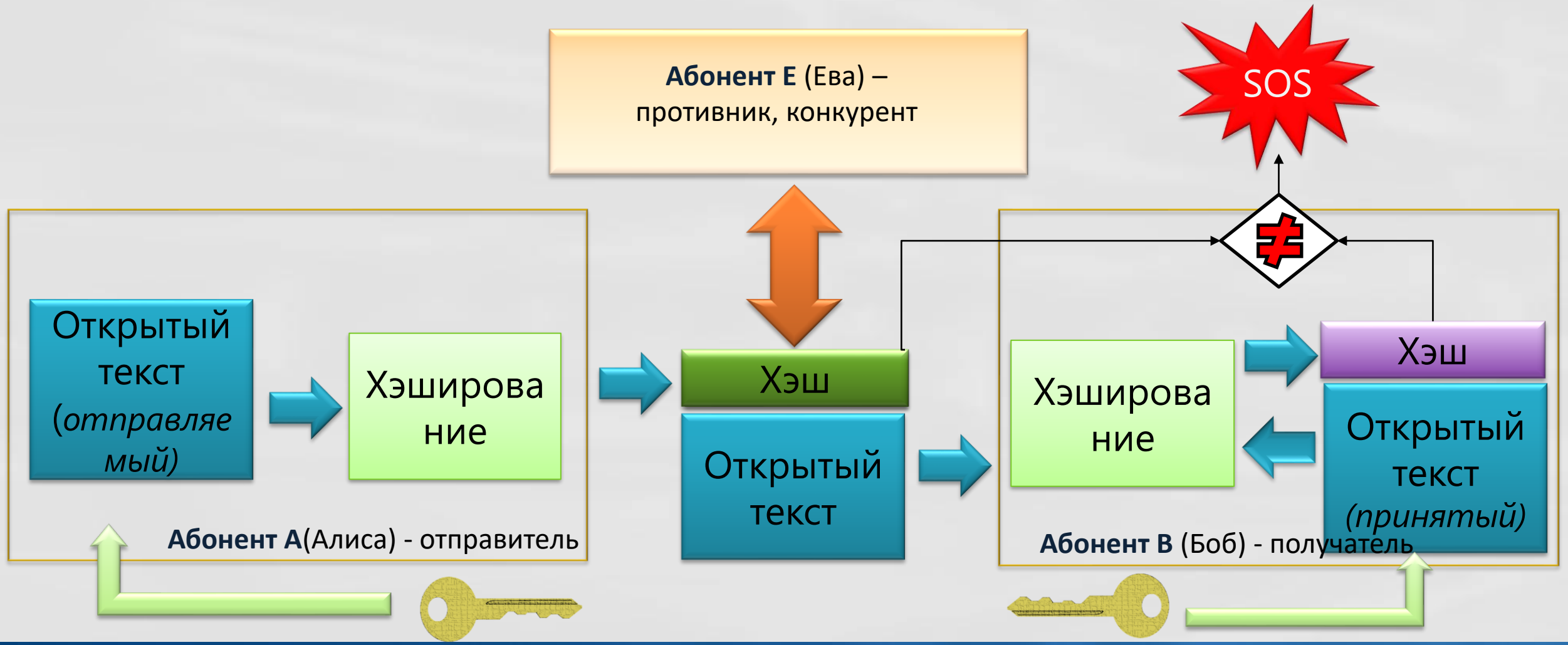
Методы контроля целостности и подлинности данных

Угрозы в фокусе темы

Базовая модель



Определения

- Хэш-функцией (*hash function*) называется математическая или иная функция, которая для строки произвольной длины вычисляет некоторое целое значение или некоторую другую строку фиксированной длины (хэш)
- Хэш может также называться применительно к сообщению:
  - хэш-образ, хэш-код
  - свертка
  - дайджест сообщения
  - цифровой отпечаток
  - криптографическая контрольная сумма

Односторонняя хэш-функция

- *H (x)* относительно легко (за полиномиальное время) вычисляется для любого значения *x*
- Устойчива к прообразу: для любого данного значения хэш-кода *h* вычислительно сложно найти *x* такое, что $x = H^{-1}(h)$
- Устойчива ко второму прообразу: для любого данного *x* вычислительно сложно найти *y: y ≠ x & H (y) = H (x)*
- Устойчива к коллизиям: вычислительно сложно найти произвольную пару *(x, y)* такую, что *H (y) = H (x)* (признак сильной хэш-функции)

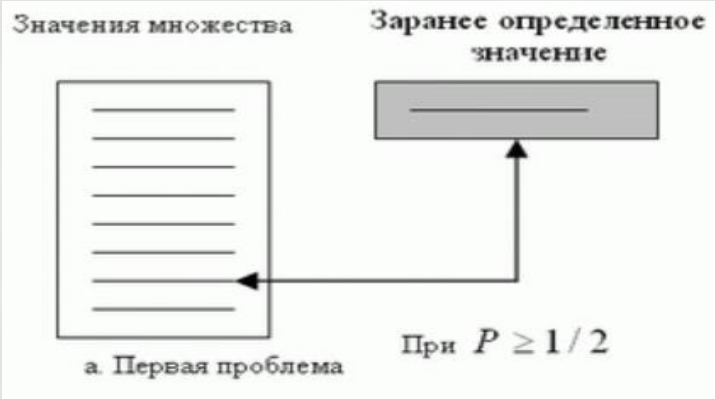
Понятие идеальной хэш-функции (random oracle model)

- Для нового сообщения произвольной длины вырабатывается на выходе дайджест фиксированной длины, который представляет собой случайную строку нулей и единиц. Эта пара (сообщения, дайджест) образует запись в таблице
- Когда поступает сообщение, для которого уже существует дайджест, выдается дайджест из соответствующей записи
- Дайджест для нового сообщения должен быть выбран независимо от всех предыдущих дайджестов. Это подразумевает, что модель не может использовать формулу или алгоритм для вычисления дайджеста
- Отношения между возможными сообщениями и возможными дайджестами – «многие к одному» (функциональность), поскольку длина дайджеста меньше длины сообщения
- ***Пример:*** Моделью идеальной хэш-функции может служить случайное назначение номера дня в году при рождении каждой персоны

Модели атак на идеальную хэш-функцию на основе парадоксов дней рождения

- **Парадокс 1:** Каково минимальное число k- студентов в аудитории, такое, что с некоторой вероятностью по крайней мере один студент имеет заранее заданный день рождения?

- **Парадокс 2:** Каково минимальное число k - студентов в аудитории, такое, что с некоторой вероятностью по крайней мере один студент имеет тот же самый день рождения, как и студент, выбранный профессором?



Модели атак на идеальную хэш-функцию на основе парадоксов дней рождения

- **Парадокс 3.** Каково минимальное число ***k*** - студентов в аудитории, такое, что с заданной вероятностью по крайней мере два студента имеют тот же самый день рождения?

c. Третья проблема

- **Парадокс 4.** Имеются две аудитории, каждая с ***k*** студентами. Каково минимальное значение ***k***, такое, чтобы по крайней мере один студент из первой аудитории с некоторой вероятностью имел тот же самый день рождения, что и студент из второй аудитории?

d. Четвертая проблема

Результаты решений проблем дней рождения

Проблема	Вероятность	Общее значение для k	Значение k при P = 1/2	Число студентов (при N=365)
1	$P = 1 - e^{-k/N}$	$k = \ln[1/(1-P)\ xN$	$k = 0,69 \times N$	253
2	$P = 1 - e^{-(k-1)N}$	$k = \ln[1/(1-P)\ xN + 1$	$k = 0,69 \times N + 1$	254
3	$P = 1 - e^{k(k-1)/2N}$	$k = \{2 \ln [1/1-P]\}^{1/2}\ xN^{1/2}$	$k = 1,18\ xN^{1/2}$	**23**
4	$P = 1 - e^{-k^2/2N}$	$k = \{\ln [1/1-P]\}^{1/2} \times N^{1/2}$	$k = 0,83 \times N^{1/2}$	16

- Выделенное значение (23) является решением классического парадокса дня рождения; если есть 23 студента в аудитории, то с вероятностью $P > 0,5$ двое из них родились в один день (игнорируя год их рождения).

Виды атак на хэш-функции

Атака прообраза

- Ева перехватила дайджест D ; она хочет найти любое сообщение M', такое, что D = h (M'). Ева может создать список k сообщений и выполнить поиск
- Вероятность успеха, как в парадоксе 1, асимптотическая сложность атаки $O(2^n)$

Атака второго прообраза

- Ева перехватила сообщение M и хочет найти другое сообщение M', такое, чтобы что h (M) = h (M'). Ева может создать список из k – 1 сообщений и выполнить поиск
- Вероятность успеха как в парадоксе 2, асимптотическая сложность атаки $O(2^n)$

Атака коллизии

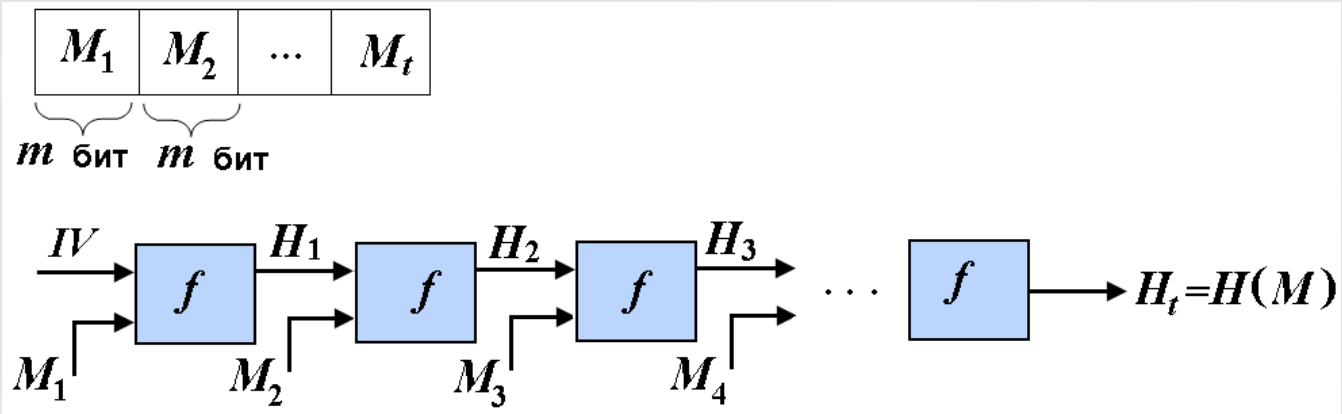
- Ева должна найти два сообщения, M и M', такие, что h (M) = h (M'). Она может создать список из k сообщений и выполнить эту проверку для всех пар
- Вероятность успеха как в парадоксе 3, асимптотическая сложность атаки $O(2^{n/2})$

