Эссе по теме "Блоковые шифры"

Костиков Егор Вячеславович

Январь 2024

Содержание

1. Введение

В данной работе приводится описание основных блоковых шифров: описываются шифры DES, 3DES, AES, ГОСТ 34.12-2018 Магма, ГОСТ 34.12-2018 Кузнечик, IDEA, IDEA NXT и RC6. Также приводится более подробное описание и анализ шифра AES.

2. Термины и определения

Симметричная криптосистема (симметричные шифр) — способ шифрования, в котором для шифрования и расшифрования применяется один и тот же криптографический ключ.

Потоковый шифр — симметричный шифр, оперирующий (шифрующий) группами бит фиксированной длины — блоками.

Регистр сдвига с линейной обратной связью — сдвиговый регистр битовых слов, у которого значение входного бита однозначно задается некоторой функцией, исходя из значений остальных битов регистра до сдвига.

S-блок — функция в коде программы или аппаратная система, принимающая на входе n бит, преобразующая их по определённому алгоритму и возвращающая на выходе m бит.

Далее в работе используются следующие обозначения:

- $X <<< n$ — сдвиг содержимого X на n бит влево;
- $X >>> n$ — сдвиг содержимого X на n бит вправо;
- $x \parallel y$ — конкатенация строк x и y;
- $=, \longleftarrow$ — операторы присваивания;
- $x \oplus y$ — побитовое сложение x и y;
- $x \boxplus y$ — сложение x и y по модулю 2^{32} (для шифра IDEA — по модулю 2^{16});
- $\odot$ — операция умножения по модулю $2^{16} + 1$, вместо нуля используется значение 2^{16}.

3. Описание основных блоковых шифров

3.1. Шифры DES и 3DES

3.1.1. Шифр DES

Описание блокового шифра DES приводится в соответствии со спецификацией данного шифра, описанной в [1].

Размеры блока данных T для шифрования и ключа KEY равны и составляют по 64 бита (ключ KEY состоит из непосредственно 56 ключевых битов и дополнительных восьми контрольных битов с номерами 8, 16, 24, 32, 40, 48, 54, 64, используемых для обнаружения возможных ошибок).

При шифровании выполняется следующая последовательность действий:

1) Начальная перестановка бит блока T: вычисление значения $IP(T)$;
2) Пусть L_0 и R_0 32-битные блоки, на которые разбивается $IP(T)$: $IP(T) = L_0 \parallel R_0$;
3) $For\ n = 1\ to\ 16\ do$ {
   $K_n = KS(n, KEY)$;
   $L_n = R_{n-1}$;
   $R_n = L_{n-1} \oplus f(R_{n-1}, K_n)$;
   }
4) Зашифрованный блок CT определяется путем применения перестановки IP^{-1}: $CT = IP^{-1}(R_{16} \parallel L_{16})$.

При расшифровании выполняется следующая последовательность действий:

1) Начальная перестановка бит блока CT: вычисление значения $IP(CT)$;
2) Пусть R_{16} и L_{16} 32-битные блоки, на которые разбивается $IP(CT)$: $IP(CT) = R_{16} \parallel L_{16}$;
3) $For\ n = 16\ downto\ 1\ do$ {
   $K_n = KS(n, KEY)$;
   $R_{n-1} = L_n$;
   $L_{n-1} = R_n \oplus f(L_n, K_n)$;
   }
4) Расшифрованный блок T определяется путем применения перестановки IP^{-1}: $T = IP^{-1}(L_0 \parallel R_0)$.

Описание компонентов шифра:

- Начальная перестановка IP (Initial Permutation) битов исходного блока T задается следующей таблицей:

58	50	42	34	26	18	10	2
60	52	44	36	28	20	12	4
62	54	46	38	30	22	14	6
64	56	48	40	32	24	16	8
57	49	41	33	25	17	9	1
59	51	43	35	27	19	11	3
61	53	45	37	29	21	13	5
63	55	47	39	31	23	15	7

Таблица 1: Таблица перестановки IP

В результате применения данной перестановки первыми тремя битами 64-битного блока $IP(T)$ будут являться биты T с номерами 58, 50 и 42, а тремя последними — биты T с номерами 23, 15 и 7.

- Функция KS принимает два параметра — номер $1 \leqslant n \leqslant 16$ и 64-битный ключ KEY — и возвращает 48-битный блок K_n.

1) Выбор 28-битных блоков C_0 и D_0, составленных из битов ключа KEY с использованием таблицы PC-1, имеющей следующий вид:

57	49	41	33	25	17	9
1	58	50	42	34	26	18
10	2	59	51	43	35	27
19	11	3	60	52	44	36
63	55	47	39	31	23	15
7	62	54	46	38	30	22
14	6	61	53	45	37	29
21	13	5	28	20	12	4

Таблица 2: Таблица PC-1

Первые четыре строки определяют содержимое блока C_0: первыми тремя битами C_0 являются 57, 49 и 41 биты ключа KEY, а тремя последними — 52, 44 и 36. Последние четыре строки определяют содержмое блока D_0: первыми тремя битами D_0 являются 63, 55 и 47 биты ключа KEY, а тремя последними — 20, 12 и 4.

2) Посредством левых циклических сдвигов содержимого C_{i-1} и D_{i-1} происходит получение значений C_i и D_i соответственно, где $1 \leqslant i \leqslant n \leqslant 16$. Количество сдвигов варьируется от одного до двух и определяется исходя из номера текущей итерации:

Номер итерации	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
Число сдвигов	1	1	2	2	2	2	2	2	1	2	2	2	2	2	2	1

Таблица 3: Таблица определения количества сдвигов

3) После этого из битов содержимого $C_n \parallel D_n$ происходит выбор 48 битов, составляющих блок K_n. Выбор происходит на основе таблицы PC-2:

14	17	11	24	1	5

3	28	15	6	21	10
23	19	12	4	26	8
16	7	27	20	13	2
41	52	31	37	47	55
30	40	51	45	33	48
44	49	39	56	34	53
46	42	50	36	29	32

Таблица 4: Таблица PC-2

Согласно данной таблице, первыми тремя битами K_n являются 14, 17 и 11 биты $C_n \parallel D_n$, а тремя последними — 36, 29 и 32 биты $C_n D_n$.

- Функция f принимает два параметра — 32-битный блок R_{n-1} и 48-битный блок K_n — и возвращает 32-битный блок R_n. Функция выполняется следующим образом:

  1) Параметр R_{n-1} подается на вход функции E, которая переводит 32-битный блок в 48-битный блок $E(R_{n-1})$ посредством дублирования некоторых битов входного блока. Функция E определяется следующей таблицей:

32	1	2	3	4	5
4	5	6	7	8	9
8	9	10	11	12	13
12	13	14	15	16	17
16	17	18	19	20	21
20	21	22	23	24	25
24	25	26	27	28	29
28	29	30	31	32	1

Таблица 5: Таблица расширения функции E

  Согласно данной таблице, первыми тремя битами $E(R_{n-1})$ являются 32, 1 и 2 биты блока R_{n-1}, а последние три бита $E(R_{n-1})$ — биты 31, 32 и 1 блока R_{n-1}. При этом в результирующем блоке дублируются биты 1, 4, 5, 8, 9, 12, 13, 16, 17, 20, 21, 24, 25, 28, 29, 32 блока R_{n-1}.

  2) Значение $E(R_{n-1})$ складывается со вторым параметров функции f: $E(R_{n_1}) \oplus K_n = B_1 \parallel \ldots \parallel B_8$, где B_1, ..., B_8 — 6-битные блоки.

  3) Восемь 6-битных блоков B_1, ... B_8 преобразуются в восемь 4-битных блоков $S_1(B_1)$, ..., $S_8(B_8)$ с использованием таблиц S_1, ..., S_8. Преобразование блока B_r посредством таблицы S_r осуществляется по следующему правилу:

     а) старший и младший биты B_r образуют двоичную запись числа $0 \leqslant i \leqslant 3$;

     б) оставшиеся биты B_r образуют двоичную запись числа $0 \leqslant j \leqslant 15$;

     в) выбирается число $0 \leqslant S \leqslant 15$, стоящее на пересечении i-ой строки и j-го столбца таблицы S_r(нумерация строк и столбцов начинается с нуля); результатом $S_r(B_r)$ является двоичная запись числа S.

