

Поиск дискретного логарифма

Сергей Николенко

Криптография — CS Club, осень 2009

Outline

- 1 Index calculus: третья фаза и оценка сложности
 - Третья фаза index calculus: поиск логарифма
 - Анализ сложности: гладкие числа и грубая оценка
 - Анализ сложности: точная оценка
- 2 Идеи других алгоритмов
 - Number field sieve
 - От решета к решётке
 - Алгоритм Видеманна

Промежуточный итог

- Итак, по итогам первых двух фаз мы вычислили $\log_g p_i$ для $p_i \leq B$. Как теперь найти $\log_g y$?
- Мы будем брать случайные числа w , пока yg^w не станет достаточно гладким.
- Но здесь «достаточно» не B -гладкости, а U -гладкости для некоторого $U > B$ (все константы выберем потом, когда будем сложность оценивать).

Идея третьей фазы

- Итак, выбираем w и проверяем ug^w на U -гладкость (заодно раскладывая на множители).
- Затем, когда ug^w станет U -гладким, задача сведётся к логарифмированию нескольких простых чисел «среднего размера» (от B до U). Такое простое m мы логарифмируем так.
 - Начиная с $u = \lceil \sqrt{p}/m \rceil$ и увеличивая u , найдём B -гладкое u .
 - Начиная с $v = H = \lceil \sqrt{p} \rceil$ и увеличивая v , найдём B -гладкое
$$n \equiv uvw \pmod{p}.$$
 - Теперь $\log_g m = \log_g n - \log_g u - \log_g v$, и все логарифмы справа мы знаем.
- Оба числа u и v можно найти полиномиальным решето (оба многочлена линейные).

О равномерной сложности дискретного логарифма

- Обратите внимание: все дискретные логарифмы искать одинаково трудно.
- Если какой-нибудь $\log_g u$ было бы труднее вычислить, чем для большинства других u , достаточно было бы брать случайные w , пока ug^w не стало бы легко логарифмировать.
- А логарифмы по другому основанию, если умеем искать логарифмы по основанию g , тоже искать несложно, ведь

$$\log_h a \equiv \frac{\log_g a}{\log_g h} \pmod{p-1}.$$

Какие есть параметры

- Итак, мы хотим найти оптимальные параметры для алгоритма index calculus.
- Параметры — это:
 - B — базовая оценка гладкости;
 - C — число, до которого варьируются $0 \leq c_1 < c_2 \leq C$ в решетке;
 - U — новая оценка гладкости на последнем этапе.
- Для начала предположим, что третья фаза быстрее первых двух, и оптимизируем B и C .

Числа $L_p[s; c]$

- Вспомним обозначения:

$$L_p[s; c] = e^{c(\log n)^s (\log \log n)^{1-s}}.$$

- Мы сейчас всё будем делать в терминах $L_p[s; c]$, поэтому сначала установим простые свойства $L_p[s; c]$.
- Замечание: мы будем включать все константные множители внутрь L_p , т.е. читать L_p как $O(\dots)$.

Числа $L_p[s; c]$

- Крайние случаи:

если $s = 0, L_p[s; c] = (\log p)^c$ (полиномиальная сложность);

если $s = 1, L_p[s; c] = e^{c \log p}$ (экспоненциальная сложность).

- Сумма:

$$L_p[s_1; c_1] + L_p[s_2; c_2] = L_p[\max\{s_1, s_2\}; \max\{c_1, c_2\} + o(1)]$$

(на самом деле $\max\{c_1, c_2\}$ — это только для случая $s_1 = s_2$, но в любом случае это верхняя оценка, и нам её хватит).

- Произведение:

$$L_p[s_1; c_1] \cdot L_p[s_2; c_2] = L_p[\max\{s_1, s_2\}; c_1 + c_2 + o(1)]$$

(то же замечание про $c_1 + c_2$).

Количество гладких чисел

- Итак, будем оптимизировать B и C .
- Сначала повторим и расширим некоторые рассуждения из прошлой лекции.
- Теорема из теории чисел (без доказательства): для любого $\epsilon > 0$, если $X \rightarrow \infty$, $u \rightarrow \infty$, причём $X^{1/u} > (\log X)^{1+\epsilon}$, то

$$\frac{\psi(X, X^{1/u})}{X} = u^{-(1+o(1))u},$$

где $\psi(X, B)$ — количество B -гладких чисел от 1 до X .

