

Прикладная Криптография: Симметричные криптосистемы Практические аспекты

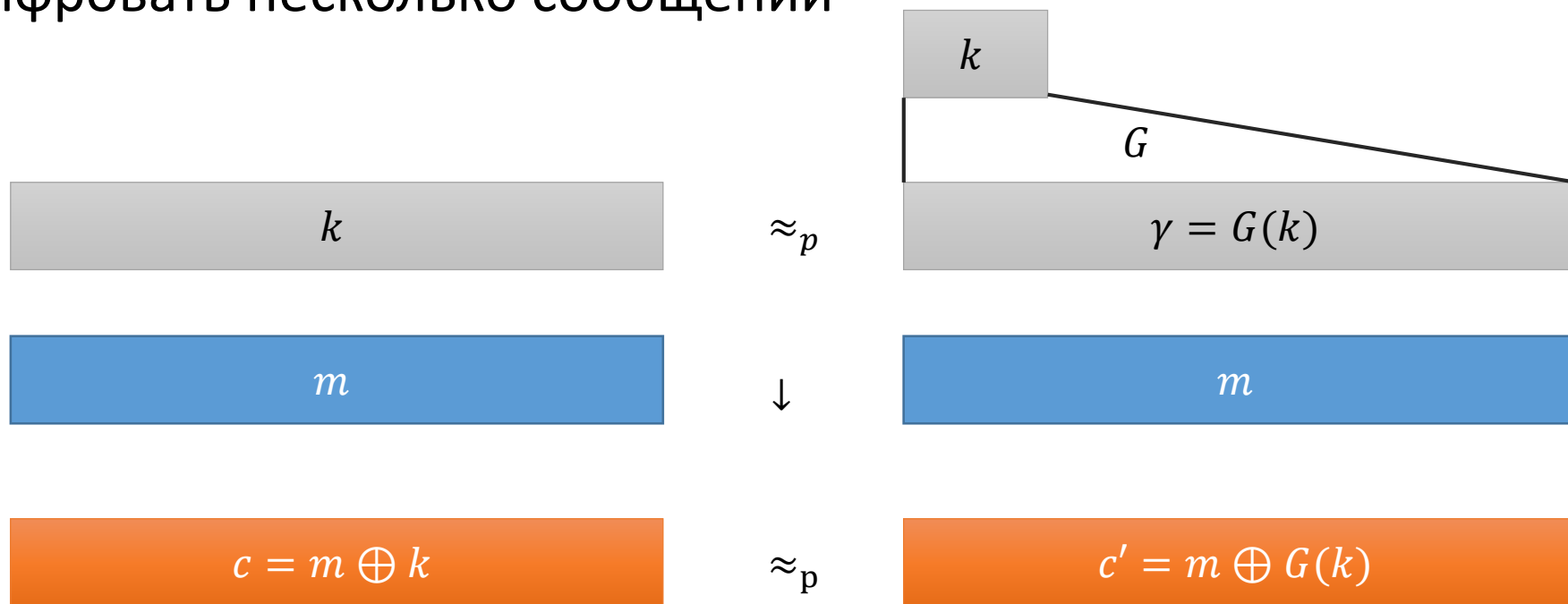
Макаров Артём
МИФИ 2018

Композиция генераторов

PRG $G: S \rightarrow R$ позволяют получить псевдослучайный вектор $\gamma \in R$ (с использованием ключа $k \in S$), для использования его для зашифрования сообщения $m \in R$.

Можем ли мы зашифровать несколько сообщений

m_0, \dots, m_q ?



Параллельная конструкция

Пусть G – стойкий PRG на (S, R) .

Построим новый PRG G' на (S^n, R^n) из G следующим образом:

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

G' называется **n -ой параллельной композицией** генератора G .
Величина n называется **параметром повторения**.

Параллельная конструкция

Теорема 3.1. Пусть Пусть G – стойкий PRG на (S, R) . Тогда параллельная конструкция G' построенная с использованием G – стойкий PRG с параметром повторения n .

Т.е. $\forall A$ – противника в игре на различимость против G' $\exists B$ – противник в игре на различимость против G , причём

$$PRG_{adv}[A, G'] = n * PRG_{adv}[B, G]$$

Параллельная конструкция

▷ Рассмотрим последовательность из $n + 1$ игры:

n . Претендент случайно выбирает $(s_1, \dots, s_n) \stackrel{R}{\leftarrow} S^n$ и отправляет противнику $((G(s_1), \dots, G(s_n)))$.

$n-1$. Претендент случайно выбирает $(s_2, \dots, s_n) \stackrel{R}{\leftarrow} S^{n-1}$, $r_1 \stackrel{R}{\leftarrow} R$ и отправляет противнику $(r_1, (G(s_2), \dots, G(s_n)),)$.

...

0 . Претендент случайно выбирает $(r_1, \dots, r_n) \stackrel{R}{\leftarrow} R^n$ и отправляет противнику (r_1, \dots, r_n) .

Обозначим игру H_j : первые j передаваемых элементов случайные, остальные – псевдослучайные.