Дополнительная атака коллизии

- Ева создает k различных вариантов M (M1, M2 ,... , Mk) и k различных вариантов M' (M'1, M'2 ,... , M'k). Оба набора **значимы по содержанию**. Затем Ева выполняет проверку для всех пар из наборов.
- Вероятность успеха как в парадоксе 4, асимптотическая сложность атаки $O(2^{n/2})$

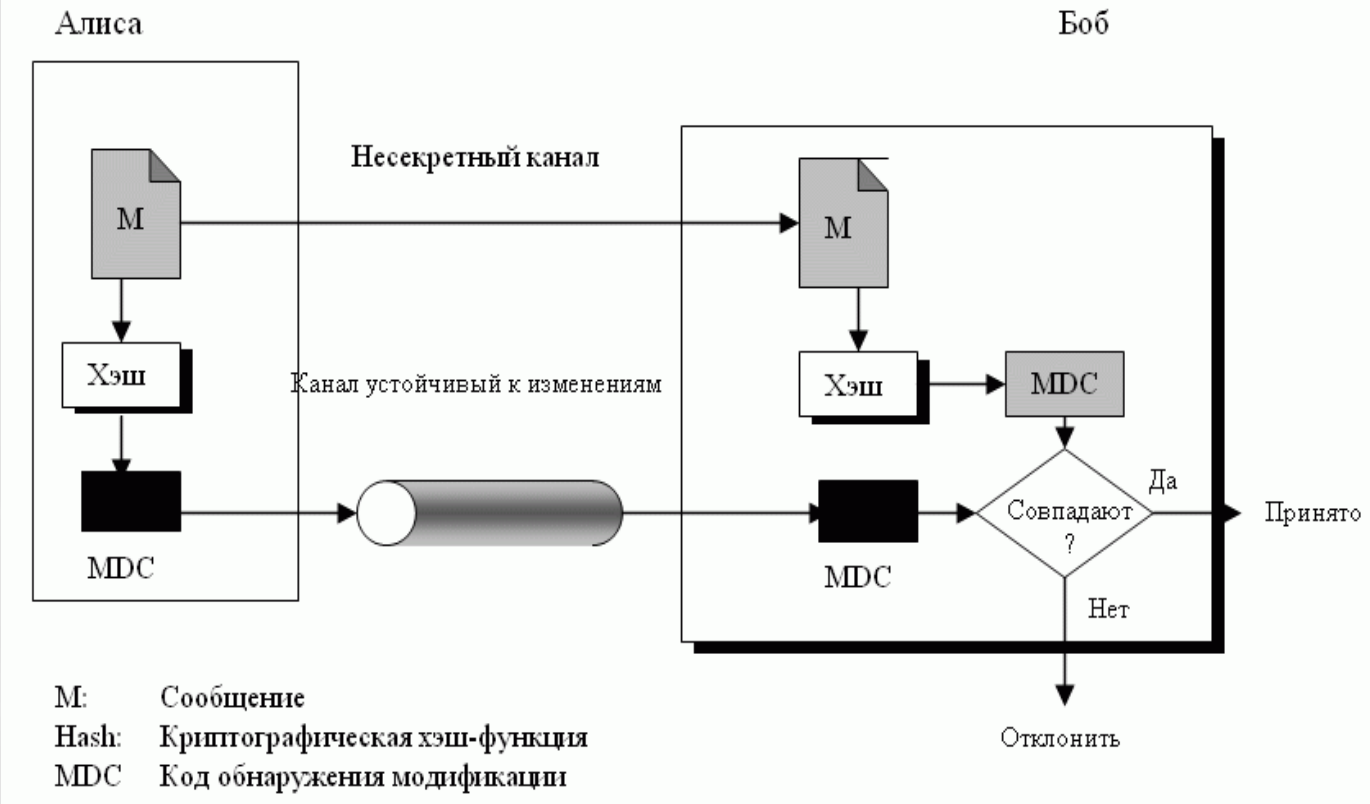
Итерированная хэш-функция

- Вычисляется по схеме Меркеля – Дамгарда, основанной на многократном вычислении одношаговой функции сжатия f с входом фиксированного размера



- Доказано, что если функция сжатия устойчива к коллизиям, то хэш-функция также устойчива к коллизии.

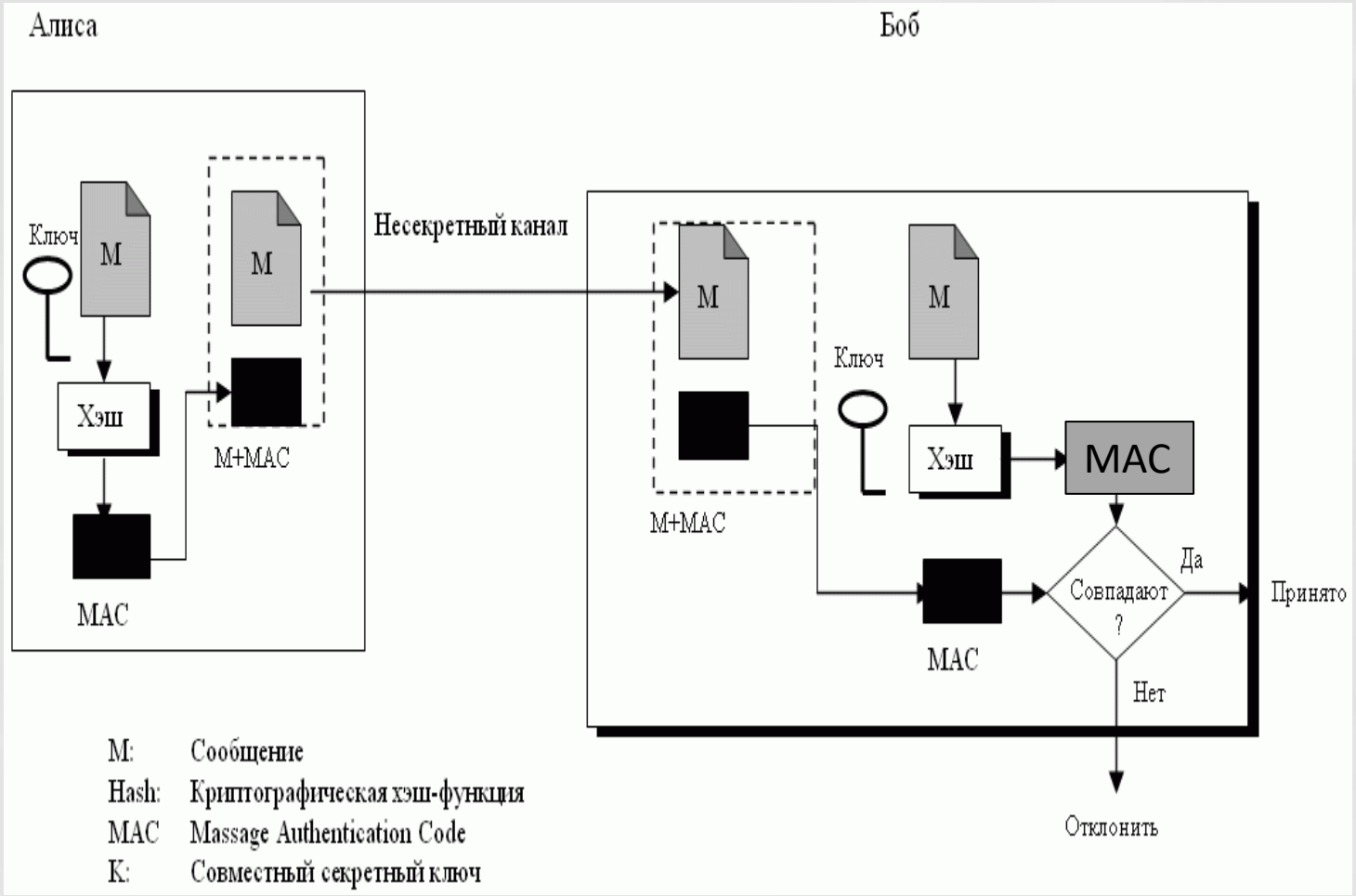
MDC- код обнаружения модификации



- MDC доказывает целостность сообщения, т.е. отсутствие изменений
- MDC не подтверждает подлинность отправителя сообщения
- MDC должен быть передан через безопасный (*safe*) канал не допускающий изменений