  Таблицы S_1, ..., S_8 имеют следующий вид:

14	4	13	1	2	15	11	8	3	10	6	12	5	9	0	7
0	15	7	4	14	2	13	1	10	6	12	11	9	5	3	8
4	1	14	8	13	6	2	11	15	12	9	7	3	10	5	0
15	12	8	2	4	9	1	7	5	11	3	14	10	0	6	13

Таблица 6: Таблица S_1

15	1	8	14	6	11	3	4	9	7	2	13	12	0	5	10
3	13	4	7	15	2	8	14	12	0	1	10	6	9	11	5
0	14	7	11	10	4	13	1	5	8	12	6	9	3	2	15
13	8	10	1	3	15	4	2	11	6	7	12	0	5	14	9

Таблица 7: Таблица S_2

10	0	9	14	6	3	15	5	1	13	12	7	11	4	2	8
13	7	0	9	3	4	6	10	2	8	5	14	12	11	15	1
13	6	4	9	8	15	3	0	11	1	2	12	5	10	14	7
1	10	13	0	6	9	8	7	4	15	14	3	11	5	2	12

Таблица 8: Таблица S_3

7	13	14	3	0	6	9	10	1	2	8	5	11	12	4	15
13	8	11	5	6	15	0	3	4	7	2	12	1	10	14	9
10	6	9	0	12	11	7	13	15	1	3	14	5	2	8	4
3	15	0	6	10	1	13	8	9	4	5	11	12	7	2	14

Таблица 9: Таблица S_4

2	12	4	1	7	10	11	6	8	5	3	15	13	0	14	9
14	11	2	12	4	7	13	1	5	0	15	10	3	9	8	6
4	2	1	11	10	13	7	8	15	9	12	5	6	3	0	14
11	8	12	7	1	14	2	13	6	15	0	9	10	4	5	3

Таблица 10: Таблица S_5

12	1	10	15	9	2	6	8	0	13	3	4	14	7	5	11
10	15	4	2	7	12	9	5	6	1	13	14	0	11	3	8
9	14	15	5	2	8	12	3	7	0	4	10	1	13	11	6
4	3	2	12	9	5	15	10	11	14	1	7	6	0	8	13

Таблица 11: Таблица S_6

4	11	2	14	15	0	8	13	3	12	9	7	5	10	6	1
13	0	11	7	4	9	1	10	14	3	5	12	2	15	8	6
1	4	11	13	12	3	7	14	10	15	6	8	0	5	9	2
6	11	13	8	1	4	10	7	9	5	0	15	14	2	3	12

Таблица 12: Таблица S_7

13	2	8	4	6	15	11	1	10	9	3	14	5	0	12	7
1	15	13	8	10	3	7	4	12	5	6	11	0	14	9	2
7	11	4	1	9	12	14	2	0	6	10	13	15	3	5	8
2	1	14	7	4	10	8	13	15	12	9	0	3	5	6	11

Таблица 13: Таблица S_8

4) Производится еще одна перестановка с помощью функции P, принимающей на вход 32-битный блок $S_1(B_1)||\ ...\ ||\ S_8(B_8)$, которая задается следующей таблицей:

16	7	20	21
29	12	28	17
1	15	23	26
5	18	31	10
2	8	24	14
32	27	3	9
19	13	30	6
22	11	4	25

Таблица 14: Таблица перестановки P

Согласно данной таблице, первыми тремя битами $P(S_1(B_1)\ ||\ ...\ ||\ S_8(B_8))$ являются 16, 7 и 20 биты слова $S_1(B_1)\ ||\ ...\ ||\ S_8(B_8)$, а тремя последними — 11, 4 и 25 биты слова $S_1(B_1)\ ||\ ...\ ||\ S_8(B_8)$.

5) Функцией $f(R_{n-1}, K_n)$ возвращается значение $P(S_1(B_1)\ ||\ ...\ ||\ S_8(B_8))$.

- Обратная перестановка IP^{-1} битов блока T задается следующей таблицей:

40	8	48	16	56	24	64	32
39	7	47	15	55	23	63	31
38	6	46	14	54	22	62	30
37	5	45	13	53	21	61	29
36	4	44	12	52	20	60	28
35	3	43	11	51	19	59	27
34	2	42	10	50	18	58	26
33	1	41	9	49	17	57	25

Таблица 15: Таблица перестановки IP^{-1}

В результате применения данной перестановки первыми тремя битами 64-битного блока $IP^{-1}(T)$ будут являться биты T с номерами 40, 8 и 48, а тремя последними — биты T с номерами 17, 57 и 25.

3.1.2. Шифр 3DES

Описание блокового шифра 3DES приводится в соответствии со спецификацией данного шифра, описанной в [2].

Шифр 3DES (Triple DES, Triple Data Encryption Algorithm) основан на использовании шифра DES: для шифрования к каждому блоку данных трижды применяется алгоритм шифрования DES.

Обозначим через $E_K(I)$ результат шифрования 64-битного блока I с помощью алгоритма шифрования DES с использованием ключа K, а через $D_K(I)$ — результат расшифрования 64-битного блока I с помощью алгоритма расшифрования DES с использованием ключа K. Тогда:

- Шифрование 64-битного блока I посредством шифра 3DES реализуется следующим образом: $O = E_{K_3}(D_{K_2}(E_{K_1}(I)))$;
- Расшифрование 64-битного блока O посредством шифра 3DES реализуется следующим образом: $I = D_{K_1}(E_{K_2}(D_{K_3}(O)))$.

При этом используемые ключи могут быть выбраны одним из следующих образов:

1) K_1, K_2, K_3 — независимые ключи;
2) K_1, K_2 — независимые ключи, $K_3 = K_1$;
3) $K_1 = K_2 = K_3$.

3.2. Шифр AES

3.2.1. Описание шифра

Описание шифра приводится в соответствии с описанием, приведенным в стандарте [3].

Длина входного блока, с которым работает данный шифр, составляет 128 бит, длина ключа — 128, 192 или 256 бит.

При шифровании 128-битного блока T происходит N_r итераций шифрования, где значение N_r определяется в зависимости от длины используемого ключа: 128 бит — $N_r = 10$, 192 бита — $N_r = 12$, 256 бит — $N_r = 14$. При этом выполняется следующая последовательность действий:

1) STATE = T;
2) AddRoundKey(STATE, w[0, 3]);
3) $For\ round = 1\ to\ N_r - 1\ do$ {
   SubBytes(STATE);
   ShiftRows(STATE);
   MixColumns(STATE);
   AddRoundKey(STATE, w[$4 \cdot round, 4 \cdot (round + 1) - 1$]);
   }
4) SubBytes(STATE);
5) ShiftRows(STATE);
6) AddRoundKey(STATE, w[$4 \cdot N_r, 4 \cdot (N_r + 1) - 1$]);
7) Зашифрованный блок CT находится в состоянии STATE.

В данном алгоритме через w обозначен массив раундовых ключей, имеющий размер $4(N_r + 1)$ и получаемый из секретного ключа KEY.

При расшифровании 128-битного блока CT происходит N_r итераций расшифрования, где значение N_r определяется в зависимости от длины используемого ключа: 128 бит — $N_r = 10$, 192 бита — $N_r = 12$, 256 бит — $N_r = 14$. При этом выполняется следующая последовательность действий:

1) STATE = CT;
2) AddRoundKey(STATE, w[$4 \cdot N_r, 4 \cdot (N_r + 1) - 1$]);
3) $For\ round = N_r - 1\ downto\ 1\ do$ {
   ShiftRows^{-1}(STATE);
   SubBytes^{-1}(STATE);
   AddRoundKey(STATE, w[$4 \cdot round, 4 \cdot (round + 1) - 1$]);
   MixColumns^{-1}(STATE);
   }
4) ShiftRows^{-1}(STATE);
5) SubBytes^{-1}(STATE);
6) AddRoundKey(STATE, w[0, 3]);
7) Расшифрованный блок T находится в состоянии STATE.

