
Домашнее задание №7

Дедлайн: 01 апреля 2019 г., 23:00

Основные задачи

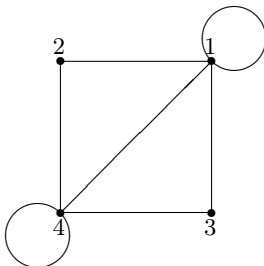
1. (2 + 2 + 2 балла) Рассмотрим такую задачу: на вход подаются 3 целочисленных матрицы A, B, C размеров $n \times n$; нужно проверить, выполнено ли равенство $C = AB$. Можно решить такую задачу просто перемножив матрицы A и B за $\Theta(n^3)$ арифметических операций стандартным способом (либо за $\Theta(n^{\log_2 7})$ при помощи алгоритма Штрассена перемножения матриц) с целыми числами, длина записи которых составляет $O(\log(nh))$, где h — самое большое абсолютное значение элементов матриц A и B . Вместо этого будем проверять равенство $C = AB$ рандомизированно. Сгенерируем случайный вектор $x \in \mathbb{R}^n$, компоненты которого равномерно распределены на $\{0, 1, 2, \dots, N-1\}$. Затем проверим равенство $Cx = A(Bx)$. Чтобы его проверить, нам нужно 3 раза умножить матрицу на вектор, то есть нужно произвести $O(n^2)$ арифметических операций с числами, длина записи которых составляет $O(\log(nh))$, где h — самое большое абсолютное значение элементов матриц A, B, C и вектора x . Если равенство не выполнено, то сигнализируем об ошибке (выдаём 0), в противном случае выдаём 1, что означает, что исходное матричное равенство либо верно, либо мы подобрали плохой вектор x .

(i) Принадлежность к какому классу сложности показывает описанный алгоритм?

(ii) Оцените вероятность того, что $C \neq AB$ в случае $Cx = A(Bx)$

(iii) Каким нужно выбрать N , чтобы гарантировать вероятность ошибки меньше p ?

2. (1+1+1+1 балл) Диаграмма графа G изображена на рисунке.



Путь в графе — это произвольная последовательность смежных вершин (возможны возвраты): $c = \{v_1, \dots, v_l\}$. По определению, длина пути c равна $l-1$. Пусть g_n — это число путей в G длины n , которые начинаются в вершине 1. Из определения следует, что $g(0) = 1$ (единственный путь: $0 \rightarrow 0$), а $g(1) = 4$ (пути: $1 \rightarrow 1, 1 \rightarrow 2, 1 \rightarrow 4, 1 \rightarrow 3$). Пусть A — это матрица инцидентий графа G :

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

(i) Вычислите число $g(2)$ путей в G длины 2 и проверьте, что оно равно сумме элементов первой строки матрицы A^2 . Объясните это совпадение и докажите общую формулу для $g(n)$.

(ii) Найдите рекуррентное соотношение, которому удовлетворяет последовательность $\{g_n, n = 0, 1, \dots\}$. Подсказка: В ответе должна получиться рекуррентность с целыми коэффициентами типа рекуррентности Фибоначчи: $g_{n+2} = P g_{n+1} + Q g_n$. Можно просто подобрать коэффициенты и доказать, что они искомые. При этом необходимо вычислить хотя бы еще одно значение $g(n)$.

Рассмотрим два способа вычисления $\{g_n, n = 0, 1, \dots\}$.

Первый, основан на том, что последовательность $\{g_n\}$ удовлетворяет рекуррентному соотношению, т. е. разностному уравнению, и это подсказывает следующий *матричный* способ ее вычисления. Имеет место матричная формула¹

$$\begin{pmatrix} g_n \\ g_{n+1} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 & 1 \\ Q & P \end{pmatrix}^{n-1} \begin{pmatrix} g_1 \\ g_2 \end{pmatrix}$$

При вычислении $\{g_n\}$ этим способом можно использовать быстрое, например, “индийское возведение в степень” n за $O(\log n)$ тактов².

Второй способ вычислений основан на явном аналитическом решении линейной рекуррентности, которое можно получить самостоятельно или воспользоваться алгоритмом из текста на сайте. Например, для чисел Фибоначчи

$(F_1 = 1, F_2 = 1, \dots, F_{n+2} = F_{n+1} + F_n)$ этот способ приводит к известной формуле Бине: $F_n = \frac{(\frac{1+\sqrt{5}}{2})^n - (\frac{1-\sqrt{5}}{2})^n}{\sqrt{5}}$.