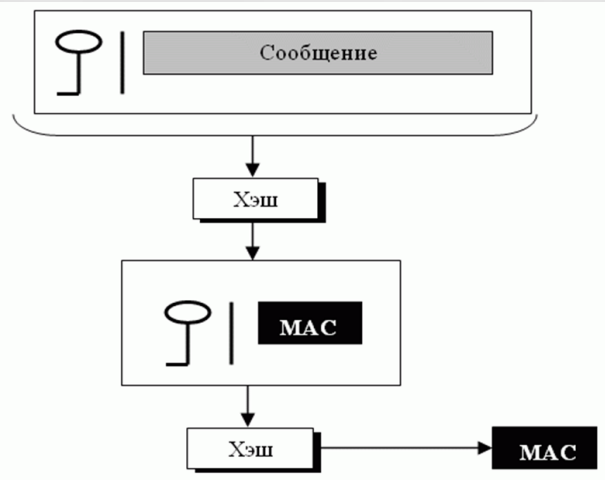
MDC-Modification Detection Code

MAC - код установления подлинности сообщения



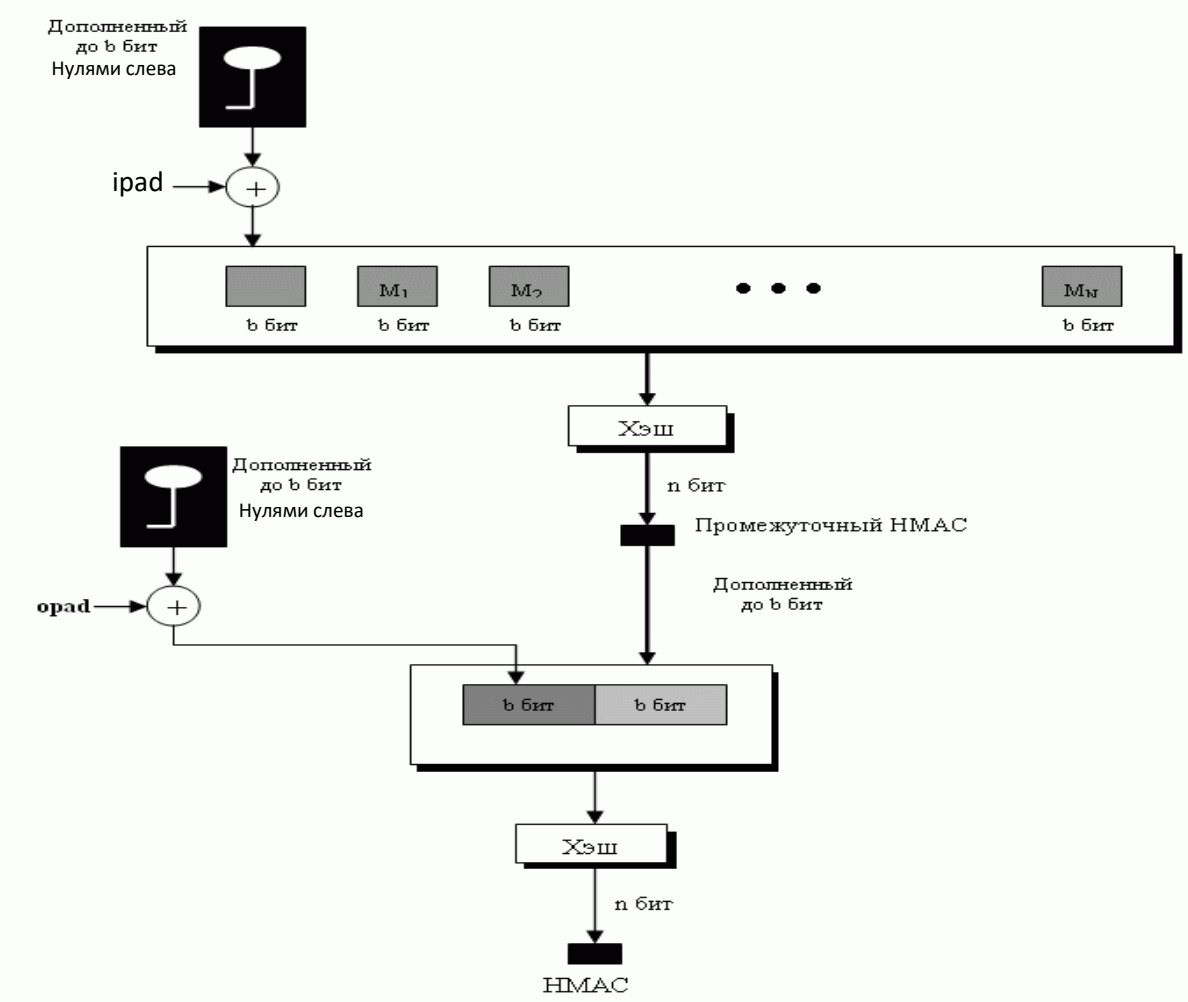
MAC-Message Authentication Code

- MAC гарантирует целостность и подлинность сообщения
- Нет необходимости использовать два канала
- Безопасность MAC зависит от безопасности основного хэш-алгоритма
- Вложенный MAC:



Nested MAC

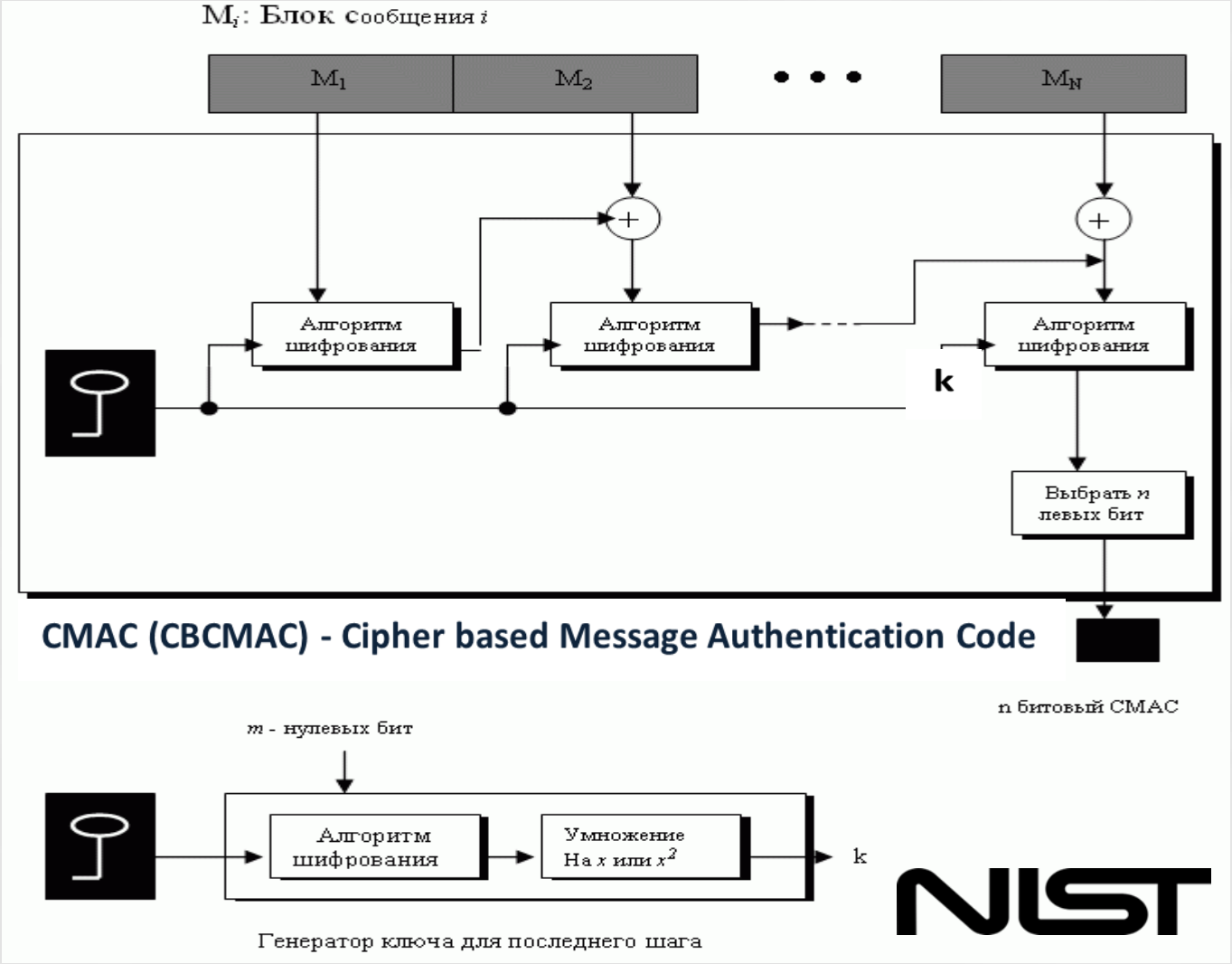
HMAC - код , основанный на хэшировании



HMAC - Hash-based Message Authentication Code

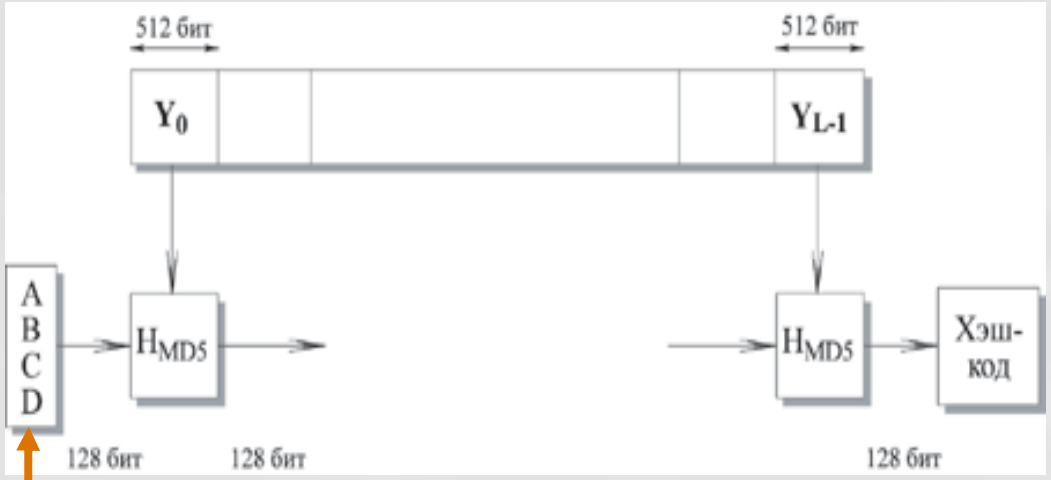
- *ipad* –константа длиной b бит из повторяющихся байт 00110110
- *opad* –константа длиной b бит из повторяющихся байт 01011100

CMAC - код на основе шифровании базового сообщения



- Цель - создать один блок CMAC из N блоков исходного текста, используя N раз шифрование с симметричным ключом (режим *CBC - Cipher Block Chaining*)
- Неполный последний блок дополняется единичным битом (1) и достаточным количеством нулевых бит (0), чтобы сделать его m -битовым
- Ключ последнего шага ***k*** – результат шифрации и умножения на *x*, если нет никакого дополнения блока M_N, или на x^2, если дополнение есть. Умножение проводится в $GF(2^m)$ с неприводимым полиномом степени m, выбранным в соответствии с используемым конкретным протоколом