В данном алгоритме через w обозначен массив раундовых ключей, имеющий размер $4(N_r + 1)$ и получаемый из секретного ключа KEY.

Описание компонентов шифра:

Производимые операции выполняются над двумерным массивом байтов, именуемым STATE. Массив STATE состоит из 4 строк байтов, в каждой из которых содержится по 4 байта.

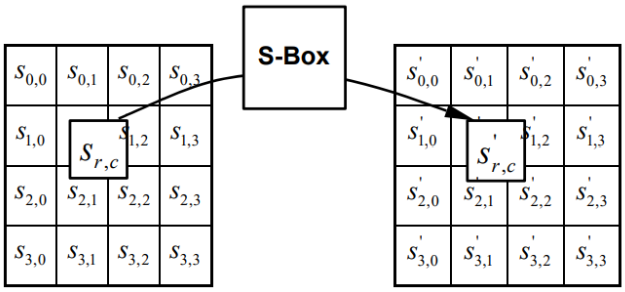
$S_{0,0}$	$S_{0,1}$	$S_{0,2}$	$S_{0,3}$
$S_{1,0}$	$S_{1,1}$	$S_{1,2}$	$S_{1,3}$
$S_{2,0}$	$S_{2,1}$	$S_{2,2}$	$S_{2,3}$
$S_{3,0}$	$S_{3,1}$	$S_{3,2}$	$S_{3,3}$

Таблица 16: Массив STATE

- Функцией SubBytes реализуется преобразование содержимого ячеек состояния STATE с использованием заданного S-бокса, который представлен ниже в шестнадцатеричной записи. Содержимое выбранной ячейки представляется в шестнадцатеричной записи, первая цифра соответствует номеру строки S-бокса, вторая — номеру столбца. Значение, находящееся на пересечении определенной строки и столбца, помещается в выбранную ячейку.

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	a	b	c	d	e	f
0	63	7c	77	7b	f2	6b	6f	c5	30	01	67	2b	fe	d7	ab	76
1	ca	82	c9	7d	fa	59	47	f0	ad	d4	a2	af	9c	a4	72	c0
2	b7	fd	93	26	36	3f	f7	cc	34	a5	e5	f1	71	d8	31	15
3	04	c7	23	c3	18	96	05	9a	07	12	80	e2	eb	27	b2	75
4	09	83	2c	1a	1b	6e	5a	a0	52	3b	d6	b3	29	e3	2f	84
5	53	d1	00	ed	20	fc	b1	5b	6a	cb	be	39	4a	4c	58	cf
6	d0	ef	aa	fb	43	4d	33	85	45	f9	02	7f	50	3c	9f	a8
7	51	a3	40	8f	92	9d	38	f5	bc	b6	da	21	10	ff	f3	d2
8	cd	0c	13	ec	5f	97	44	17	c4	a7	7e	3d	64	5d	19	73
9	60	81	4f	dc	22	2a	90	88	46	ee	b8	14	de	5e	0b	db
a	e0	32	3a	0a	49	06	24	5c	c2	d3	ac	62	91	95	e4	79
b	e7	c8	37	6d	8d	d5	4e	a9	6c	56	f4	ea	65	7a	ae	08
c	ba	78	25	2e	1c	a6	b4	c6	e8	dd	74	1f	4b	bd	8b	8a
d	70	3e	b5	66	48	03	f6	0e	61	35	57	b9	86	c1	1d	9e
e	e1	f8	98	11	69	d9	8e	94	9b	1e	87	e9	ce	55	28	df
f	8c	a1	89	0d	bf	e6	42	68	41	99	2d	0f	b0	54	bb	16

S-бокс, использующийся в функции SubBytes

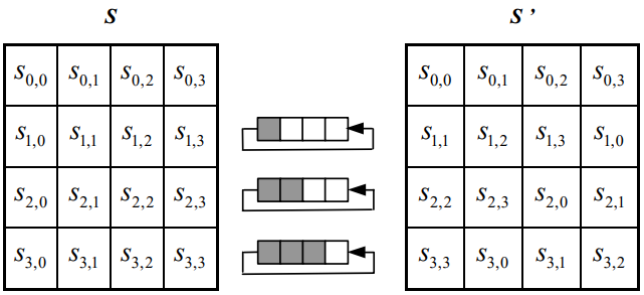


Результат применения функции SubBytes

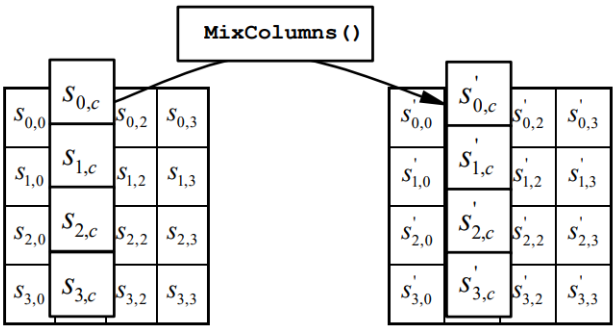
- Функцией ShiftRows реализуется левый циклический сдвиг последних трех строк массива STATE: $S_{r,\,c} = S_{r,\,c'}$, где $c' = (c + r) \bmod 4, 1 \leqslant r \leqslant 3, 0 \leqslant c \leqslant 3$. Таким образом, строка с номером 0 не сдвигается, строка с номером 1 сдвигается влево на одну позицию, строка с номером 2 сдвигается влево на две позиции, а последняя строка — на три позиции.

- Функцией MixColumns реализуется преобразование столбцов массива STATE:

1) $s'_{0,c} = 2s_{0,c} \oplus 3s_{1,c} \oplus s_{2,c} \oplus s_{3,c}$;
2) $s'_{1,c} = s_{0,c} \oplus 2s_{1,c} \oplus 3s_{2,c} \oplus s_{3,c}$;
3) $s'_{2,c} = s_{0,c} \oplus s_{1,c} \oplus 2s_{2,c} \oplus 3s_{3,c}$;
4) $s'_{3,c} = 3s_{0,c} \oplus s_{1,c} \oplus s_{2,c} \oplus 2s_{3,c}$;



Результат применения функции ShiftRows



Результат применения функции MixColumns

- Функцией AddRoundKey реализуется побитовое сложение каждого байта состояния с раундовым ключом, размер которого совпадает с размером состояния STATE.
- Функции SubBytes, ShiftRows и MixColumns осуществляют обратимые преобразования и имеют обратные преобразования SubBytes^{-1}, ShiftRows^{-1} и MixColumns^{-1}: $\text{SubBytes}^{-1}(\text{SubBytes}(\text{STATE})) = \text{STATE}$, $\text{ShiftRows}^{-1}(\text{ShiftRows}(\text{STATE})) = \text{STATE}$ и $\text{MixColumns}^{-1}(\text{MixColumns}(\text{STATE})) = \text{STATE}$.