- Если $B = X^{1/u}$, значит, $u = \frac{\log X}{\log B}$.

Количество гладких чисел

- Нас интересуют B и X вида $L_p[s; c]$; подставим $X = L_p[s; c]$ и $B = L_p[s_B; c_B]$ в эту формулу:

$$\begin{aligned} \frac{\psi(X, B)}{X} &= u^{-(1+o(1))u} = \\ &= \left(\frac{c(\log p)^s (\log \log p)^{1-s}}{c_B (\log p)^{s_B} (\log \log p)^{1-s_B}} \right)^{-\frac{c(\log p)^s (\log \log p)^{1-s}}{c_B (\log p)^{s_B} (\log \log p)^{1-s_B}} + o(u)} = \\ &= e^{(s-s_B) \frac{c}{c_B} (\log p)^{s-s_B} (\log \log p)^{-s+s_B} (\log \log p + O(\log \log \log p))} = \\ &= L_p \left[s - s_B; -(s - s_B) \frac{c}{c_B} + o(1) \right]. \end{aligned}$$

- Это вероятность того, что случайное число от 1 до X будет B -гладким. Как обычно, про значения многочленов мы ничего не знаем, только предполагаем.

Количество гладких чисел

- Всего в нашей базе факторизации $\pi(B) \approx \frac{B}{\log B}$ простых чисел.
- Итого, если нам нужны $\frac{DB}{\log B}$ соотношений, а гладким будем каждое u^u число, мы должны выполнить

$$\frac{DBu^u}{\log B}$$

тестов на гладкость.

- Здесь мы, конечно, воспользуемся решетом и получим, что общее время на генерацию системы соотношений равно

$$\frac{DBu^u}{\log B} \log \log B.$$

- Найдём минимум этого значения по B .

Оптимизация

- Перейдём к логарифму: минимизируем теперь

$$\log D + \log B + u \log u - \log \log B + \log \log \log B.$$

- Возьмём производную по B и приравняем нулю:

$$\frac{1}{B} + \frac{du}{dB} \log u + \frac{du}{dB} = 0.$$

- Вспомним, что $u = \frac{\log X}{\log B}$:

$$\frac{1}{B} - \frac{\log X \log u}{B(\log B)^2} - \frac{\log X}{B(\log B)^2} = 0,$$
$$\log X(1 + \log \log X - \log \log B) = (\log B)^2.$$

Оценка

- Мы получили, что

$$\log X(1 + \log \log X - \log \log B) = (\log B)^2.$$

- Поскольку $1 < \log \log B < \log \log X$,

$\log X < \log X(1 + \log \log X - \log \log B) < \log X \log \log X$, и

$$e^{\sqrt{\log X}} < B < e^{\sqrt{\log X \log \log X}}.$$

- Раз уж мы ищем B в виде $L_p[s_B; c_B]$, это значит, что оптимальный выбор — что-то в духе

$$B = L_p \left[\frac{1}{2}; c_B \right]$$

для некоторого c_B .

Сколько же на самом деле проверок

- Мы там ничего не говорили о D ; а оно связано с C и, в конечном счёте, B .
- Поэтому сейчас оценим поточнее. Пусть $B = L_p[s_B; c_B + o(1)]$, $C = L_p[s_C; c_C + o(1)]$; напомним, что C — это оценка на c_1 и c_2 .
- Мы проверяем все $0 \leq c_1 < c_2 \leq C$, то есть всего будет проверок

$$\frac{1}{2}C^2 = L_p[s_C; 2c_C + o(1)].$$

- А всего гладких чисел нужно найти

$$\begin{aligned} B + C &= L_p[s_B; c_B + o(1)] + L_p[s_C; c_C + o(1)] = \\ &= L_p[\max\{s_B, s_C\}; \max\{c_B, c_C\} + o(1)]. \end{aligned}$$