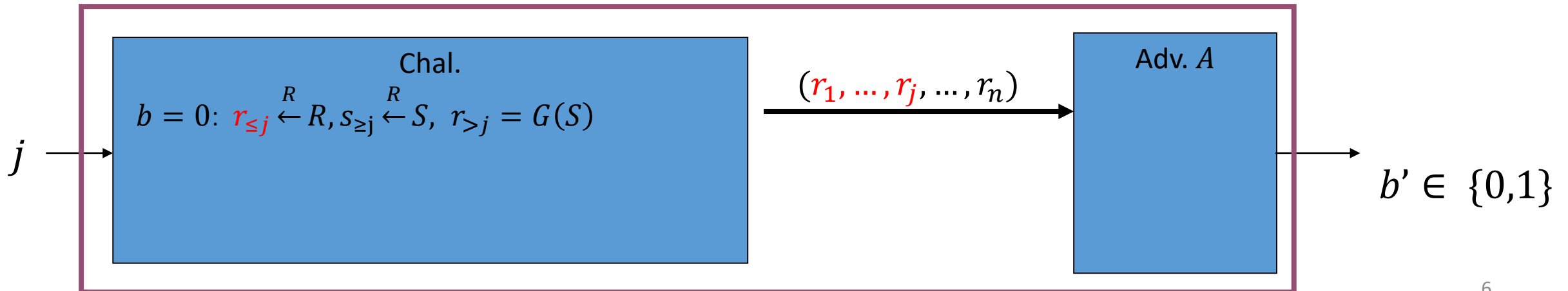
Параллельная конструкция

Пусть A – эффективный противник в игре против G' .

В эксперименте H_j игра выглядит следующим образом:

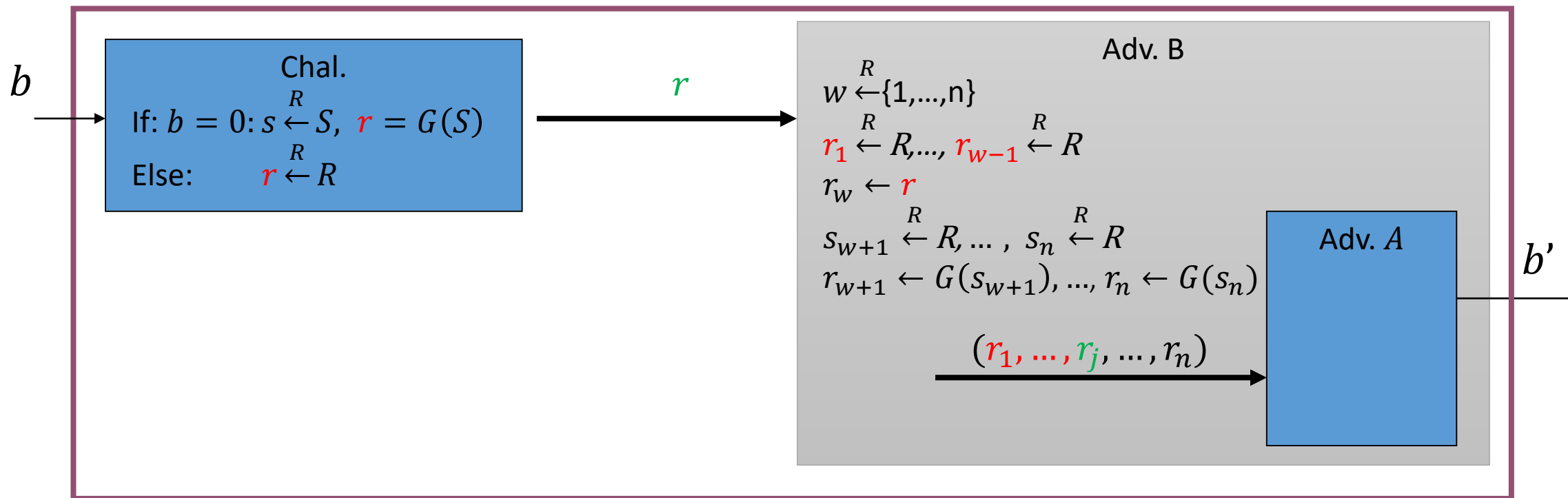
Обозначим p_j - вероятность того, что в эксперименте j величина $b' = 1$.

Тогда $PRG_{adv}[A, G'] = |p_n - p_0|$.



Параллельная конструкция

Построим алгоритм B в игре против G следующим образом:



Параллельная конструкция

Пусть W_b - событие того, что $b' = 1$, в эксперименте b игры противника B .
Заметим, что для $w = j, j = 1 \dots n$

- Эксперимент 0 эквивалентен игре H_{j-1} .
- Эксперимент 1 эквивалентен игре H_j .

Тогда $\Pr[W_0|w = j] = p_{j-1}, \Pr[W_1|w = j] = p_j$.

$$\begin{aligned}\Pr[W_0] &= \sum_{j=\bar{n}}^n \Pr[W_0|w = j] \Pr[w = j] = \sum_{j=\bar{n}}^n \frac{1}{n} \Pr[W_0|w = j] = \frac{1}{n} \sum_{j=\bar{n}}^n p_{j-1} \\ \Pr[W_1] &= \sum_{j=1}^n \Pr[W_1|w = j] \Pr[w = j] = \sum_{j=1}^n \frac{1}{n} \Pr[W_1|w = j] = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n p_j\end{aligned}$$

Параллельная конструкция

$$\begin{aligned}\Pr[W_0] &= \sum_{j=\bar{n}^1}^n \Pr[W_0|w = j] \Pr[w = j] = \sum_{j=\bar{n}^1}^n \frac{1}{n} \Pr[W_0|w = j] = \frac{1}{n} \sum_{j=\bar{n}^1}^n p_{j-1} \\ \Pr[W_1] &= \sum_{j=1}^n \Pr[W_1|w = j] \Pr[w = j] = \sum_{j=1}^n \frac{1}{n} \Pr[W_1|w = j] = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n p_j \\ PRG_{adv}[A, G'] &= |p_n - p_0|.\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}PRG_{adv}[B, G] &= |\Pr[W_0] - \Pr[W_1]| = \left| \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n p_{j-1} - \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n p_j \right| = \frac{1}{n} |p_n - p_0| \\ &= \frac{1}{n} PRG_{adv}[A, G'] \triangleleft\end{aligned}$$

Последовательная конструкция

Пусть G – PRG на $(S, R \times S)$. Пусть n – параметр.