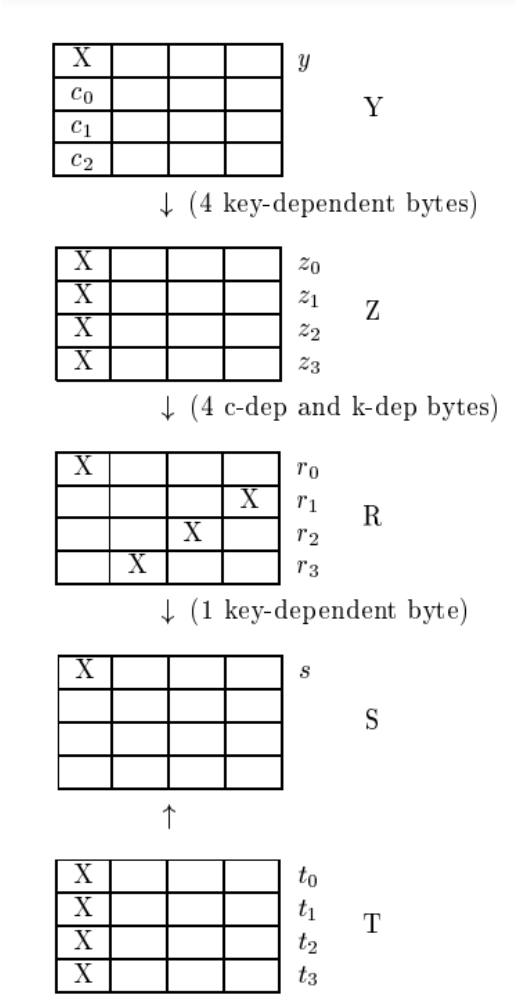
3.2.2. Анализ шифра

В работе [4] описывается возможность временной атаки на шифр AES, позволяющий полностью восстановить секретный ключ. Данная атака использует данные о времени выполнения каждой операции шифрования. Атака основана на том факте, что на первом раунде шифрования после применения функции AddRoundKey получаемые байты STATE $\oplus$ RoundKey используются в качестве индексов в S-блоке и могут вляить на время шифрования. Пример атаки: сбор времени, затраченного на шифрование различных входных данных T; суммирование времени выполнения шифра для каждого возможного значения определенного байта входного текста $T[i]$; определение значения $T[i]$, при котором суммарное время работы шифра максимально. После этого с использованием дополнительного компьютера и с тем же программным обеспечением шифра AES проивзодится перебор ключей и подбор такого секретного ключа K, что время работы шифра максимально при определенном значении $K[i] \oplus T[i] = M$. Затем суммируя $M \oplus T[i]$ восстанавливаем байт $K[i]$ секретного ключа, по которому возможно восстановить оставшиеся байты ключа.

В статье [5] на основе построения коллизий описываются атаки различения и атаки восстановления ключа для шифров AES. Различители строятся на основе схемы состояния STATE шифра по истечении 4 раундов шифрования, приведенной далее.

Шифр обладает тем свойством, что если все байты перед первым раундом (Y) кроме y (байт $S_{0,0}$) фиксированы и y принимается равным каждому из 256 значений, то сумма 256 результирующих значений s (байт $S_{0,0}$ после трех раундов) равна нулю. На основе данного отличительного свойства строится простейшая различительная атака, для которой необходимо 2^{32} открытых текстов и общей сложностью 2^{72}.

Также предлагается четырехраундовый различитель, основанный на парадоксе дней рождения, который устроен следующим образом: выбирается набор C из около 2^{16} триплетов $c = (c_0, c_1, c_2)$ (содержимое ячеек $S_{1,0}, S_{2,0}, S_{3,0}$) и подмножество $\Lambda \subseteq \{0, ..., 255\}$, содержащее 16 возможных значений y. Учитывая мощность набора C, с немалой вероятностью найдутся два таких различных триплета c' и c'', что $s^{c'}[y] = s^{c''}[y]$ (через $s^c[y]$ обозначено значение s при определенном значении y и наборе констант $c = (c_0, c_1, c_2)$). Также, так как значение s может быть вычис-



4 раунда шифра

лено как s = S-box^{-1}(0E.t_0^c + 0B.t_1^c + 0D.t_2^c + 09.t_3^c + KEY[5]), то для каждого триплета можно вычислить значение $L_c = (0E.t_0^c + 0B.t_1^c + 0D.t_2^c + 09.t_3^c)_{y \in \Lambda}$, после чего проверить, равны ли $L_{c'}$ и $L_{c''}$. Данная различительная атака требует 2^{20} открытых текстов и общая сложность не более, чем 2^{20}. На основе данного различителя можно реализовать 7-раундовую атаку для восстановления ключа на шифр со сложностью по памяти 2^{32} и общей сложностью 2^{128}.

В работе [6] авторами описывается теоретическая возможность реализации атаки различения для шифра AES с длиной ключа, равной 256 бит. Данные атаки реализуется с использованием так называемых дифференциальных q-мультиколлизий. Под дифференциальной q-мультиколлизией понимается следующий набор: $\{\Delta_K, \Delta_P, (P_1, K_1), ..., (P_q, K_q)\}$, для которого для шифра с алгоритмом шифрования Enc_K на ключе K выполняется условие: $Enc_{K_1}(P_1) \oplus Enc_{K_1 \oplus \Delta_K}(P_1 \oplus \Delta_P) = ... = Enc_{K_q}(P_q) \oplus Enc_{K_q \oplus \Delta_K}(P_q \oplus \Delta_P)$. Устанавливается тот факт, что дифференциальная q-мультиколлизия с $\Delta_P = 0$ может быть найдена с временной сложностью $q2^{67}$.

В работе [7] описывается теоретическая возможность восстановления ключа в шифрах AES при различных значениях длины ключа с использованием так называемых биклик, представляющих собой зависимости шифротекстов от ячеек внутреннего состояния STATE для фрагментов секретныз ключей. Результаты по оценке числа операций и прочих затрат приведены на рисунке далее. Полная вычислительная сложность приводимого алгоритма восстановления ключа для шифра AES с длиной ключа в 128 бит составляет $2^{126.18}$, сложность по памяти — 2^8; для шифра AES с длиной ключа в 192 бита — $2^{189.74}$, сложность по памяти — 2^8; для шифра AES с длиной ключа в 256 бит — $2^{254.42}$, сложность по памяти — 2^8.

В работе [8] описываются атаки восстановления секретного ключа, представляющие собой атаки на связанных ключах, на шифры AES с длинами ключей в 192 и 256 бит. При этом используются вариации атаки методом бумеранга. Для атаки на шифр с 192-битным ключом получена оценка временной сложности в 2^{132}, сложности по памяти — 2^{152};

Table 1. Biclique key recovery for AES

rounds	data	computations/succ.rate	memory	biclique length in rounds
AES-128 secret key recovery				
8	$2^{126.33}$	$2^{124.97}$	2^{102}	5
8	2^{127}	$2^{125.64}$	2^{32}	5
8	2^{88}	$2^{125.34}$	2^{8}	3
10	2^{88}	$2^{126.18}$	2^{8}	3
AES-192 secret key recovery				
9	2^{80}	$2^{188.8}$	2^{8}	4
12	2^{80}	$2^{189.74}$	2^{8}	4
AES-256 secret key recovery				
9	2^{120}	$2^{253.1}$	2^{8}	6
9	2^{120}	$2^{251.92}$	2^{8}	4
14	2^{40}	$2^{254.42}$	2^{8}	4

Восстановление ключа с помощью метода биклик

для атаки на шифр с 256-битным ключом получена оценка временной сложности в $2^{99.5}$, сложности по памяти — 2^{77}.

В работе [9] приводятся описания алгоритмов реализации так называемых квантовых square атак на шифр AES с длиной ключа, равной 128 битам, с 6 раундами, а также на шифр с длиной ключа в 192 бита с 7 раундами.

В статье [10] авторами представляется реализация аппаратной архитектуры шифра AES и использованием программируемых пользователем вентильных матриц (FPGA) — реализация происходила на XCV600, архитектура описывалась с помощью VHDL. Для представленной в работе реализации на проведенных тестах была определена пропускная способность шифрования и расширования, равная 352 Мбит/с.

В статье [11] авторами описывается реализация программного обеспечения шифра AES, которая обеспечивает высокую скорость на различных типах архитектур процессоров. Рассматриваются методы уменьшения количества инструкций процессора, используемых для шифра AES. В частности, в работе приводятся результаты для таких процессоров, как Motorola PowerPC G4 7410 (архитектура ppc32), Intel Pentium 4 f12 (архитектура x86), Sun UltraSPARC III (архитектура sparcv9), Intel Core 2 Quad Q6600 6fb (архитектура amd64), AMD Athlon 64 X2 3800+ 15/75/2 (архитектура amd64): для каждого процессора были получены лучшие значения характеристики Цикл/байт, показывающей количество тактовых циклов, которое выполнит процессор на байт данных, обрабатываемый в рассматриваемом алгоритме.

