

Лекция №1

Часть 1. О курсе

Елена Киршанова
Курс “Основы криптографии”

- Встречаемся в Webinar по вторникам в 17:10 по Калининграду
- Лабораторные принимаются после лекций
- Страница курса
`https://crypto-kantiana.com/elena.kirshanova/teaching/info_sec_2022.html`
- Для прохождения курса: сдача всех лабораторных + тест в день зачёта

Лабораторные работы

- После каждой лекции будет опубликовано задание к лабораторной работе, например
`https://crypto-kantiana.com/elena.kirshanova/teaching/info_sec2022/Lab1.txt`
- Реализовывать алгоритмы можно (и рекомендуется) с помощью библиотек OpenSSL, либо `crypto++` (обе C++)
- Лабораторные работы выполняются индивидуально

Структура и план курса

I. Симметрическая криптография

- 11/10 Псевдослучайные генераторы
- 18/10 Блок-шифры
- 25/10 Хэш-функции. Коды аутентификации сообщений

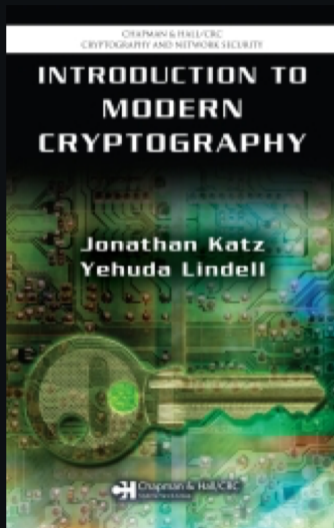
II. Асимметрическая криптография

- 1/11 Обмен ключами
- 8/11 Цифровые подписи

Чего не будет

Мы **не** будем говорить о

- блокчейнах
- программировании / реверс инжиниринге
- хакерстве
- квантовой и пост-квантовой криптографии



A Graduate Course in Applied Cryptography
Dan Boneh, Victor Shoup

<https://toc.cryptobook.us/book.pdf>

Комментарии

- Подразумеваем знания элементарных алгоритмов, тер. вера, линейной алгебры
- Будет много англоязычных слов!
- Опечатки неизбежны
- Комментарии/замечания/пожелания/недовольства можно отправить по почте

elenakirshanova [at] gmail [dot] com

Часть II

Принципы криптографии

Определения I.

Принятая модель вычислений – машина Тьюринга

Полиномиальное время

Алгоритм \mathcal{A} работает за *полиномиальное время*, если, получая на вход данные размера n бит, \mathcal{A} терминирует за время $\mathcal{O}(n^k)$ для константы k .

Примеры:

- умножение двух n -битных чисел: $\mathcal{O}(n \log n)$ – полиномиальное время
- факторизация n -битного числа: $\exp(\mathcal{O}(n^{1/3} \cdot (\log n)^{2/3}))$ – субэкспоненциальное время

Алгоритм \mathcal{A} называется *вероятностным полиномиальным* (ppt), если он работает за полиномиальное время и использует случайные биты.

Определения II.

Пренебрежимо малая функция

Функция $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ *пренебрежимо мала* (negl), если для всех многочленов p существует $N \in \mathbb{N}$, такое что для любого $n \geq N$

$$f(n) < \frac{1}{p(n)}.$$

Примеры:

- negl:

$$\frac{1}{2^n}, \frac{1}{2^{\sqrt{n}}}, \frac{1}{2^{\log^2(n)}}$$

- non-negl:

$$\frac{1}{\log n}, \frac{1}{n^2}, \frac{1}{2^{\mathcal{O}(\log n)}}$$

Формальное описание шифра

Шифр-схема $\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$

включает в себя *ppt* алгоритмы $\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec}$ и множества

\mathcal{K} – множество ключей

\mathcal{M} – множество открытых текстов

\mathcal{C} – множество шифр-текстов

такими, что для

$$k \leftarrow \text{KeyGen}(1^\lambda)$$

$$c \leftarrow \text{Enc}(k, m)$$

$$m' = \text{Dec}(k, c)$$

схема **корректна**: $\text{Dec}(k, \text{Enc}(k, m)) = m \quad \forall k \in \mathcal{K}, m \in \mathcal{M}$

Шифр-схема (свойства)

Формально: множества $\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C}$ зависят от пар-ра безопасности λ .