Тогда PRG G' на $(S, R^n \times S)$ определённый следующим образом:

$G'(s)$:

$s_0 \leftarrow s$

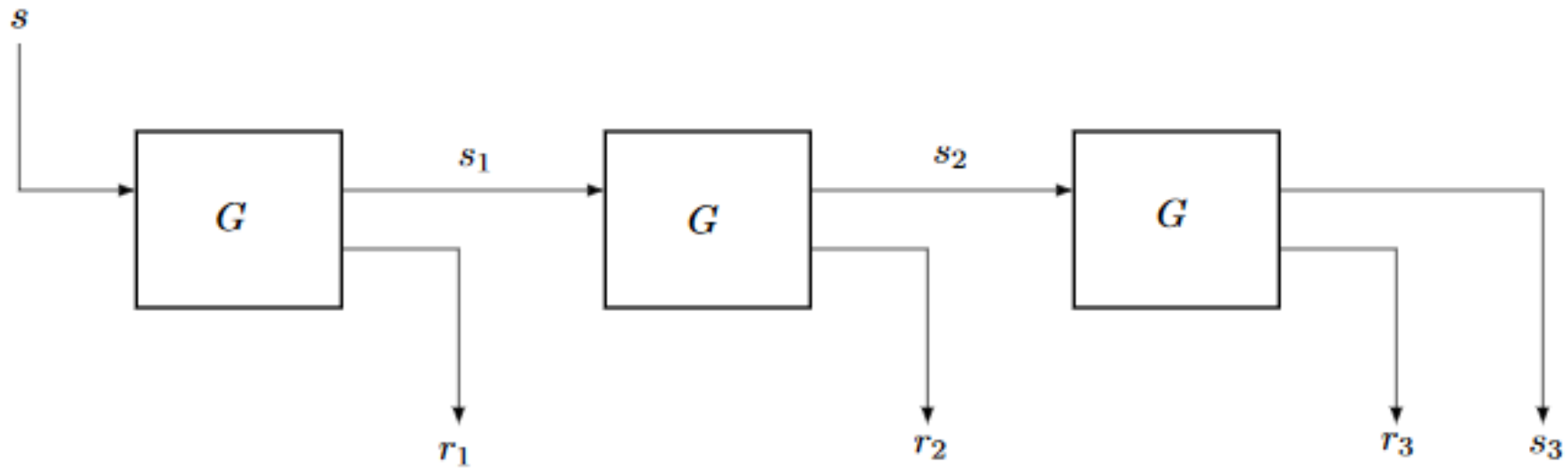
for $i = 1..n$:

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

return (r_1, \dots, r_n, s_n)

называется **n -ой последовательной композицией** генератора G .

Последовательная конструкция



Последовательная конструкция

Теорема 3.2. Пусть Пусть G – стойкий PRG на (S, R) . Тогда последовательная конструкция G' построенная с использованием G – стойкий PRG с параметром повторения n .

Т.е. $\forall A$ – противника в игре на различимость против G' $\exists B$ – противник в игре на различимость против G , причём

$$PRG_{adv}[A, G'] = n * PRG_{adv}[B, G]$$

▷ без доказательства. Идея доказательства – аналогичная **Теореме 3.1** – построение гибридных игр H_j и построение противника B использующего противника A в гибридной игре.◁

LCG (Linear Cong. Generator)

Простой способ построения генераторов – линейный конгруэнтный генератор. Для параметров a, b, p и ключа $k \in \{0, \dots, p - 1\}$, $r[0] = k$.

```

$$r[i] \leftarrow a * r[i - 1] \bmod p$$

$$i++$$

$$\text{return } r[i]$$

```

НИКОГДА НЕ ИСПОЛЬЗОВАТЬ ДЛЯ КРИПТОГРАФИИ!

Используются как генераторы общего назначения в стандартных библиотеках многих языков. Пример:

glibc random():

```

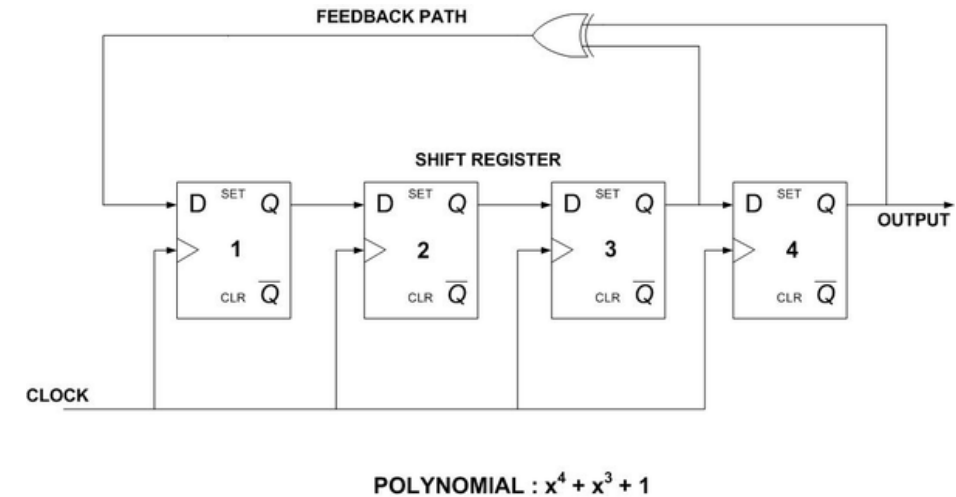
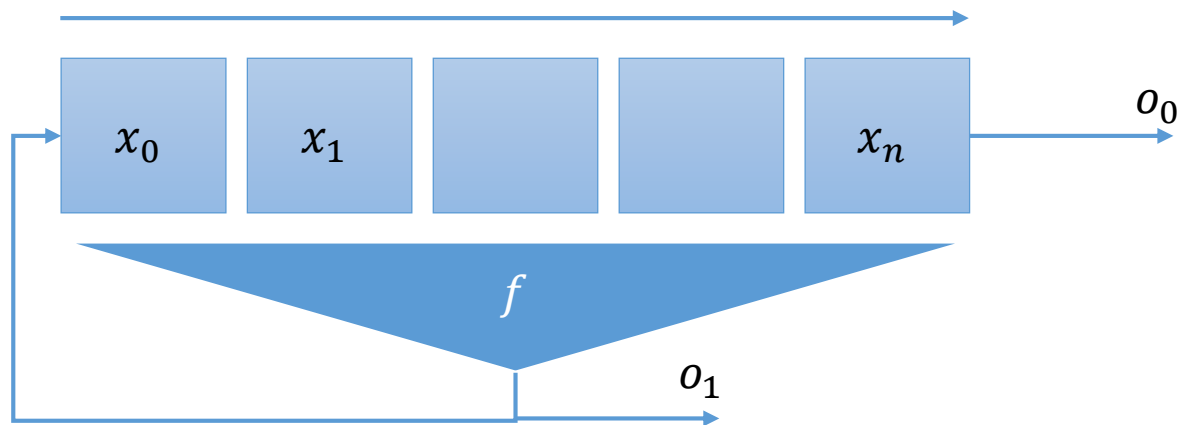
$$r[i] \leftarrow (r[i-3] + r[i-31]) \% 2^{32}$$

$$\text{output } r[i] \gg 1$$

```

LFSR – Linear feedback shift register

Линейный регистр сдвига с обратной связью (ЛРСОС). Как правило выходом является либо значения функции обратной связи (o_1), либо «выталкиваемый» бит (o_0).



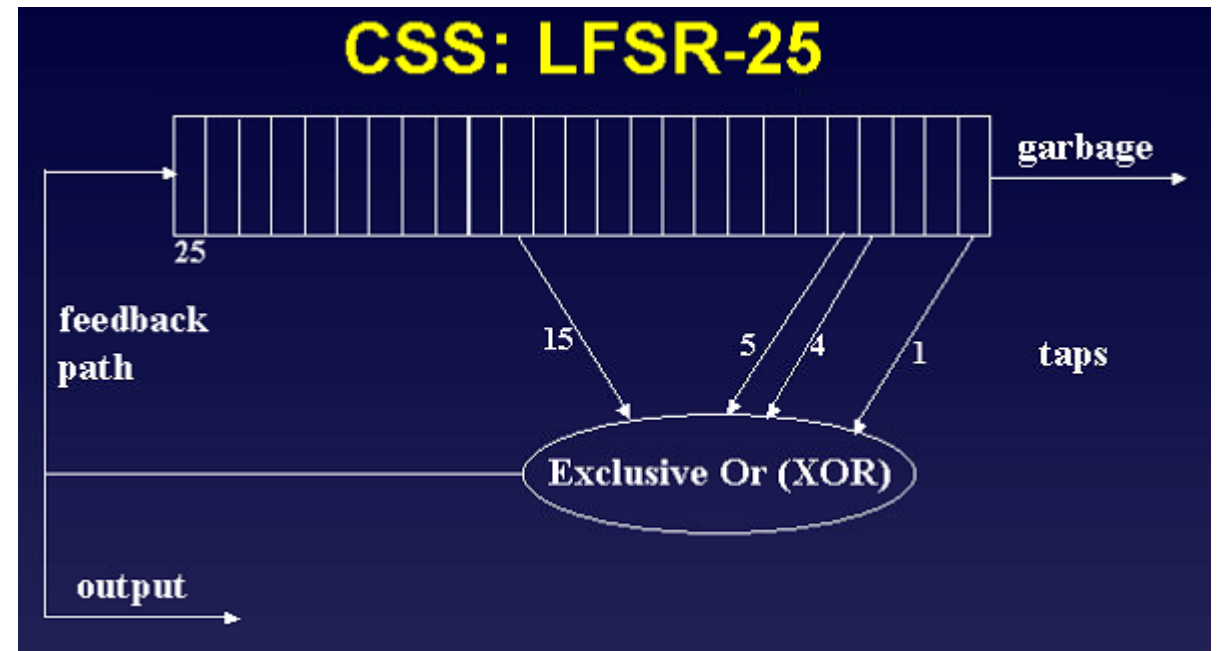
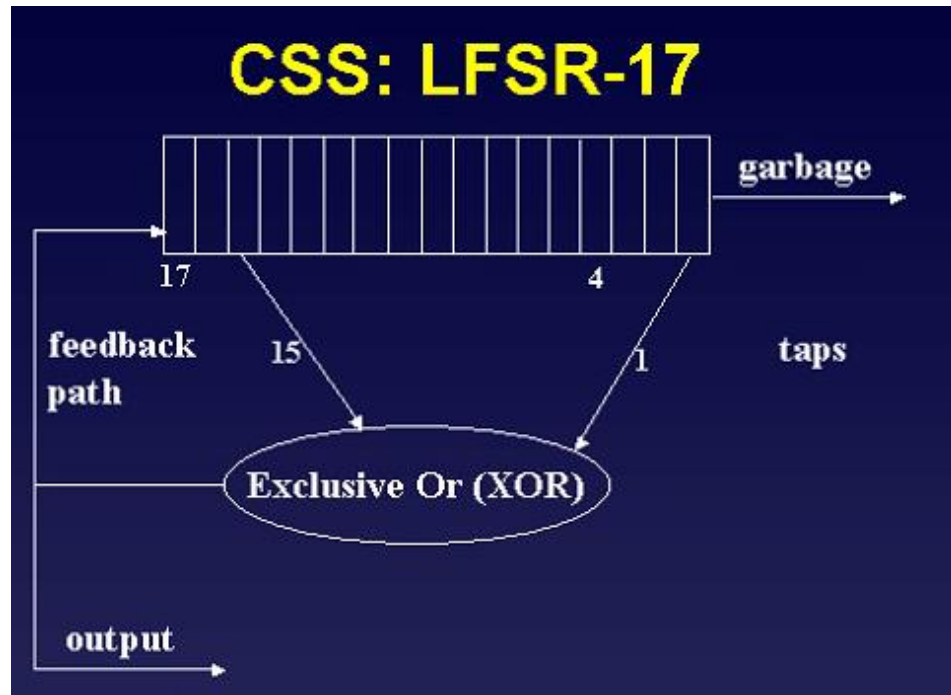
Схемотехническая реализация регистра с функцией обратной связи $f = x_3 \oplus x_4$ с использованием синхронного D триггера.

