

Эллиптические кривые

Лекция 5. Алгоритмы подсчета \mathbb{F}_q -рациональных точек кривой. Часть I

Семён Новосёлов

БФУ им. И. Канта

2021



Мотивация

Криптография на **DLOG** в группе G :

(почти) простое $\#G \implies$ стойкость к атаке
Полига-Хелмана

Задачи:

- 1 подобрать кривую с заданным (простым) числом точек над полем $\mathbb{F}_q \implies$ CM-метод
- 2 подобрать кривую с простым числом точек над полем \mathbb{F}_q :
 - выбирать случайную кривую и считать число точек пока не получится простое число точек
 - ожидаемое число попыток: $O(\log |G|)$ (следует из теоремы о распределении простых чисел)

CM-метод даёт более оптимальные кривые, но при этом существенно сложнее.

Эндоморфизм Фробениуса

$$\begin{aligned}\varphi_q : \overline{\mathbb{F}}_q &\rightarrow \overline{\mathbb{F}}_q \\ x &\mapsto x^q\end{aligned}$$

① $(x_1 + x_2)^q = x_1^q + x_2^q$

② $x^q = x, \forall x \in \mathbb{F}_q$

Действие φ_q на точки из $E(\overline{\mathbb{F}}_q)$:

$$\varphi_q(x, y) = (x^q, y^q), \varphi_q(\mathcal{O}) = \mathcal{O}.$$

Свойства $\varphi_q: E$ – кривая над \mathbb{F}_q , $(x, y) \in E(\overline{\mathbb{F}}_q)$

1 $\varphi_q(x, y) \in E(\overline{\mathbb{F}}_q)$

$$\triangleleft (y^2)^q = (x^3 + ax + b)^q \Leftrightarrow \\ (y^q)^2 = (x^q)^3 + ax^q + b \Leftrightarrow (x^q, y^q) \in E(\overline{\mathbb{F}}_q) \triangleright$$

2 $(x, y) \in E(\mathbb{F}_q) \Leftrightarrow \varphi_q(x, y) = (x, y)$

$$\triangleleft x \in \mathbb{F}_q \Leftrightarrow \varphi_q(x) = x \triangleright$$

3 $\ker(\varphi_q^n - 1) = E(\mathbb{F}_{q^n})$

4 $\#E(\mathbb{F}_{q^n}) = \deg(\varphi_q^n - 1)$

Граница Хассе-Вейля

Теорема

Для любой кривой E/\mathbb{F}_q выполняется:

$$|q + 1 - \#E(\mathbb{F}_q)| \leq 2\sqrt{q}$$

◁ Выводится из свойств (1)–(4) для φ_q (см. [Washington § 4.2]). ▷

След эндоморфизма Фробениуса:

$$t = q + 1 - \#E(\mathbb{F}_q) = q + 1 - \deg(\varphi_q - 1)$$

- Асимптотически: $\#E(\mathbb{F}_q) \sim O(q)$

Характеристический многочлен эндоморфизма Фробениуса

Теорема

E – эллиптическая кривая над \mathbb{F}_q и $t = q + 1 - \#E(\mathbb{F}_q)$. Тогда

$$\varphi_q^2 - t\varphi_q + q = 0$$

как эндоморфизм на E и t определено уникально. Другими словами $\forall (x, y) \in E(\overline{\mathbb{F}}_q)$:

$$(x^{q^2}, y^{q^2}) - t(x^q, y^q) + q(x, y) = \mathcal{O}.$$

Кривые в подполе

Кривая E задана над $\mathbb{F}_q \implies$ можем выразить $\#E(\mathbb{F}_{q^n})$ через $\#E(\mathbb{F}_q)$.

Теорема

Пусть $\#E(\mathbb{F}_q) = q + 1 - t$. Запишем $X^2 - tX + q = (X - \alpha)(X - \beta)$.

Тогда:

$$\#E(\mathbb{F}_{q^n}) = q^n + 1 - (\alpha^n + \beta^n) \quad \forall n \geq 1.$$

Лемма

Пусть $t_n = \alpha^n + \beta^n$. Тогда $t_0 = 2$, $t_1 = t$ и $t_{n+1} = tt_n - qt_{n-1}$ для всех $n \geq 1$.

- Т.о., если известно $\#E(\mathbb{F}_q)$, то $\#E(\mathbb{F}_{q^n})$ находится за время $O(n)$ операций в \mathbb{Z} .

