МИНОБРНАУКИ РОССИИ
САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ
ЭЛЕКТРОТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ
«ЛЭТИ» ИМ. В.И. УЛЬЯНОВА (ЛЕНИНА)
Кафедра информационной безопасности

ОТЧЕТ

по лабораторной работе №4
по дисциплине «Криптография и защита информации»
Тема: Изучение шифра DES

Студент гр. 9381 _____ Колованов Р.А.

Преподаватель _____ Племянников А.К.

Санкт-Петербург
2022

Цель работы.

Исследовать шифры DES, 3DES, а также другие модификации шифра DES: DESX, DESL, DESXL и получить практические навыки работы с ними, в том числе с использованием приложения Cryptool 1 и 2.

Основные теоретические положения.

Шифр DES.

Стандарт шифрования данных (DES) – блочный симметричный шифр, разработанный Национальным Институтом Стандартов и Технологии (NIST – National Institute of Standards and Technology).

Шифр DES основан на сети Фейстеля. DES шифрует информацию блоками по 64 бита с помощью 64-битного ключа шифрования. Шифрование выполняется следующим образом (рис. 1):

1. Над 64-битными блоками производится начальная перестановка, задаваемая таблично;

2. После начальной перестановки блок делится на 2 субблока по 32 бита (A_0 и B_0), над которыми производятся 16 раундов преобразований:

$$A_i = B_{i-1};$$
$$B_i = A_{i-1} \oplus f(B_{i-1}, K_i),$$

где i – номер текущего раунда, K_i – ключ раунда, $\oplus$ – логическая операция XOR.

Схема работы функции раунда f представлена на рисунке 2. Этапы раундового преобразования:

a) Расширяющая перестановка EP, которая преобразует входные 32 бита в 48 бит (рис. 3);

b) Полученные 48 бит складываются с K_i операцией XOR;

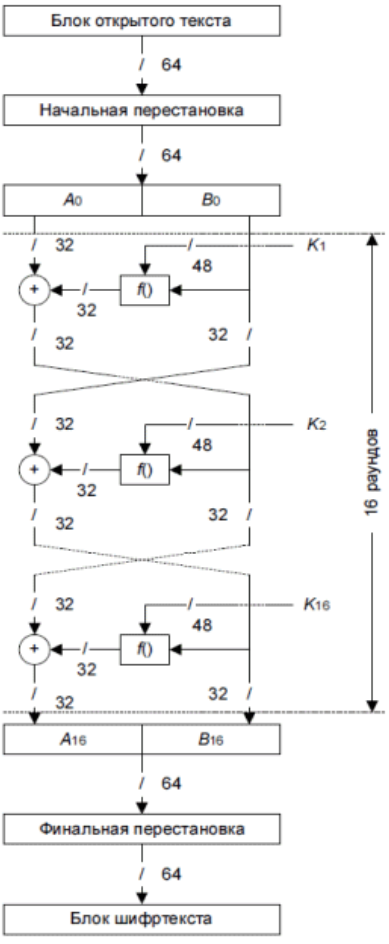


Рисунок 1

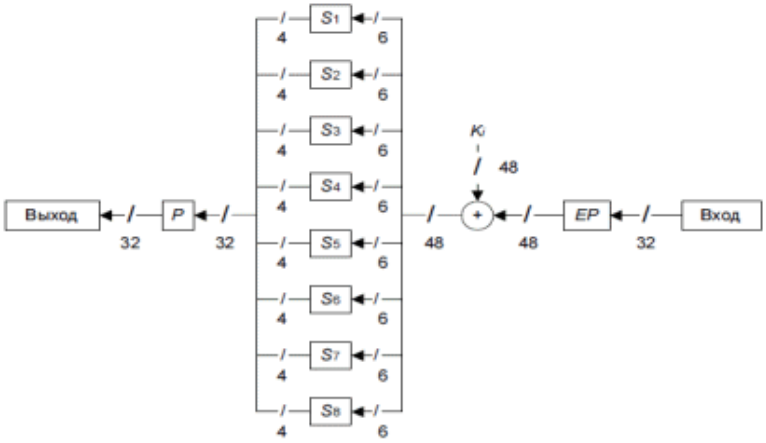


Рисунок 2.

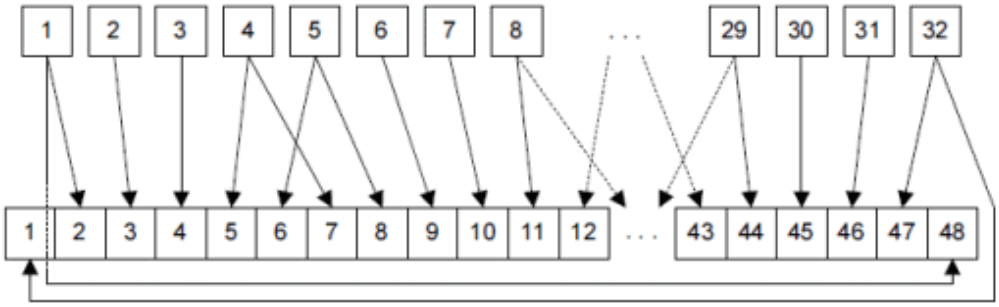


Рисунок 3.

c) Результат сложения разбивается на 8 блоков по 6 битов. Каждый блок обрабатывается соответствующей таблицей замен;

d) Над полученными 32 битами, после выполнения замен, выполняется перестановка (на рисунке 2 обозначена как P);

На последнем раунде алгоритма субблоки местами не меняются.

3. Полученные в итоге субблоки A_{16} и B_{16} образуют 64-битный блок, над которым производится конечная перестановка и в итоге получается результирующий блок шифротекста.

Процедура генерации раундовых ключей представлена на рисунке 4. Из 64-битного ключа шифрования используется только 56 бит, каждый 8-й бит исключается. На рисунке 4 операция сжатия ключа и перестановка обозначена как E. После перестановки блок в 56 бит делится на два 28-битных блока (C и D). Затем выполняются 16 раундов преобразований:

1. Текущие C и D циклически сдвигаются влево на определенное количество бит;

2. C и D объединяются в 56-битное значение, к которому применяется сжимающая перестановка. На выходе получаем 48-битный раундовый ключ.

Расшифровывание данных алгоритмом DES происходит при прохождении всех шагов алгоритма в обратном порядке.

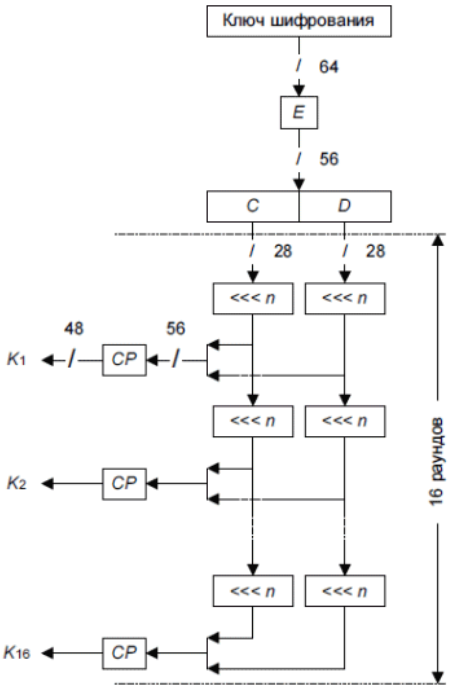


Рисунок 4.