CSS

$S = \{0, \dots, 7\}^5$. $s \in S$ – изначальное заполнение регистров LFSR-17 и LFSR-25

$s_1 = (1, s[0], s[1])$ – 17 бит.

$s_2 = (1, s[2], s[3], s[4])$ – 25 бит.

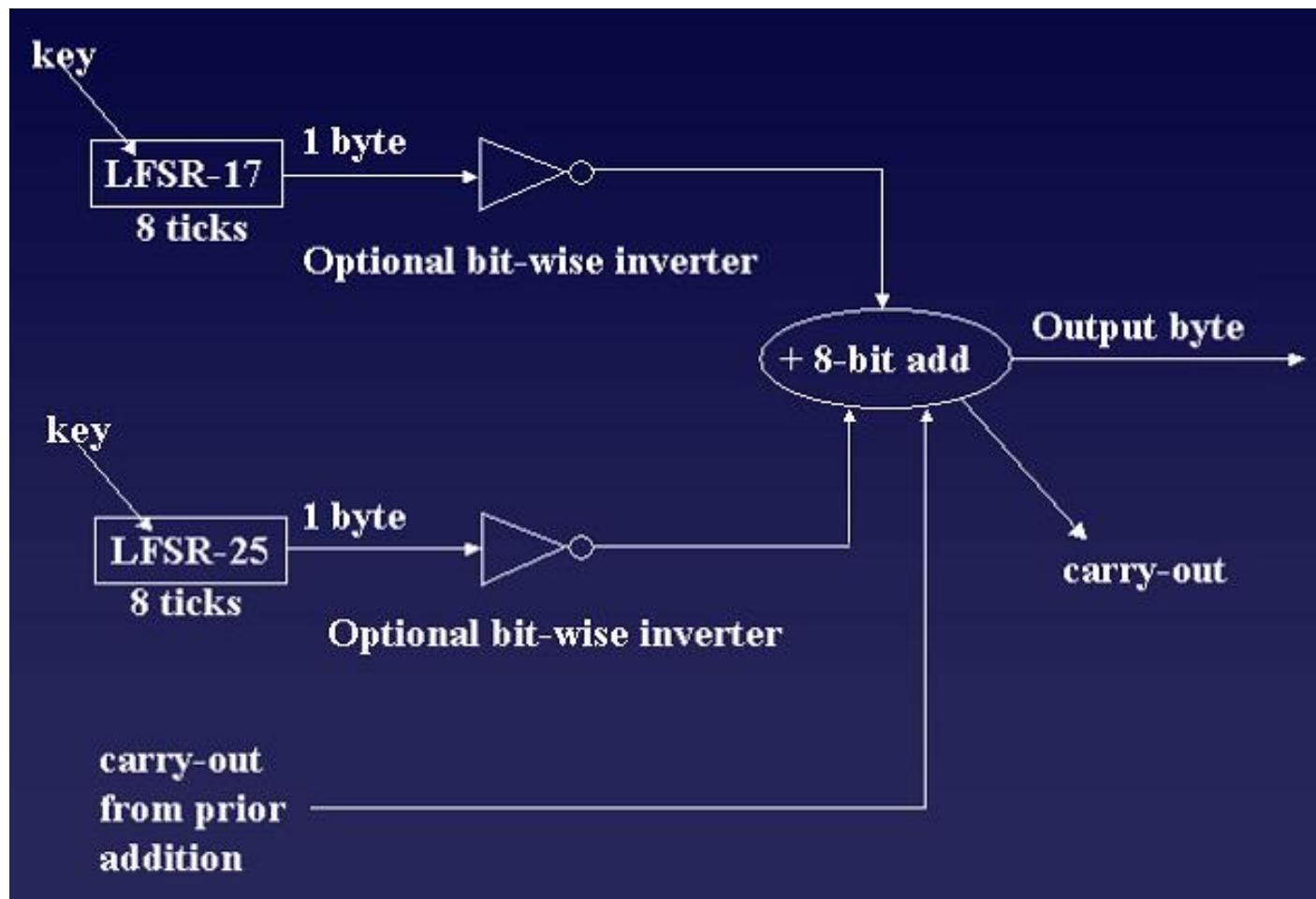


CSS

Возможна атака сложность $\sim 2^{17}$.