Параметризация шифр-схемы $\text{Param}(\lambda)$ – ppt алгоритм, принимающий на вход пар-р безопасности λ , и выдающий битовую строку $\Lambda = \text{poly}(\lambda)$, задающую параметры шифр-схемы.

Пример: Для криптографической хэш-функции SHA-256 с $\lambda = 128$, $\text{Param}(\lambda)$ выдаст

$$\mathcal{K}_{128} = \{0, 1\}^{512} \quad \mathcal{M}_{128} = \mathcal{C}_{128} = \{0, 1\}^{256}$$

Основные принципы современной криптографии

Принцип Керкгоффса (Kerckhoffs' principle)¹:

Криптосистема должна оставаться безопасной, если злоумышленнику известно всё, кроме секретного ключа

Алгоритмы Enc, Dec, Param являются открытыми и подлежат открытым научным исследованиям

¹Auguste Kerckhoffs, «La Cryptographie Militaire», 1883

Часть III

Абсолютная криптографическая стойкость.
Одноразовый блокнот

Шифр Шеннона (Shannon's cipher)

Положим $\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C}$ – множества ключей, открытых текстов, шифр-текстов

Шифр Шеннона –

это тройка функций KeyGen, Enc, Dec:

$$\text{Enc} : \mathcal{K} \times \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{C}$$

$$\text{Enc}(k, m) = c$$

$$\text{Dec} : \mathcal{K} \times \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{M}$$

$$\text{Dec}(k, c) = m,$$

для которых выполняется

$$\text{Dec}(k, \text{Enc}(k, m)) = m \quad \forall k \leftarrow \text{KeyGen}, m \in \mathcal{M}$$

Абсолютная криптографическая стойкость (perfect secrecy)

- На каждом из этих множеств зададим распределение:
 $\Pr[M = m]$ – вероятность выбора $m \in \mathcal{M}$.
- Аналогично для $K \in \mathcal{K}, C \in \mathcal{C}$.

Абсолютная криптографическая стойкость

Шифр-схема $\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ обладает *абсолютной криптографической стойкостью*, если для любого распределения над \mathcal{M}

$$\Pr[M = m | C = c] = \Pr[M = m] \quad \forall m \in \mathcal{M}, c \in \mathcal{C}.$$

Интуиция: шифр-текст c не содержит никакой информации об открытом тексте m .

Эквивалентные определения

Шифр-схема $\Pi = (\text{Enc}, \text{Dec})$ определена над $\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C}$

1. Шифр-текст не зависит от открытого текста:

$$\Pr[C = c \mid M = m] = \Pr[C = c] \quad \forall m \in \mathcal{M}, c \in \mathcal{C}.$$

2. Шифр-тексты не отличимы друг от друга: для любых $m_0, m_1 \in \mathcal{M}$ выполняется

$$\Pr[C = c \mid M = m_0] = \Pr[C = c \mid M = m_1]$$

Одноразовый блокнот (One-time pad) или шифр Вернама

Одноразовый блокнот

Положим $\mathcal{M}, \mathcal{K}, \mathcal{C} = \{0, 1\}^n$.

- $\text{KeyGen}(1^\lambda) : k \leftarrow \{0, 1\}^n$
- $\text{Enc}(k, m \in \{0, 1\}^n) : c = k \oplus m$
- $\text{Dec}(k, c \in \{0, 1\}^n) : m = k \oplus c$

Теорема. Одноразовый блокнот является абсолютно стойким.

Недостаток абсолютной стойкости

Теорема. Положим $\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ – абсолютно стойкая шифр-схема. Тогда $|\mathcal{K}| \geq |\mathcal{M}|$

Интуиция: Абсолютно стойкие схемы неэффективны.

Теорема Шэннона (1949)

Положим $\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ – шифр-схема с $|\mathcal{K}| = |\mathcal{M}| = |\mathcal{C}|$.

Тогда Π – абсолютно стойкая тогда и только тогда, когда

1. KeyGen выбирает $k \in \mathcal{K}$ с вероятностью $\frac{1}{|\mathcal{K}|}$ для всех k
2. $\forall m \in \mathcal{M}, c \in \mathcal{C}$ существует единственный $k \in \mathcal{K} : c = \text{Enc}(k, m)$.