3.3. Шифр ГОСТ 34.12-2018 Магма

Описание шифра приводится в соответствии с описанием, приведенным в стандарте [12].

На вход алгоритму шифрования подается блок T размером 64 бита и 256-битный ключ $KEY[0], ..., KEY[255]$.

При шифровании блока $T = T_1 \parallel T_0$, где T_1, T_0 — 32-битные блоки, используются итерационные ключи $K_1, ..., K_{32}$, а также преобразования G и g, которые описаны далее. Схема шифрования может быть описана следующим образом:

1) $CT_1 = T_1; CT_0 = T_0$

2) $For\ i = 1\ to\ 31\ do$ {

$$(CT_{2i+1}, CT_{2i}) = G[K_i](CT_{2i-1}, CT_{2i-2});$$

}

3) $CT = (g[K_{32}](CT_{62}) \oplus CT_{63}) \parallel CT_{62}.$

Зашифрованный блок входного блока T содержится в 64-битном блоке CT.

Схема расшифрования зашифрованного блока $CT = CT_1 \| CT_0$, где CT_1, CT_0 — 32-битные блоки, может быть описана следующим образом:

1) $T_1 = CT_1; T_0 = CT_0;$

2) $For\ i = 1\ to\ 31\ do$ {

$$(T_{2i+1}, T_{2i}) = G[K_{32-i+1}](T_{2i-1}, T_{2i-2});$$

}

3) $T = (g[K_1](T_{62}) \oplus T_{63}) \parallel T_{62}$.

Расшифрованный блок входного блока CT содержится в 64-битном блоке T.
Описание компонентов шифра:

- Функция G принимает два 32-битных блока a и b, имеет 32-битный параметр k и возвращает набор из двух 32-битных блоков $G[k](a, b)$. Данный набор определяется следующим образом: $G[k](a, b) = (b, g[k](b) \oplus a)$. Функция g возвращает 32-битный блок и определяется следующим образом: $g[k](a) = (t(a \boxplus k)) <<< 11$ (через $\boxplus$ обозначена операция сложения по модулю 2^{32} соответствующих двоичным строкам a и k десятичных чисел, результатом которой является двоичная запись полученной суммы). Функция t принимает 32-битную строку, также возвращает 32-битный блок и определяется следующим образом: $t(a) = t(a_7 \| ... \| a_0) = \pi_7(a_7) \| ... \| \pi_0(a_0)$, где a_7, ..., a_0 — 4-битные слова. Перестановки π_0, ..., π_7 представлены в таблице:

π_0	12	4	6	2	10	5	11	9	14	8	13	7	0	3	15	1
π_1	6	8	2	3	9	10	5	12	1	14	4	7	11	13	0	15
π_2	11	3	5	8	2	15	10	13	14	1	7	4	12	9	6	0
π_3	12	8	2	1	13	4	15	6	7	0	10	5	3	14	9	11
π_4	7	15	5	10	8	1	6	13	0	9	3	14	11	4	2	12
π_5	5	13	15	6	9	2	12	10	11	7	8	1	4	3	14	0
π_6	8	14	2	5	6	9	1	12	15	4	11	0	13	10	3	7
π_7	1	7	14	13	0	5	8	3	4	15	10	6	9	12	11	2

Таблица 17: Перестановки π_0, ..., π_7

- Вычисление итерационных ключей — значений K_1, ..., K_{32} — происходит на основе ключа KEY по следующему алгоритму:
  - $K_1 = KEY[255] \parallel ... \parallel KEY[224]$;
  - $K_2 = KEY[223] \parallel ... \parallel KEY[192]$;
  - $K_3 = KEY[191] \parallel ... \parallel KEY[160]$;
  - $K_4 = KEY[159] \parallel ... \parallel KEY[128]$;
  - $K_5 = KEY[127] \parallel ... \parallel KEY[96]$;
  - $K_6 = KEY[95] \parallel ... \parallel KEY[64]$;
  - $K_7 = KEY[63] \parallel ... \parallel KEY[32]$;
  - $K_8 = KEY[31] \parallel ... \parallel KEY[0]$;
  - $K_{i+8} = K_i$, где $i = 1, 2, ..., 8$;
  - $K_{i+16} = K_i$, где $i = 1, 2, ..., 8$;
  - $K_{i+24} = K_{9-i}$, где $i = 1, 2, ..., 8$;

3.4. Шифр ГОСТ 34.12-2018 Кузнечик

Описание шифра приводится в соответствии с описанием, приведенным в стандарте [12].
На вход алгоритму шифрования подается блок T размером 128 бит и 256-битный ключ $KEY[0], ..., KEY[255]$.
При шифровании используются итерационные ключи K_1, ..., K_{10}, а также преобразования S и L, которые описаны далее. Схема шифрования может быть описана следующим образом:

1) $CT_1 = T$;
2) $For\ i = 1\ to\ 9\ do$ {
   $CT_{i+1} = L(S(K_i \oplus CT_i))$;
   }

3) $CT = K_{10} \oplus CT_{10}$.

Зашифрованный блок входного блока T содержится в 128-битном блоке CT.
Схема расшифрования зашифрованного блока CT может быть описана следующим образом:

1) $T_{10} = CT$;
2) $For\ i = 10\ downto\ 2\ do$ {
   $T_{i-1} = S^{-1}(L^{-1}(K_i \oplus T_i))$;
   }
3) $T = K_1 \oplus T_1$.

Расшифрованный блок входного блока CT содержится в 128-битном блоке T.
Описание компонентов шифра:

- Функция S принимает блок a размером 128 бит и возвращает блок $S(a)$ такого же размера. Блок $S(a)$ определяется следующим образом: $S(a) = S(a_{15} \parallel ... \parallel a_0) = \pi(a_{15}) \parallel ... \parallel \pi(a_0)$, где $a_{15}, ..., a_0$ — однобайтовые блоки.

  Перестановка π определена на множестве целых чисел $\{0, ..., 255\}$. Данная перестановка принимает 8-битную строку a, по десятичному значению которой по таблице перестановки π ниже определяется десятичное значение $\pi(a)$, двоичная запись которого и возвращается данной перестановкой.

252	238	221	17	207	110	49	22	251	196	250	218	35	197	4	77
233	119	240	219	147	46	15	186	23	54	241	187	20	205	95	193
249	24	101	90	226	92	239	33	129	28	60	66	139	1	142	79
5	132	2	174	227	106	143	160	6	11	237	152	127	212	211	31
235	52	44	81	234	200	72	171	242	42	104	162	253	58	206	204
181	112	14	86	8	12	118	18	191	114	19	71	156	183	93	135
21	161	150	41	16	123	154	199	243	145	120	111	157	158	178	177
50	117	25	61	255	53	138	126	109	84	198	128	195	189	13	87
223	245	36	169	62	168	67	201	215	121	214	246	124	34	185	3
224	15	236	222	122	148	176	188	220	232	40	80	78	51	10	74
167	151	96	115	30	0	98	68	26	184	56	130	100	159	38	65
173	69	70	146	39	94	85	47	140	163	165	125	105	213	149	59
7	88	179	64	134	172	29	247	48	55	107	228	136	217	231	137
225	27	131	73	76	63	248	254	141	83	170	144	202	216	133	97
32	113	103	164	45	43	9	91	203	155	37	208	190	229	108	82
89	166	116	210	230	244	180	192	209	102	175	194	57	75	99	182

Таблица 18: Таблица перестановки π

- Функция L принимает блок a размером 128 бит и возвращает блок $L(a)$ такого же размера. Блок $L(a)$ определяется следующим образом: $L(a) = R^{16}(a)$, где $R(a) = R(a_{15} \parallel ... \parallel a_0) = l(a_{15}, ..., a_0) \parallel a_{15} \parallel ... \parallel a_1$, где $a_{15}, ..., a_0$ — однобайтовые блоки, а R^{16} обозначает последовательное применение функции R 16 раз.