Хэш-функция MD5



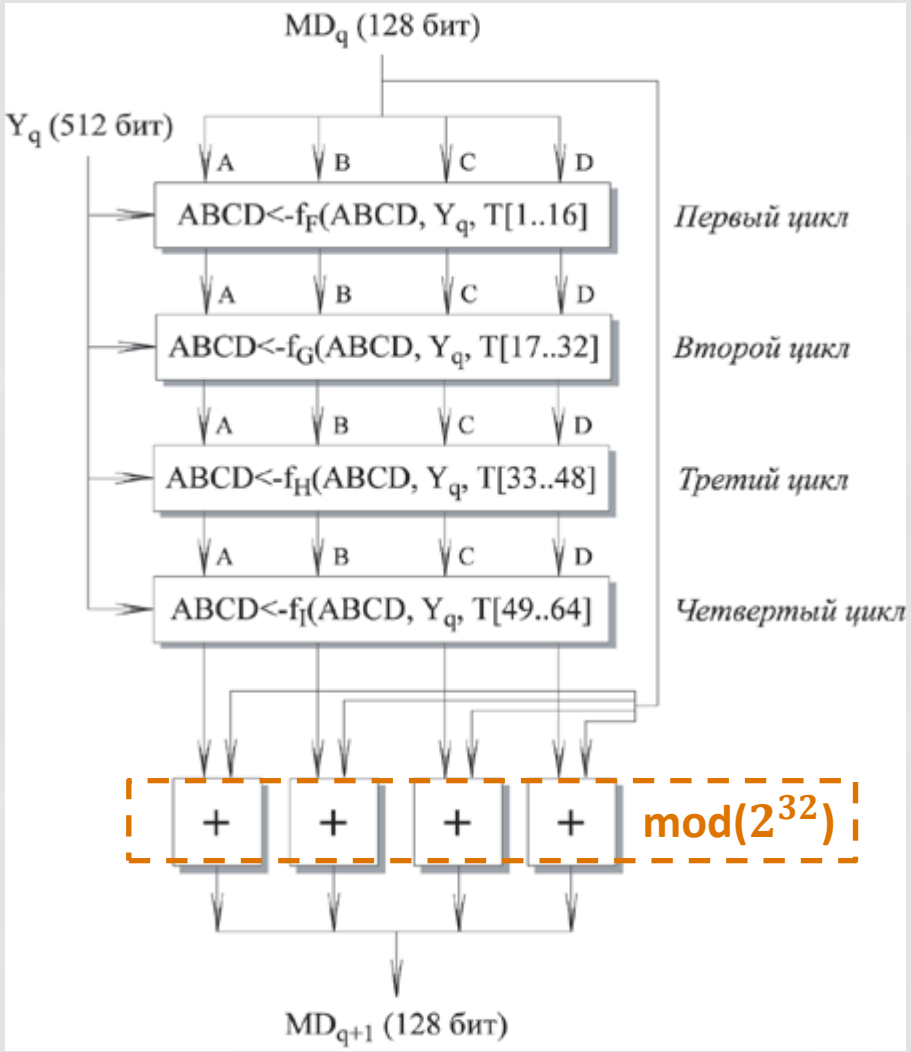
Сообщение	Добавление от 1 до 448 бит	Длина исходного сообщения L_0 -64 бит

A = 01234567
B = 89ABCDEF
C = FEDCBA98
D = 76543210

- Добавление недостающих битов
- Добавление 100000….0
- Добавление 64 битного представления длины исходного сообщения L_0

  $L_0 = L_0 mod(2^{64})$
- В итоге длина сообщения кратна 512
- Инициализация MD буфера (4 регистра по 32 бита)

Функция сжатия H_{MD5}



- Каждый цикл переопределяет значение буфера ABCD
- T- массив вычисляемых величин (по 32 бита):

T_i= int (2^{32}*abs(sin(i)), i=1,64

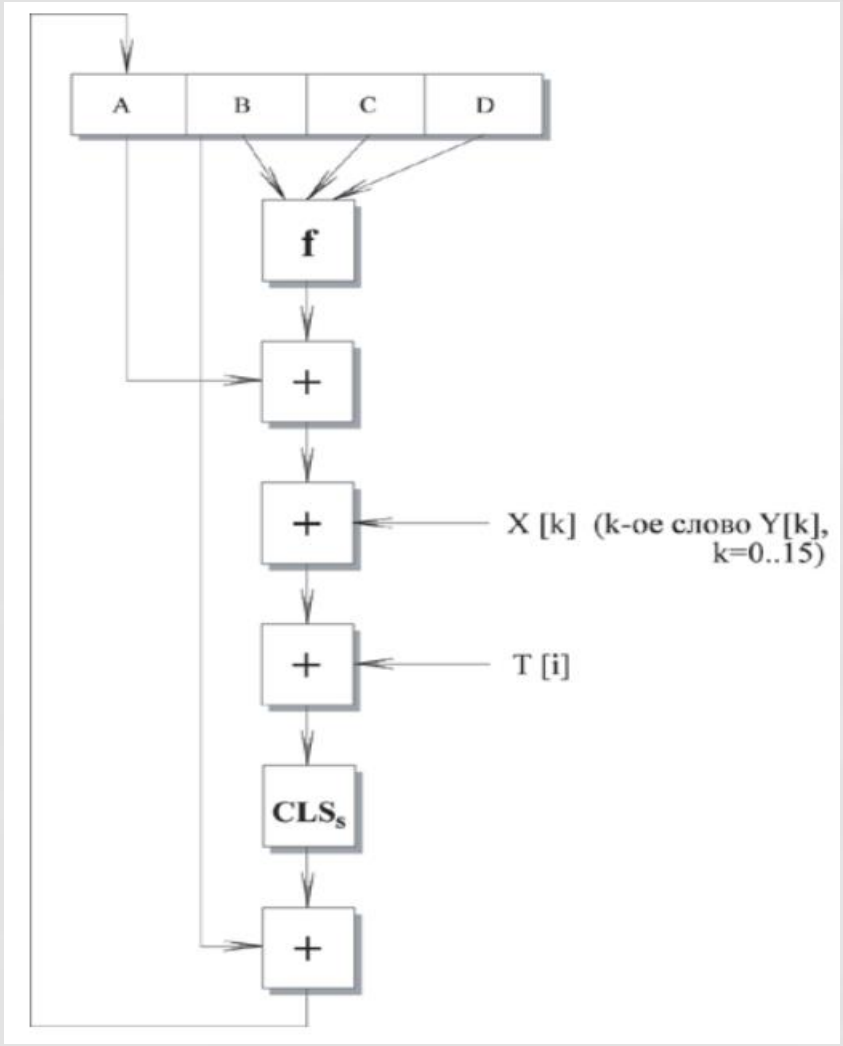
где :

int () –целая часть числа

abs() – абсолютное значение

sin() - синус

Цикл сжатия H_{MD5}



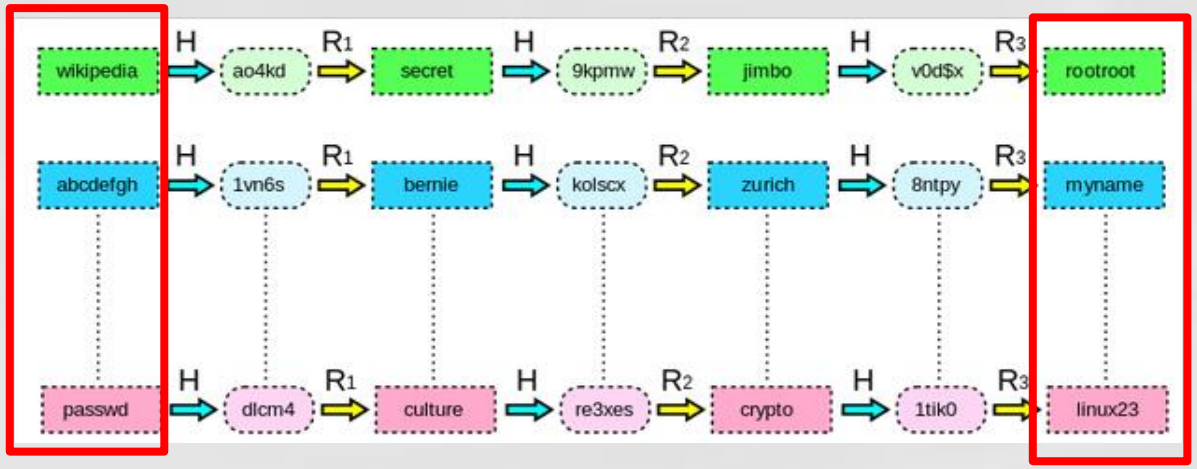
- Каждый цикл состоит из 6 шагов
- f – одна из элементарных функций
  - $f_F = (B \,\&\, C) \vee (not\ B \,\&\, D)$
  - $f_G = (B \,\&\, D) \vee (C \,\&\, not\ D)$
  - $f_H = B \oplus C \oplus D$
  - $f_I = C \oplus (B \,\&\, not\ D)$
- Сложение выполняется по модулю 2^{32}
- CLS_5 циклический сдвиг влево на 5 разрядов

Свойства MD5

- Каждый бит хэш-кода является функцией от каждого бита входа
- Комплексное повторение элементарных функций обеспечивает хорошее перемешивание результата
- MD5 является наиболее сильной хэш-функцией для 128-битного хэш-кода

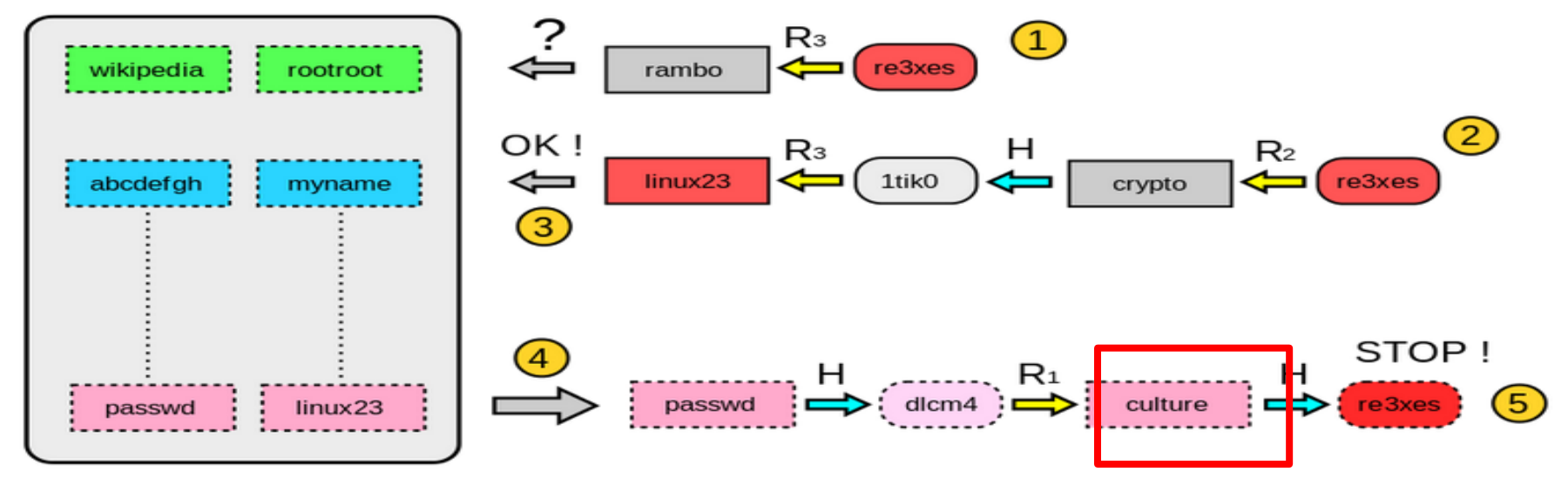
Пример атаки на MD5

- Атака подбора пароля к ***известному хэш-коду h*** с использование «Радужных таблиц» (RainbowTables)
- Дополнительные исходные данные:
  - Алфавит пароля *A*
  - Длина пароля *n*
  - Используемая хэш-функция H (например, MD5)
  - Набор функций редукции $R_k: (H(\mathrm{x}), k) \rightarrow A^n$
- Этап 1: создаем «радужную» таблицу возможных паролей(пример для *k=3*)
  - Запоминаем только крайние столбцы
  - Убираем строки с коллизиями
  - Добавляем новые строки