Одноразовый блокнот на практике

- Правительственная «горячая линия» между Вашингтоном и Москвой в 60-х
https://en.wikipedia.org/wiki/Moscow%E2%80%93Washington_hotline
- Вьетнамские войны
<https://eprint.iacr.org/2016/1136.pdf>

Часть IV

Семантическая стойкость

Информационно-теоретическая vs. семантическая стойкость

ОТР

любые атакующие

Большие ключи $|\mathcal{K}| = |\mathcal{M}|$

Фиксированная длина t

Вычислительный шифр

вычислительно ограниченные атакующие

несколько сотен бит

Любая длина t

Семантическая безопасность: формальное определение

$\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$

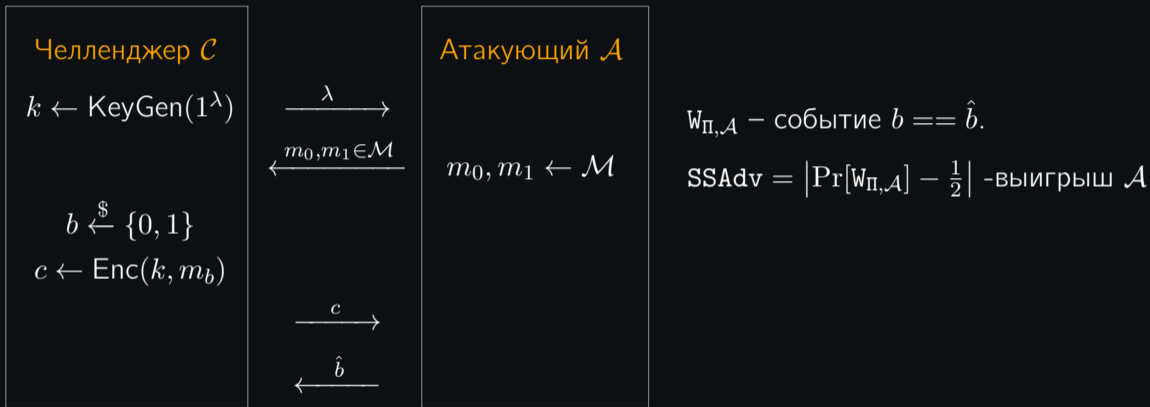


Схема Π – семантически безопасна, если для любого ppt \mathcal{A} :

$$\text{SSAdv} = \text{negl}(\lambda).$$

Семантическая безопасность ОTR

Теорема. Для абсолютно стойкой схемы (OTR) и для всех атакующих \mathcal{A} выполняется

$$\Pr[W_{\Pi, \mathcal{A}}] = \frac{1}{2}.$$

Эквивалентно

$$\text{SSAdv} = |\Pr[W_{\Pi, \mathcal{A}}] - 1/2| = 0.$$

“Взлом” абсолютно стойкой схемы эквивалентен угадываю ключа.

Следствия семантической безопасности

Теорема.

$\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ – семантически стойкая схема. Тогда \forall ppt атакующего \mathcal{A} существует \mathcal{A}' :

$$|\Pr[\mathcal{A}(\lambda, \text{Enc}(k, m)) \rightarrow f(m)] - \Pr[\mathcal{A}'(\lambda) \rightarrow f(m)]| \leq \text{negl}(\lambda).$$

То есть семантически безопасная схема стойка к вычислению *любой эффективной* функции $f(m)$.

Часть V

Псевдослучайные генераторы

Одноразовый блокнот

$$\mathcal{M}, \mathcal{K}, \mathcal{C} = \{0, 1\}^n.$$

- $\text{KeyGen}(1^\lambda) : k \leftarrow \{0, 1\}^n$
- $\text{Enc}(k, m \in \{0, 1\}^n) : c = k \oplus m$
- $\text{Dec}(k, c \in \{0, 1\}^n) : m = k \oplus c$

Проблема: большие ключи.

Решение: “растянуть” случайные ℓ -бит в $L > \ell$ псевдо-случайных бит.

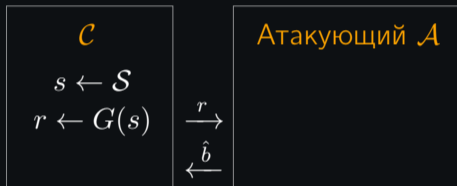
$$G : \{0, 1\}^\ell \rightarrow \{0, 1\}^L : \\ s \mapsto G(s)$$

Интуиция: ppt \mathcal{A} не может отличить $G(s)$ от $r \xleftarrow{\$} \{0, 1\}^L$.