  Функция l принимает 16 8-битных слов $a_{15}, ..., a_0$ и определяется следующим образом: $l(a_{15}, ..., a_0) = \Delta^{-1}(148\Delta(a_{15}) + 32\Delta(a_{14}) + 133\Delta(a_{13}) + 16\Delta(a_{12}) + 194\Delta(a_{11}) + 192\Delta(a_{10}) + \Delta(a_9) + 251\Delta(a_8) + \Delta(a_7) + 192\Delta(a_6) + 194\Delta(a_5) + 16\Delta(a_4) + 133\Delta(a_3) + 32\Delta(a_2) + 148\Delta(a_1) + \Delta(a_0))$, где функция Δ отображает битовую строку $z_7 \parallel ... \parallel z_0$ в число поля $GF(2)[x]/p(x)$, где $p(x) = x^8 + x^7 + x^6 + x + 1$, соответствующее многочлену $z_0 + z_1\theta + ... + z_7\theta^7$. Все операции сложения и умножения осуществляются в поле $GF(2)[x]/p(x)$.

- Вычисление итерационных ключей — значений $K_1, ..., K_{10}$ — происходит на основе ключа KEY по следующему алгоритму:

  1) $K_1 = KEY[255] \parallel ... \parallel KEY[128]; K_2 = KEY[127] \parallel ... \parallel KEY[0]$;

2) *For* $i = 1$ *to* 4 *do* {
$(K_{2i+1}, K_{2i+2}) = F[C_{8(i-1)+8}]...F[C_{8(i-1)+1}](K_{2i-1}, K_{2i})$;
}

При вычислении итерационных ключей используются значения $C_i = L(a_i)$, где $i = 1, 2, ..., 32$, a_i — двоичное представление соответствующего целого числа i. Также используется функция $F[k](a, b)$, принимающая две 128-битные строки a и b, имеющая 128-битный параметр k, которая возвращает набор из двух значений, который определяется следующим образом: $F[k](a, b) = (L(S(k \oplus b)) \oplus a, b)$.

3.5. Шифры IDEA и IDEA NXT

3.5.1. Шифр IDEA

Описание шифра IDEA приводится в соответствии со статьей [13] авторов данного шифра.

На вход алгоритму шифрования подается 64-битный блок $T = X_1 \parallel X_2 \parallel X_3 \parallel X_4$, где X_1, X_2, X_3, X_4 — блоки длины 16 бит, и 128-битный секретный ключ KEY.

Схема шифра IDEA представлена на рисунке ниже:

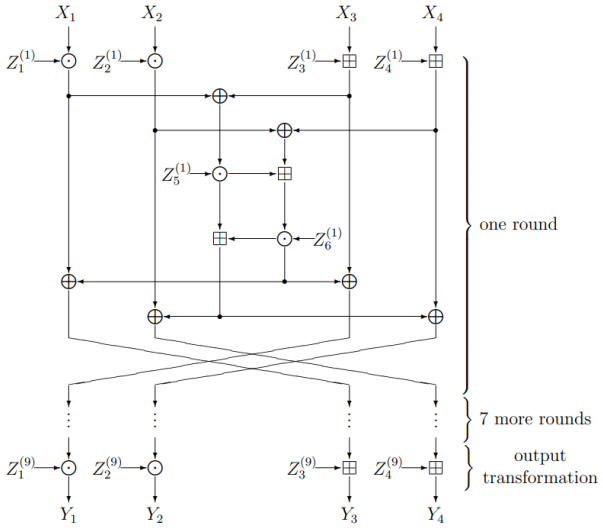


Схема шифра IDEA

Зашифрованный блок CT определяется следующим образом: $CT = Y_1 \parallel Y_2 \parallel Y_3 \parallel Y_4$, где Y_1, Y_2, Y_3, Y_4 — блоки длины 16 бит.

В алгоритме используются 52 раундовых ключа $Z_i^{(j)}$, где $1 \leqslant i \leqslant 6$ при $1 \leqslant j \leqslant 8$ и $1 \leqslant i \leqslant 4$ при $j = 9$ (по 6 на каждый раун шифрования и 4 для выходного преобразования), которые получаются из секретного ключа KEY следующим образом: ключ KEY разделяется на 8 блоков длины 16 бит, после чего раундовые ключи инициализируются данными блоками в следующем порядке (после инициализации восьмым блоком дальнейшая инициализация происходит снова с первого блока секретного ключа): $Z_1^{(1)}, ..., Z_6^{(1)}; Z_1^{(2)}, ..., Z_6^{(2)}; ...; Z_1^{(8)}, ..., Z_6^{(8)}; Z_1^{(9)}, ..., Z_4^{(9)}$.

Схема расшифровки шифротекста аналогична схеме шифрования, за исключением того, что используются другие раундовые ключи. Порядок ключей следующий: $Z_1^{(9)^{-1}}, Z_2^{(9)^{-1}}, -Z_3^{(9)}, -Z_4^{(9)}, Z_5^8, Z_6^8; ...; Z_1^{(2)^{-1}}, Z_2^{(2)^{-1}}, -Z_3^{(2)}, -Z_4^{(2)}, Z_5^1, Z_6^1; Z_1^{(1)^{-1}}, Z_2^{(1)^{-1}}, -Z_3^{(1)}, -Z_4^{(1)}$. При этом элемент Z^{-1} обозначает обратный элемент к Z по модулю $2^{16} + 1$.

3.5.2. Шифр IDEA NXT

Описание шифра IDEA NXT (ранее известного как FOX) приводится в соответствии со статьей [14] авторов данного шифра.

Авторами определяются следующие варианты шифров семейства IDEA NXT (далее будет использоваться ранее имя данного шифра — FOX):

1) FOX64 — 64-битный блок; 128-битный ключ; 16 раундов шифрования;

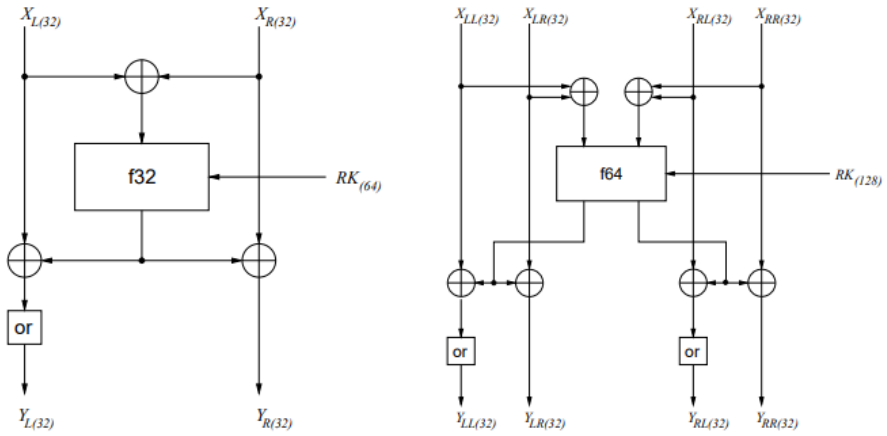
2) FOX128 — 128-битный блок; 256-битный ключ; 16 раундов шифрования;

3) FOX64$/k/r$ — 64-битный блок; k-битный ключ, $0 \leqslant k \leqslant 256$, k кратно 8; $12 \leqslant r \leqslant 255$ раундов шифрования;

4) FOX128$/k/r$ — 128-битный блок; k-битный ключ, $0 \leqslant k \leqslant 256$, k кратно 8; $12 \leqslant r \leqslant 255$ раундов шифрования.

