Rightarrow R_s(v) \neq \emptyset$.

Def 6.1.3. $V_A = \{u \mid R_s(u) = A\}$ – все строки с правым контекстом A .

Def 6.1.4. $V(w)$ – вершина автомата, в которой заканчивается строка w ($w \in V_A$).

Утверждение 6.1.5. $\forall A$ все строки V_A заканчиваются в одной вершине суффаавтомата. Собственно вершины автомата, как и в 5.3.2 – классы V_A .

Следствие 6.1.6. Рёбра между вершинами проводятся однозначно:

($\exists x \in V_A, xc \in V_B$) \Leftrightarrow (между вершинами V_A и V_B есть ребро по символу « c »).

Lm 6.1.7. $R_s(v) \cap R_s(u) \neq \emptyset, |v| \leq |u| \Rightarrow v \subseteq u$.

Доказательство. Возьмём $w \in R_s(v) \cap R_s(u)$, строки vw и uw – суффиксы s , отрезем w . ■

Lm 6.1.8. $R_s(v) = R_s(u), |v| \leq |u| \Rightarrow v \subseteq u$.

Lm 6.1.9. v – суффикс $u \Rightarrow R_s(u) \subseteq R_s(v)$ (у суффикса правый контекст шире).

Lm 6.1.10. $v \subseteq w \subseteq u, R_s(v) = R_s(u) \Rightarrow R_s(v) = R_s(w) = R_s(u)$ (непрерывность отрезания).

Следствие 6.1.11. $\forall A$ класс V_A определяется парой $s_{min} \subseteq s_{max}: V_A = \{w \mid s_{min} \subseteq w \subseteq s_{max}\}$.

Def 6.1.12. Суффиксная ссылка $V(w)$ – вершина $V(z): z \subseteq w, R_s(z) \neq R_s(w), |z| = \max$.

$\text{suf}[V]$ – суффиксная ссылка V_A

$\text{len}[V] = |s_{max}(V_A)|$

Lm 6.1.13. $|s_{min}(V_A)| = \text{len}[\text{suf}[A]] + 1$

Замечание 6.1.14. $\text{suf}[A]$ корректно определена iff $\text{len}[A] \neq 0$.

Lm 6.1.15. У $SA(s)$ терминальными являются вершины $V(s), \text{suf}[V(s)], \text{suf}[\text{suf}[V(s)]], \dots$

Из 6.1.5 (вершины), 6.1.6 (рёбра), 6.1.15 (терминалы) мы представляем устройство суффаавтомата.

Из лемм и 6.1.11 (вершина = отрезок суффиксов) 6.1.12 (суффссылка) мы получили инструменты для построения линейного алгоритма.

6.2. Алгоритм построения за линейное время

Алгоритм будет онлайн наращивать строку s . Начинаем с пустой строки $s = \varepsilon$.
Осталось научиться, дописывая к s символ a , от $SA(s)$ переходить к $SA(sa)$.

Будем в каждый момент времени поддерживать:

- (a) `start` – $V(\varepsilon)$ (стартовая вершина)
- (b) `last` – $V(s)$ (последняя вершина)
- (c) `suf[V]` – для каждой вершины автомата суффикссылку
- (d) `len[V]` – для каждой вершины автомата максимальную длину строки
- (e) `next[A, c]` – рёбра автомата

База: $s = \varepsilon$, `start` = `last` = 1.

Для того, чтобы понять, как меняется автомат, нужно понять, как меняются его вершины – правые контексты. Переход: $s \rightarrow sa \Rightarrow R_s(v) = \{z_1, \dots, z_k\} \rightarrow R_{sa}(v) = \{z_1a, \dots, z_ka\} +? \varepsilon$.

Пример 6.2.1. $s = abacabx$, $R_s(ab) = \{acabx, x\}$, $R_{sa}(ab) = \{acabxa, xa\}$

Пример 6.2.2. $s = abacab$, $R_s(ba) = \{cab\}$, $R_{sa}(ba) = \{caba, \varepsilon\}$

Lm 6.2.3. $(\varepsilon \in R_{sa}(v)) \Leftrightarrow (v \subseteq sa)$.

TODO

6.3. Реализация

TODO

6.4. Линейность размера автомата, линейность времени построения

Теорема 6.4.1. При $n \geq 3$ в автомате не более $2n-1$ вершин.

Доказательство. Для $n = 2$ имеем базу «три вершины».

Переход $n \rightarrow n + 1$: добавится две вершины. ■

Замечание 6.4.2. $2n-1$ достигается на тесте «abbbbb...».

Теорема 6.4.3. При $n \geq 3$ в автомате не более чем $3n-4$ ребра.

Доказательство. Назовём ребро $p \rightarrow q$ коротким, если $len[q] = len[p] + 1$.

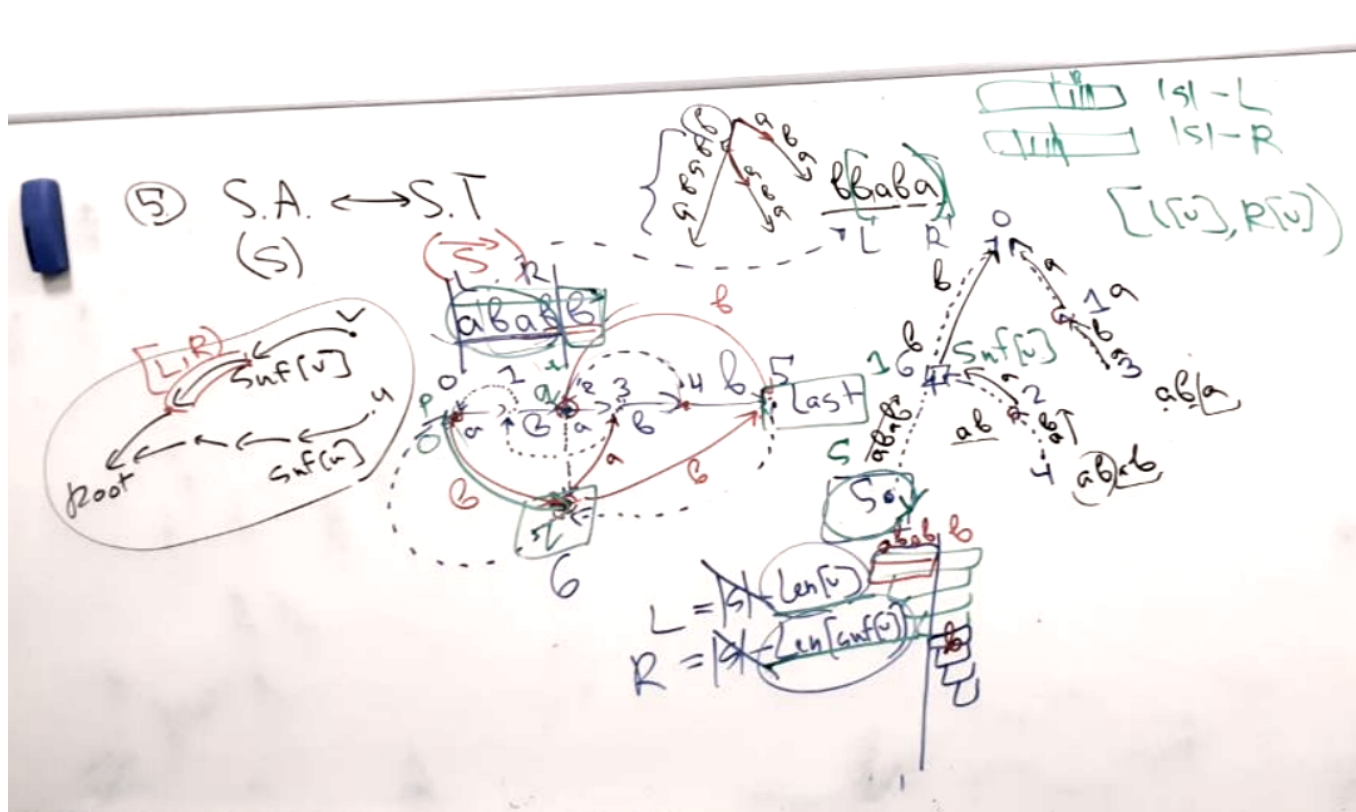
Короткие рёбра образуют дерево \Rightarrow их не более $2n-2$.

Длинным рёбрам $e: p \xrightarrow{c} q$ сопоставим строки $u+c+w$: u – длиннейший путь в p , w – длиннейший из q . Пути длиннейшие $\Rightarrow u+c+w$ из старта в терминал \Rightarrow суффикс. Пути длиннейшие $\Rightarrow u$ и w состоят только из коротких рёбер $\Rightarrow \forall e$ строки $u+c+w$ различны \Rightarrow их не больше непустых суффиксов $\Rightarrow \leq n-1$. Итого рёбер $\leq (2n-2) + (n-1) = 3n-3$.

Ещё -1 получаем т.к. число вершин $2n-1$ достигается *только* на тесте abbbb... ■

Замечание 6.4.4. $3n-4$ достигается на тесте «abbb...bbbc».

6.5. Связь автоматов и деревьев



6.6. Литература и история

История.

- 1973 | люди научились за $O(n)$ растить суффдеревья, первым был алгоритм Вейнера
- 1983 | люди увидели связь дерева и автомата, $ST(s).edges = SA(s^R).suflinks$
- 1987 | заметили, что в автомате линия рёбер
- 1997 | придумали, как строить автоматы от строк напрямую, без деревьев
- 2001 | придумали, как строить автоматы уже от бора строк
- 2005 | суфф автоматы потихоньку переворачивают мир ICPC

[e-maxx]. Полное изложение суффавтомата.

[itmo]. Изложение суффавтомата без оценок размера и времени работы.

[wiki]. Полное изложение суффавтомата (автор adamant).

[codeforces]. Пост от adamant на тему суффавтоматов.

[cp-algorithms]. Ещё одно описание суффавтоматов.

[SK]. Код для копияста.

[2009|pdf]. Статья Mohri, Moreno, Weinstein про «суффавтомат от бора» и «music identification».

[2009|pdf]. Preprint статьи выше.

Лекция #7: Суффиксный массив

не прочитанная лекция 2024

7.1. Сортировка строк

[wiki]. Integer Sort.

Будем обозначать размер алфавита m , количество строк n , суммарную длину L .

Если все наши строки длины 1, то по сути мы сортируем числа $\mathbb{Z} \cap [0, m)$, и получаем нижнюю оценку $\Omega(\text{IntegerSort})$. Числа сейчас умеют сортировать за $\mathcal{O}(n\sqrt{\log \log n})$.

QuickSort отработает за $\mathcal{O}(L \cdot \log n)$.

RadixSort для строк одинаковой длины отработает за $\mathcal{O}(L + m)$.

Теперь наша цель научиться и строки произвольной длины сортировать за $\mathcal{O}(L + m)$.

• Сортировка Бором (trie-sort)

Алгоритм: сложим строки в бор + обойдём бор.

Нужно на каком-то этапе сортировать исходящие из вершины рёбра.

Можно через BST: map в каждой вершине, например, SplayMap даст $\mathcal{O}(L + n \log L)$.

Можно изначально хранить рёбра в unordered_map, а после построения бора отсортировать подсчётом пары $\langle \text{вершина бора}, \text{ребро} \rangle$ за $\mathcal{O}(L + m)$.

• Сортировка за $\mathcal{O}(L + m)$ без бора

Пусть наши строки $s[i]$.

(a) Отсортируем $A =$ тройки $\langle j, s[i, j], i \rangle$ подсчётом за $\mathcal{O}(L + m)$.

(b) Используя A , $\forall j$ сделаем «сжатие координат» для символов на j -й позиции.

(c) Теперь можем применить RadixSort к исходным строкам:

$\forall j$ пусть есть n_j строк длины $\geq j$, отсортируем их подсчётом по j -му символу за $\mathcal{O}(n_j)$.

7.2. SA-IS за $\mathcal{O}(n)$

Все суффиксы s различны, suf_i – суффиксный, начинающийся в i -й позиции.

aabbaabbaccd#: Пример строки s .

+-+--+--+ : Для каждого i выпишем «+», если $suf_i < suf_{i+1}$ (next больше).

+--++--+*+ : Отметим отдельно локальные минимумы.

Сделать это можно за $\mathcal{O}(n)$: $\forall i$ найти ближайшее справа j : $s[j] \neq s[i]$, если $s[j] > s[i]$, то «+».

Локальных минимумом $k \leq \frac{1}{2}n$.

Разобьём строку на k кусков между локальными минимумами w_0, w_1, \dots, w_{k-1} :

aabb|aabb|accd

+--+|+--+|*+--+

Отсортируем w_i за $\mathcal{O}(n)$, перенумеруем их числам $p_{w_i} \in [0, k)$.

Построим от строки $p_{w_0}p_{w_1}p_{w_2} \dots$ суффиксный массив рекурсивным вызовом.

TODO

7.3. BWT и BWT^{-1} за $O(n)$

Def 7.3.1. *BWT (Burrows–Wheeler transform) – преобразование строки s в последний столбец таблицы сортированных циклических сдвигов строки $s\#$.*

Пример: $s = acabb \rightarrow acabb\# \rightarrow \{\#acabb, abb\#ac, acabb\#, b\#acab, bb\#aca, cabb\#a\} \rightarrow bc\#baa$.

Построения за $O(n)$: у строки $s\#$ порядки суффиксов и циклических сдвигов совпадают \Rightarrow берём любой алгоритм для суфффмассива за $O(n)$ (Каркайнен-Сандерс, SA-IS) и запускаем.

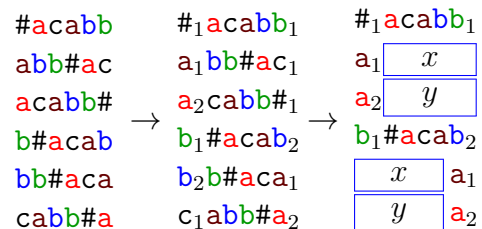
Lm 7.3.2. $\exists BWT^{-1}$: строку s можно однозначно восстановить по $BWT(s)$.

Доказательство. Отсортируем последний столбец, получим первый, припишем за последним, получим все подстроки длины 2, отсортируем, припишем за последним, получим все подстроки длины 3, сортируем, и так далее. В конце $s =$ циклический сдвиг, заканчивающийся на $\#$. ■

BWT^{-1} можно просто получить за $O(n)$. Давайте различать одинаковые символы строки: $s = acabb$, занумеруем символы в порядке первого столбца, поймём, где они в последнем:

Lm 7.3.3. \forall буквы порядок этой буквы в первом и последнем столбцах совпадает.

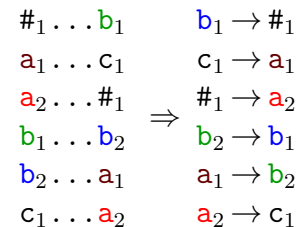
Доказательство. На примере «а»: возьмём циклические сдвиги, начинающиеся на «а»: $a_1bb\#ac_1 = a_1x$ и $a_2cabb\#_1 = a_2y$, заметим $x < y$ и что, если в последнем столбце a_1 , в первом как раз начинается x . ■



• **Алгоритм BWT^{-1} за $O(n)$**

Отсортируем подсчётом последний столбец, для каждой буквы в последнем столбце запомним, какая идёт за ней в первом столбце, выпишем буквы в таком порядке. На примере $acabb\#$:

$$b_1 \rightarrow \#_1 \rightarrow a_2 \rightarrow c_1 \rightarrow a_1 \rightarrow b_2 \rightarrow b_1$$



7.4. Поиск подстроки в строке и fm-index

Чтобы искать подстроки в тексте t , построим суффиксный массив $SA(t)$.

Запрос «найти s » будем обрабатывать бинпоиском по $SA(t)$ за $O(|s| \log |t|)$.

Бинпоиск делает $\log |t|$ сравнений. Сравнение строк внутри бинпоиска можно ускорить с помощью LCP, получится поиск s за $O(|s| + \log |t|)$:

Обозначим i -й суффикс в порядке суфффмассива за p_i . Пусть бинпоиск сейчас на $[l, r]$ и $m = \frac{l+r}{2}$. Мы уже знаем $sl = LCP(s, p_l)$ и $sr = LCP(s, p_r)$, можем за $O(1)$ найти $lm = LCP(p_l, p_m)$ и $rm = LCP(p_r, p_m)$. Хотим найти sm . Утверждение: $sm \geq sm_0 = \max(\min(sl, lm), \min(sr, rm))$.