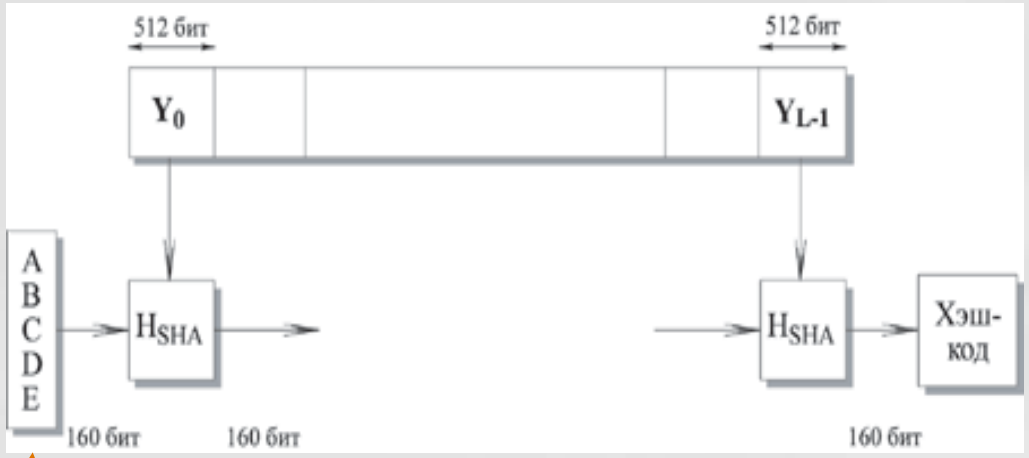
Пример атаки на MD5

- Этап 2: подбираем строку с хэш-кодам равным заданному (h=re3xes):



- Вычисляем R_k(h), $R_k(H(R_{k-1}(h)))$, …. пока не найдем совпадение в последнем столбце (шаги 1, 2, 3)
- Восстанавливаем цепочку и ищем хэш-код со значением h
- Предшествующее *h* значение в цепочке есть искомый пароль (шаг 5)

Хэш-функция SHA-1



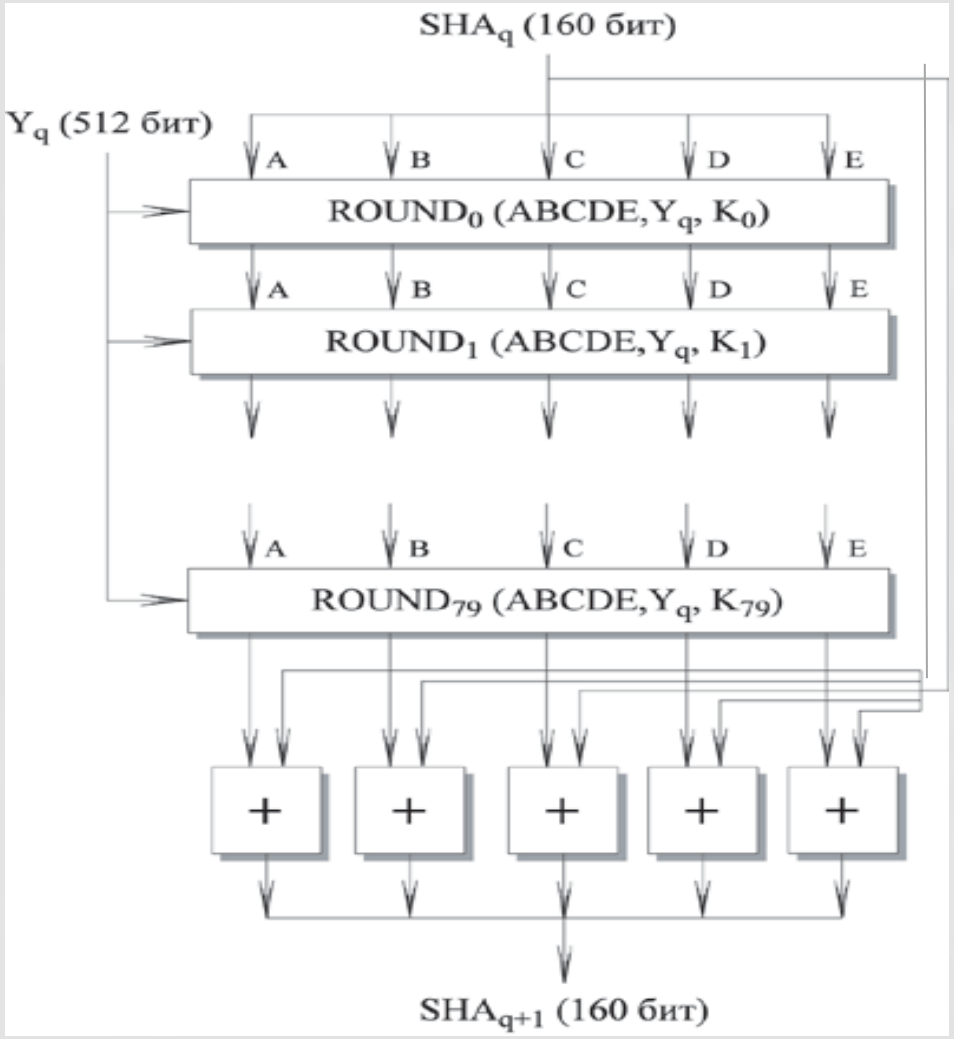
Сообщение	Добавление от 1 до 448 бит	Длина исходного сообщения

L_0 -64 бит

A = 67452301
B = EFCDAB89
C = 98BADCFE
D = 10325476
E = C3D2E1F0

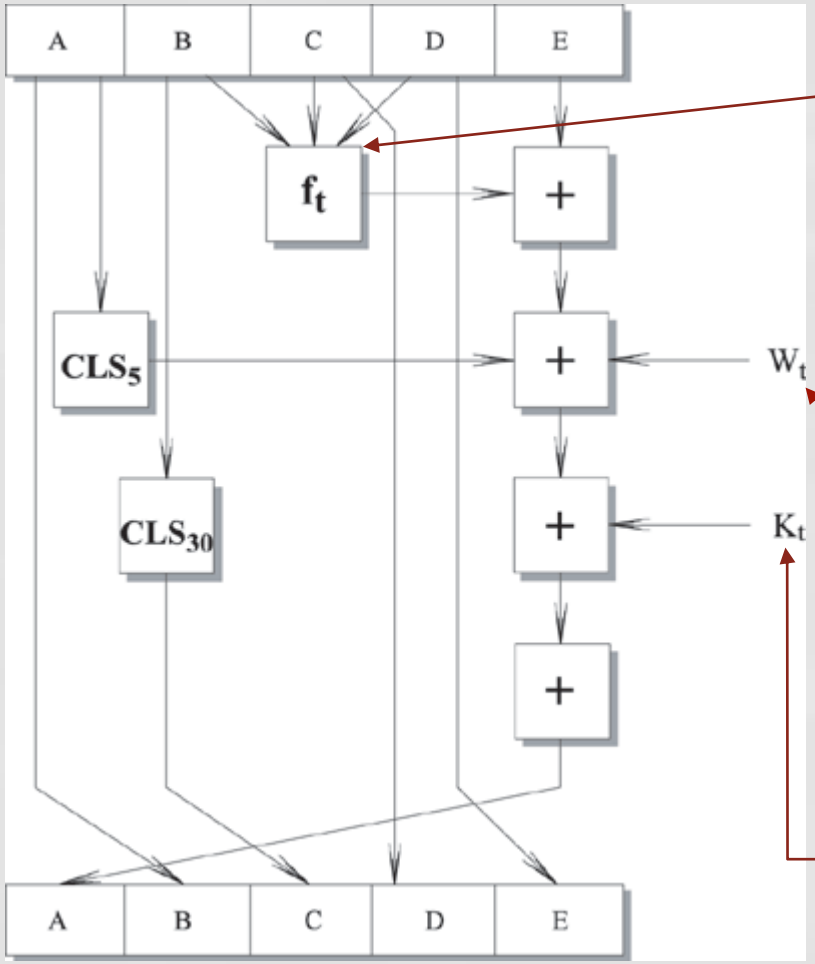
- Добавление недостающих битов
- Добавление 100000….0
- Добавление длины исходного сообщения L_0
- Инициализация MD буфера

Функция сжатия H_{SHA-1}

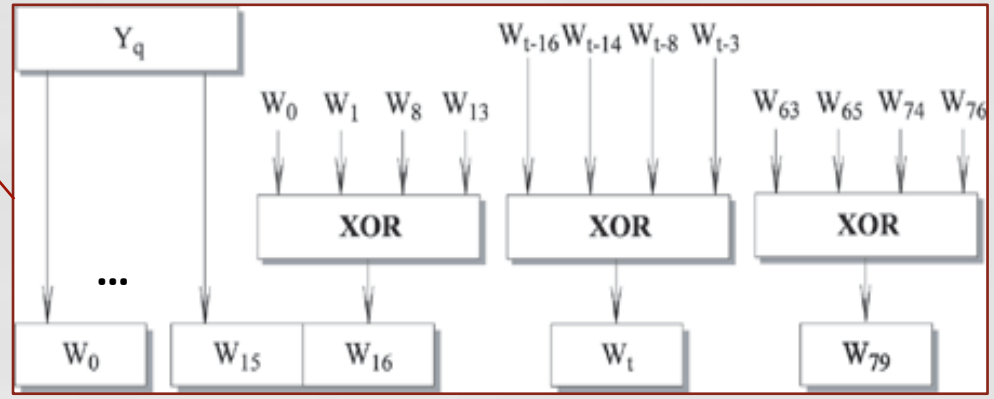


- Состоит из 80 циклов обработок
- Все 80 циклов обработок имеют одинаковую структуру
- Каждый цикл переопределяет160-битное значение буфера ABCDE
- В каждом цикле используется дополнительная константа K_t принимающая 4 различных значения
- Сложение выполняется по модулю 2^{32}