При шифровании 64-битного блока T происходят следующие действия:
$CT = lmid64(lmor64(...(lmor64(T, RK_0), ..., RK_{r-2}), RK_{r-1})$, где $RK = RK_0 \parallel ... \parallel RK_{r-1}$ — поток полученных из секретного ключа раундовых 64-битных ключей.
При рашифровании 64-битного блока CT происходят следующие действия:
$T = lmid64(lmio64(...(lmio64(T, RK_{r-1}), ..., RK_1), RK_0)$.
При 128-битном шифровании вместо функций $lmor64$, $lmid64$ и $lmio64$ используются соответственно функции $elmor128$, $elmid128$ и $elmio128$.
Описаний компонентов шифра:

- Схемы функций $lmor64$ и $elmor128$ приведены на рисунке далее:



(a) Round lmor64 (b) Round elmor128

Схема функций $lmor64$ и $elmor128$

- Функции $lmid64$, $lmio64$ определяются аналогичным образом, но функция or заменяется на тождественную функцию и функцию io соответственно;

- Функции $elmid128$, $elmio128$ определяются аналогичным образом, но функции or заменяются на тождественные функции и функции io соответственно;

- Функция or принимает 32-битовый блок X и возвращает 32-битовый блок Y по следующему правилу: $Y_0 \parallel Y_1 = X_1 \parallel (X_0 \oplus X_1)$; Функция io есть обратная функция к функции or;

- Функция f_{32} принимает на вход 32-битный блок X, 64-битный раундовый ключ $RK = RK_0\ R\ K_1$, где RK_0, RK_1 — 32-битные блоки, и возвращает 32-битный блок $Y = sigma4(mu4(sigma4(X, RK_0)) \oplus RK_1) \oplus RK_0$;

- Функция f_{64} принимает на вход 64-битный блок X, 128-битный раундовый ключ $RK = RK_0\ R\ K_1$, где RK_0, RK_1 — 64-битные блоки, и возвращает 64-битный блок $Y = sigma8(mu8(sigma8(X, RK_0)) \oplus RK_1) \oplus RK_0$;

- Преобразования $sigma4$ и $sigma8$ определяются S-блоком, приведенным ниже: по первой цифре шестнадцатеричного представления выбирается номер строки, по второй — номер столбца. Число, стоящее на пересечении выбранных строки и столбца, возвращается после обращения к функции данной функции.

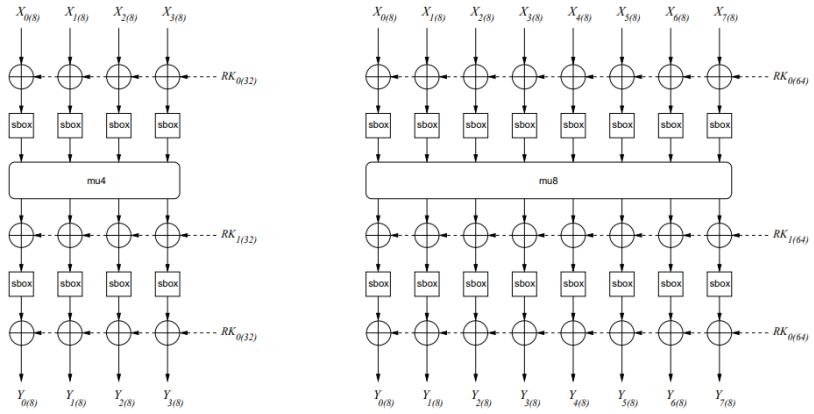


Схема функций $f32$ и $f64$

sbox	.0	.1	.2	.3	.4	.5	.6	.7	.8	.9	.A	.B	.C	.D	.E	.F
0.	5D	DE	00	B7	D3	CA	3C	0D	C3	F8	CB	8D	76	89	AA	12
1.	88	22	4F	DB	6D	47	E4	4C	78	9A	49	93	C4	C0	86	13
2.	A9	20	53	1C	4E	CF	35	39	B4	A1	54	64	03	C7	85	5C
3.	5B	CD	D8	72	96	42	B8	E1	A2	60	EF	BD	02	AF	8C	73
4.	7C	7F	5E	F9	65	E6	EB	AD	5A	A5	79	8E	15	30	EC	A4
5.	C2	3E	E0	74	51	FB	2D	6E	94	4D	55	34	AE	52	7E	9D
6.	4A	F7	80	F0	D0	90	A7	E8	9F	50	D5	D1	98	CC	A0	17
7.	F4	B6	C1	28	5F	26	01	AB	25	38	82	7D	48	FC	1B	CE
8.	3F	6B	E2	67	66	43	59	19	84	3D	F5	2F	C9	BC	D9	95
9.	29	41	DA	1A	B0	E9	69	D2	7B	D7	11	9B	33	8A	23	09
A.	D4	71	44	68	6F	F2	0E	DF	87	DC	83	18	6A	EE	99	81
B.	62	36	2E	7A	FE	45	9C	75	91	0C	0F	E7	F6	14	63	1D
C.	0B	8B	B3	F3	B2	3B	08	4B	10	A6	32	B9	A8	92	F1	56
D.	DD	21	BF	04	BE	D6	FD	77	EA	3A	C8	8F	57	1E	FA	2B
E.	58	C5	27	AC	E3	ED	97	BB	46	05	40	31	E5	37	2C	9E
F.	0A	B1	B5	06	6C	1F	A3	2A	70	FF	BA	07	24	16	C6	61

S-блок, определяющий преобразование *sigma*

- Функции $mu4$ и $mu8$ принимают 32-битный или, соответственно, 64-битный блок $X = X_0 \| ... \| X_n$, где X_0, ..., X_n — 8-битные блоки, и производит их умножение на некоторые заданные матрицы.

- Алгоритм обработки секретного ключа и выработки раундовых ключей

  В зависимости от используемого вариант шифра может использоваться одна из схем выработки раундового ключа: $NL64$ — 64-битный блок, ключ размера $0 \leqslant k \leqslant 128$ бит; $NL64h$ — 64-битный блок, ключ размера $136 \leqslant k \leqslant 256$ бит; $NL128$ — 128-битный блок, ключ размера $0 \leqslant k \leqslant 256$ бит. Данные схемы представлены на рисунке далее.

  При этом для определения поступающих для выработки раундового ключа битов секретного ключа KEY функцией $DKEY$ используется 24-битный регистр сдвига с линейной обратной связью.

3.6. Шифр RC6

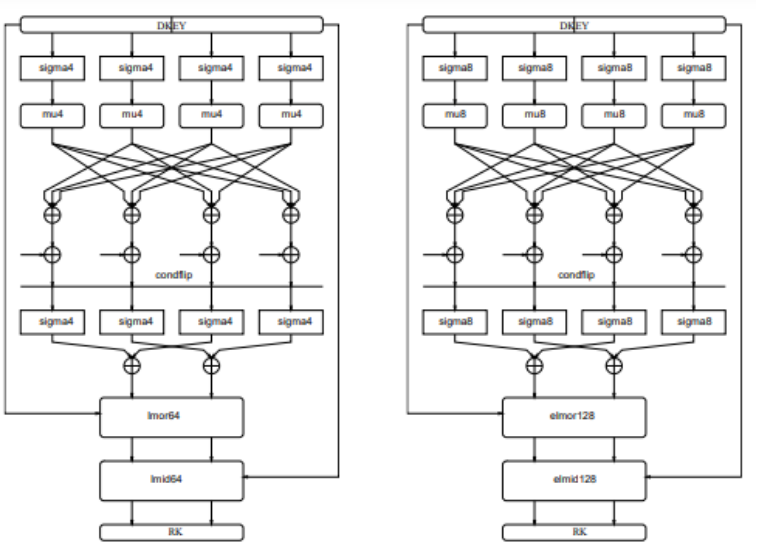
Описание шифра RC6 приводится на основе работы [15] авторов данного шифра.

Для конкретной спецификации шифра RC6 принято использовать обозначение RC6-$w/r/b$, где w обозначает размер битового слова, r обозначает количество раундов шифрования и расшифрования, а b — длину секретного ключа в байтах (от 0 до 255 включительно).