Вывод точной оценки

- Если P_{sm} — вероятность обнаружить гладкое число, то нужно выбрать B и C так, чтобы

$$\frac{1}{2}C^2 P_{sm} \geq B + C.$$

- Какого порядка будут эти числа? Мы брали числа вида $x = (H + c_1)(H + c_2)$, где $H = \lceil \sqrt{p} \rceil = \lceil L_p \left[1; \frac{1}{2} \right] \rceil$.
Поскольку $J = H^2 - p \leq 2H$:

$$\begin{aligned} x &= J + (c_1 + c_2)H + c_1c_2 \leq (2 + c_1 + c_2)H + c_1c_2 \leq \\ &\leq 2L_p[s_C; c_C + o(1)]L_p \left[1; \frac{1}{2} \right] + L_p[s_C; 2c_C + o(1)] = L_p \left[1; \frac{1}{2} + o(1) \right]. \end{aligned}$$

Вывод точной оценки

- А вероятность P_{sm} , как мы уже говорили,

$$P_{sm} = \frac{\psi(x, B)}{x} = L_p \left[1 - s_B; \frac{-(1 - s_B)}{2c_B} + o(1) \right].$$

- Тогда условие $\frac{1}{2}C^2P \geq B + C$ превращается в

$$\begin{aligned} L_p[s_C; 2c_C + o(1)] L_p \left[1 - s_B; \frac{-(1 - s_B)}{2c_B} + o(1) \right] &\geq \\ &\geq L_p[\max\{s_B, s_C\}; \max\{c_B, c_C\} + o(1)], \text{ то есть} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} L_p[s_C; 2c_C + o(1)] &\geq \\ &\geq L_p[\max\{s_B, s_C\}; \max\{c_B, c_C\} + o(1)] L_p \left[1 - s_B; \frac{(1 - s_B)}{2c_B} + o(1) \right]. \end{aligned}$$

- Отсюда, как минимум (точнее позже),
 $s_C \geq \max\{s_B, s_C, 1 - s_B\}$.

Оптимизация

- С другой стороны, давайте вернёмся к времени работы.
- Решето наше C раз проверяет по C чисел (фиксирует c_1 и варьирует c_2), то есть работает время

$$\begin{aligned} C \cdot \left(\pi(B)(1 + \log B)^{o(1)} + C \log \log B \right) &= \\ &= L_p[s_C; c_C] (L_p[s_B; c_B] + L_p[s_C; c_C]) = \\ &= L_p[\max\{s_B, s_C\}; c_C + \max\{c_B, c_C\} + o(1)]. \end{aligned}$$

- А на линейную алгебру нужно время

$$(B + C)^2 = L_p[\max\{s_B, s_C\}; \max\{2c_B, 2c_C\} + o(1)].$$

Оптимизация

- В итоге первая и вторая фазы занимают

$$L_p[\max\{s_B, s_C\}; \max\{2c_B, 2c_C\} + o(1)].$$

- Нужно минимизировать в первую очередь $\max\{s_B, s_C\}$ при условии

$$s_C \geq \max\{s_B, 1 - s_B\}.$$

- Получается $s_B = s_C = \frac{1}{2}$. При этом

$$P_{sm} = L_p \left[1 - s_B; \frac{-(1 - s_B)}{2c_B} + o(1) \right] = L_p \left[\frac{1}{2}; -\frac{1}{4c_B} + o(1) \right].$$

Оптимизация

- Т.к. $P_{sm} = L_p \left[\frac{1}{2}; -\frac{1}{4c_B} + o(1) \right]$, условие на достаточное количество гладких чисел $\frac{1}{2} C^2 P \geq B + C$ превращается в

$$L_p \left[\frac{1}{2}; 2c_C + o(1) \right] \geq L_p \left[\frac{1}{2}; \max\{c_B, c_C\} + o(1) \right] L_p \left[\frac{1}{2}; \frac{1}{4c_B} + o(1) \right],$$