Алгоритм: $sm = sm_0$; while (s[sm] == p_m[sm]) sm++;. Алгоритм сделает $O(|s|)$ операций sm++.

Замечание 7.4.1. Оба описанных алгоритма работают для произвольного алфавита.

7.4.1. fm-index

Ещё один способ поиска подстроки в тексте t с помощью $SA(t)$ заточенный под маленькие алфавиты. Обычно применяется биоинформатиками для их любимого алфавита $\{A, C, G, T\}$.

Главная идея: будем прикладывать строку $s = s_1 s_2 \dots s_n$ с конца, с s_n . Пусть мы уже обработали суффикс $(i, n]$ строки s и знаем отрезок $[l_i, r_i)$ массива $SA(t)$ — где может начинаться $s(i, n]$.

Допишем s_i в начало, получится, что это символ последнего столбца $SA(t)$.

Пусть $p[c, r]$ = сколько раз символ c встречается на префиксе $[0, r)$ последнего столбца $SA(t)$.

Пусть $st[c]$ — позиция первого c в первом столбце. Тогда $l_{i+1} = st_{s_i} + p[s_i, l_i]$ и $r_{i+1} = st_{s_i} + p[s_i, r_i]$.

Начинаем мы с отрезка $l_0 = 0, r_0 = |t|$ и n раз дописываем символ в начало за $\mathcal{O}(1)$.

Итого. Время поиска $\mathcal{O}(|s|)$. Время на предподсчёт = $\mathcal{O}(|t|)$ = время построения $SA(t)$.

Память на предподсчёт = $k \cdot n \log_2 n$ бит памяти, где k — размер алфавита.

$\forall r \sum_c p[c, r] = r \Rightarrow$ количество слоёв p можно уменьшить до $k-1$.

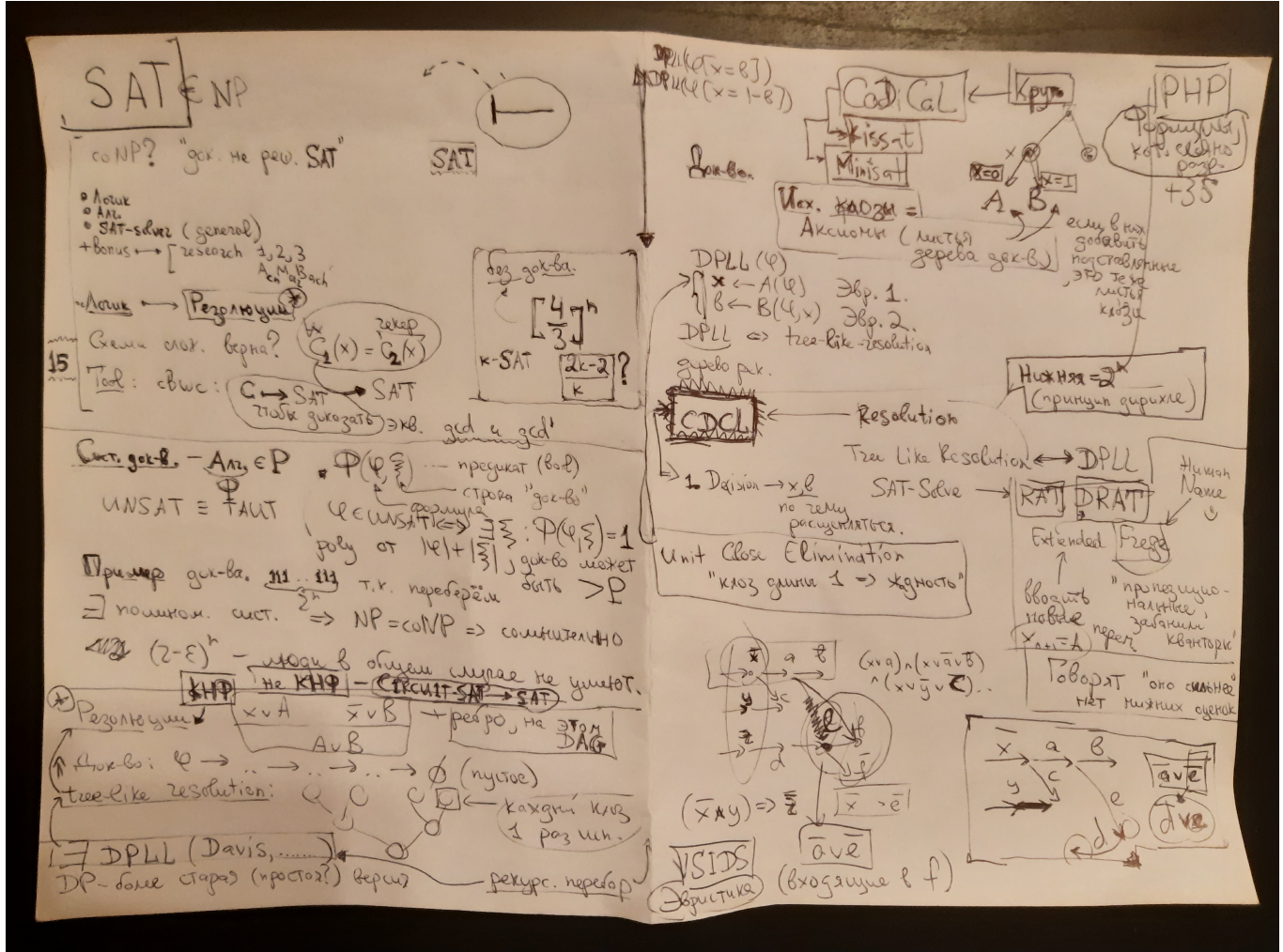
- Если мы хотим искать сразу «бор строк s », то время поиска автоматически $\mathcal{O}(\text{размера бора})$.

Лекция #8: SAT-ы

28 февраля 2024

• Лекция прочитана Никитой Гаевым

Какие-то записи с лекции:



• **Что нужно помнить с лекции:**

- Определения: NP, соNP, SAT, UNSAT, TAUT.
- Что такое доказательство? Доказательство длины 2^n для SAT.
- Методы доказательств: resolutions, tree-like-resolutions.
- Алгоритм DPLL для решения SAT.
- Алгоритм DPLL для поиска доказательства неразрешимости SAT методом резолюций/
- Unit Clause Elimination.
- Алгоритм CDCL для решения/доказательства SAT (ветка рекурсии → противоречие → создание нового клона → откат из рекурсии).
- Эвристики выбора литерала: «любой», «уничтожающий максимум клозов», «встречающийся максимально часто», VSIDS: максимизирующий сумму весов клозов, где литерал присутствует, свежие клозы от CDCL имеют больший вес.
- Современные SAT-солверы: CaDiCaL, kissat, Minisat.

Лекция #9: Паросочетание в произвольном графе

6 марта 2024

9.1. Полезные данные из прошлого

Лм 9.1.1. Лемма о дополняющем пути. Если паросочетание M не максимально, то существует дополняющий, чередующийся относительно M , путь (ЧДП), увеличивающий M .

Лм 9.1.2. Корректность Куна. Алгоритм последовательно увеличивает M дополняющими путями. $\forall v$ если в какой-то момент \nexists дополняющего чередующегося пути из v , то это навсегда.

Лм 9.1.3. Симметрические разности.

M_1, M_2 – паросочетания, тогда $M_1 \Delta M_2$ – набор путей и циклов, причём в $M_1 \Delta M_2$ есть хотя бы $||M_1| - |M_2||$ ЧДП.

P – чередующийся относительно M_1 путь (не важно, дополняющий ли), тогда $M_1 \Delta P$ – тоже паросочетание, причём $|M_1 \Delta P| = |M_1| + \Delta P$, где $\Delta P = +1$ для ЧДП, 0 для чётного пути.

Лм 9.1.4. Поиск дополняющего пути в двудольном графе.

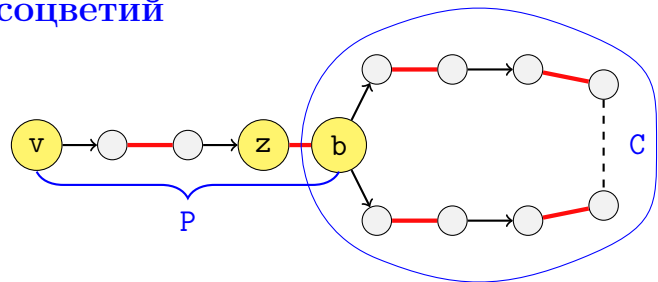
Чтобы из свободной вершины v 1-й доли найти дополняющий путь, запустим dfs/bfs на орграфе, где из 1-й доли ведут все рёбра, а из 2-й доли только рёбра паросочетания.

- Первые три леммы верны для произвольного графа.
- Последнюю мы сможем применить, добавив в алгоритм случай «найден нечётный цикл».

Упражнение 9.1.5. G – произвольный граф. M_1, M_2 – паросочетания в нём. Есть ли в $M_1 \Delta M_2$ нечётные циклы? *(конечно, нет, в сим.разности только чередующиеся циклы)*

9.2. Алгоритм Эдмондса сжатия соцветий

Берём Куна и добавляем в dfs/bfs случай «найден нечётный цикл». Кстати, мы нашли не просто нечётный цикл, а чередующийся нечётный цикл C со стеблем P .



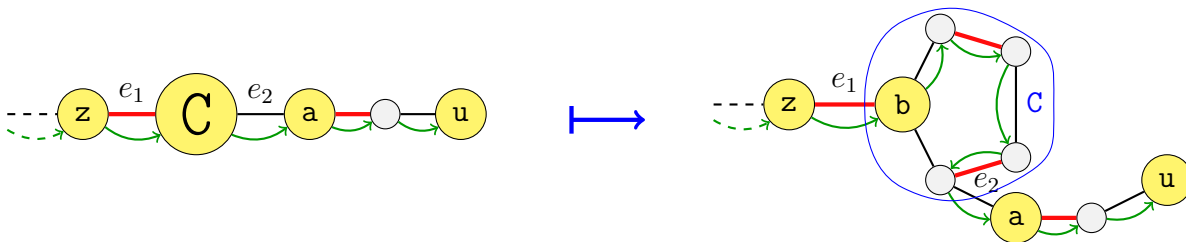
Теорема 9.2.1. Теорема Эдмондса¹. Пусть стебель P начинается в v .

$G' = G/C$ (стянули цикл C в одну вершину) \Rightarrow в G есть ЧДП из v iff в G' есть ЧДП из v

Доказательство. В G' есть путь $T \Rightarrow$ в G есть.

Если путь T не проходит через вершину C , не меняем его.

Иначе заметим, что в T вершине C смежны два ребра – $e_1 = (z, b) \in M$ и $e_2 \notin M$. Расжимаем.



¹На e-тахх используется слишком слабая версия теоремы, нам нужен путь именно из v .

Доказательство. В G есть путь $T: v \rightsquigarrow u \Rightarrow$ в G' есть путь $T': v \rightsquigarrow u$.

(1) Пусть $v = b \Rightarrow P = \{b\}$. Возьмём в T последнее ребро, исходящее из цикла ($e_2: z \rightarrow a, z \in C$). $v = b$ не покрыта $M \Rightarrow$ все рёбра, исходящие из $C, \notin M \Rightarrow e_2 \notin M$.

Отрежем от T кусок до e_2 , получили путь T' .

(2) В общем случае заменим свободную v на свободную $b: M \rightarrow M_1 = M \Delta P$. Относительно M_1 есть дополняющий путь $T_1: b \rightsquigarrow u$ ($T_1 = (M \Delta T) \Delta M_1$). По сути $T_1 = T \Delta P$, но Δ паросочетаний – пути и циклы, а Δ дополняющих путей – непонятно что. Применим (1), получили T'_1 и берём $T' = (M'_1 \Delta T'_1) \Delta M'$, где M'_1 и M' – соответствующие паросочетания в G' . ■

Доказательство закончилось. Но, возможно, вам нужны дополнительные пояснения:

Путь	Относительно	Где	Куда	Как появился?
T	M	G	$v \rightarrow u$	Дан по условию.
T_1	$M_1 = M \Delta P$	G	$b \rightarrow u$	Найден в $(M \Delta T) \Delta M_1$.
T'_1	$M'_1 = M' \Delta P$	G'	$C \rightarrow u$	Отрезали от T_1 часть до <i>последнего ребра, исходящего из C</i> .
T'	M'	G'	$v \rightarrow u$	Найден в $(M_1 \Delta T'_1) \Delta M$.

Lm 9.2.2. Для тех, чей мозг плавится под воздействием симметрических разностей.

Пусть $A(M)$ – свободные вершины относительно паросочетания M .

Концы всех путей в $M_1 \Delta M_2$ лежат в $A(M_1) \Delta A(M_2)$.

Таблица: почему именно такие пути мы нашли в $(M \Delta T) \Delta M_1$ и $(M'_1 \Delta T'_1) \Delta M'$:

Паросочетание	Свободные вершины	Покрытые вершины	Граф	Как получили
M и M'	$v u$	$b(C)$	G и G'	Дано по условию.
M_1 и M'_1	$b(C) u$	v	G и G'	Поксорили M со стеблем P .
$M \Delta T$		$v b u$	G	Увеличили паросочетание M путём T .
$M'_1 \Delta T'_1$		$v C u$	G'	Увеличили паросочетание M_1 путём T'_1 .

9.3. Реализация за $\mathcal{O}(V^3)$

- for $v=1..n$ запустим `dfs/bfs(v)`, доставшийся нам от Куна, для поиска пути.
- Поиск пути нашёл путь или нечётный цикл со стеблем (соцветие = цветок + стебель).
- Сожмём нечётный цикл в одну вершину, продолжим поиск. На слове *продолжим* мы понимаем, что из `dfs/bfs` удобнее `bfs`.
 - Сжимаем нечётный цикл в новую вершину z за $\mathcal{O}(V \cdot \text{cycleLen})$.
 - Кидаем z в очередь, удаляем все вершины цикла из очереди.
 - Делаем рекурсивный вызов `continueBfs`, который возвращает путь в сжатом графе.
 - Если путь проходит через z , делаем расжатие пути. Возвращаем путь в исходном графе.

`continueBfs` – тот же `bfs`, но не обнуляем очередь и пометки.

Время работы = $V \cdot \text{bfs} = V(E+V^2)$: E – просмотрели рёбра по разу, $\mathcal{O}(V^2) = \mathcal{O}(V \cdot \sum_i \text{cycleLen}_i)$

9.4. Красивая простая реализация Эдмондса (Габов'1976)

Основная схема та же, что в Куне:

```

1 mate = [-1, -1, ..., -1] # mate[v] - пара в паросочетании
2 for v in 1..n
3     if mate[v] == -1
4         endOfPath = bfs(v)
5         if endOfPath != -1
6             mate = mate Δ recoverPath(endOfPath)
    
```

bfs по ходу работы помечает вершины 1-й доли $used[v] = 1$.

Вершины 2-й доли – пары вершин 1-й доли.

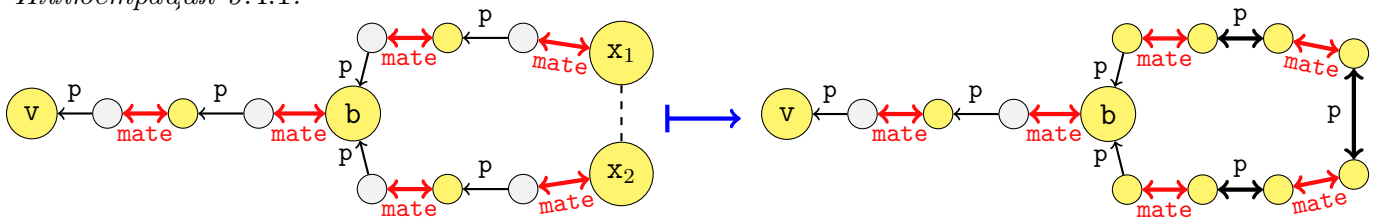
Для \forall вершины w 2-й доли храним предыдущую $p[w]$ в 1-й доли.