Режимы ECB и CBC шифра DES.

В режиме ECB шифра DES используется независимо для каждого 64-битного блока шифруемых данных. Схема использования шифра в режиме ECB представлена на рисунке 5.

В режиме CBC перед запуском DES для зашифрования каждого очередного блока открытого текста происходит побитовое XOR-сложение этого блока с блоком зашифрованного текста из предыдущего шага. Схема использования шифра в режиме CBC представлена на рисунке 6.

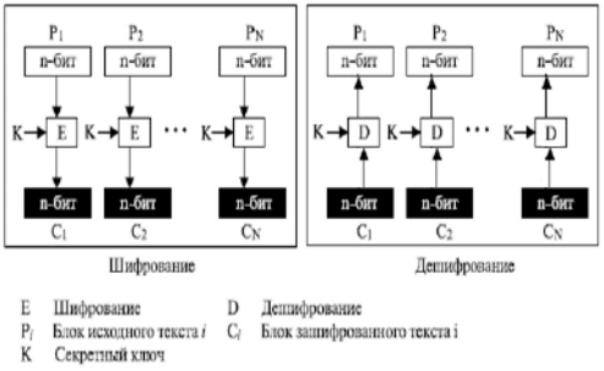


Рисунок 5.

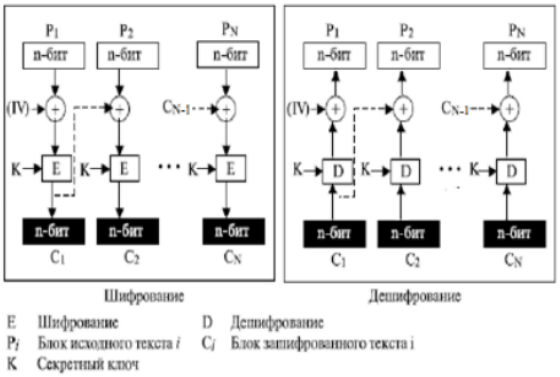


Рисунок 6.

Шифр 3-DES.

Шифр 3-DES (рисунок 7) состоит в трехкратном применении обычного DES. Существует 4 основные версии данного шифра:

1. DES-EEE3 – шифрование происходит 3 раза независимыми ключами;

2. DES-EDE3 – операции шифровка-расшифровка-шифровка с тремя разными ключами;

3. DES-EEE2 – то же что и DES-EEE3, но на первом и последнем шаге одинаковый ключ;

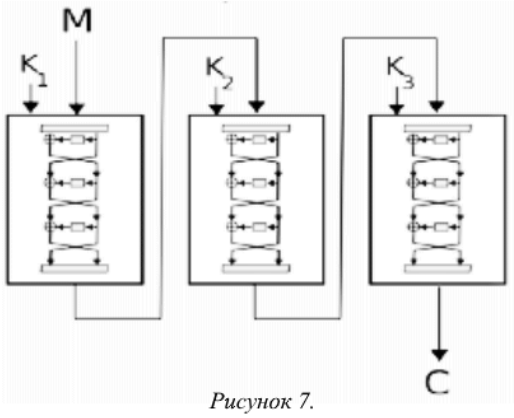


Рисунок 7.

4. DES-EDE2 – то же что и DES-EDE3, но на первом и последнем шаге используется один и тот же ключ.

На текущий момент самыми популярными версиями шифра являются DES-EDE3 и DES-EDE2.

Модификации DESX, DESL, DESXL шифра DES.

Алгоритм DESX использует на входе ключ длиной 184 бита, который делится на три 56-битные части. Процесс шифрования происходит по следующей схеме:

$$DESX(M) = K_2 \oplus DES_K(M \oplus K_1)$$

Если $K_1 = K_2 = 0$, то данный алгоритм сводится к стандартному DES.

Алгоритм DESL является облегченной версией алгоритма DES. Данный алгоритм был создан в 2006 году для RFID-меток. Алгоритм предполагает отказ от входной и выходной перестановки блока текста, т.к. они не несут криптографической сложности, а также 8 S-блоков заменяется на 1, но более стойкий чем все 8 стандартных блока DES.

Алгоритм DESXL использует те же оптимизации что и DESL, но производит шифрование по алгоритму DESX.

Ход работы.

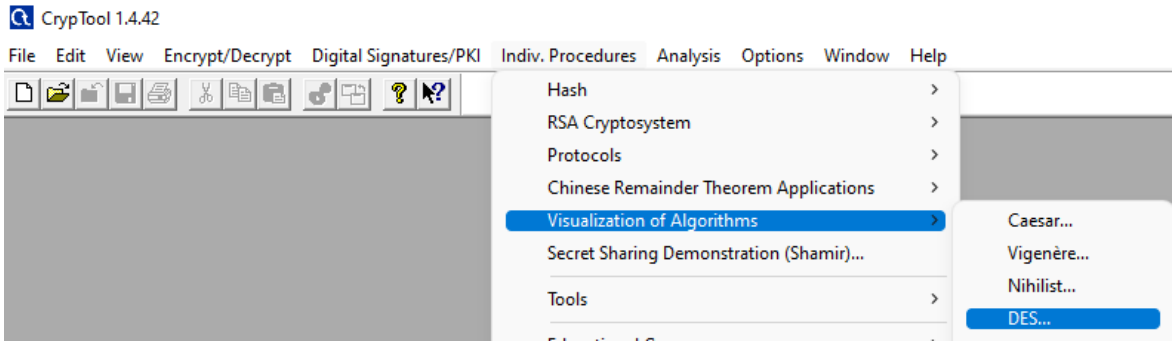
Исследование преобразований DES.

Задание.

1. Изучить преобразования шифра DES с помощью демонстрационного приложения из Cryptool 1 (Indiv.Procedures -> Visualization -> DES);
2. Выполнить вручную преобразования первых двух раундов и вычисление раундовых ключей при следующих исходных данных:
    a. Открытый текст (не более 64 бит) – фамилия_имя (транслитерация латиницей);
    b. Ключ (56 бит) – номер зачетной книжки и инициал отчества (всего 7 символов);
3. Выполнить вручную обратное преобразование зашифрованного сообщения;
4. Убедиться в совпадении результатов.