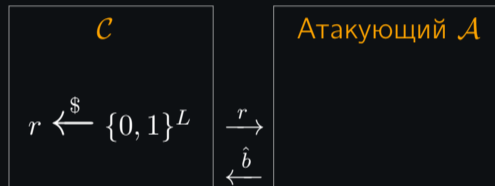
Псевдослучайный генератор (PRG)

PRG G – эффективный детерминированный алгоритм, получающий на вход начальное значение (seed) $s \in \mathcal{S} = \{0, 1\}^\ell$ и вычисляющий $r \in \mathcal{R} = \{0, 1\}^L$

Эксперимент 0



Эксперимент 1:



W_b событие “ \mathcal{A} возвращает b ”

Выигрыш \mathcal{A} 's : $\text{PRGadv}[\mathcal{A}, G] = |\Pr[W_0] - \Pr[W_1]|$.

PRG G – **безопасный**, если $\text{PRGadv} = \text{negl}(\cdot)$ для всех ppt \mathcal{A} .

Атаки на PRG

$$G : \{0, 1\}^\ell \rightarrow \{0, 1\}^L : \\ s \mapsto G(s)$$

Существует атакующий \mathcal{A} для G со сложностью 2^ℓ .

Кроме этого, **П статистический тест** для $\{0, 1\}^\ell$ – алгоритм A , выдающий 0 (= “не случайное”) или 1 (= “случайное”)

1. $A(x) = 1 \quad |\#0(x) - \#1(x)| \leq 10\sqrt{n}$
2. $A(x) = 1 \quad \max \text{len}\{1\dots 1(x)\} \leq 10 \log n$

Примеры реализаций тестов:

- Diehard tests
- TestU01
- Тесты NIST

Откуда берётся начальное значение s ?

Действительно случайный бит дорог!

Начальное значение s – результат работы Random Number Generator (RNG).

Реализации RNG:

- Hardware Security Module (для серверов)
- Trusted Platform Module – процессор для генерации ключей
- Встроенные чипы в процессоры (“Bull Mountain” в Intel)
- Движения мыши, события клавиатуры
- Сетевые события, глитчи
- Неинициализированная память

Часть VI

Потоковый шифр

Потоковый шифр = OTP + PRG

$$\mathcal{M}, \mathcal{C} = \{0, 1\}^n, \mathcal{K} = \{0, 1\}^\ell$$

$$G : \{0, 1\}^\ell \rightarrow \{0, 1\}^n - \text{PRG}$$

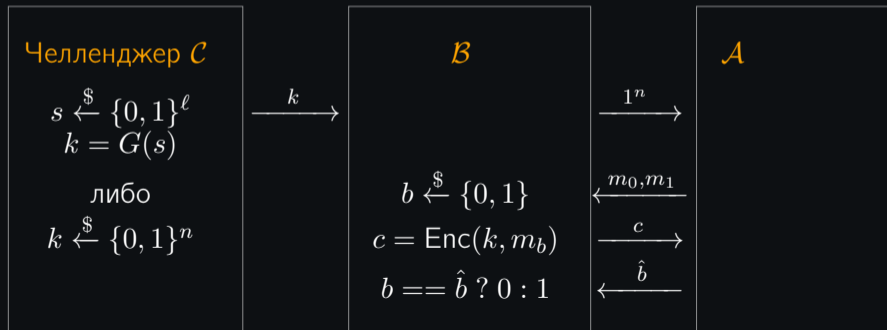
- $\text{KeyGen}(1^\ell) :$
 $s \xleftarrow{\$} \{0, 1\}^\ell$
 $k = G(s)$
- $\text{Enc}(k, m \in \{0, 1\}^n) : c = k \oplus m$
- $\text{Dec}(k, c \in \{0, 1\}^n) : m = k \oplus c$