Таким образом $w, p[w], mate[p[w]], p[mate[p[w]]], \dots$ – путь $w \rightsquigarrow v$.

Рёбра $\{w \rightarrow p[mate[w]] \mid used[w] = 1\}$ образуют дерево T с корнем в v .

Интересен случай, когда мы пытаемся пойти из помеченной вершины x_1 в помеченную вершину x_2 . Тогда налицо нечётный цикл C , причём до всех вершин этого цикла кроме основания мы научились доходить, как до вершин 1-й доли.

Иллюстрация 9.4.1.



Замечание 9.4.2. Здесь жёлтым отмечены вершины, до которых мы умеем доходить, как до вершин первой доли. Они же лежат в очереди.

• **Главная идея**

Сжимая цикл C , вместо того, чтобы создавать новую вершину и видоизменять граф, лишь запомним, что все вершины C лежат именно в C . Для этого будем $\forall v$ поддерживать $base[v]$ – основание цикла, в котором лежит v .

• **Алгоритм действий**

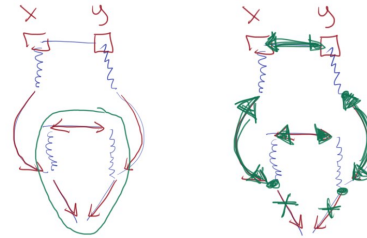
1. За $O(n)$ выделить в дереве T вершину $b = lca(x_1, x_2)$.
2. Пусть b_i – первая вершина на пути $x_i \rightsquigarrow b$: $base[b_i] = base[b]$.
 Пройти по путям $P_1: x_1 \rightsquigarrow b_1$ и $P_2: x_2 \rightsquigarrow b_2$ и проставить новые ссылки $p[\]$.
 $\forall z \in P_1 \cup P_2: used[z]=0$ пометить z : $used[z]=1$ и добавить в очередь bfs-а.
 Важно: менять $p[b_1]$ и $p[b_2]$ нельзя, также нужно идти именно до b_1 и b_2 (до b нельзя, иначе мы можем случайно поменять $p[b_1]$).
3. $\forall u \in P_1 \cup P_2 \quad \forall w: base[w] = base[u]$ сделать $base[w] := b$ ($base[\]$ – простейшее DSU).

• **Обоснование**

1. В итоге мы пометим $used[v]=1$ все v , которые достижимы, как вершины первой доли.
2. Ссылки $p[\]$: пути $x_1 \rightsquigarrow b_1$ и $x_2 \rightsquigarrow b_2$ пересекаются только по $base[b_1] = base[b_2] \Rightarrow \forall w \in C$ откат по ссылкам $p[\]$ дойдёт до $w: base[w] = b$. Мы не меняли ссылки $p[i]: base[i] = b \Rightarrow$ откат

от w дойдёт до b . *Итого:* в каждый момент времени $\forall v: used[v] = 1$
 путь $v \rightarrow mate[v] \rightarrow p[mate[v]] \rightarrow mate[p[mate[v]]] \rightarrow \dots$ – корректный чередующийся путь.

Иллюстрация 9.4.3. Почему нельзя от $x_1=x$ и $x_2=y$ откатываться до $LCA(x_1, x_2)=b$ (код бы упростился, можно было бы обойтись без `base[]`, без DSU)? Потому что ссылки `p[]` могут зациклиться, см.рис.



9.5. Оптимизации

Как и для Куна, основные оптимизации – не удалять пометки и жадно инициализировать паросочетание. Важно, что второе толком не работает без первого.

- Удаляем пометки, пока не нашли ЧДП $\Rightarrow \mathcal{O}(V \cdot \text{bfs})$ превратилось в $\mathcal{O}(|M| \cdot \text{bfs})$.
- Жадно находим за $\mathcal{O}(E)$ паросочетание размером $\geq \frac{|M|}{2} \Rightarrow$ ускорили ещё в два раза.

9.6. DSU и $\mathcal{O}(VE \cdot \alpha)$

Научимся случай «нечётный цикл» обрабатывать за $\mathcal{O}(k \cdot \alpha)$, где k – длина цикла в сжатом графе. Тогда суммарное время работы `bfs` будет $\mathcal{O}((V + E) \cdot \alpha)$.

- **Поиск LCA:** $\mathcal{O}(V) \rightarrow \mathcal{O}(k \cdot \alpha)$

Во-первых, мы будем переходить не $v \rightarrow p[mate[v]]$, а сразу $v \rightarrow p[mate[base[v]]]$.

Во-вторых, $LCA(x_1, x_2)$ можно искать не за $\mathcal{O}(n)$, а за $\mathcal{O}(k)$, идя от x_1 и x_2 двумя указателями.

- **Собственно сжатие цикла:** $\mathcal{O}(V) \rightarrow \mathcal{O}(k \cdot \alpha)$

`base[v] → DSU.get(v)`. По ходу поиска LCA сохраним все пройденные вершины v , после LCA сделаем им `DSU.join` в b .

- **Добавление вершин в очередь**

Если вершина лежит в уже сжатом цикле, она точно в очереди. Остались только вершины вида `mate[base[v]]`. Каждую такую попробуем добавить.

- **Обновление ссылок `p[]`**

Если мы хотим только проверить наличие дополняющего пути, то ссылки `p[]` для вершин, уже сжатых в составе цикла, не нужны. Нужна только `p[base[v]]`. Такую обновить просто.

Для восстановления пути основная идея: при сжатии цикла не присваивать ссылки `p[]` для внутренних вершин цикла w (вершин, которые мы изначально определили во 2-ую долю), а при добавлении w в очередь запомнить, что w была получена «при сжатии цикла, образованного ребром (x, y) при откате по ссылкам из x » $\Rightarrow path(w \rightsquigarrow b) = path^{rev}(x \rightsquigarrow w) + (x, y) + path(y \rightsquigarrow b)$.

- **Реализация**

[\[rkolganov\]](#). dfs-реализация за $\mathcal{O}(VE \cdot \alpha)$.

[\[skopeliovich\]](#). dfs-реализация за $\mathcal{O}(|M| \cdot V^2)$.

9.7. Реализации через dfs

Если мы хотим вместо `bfs` использовать `dfs`, то при сжатии цикла все вершины цикла нужно

положить в `vector`, пометить, а потом от каждой сделать рекурсивный вызов.

У `dfs` есть огромный плюс – когда мы идём из `v` в `x` и обнаруживаем нечётный цикл, то $LCA(v, x) = \text{inTime}[v] < \text{inTime}[x] ? \text{base}[v] : \text{base}[x]$; \Rightarrow ищем LCA за $\mathcal{O}(1)$.

9.8. Альтернативное понимание реализации

Попробуем вообще не думать про нечётные циклы. Будем поддерживать массивы `p[]`, `mate[]`. Ниже попытка **неверно** обобщить двудольный bfs на недвудольный граф:

```

1 v = q.pop()
2 for e : v --> x
3     if mate[x] == -1: return # нашли путь, молодцы
4     if !used[mate[x]]:
5         p[x] = v
6         used[mate[x]] = 1
7         q.push(mate[x])

```

Проблема реализации только в том, что при восстановлении пути по ссылкам `p[]`, мы можем получить **непростой путь**. Эту проблему можно попробовать костыльно разрешать. Например, проверяя при `p[x] = v`, что `x` нет в пути от `v` до корня, тогда окажется, что тогда мы некоторые пути не найдём, но в простых случаях, как 9.4.1, отработаем корректно. Другие более мощные костыли, пытающиеся думать про нечётный цикл, спотыкаются о 9.4.3.

Массив `base[]`, DSU «база цикла» – простейший корректный способ решить проблемы с `p[]`.

9.9. Задача про чётный путь

Задача: найти кратчайший простой путь в неорграфе, состоящий из чётного числа рёбер.

Если бы путь был не простым, это просто Дейкстра/Гольдберг в раздвоенном графе.

Если веса отрицательные, это NP-трудно (пусть все веса -1 , видим НАМ-ПАТН).

Если граф ориентирован, тоже NP-трудно (можно свестись к «задаче про два пути»).

Простой путь, неор граф, $w_e \geq 0$ – интересный случай.

Решение. Ищем путь $a \rightsquigarrow b$ в графе G .

Создадим точную копию G' , $\forall v \in G$ проведём ребро $v \rightarrow v'$ весе 0. Удалим a и b' , заметим, что, если путь-ответ это $a = a_1 \rightarrow a_2 \rightarrow a_3 \rightarrow \dots \rightarrow a_{2k+1} = b$, то \min паросочетание на $G \sqcup G'$ это $(a_1, a_2), (a_2', a_3'), (a_3, a_4), \dots, (a_{2k}', a_{2k+1}')$ и нули между вершинами не из пути.

Замечание 9.9.1. Нечётный путь ищется также, для нужной чётности удаляем a и b .

9.10. Литература, полезные ссылки

[e-maxx]. Классическое описание алгоритма Эдмондса и реализации Габова.

[Galil'1986]. Экскурс во всё известное об алгоритмах для паросочетаний на 86-й год. В нашем курсе мы не выходим за рамки этих результатов и даже не затрагиваем самые крутые.

[Обзор'2023]. Статья, содержащая в частности обзор на тему «odd/even path».

[Gabow'2017]. Современная реализация алгоритма за $\mathcal{O}(EV^{1/2})$ на github.

9.11. Исторический экскурс

[Edmonds'1965]. Paths, trees, and flowers. Классический алгоритм за $\mathcal{O}(V^3)$.

[Gabow'1976]. Ph.D. Гарольда Габова'72. Простая и красивая реализация Эдмондса за $\mathcal{O}(V^3)$.

• Попытки обобщить Хопкрофта-Карпа для произвольного графа.

В двудольном графе есть идея за $\mathcal{O}(E)$ находить не один, а сразу «все кратчайшие пути длины d », фаз (разных d) будет $\leq \sqrt{V}$ и получится алгоритм Хопкрофта-Карпа за $\mathcal{O}(E\sqrt{V})$.

Идея известна с 1973-го года, с тех пор её старательно обобщали для произвольных графов:

[Hopcroft&Karp'1973]. Паросочетание в двудольном за $\mathcal{O}(E\sqrt{V})$.

[Even&Kariv'1975]. Научились делать одну фазу Хопкрофта-Карпа за $\mathcal{O}(V^2 + E \log V)$.

Получили $\mathcal{O}(\min(V^{5/2}, EV^{1/2} \log V))$. Достойный претендент на *ACM Longest Paper Award*.

Ивен был научником Харива, который через год оформил эту работу своим Ph.D.

[Micali&Vazirani'1980]. MV80. Научились одну фазу делать за $\mathcal{O}(E)$, получили $\mathcal{O}(EV^{1/2})$.

[Peterson'1988]. Автор утверждает, что смог сделать «понятное изложение» MV80.

[Blum'1990]. Другой подход, тоже $\mathcal{O}(EV^{1/2})$.

[Vazirani'2014]. Ребята наконец оформили строгое доказательство своего мегаалгоритма =)

[Gabow'2017]. Современная реализация алгоритма за $\mathcal{O}(EV^{1/2})$ на github.

Лекция #10: Линейное программирование

13 марта 2024

10.1. Применение LP и ILP

Def 10.1.1. *Задача LP.* Поиск x : $Ax \leq b$, $x \geq 0$, $\langle c, x \rangle \rightarrow \max$, $x \in \mathbb{R}^n$

Def 10.1.2. *Задача ILP.* Поиск x : $Ax \leq b$, $x \geq 0$, $\langle c, x \rangle \rightarrow \max$, $x \in \mathbb{Z}^n$

При этом мы помним, как приводить к виду LP несколько похожих задач.

• LP: Кратчайшее расстояние в графе (от s до всех)

x_i — расстояние до вершины i , $x_s = 0$

Для каждого ребра $a \xrightarrow{w} b$ добавляем условие $x_b \leq x_a + w$

$\sum_i x_i \rightarrow \max$

• LP: Максимальный поток $s \rightarrow t$

Обратные рёбра не создаём, x_e — поток по ребру e .

$0 \leq x_e \leq capacity_e$ (второе добавляем в список неравенств)

Для каждой вершины $v \neq s, t$ добавляем условие $\sum x_{e \in in(v)} = \sum x_{e \in out(v)}$

$\sum_{e \in out(s)} x_e \rightarrow \max$

Немного магии: в симплекс-методе можно $0 \leq x_e$ бесплатно заменить на $0 \leq x_e \leq c_e$.

• LP: Поток размера k минимальной стоимости $s \rightarrow t$

$\sum_{e \in out(s)} x_e = k$

$\sum_e x_e cost_e \rightarrow \min$

• LP: Мультипродуктовый поток

Мы решаем на одной сети одновременно k задач «пустить из s_i в t_i F_i единиц потока». По каждому ребру e течёт одновременно $f_{e1}, f_{e2}, \dots, f_{ek}$, и должно выполняться общее ограничение $\forall e \sum_i f_{ei} \leq capacity_e$. В отличие от предыдущих проще чем «сведём к LP» задача не решается.

• ILP: Два непересекающихся пути $A \rightarrow B, C \rightarrow D$

Задача NP-трудна, через поток размера два (склеить A и B, C и D) не делается.

Зато является частным случаем *целочисленного мультипродуктового потока*.

• ILP: Паросочетание в произвольном графе максимального веса

Каждому ребру сопоставляем переменную x_e — взяли ли мы ребро в паросочетание. $x_e \geq 0$.

Каждой вершине условие $\sum_{e \in adj(v)} x_e \leq 1$.

$\sum_e x_e cost_e \rightarrow \max$.

Замечание 10.1.3. На самом деле эту задачу можно решить за полином через LP

• LP: Паросочетание в двудольном графе максимального веса

Та же сеть, что в предыдущей, но благодаря двудольности матрица A задачи LP будет обладать свойством *тотальной унимодулярности*, из чего следует, что симплекс автоматически найдёт целочисленное решение.

- **LP: Вершинное покрытие минимального веса**

$0 \leq x_v$ – взяли ли вершину v , для каждого ребра (a, b) имеем $x_a + x_b \geq 1$. Цель: $\sum_v x_v w_v \rightarrow \min$.
 $x_v \in \mathbb{Z} \Rightarrow$ решаем ILP, возвращаем $\{i \mid x_i = 1\}$, получили точное решение.
 $x_v \in \mathbb{R} \Rightarrow$ решаем LP, возвращаем $\{i \mid x_i \geq \frac{1}{2}\}$, получили 2-приближение.

10.2. Сложность задач LP и ILP

Симплекс метод решает LP на большинстве тестов за полином, но в худшем всё же за экспоненту. Есть полиномиальные решения LP. Одно из них – *метод эллипсоидов*, им мы займёмся сегодня.

Lm 10.2.1. ILP \in NP-hard

Доказательство. Сведём SAT. $0 \leq x_i \leq 1$, для каждого дизъюнкта $\sum x_{i_j} \geq 1$. ■

10.3. Нормальные формы задачи, сведения

TODO

10.4. Симплекс метод

10.4.1. Кошерный вид задачи

TODO

10.4.2. Поиск начального решения

TODO

10.4.3. Основной шаг оптимизации

TODO

10.5. Геометрия и алгебра симплекс-метода

Система неравенств $Ax \leq b$ – пересечение полупространств. Такой объект называется полиэдром. Полиэдр выпукл, максимум любой линейной функции на нём достигается в вершине.

Lm 10.5.1. Для системы $Ax = b, x \geq 0, \langle c, x \rangle \rightarrow \max$ из m уравнений \exists оптимальное решение, содержащее не более m ненулевых x_i .