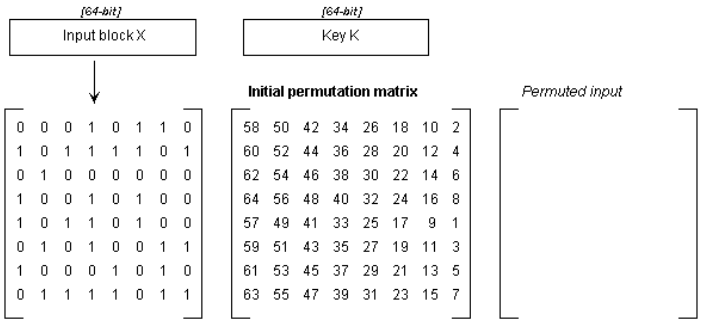
Изучение преобразования шифра DES.

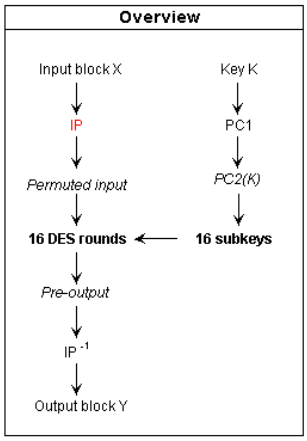
При помощи приложения CrypTool 1 (Indiv.Procedures -> Visualization -> DES) изучим процесс преобразования шифра DES:

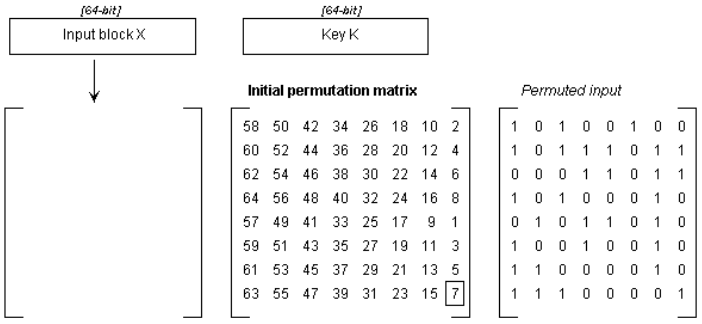


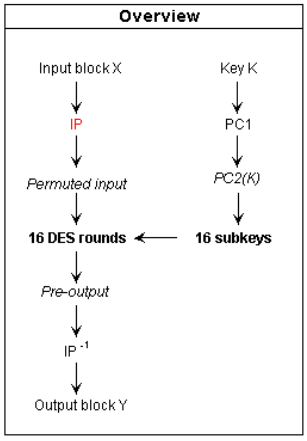
В начале выполняется первый этап, а именно начальная перестановка IP 64-битного блока, задаваемая таблично:

- For DES encryption, the plaintext is split into blocks of 64 bits. Each block (i.e. input X) will pass the following algorithm for complete plaintext encryption.
- The first step is to rearrange all bits of input X according to the initial permutation (IP).
- Therefore the numbers within IP mark the position of the input bit to be put into this place.
  Meaning: Bit 58 of input X moves to the first position, Bit 50 to the second, and so on...

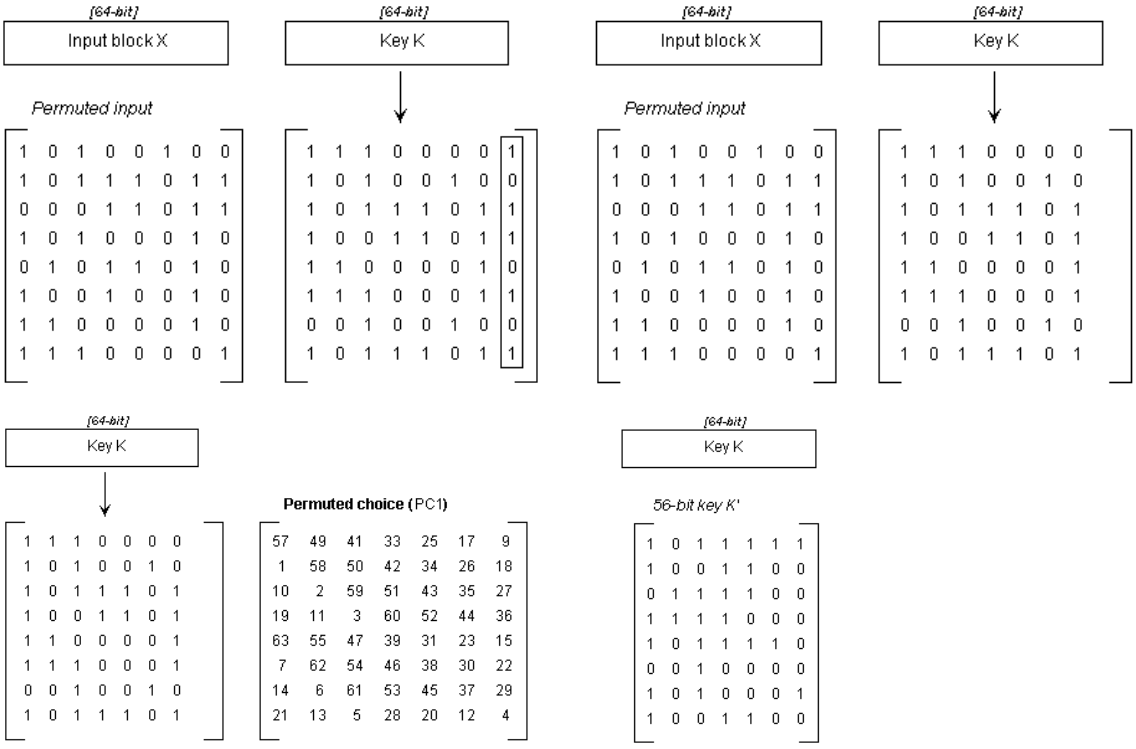








Далее производится генерация раундовых ключей. Для начала 64-битный ключ преобразуется к 56-битному ключу при помощи удаления каждого 8 бита ключа, после чего производится перестановка (PC1):

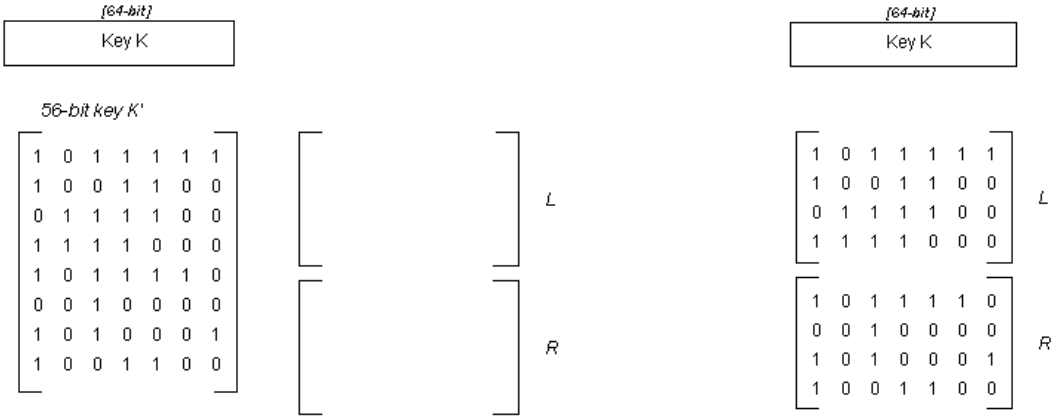


- Next step is to pass the 64-bit key K through a permutation called permuted choice 1 (PC1).
- Before doing so, the rightmost bits (every 8th bit) of K are stripped. These bits are for parity checking and have no further influence on the encryption.
  Notice that the key is now shortened to 56 bits!
- Again, the numbers within PC1 mark the index of each bit in K that is moved into this place.
- Meaning: Bit 57 moves to the first place, bit 49 to the second, and so on...