$$\text{то есть } 2c_C \geq \max\{c_B, c_C\} + \frac{1}{4c_B}.$$

Оптимизация

- А суммарное время работы алгоритма превращается в

$$L_p[\max\{s_B, s_C\}; \max\{2c_B, 2c_C\} + o(1)].$$

- Оптимизируя это при условии $2c_C \geq \max\{c_B, c_C\} + \frac{1}{4c_B}$, получим $c_B = c_C = \frac{1}{2}$.
- В итоге $B = C = L_p\left[\frac{1}{2}; \frac{1}{2} + o(1)\right]$, а суммарное время работы первой и второй фаз составляет

$$L_p\left[\frac{1}{2}; 1 + o(1)\right].$$

Время работы третьей фазы алгоритма

- Мы предполагали, что третья фаза будет быстрее первых двух. Верно ли это?
- Напоминаю, что мы выбираем w и проверяем yg^w на U -гладкость, пока не попадём.
- Давайте оценим; у нас теперь новый параметр $U = L_p[s_U; c_U + o(1)]$, а вероятность найти подходящее число w будет P_w :

$$P_w = \frac{\psi(p, U)}{p} = L_p \left[1 - s_U; -\frac{1 - s_U}{c_U} + o(1) \right].$$

Время работы третьей фазы алгоритма

- Если мы пользуемся ЕСМ, то каждое число проверяется за

$$\begin{aligned} e^{\sqrt{(2+o(1)) \log U \log \log U}} (\log n)^2 &= \\ &= L_p \left[\frac{sU}{2}; \sqrt{2sUcU} + o(1) \right]. \end{aligned}$$

- А нам нужно провести $\frac{1}{P_W}$ таких тестов, т.е. общее время на поиск w равно

$$\begin{aligned} L_p \left[\frac{sU}{2}; \sqrt{2sUcU} + o(1) \right] \cdot L_p \left[1 - sU; \frac{1 - sU}{cU} + o(1) \right] &= \\ &= L_p \left[\max\left\{ \frac{sU}{2}, 1 - sU \right\}; \frac{1 - sU}{cU} + \sqrt{2sUcU} + o(1) \right]. \end{aligned}$$

Время работы третьей фазы алгоритма

- Итак, нужно оптимизировать

$$L_p \left[\max\left\{\frac{s_U}{2}, 1 - s_U\right\}; \frac{1 - s_U}{c_U} + \sqrt{2s_U c_U} + o(1) \right].$$

- Минимизируя $\max\{\frac{s_U}{2}, 1 - s_U\}$, получим $s_U = \frac{2}{3}$, а минимизируя $\frac{1}{3c_U} + 2\sqrt{c_U/3}$, получим $c_U = \left(\frac{1}{3}\right)^{1/3}$. Итак:

$$U = L_p \left[\frac{2}{3}; \left(\frac{1}{3}\right)^{1/3} + o(1) \right],$$

а вообще время работы третьей фазы составляет

$$L_p \left[\frac{1}{3}; 3^{1/3} + o(1) \right].$$

Анализ

- У нас получилось $L_p \left[\frac{1}{3}; 3^{1/3} + o(1) \right]$, что гораздо быстрее, чем $L_p \left[\frac{1}{2}; 1 + o(1) \right]$ (время первой и второй фазы).
- Но так получилось только благодаря ЕСМ; если использовать для проверки на гладкость метод Полларда, получится то же самое $L_p \left[\frac{1}{2}; 1 + o(1) \right]$, а с тривиальным алгоритмом проверки (пробным делением) и вовсе $L_p \left[\frac{1}{2}; \sqrt{2} + o(1) \right]$.

Упражнение. Доказать эти оценки.

Но это ещё не всё

- Нужно ещё оценить логарифмирование «среднего размера» простых чисел.
- Нам для каждого такого простого m надо найти B -гладкое $u > \sqrt{p}/m$. Здесь u — число порядка $L_p[1; \frac{1}{2}]$, а вероятность выбрать гладкое u — $L_p[\frac{1}{2}; -\frac{1}{2} + o(1)]$.
- Т.е. нужно прогнать через решето $L_p[\frac{1}{2}; \frac{1}{2} + o(1)]$ вариантов; это быстрее первой и второй фазы.
- А самый последний шаг — найти такое $v > \sqrt{p}$, что $uvm \pmod{p}$ будет B -гладким. Здесь v тоже порядка $L_p[1; \frac{1}{2}]$, и точно так же получается сложность $L_p[\frac{1}{2}; \frac{1}{2} + o(1)]$.
- Так что этот шаг оказался сложнее, чем «основная часть» третьей фазы, но всё равно быстрее первой и второй фазы.