Цикл сжатия H_{SHA-1}



Номер цикла	ft (B, C, D)
(0 <= t <= 19)	$(B \wedge C) \vee (\neg B \wedge D)$
(20 <= t <= 39)	$B \oplus C \oplus D$
(40 <= t <= 59)	$(B \wedge C) \vee (B \wedge D) \vee (C \wedge D)$
(60 <= t <= 79)	$B \oplus C \oplus D$



$$W_t = W_{t-16} \oplus W_{t-14} \oplus W_{t-8} \oplus W_{t-3}$$

0 <= t <= 19 K_t = 5A827999
20 <= t <= 39 K_t = 6ED9EBA1
40 <= t <= 59 K_t = 8F1BBCDC
60 <= t <= 79 K_t = CA62C1D6

Сравнение SHA-1 и MD5

	MD5	*SHA-1*
Длина *дайджеста*	128 бит	160 бит
Размер блока обработки	512 бит	512 бит
Число итераций	64 (4 цикла по 16 итераций в каждом)	80
Число элементарных *логических функций*	4	3
Число дополнительных констант	64	4

- Если предположить, что оба алгоритма не содержат каких-либо структурированных данных, которые уязвимы для криптоаналитических атак, то SHA-1 является более стойким алгоритмом
- SHA-1 содержит больше шагов (80 вместо 64) и выполняется на 160-битном буфере по сравнению со 128-битным буфером MD5. Таким образом, SHA-1 должен выполняться приблизительно на 25% медленнее, чем MD5 на той же аппаратуре 32-битной архитектурой

Хэш-функции SHA-2

Алгоритм	Длина сообщения (в битах)	*Длина блока* (в битах)	Длина слова (в битах)	Длина *дайджеста сообщения* (в битах)	Безопасность (в битах)
SHA-1	$<2^{64}$	512	32	160	80
SHA-256	$<2^{64}$	512	32	256	128
SHA-384	$<2^{128}$	1024	64	384	192
SHA-512	$<2^{128}$	1024	64	512	256

Хэш-функция ГОСТ Р 34.11-12

- ГОСТ Р 34.11-2012 — действующий российский криптографический стандарт, определяющий алгоритм и процедуру вычисления хэш-функции
- Разработан Центром защиты информации и специальной связи ФСБ России с участием ОАО «ИнфоТеКС»
- Этот стандарт разработан и введён в качестве замены устаревшему стандарту ГОСТ Р 34.11-94
- Проектное название Стрибог-256, Стрибог-512 для хэш значений 256 и 512 бит соответственно

Общие характеристики хэш-функции

Размер входа: 512 бит

Размер выхода: 512 и 256 бит соответственно

Число раундов: 12

Параметры настройки:

IV = 0^{512} – для функции с длиной хэш-кода 512 бит

IV = $(00000001)^{64}$ – для функции с длиной хэш-кода 256 бит

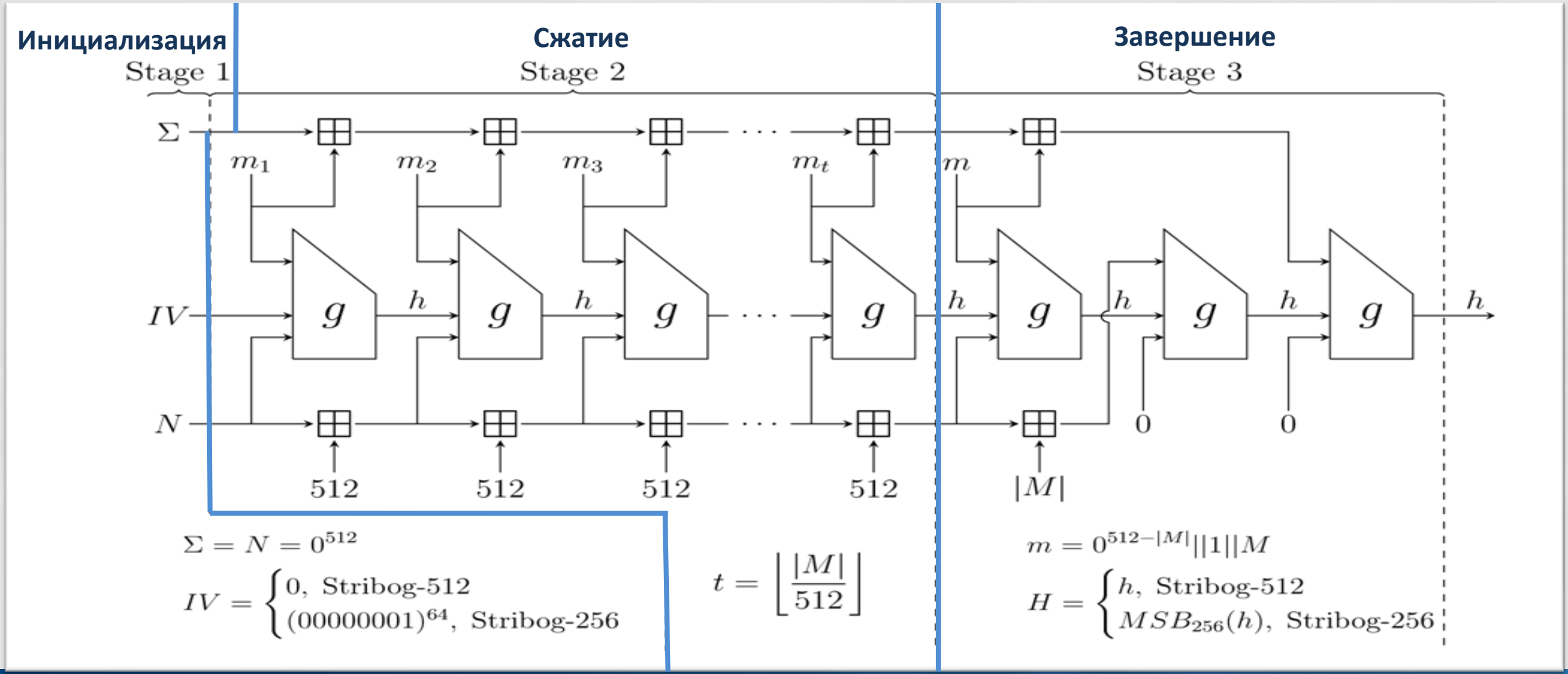
h := IV

N := 0^{512} счетчик бит

$\Sigma := 0^{512}$ контрольная сумма блоков

Основные этапы

Инициализация | **Сжатие** | **Завершение**



Обозначения

0^{512} =(000…0) – конкатенация 512 экземпляров 0

$1||m$ – конкатенация 1 и блока сообщения

:= – операция присвоения

$\oplus$ – операция покомпонентного сложения по модулю 2 двух двоичных векторов одинаковой размерности

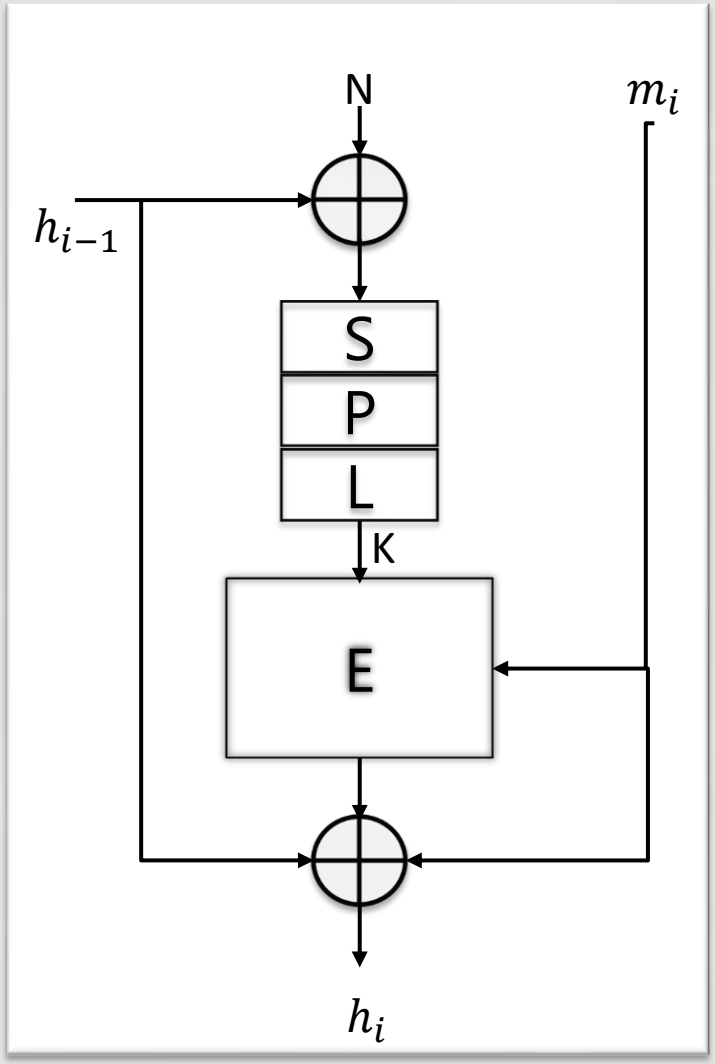
$\boxplus$ – операция сложения в кольце вычетов по модулю 2^{512}

IV – вектор инициализации

C_1 … C_{12} – итерационные константы

MSB_n – старшие n бит

Функция сжатия g



- *S (**Substitution**)* - нелинейная биекция: аргумент рассматриваются как массив из 64 байт, заменяемых по заданной стандартом таблице подстановки
- *P* (***Permutation***) - переупорядочивание байт по определённому в стандарте порядку
- *L(**Linear transformation***) - линейное преобразование: аргумент рассматривается как 8x64-битных векторов, которые заменяется результатом умножения на определённую стандартом матрицу 64 × 64 над GF(2)
- *E (**Encryption**)* – функция симметричного шифрования

  - *http://habrahabr.ru/post/188152/*

Псевдокод функции шифрования E(K,m)

- **state** = K ⊕ m;
- Для i:=0 по 11 выполнить:
  - state := S(state);
  - state := P(state);
  - state := L(state);
  - K:=*KeySchedule*(K, i);
  - state := state ⊕ K;
- Вернуть **state** в качестве результата

Функция *KeySchedule(*K, i)
    K := K ⊕ C[i] //C набор 512-битных констант
    K := S(K);
    K := P(K);
    K := L(K);
Вернуть **K** в качестве результата

Сравнение ГОСТ Р 34.11-94 и 34.11-2012

Критерий сравнения	**ГОСТ Р 34.11-94**	**ГОСТ Р 34.11-2012**
Размер блока сообщения	256 бит	512 бит
Внутреннее состояния хэш-функции	256 бит	512 бит
Длина хэш-кода	256 бит	512 или 256 бит
Функция сжатия	Симметричный блочный шифр ГОСТ Р 28147-89	SPL-преобразования
Дополнение (паддинг)	(00…0)	(00…01)
Вектор инициализации	не определен	0^{512} или $(00000001)^{64}$

Применение

- Обязателен к применению в качестве алгоритма хэширования в государственных и ряде коммерческих организаций;
- Реализация систем цифровой подписи
- В сертификатах открытых ключей;
- Для защиты сообщений в S/MIME (Cryptographic Message Syntax, PKCS#7);
- Для защиты соединений в TLS (SSL, HTTPS, WEB);
- Для защиты сообщений в XML Signature (XML Encryption);
- Для защиты целостности Интернет адресов и имён (DNSSEC).