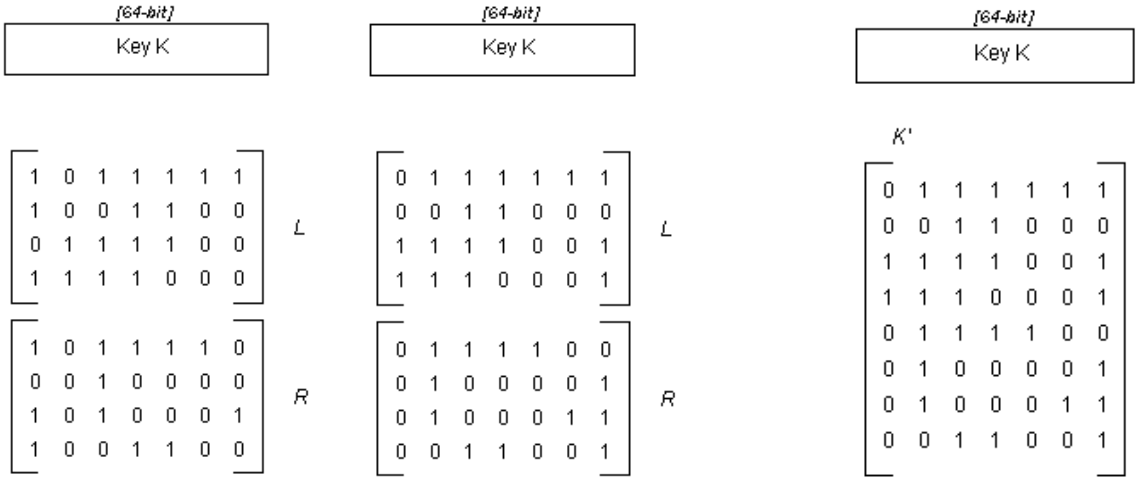
Далее производится генерация 16 раундовых 48-битных ключей из полученного 56-битного ключа K’. Для этого K’ делится на две части, левую (L) и правую (R):

- The next step is to derive 16 48-bit keys K[1]-K[16] from K'.
- Therefore, K' is split in two halves L and R.
- According to the table below, we let all bits in R and L rotate left in 16 rounds by the number specified:

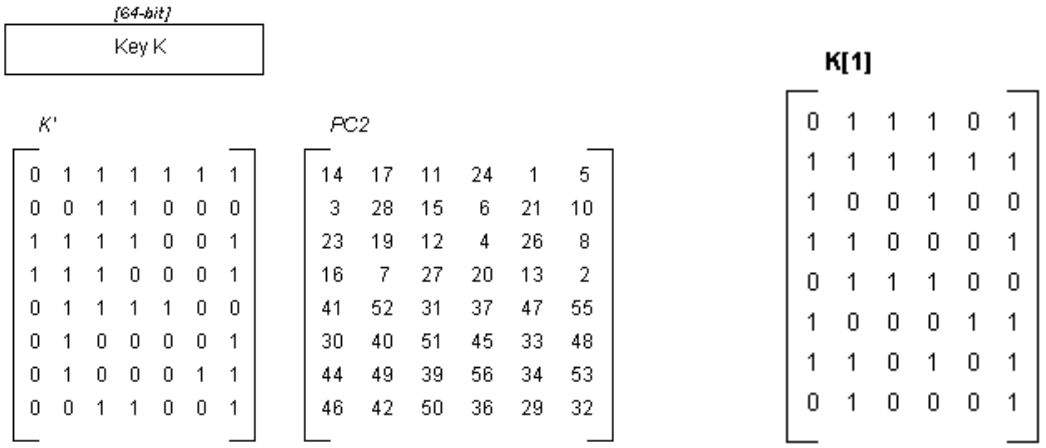
Round number	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
# of bits to rotate	1	1	2	2	2	2	2	2	1	2	2	2	2	2	2	1



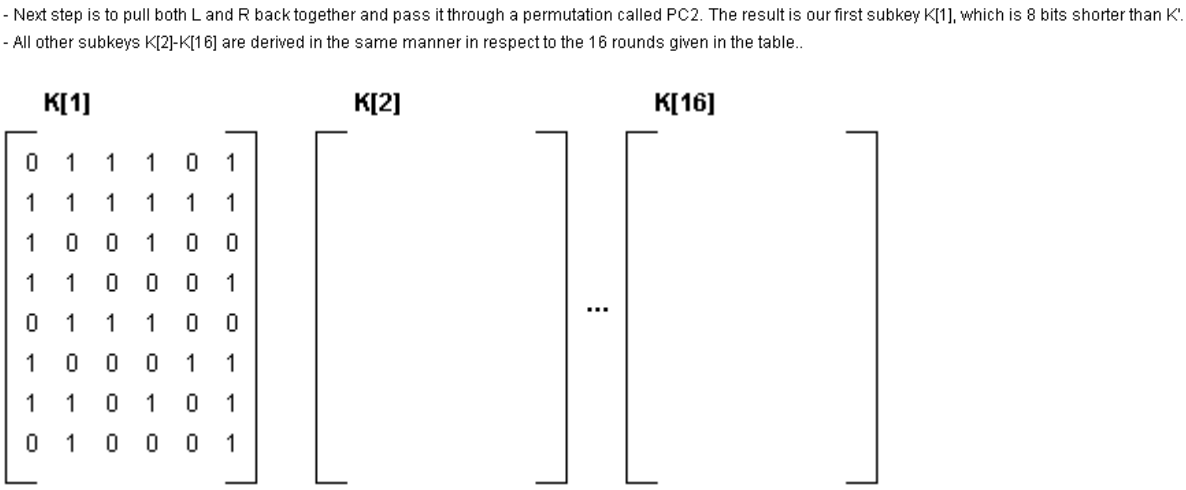
Далее для левой и правой части производится побитовый сдвиг на определенное количество бит, в зависимости от порядкового номера ключа. Например, для первого раундового ключа сдвиг будет следующий:



После выполнения сдвига выполняется сжимающая перестановка PC2. Для первого раундового ключа она будет выглядеть следующим образом:



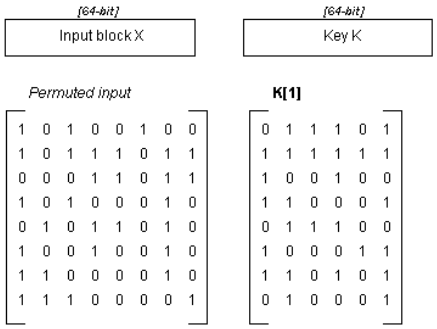
На выходе получаем итоговый 48-битный первый раундовый ключ. Аналогичным образом генерируются остальные 15 раундовых ключей:

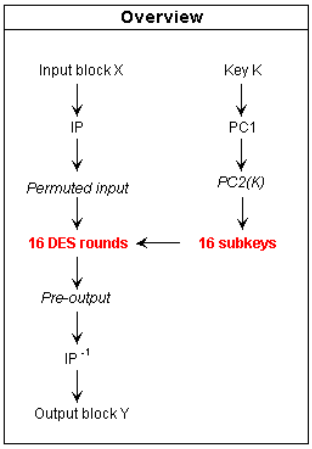


Все необходимые входные данные для основного алгоритма вычислены, теперь можно переходить к шифровке. Шифровка производится в 16 этапов, на каждом используется соответствующий ему раундовый ключ. В каждом раунде производится шифровка определенного блока, полученного из предыдущего раунда, соответствующим ключом. Данный процесс называется сетью Фейстеля. Далее рассмотрим преобразования, которые происходят в раундах:

- The permuted input is split in two halves called L_0 und R_0, each 32-bit wide.
- For i=1,...,16 (16 DES rounds) let

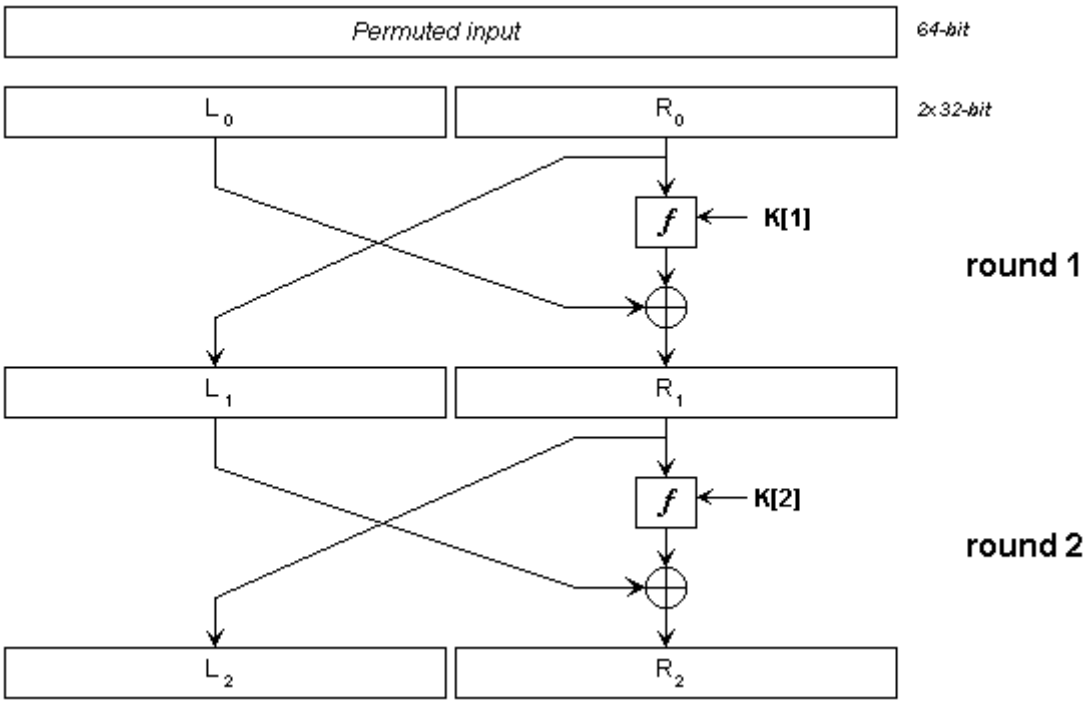
  $L_i = R_{i-1}$ and $R_i = L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_i)$
- K_i is the subkey index and $\oplus$ means bitwise addition modulo 2 (also called XOR).
- In this schematic round 3 to 15 are abbreviated, but they run just the same.
- Finally we swap L and R after round 16. The result is the pre-output.



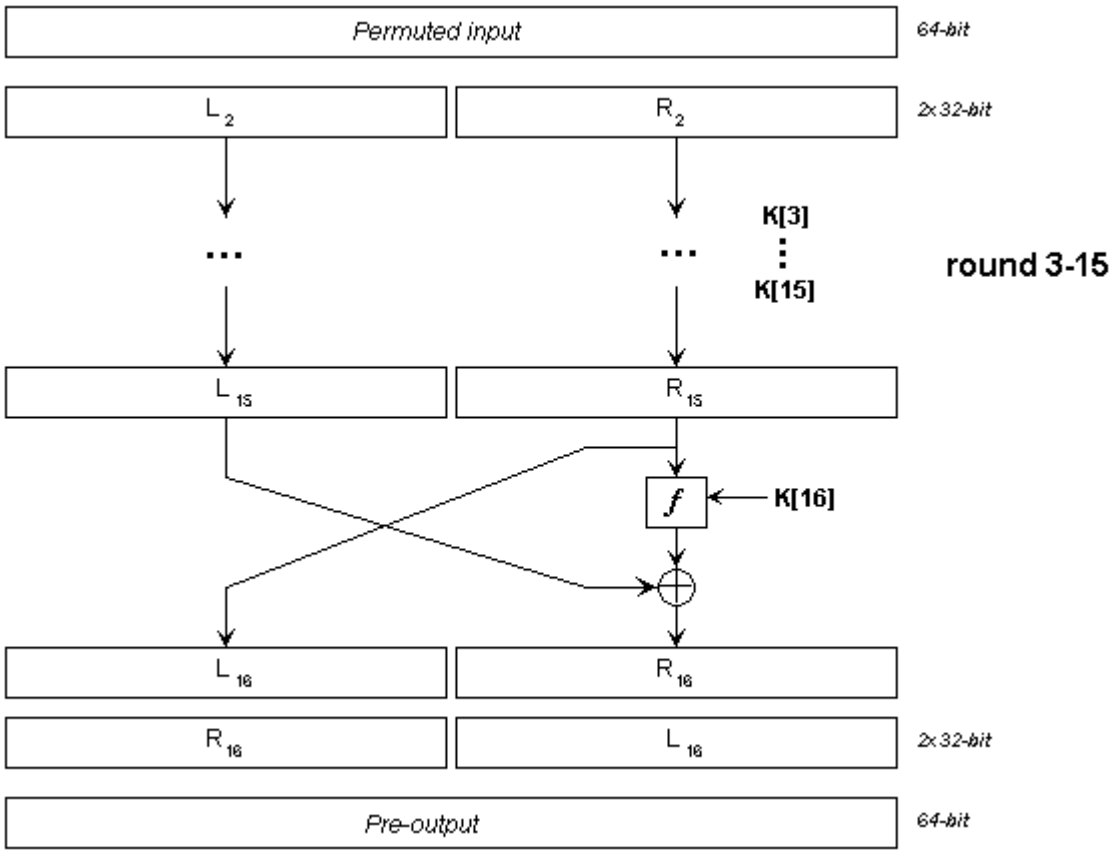


Для начала входные данные делятся на две части по 32 бита, левую (L_0) и правую (R_0). На каждом раунде выполняются следующие действия:

$$A_i = B_{i-1};$$
$$B_i = A_{i-1} \oplus f(B_{i-1}, K_i),$$



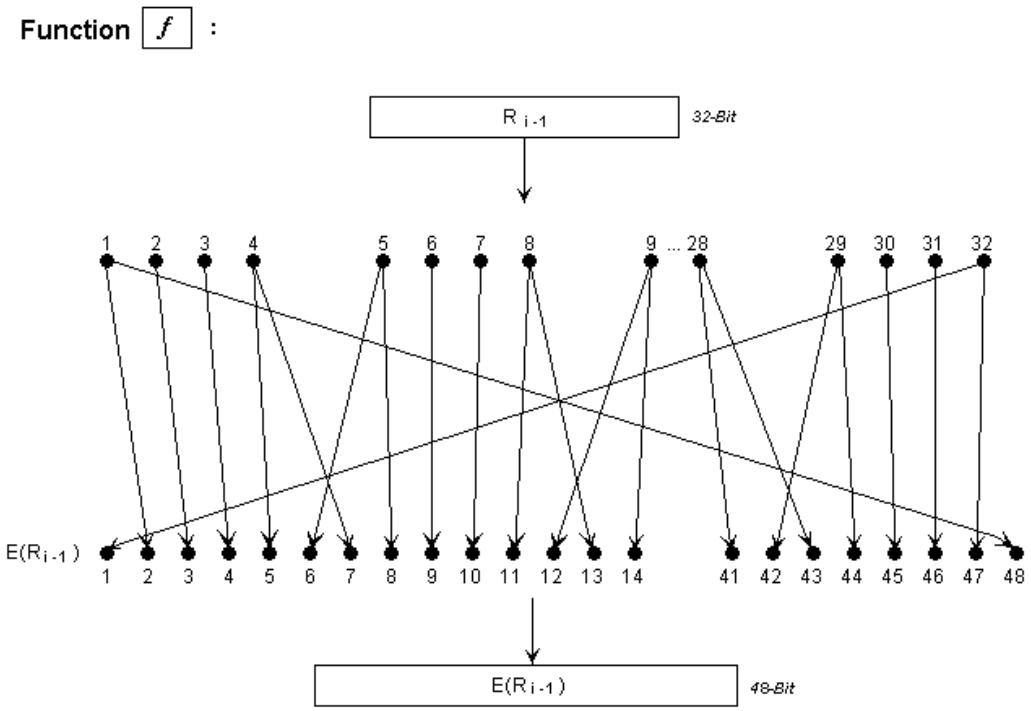
После выполнения 16 раундов на выходе получаем два блока L_{16} и R_{16} по 32 бита, которые в завершение меняются местами:



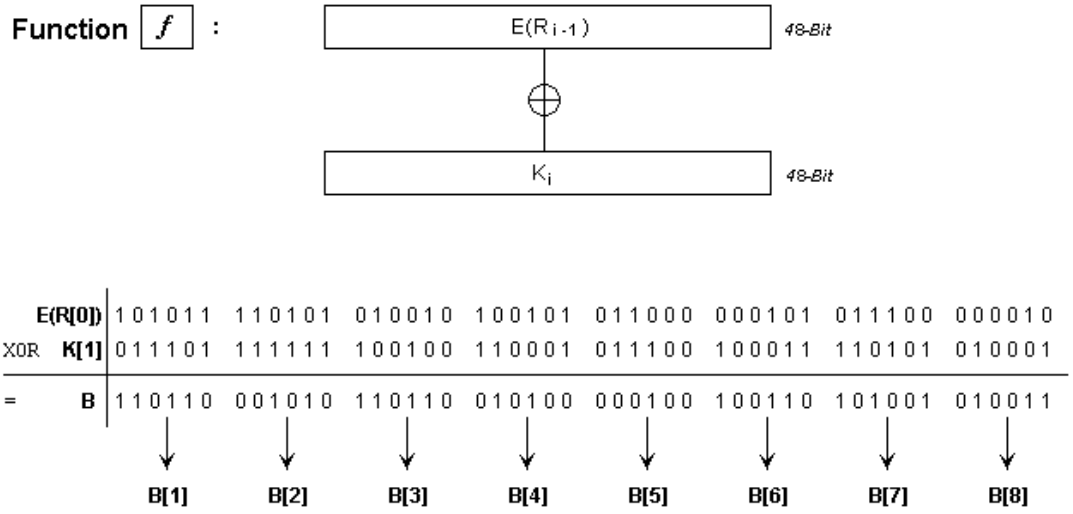
На выходе получаем Pre-Output.

Теперь подробнее рассмотрим функцию f шифра DES, которая используется в каждом раунде преобразований. В начале производится расширяющая перестановка EP, которая преобразует 32-битный блок в 48-битный блок:

- Let's take a closer look at the DES core function f(R_{i-1}, L_i).
- Each 32-bit wide R_{i-1} must be expanded before it can be XORed with its corresponding 48-bit subkey K_i.
  That's why some of the values in R_{i-1} have to be doubled. The figure above shows how. The exact mapping is determined by the expansion table E, which is not shown here.
  Next step is to XOR E(R_{i-1}) and K_i. This is an example for i=1, having the expanded input R_0 and its corresponding subkey K_1 XORed.
- The result B is divided into 8 blocks.
- The index of B tells us which S-box is applied to the each block.



Полученный 48-битный блок складывается по модулю 2 с раундовым ключом, после чего делится на 8 блоков по 6 бит каждый:



Далее каждый блок B[i] обрабатывается соответствующей ему таблицей замены S[i] (4 строки на 16 столбцов). Первый и последний бит и остальные 4 бита блока B[i] используется для определения номера строки и номера столбца значения замены в таблице S[i]:

- The index of B tells us which S-box is applied to the each block.
- S-boxes (Substitution-Boxes) are a set of 8 4x16 matrices with constant values.
- There's not enough space for all boxes on the screen, so let's restrict to box 1 and 8.

110110	001010	110110	010100	000100	100110	101001	010011
B[1]	**B[2]**	**B[3]**	**B[4]**	**B[5]**	**B[6]**	**B[7]**	**B[8]**

S-box 1:

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

⋮

S-box 8:

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

- Now, eight numbers are extracted from the S-boxes; one from each box:
- For every S[n] the first and last bits of B[n] are used as the row index, and the middle four bits as the column index. Here is an example for S[1], B[1] and S[8], B[8]. All remaining B[n] are substituted in the same way.