Теперь всё

- Теперь всё. Уффф.
- Важное замечание: одни и те же результаты первой и второй фазы можно использовать для вычисления многих дискретных логарифмов; каждый новый логарифм будет стоить как третья фаза, а не как первая+вторая, что дешевле.

Outline

- 1 Index calculus: третья фаза и оценка сложности
 - Третья фаза index calculus: поиск логарифма
 - Анализ сложности: гладкие числа и грубая оценка
 - Анализ сложности: точная оценка
- 2 Идеи других алгоритмов
 - Number field sieve
 - От решета к решётке
 - Алгоритм Видеманна

Решето числового поля

- Полиномиальное решето — не предел мечтаний.
- Ещё эффективнее оказывается метод *решета числового поля* (number field sieve).
- По сути метод аналогичен квадратичному решету, но теперь всё происходит над другими кольцами.
- Мы рассмотрим только основную идею, безо всяких доказательств.

Идея

- Мы рассмотрим решето числового поля для задачи разложения чисел на множители.
- Мы хотим разложить n . Предположим, что у нас есть неприводимый многочлен $f(x)$ и число m , такое, что $f(m) \equiv 0 \pmod{n}$.
- Рассмотрим комплексный корень α многочлена $f(x)$ и кольцо $\mathbb{Z}[\alpha]$.
- $f(m) \equiv 0 \pmod{n}$ и $f(\alpha) = 0$, следовательно, есть естественный гомоморфизм колец $\varphi : \mathbb{Z}[\alpha] \rightarrow \mathbb{Z}_n$, который отображает α в m .

Идея

- Теперь предположим, что у нас есть множество таких пар чисел (a, b) , что:
 - произведение всех $(a - \alpha b)$ — квадрат в кольце $Z[\alpha]$, скажем, γ^2 ;
 - произведение всех $(a - mb)$ — квадрат в \mathbb{Z} , скажем, v^2 .
- Заменяем в выражении для γ α на m ; получим $\varphi(\gamma) \equiv u \pmod{n}$. Теперь

$$\begin{aligned} u^2 &\equiv \varphi(\gamma)^2 = \varphi(\gamma^2) = \varphi\left(\prod (a - \alpha b)\right) = \\ &= \prod (\varphi(a - \alpha b)) = \prod (a - mb) = v^2 \pmod{n}, \end{aligned}$$

и мы тем самым сможем разложить n на множители.

Многочлен f

- Но откуда взять f ? Он сам собой появится.
 - Выберем степень d , положим $m = \lfloor n^{1/d} \rfloor$.
 - Запишем n по основанию m : $n = m^d + c_{d-1}m^{d-1} + \dots + c_0$.
 - Вот и многочлен: $f(x) = x^d + c_{d-1}x^{d-1} + \dots + c_0$.
- Отдельный вопрос: будет ли он неприводимым? Если не будет, то $n = f(m) = g(m)h(m)$, и мы уже (с высокой вероятностью) разложили n . Так что будет. :)

Числа a и b

- Откуда взять a и b ? Из такого же решета.
- Чтобы $\prod(a - mb)$ было квадратом, нужно решить линейную систему на коэффициенты, как раньше.
- Чтобы $\prod(a - \alpha b)$ было квадратом, нужно решить линейную систему на коэффициенты в кольце $\mathbb{Z}[\alpha]$, если это хорошее кольцо (с единственностью разложения). Хорошее кольцо можно добыть (без д-ва).
- Теперь можно просто объединить две системы — нам нужно, чтобы оба свойства выполнялись.