Доказательство. Рассмотрим оптимальное решение x^* с максимальным числом нулевых компонент. Пусть число нулей $k \geq m + 1$. Мы хотим подвигать x^* так, чтобы нули остались нулями, а x^* осталось решением. Решение системы « m уравнений $Ax = b$ и $n - k$ уравнений $x_i = 0$ » или пусто, или хотя бы прямая ($\dim = n - m - (n - k) = k - m \geq 1$). x^* – решение $\Rightarrow \exists$ прямая, пойдём по ней в сторону увеличения $\langle c, x \rangle$, пока не упруёмся в ограничение $x_j = 0$. Получили решение, у которого $\langle c, x \rangle$ не хуже, а нулей больше. Противоречие. ■

Теорема 10.5.2. Корректность симплекса

Доказательство. Чем занимается симплекс? Перебирает наборы из m столбцов, которые соответствуют ненулевым переменным. Зафиксировав эти m столбцов и занулив оставшиеся переменные, мы однозначно получаем кандидата на оптимальное решение.

Конечность алгоритма: есть всего $\binom{m}{n}$ выборов, важно, чтобы они не повторялись.

Для этого мы используем правило Блэнда (**доказательство**) — брать min столбец.

Оптимальность решения после остановки симплекса: $\forall i c_i \leq 0 \Rightarrow \langle c, x \rangle \leq 0 \Rightarrow 0$ — оптимум. ■

- **Симплекс перебирает вершины полиэдра**

Если исходная задача имела форму $Ax \leq b, x \geq 0$, то область допустимых решений — полиэдр, а оптимум $\langle c, x \rangle$ достигается в вершине полиэдра. Симплексу мы скормливаем систему $Ax + y = b, x \geq 0, y \geq 0$. При этом и $y_i = 0$, и $x_i = 0$ означает, что одно из исходных неравенств обратилось в равенство (полупространство \rightarrow плоскость). Из $n + m$ переменных x_i, y_i n обратятся в ноль, чем породят n плоскостей, пересечение которых — вершина полиэдра.

- **Когда у симплекса есть вероятность застрять?**

Если вершина полиэдра — не оптимум, из неё есть ребро, по которому функция увеличивается. Но симплекс может остаться на месте, лишь поменяв множество столбцов. Это значит, что вершина полиэдра есть одновременное пересечение больше чем n плоскостей.

10.6. Литература, полезные ссылки

[cormen]. Доступное для школьников описание симплекса.

[test]. Тест, на котором симплекс работает за экспоненту (Klee–Minty cube).

[efficiency]. Чуть подробнее про время работы симплекса (Hirsch Conjecture and so on).

[bland]. Правило Блэнда.

[max-babenko]. Хороший видео курс про линейное программирование от Максима Бабенко.

10.7. Перебор базисных планов

Понимание симплекса дало нам простейшее решение для LP – перебрать все $\binom{m}{n}$ базисных планов и для каждого пустить Гаусса. Такое решение можно использовать для тестирования. Заметьте, что до этого мы не знали вообще никаких решений задачи LP кроме симплекса.

10.8. Обучение перцептрона

В фундаменте нейронных сетей живёт один нейрон, он же перцептрон. Для решения некоторых задач классификации достаточно сети, состоящей лишь из одного нейрона.

Задача: даны точки $a_i \in \mathbb{R}^n$ и значения $y_i \in \{\pm 1\}$, найти гиперплоскость b, x_1, \dots, x_n , что $\forall i \text{ sign}(b + a_{i_1}x_1 + a_{i_2}x_2 + \dots + a_{i_n}x_n) = \text{sign}(y_i)$

Сразу упростим задачу

1. Добавим $\forall i a_{i_0} = 1$, обозначим $x_0 = b$.
2. Для всех $y_i = -1$ заменим a_i на $-a_i$, а y_i на 1. 3. Нормируем все a_i .

Теперь мы просто ищем такой вектор x , что $\forall i \langle x, a_i \rangle > 0$.

Решение: начнём с $x_0 = 0$, пока $\exists i_k \langle x_k, a_{i_k} \rangle \leq 0$, переходим к $x_{k+1} = x_k + a_{i_k}$.

$$|a_i| = 1, |x_k|^2 = (x_{k-1} + a_{i_{k-1}})^2 = x_{k-1}^2 + 1 + 2\langle x_{k-1}, a_{i_{k-1}} \rangle \leq |x_{k-1}|^2 + 1 \leq k. \tag{1}$$

$$x^* - \text{искомый ответ}, |x^*| = 1, \langle x_k, x^* \rangle = \sum_j \langle a_{i_j}, x^* \rangle \geq k\alpha, \text{ где } \alpha = \min_i \langle a_i, x^* \rangle > 0. \tag{2}$$

$$k\alpha \stackrel{(2)}{\leq} \langle x_k, x^* \rangle \leq |x_k| \stackrel{(1)}{\leq} \sqrt{k} \Rightarrow \sqrt{k} \leq \frac{1}{\alpha} \Rightarrow k \leq \alpha^{-1/2} \quad \blacksquare$$

Проблема: уже при $n \geq 2$ мы можем построить тесты с α близким к нулю.

10.9. Метод эллипсоидов (Хачаян'79)

Решаем задачу $P = \{x \mid Ax \geq b\}$, найти $x \in P$, ограничение $P \neq \emptyset \Rightarrow \text{Volume}(P) > 0$.

Кроме A и b нам должны дать шар $E_0(x_0, r_0) \supseteq P$.

• **Алгоритм**

В каждый момент времени у нас есть эллипсоид $E_k(x_k, R_k): x^T R x \leq 1$, содержащий P .

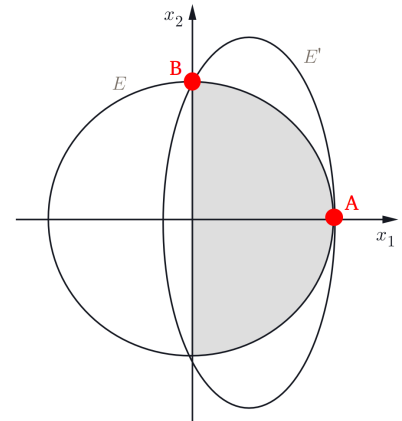
Если $x_k \in P$, счастье. Иначе выберем $i_k: \langle a_{i_k}, x \rangle < b$. $P \subseteq E_k \cap H_k$, где $H_k = \{x \mid \langle a_{i_k}, x \rangle \geq b\}$ (в половине эллипсоида по направлению a_{i_k} от центра). Теперь выпишем переход к $(k+1)$ -му эллипсоиду в предположении, что E_k – единичная сфера, и $\forall i |a_i| = 1$.

$$x_{k+1} = x_k + \frac{1}{n+1} a_{i_k}$$

$$r_{k+1} = \left(\frac{n}{n+1}, \frac{n}{\sqrt{n^2-1}}, \dots, \frac{n}{\sqrt{n^2-1}} \right)$$

$$R_{k+1} = \begin{bmatrix} \frac{(n+1)^2}{n^2} & 0 & 0 \\ 0 & \frac{n^2-1}{n^2} & 0 \\ 0 & 0 & \ddots \end{bmatrix}$$

Где первая координата радиуса указана по направлению a_{i_k} .



- **Математика: эллипсоиды**

Эллипс: $\frac{x^2}{a^2} + \frac{y^2}{b^2} \leq 1$.

Добавим поворот и переход к \mathbb{R}^n : $z^t R z \leq 1$, где $z \in \mathbb{R}^n$, $R \in \mathbb{R}^{n \times n}$, $R \succ 0$.

Случай из \mathbb{R}^2 без поворота: $z = (x, y)$, $R = \begin{bmatrix} \frac{1}{a^2} & 0 \\ 0 & \frac{1}{b^2} \end{bmatrix}$.

- **Математика: матрицы**

$R \succ 0$ (положительно определена) $\Rightarrow R = B^t D B$ (здравствуй, Жорданова форма), где

B – ортонормированная матрица собственных векторов,

D – диагональная матрица собственных чисел (с точки зрения геометрии $D_{ii} = \frac{1}{r_i^2}$).

Более того $B^t = B^{-1}$ (это нормально для ортонормированных матриц).

Lm 10.9.1. Растяжение системы координат по направлению z

(1) Важно помнить, что если $f(x, R) = x^t R x$, то

$f(x + y, R) = f(x, R) + f(y, R)$, $f(x, R + \Delta R) = f(x, R) + f(x, \Delta R)$.

(2) Фокус: $\forall z \in \mathbb{R}^n: |z| = 1$ матрица $S = z z^t$ обладает свойством $f(z, S) = 1$, $\forall v \perp z f(v, S) = 0$.

(1),(2) $\Rightarrow \forall A, |z|=1, \alpha \in \mathbb{R}, S = A + \alpha z z^t \quad f(z, S) = f(z, A) + \alpha, \forall v \perp z f(v, S) = f(v, A)$

- **Математика: системы координат**

Почему мы предполагали, что E_k – единичная сфера?

Это удобно, и мы всегда можем перейти к такой системе координат, где это верно:

$R = B^t D B, x^t R x = 1 \Rightarrow S = B^t D^{-1/2}, x = S y, y^t y = 1$ (y – точка на единичной сфере).

- **Обоснование алгоритма**

Радиус $r_1 = \frac{n}{n+1}$ подобран так, чтобы точка A была покрыта: $\frac{1}{n+1} + \frac{n}{n+1} = 1$.

Радиус $r_2 = \frac{n}{\sqrt{n^2-1}}$ подобран так, чтобы точка B была покрыта: $\frac{x_1^2}{r_1^2} + \frac{x_2^2}{r_2^2} = \left(\frac{1}{n+1}\right)^2 \left(\frac{n+1}{n}\right)^2 + \frac{n^2-1}{n^2} = 1$.

Посмотрим на частное объёмов. Объём эллипсоида равен $f(n) r_1 r_2 \dots r_n$, поэтому $\frac{V_{k+1}}{V_k} = \frac{r_1 r_2 \dots r_n}{1 \cdot 1 \dots 1} = \frac{n}{n+1} \left(\frac{n}{\sqrt{n^2-1}}\right)^{n-1} = \dots \leq e^{-1/2(n+1)} \Rightarrow$ за $2(n+1)$ шагов объём уменьшится хотя бы в e раз.

\Rightarrow количество шагов не более $2(n+1) \cdot \ln(\text{Volume}(E_0)/\text{Volume}(P))$.

Хорошая новость: это полином от n .

Плохая новость: в худшем это $\mathcal{O}(n^4 \log(nU))$.

Пояснение: $\text{Volume}(E_0) \leq (nU)^{\Theta(n^2)}, \text{Volume}(P) \geq (nU)^{-\Theta(n^3)}$. U – ограничение на $a_{ij}, b_i \in \mathbb{Z}$.

- **Время работы алгоритма**

Один шаг работает за $mn + n^2$.

m – количество проверок $\langle a_i, x_k \rangle \geq b_i$.

n^2 – время пересчёта матрицы система координат.

Требуемая точность вычислений – $n^3 \log U$ цифр.

Итого: $\mathcal{O}^*(n^9)$, где $9 = 2 + 3 + 4$.

- **Обобщение**

Можно применить не только к \cap полупространств, но и к $\cap \forall$ выпуклых множеств P_i .

Нам достаточно уметь проверять $x_k \in P_i$ и искать опорную плоскость к P_i .

Так получается полиномиальное решение для SDP (semidefinite programming) [\[wiki\]](#).

- Псевдокод

```

1 # Наш эллипсоид задаётся уравнением  $(x - x_0)^t D^{-1} (x - x_0) = 1$ 
2 # Напомним, что  $D \succ 0 \Rightarrow D = A^T R A, D^{-1} = A^T R^{-1} A$ , где  $R$  - диагональная
3  $x_0 = [0, 0, 0, \dots, 0]$ 
4  $D[i, i] = 10^{20}$  #  $\infty$ 
5 while True: # Предполагаем, что ответ существует
6     find  $i : \sum_j a[i, j] x_0[j] < b[i]$  #  $\mathcal{O}(nm)$ 
7     if  $i$  does not exist : return  $x_0$  # Нашли точку, удовлетворяющую всем неравенствам
8      $z = D * a_i$  #  $\mathcal{O}(n^2)$ ,  $z$  - нормаль  $a_i$  в другой системе координат
9      $len = (a_i^t * D * a_i)^{1/2}$  #  $\mathcal{O}(n^2)$ 
10     $x_0 += \frac{1}{n+1} z / len$  #  $\mathcal{O}(n)$ 
11     $D = \frac{n^2}{n^2-1} * (D - \frac{2}{n+1} z * z^t / len^2)$  #  $\mathcal{O}(n^2)$ , растянули всё в  $\frac{n}{\sqrt{n^2-1}}$  раз и
    # поменяли радиус по направлению  $z$ , см.
    # 10.9.1

```

10.10. Литература, полезные ссылки

[MIT'09 | ellipsoid]. Краткое, но полное описание метода эллипсоидов.

[Florida'07 | ellipsoid]. Строгое описание метода эллипсоидов с кучей ссылок по теме.

[Кормен'2013, разделы 29.2 и 35.4]. Примеры задач на LP.

Лекция #11: Двойственность, целочисленность

20 марта 2024

• Общая идея

Если у нас есть уравнения/неравенства, их можно умножать на константу и складывать, получая новые. Если именно неравенства, следует использовать положительные коэффициенты, чтобы неравенства не меняли знак. Если i -ю строку A умножаем на y_i , получаем $y^t A$.

11.1. Формулировка задачи

- $Ax = b, x \geq 0, \langle c, x \rangle \rightarrow \max$

Возьмём i -е уравнение с коэффициентом y_i так, чтобы получилось $y^t A \geq c$, тогда из $x \geq 0$ имеем $\langle c, x \rangle \leq \langle y, b \rangle$.

- $Ax \leq b, x \geq 0, \langle c, x \rangle \rightarrow \max$

Возьмём i -е неравенство с коэффициентом $y_i \geq 0$ так, чтобы получилось $y^t A \geq c$, тогда из $x \geq 0$ имеем $\langle c, x \rangle \leq \langle y, b \rangle$.

- $Ax \leq b, \langle c, x \rangle \rightarrow \max$

Возьмём i -е неравенство с коэффициентом $y_i \geq 0$ так, чтобы получилось $y^t A = c$, тогда имеем $\langle c, x \rangle \leq \langle y, b \rangle$.

Теорема 11.1.1. Слабая теорема двойственности: во всех трёх случаях $\min \langle y, b \rangle \geq \max \langle c, x \rangle$.

Теорема 11.1.2. Сильная теорема двойственности: во всех трёх случаях $\min \langle y, b \rangle = \max \langle c, x \rangle$.

Прямая	Двойственная
$\langle c, x \rangle \rightarrow \max, Ax \leq b, x \geq 0$	$\langle b, y \rangle \rightarrow \min, y^t A \geq c, y \geq 0$
$\langle c, x \rangle \rightarrow \max, Ax \leq b$	$\langle b, y \rangle \rightarrow \min, y^t A = c, y \geq 0$
$\langle c, x \rangle \rightarrow \max, Ax = b, x \geq 0$	$\langle b, y \rangle \rightarrow \min, y^t A \geq c$

Замечание 11.1.3. Обозначим за A^* двойственную к задаче A , тогда $A^{**} = A$.

11.2. Доказательство сильной двойственности

Посмотрим внимательно на симплекс-метод, будем тащить за собой решения и прямой, и двойственной задач. Заметим, что (а) симплекс корректен, (б) в конце решения равны.

Подробнее рассмотрим на задаче $Ax = b, x \geq 0, \langle c, x \rangle \rightarrow \max$.

В каждый момент в строке c' хранится $c - \sum y_i a_i$. Здесь a_i — i -я строка A .

Алгоритм завершается, когда $\forall i c'_i \leq 0 \Leftrightarrow c - \sum y_i a_i \leq 0 \Leftrightarrow y^t A = \sum y_i a_i \geq c$.

В момент завершения $x^* = (b_1, b_2, \dots, b_m, 0, \dots, 0), y^* = (0, \dots, 0), \langle x^*, c \rangle = 0, \langle y^*, b \rangle = 0$.

По слабой теореме двойственности решения x^* и y^* оптимальны.

При переходе (смена базиса) мы $\langle x, c \rangle$ и $\langle y, b \rangle$ меняем на одинаковую величину \Rightarrow у изначальной задачи оба решения оптимальны, и верна 11.1.2. ■

Замечание 11.2.1. Мы научили симплекс искать решения сразу двух задач.

Для этого нужно для каждой строки текущей матрицы A и строки c поддерживать вектор коэффициентов исходной матрицы A . Теперь мы за то же время находим сразу пару (x, y) .