Конкурс SHA-3

- Предпосылки: в 2006 году возникло предположение, что в будущем надежность хэш-функции SHA-2 значительно снизится по следующим причинам:
  - Рост мощности и производительности вычислительных устройств
  - Появления новых методов криптоанализа

- 2 ноября 2007 года NIST инициировал разработку одного или нескольких дополнительных алгоритмов хэширования (кандидатов на новый стандарт) через открытый конкурс, подобный конкурсу AES

Требования к новой хэш-функции

- Безопасность
  - Соответствие общим для хэш-функций требованиям
  - Устойчивость к известным атакам
  - Применимость в качестве HMAC, генератора псевдослучайных чисел
- Производительность
  - Скорость работы и требования к памяти для большого числа 32х и 64х-битных платформ, для платформ портативных устройств, возможность оптимизации на многоядерных архитектурах
  - Скорость работы на конечных устройствах: ПК, мобильных устройствах (точки доступа, роутеры, портативные медиаплееры, мобильные телефоны и терминалы оплаты)
- Алгоритм и характеристики реализации
  - Гибкость дизайна-включает в себя возможность использования на большом числе платформ, учет возможности расширения набора инструкций процессора и распараллеливания
  - Простота дизайна - оценивалась по сложности анализа и понимания алгоритма, так как простой дизайн дает больше уверенности в оценке безопасности алгоритма.

Этапы конкурса

- Список из 64 кандидатов, прошедших в первый тур, был опубликован 9 декабря 2008 года
- Список из 14 кандидатов, прошедших во второй тур, был опубликован 24 июля 2009 года
- Список из 5-ти финалистов объявлен 10 декабря 2010 года: *BLAKE, Grøstl, JH, Keccak, Skein*
- Победитель был объявлен 2 октября 2012 года, им стал алгоритм *Keccak (SHA-3)*
- 5 августа 2015 года алгоритм утверждён и опубликован в качестве стандарта FIPS *202*

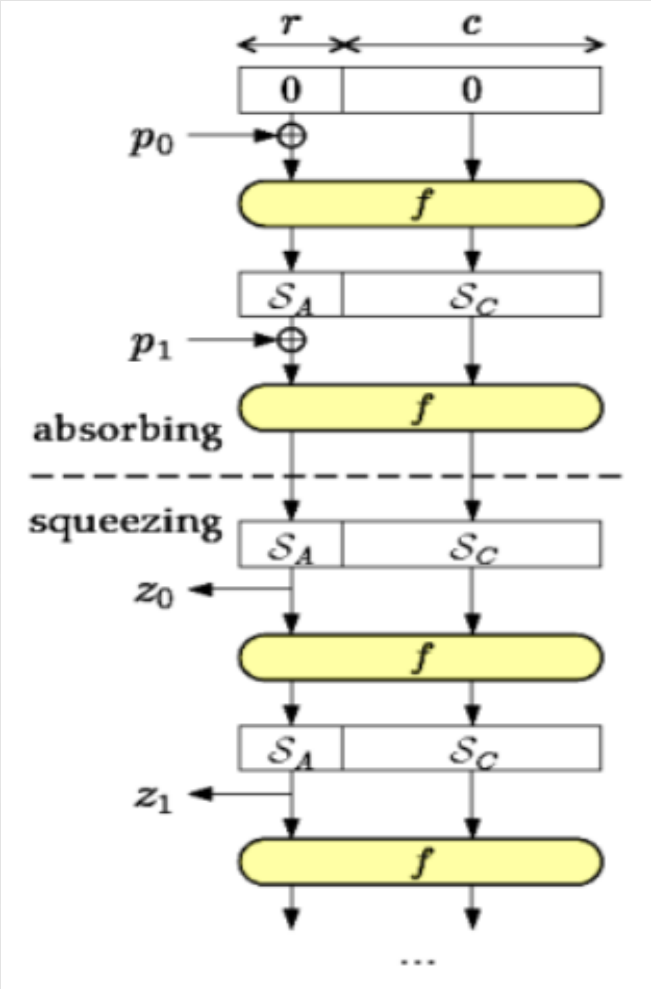
Хэш-функция Keccak

Разработака группы из четырёх криптологов компаний STMicroelectronics и NXP Semiconductors

Преимущества победителя

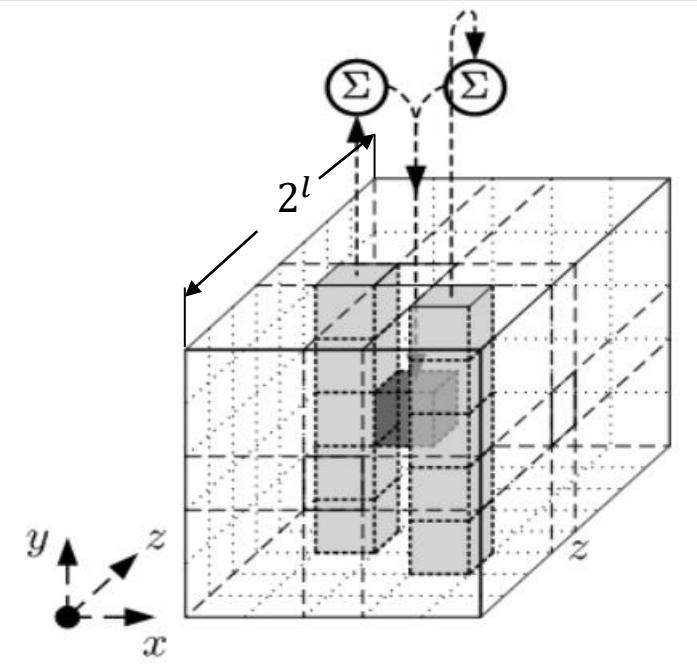
- Самый производительный в аппаратной реализации среди финалистов
- Основан на оригинальном метод шифрования - функция «губка» (поэтому, атаки, рассчитанные на SHA-2, не сработают)
- Существенным преимуществом является возможность реализации на миниатюрных встраиваемых устройствах (например, USB-флэш-накопитель).

Хэш-функция Keccak



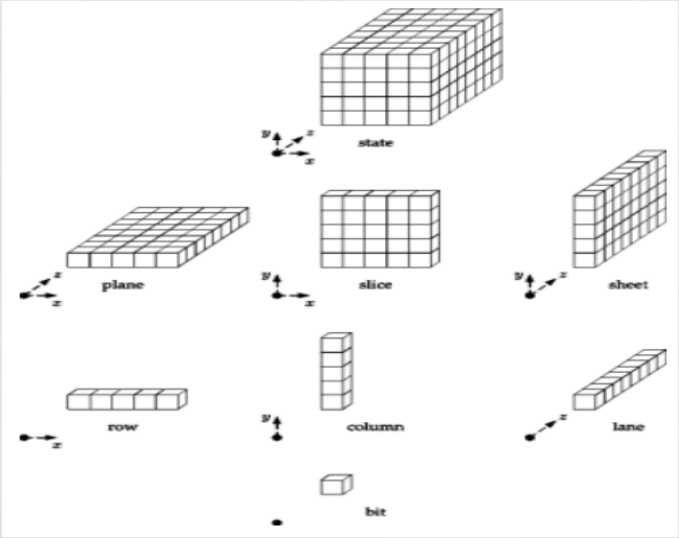
- В основе Keccak (произносится как "Ketchak") лежит конструкция под названием *Sponge* (губка)
- Алгоритм состоит из двух этапов:
  - *Absorbing* (впитывание). На каждом шаге очередной блок сообщения p_i длиной ***r*** подмешивается к части внутреннего состояния ***S***, которая затем целиком модифицируется функцией ***f*** - многораундовой бесключевой псевдослучайной перестановкой
  - *Squeezing* (отжатие). Чтобы получить хэш, функция ***f*** многократно применяется к состоянию, и на каждом шаге извлекается и сохраняется кусок размера r до тех пор, пока не получим выход ***Z*** необходимой длины (путем конкатенации).

Внутреннее состояние

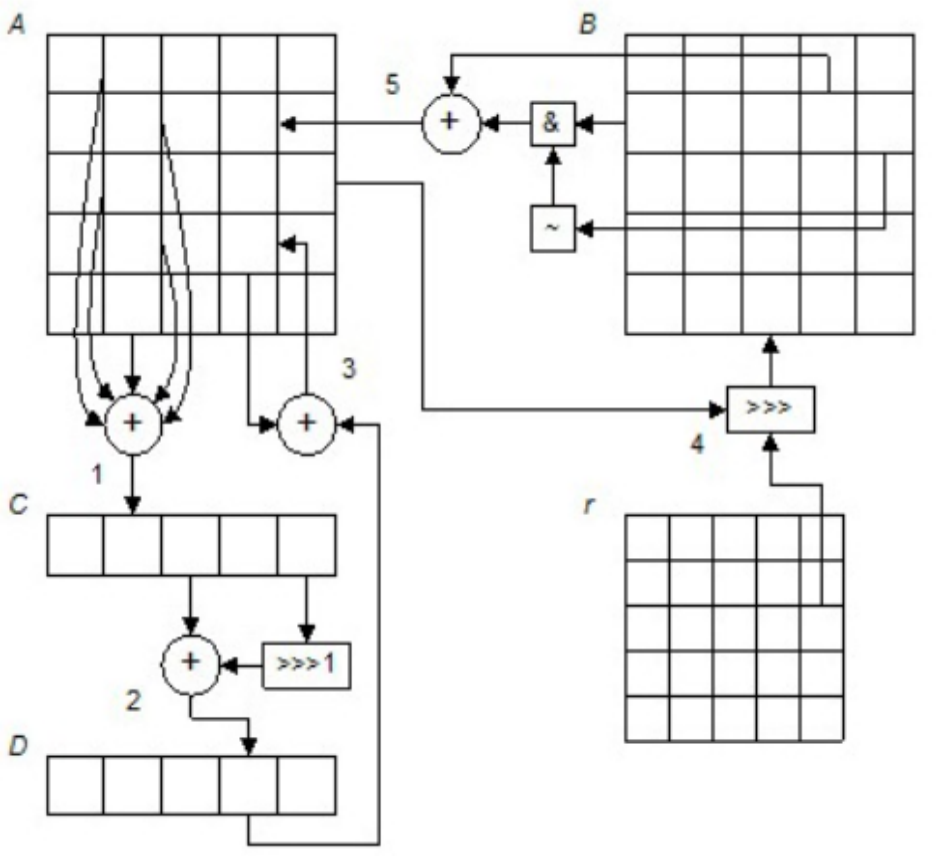


Состояние S – 25x2^l бит (0≤l≤6)
Слои (slices) - (5x5) бит
Проходы (lanes) - 2^l бит
Плоскости, листы, строки, столбцы и т.п.