Оценка сложности

- Чем хорошо решето числового поля?
- Наши оценки были основаны на X — количестве чисел, из которых можно сделать квадрат.
- У нас было $X = n^{1/2+\epsilon}$.
- А в number field sieve получается $X = e^{c(\log n)^{2/3}(\log \log n)^{1/3}}$, что даёт общую оценку сложности

$$L_n \left[\frac{1}{3}; c \right] = e^{(c+o(1))(\log n)^{1/3}(\log \log n)^{2/3}}.$$

- Теоретический рекорд: $c \approx 1,902$, из анализа нашего алгоритма получилось бы

$$L_p \left[\frac{1}{3}; \left(\frac{64}{9} \right)^{1/3} + o(1) \right] \approx L_p \left[\frac{1}{3}; 1,923 + o(1) \right].$$

- Но главное — основная асимптотика стала лучше.

Number field sieve для дискретного логарифма

- Аналогичные соображения проходят и для задачи дискретного логарифма, и тоже время работы получается

$$L_p \left[\frac{1}{3}; \left(\frac{64}{9} \right)^{1/3} + o(1) \right] \approx L_p \left[\frac{1}{3}; 1,923 + o(1) \right].$$

- На практике решето числового поля начинает выигрывать, где-то начиная со 100-значных чисел.

Решётки

- Мы уже говорили, насколько важны в криптографии решётки, а точнее, задача поиска кратчайшего вектора.
- Оказывается, с их помощью можно и числа раскладывать!
- Schnorr, 1993; Adleman, 1995; Schnorr, 2008.
- Пока (кажется) это недостаточно практичный способ, хуже number field sieve, но кто знает, к чему придёт...
- Мы вкратце опишем метод, без подробных доказательств и оценок сложности.

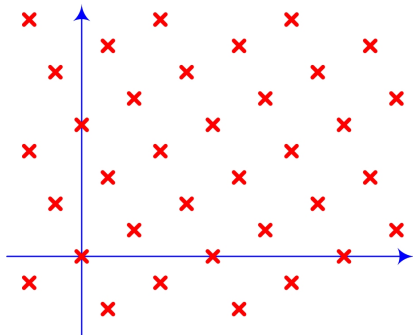
Решётки

- Будем обозначать скалярное произведение как $\langle x, y \rangle$.
- Пусть $B = \{b_1, \dots, b_m\}$ — набор линейно независимых векторов в \mathbb{R}^n . Тогда *решётка* размерности m — это набор линейных комбинаций b_i с целыми коэффициентами:

$$L = \mathbb{Z}b_1 + \mathbb{Z}b_2 + \dots + \mathbb{Z}b_m.$$

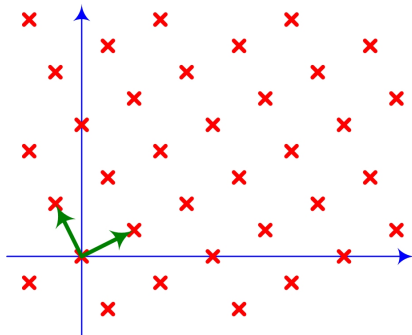
Решётки

- Вот типичная решётка.



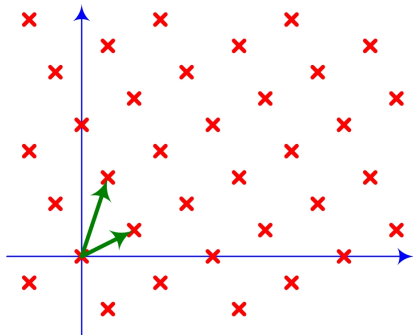
Решётки

- Вот типичная решётка.
- Базис решётки — это множество линейно независимых векторов, её порождающих.



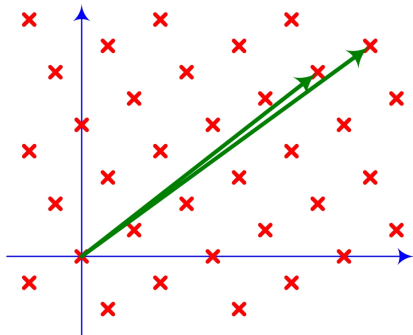
Решётки

- Вот типичная решётка.
- Базис решётки — это множество линейно независимых векторов, её порождающих.
- Вот другой базис той же решётки.