Пример выполнения замены блока B[1]:

110110	001010	110110	010100	000100	100110	101001	010011
B[1]	**B[2]**	**B[3]**	**B[4]**	**B[5]**	**B[6]**	**B[7]**	**B[8]**

10 = 1x2^1+0*2^0 = 2 1011 = 1*2^3+0*2^2+1*2^1+1*2^0 = 11

S-box 1:

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

S-box 1:

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

$7 = 0111_2$

В итоге для B[1] заменой будет является значение 0111_2. Таким образом 6-битные блоки B[i] заменяются на 4-битные блоки:

0111	1011	1100	1000	0100	0101	0001	0101
B[1]	**B[2]**	**B[3]**	**B[4]**	**B[5]**	**B[6]**	**B[7]**	**B[8]**

Далее объединяем полученные 4-битные блоки в 32-битный блок R, для которого осуществляем финальную перестановку P:

- The result R is the concatenation of B[1] to B[8], shown in the matrix above.
- Finally, R is passed through the permutation P. Just like the other S-boxes, this matrix is constant.

R

0	1	1	1
1	0	1	1
1	1	0	0
1	0	0	0
0	1	0	0
0	1	0	1
0	0	0	1
0	1	0	1

P

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

f(R[0] , K[1]) =

0	1	0	0
0	0	1	0
0	0	0	0
1	1	0	1
1	1	1	0
1	0	1	1
0	1	1	0
1	0	1	0

В итоге получаем результат преобразования функцией f блока R[0] с раундовым ключом R[1]. Таким образом происходит вычисление функции f в раундах.

Для полученного после всех раундов PreOutput в конце выполняется обратная начальная перестановка IP^{-1}.

1	1	1	1	0	1	1	0
0	1	1	0	1	0	1	0
0	1	1	0	0	0	0	0
0	1	0	1	0	0	0	1
1	1	0	1	0	1	1	1
1	0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	0	0	1	0
1	0	1	0	1	1	0	0

IP^{-1}

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

Output block Y

1	0	1	0	0	0	0	1
1	1	1	1	1	0	0	0
1	1	1	0	0	0	1	0
0	0	1	1	0	0	1	0
1	1	0	0	0	0	0	1
0	1	0	1	1	1	1	0
1	1	0	1	1	1	0	1
1	1	1	0	0	0	1	0

В итоге получаем зашифрованный блок Y. На этом шифровка входного блока X завершена.

Ручное преобразование первых двух раундов и раундовых ключей.

Теперь выполним ручное преобразование первых двух раундов шифра DES и вычисление раундовых ключей для следующих исходных данных:

А. Входные данные – текст «KOLOVANO»;

Б. Ключ – текст «938106A».

Для начала преобразуем исходные данные к бинарному виду:

Буква	Код ASCII	Двоичный код
K	75	01001011
O	79	01001111
L	76	01001100
O	79	01001111
V	86	01010110
A	65	01000001
N	78	01001110
O	79	01001111

Буква	Код ASCII	Двоичный код
9	57	00111001
3	51	00110011
8	56	00111000
1	49	00110001
0	48	00110000
6	54	00110110
A	65	01000001

Получаем входной 64-битный блок для шифрования и 56-битный ключ.

Теперь найдем первые два раундовых ключа. Для начала выполним перестановку PC1 для 56-битного ключа, после чего поделим его на верхнюю C_0 и нижнюю D_0 части по 28 бит:

0	0	1	1	1	0	0
1	0	0	1	1	0	0
1	1	0	0	1	1	1
0	0	0	0	0	1	1
0	0	0	1	0	0	1
1	0	0	0	0	0	0
1	1	0	1	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1

Ключ (56 бит)

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

Перестановка (PC1)

1	1	1	0	0	1	1
0	0	1	0	0	0	1
0	0	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	0	1
1	0	0	1	1	1	0
0	0	0	0	0	1	1
0	0	0	1	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1

Результат

Получаем C_0 и D_0 соответственно:

1	1	1	0	0	1	1
0	0	1	0	0	0	1
0	0	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	0	1

C_0

1	0	0	1	1	1	0
0	0	0	0	0	1	1
0	0	0	1	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1

D_0

Исходя из таблицы побитовых сдвигов выполняем побитовый сдвиг для C_0 и D_0, C_1 и D_1 на 1 бит влево, чтобы получить блоки C и D для первого и второго раундового ключа:

Round number	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
# of bits to rotate	1	1	2	2	2	2	2	2	1	2	2	2	2	2	2	1

1	1	0	0	1	1	0
0	1	0	0	0	1	0
0	0	0	0	0	0	0
0	1	0	1	0	1	1

C_1

0	0	1	1	1	0	0
0	0	0	0	1	1	0
0	0	1	0	0	0	1
1	1	0	0	1	1	1

D_1

1	0	0	1	1	0	0
1	0	0	0	1	0	0
0	0	0	0	0	0	0
1	0	1	0	1	1	1

C_2

0	1	1	1	0	0	0
0	0	0	1	1	0	0
0	1	0	0	0	1	1
1	0	0	1	1	1	0

D_2

В завершение склеиваем блоки C_1 и D_1, C_2 и D_2, после чего применяем перестановку PC2 и получаем два итоговых раундовых ключа:

1	1	0	0	1	1	0
0	1	0	0	0	1	0
0	0	0	0	0	0	0
0	1	0	1	0	1	1
0	0	1	1	1	0	0
0	0	0	0	1	1	0
0	0	1	0	0	0	1
1	1	0	0	1	1	1

K’[1]

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

Перестановка (PC2)

0	0	0	0	1	1
0	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	1
1	0	1	0	0	1
0	1	1	1	1	0
0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	0	1

K[1]

1	0	0	1	1	0	0
1	0	0	0	1	0	0
0	0	0	0	0	0	0
1	0	1	0	1	1	1
0	1	1	1	0	0	0
0	0	0	1	1	0	0
0	1	0	0	0	1	1
1	0	0	1	1	1	0

K’[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

Перестановка (PC2)

0	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0
0	0	1	1	1	1
0	0	1	0	0	0
0	0	1	0	0	1
1	1	0	0	0	1
1	1	1	0	0	1
0	0	1	0	0	1

K[2]

K[1] =

0	0	0	0	1	1
0	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	1
1	0	1	0	0	1
0	1	1	1	1	0
0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	0	1

K[2] =

0	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0
0	0	1	1	1	1
0	0	1	0	0	0
0	0	1	0	0	1
1	1	0	0	0	1
1	1	1	0	0	1
0	0	1	0	0	1

Первые два раундовых ключа найдены. Теперь можно приступить к шифрованию. Для начала выполним начальную перестановку IP входных данных:

0	1	0	0	1	0	1	1
0	1	0	0	1	1	1	1
0	1	0	0	1	1	0	0
0	1	0	0	1	1	1	1
0	1	0	1	0	1	1	0
0	1	0	0	0	0	0	1
0	1	0	0	1	1	1	0
0	1	0	0	1	1	1	1