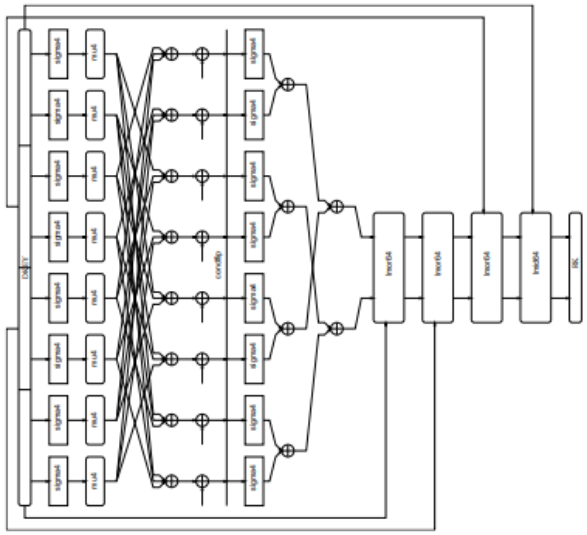
Предварительные действия:

1) Вводится секретный ключ $KEY = KEY[0] \| ... \| KEY[b-1]$ длины b байт;

2) Ключ копируется в массив $L[0]$, ..., $L[c-1]$, состоящий из $c = \lceil \frac{8b}{w} \rceil$ w-битных слов. При необходимости $L[c-1]$ дополняется незначащими нулями;



(a) NL64 (b) NL128



(c) NL64h

Схемы алгоритмов выработки раундового ключа для разных вариантов шифра

3) Определяется массив w-битовых раундовых ключей $S[0], ..., S[2r + 3]$, непосредственно используемых при шифровании и расшифровании:

   а) $S[0] = P_w$;

   б) $For\ i = 1\ to\ 2r + 3\ do\ \{$
   $\quad S[i] = S[i - 1] + Q_w;$
   $\}$

   в) $A = 0; B = 0; i = 0; j = 0;$

   г) $q = 3 \cdot \max\{c, 2r + 4\};$

   д) $For\ s = 1\ to\ q\ do\ \{$
   $\quad A = S[i] = (S[i] + A + B) <<< 3;$
   $\quad B = L[j] = (L[j] + A + B) <<< (A + B);$
   $\quad i = (i + 1) \mod (2r + 4);$

$j = (j + 1) \mod (c);$
}

При этом используются значения P_w и Q_w, вычисляемые следующим образом: $Q_w = Odd((f - 1)2^w)$, $P_w = Odd((e - 2)2^w)$, где f — число Фибоначчи (золотое сечение), e — основание натурального логарифма, функция Odd — округление до ближайшего нечетного целого числа.

При шифровании выполняется следующая последовательность действий:

1) Блок текста длины $4w$ сохраняется в w-битных регистрах A, B, C, D: $T = A \parallel B \parallel C \parallel D$;
2) $B = B + S[0]; D = D + S[1];$
3) $For\ i = 1\ to\ r\ do$ {
   $t = B(2B + 1) <<< log_2(w);$
   $u = D(2D + 1) <<< log_2(w);$
   $A = ((A \oplus t) <<< u) + S[2i];$
   $C = ((C \oplus u) <<< t) + S[2i + 1];$
   $A = B; B = C; C = D; D = A;$
   }
4) $A = A + S[2r + 2]; C = C + S[2r + 3];$
5) Зашифрованный блок $CT = A \parallel B \parallel C \parallel D$.

При расшифровании выполняется следующая последовательность действий:

1) Зашифрованный блок длины $4w$ сохраняется в w-битных регистрах A, B, C, D: $CT = A \parallel B \parallel C \parallel D$;
2) $C = C - S[2r + 3]; A = A - S[2r + 2];$
3) $For\ i = r\ downto\ 1\ do$ {
   $A = D; B = A; C = B; D = C;$
   $u = D(2D + 1) <<< log_2(w);$
   $t = B(2B + 1) <<< log_2(w);$
   $C = ((C - S[2i + 1]) >>> t) \oplus u;$
   $A = ((A - S[2i]) >>> u) \oplus t;$
   }
4) $D = D - S[1]; B = B - S[0];$
5) Расшифрованный блок $T = A \parallel B \parallel C \parallel D$.

Все арифметические операции выполняются по модулю 2^w; циклические сдвиги содержимого слова a при выполнении операции $a <<< b$ или $a >>> b$ выполняются на величину, определяемую младшими $log_2(w)$ битами b.

4. Заключение

В работе были описаны основные блоковые шифры: DES, 3DES, AES, ГОСТ 34.12-2018 Магма, ГОСТ 34.12-2018 Кузнечик, IDEA, IDEA NXT и RC6. Также более подробно был рассмотрен шифр AES. Для данного шифра известно большое число теоретических атак с использованием самых различных методов компрометации секретного ключа. Отдельно стоит отметить так называемые атаки по побочным каналам, как, например, атака, основанная на анализе времени выполнения операции шифрования, теоретически позволяющая раскрыть информацию об используемом секретном ключе. Описанные теоретические атаки не выглядят практичными. При этом на данный момент не известно какой бы то ни было практической атаки, которая позволила бы извлечь зашифрованные шифром AES данные, не обладая знанием секретного ключа.

Список литературы

1. Data encryption standard (DES) // FIPS PUB 46-2. FEDERAL INFORMATION PROCESSING STANDARDS PUBLICATION (Supersedes FIPS PUB 46-1 -1988 January 22). — 1993.
2. Data encryption standard (DES) // FIPS PUB 46-3. FEDERAL INFORMATION PROCESSING STANDARDS PUBLICATION. — 1999.
3. Specification for the ADVANCED ENCRYPTION STANDARD (AES) // Federal Information Processing Standards Publication 197. — 2001.
4. *Biryukov A.*, *Khovratovich D.* Cache-timing attacks on AES // Advances in Cryptology – ASIACRYPT 2009. — 2009. — С. 1—18.
5. *Gilbert H.*, *Minier M.* A collision attack on 7 rounds of Rijndael // AES Candidate Conference. — 2000. — С. 230—241.
6. *Biryukov A.*, *Khovratovich D.*, *Nikolic I.* Distinguisher and Related-Key Attack on the Full AES-256 (Extended Version) // Advances in Cryptology - CRYPTO 2009. CRYPTO 2009. — 2009. — С. 231—249.
7. *Bogdanov A.*, *Khovratovich D.*, *Rechberger C.* Biclique Cryptanalysis of the Full AES // Advances in Cryptology – ASIACRYPT 2011. ASIACRYPT 2011. — 2011. — С. 344—371.
8. *Biryukov A.*, *Khovratovich D.* Related-key Cryptanalysis of the Full AES-192 and AES-256 // Advances in Cryptology – ASIACRYPT 2009. — 2009. — С. 1—18.
9. *Bonnetain X.*, *Naya-Plasencia M.*, *Schrottenloher A.* Quantum Security Analysis of AES // IACR Transactions on Symmetric Cryptology. — 2019. — С. 55—93.
10. *Ghewari P.*, *Patil J.*, *Chougule A.* Efficient Hardware Design and Implementation of AES Cryptosystem // International Journal of Engineering Science and Technology. — 2010. — Т. 2(3). — С. 213—219.
11. *Bernstein D.*, *Schwabe P.* New AES software speed records // Progress in Cryptology - INDOCRYPT 2008. — 2008. — С. 322—336.
12. ГОСТ 34.12-2018 «Информационная технология. Криптографическая защита информации. Блочные шифры». — 2018.
13. *Lai X.*, *Massey J. L.* A Proposal for a New Block Encryption Standard // Advances in Cryptology-EUROCRYPT'90. — 1991. — С. 389—404.
14. *Junod P.*, *Vaudenay S.* FOX : a New Family of Block Ciphers // Selected Areas in Cryptography. — 2004. — С. 114—129.
15. The RC6TM Block Cipher / R. Rivest [и др.]. — 1998.