11.3. Целочисленность решения

Def 11.3.1. *Минор матрицы A – определитель квадратной подматрицы A (выбрали произвольное k , k строк и k столбцов матрицы A , получили $B: k \times k$, $\det B$ называется минором A).*

Def 11.3.2. *Унимодулярной называется матрица $A \in \mathbb{Z}^{n \times n}$: $\det A = \pm 1$.*

Lm 11.3.3. Если $A \in \mathbb{Z}^{n \times n}$ унимодулярна, то $\forall b \in \mathbb{Z}^n$ у системы $Ax = b$ $\exists!$ решение x^* и $x^* \in \mathbb{Z}^n$

Доказательство. $\det A \neq 0 \Rightarrow \exists!$. По Крамеру $x_i^* = \frac{\Delta_i}{\det A} \in \mathbb{Z}$. ■

Def 11.3.4. *Тотально унимодулярной (TU) называется матрица $A \in \mathbb{Z}^{n \times m}$, если все её миноры принимают значения из $\{0, \pm 1\}$*

Теорема 11.3.5. $Ax = b$, $x \geq 0$, $\langle c, x \rangle \rightarrow \max$, A – TU \Rightarrow симплекс найдёт $x \in \mathbb{Z}^n$.

Доказательство. Симплекс находит одну из вершин полиэдра, все вершины есть решения систем $A'x = b'$, где A' – невырожденный набор столбцов A . $\det A' = \pm 1 \Rightarrow x \in \mathbb{Z}^n$. ■

Теорема 11.3.6. $Ax \leq b$, $x \geq 0$, $\langle c, x \rangle \rightarrow \max$, A – TU \Rightarrow симплекс найдёт $x \in \mathbb{Z}^n$

Доказательство. Приводя задачу к форме $A'x = b$, мы лишь добавили столбцы, содержащие одну единицу и нули. $\det \begin{bmatrix} a_1 \\ a_2 \\ \dots \\ a_m \end{bmatrix} \Big|_Q = \sum_i (-1)^i a_i Q_i$, где Q_i – минор Q , полученный удалением i -й строки \Rightarrow миноры A' есть (миноры A) $\cdot \pm 1$. ■

11.4. Паросочетания

Вспомним формулировку задачи через линейное программирование.

$$0 \leq x_e, \forall v \sum_{e \in N(v)} x_e \leq 1, \sum_e w_e x_e \rightarrow \max \quad (1)$$

Запишем двойственную.

$$0 \leq y_v, \forall a \xrightarrow{e} b \quad y_a + y_b \geq w_e, \sum_v y_v \rightarrow \min \quad (2)$$

Для двудольного графа мы решали эти задачи так:

x найдёт Венгерка, y найдётся из потенциалов Венгерки.

Теперь мы знаем, что задачи связаны сильной теоремой двойственности.

Теорема 11.4.1. Матрица инцидентности I двудольного графа тотально унимодулярна.

Доказательство. Пусть столбцы I – рёбра, строки – вершины. Рассмотрим квадратную подматрицу A матрицы I . Выбранные множества вершин и рёбер обозначим U и X . Если есть столбец из нулей, $\det A = 0$. Если есть столбец из одной единицы, в $\det A$ есть лишь одна ненулевая перестановка... удалим столбец и строку, соответствующую единице.

Остался случай «в каждом столбце ровно 2 единицы» \Rightarrow матрице A соответствует набор циклов. $\det A = \sum_{\pi} (-1)^{\text{sign}(\pi)} \prod a_{i\pi_i}$. Если $\prod a_{i\pi_i} \neq 0 \Rightarrow$ мы каждой вершине из U выбрали ребро из X . Для цикла это можно сделать двумя способами (ориентируем цикл), при этом, если развернуть цикл, для чётного цикла $\text{sign}(\pi)$ поменяется, для нечётного не поменяется.

Итого, если A – чётный цикл, $\det A = 0$, если же A – нечётный цикл, $|\det A| = 2$.

Если A – набор циклов, то $\det A = \prod_i \det C_i$, где C_i – матрица i -го цикла. ■

Замечание 11.4.2. (A totally unimodular) \Leftrightarrow (A^t totally unimodular)

Теорема 11.4.3. Симплекс найдёт целочисленное решение для задачи о взвешенном паросочетании в двудольном графе.

Доказательство. Запишем задачу в форму ЛП (1), применим теоремы 11.4.1 и 11.3.6. ■

11.5. Частные случаи ЛП

- **Уравнений больше чем неизвестных**, $Ax = b$, $m > n$

Гаусс уменьшит размер задачи, оставит $m' \leq n$ уравнений и приведёт задачу к начальному виду для симплекса.

- **Есть очень много переменных, нет неотрицательности**, $Ax \leq b$, $m < n$

Во-первых, мы умеем переходить к двойственной задаче $A^t y = c$, $y \geq 0$.

После транспонирования A мы получаем $m' > n'$ и можем применить предыдущую идею.

Во-вторых, можно Гаусса натравить на столбцы A и сделать их линейно независимыми.

При этом важно что, когда мы находим линейную зависимость столбцов $\sum_j col_{ij} = 0$, если $\sum_j c_{ij} \neq 0$, то (\exists решение \Rightarrow max неограничен).

- **Число переменных $\mathcal{O}(1)$**

Тогда есть рандомизированный линейный от m алгоритм для решения задачи ЛП.

11.5.1. Рандомизированный алгоритм пересечения полупространств

Пересекаем k d -мерных полупространств $\sum a_{ij}x_j \leq b_i$. Ищем максимум $\sum x_j c_j$.

Чтобы ограничить ответ, предположим, что он лежит в *bounding box*: $\forall j |x_j| \leq C$.

Изначально берём одну из 2^d вершин куба, на которой достигается максимум.

После этого в порядке `randomShuffle` по одному добавляем полупространства.

```

1 def solve(k, d, halfspaces):
2     p = (0, ..., 0)
3     for v in vertices(±C): #  $\mathcal{O}(2^d)$ 
4         if p*c < v*c:
5             v = p
6     randomShuffle(halfspaces)
7     for i = 1..halfspaces.n:
8         a, b = halfspaces[i]
9         if p*a <= b:
10            continue # точка p оптимальна для первых i-1, лежит во всех i
11            # иначе оптимальная p* обязательно лежит на halfspaces[i]
12            p = solve(i-1, d-1, проекции первых i-1 полупространств на halfspaces[i])

```

Lm 11.5.1. На строку 12 мы попадаем с вероятностью $\frac{d}{i}$.

Доказательство. Оптимальная точка образована пересечением d плоскостей. Как только мы переберём их всех, ответ будет посчитан корректно и в процессе перебора первых i плоскостей уже не поменяется. Значит, событие «мы пересчитываем точку p на i -м шаге» случается iff «на i -й позиции в `halfspaces` лежит одна из тех d плоскостей». Вероятность этого ровно $\frac{d}{i}$. ■

- **Матожидание времени работы**

База $d = 1$, пересечь k лучей мы сможем за $\mathcal{O}(k)$. =)

Для $d = 2$ получили формулу $T = \sum_i (1 + \frac{2}{i} \cdot i) = 3k$.

По индукции для $\forall d$ получаем $\mathcal{O}(k \cdot d!)$: $T(k, d) = \sum_i (1 + \frac{d}{i} \cdot T(i, d-1)) = \sum_i (1 + \frac{d}{i} \cdot (i \cdot (d-1)!))$.

Замечание 11.5.2. Есть аналогичный алгоритм для пересечения шаров. Тоже за $\mathcal{O}(k \cdot d!)$.

11.6. Матричные игры

- **Правила игры**

Дана матрица $A \in \mathbb{R}^{n \times m}$.

Первый выбирает строку i , второй столбец j , оба не знают выбор противника.

Результат игры – ячейка a_{ij} . Первый $a_{ij} \rightarrow \max$. Второй $a_{ij} \rightarrow \min$.

- **Детерминированные стратегии**

При поиске оптимальной стратегии важно зафиксировать пространство решений.

Начнём с простейшего: стратегии первого – $\{i\}$, стратегии второго – $\{j\}$.

На каждую конкретную стратегию есть контрстратегия.

Пример: $\begin{bmatrix} 10 & 1 \\ 2 & 4 \end{bmatrix} \Rightarrow$ первый хочет получить 10, выбирает 1-ю строку, если второй узнает, он подсунет 2-й столбец.

- **Осторожная жадная стратегия**

Первый игрок гарантирует себе $\max_i (\min_j a_{ij}) = \alpha$. При \forall игре второго он получит $\geq \alpha$.

Второй игрок гарантирует себе $\min_j (\max_i a_{ij}) = \beta$. При \forall игре первого он получит $\leq \beta$.

Пример: $\begin{bmatrix} 10 & 1 \\ 2 & 4 \end{bmatrix} \Rightarrow$ первый гарантирует себе $\alpha = 2$, второй $\beta = 4$.

- **Вероятностная стратегия**

Введём новое пространство решений.

Def 11.6.1. Вероятностная стратегия 1-го игрока – вероятности строк p_1, \dots, p_n : $\sum p_i = 1$

Def 11.6.2. Стратегия 2-го игрока – вероятности столбцов q_1, \dots, q_m : $\sum q_j = 1$

Если игроки играют несколько раз и каждый раз делают выбор строки/столбца в соответствии со своим вектором вероятностей, у каждой игры будет свой результат, в среднем столько:

Def 11.6.3. Результат игры $F(p, q) = \sum_{ij} p_i a_{ij} q_j$ (матожидание a_{ij}).

Пойдём опять по пути осторожной жадной стратегии.

Первый хочет найти такую стратегию p^* : $\min_q (\sum_{ij} p_i^* a_{ij} q_j) = \min_j (\sum_i p_i^* a_{ij}) \rightarrow \max = \alpha$.

Второй в свою очередь ищет q^* : $\max_i (\sum_j a_{ij} q_j^*) \rightarrow \min = \beta$.

В результате первый гарантирует себе α : $\forall q F(p^*, q) \geq \alpha$, а второй β : $\forall p F(p, q^*) \leq \beta$.

Пример: $\begin{bmatrix} 10 & 1 \\ 2 & 4 \end{bmatrix} \Rightarrow \begin{cases} p = (\frac{2}{11}, \frac{9}{11}), q = (\frac{3}{11}, \frac{8}{11}) \\ \alpha = \min(10p_1 + 2p_2, 1p_1 + 4p_2) = \min(\frac{38}{11}, \frac{38}{11}) = \frac{38}{11} \\ \beta = \min(10q_1 + 1q_2, 2q_1 + 4q_2) = \min(\frac{38}{11}, \frac{38}{11}) = \frac{38}{11} \end{cases}$

Итого, пользуясь вероятностной стратегией, оба игрока гарантируют себе результат $\frac{38}{11} \approx 3.5$.

Теорема 11.6.4. Для \forall матрицы A $\alpha = \beta$

Теорема утверждает, что полученный результат $\sum_{ij} p_i a_{ij} q_j$ оптимален для обоих игроков.

Доказательство. Запишем задачу первого игрока в форме ЛП:

$$\forall j \sum p_i a_{ij} \geq t, p_i \geq 0, \sum p_i = 1, t \rightarrow \max$$

$$A' = \left[\begin{array}{c|c} -A^t & \begin{matrix} 1_1 \\ \vdots \\ 1_m \end{matrix} \end{array} \right], \quad A' \cdot \begin{bmatrix} p_1 \\ \vdots \\ p_n \\ t \end{bmatrix} \leq b = \begin{bmatrix} 0_1 \\ \vdots \\ 0_m \end{bmatrix}, \quad c = \begin{bmatrix} 0_1 \\ \vdots \\ 0_n \\ 1 \end{bmatrix}$$

Запишем двойственную задачу. Неравенства умножаем на $q_j \in \mathbb{R}^{\geq 0}$, равенство на $s \in \mathbb{R}$.

Для первых n компонент s получаем неравенство (т.к. $p_i \geq 0$), для последней равенство.

$$\sum_j q_j \cdot 1 = 1, \quad \forall i = 1..n \quad \sum_j q_j \cdot (-a_{ij}) + s \geq 0 \Leftrightarrow \sum_j q_j a_{ij} \leq s$$

$$q_1 b_1 + \dots + q_m b_m + s \cdot 1 = 0 + \dots + 0 + s \rightarrow \min \quad \blacksquare$$

Теорема 11.6.5. Равновесие Нэша. \exists стратегии $p^*, q^* : \forall p F(p, q^*) \leq F(p^*, q^*), \forall q F(p^*, q) \geq F(p^*, q^*)$

«Есть такие вероятностные стратегии для первого и второго игроков, что ни один из них не может улучшить для себя результат игры, изменив только свою стратегию».

Доказательство: по теореме 11.6.4 подойдут p и q , полученные осторожной жадной стратегией. \blacksquare

Замечание 11.6.6. Достижение Джона Нэша в том, что он доказал существование хотя бы одного равновесия для произвольных дискретных некооперативных игр (wiki) для n игроков.

11.7. Литература

Курс по LP от Максима Александрович Бабенко:

[compsciclub-LP-2011]

Есть другой хороший курс по LP:

[Курс] [Simplex4] [Duality5] [Duality:apply6] [Duality:apply7] [Ellipsoids8]

Про метод внутренней точки:

[InteriorPoint21] [Nemirovski|lections] [Ye|1996]

Про SDP и применения:

[MAX-CUT] [3-Coloring] [Kawarabayashi|2017]. 3-Coloring в $\mathcal{O}(n^{0.19996})$ цветов

Лекция #12: Факторизация

3 апреля 2024

12.1. Метод Крайчика

Как обычно, наша задача – найти любой нетривиальный делитель x .

Метод Ферма: найдём $v, u: v^2 - u^2 = n \Rightarrow v \pm u$ – нетривиальный делитель n .

Обобщим: $v, u: v^2 - u^2 \equiv 0 \pmod n, v \pm u \not\equiv 0 \pmod n \Rightarrow \gcd(n, v \pm u)$ – нетривиальный делитель n .

Суть Крайчика: взять $x_i = \lfloor \sqrt{n} \rfloor + i, y_i = x_i^2 - n$, найти подмножество y -ков, дающих в произведении точный квадрат, получается $x_{i_1}^2 \cdots x_{i_k}^2 \equiv y_{i_1}^2 \cdots y_{i_k}^2 \pmod n$, применяем Ферма.

Задача: дано множество $\{y_i\}$, найти подмножество, являющееся точным квадратом.

Решение: число является квадратом iff в его факторизации все степени простых чётны \Rightarrow факторизуем y_i , получаем вектора z_i «чётности степеней простых», находим подмножество векторов z_i , в сумме над \mathbb{F}_2 дающее 0.

Реализация: Гаусс над разреженной матрицей.

Небольшая проблема – мы как раз учимся факторизовать, а тут нужно факторизовать y_i .

Чтобы разрешить эту неловкость, будем брать только b -гладкие y_i .

Def 12.1.1. Число x называется b -гладким, если все простые в разложении x не больше b .

Замечание 12.1.2. b -гладкое число x легко факторизовать за $\mathcal{O}(\frac{b}{\log b} + \log x)$ делений.

• Алгоритм factorize(n)

1. Фиксируем константу k ($b = \text{prime}[k]$).
2. Генерируем числа y_i , сразу факторизуем их за $\mathcal{O}(k + \log y_i)$.
3. Для всех y_i , оказавшихся b -гладкими, скамливаем Гауссу z_i , вектор над \mathbb{F}_2 длины k .
4. Каждый раз, когда Гаусс видит, что очередной вектор – линейная комбинация предыдущих, подставляем в тест Ферма $v = \prod x_{i_j}$ и $u = (\prod y_{i_j})^{1/2}$.

• Время работы

Алгоритм зависнет для простого n и имеет шанс найти делитель для составного n .

При успешном завершении время работы $\mathcal{O}(k^3 + k^2t + km)$, где t – число запусков теста Ферма, а m – общее число всех y_i .

Чтобы сделать алгоритм конечным и вероятностным, можно скамливать вектора Гауссу с вероятностью $\frac{1}{2}$ и останавливаться после первого же теста Ферма.