Подсчёт точек на основе символа Лежандра

Экспоненциальные алгоритмы подсчёта точек

Лемма

Для $E : y^2 = x^3 + ax + b$ над \mathbb{F}_q имеем:

$$\#E(\mathbb{F}_q) = q + 1 + \sum_{x \in \mathbb{F}_q} \left(\frac{x^3 + ax + b}{\mathbb{F}_q} \right).$$

- Сложность: $O(q \operatorname{polylog} q)$.

Алгоритм Baby Step-Giant Step (BSGS)

Экспоненциальные алгоритмы подсчёта точек

Идея: Пусть $N = \#E(\mathbb{F}_q)$ – неизвестно. По теореме Лагранжа: $NP = \mathcal{O}, \forall P$.

Т.к. $q + 1 - 2\sqrt{q} \leq N \leq q + 1 + 2\sqrt{q} \implies$ можем перебирать все N проверяя условие $NP = \mathcal{O}$.

- Наивный метод (brute force): $O(\sqrt{q})$.
- Алгоритм поиска коллизий/циклов (BSGS): $O(\sqrt[4]{q})$.

Алгоритм (BSGS). Нахождение порядка точки

Вход: $P \in E(\mathbb{F}_q)$.

Выход: $\text{ord}(P)$.

- 1 $Q = (q + 1)P$.
- 2 Выбрать $m > \sqrt[4]{q}$, вычислить и сохранить в списке L все пары (j, jP) для $j = 0, \dots, m$. *(baby steps)*
- 3 Вычислять точки $Q + k(2mP)$ для $k = -m, -(m - 1), \dots, m$ пока в L не найдётся точка $\pm jP$ т.ч. $Q + k(2mP) = \pm jP$ *(giant steps)*
- 4 Имеем $(q + 1 + 2mk \mp j)P = \mathcal{O}$.
 $M = q + 1 + 2mk \mp j$.
- 5 Найдём p_1, \dots, p_r – различные простые делители M .
- 6 Если $(M/p_i)P = \mathcal{O}$ для нек. i , то $M = M/p_i$ и перейти к шагу 5.
- 7 Вернуть M .

Алгоритм (BSGS). Нахождение порядка точки

Корректность

Всегда ли найдётся коллизия на шаге 3?

Лемма

Пусть x – целое, т.ч. $|x| \leq 2m^2$. Тогда $\exists x_0, x_1$ т.ч.

$-m < x_0 \leq m$, $-m \leq x_1 \leq m$ и $x = x_0 + 2mx_1$.

- (Разбиение элемента x на $2m$ старших бит и $(\lg x - 2m)$ младших)

Алгоритм (BSGS). Нахождение порядка точки

Анализ сложности

Шаг 1. (быстрое умножение) $O(\log q)$ сложений на кривой
 $\implies \tilde{O}(\log^2 q)$ бит. операций

Шаг 2. $\tilde{O}(m) = \tilde{O}(q^{1/4})$ – время, $O(q^{1/4})$ – память.

Шаг 3. $\tilde{O}(2m) = \tilde{O}(q^{1/4})$ – ожидаемое количество переборов k .

Шаг 4. Элементарные операции в \mathbb{Z} .

Шаг 5. $L_q(1/3, c) = \exp(c(\log q)^{1/3}(\log \log q)^{2/3})$.

Шаг 6. $O(\log M) = O(\log q)$ сложений на кривой.

Итого: самый затратный шаг 3: $\tilde{O}(q^{1/4})$.

Замечания

- 1 Для оптимизации памяти достаточно хранить только координату x .
- 2 С помощью p -метода Полларда можно реализовать алгоритм, использующий только $\text{polylog } q$ памяти.

Алгоритм (BSGS). Нахождение $\#E(\mathbb{F}_q)$

Вход: E/\mathbb{F}_q .

Выход: $\#E(\mathbb{F}_q)$.

- 1 $L = 1$.
- 2 Выбрать случайную точку $P \in E(\mathbb{F}_q)$.
- 3 $r = \text{ord}(P)$.
- 4 $L = \text{lcm}(L, r)$.
- 5 Если L делит только одно целое N т.ч.
 $q + 1 - 2\sqrt{q} \leq N \leq q + 1 + 2\sqrt{q}$, то вернуть N . В противном случае – перейти к шагу 2.

Литература

- ☰ Н. Cohen и др. *Handbook of elliptic and hyperelliptic curve cryptography*. 2005.
- ☰ L. C. Washington. *Elliptic curves: number theory and cryptography*. 2008.

Контакты

snovoselov@kantiana.ru

Страница курса:

crypto-kantiana.com/semyon.novoselov/teaching/elliptic_curves_2021