- Текущее внутреннее состояние представлено в виде набора битов, сгруппированных в виде виртуального объекта в трёхмерном пространстве (трёхмерного массива)
- Объект можно разбить на плоскости или точнее слои вдоль трёх осей координат, а элементы каждого слоя — на фрагменты в виде столбцов или строк
- Трёхмерное представление текущего внутреннего состояния помогает применить набор простейших логических операций (XOR, AND, NOT) оптимальным образом для реализации псевдослучайных перестановок



Бесключевая псевдослучайная перестановка f



- Раундовые функции выполняют 5-ти шаговую обработку внутреннего состояния
- Количество раундов *12+2*l* для состояния размера $25x2^l$ бит ($0 \le l \le 6$)

(1) `C[x] = A[x, 0]⊕A[x, 1]⊕A[x, 2]⊕A[x, 3]⊕A[x, 4], x = 0…4;`
(2) `D[x] = C[x − 1]⊕(C[x + 1] >>> 1), x = 0…4;`
(3) `A[x, y] = A[x, y]⊕D[x], x = 0…4, y = 0…4;`
(4) `B[y, 2x + 3y] = A[x, y] >>> r[x, y], x = 0…4, y = 0…4;`
(5) `A[x, y] = B[x, y]⊕(~B[x + 1, y] & B[x + 2, y], x = 0…4, y = 0…4,`

Где:

B — временный массив, аналогичный по структуре массиву состояния;

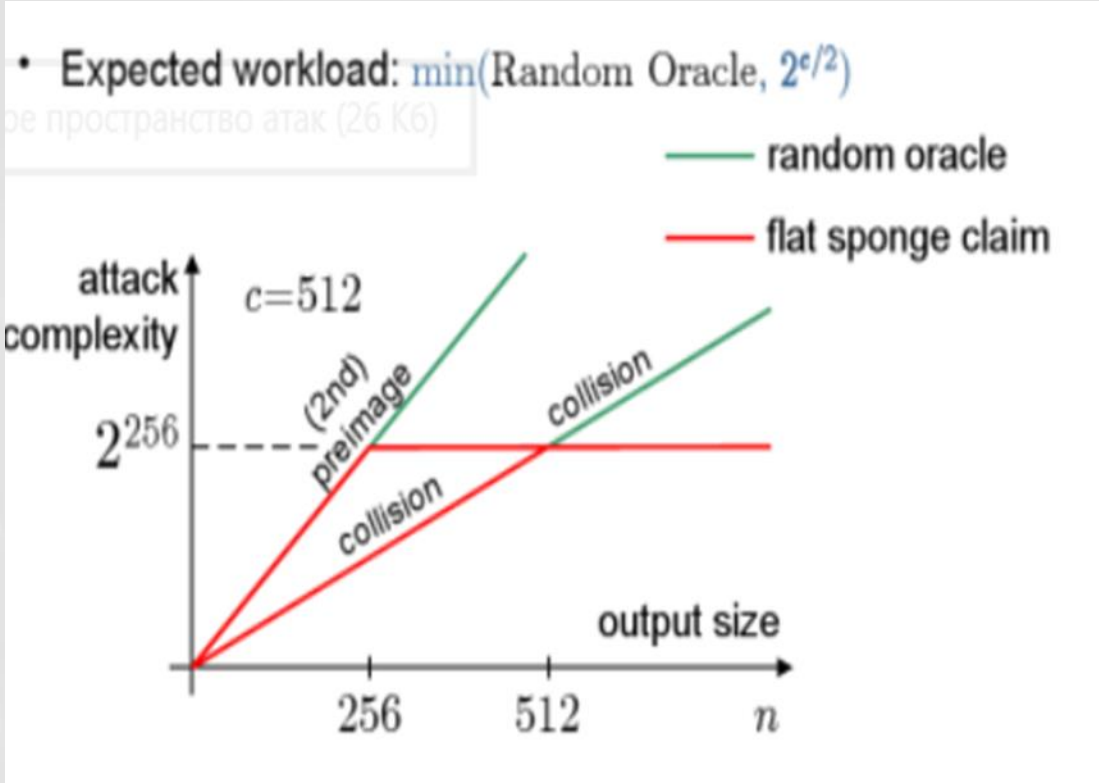
C и D — временные массивы, содержащие по пять 2^l-битных слов;

r — массив, определяющий величину циклического сдвига для каждого слова состояния;

~x — поразрядное дополнение к x;

операции с индексами массива выполняются по модулю 5.

Оценка криптостойкости



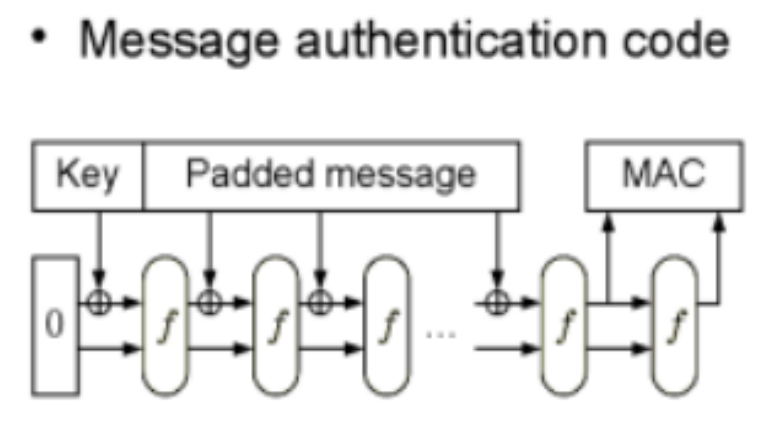
- Авторы Keccak доказали, что стойкость такой конструкции неотличима от стойкости идеальной хэш-функции (*random oracle model*) с размером дайджеста, равным c/2 (всё состояние имеет размер c+r) при условии, что f — идеальная функция перестановки (без повторений внутреннего состояния)
- Сложность проведения атак гарантируется только до необходимой величины. После увеличения длины выхода хэш-функции за пределы расчетного, стойкость функции перестаёт зависеть от размера выхода

Масштабируемость

- Хэш-функция Keccak реализована таким образом, что функцию перестановки f пользователь может выбирать самостоятельно из набора предопределенных функций *{f-25, f-50, f-100, f-200, f-400, f-800, f-1600}*
- Каждая функция из набора обрабатывает внутреннее состояние определенного размера $|S|= 25x2^l, 0 \leq l \leq 6$
- Для того чтобы в реализации использовалась функция f обрабатывающая состояния размера $|S|$, необходимо, чтобы *r+c=*$|S|$
- Количество раундов *n* применения функции f вычисляется как

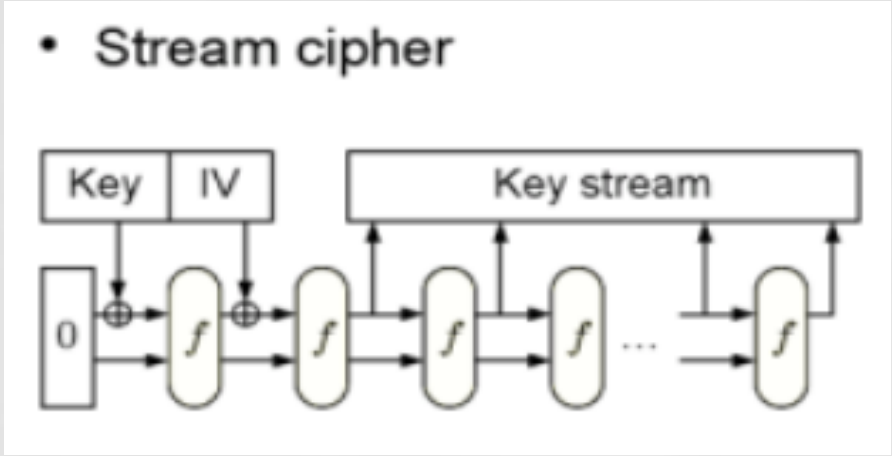
  $n=12+2*l$, $l = log_2|S/25|$
- Пример: В качестве стандарта SHA-3 выбрана функция *f-1600* с размером дайджеста *512* бит. Тогда c=2*512=1024, размер блока сообщения *r=1600-1024=576* бит, количество раундов *n=24* (поскольку *l=6*)

Keccak , как универсальный криптопримитив



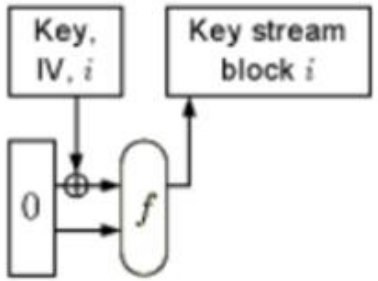
- Простое добавление секретного ключа на вход хэш-функции Keccak превращает её в код аутентификации сообщений. Это было невозможно в обычных хэш-функциях SHA-1 или SHA-2 и требовало громоздкой конструкции HMAC

- Добавление секретного ключа с открытым вектором инициализации и вывод гаммы произвольной длины превращает хэш-функции Keccak в потоковый шифр.



Keccak, как универсальный криптопримитив

- Random-access stream cipher



- Добавление на вход ключа, вектора инициализации и номера блока позволяет получить потоковый шифр с произвольным доступом — аналог блочного шифра в режиме счётчика (CTR). Это может быть использовано совместно с MAC для шифрования сообщений или пакетов данных

- Использование входа и выхода переменной длины может применяться для генерации симметричных ключей из паролей. Если периодически уничтожать использованные предыдущие состояния, то из такой конструкции легко построить генератор псевдослучайных чисел.

- Mask generating functions, key derivation