Тогда время $\mathcal{O}(k^3 + km)$, и мы верим в оценку на вероятность $p: 0 < \varepsilon \leq p \leq 1$.

• Оптимизация

Можно для всех чисел $p_i = \text{prime}[i]$ заранее посчитать $r_i: (\pm r_i)^2 - n \equiv 0 \pmod{p_i}$.

Тогда множество таких j , что $p_i \mid y_j$ равно $\{\pm r_i + k \cdot p_i - \lfloor \sqrt{n} \rfloor \mid k \in \mathbb{Z}\}$. Факторизация:

```
1 for i for j while (p_i | y_j) do { y_j /= p_i; v_j[i]++; }
```

Научились факторизовать все y_j за $\sum_{i=1..k} \frac{m}{i \log i} = \Theta(m \log \log k)$.

Предположим, что $\mathcal{O}(m \log \log k)$ единиц по m векторам распределены равномерно, тогда в выбранных $(k+1)$ -ом векторе будет лишь $\mathcal{O}(k \log \log k)$ не нулей. Можно написать разреженного Гаусса, который хранит в строках лишь списки ненулевых элементов и операции над

строками-списками длин a и b делает за $\mathcal{O}(a+b)$. Можно воспользоваться алгоритмом Видеманна (Wiedemann), который решит систему за $\mathcal{O}(k \cdot z)$, где z – число не нулей в матрице.

Итого время $\mathcal{O}(k^3 + km)$ можно улучшить до $\mathcal{O}((k^2 + m) \log \log k)$.

Чем меньше k , тем больше m . Нужно подобрать k : $k^2 = \Theta(m)$. Это можно сделать, например, последовательным удвоением (`for $k \in \{1, 2, 4, 8, \dots\}$ do` запускаем решение для $m = k^2$).

Теорема 12.1.3. Для числа n оптимальное $k = e^{\frac{1}{2}\sqrt{\log n \log \log n}}$

Следствие 12.1.4. Время Крайчика со всеми оптимизациями $T = e^{\sqrt{\log n \log \log n}}$, $\forall \varepsilon > 0 \quad T = o(n^\varepsilon)$.

Замечание 12.1.5. Это первый, изученный нами, субэкспоненциальный алгоритм факторизации. Раньше мы умели за $\mathcal{O}(n^{1/4})$. Длина ввода есть $l = \log n \Rightarrow$ мы умели только за $\text{exp}(\Theta(l))$.

12.2. Оценки времени, математическая часть

Пусть k -гладкое число – в факторизации встречаются только первые k простых.

Грубо оценим количество k гладких от 1 до n : наши простые порядка $k \log k$, чтобы получить k -гладкое число, нужно взять произведение из $m \approx \log_k \log k \cdot n$ первых простых.

Число способов примерно $\frac{k^m}{m!} \approx \frac{k^m}{(m/e)^m}$, где $m \approx \frac{n}{\log(k \log k)} = \frac{\log n}{\log k + \log \log k} \approx \frac{\log n}{\log k}$. $k^{\log n / \log k} = n \Rightarrow$ k -гладких от 1 до n примерно $n \cdot \left(\frac{e \log k}{\log n}\right)^{\log n / \log k} = n \cdot \alpha$, чтобы найти k k -гладких чисел для Видемана (Гаусса), нужно рассмотреть k/α чисел, Видеман работает за $k^2 \Rightarrow$ ищем $k^2 = k/\alpha \Rightarrow k = \left(\frac{\log n}{e \log k}\right)^{\log n / \log k} \Rightarrow \log k = \frac{\log n}{\log k} \cdot \log \frac{\log n}{e \log k} \Rightarrow \log^2 k \approx \log n \Rightarrow \log k \approx \sqrt{\log n}$, $k \approx 2^{\sqrt{\log n}}$ и время работы версии Крайчика с квадратичным решетом и Видеманом внутри $2^{\mathcal{O}(\sqrt{\log n})}$.

12.3. Литература

[[logic.pdmi.ras](#)]. Слайды от Николенко про Крайчика и Видемана.

[[wiki|Wiedemann](#)]. Короткое внятное описание решения системы $Ax = 0$ над \mathbb{F}_p за $\mathcal{O}(n \cdot z)$.

[[Pomerance](#)]. Доказательства, связанные с b -гладкими числами и алгоритмом Крайчика.

[[Факторизация](#)]. Много про факторизацию на русском. И про Крайчика тоже.

Лекция #13: Алгоритмы на графах

10 апреля 2024

13.1. Рёберная 3-связность за $\mathcal{O}(E)$

Def 13.1.1. *Рёберная k -связность – отношение эквивалентности на вершинах « $\exists k$ рёберно непересекающихся пути между вершинами». Компоненты k -связности – классы эквивалентности. t -разрез – t рёбер, при удалении которых теряется связность ($t = k - 1$).*

Задача. Найти все компоненты 3-связности и все 2-разрезы.

Алгоритм. Берём любой остов, рёбрам e не остова сопоставляем случайные числа w_e , рёбрам e остова такие числа w_e , чтобы XOR-ы в вершинах были 0, это можно сделать динамикой по дереву от листьев. Сумма XOR-ов всех вершин ноль независимо от $w_e \Rightarrow$ XOR в корне = 0.

Теперь рассмотрим \forall разрез (S, T) . $E(S, T)$ – мн-во рёбер, разделяющих 2 компоненты.

Lm 13.1.2. $\bigoplus_{e \in E(S, T)} w_e = 0$.

Доказательство. $0 = \bigoplus_{v \in S} \left[\bigoplus_{e \in \text{edges}(v)} w_e \right] = \bigoplus_{e \in E(S, T)} w_e$, т.к. остальные рёбра учтены по два раза. ■

Следствие 13.1.3. e – мост $\Rightarrow w_e = 0$

Следствие 13.1.4. $\{e_1, e_2\}$ – 2-разрез $\Rightarrow w_{e_1} = w_{e_2}$

Замечание 13.1.5. Треугольник – три пересекающихся 2-разреза, тогда все три веса равны.

64-битных числе достаточно, чтобы вероятность ошибки было пренебрежимо мала.

Итог. Рандомизированно за $\mathcal{O}(E)$ нашли все 2-разрезы и компоненты рёберной 3-связности.

13.2. Алгоритм Эпштейна для k -го пути

[Eppstein'98]. Решение за $\mathcal{O}(m + n \log n + k)$. У нас чуть медленней.

Задача. Дан оргграф, на котором мы умеем быстро строить дерево кратчайших путей (например, $w_e \geq 0$ или ациклический), найти среди всех (необязательно простых) путей из s в t (концы фиксированы) k -ую статистику по суммарному весу рёбер.

Возможное применение для DP. Возьмём стандартную линейную динамику «дойти из 1 в n , переходя каждый раз вперёд или на 2, или на 3, собрать максимальную сумму». Попросим найти из всего множества способов дойти из 1 в n сразу k максимумов. Решение: строим ациклический граф динамики, на нём Эпштейна.

Решение за $\mathcal{O}(m + n \log m + k \log(mk))$ (асимптотика для $w_e \geq 0$).

1. $\mathcal{O}(m + n \log n)$. Построим дерево кратчайших путей из t по обратным рёбрам.

$d[v]$ — расстояние от v до t , p_v — отец в дереве кратчайших путей (на шаг ближе к t).

2. $\forall v$ насчитаем кучу $h[v]$ возможных ответвлений от кратчайшего пути $v \rightsquigarrow t$, каждое ответвление описывается числом Δ — насколько путь длиннее кратчайшего $v \rightsquigarrow t$.

$h[v] = h[p_v] \cup \{(d[x] + w_e) - d[v] \mid e: v \rightarrow x, x \neq p_v\}$, в $h[p_v]$ уже лежат ответвления сделанные дальше по пути, $(d[x] + w_e) - d[v]$ это то, на сколько вес ответвления больше веса кратчайшего пути.

$\forall v \mid h[v] \leq m$, кучу из чисел $\{(d[x] + w_e) - d[v]\}$ строим за линию \Rightarrow общее время $\mathcal{O}(m + n \log m)$.

3. Изначально множество кандидатов $H = h[s]$, далее k раз

за $\mathcal{O}(\log(km))$ достаём из H очередной минимум и добавляем $\leq m$ новых кандидатов.

```

1 d[], p[] = Dijkstra(t) // насчитали расстояния и дерево кратчайших путей
2
3 for v: // динамика, перебираем вершины от корня дерева
4     h[v] = h[p[v]].copy() // используем персистентность
5     for e in g[v]: // e: v → b[e]
6         h[v].add({(d[b[e]] + w[e]) - d[v], e}) // запомним Δ веса и номер ребра
7 H = h[s]
8
9 for k:
10     <Delta, e> = H.extractMin() // e: a[e] → b[e]
11     // Если мы ответвимся только по e, а дальше пойдём оптимально, будет +Delta.
12     // Если после e сделаем ещё ответвление, получим увеличение на +Delta+t, t ∈ h[b[e]].
13     H = H.merge(h[b[e]].increase(Delta)) // увеличить всех на Delta

```

В качестве $h[v]$ нам нужна структура данных, которая быстро умеет

add, extractMin, merge, copy, incrementAll

Подойдёт персистентная leftist heap (левацкая куча) и хранение числа-увеличителя.

13.3. Алгоритм двух Китайцев (Chu, Liu)

Задача. Найти в орграфе ориентированное остовное дерево с корнем в `root` минимального веса.

• **Решение за $\mathcal{O}(m \cdot n)$.**

Пусть все вершины достижимы из корня, иначе решения нет.

Наблюдение. $\forall v \neq \text{root}$ в ответ входит ровно одно ребро, входящее в $v \Rightarrow$ если вычесть из всех входящих в v рёбер число x , вес любого остова уменьшится на $x \Rightarrow$ MST останется тем же.

$\forall v \neq \text{root}$ найдём $x_v = \min w(u, v)$ и вычтем x_v из входящих в v ребер.

Все рёбра стали ≥ 0 , и в каждую вершину v входит хотя бы одно ребро e_v веса 0.

Если теперь есть дерево из рёбер нулевого веса, оно минимально \Rightarrow нашли ответ.

Иначе есть цикл из нулей. Сожмём цикл, получим новую вершину-цикл, вычтем из входящих в неё рёбер минимум, рекурсивно продолжим алгоритм. После выхода из рекурсии мы получим MST для графа, где одна вершина – сжатый цикл. Цикл нужно расжать: добавить в остовное дерево все рёбра цикла кроме одного (одна из вершин цикла уже имеет отца в дереве).

При расжатии добавлены только нулевые рёбра \Rightarrow ответ оптимален.

Время работы: Фаза $\mathcal{O}(E)$, за фазу хотя бы на 1 вершину стало меньше $\Rightarrow \leq n$ фаз $\Rightarrow \mathcal{O}(nm)$.

• **Решение за $\mathcal{O}(m \log n)$.**

Для каждой вершины будем хранить $h[v]$ – кучу всех входящих в v рёбер.

Построим все $h[v]$ мы за $\mathcal{O}(m)$. Далее от $h[v]$ нам нужны будут операции:

$+=x$, `merge`, `getMin`, `extractMin`; нам подойдёт skew heap и хранение числа-увеличителя.

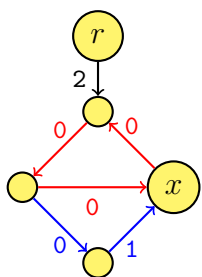
Для сжатия циклов у нас будет DSU. Операция $next(v)$ для вершины v : выбрать \min входящее ребро $e: x \rightarrow v$ (не петлю) из $h[v]$, уменьшить содержимое $h[v]$ на w_e (*), вернуть начало e – вершину `DSU.get(x)`. Как достать не петлю? Пропустить циклом `while` петли.

«Пропускать петли» – самая долгая часть, суммарно работает за $\mathcal{O}(m \log n)$.

Алгоритм. Начнём с пустого остова. Пока есть не подцепленная вершина v , берём её и пытаемся подцепить. Переходим из v в $next(v)$, пока или не дойдём до уже подцепленной вершины, или не зациклимся. Если зациклимся, снимаем цикл со стека и сжимаем (DSU и `merge` куч).

При `merge` вершин цикла важно, что мы уже сделали минимальные рёбра нулями (из разных куч вычитались разные числа). После сжатия цикла продолжаем движение к корню. $\mathcal{O}(n \log n)$.

Если нам нужен только вес остова, его мы знаем как сумму вычтенных величин в (*).



Сами рёбра остова получить сложнее. Можно алгоритмом Прима, запущенным от корня дерева r на множестве выбранных в остов и поучаствовавших в сжатиях рёбер (на картинке такие все). Весом ребра будет «момент сжатия» или $+\infty$ для остовных. $\mathcal{O}(m \log n)$, при желании $\mathcal{O}(m + n \log n)$.

Сперва мы найдём красный цикл по нулям. После сжатия у вершины-цикла есть два входящих ребра – 1 и 2. Затем найдём синий цикл. При восстановлении MST алгоритмом Прима важно брать красные рёбра с большим приоритетом, чтобы посетить x именно по красному ребру.

Другой способ получить рёбра. Помнить циклы в порядке сжатия, расжимать их в обратном порядке, добавляя в остов все рёбра кроме одного, которое идёт в «вершину у которой уже есть отец». В этом способе есть нюанс: нужно быстро «подняться по версии дерева DSU без сжатия путей», это задача LA, при желании делается за $\mathcal{O}(1)$. Итого $\mathcal{O}(m + n)$.

- **Ссылочки. Литература.**

[CF]. Отличный текст от Олега Давыдова.

[wiki]. Chu–Liu/Edmonds algorithm.

[wiki.algocode.ru]. Описание на русском с коротким кодом.

13.4. Dynamic Graphs

[Erik'12|L20]. Лекция Эрика Демэйна с обзором темы.

[Erik'12|Full]. В курсе ещё много чего, например link-cut-tree и euler-tour-tree.

Dynamic Graph = динамически меняющийся граф. Алгоритмы на Dynamic Graphs должны обрабатывать изменения графов. Обычно это добавления и удаления рёбер. Если из задачи следует, что у рёбер есть веса, то и изменение весов. Часто отдельно различают update-time (запрос-изменение) и query-time (запрос-не-изменение), например, «достижимость», «связность».

Различают задачи incremental (только добавления), decremental и fully-dynamic.

Одно из первых нетривиальных достижений – удаление рёбер в неориентированном графе и ответы на запросы о связности за $\mathcal{O}(q+nm)$, где q – суммарное число всех запросов. [Shiloach'81]

За $\mathcal{O}(\log n)$ умеют поддерживать MST в динамически меняющемся планарном графе [Epp'92]

В статье про кратчайшие пути в dynamic планарном графе за update-time $\mathcal{O}(n^{4/5})$ и query-time $\mathcal{O}(\log^2 n)$ [Karczmarz'21] можно найти обзор про кратчайшие пути в обычных dynamic графах.

Связность умеют за $\mathcal{O}(\log^2 n)$, MST за $\mathcal{O}(\log^4 n)$, 2-связность за $\mathcal{O}(\text{poly}(\log n))$. [Thorup'01]

Все времена выше амортизированные, без амортизации умеют только $\mathcal{O}(\sqrt{n})$.

С ориентированным (directed) графами всё непросто. Есть три основных задачи – поддерживать матрицу достижимости, SSR (single-source-reachability) и поддерживать SCC (strong-connectivity-components). В быстрые решения для fully-dynamic-SCC люди не верят: если сделать и update, и query за $\mathcal{O}(m^{1-\epsilon})$, получится прорыв для SETH.

Decremental-SCC недавно научились за $\tilde{\mathcal{O}}(m)$ в сумме на все update-ы [2019'Bernstein].

Набор красивых идей для задачи: [2008'Roditty]

13.5. Dynamic Connectivity в ориентированном графе

Мы уже умеем за $\mathcal{O}(nm/w)$ насчитывать матрицу достижимости.

Если рёбра только добавляются, можно все запросы добавления обработать в сумме за $\mathcal{O}(n^3/w)$:

$\text{add}(a, b) : \forall x : d[x, a] = 1 \text{ and } d[x, b] = 0 \text{ do } d[x, b] = 1, d[x] |= d[b];$

Здесь « $|=$ » выполнится не более n^2 раз, а for x переберёт не более $\mathcal{O}(n/w)$ лишних.