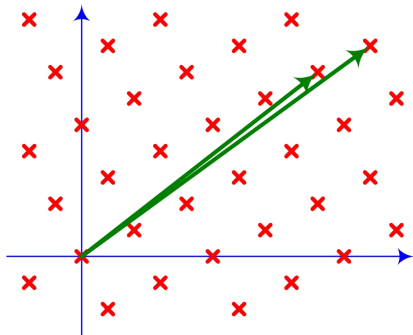
Решётки

- Вот типичная решётка.
- Базис решётки — это множество линейно независимых векторов, её порождающих.
- Вот другой базис той же решётки.
- А вот ещё один.



Решётки

- Базис может состоять из очень длинных векторов, даже если в решётке есть короткие.
- Найти короткий вектор решётки — сложная задача; именно она нам сейчас и понадобится.



Алгоритм L^3

- Мы изучали алгоритм LLL с константным параметром δ , который умеет решать задачу поиска кратчайшего вектора с точностью $(\delta - \frac{1}{4})^{-\frac{n-1}{2}}$.
- Можно рассмотреть $\delta = \frac{1}{4} + (\frac{3}{4})^{\frac{n}{n-1}}$ и получить точность $(\frac{2}{\sqrt{3}})^n$.
- Есть ещё алгоритм Шнорра, который достигает субэкспоненциальной точности: $2^{O\left(\frac{n(\log \log n)^2}{\log n}\right)}$.
- Теперь — при чём тут факторизация.

Факторизация через диофантовы приближения

- Пусть нам нужно разложить n .
- Выпишем список простых чисел p_1, \dots, p_t , меньших $(\log n)^\alpha$ (это быстро).
- Предположим, что мы можем найти $t + 2$ таких вектора $e = (e_1, \dots, e_t)^\top \in \mathbb{Z}^t$, что

$$\left| \sum_{i=1}^t e_i \log p_i - \log n \right| \leq n^{-c} p_t^{o(1)},$$

$$\sum_{i=1}^t |e_i \log p_i| \leq (2c - 1) \log n + 2 \log p_t$$

(т.е. они короткие и хорошо приближают $(\log n, \dots, \log n)$).

Факторизация через диофантовы приближения

- Рассмотрим для каждого вектора $e = (e_1, \dots, e_t)^T$ два числа:

$$u = \prod_{e_j > 0} p_j^{e_j}, \quad v = \prod_{e_j < 0} p_j^{|e_j|}.$$

- Тогда (как показал Шнорр; без д-ва) u хорошо приближает vn :

$$|u - vn| \leq p_t^{1+o(1)},$$

а значит, $|u - vn|$ будет p_t -гладким!

- Разложив, мы найдём (скорее всего) нетривиальное соотношение

$$\prod_{e_j > 0} p_j^{e_j} = \pm \prod_{j=1}^t p_j^{b_j} \pmod{n}.$$

Факторизация через диофантовы приближения

- Итак, мы нашли по хорошему вектору соотношение

$$\prod_{e_j > 0} p_j^{e_j} = (-1)^{b_0} \prod_{j=1}^t p_j^{b_j} \pmod{n}.$$

- Если мы найдём $t + 2$ хороших вектора, мы сможем решить систему и найти нетривиальное соотношение по модулю два между векторами экспонент $(a_0, \dots, a_t) + (b_0, \dots, b_t)$, где $a_0 = 0$, $a_j = [e_j > 0]e_j$.
- А это позволит нам найти нетривиальное равенство $x^2 \equiv y^2 \pmod{n}$, точно как в методе Крайчика; отсюда и появится разложение n .

Факторизация через решётки

- Но как найти такие приближения?
- Выпишем список простых чисел p_1, \dots, p_t , меньших $(\log n)^\alpha$ (это быстро).
- Рассмотрим решётку $L_{\alpha,c} \subset \mathbb{R}^{t+2}$:

$$\begin{pmatrix} \log 2 & 0 & 0 & \dots & 0 & n^c \log 2 \\ 0 & \log 3 & 0 & \dots & 0 & n^c \log 3 \\ 0 & 0 & \log 5 & \dots & 0 & n^c \log 5 \\ \vdots & \vdots & & & \vdots & \\ 0 & 0 & 0 & \dots & \log p_t & n^c \log p_t \end{pmatrix}$$

Факторизация через решётки

- Затем мы в этой решётке найдём $t + 2$ вектора, достаточно близких к

$$(0, 0, \dots, 0, n^c \log n).$$

- Шнорр показал, что можно так подобрать параметры «близости векторов», что они повлекут как раз требуемое разложение.