Идея атаки – имея выход CSS (γ), предположить начальное состояние LFSR-17, получить предполагаемый выход LFSR-17 (γ_{17}), получить предполагаемый выход LFSR-25 (γ_{25}), восстановить начальное состояние LFSR-25 по выходу, проверить корректность следующих байтов выхода CSS.

Подробнее –
[<https://www.cs.cmu.edu/~dst/DeCSS/Kesden/>]



Использование Nonce

Можем ли мы использовать ключ повторно в PRG, избегая двухразового блокнота?

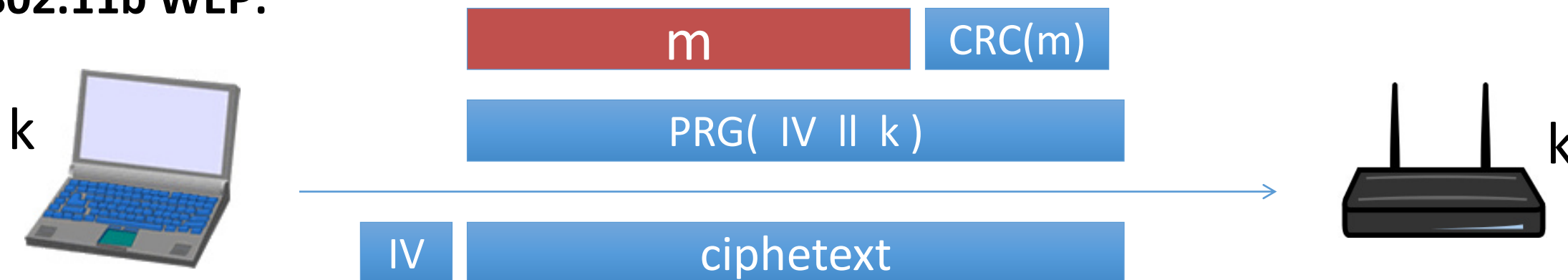
Идея – использование уникальной величины nonce.

PRG $G: S \times R \rightarrow \{0,1\}^n$, где $s \in S$ – ключ, $r \in R$ – nonce (неповторяющаяся величина для фиксированного $s \in S$).

Шифр $E(k, m, r) = m \oplus G(k, r)$, пара (k, r) не должна повторяться.

WEP, или как не надо использовать nonce в поточных шифрах

802.11b WEP:



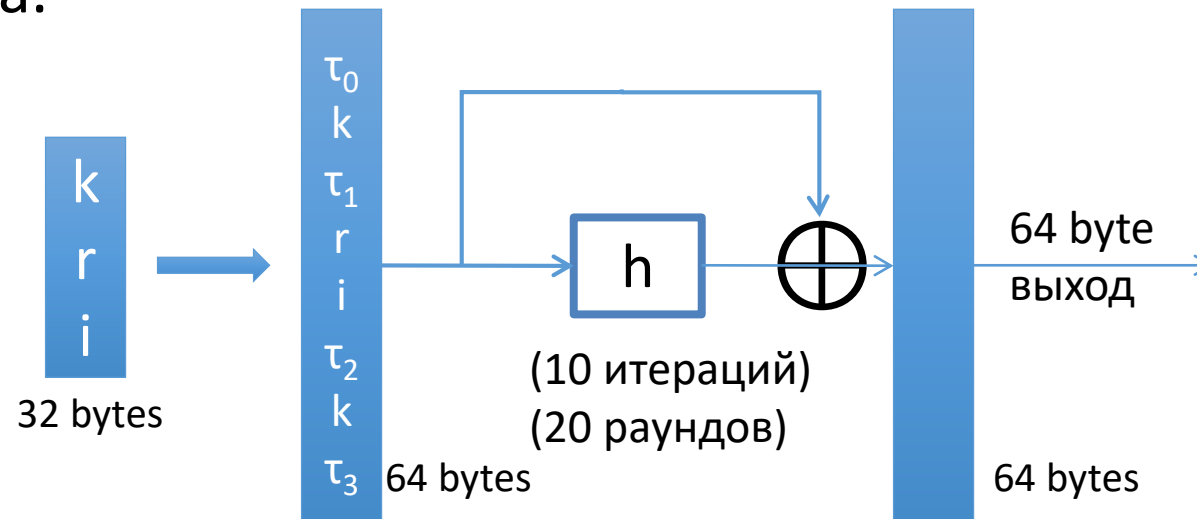
Длина IV: 24 bits

- Повторение IV $2^{24} \approx 16\text{M}$ frames
- Начальная инициализация IV на многих устройствах = 0

Salsa

Salsa 20: $\{0,1\}^{128(256)} \times \{0,1\}^{64} \rightarrow \{0,1\}^n, n \leq 2^{73}$

Salsa 20(r, k) = ($H(k, (r, 0))$, $H(k, (r, 1))$, ...), H – необратимая функция сжатия Roomba.