Если рёбра только удаляются, задача для неорграфа и SSR для орграфа делаются примерно одинаково за $\mathcal{O}(q + nm)$ [Shiloach'81]. Опишем SSR (single-source-reachability) из s :

Поддерживаем дерево bfs из s , когда удаляется ребро $a \rightarrow b$ из дерева кратчайших путей, ищем замену входящего в b ребра за $\mathcal{O}(\text{deg}_b)$, или находим, или вершина поднимается выше и вызывает рекурсивно подъём всех детей в дереве кратчайших путей. $\mathcal{O}(nm)$ на все подъёмы.

Алгоритм для fully-dynamic версии в DAG. Update $\mathcal{O}(n^2)$, query $\mathcal{O}(1)$ (King, Sagert'99).

Будем поддерживать $c[a, b]$ = число путей из a в b по модулю p ,

где p – большое случайное простое число.

Ответ на запрос за $\mathcal{O}(1)$: $\text{connected}(a, b) = (c[a, b] \neq 0)$.

Пересчёт при добавлении и удалении за $\mathcal{O}(n^2)$, как во Флойде.

Для не DAG есть, например, такое обобщение: [King'99] (ctrl+f: transitive-closure).

Теоретически крутая модификация алгоритма. Давайте не пересчитывать матрицу c сразу, а хранить k отложенных операций вида $c += A_i \cdot B_i$: $(n \times 1) \times (1 \times n)$, тогда обращение к c работает за $\mathcal{O}(k)$, update работает за $\mathcal{O}(nk)$, и когда отложенных операций стало ровно k , нужно умножить матрицы $A_1 A_2 \dots A_k$ и $B_1 B_2 \dots B_k$: $(n \times k) \times (k \times n)$. Если $k = n^\varepsilon$, то мы хотим $w(1, \varepsilon, 1) = 1 + 2\varepsilon \Rightarrow \varepsilon = 0.575$, query-time $\mathcal{O}(n^{0.575})$, update-time $\mathcal{O}(n^{1.575})$.

13.6. Dynamic Connectivity и MST в Offline

Пусть у нас есть массив из q запросов «+», «-», «?». Будем считать, что у каждого +/- запроса есть парный и изначально граф пустой (все рёбра можно добавлять через «+»).

Превратим рёбра в отрезки: ребро e добавлено, потому удалено, живо в моменты времени $[l_e, r_e)$. Есть моменты времени $[0, q)$, сделаем разделяй-и-властвуй (дерево отрезков) по времени: solve $[l, r)$ { $m = (l+r)/2$; solve $[l, m)$; solve $[m, r)$; }.

Что происходит с рёбрами? При входе в рекурсию $\forall e$ или $r \leq l_e$ или $r_e \leq l \Rightarrow$ ребро на отрезке времени $[l, r)$ всегда не в графе (мн-во A), или $l_e \leq l$ и $r \leq r_e \Rightarrow$ ребро всегда в графе (мн-во B), либо ребро остаётся «интересным» (мн-во E), интересных рёбер не более $k = r - l$.

Далее возможны два разных подхода «СНМ с откатами» и «сжать компоненты».

СНМ с откатами. Добавим все рёбра B в СНМ, сделаем два рекурсивных вызова, откатим рёбра B из СНМ за то же время, что добавляли. Работает за $\mathcal{O}(m \log m)$ операций с СНМ, каждая из которых за $\mathcal{O}(\log n)$ так как амортизация убивается из-за откатов. $\mathcal{O}(m \log m \log n)$.

Сжатие компонент. Наш граф G пустой. Добавим в наш пустой граф рёбра B , и выделим компоненты связности. Компоненты связности задают новый пустой граф G_1 с номерами вершин в $[0, k)$, перенумеруем вершины в E и запросах «?», и передадим в рекурсию $\langle G_1, E, \text{запросы «?»} \rangle$. Работает за $\mathcal{O}(m \log m)$: $T(m) = 2T(\frac{m}{2}) + m$.

• Метод откатов

Прелесть в том, что мы научились в offline отменять любой запрос изменения. Если мы умеем быстро без амортизации добавлять в online за $\mathcal{O}(t)$, то умеем удалять в offline за $\mathcal{O}(m \log m \cdot t)$.

Пример: 2D точки на плоскости добавляются и удаляются, поддерживать две ближайшие.

• Метод сжатия компонент

Если мы научимся, имея задачу размера $\leq n$ и $\leq k$ рёбер за $\mathcal{O}(n+k)$, сжатием строить меньшую задачу размера $\mathcal{O}(k)$, то получим offline-решение. Далее нетривиальный пример на тему.

• Dynamic MST Offline за $\mathcal{O}(m \log m)$.

Изменение веса ребра = удалить + добавить. Удаление рёбер получится через разделяйку.

Осталось научиться быстро спускаться в рекурсию. Пусть у нас уже есть MST на всех добавленных выше в рекурсии рёбрах, в рекурсию мы передаём рёбра E : $|E| = k$, у рёбер E есть $2k$ концов, которые индуцируют на MST дерево из $\leq 4k$ вершин. Возьмём пути этого $4k$ -дерева, на каждом насчитаем max (пути не пересекаются \Rightarrow в сумме за линию), передадим в рекурсию дерево из $\leq 4k$ вершин с весами «максимум на пути» и множество E с обновлёнными концами.

$\mathcal{O}(n + k)$ на сжатие MST при добавлении рёбер $\Rightarrow \mathcal{O}(m \log m)$ в сумме.

13.7. Dynamic Connectivity Online

[Thorup'98] [Thorup'01] Оригинальная статья, две версии.

[Erik'07|L05]. Лекция профессора Эрика Демэйна.

[wiki]. Там есть «Cutset structure», работающий за $\mathcal{O}(\text{poly}(\log n))$ в худшем.

[D-Tree'2022]. Говорят, недавно научились лучше.

Задача. Структура данных, умеющая добавлять, удалять рёбра, и проверять достижимость.

Что мы уже умеем.

Решать задачу в offline за $\mathcal{O}(m \log m)$ (предыдущая глава).

Решать версию без удалений рёбер за $\mathcal{O}(\alpha(m, n))$ на запрос (просто DSU).

Решать версию задачи, в которой в каждый момент времени граф – лес за $\mathcal{O}(\log n)$ на запрос.

Решение: ЕТТ, Euler Tour Trees (treap по неявному ключу на эйлеровом обходе).

Структура.

Для удаления заведем иерархию остовных лесов.

У каждого ребра есть уровень $\text{level}(e) \in [1, \log n]$. Исходно у всех ребер уровень $\log n$.

Обозначим за G_i граф из ребер уровня $\leq i$. То есть $G_{\log n}$ – исходный граф.

$F_{\log n}$ – min остовный лес (по сумме уровней ребер). $F_i = F_{\log n} \cap G_i$ – min остовный лес G_i .

Для всех F_i храним лес в виде ЕТТ с прибабасами.

Инвариант, за которым нужно следить: в G_i все компоненты размера $\leq 2^i$.

Добавление ребра. Просто попытаемся добавить ребро в $F_{\log n}$. $\mathcal{O}(\log n)$.

Алгоритм удаления ребра.

Удалили ребро $e = (v, u)$. Если $e \notin F_{\log n}$, ничего не происходит. Иначе $e \in F_{\text{level}(e)}, \dots, F_{\log n}$.

Нужно из всех них e удалить (в ЕТТ cut работает за $\mathcal{O}(\log n)$), и искать замену для e :

Перебираем $i = \text{level}(e), \dots, \log n$ и ищем замену уровня i : пусть v и u лежат в деревьях T_v и T_u уровня i , до удаления e они были одной компонентой $\Rightarrow |T_v| + |T_u| \leq 2^i$.

Пусть $|T_v| \leq |T_u| \Rightarrow |T_v| \leq 2^{i-1}$ (взяли меньшую половину).

Понижаем до $i-1$ все ребра уровня i , лежащие в дереве T_v , $(i-1)$ -рёбра добавляем в остов F_{i-1} .

Перебираем рёбра уровня i , у которых есть конец в T_v (для этого в вершине treap от ЕТТ

$\forall j$ поддерживаем «число рёбер ранга j в поддереве»).

Если ребро ведет в T_u , мы нашли замену, вставляем его в $F_i, \dots, F_{\log n}$ за $\mathcal{O}(\log^2 n)$ и останавливаемся. Иначе ребро ведёт в T_v , понижаем уровень ребра до $i-1$ (хотя бы на 1).

Время работы.

Выбираем из T_v и T_u меньшее за $\mathcal{O}(1)$ (знаем размеры ЕТТ).

Уровень ребра никогда не понизится ниже 1 (на уровне 1 компоненты размера $2^1 = 2$).

Мы перебираем рёбра T_v , каждый просмотр ребра T_v понижает уровень ребра и работает за $\mathcal{O}(\log n)$: подняться от конца ребра к корню treap, чтобы понять, куда попали. Суммарно понижений уровня будет $m \log n$, каждое за $\log n \Rightarrow$ амортизировано $\log^2 n$ на ребро

Зачем нужно было именно MST?

Благодаря MST при поиске замены ребра e_0 мы уверены, что уровень замены не меньше \Rightarrow просматриваем только e : $\text{level}(e) \geq \text{level}(e_0) \Rightarrow$ только рёбра, уровень которых можно понизить.

Замечание 13.7.1. Важно, что сначала мы понижаем уровень древесных рёбер T_v до $i-1$. Иначе при понижении недревесных до $i-1$ T_v могло перестать быть MST.

13.8. Дерево доминаторов

Дан оргграф и выделенная вершина s . Нас интересуют пути из s до остальных вершин.

Def 13.8.1. Говорят, что a доминирует b , если \forall путь $s \rightsquigarrow b$ проходит через a .

Заметим, что s доминирует всех, а все доминаторы b лежат на любом пути $s \rightsquigarrow b \Rightarrow$ среди них есть ближайший к b , обозначим его $idom(b)$ и обзовём «непосредственный доминатор b ».

Задача. Построить «дерево доминаторов» — $\forall v$ найти $idom(v)$.

Простейшее решение. Попробовать удалять каждую вершину a , запускать dfs из s , проверять достижимость. Если $\exists s \rightsquigarrow b$ до удаления a и \nexists после, то a — доминатор b . $\mathcal{O}(nm)$.

Чуть более умное решение. $N(v) = \{\text{доминаторов } v\}$, изначально пусть $N(s) = \{s\}$, $N(v) = V$, затем итеративно будем обновлять $N(v) = \cap_{x \rightarrow v} N(x) \cup \{v\}$, пока $N(v)$ меняются. Говорят, такое быстро сходится. Можно ускорить, взяв любой остов, и начав с $N(v) = \{\text{предки } v \text{ в остове}\}$.

Замечание 13.8.2. Даже для DAG-ов задача поиска дерева доминаторов не проще чем задача поиска LCA: \forall алгоритм поиска дерева доминаторов решает и задачу LCA-offline. Доказательство: возьмём дерево, на котором нужно считать LCA, ориентируем его от корня, для запроса $i: \langle a_i, b_i \rangle$ создадим вершину i с входящими рёбрами из a_i и b_i , её доминатор это ровно $LCA(a_i, b_i)$.

Простое практически эффективное решение. Инициализируем дерево доминаторов, как любой остов dfs из s . Будем пересчитывать отцов: $p_v = LCA\{x: \exists \text{ребро } x \rightarrow v\}$, пока p_v будут меняться. Фазу изменений можно делать, как один dfs с DSU за $\mathcal{O}(m\alpha)$, а фаз часто $\mathcal{O}(1)$.

Ещё чуть лучше. $\mathcal{O}(m \log n)$. Будем использовать LCA на «текущем дереве доминаторов», каждое изменение $idom[v] = x$ меняет дерево, будем считать «LCA на меняющемся дереве». В таком случае dfs+DSU уже не подойдёт для LCA, зато фаз всегда будет не более 6 (эмпирический результат на всех тестах/задачах, до которых автор конспекта смог дотянуться).

Быстрое решение. $\mathcal{O}(m\alpha)$. Возьмём остовное дерево dfs из s . Перенумеруем вершины в порядке времени входа dfs. В искомом дереве доминаторов времена входа убывают на пути к корню.

TODO

[algocode]. Описание на русском от Филиппа Грибова.

[1979'Tarjan]. Оригинальная статья, $\mathcal{O}(m \log n)$.

[2004'Tarjan]. Сравнение всех реализаций на практике.

[wiki]. На wiki про всё это тоже чуть-чуть есть.

Лекция #14: Планарность

24 апреля 2024

14.1. Основные определения и теоремы

Def 14.1.1. *Планарным* (*planar*) называется граф, который может быть изображён на плоскости без пересечения рёбер.

Def 14.1.2. *Плоским* (*plane*) граф – изображение графа на плоскости без пересечений рёбер.

Плоский граф разбивает плоскость на области, которые называются гранями.

Внешней называется грань, содержащая точку на бесконечности.

Теорема 14.1.3. У графа есть укладка на сфере iff граф планарен.

Доказательство. Плоскость гомеоморфна проколотой сфере. Осталось проткнуть сферу. ■

Следствие 14.1.4. Для \forall грани планарного графа есть укладка, в которой именно она внешняя.

Доказательство. Уложим на сфере. Проткнём нужную грань, получилась плоскость. ■

Теорема 14.1.5. Эйлера. Для плоского графа $E + C + 1 = V + G$, где V – число вершин, E – число рёбер, G – число граней, C – число компонент связности.

Доказательство. Индукция: удалим ребро, или увеличилось число граней, или уменьшилось число компонент связности. В конце $C = V$, $G = 1$. ■

Следствие 14.1.6. Для планарных графов $E \leq 3V - 6$, $E = \mathcal{O}(V)$.

Доказательство. У каждой грани хотя бы 3 ребра $\Rightarrow E \geq \frac{3}{2}G \Rightarrow E + 2 \leq V + \frac{2}{3}E$. ■

Упражнение 14.1.7. Покажите, что для двудольных планарных $E \leq 2V - 4$.

Лм 14.1.8. Графы $K_{3,3}$ и K_5 не планарны.

Доказательство. В K_5 вершин 5, рёбер $10 > 3 \cdot 5 - 6$. В $K_{3,3}$ вершин 6, рёбер $9 > 2 \cdot 6 - 4$. ■

Def 14.1.9. *Стягивание графа.* Процесс, в котором каждая операция – удаление вершины, ребра или стягивание двух вершин, соединённых ребром, в одну.

Теорема 14.1.10. Вагнер’1937. Граф планарен iff он не стягивается в $K_{3,3}$ или K_5 .

Теорема 14.1.11. Куратовский’1930. Граф планарен iff он не является подразбиением $K_{3,3}$, K_5 .

Подразбиение – процесс обратный стягиванию, так что теоремы равносильны.

Короткое доказательство теоремы от Скопенкова [\[eng|arxiv\]](#) [\[rus\]](#).

Теорема 14.1.12. Фари’1948. \forall планарный граф можно уложить прямыми отрезками.

Теорема 14.1.13. Schnyder’1989. \forall планарный граф при $V \geq 3$ можно уложить с использованием только прямых отрезков на гриде размера $(V-2) \times (V-2)$. Укладку можно найти за $\mathcal{O}(V)$.

Теорема 14.1.14. Koebe–Andreev–Thurston. [\[wiki\]](#).

Можно нарисовать вершины непересекающимися кругами: ребро \Leftrightarrow круги касаются.

14.2. Алгоритмы проверки на планарность

14.2.1. Исторический экскурс

[tarjan'1974]. Первый линейный алгоритм дан Тарьяном и Хопкрофтом.

Более современные алгоритмы развивались в направлении уменьшения сложности реализации, сложности доказательства, константы времени работы. Среди них можно выделить работы

[boyer'1999]. Boyer, Myrvold: A simplified $O(n)$ planar embedding.

[brandes'2010]. Ulrik Brandes: The Left-Right Planarity Test.

14.2.2. Алгоритм Демукрона

Простейший алгоритм за $O(n^2)$ в худшем, $O(n \log n)$ в среднем при аккуратной реализации.