Алгоритм Видеманна

- И напоследок повторим алгоритм Видеманна с объяснением алгоритма Берлекампа-Месси (потому что не успели разобрать Берлекампа-Месси раньше).

Алгоритм Видеманна

- Задача: найти такой вектор \mathbf{w} , что $A\mathbf{w} = \mathbf{0}$.
- Рассмотрим случайные векторы \mathbf{x} и \mathbf{z} , а также $\mathbf{y} = A\mathbf{z}$.
Рассмотрим

$$\mathbf{x}^\top \mathbf{y}, \mathbf{x}^\top A\mathbf{y}, \mathbf{x}^\top A^2\mathbf{y}, \mathbf{x}^\top A^3\mathbf{y}, \dots$$

Минимальный многочлен

- Вспомним линейную алгебру: у матрицы A размера $n \times n$ есть минимальный многочлен p степени $n_0 \leq n$, для которого $p(A) = 0$.
- Пусть минимальный многочлен $p: \sum_{i=0}^{n_0} p_i A^i = 0$. Значит,

$$\sum_{i=0}^{n_0} p_i \mathbf{x}^\top A^i \mathbf{y} = 0,$$

и этот многочлен также порождает и нашу последовательность.

- Как найти порождающий многочлен?

Алгоритм Берлекампа-Месси

- Рассмотрим последовательность s длины $n + 1$:
 $s^{n+1} = s_0 s_1 \dots s_{n-1} s_n$.
- Пусть (по предположению индукции)
 $p(X) = 1 + c_1 X + \dots + c_n X^L$ порождает
последовательность $s^n = s_0 s_1 \dots s_{n-1}$ на предыдущем шаге.
- Рассмотрим разницу

$$d_n = s_n \oplus \sum_{i=1}^L c_i s_{n-i}.$$

Алгоритм Берлекампа-Месси

- Если $d_n = 0$, всё хорошо, берём $L(s^{n+1}) = L$.
- Если $d_n = 1$, рассмотрим ближайший предыдущий многочлен q , который отличался, т.е. максимальное такое $m < n$, что $\deg(p_{s^m}) < \deg(p_{s^n})$.
- Теперь, если $\deg p > n/2$, то $p' = p$, а если $\deg p \leq n/2$, то $\deg p' = n + 1 - \deg p$, и

$$p'(X) = p(X) + q(X) \cdot X^{n-m}.$$

Упражнение. Доказать, что в результате действительно получается многочлен, порождающий s^n .

Алгоритм Видеманна

- Итак, мы применяем алгоритм Берлекампа-Месси и получаем такие коэффициенты q_i , что

$$\sum_{i=0}^{n_0} q_i \mathbf{x}^\top A^i \mathbf{y} = 0.$$


- Мы надеемся, что при этом заодно и

$$\sum_{i=0}^{n_0} q_i A^i \mathbf{y} = 0, \text{ и, т.к. } \mathbf{y} = A\mathbf{z}, \quad M \left(\sum_{i=0}^{n_0} q_i A^i \mathbf{z} \right) = 0,$$

и мы надеемся, что $\mathbf{w} = \sum_{i=0}^{n_0} q_i A^i \mathbf{z} \neq 0$, ведь тогда это и есть решение.

- Наши надежды часто (по \mathbf{x} и \mathbf{y}) будут оправдываться.

Спасибо за внимание!

- Lecture notes и слайды будут появляться на моей homepage:
`http://logic.pdmi.ras.ru/~sergey/`
- Присылайте любые замечания, решения упражнений, новые численные примеры и прочее по адресам:
`sergey@logic.pdmi.ras.ru`, `snikolenko@gmail.com`
- Заходите в ЖЖ  **smartnik**.