Salsa20 и стойкость

Является ли Salsa20 стойким PRG? Никто не знает. (Как никто не знает возможно ли вообще построить стойкий PRG).

При использовании Salsa20 предполагается её стойкость на основе сложности **существующих практических атак**.

Salsa20/7, 128 бит (7 раундов, вместо 20) - 2^{109}

Salsa20/8, 256 бит (8 раундов, вместо 20) - 2^{250}

Salsa20/12, Salsa20/20 – не известны атаки лучше чем перебор ключа

Другие вариации XSalsa20, ChaCha20 (используется Google), XChaCha20.

Генерация случайных чисел

Как получать случайные данные для ключей?

- Использование внешних источников: метеоданные, интенсивность излучений итд.
- Использование аппаратных генераторов – на основе времени выполнения и частоты появления системных прерываний, текущей частоты процессора, времени чтения из памяти итд.
 - Примеры: `/dev/random` (Unix), `RdRand` (intel)
 - Важно использовать в коде криптографически стойкие классы генераторов вместо генераторов общего назначения, пример (Python): `os.urandom()` или `secrets` вместо `random.randint()`
 - Плохая идея реализовывать их самостоятельно

Главное правило реализации криптографии

Никогда не использовать собственные примитивы!

- Использовать только стандартные, широко распространённые примитивы
- Даже если вы уверены что ваши примитивы лучше
- Даже если вы опубликовали статью на eurocrypt
- Правило **Керкгоффса** – противник знает строение и функционирование криптосистемы. Неизвестны только ключи.

Главное правило реализации криптографии

- Не использовать security through obscurity
 - «очень» запутанный алгоритм не означает стойкий алгоритм
 - В местах где необходима безопасность необходимо использовать стойкие криптосистемы, а не то что «усложнит» жизнь противнику запутанностью.
 - Запутанность кода и алгоритма не обеспечивает защищенности



... но тогда я придумаю свой протокол!

Никогда не придумывать протоколы!

- Существует множество существующих стандартов, с большой вероятностью описывающих то, что вам нужно
 - Rcf – интернет стандарты
 - ...но даже в стандартах есть уязвимости

Никогда не придумывать собственные средства защиты информации!

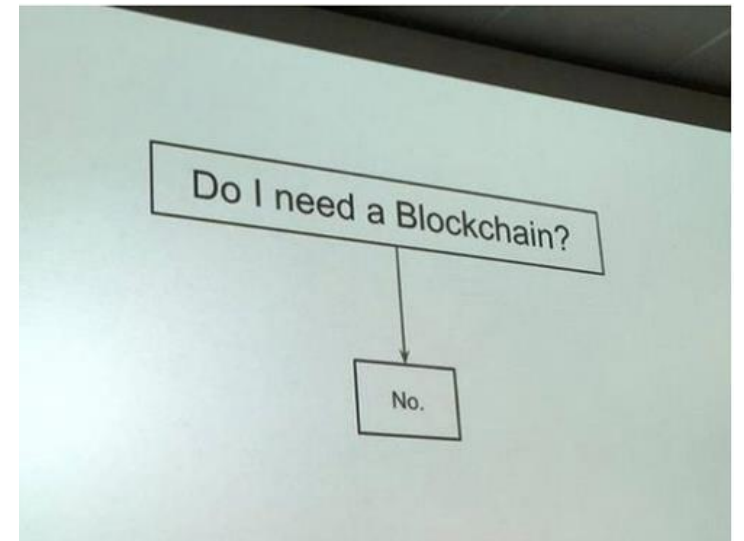
- Пр: Зашифрование жёстких дисков наверняка уже кем то описано и проанализировано, достаточно найти и использовать



... тут недавно выяснил что придумали новый алгоритм

Не нужно **усложнять** систему!

- Если у проблемы есть простое решение с использованием стандартных средств, не нужно использовать всю криптографию, о которой вы знаете, даже если вам она очень нравится.
- Не нужно везде использовать блокчейн.