1. Выделим любой цикл C , уложим. Топологически есть ровно один способ уложить цикл.
2. После удаления рёбер и вершин C оставшиеся рёбра графа делятся на компоненты связности. Два ребра связны, если у них есть общий конец, не являющийся вершиной C .
3. Построим граф противоречий – для каждого двух компонент можно ли их уложить по одну сторону цикла. Время работы $\sum_{ij} (k_i + k_j) = 2m \sum_i k_i \leq 2mE$.
 k_i – число вершин, которыми i -я компонента зацепляется с циклом, m – число компонент.

TODO Картинка

4. Раскрасим граф противоречий в два цвета за $O(m^2)$.

Если не красится, исходный граф не планарен.

5. Все компоненты укладываем независимо. Если компонента цепляет C не более чем одной вершиной, укладываем независимо от C . Иначе пусть цепляет вершинами a, b , ищем и рисуем любой путь $P: a \rightarrow b$ (топологически это можно сделать единственным образом). Оставшиеся рёбра компоненты делятся на подкомпоненты относительно P . $C \cup P$ образуют два цикла C_1 и C_2 , каждая подкомпонента лежит в одном из них. Переходим к (3), не забываем, что про подкомпоненты, цепляющие $C \setminus P$ заранее известно в C_1 или C_2 они должны лежать.

Время работы: $T(E) = O(E) + O(mE) + T(e_1) + \dots + T(e_m) = O(E^2) = O(V^2)$, $e_1 + \dots + e_m \leq E$.

14.3. Алгоритмы отрисовки графа прямыми отрезками

Пусть у нас уже есть укладка графа.

Можно триангулировать граф: в грань из k вершин добавляем или $k - 3$ диагонали, или вершину-центр и k рёбер в центр.

Лм 14.3.1. Если все грани связного планарного графа – треугольники, граф трёхсвязен.

Доказательство. Пусть есть разрез $\{a, b\}$, удалим a и b , получим две компоненты связности G_1, G_2 . Уложим графы $G_1 + a + b + (a, b)$ и $G_2 + a + b + (a, b)$ так, чтобы ребро (a, b) лежало на внешней грани. Соединим укладки. Получим внешнюю грань из ≥ 4 вершин. Противоречие. ■

Теорема 14.3.2. Tutte'1963. Spring Theorem. Для \forall трёхсвязного планарного графа.

Зафиксируем любую грань внешней, уложим её в виде выпуклого многоугольника.

Тогда остальная часть графа однозначно укладывается на плоскость таким образом, что каждая грань – выпуклый многоугольник, а любая внутренняя вершина – центр масс соседей.

Алгоритм 14.3.3. Алгоритм отрисовки графа прямыми отрезками

0. Вход: список рёбер. Выход: координаты вершин.
1. Укладываем граф Демукроном, получаем грани.
2. Триангулируем граф: в каждую грань добавляем центр и рёбра в центр.
3. Выбираем \forall грань- Δ , называем внешней, укладываем как $\Delta(-1,-1), (1,-1), (0,2)$.
4. Записываем систему уравнений из 14.3.2.
5. Устанавливаем координаты всех остальных вершин $(0,0)$, решаем систему методом итераций.
6. Удаляем лишние рёбра, добавленные в (2).

Замечание 14.3.4. Если изначально граф уже трёхсвязен, можно пропустить (1), (2), (6). Внешней гранью тогда можно выбрать, например, кратчайший цикл.

14.4. Планарный сепаратор

[Lipton'1977]. Почти сразу после успешной проверки на планарность и укладки графа Тарьян и Липтон показали, что в \forall планарном графе за $\mathcal{O}(n)$ можно найти сепаратор размера $2\sqrt{2}\sqrt{n}$.

Def 14.4.1. S – сепаратор графа $G = \langle V, E \rangle$, если $V = A \sqcup B \sqcup S$: $\max(|A|, |B|) \leq \frac{2}{3}n$, $n = |V|$, между A и B нет рёбер.

Lm 14.4.2. Если при удалении S все компоненты связности имеют размер $\leq \frac{2}{3}n$, S – сепаратор. *Доказательство.* Жадно набираем множества A и B . Просматриваем компоненты от большей к меньшей, кидаем очередную компоненту в меньшее из A, B . ■

Lm 14.4.3. В планарном графе есть остов высоты $h \Rightarrow$ есть A : $|A| \leq 2h$, $A \cup \{root\}$ – сепаратор. *Доказательство.* Триангулируем граф.

Каждое ребро e не из остова образует цикл, который делит множество вершин на A «внутри», B «снаружи». Выберем $e(u, v)$: $\max(|A|, |B|) \rightarrow \min = m$. Пусть $m > \frac{2}{3}n$. Пусть большая часть внутри цикла. Ребро e смежно двум граням-треугольникам. Возьмём тот, что внутри цикла, пусть его третья вершина x . Рассмотрим случаи – какие из рёбер $(u, x), (v, x)$ лежат на цикле. В самом интересном «оба не лежат» покажем, что у одного из рёбер $(u, x), (v, x)$ величина $\max(|A|, |B|)$ меньше. Противоречие. ■

Теорема 14.4.4. Тарьян-Липтон. В \forall планарном графе $G \exists$ сепаратор S : $|S| \leq 2\sqrt{2}\sqrt{n}$.

Доказательство. Запустим bfs из любой вершины v , получим слои по расстоянию до $v - L_0, L_1, \dots, L_d$. Найдём i : $|L_0 \cup \dots \cup L_{i-1}| \leq \frac{n}{2}$, $|L_0 \cup \dots \cup L_i| > \frac{n}{2}$.

Если бы $|L_i| \leq f(n)$, счастье уже наступило бы. Но нет \Rightarrow

Ищем $j_0 < i$: $|L_{j_0}| + 2(i - j_0 - 1) \leq 2\sqrt{k}$, где $k = |L_0| + \dots + |L_{i-1}|$.

Пусть $\nexists j_0 \Rightarrow |L_{i-1}| > \sqrt{k}$, $|L_{i-2}| > \sqrt{k} - 2, \dots \Rightarrow |L_0| + \dots + |L_{i-1}| > k$. Противоречие.

Аналогично ищем $j_1 \geq i$: $|L_{j_1}| + 2(j_1 - i) \leq 2\sqrt{n-k}$.

Пусть $\nexists j_1 \Rightarrow |L_i| > \sqrt{n-k}$, $|L_{i+1}| > \sqrt{n-k} - 2, \dots \Rightarrow |L_i| + \dots + |L_n| > n-k$. Противоречие.

Максимум величины $|L_{j_0}| + |L_{j_1}| + 2(j_1 - j_0 + 1)$ достигается при $k = \frac{n}{2}$ и равен $2\sqrt{2}\sqrt{n}$.

Обозначим $L_a \cup L_{a+1} \cup \dots \cup L_b$, как $L[a, b]$.

Множество $S_1 = L_{j_0} \sqcup L_{j_1}$ делит граф на 3 части: $A = L[0, j_0 - 1]$, $B = L[j_0 + 1, j_1 - 1]$, $C = L[j_1 + 1, n]$. $|A|, |C| \leq \frac{n}{2} \Rightarrow$ если $|B| \leq \frac{2n}{3}$, вернём сепаратор S_1 .

Иначе рассмотрим граф $G' = L[j_0, j_1 - 1] / L_{j_0}$ (стянули L_{j_0} в одну вершину).

В G' остовное дерево bfs имеет высоту $j_1 - j_0 \stackrel{14.4.3}{\Rightarrow} \exists$ сепаратор $X \cup \{root\} = X \cup L_{j_0}$: $|X| \leq 2(j_1 - j_0)$.

Итого $|(L_{j_0} \sqcup L_{j_1}) \cup X| \leq 2\sqrt{2}\sqrt{n}$ и является планарным сепаратором. ■

Замечание 14.4.5. В доказательстве теоремы планарность мы пользуемся только в лемме 14.4.3.

Замечание 14.4.6. [holzer'2009]. В журнале по экспериментальным алгоритмам говорят, что если оставить только последнюю часть алгоритм «взять циклы, образованные не древесными рёбрами триангуляции», то лучший из рассмотренных циклов на большинстве графов даст оценки лучше чем в теореме.

14.4.1. Решение NP-трудных задач на планарных графах

Лм 14.4.7. В \forall планарном графе есть множество вершин S размера $\Theta(\sqrt{n})$: $V = A \sqcup B \sqcup S$, $\max(|A|, |B|) \leq \frac{n}{2}$, между A и B нет рёбер.

Доказательство. У нас есть две корзины $A, B = \emptyset$ и множество $X = V$. В каждый момент времени $\max(|A|, |B|) \leq \frac{n}{2}$. Пока $\min(|A|, |B|) + |X| > \frac{n}{2}$ делим X его сепаратором на Y и Z , к меньшему из A и B добавляем меньшее из Y и Z , большее из Y и Z кладём в X .

Оценим суммарный размер сепараторов: $2\sqrt{2}(\sqrt{n} + \sqrt{\frac{2}{3}n} + \sqrt{\frac{4}{9}n} + \dots) = \frac{2\sqrt{2}}{1-\sqrt{2/3}}\sqrt{n}$. ■

- **Поиск max IS в планарном графе за $2^{\Theta(n)}$.**

Разделяй и властвуй. Выделим по лемме $(\frac{n}{2}, \frac{n}{2})$ -сепаратор S .

Переберём $2^{|S|}$ вариантов, какие вершины сепаратора лежат в независимом множестве.

Для каждого из $2^{|S|}$ вариантов сделаем два рекурсивных вызова от половин.

Итого $T(n) \leq 2 \cdot 2^{C\sqrt{n}} \cdot T(n/2) \leq 2 \cdot 2^{C\sqrt{n}} \cdot 2 \cdot 2^{C\sqrt{n/2}} \cdot 2 \cdot 2^{C\sqrt{n/4}} \dots = 2^{\Theta(\sqrt{n})}$.

- **Раскраска в k цветов планарного графа за $2^{\Theta(n \log k)}$.**

Аналогично: переберём все $k^{|S|}$ раскрасок вершин сепаратора.

Замечание 14.4.8. Научившись искать сепаратор меньше, мы ускорим решение многих NP-трудных задач. К сожалению, для планарных графов оценка $\Theta(\sqrt{n})$ достигается: грид $\sqrt{n} \times \sqrt{n}$.

14.5. Системы уравнений

Вспомним 14.3.3 СЛАУ для укладки графа прямыми отрезками. В ней у нас есть две независимых СЛАУ – по x , по y . Каждая из них «СЛАУ на графе», переменные – значения вершин графа, ненулевые элементы матрицы – рёбра графа. Ниже в разделе «правило Кирхгофа» мы приведём ещё один пример «СЛАУ на графе». В обеих задачах граф планарный.

В этом разделе мы обсудим, как СЛАУ можно решать быстрее, чем Гауссом за $\mathcal{O}(n^3)$.

Во-первых, для \mathbb{F}_p есть алгоритм Видемана за $\mathcal{O}(nA)$, где A – число ненулевых элементов в матрице. Для «СЛАУ на планарных графах» это автоматически даёт $\mathcal{O}(n^2)$ т.к. рёбер $\mathcal{O}(n)$.

Во-вторых, есть метод итераций. Опять вспомним 14.3.3, наши уравнения имеют вид $x_i = \frac{1}{k} \sum x_j$ (среднее арифметическое соседей). Метод итераций заключается в том, чтобы начать с любого приближения решения (например, все вершины в центре внешней грани). Далее одна итерация: пересчитать x_i по данным формулам (получить следующее приближение). Одна итерация работает за $E = \mathcal{O}(n)$. Сколько делать итераций? Заранее неизвестно. В целом метод может сходиться экспоненциально медленно, но для планарных графов эмпирически хорош.

Иногда как в разделе ниже « k -диагональная матрица» Гаусс автоматически работает сильно быстрее, если применять его как обычно «слева направо, сверху вниз».

А далее в разделе «nested dissection» мы покажем, как для планарного графа получить время $\mathcal{O}(n^{3/2})$ и память $\mathcal{O}(n \log n)$, используя наличие сепаратора размера $\Theta(\sqrt{n})$.

14.5.1. k -диагональная матрица

k -диагональная – матрица, состоящая из главной диагонали и нескольких соседних, всего k штук.

TODO

Если запустить обычного Гаусса, учитывая, что строки – отрезки длины не более $2k$, автоматически получится решение за $\mathcal{O}(k^2n)$. В частности метод для трёхдиагональной матрицы делает то же и работает за $\mathcal{O}(n)$.

Аналогично для верхнетреугольной матрицы + k диагоналей Гаусс будет работать за $\mathcal{O}(kn^2)$.

Если матрица состоит из побочных, а не главных диагоналей, нужно развернуть порядок строк, чтобы свести задачу к уже решённой.

14.5.2. Правило Кирхгофа

Рассмотрим задачу нахождения сопротивления между вершинами a и b в неорграфе, где у каждого ребра e есть сопротивление R_e .

Для всех вершин v обозначим потенциал вершины $u[v]$. Пусть $u[a] = 0$, $u[b] = 1$. Сила тока $I_{e: a \rightarrow b} = \frac{u[b] - u[a]}{R_e}$. Правило Кирхгофа гласит «в каждую вершину втекает тока ровно столько, сколько вытекает», т.е. $\forall v \neq a, b \quad \sum_{e: v \rightarrow x} I_e = \sum_{e: v \rightarrow x} \frac{u[v] - u[x]}{R_e} = 0 \Leftrightarrow (\sum_e \frac{1}{R_e})u[v] = \sum_e \frac{1}{R_e}u[x]$.

Получили систему линейных уравнений над $u[v]$. Её можно решить Гауссом за $\mathcal{O}(V^3)$.

Если схема задаётся планарным графом, то есть сепаратор размера $\mathcal{O}(V^{1/2}) \Rightarrow$

систему можно решить за $\mathcal{O}(V^{3/2})$ используя **nested dissection**. Подробно в [tarjan'1986].

14.5.3. Nested dissection

TODO

14.6. Выделение граней плоского графа

• Задача

Даны координаты вершин плоского графа, уложенного прямыми отрезками.
Выделить грани графа.

• Решение за $\mathcal{O}(\text{sort} + V)$

Для каждого ребра $e(a, b)$ создадим две ориентированные копии $e_1: a \rightarrow b$, $e_2: b \rightarrow a$.
Проставим $\text{rev}[e_1] = e_2, \text{rev}[e_2] = e_1$. Добавим рёбра в списки смежности $g[a].\text{add}(e_1), g[b].\text{add}(e_2)$.
Для каждой вершины v отсортируем $g[v]$ по углу. Сохраним позиции рёбер в списках смежности:

```

1 for v=1..V:
2     for i=0..g[v].size-1:
3         index[g[v][i]] = i
4 def next(e): # e: a -> b
5     return g[a[e]][(index[e] + 1) % g[a[e]].size]
```

Тогда для каждого ориентированного ребра e следующим в грани будет $f_e = \text{next}(\text{rev}[e])$.

Граф $e \rightarrow f_e$ – ровно набор ориентированных циклов, осталось их выделить.

Замечание 14.6.1. Все грани кроме внешней будут ориентированы по часовой стрелке.

14.7. Поток в планарном графе

Величину \max потока и \min разреза между вершинами s и t одной грани легко найти. Берём такую укладку, что s и t на внешней грани, строим граф, где грани – вершины, ищем Дейкстрой путь-разрез между s и t . Время $\mathcal{O}(n + \text{Dijkstra}(n)) = \mathcal{O}(n \log n)$.

14.8. Литература

[Luca Vismara | graphbook]. Подробно про отрисовку графов.

[thomassen'2004]. Доказательство пружинной теоремы Татта, её физическое понимание.

[tarjan'1986]. Гаусс для планарных графов за $n^{3/2}$ и не только.

[tarjan'1977]. Существование и построение за $\mathcal{O}(n)$ планарного сепаратора.

[skopenkov]. Доказательство теоремы Куратовского.

[boyer'1999]. Короткий (2.5 страниц в 2 столбца) алгоритм проверки на планарность за $\mathcal{O}(n)$.

[Gauss'93]. Обобщение жадностей в Gauss Elimination для произвольных графов.