У вас должна получиться похожая формула, также содержащая квадратичную иррациональность $\sqrt{d} = \sqrt{P^2 + 4Q}$. Вычисление по аналитической формуле реализуется чуть хитрее, чем по матричной. Для каждого значения n нужно специфицировать операции и указать с какой точностью их нужно проводить (например, для вычисления \sqrt{d} нужно указать процедуру вычисления, задать точность вычисления и оценить битовую трудоемкость процедуры).

На самом деле, переход к собственным векторам матрицы $\begin{pmatrix} 0 & 1 \\ Q & P \end{pmatrix}$ показывает, что оба алгоритма тесно связаны, и матричный алгоритм можно рассматривать как корректный способ округления ответа, полученного по аналитической формуле.

Оценим трудоемкость нескольких алгоритмов вычисления g_n по простому модулю p .

- (iii) Непосредственное вычисление по рекуррентной формуле. Оцените его трудоемкость при вычислении $A = g_{20000} \pmod{29}$.
- (iv) Докажите, что последовательность $\{g_n\}$ периодична по любому модулю. Оцените ее период для $\pmod{29}$ и найдите трудоемкость вычисления (сложность нахождения периода + сложность вычисления A) этим способом.

3. (1+1+1 балл)

- (i) Пусть $\text{НОД}(a, N) = 1$ и $a^{N-1} \not\equiv 1 \pmod{N}$. Докажите, что по крайней мере для половины чисел из промежутка $1 \leq b < N$ выполнено $b^{N-1} \not\equiv 1 \pmod{N}$.
- (ii) Покажите, что Тест Ферма может быть реализован за полиномиально по входу число операций.
- (iii) Покажите, что если N не является числом Кармайкла, то Тест Ферма даёт правильный ответ с вероятностью $\geq \frac{1}{2}$.

4. (1 балл) Пусть вычет a имеет показатель (порядок) δ_1 по $\pmod{n_1}$ и показатель δ_2 по $\pmod{n_2}$, причём n_1 и n_2 взаимно просты. Найдите показатель a по $\pmod{n_1 n_2}$

Дополнительные задачи

1. (1 + 2 + 2 балла) Рассмотрим двудольный граф, в каждой доле которого по n вершин. Научимся рандомизированно проверять, есть ли в нём полное паросочетание. Сопоставим этому графу матрицу, такую что a_{ij} равно 1 если между вершиной i первой доли и вершиной j второй доли есть ребро и 0 в противном случае. Такая матрица называется матрицей Эдмондса. Её перманент равен количеству полных паросочетаний в графе (это один из пунктов задачи). Но задача вычисления перманента очень сложна. Тем не менее если нам нужно только проверить, что перманент не равен 0 мы можем использовать следующий подход: заменим a_{ij} равные единице на независимые переменные x_{ij} , а остальные оставим нулями. Тогда перманент матрицы равен нулю тогда и только тогда когда определитель матрицы как многочлен от x_{ij} равен 0 тождественно. Поэтому мы можем подставлять вместо x_{ij} случайные числа из $\{0, 1, \dots, N - 1\}$ и считать многочлен в этих точках.

- (i) Докажите, что перманент матрицы Эдмондса равен количеству полных паросочетаний в графе.
- (ii) Докажите, что перманент равен 0 \iff детерминант как многочлен от x_{ij} равен 0.
- (iii) Оцените вероятность ошибки алгоритма и битовую сложность его работы.

2. (2+2+2 балла)

¹Поскольку для $\{g_n\}$ коэффициенты P и Q — целые, то при вычислениях можно использовать только целую арифметику.

²Мы разбирали этот алгоритм в первом задании, и он с необходимыми изменениями переносится на матрицы.

- (i) Пусть известно, что 5 является квадратичным вычетом по $(\text{mod } p)$, например, $p = 29$, т. е. разрешимо уравнение $x^2 = 5 \pmod{p}$. Обоснуйте алгоритм непосредственного вычисления A по аналитической формуле, т. е. прямо извлекая квадратный корень в конечном поле $(\text{mod } p)$ и проводя дальнейшие арифметические вычисления. Вычислите A этим способом. Оцените трудоемкость вычисления $g_n \pmod{p}$ для этого случая.
- (ii) Пусть теперь 5 НЕ является квадратичным вычетом по $(\text{mod } p)$, например, $p = 23$. Придумайте и обоснуйте использующий аналитическую формулу алгоритм вычисления чисел $\{g_n\}$ по такому модулю. Проведите вычисления $A = g_{10000} \pmod{23}$. Оцените трудоемкость вычисления $g_n \pmod{p}$ для этого случая.