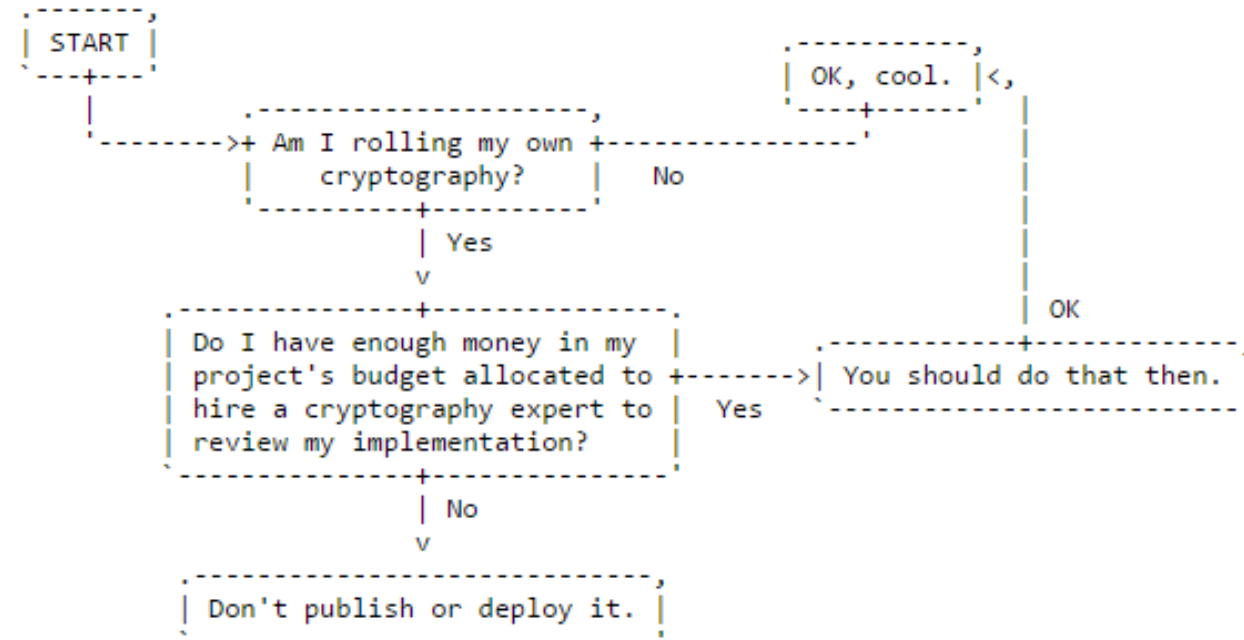




...НО ТОГДА Я ХОТЯ БЫ НАПИШУ РЕАЛИЗАЦИЮ!

Никогда не реализовывать криптографию!

- Необходимо использовать существующие распространённые реализации
- Даже если алгоритм прост и понятен – нужно использовать существующую реализацию
- ... но даже в существующих распространённых реализациях могут быть критические ошибки



Уязвимости в коде (Apple “goto fail”, 2014)

Код проверки сертификатов при установлении SSL соединения.

```
. . .
hashOut.data = hashes + SSL_MD5_DIGEST_LEN;
hashOut.length = SSL_SHA1_DIGEST_LEN;
if ((err = SSLFreeBuffer(&hashCtx)) != 0)
    goto fail;
if ((err = ReadyHash(&SSLHashSHA1, &hashCtx)) != 0)
    goto fail;
if ((err = SSLHashSHA1.update(&hashCtx, &clientRandom)) != 0)
    goto fail;
if ((err = SSLHashSHA1.update(&hashCtx, &serverRandom)) != 0)
    goto fail;
if ((err = SSLHashSHA1.update(&hashCtx, &signedParams)) != 0)
    goto fail;
    goto fail; /* MISTAKE! THIS LINE SHOULD NOT BE HERE */
if ((err = SSLHashSHA1.final(&hashCtx, &hashOut)) != 0)
    goto fail;

err = sslRawVerify(...);
. . .
```

Уязвимости в коде (Apple “goto fail”, 2014)

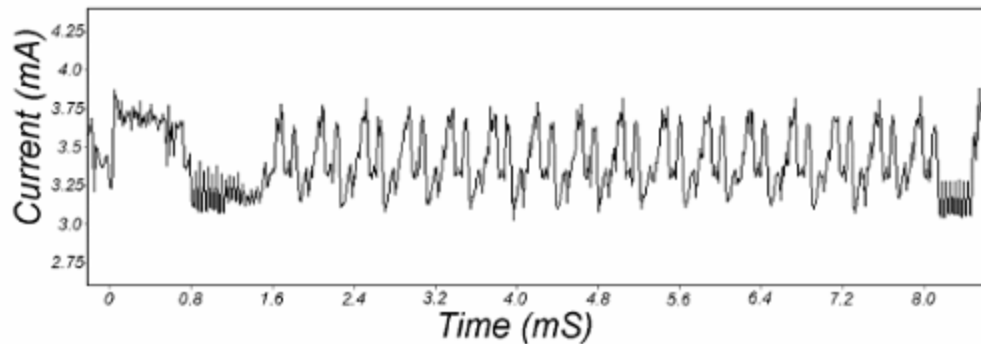
Лишний GoTo выполнялся
безусловно, так как в if не стояли
скобки.

Т.е. если функция
SSLHashSHA1.update выполнялась
без ошибки, остальные проверки
не выполнялись, и проверка
возвращала true.

```
if ((err = SSLHashSHA1.update(&hashCtx, &signedParams)) != 0)
    goto fail;
goto fail;
... other checks ...
fail:
    ... buffer frees (cleanups) ...
    return err;
```

Уязвимости в других местах

- Уязвимости в стандартах: Пример WiFi: WEP, WPA-1, WPA-2, WPS, TLS
- Уязвимости в криптографических библиотеках: openssl
- Уязвимости в примитивах: SHA-1, DES, RC4, CSS
- Уязвимости при атаке по побочным каналам:



[Kocher, Jaffe, Jun, 1998]

О важности обновлений

- Если что то безопасно сегодня, не факт что будет завтра!
- Могут появляться новые атаки и могут обнаружиться новые атаки, переводя криптосистему в класс нестойких.
- Регулярное обновление версий криптографических библиотек и оборудования.



mephi.ru IS VULNERABLE.

You can specify a port like this `example.com:4433` . 443 by default.

Тогда зачем этот курс? (в практическом смысле)

Основная цели:

- Знать достаточно чтоб сознательно избегать плохих конструкций и реализаций
 - Ничего не мешает вам посмотреть как работает чужая библиотека, как она генерирует ключи, какие режимы шифрования использует итд.
- Иметь возможность задать адекватные вопросы о криптосистемах (в том числе и гуглу)
- Понимать что нужно делать для решения практических задач, понимать как именно они были решены и с какими ограничениями.