Безопасность потокового шифра

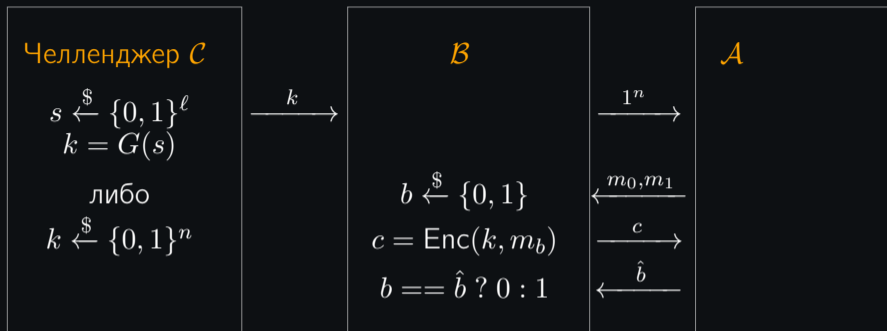
$\Pi = (\text{KeyGen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ – потоковый шифр с PRG G .

Теорема. G – криптографически безопасный псевдослучайный генератор
 $\implies \Pi$ – семантически стойкий шифр.

Для любого ppt \mathcal{A} , атакующего семантическую стойкость Π , найдется ppt алгоритм \mathcal{B} , атакующий G .



Доказательство безопасности Π



1. Случай $k \xleftarrow{\$} \{0, 1\}^n$: $\text{Enc}(k, m_b)$ – ОТП $\implies \Pr[W_0, \mathcal{B}] = \Pr[W_{\Pi, \mathcal{A}}] = \frac{1}{2}$.
2. Случай $k = G(s)$: $\Pr[W_1, \mathcal{B}] = \Pr[W_{\Pi, \mathcal{A}}] = 1/2 + \varepsilon(n)$.

В итоге,

$$\text{PRGadv}[\mathcal{B}, G] = |\Pr[W_0, \mathcal{B}] - \Pr[W_1, \mathcal{B}]| = \varepsilon(n).$$

Потоковый шифр = OTP + PRG

$$\mathcal{M}, \mathcal{C} = \{0, 1\}^n, \mathcal{K} = \{0, 1\}^\ell$$

$$G : \{0, 1\}^\ell \rightarrow \{0, 1\}^n - \text{PRG}$$

- KeyGen(1^ℓ) :

$$s \xleftarrow{\$} \{0, 1\}^\ell$$

$$k = G(s)$$

- Enc($k, m \in \{0, 1\}^n$) : $c = k \oplus m$

- Dec($k, c \in \{0, 1\}^n$) : $m = k \oplus c$

Проблема: фиксированный размер открытых текстов.

Расширение области значений G

Дано $G : \{0, 1\}^\ell \rightarrow \{0, 1\}^n$ – PRG

Построить $G' : \{0, 1\}^L \rightarrow \{0, 1\}^N$, $N > n$

Два метода композиции G :

1. Параллельная конструкция

$$G'(s_1, \dots, s_n) = (G(s_1), \dots, G(s_n))$$

2. Последовательная конструкция (Blum-Micali)

$$G'(s) =$$

$$s_0 = s$$

for $i = 1$ to k

$$(r_i, s_i) = G(s_{i-1})$$

return (r_1, \dots, r_k, s_k)

Современные PRG: Salsa and ChaCha

- Salsa20, ChaCha20: предложены Д.Бернштайном в 2005, 2008
- один из предложенных к использованию PRG в портфолио eStream
- используется в интернет протоколах (TLS)
- Вход: 256-битное нач. значение и параметр L
- Выход: $(256 \cdot L)$ -битная псевдослучайная строка
- Детали алгоритма <https://cr.yp.to/chacha.html>

ChaCha PRG (упрощенная версия)

Два компонента:

1. функция $\text{pad}(s, j) : \{0, 1\}^{256+64} \rightarrow \{0, 1\}^{512}$
2. фиксированная перестановка $\pi : \{0, 1\}^{512} \rightarrow \{0, 1\}^{512}$

Алгоритм:

1. for $j = 0$ to $L - 1$
2. $h_j = \text{pad}(s, j)$
3. $r_j = \pi(h_j) \oplus h_j$
4. Выход (r_0, \dots, r_{L-1})

(Частично) Взломанные PRG

1. Линейный конгруэнтный метод

- использовался в glibc, Microsoft Visual Basic, Java
- печально известный RANDU
- не является криптографическим PRG!

2. RC4

- предложен Р.Ривестом в 1987
- использовался TLS, 802.11b WEP
- не является криптографическим PRG!

3. Регистр сдвига с линейной обратной связью

- использовался для защиты данных DVD дисков
- пример: Trivium (eStream)