В этой задаче вам предстоит разобраться, как использовать матричный алгоритм для вычисления рекуррентности по простому модулю. Мы уже знаем, что эффективность процедуры сильно (или даже критически) зависит от вычисления периода $\{g_n\} \pmod{p}$. И, собственно, основной вопрос, на который хочется найти ответ, как найти период в матричном представлении $\{g_n\}$. Предлагается придумать алгоритм самостоятельно и/или проанализировать следующий способ. Заметим, что нам повезло, и матрицу $\begin{pmatrix} 0 & 1 \\ Q & P \end{pmatrix}$ можно диагонализировать, т. е. привести ее к виду $S \begin{pmatrix} \lambda_1 & 0 \\ 0 & \lambda_2 \end{pmatrix} S^{-1}$, где λ_1, λ_2 — это собственные числа, а S — невырожденная матрица. Возводя в n -ю степень, получим $S \begin{pmatrix} \lambda_1^n & 0 \\ 0 & \lambda_2^n \end{pmatrix} S^{-1}$.

- (iii) Наша задача состоит в том, чтобы обосновать эти манипуляции при вычислениях $(\text{mod } p)$ и понять, в какую степень нужно возвести матрицу, чтобы получилась единичная матрица, т. е. получить аналог малой теоремы Ферма для матриц указанного вида³

Оцените сложность вычисления периода и вычисления $\{g_n\} \pmod{p}$ матричным способом и сравните его с алгоритмами из пунктов (i)–(ii).

Комментарий. В последней задаче в пунктах (i)–(ii) речь идет о т.н. *квадратичных вычетах* и возникает естественный вопрос, как по данному числу a проверить разрешимость уравнения $x^2 = a \pmod{p}$ (в задаче $a = 5, n = 29, 23$). Можно, конечно, перебрать все вычеты, используя $O(p)$ операций, но есть и более интеллигентный полиномиальный по длине записи $\log p$ алгоритм. Он основан на знаменитом *квадратичном законе взаимности*, о котором можно прочитать в книге [Виноградов, гл. 2] (и придумать алгоритм самостоятельно). Но есть и еще более простой способ, основанный на обобщении малой теоремы Ферма. Если определить (см., [Виноградов, гл. 2]) т.н. *символ Лежандра*: $\left(\frac{a}{p}\right)$, равный $+1$, если число $a \neq 0 \pmod{p}$ является квадратичным вычетом $(\text{mod } p)$, и, равный -1 , в противном случае, то имеет место равенство $a^{\frac{p-1}{2}} = \left(\frac{a}{p}\right) \pmod{p}$. Таким образом, можно эффективно проверить, является ли a квадратичным вычетом, используя быстрое возведение в степень. Кроме того, можно построить быстрый вероятностный алгоритм поиска квадратичного вычета или невычета. Что понимается по этим, поясняет задача 3 (i).

3. (1+ 2 балла) Рассмотрим систему RSA.

- (i) Пусть открытый ключ Боба (25, 2021). Он хочет послать сообщение (число), используя протокол RSA. В какую степень он должен его возвести?
- (ii) Докажите или опровергните, что кодирование в системе RSA $M \rightarrow M^e \pmod{n}$ биективно отображает множество $\{0, 1, \dots, n-1\}$ в себя.

4. (2 балла) Предложите алгоритм вычисления символа Лежандра по простому модулю, битовая сложность которого равна $O(\log^2 n)$. Ответ обосновать.

5. (1 + 1 балл) Докажите теоремы 15 и 16 из конспекта шестого семинара.

6. (1 + 3 балла) Докажите теоремы 17 и 18 из конспекта шестого семинара.

³Обратите внимания, что прямого аналога малой теоремы Ферма для матриц быть не может, поскольку, например, существуют т.н. *нильпотентные матрицы* (какая-то их степень равна нулевой матрице). Удивительно, но тексты, посвященные аналогам теоремы Ферма для матриц, появились только в этом тысячелетии (см., www.mathnet.ru/mp238). В принципе, их мог написать сильный студент.