Входные данные

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

Перестановка (IP)

1	1	1	1	1	1	1	1
0	0	0	1	0	0	0	0
1	1	0	1	1	1	1	0
1	0	1	0	1	0	1	1
0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

Результат

Далее разделим блок на две 32-битные части L_0 и R_0:

L_0 =

1	1	1	1	1	1	1	1
0	0	0	1	0	0	0	0
1	1	0	1	1	1	1	0
1	0	1	0	1	0	1	1

R_0 =

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

Далее выполним первый раунд преобразований:

$L_1 = R_0$ =

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

$R_1 = f(R_0, E[1])$ XOR L_0

Найдем $f(R_0, E[1])$. Для начала выполним расширяющую перестановка EP для блока R_0, которая преобразует 32-битный блок в 48-битный блок:

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

R_0

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

Расширяющая перестановка (EP)

1	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	1
0	1	1	0	0	1
0	1	1	1	1	1
1	1	1	0	1	1
1	1	0	1	1	0

$E(R_0)$

Далее сложим $E(R_0)$ с K[1] по модулю 2 и разделим результат на 8 6-битных блоков $B_1[1], \dots, B_1[8]$:

1	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	1
0	1	1	0	0	1
0	1	1	1	1	1
1	1	1	0	1	1
1	1	0	1	1	0

$E(R_0)$

0	0	0	0	1	1
0	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	1
1	0	1	0	0	1
0	1	1	1	1	0
0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	0	1

K[1]

1	0	0	0	1	1
0	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	0
1	1	0	0	0	0
0	0	0	0	0	1
1	0	1	1	1	1
1	1	1	1	1	1

Результат

$B_1[1]$	1	0	0	0	1	1
$B_1[2]$	0	1	0	1	0	0
$B_1[3]$	1	0	0	0	0	0
$B_1[4]$	0	0	1	0	1	0
$B_1[5]$	1	1	0	0	0	0
$B_1[6]$	0	0	0	0	0	1
$B_1[7]$	1	0	1	1	1	1
$B_1[8]$	1	1	1	1	1	1

Теперь каждый 6-битный блок $B_1[i]$ обработаем соответствующей таблицей замен S[i], после чего склеим полученные 8 4-битных блоков в 32-битный блок R_1:

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

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

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

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

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

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

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

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

Блок	Значение блока	Номер строки	Номер столбца	Замена
$B_1[1]$	100011	11 = 3	0001 = 1	12 = 1100
$B_1[2]$	010100	00 = 0	1010 = 10	2 = 0010
$B_1[3]$	100000	10 = 2	0000 = 0	13 = 1101
$B_1[4]$	001010	00 = 0	0101 = 5	6 = 0110
$B_1[5]$	110000	10 = 2	1000 = 8	15 = 1111
$B_1[6]$	000001	01 = 1	0000 = 0	10 = 1010
$B_1[7]$	101111	11 = 3	0111 = 7	7 = 0111
$B_1[8]$	111111	11 = 3	1111 = 15	11 = 1011

$R_1 =$

1	1	0	0
0	0	1	0
1	1	0	1
0	1	1	0
1	1	1	1
1	0	1	0
0	1	1	1
1	0	1	1

В конце для R_1 выполним перестановку P:

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

Перестановка P

0	1	1	1
1	1	1	1
1	1	1	1
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	0	1
1	0	0	0
0	0	0	0

Результат

$f(R_0, E[1]) =$

0	1	1	1
1	1	1	1
1	1	1	1
0	1	1	1
1	0	0	1
1	1	0	1
1	0	0	0
0	0	0	0

Теперь сложим $f(R_0, E[1])$ с L_0 по модулю 2:

$L_0 =$

1	1	1	1	1	1	1	1
0	0	0	1	0	0	0	0
1	1	0	1	1	1	1	0
1	0	1	0	1	0	1	1

$R_1 = f(R_0, E[1])$ XOR $L_0 =$

1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

Итого после первого раунда получаем:

$L_1 =$

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

$R_1 =$

1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

Теперь выполним второй раунд преобразований:

$L_2 = R_1 =$

1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

$R_2 = f(R_1, E[2])$ XOR L_1

Найдем $f(R_1, E[2])$. Для начала выполним расширяющую перестановка EP для блока R_1, которая преобразует 32-битный блок в 48-битный блок:

1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

R_1

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

Расширяющая перестановка (EP)

1	1	0	0	0	0
0	0	0	0	0	1
0	1	1	1	0	0
0	0	1	1	1	0
1	0	1	0	0	0
0	0	0	1	1	0
1	0	0	1	0	1
0	1	0	1	1	1

$E(R_1)$

Далее сложим $E(R_1)$ с K[2] по модулю 2 и разделим результат на 8 6-битных блоков $B_2[1], \dots, B_2[8]$:

1	1	0	0	0	0
0	0	0	0	0	1
0	1	1	1	0	0
0	0	1	1	1	0
1	0	1	0	0	0
0	0	0	1	1	0
1	0	0	1	0	1
0	1	0	1	1	1

$E(R_1)$

0	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0
0	0	1	1	1	1
0	0	1	0	0	0
0	0	1	0	0	1
1	1	0	0	0	1
1	1	1	0	0	1
0	0	1	0	0	1

K[2]

1	1	0	1	1	1
0	1	0	0	0	1
0	1	0	0	1	1
0	0	0	1	1	0
1	0	0	0	0	1
1	1	0	1	1	1
0	1	1	1	0	0
0	1	1	1	1	0

Результат

$B_2[1]$	1	1	0	1	1	1
$B_2[2]$	0	1	0	0	0	1
$B_2[3]$	0	1	0	0	1	1
$B_2[4]$	0	0	0	1	1	0
$B_2[5]$	1	0	0	0	0	1
$B_2[6]$	1	1	0	1	1	1
$B_2[7]$	0	1	1	1	0	0
$B_2[8]$	0	1	1	1	1	0

Теперь каждый 6-битный блок $B_2[i]$ обработаем соответствующей таблицей замен S[i], после чего склеим полученные 8 4-битных блоков в 32-битный блок R_2:

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

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

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

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

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

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

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

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

Блок	Значение блока	Номер строки	Номер столбца	Замена
$B_2[1]$	110111	11 = 3	1011 = 11	14 = 1110
$B_2[2]$	010001	01 = 1	1000 = 8	12 = 1100
$B_2[3]$	010011	01 = 1	1001 = 9	8 = 1000
$B_2[4]$	000110	00 = 0	0011 = 3	3 = 0011
$B_2[5]$	100001	11 = 3	0000 = 0	11 = 1011
$B_2[6]$	110111	11 = 3	1011 = 11	7 = 0111
$B_2[7]$	011100	00 = 0	1110 = 14	6 = 0110
$B_2[8]$	011110	00 = 0	1111 = 15	7 = 0111

$R_2 =$

1	1	1	0
1	1	0	0
1	0	0	0
0	0	1	1
1	0	1	1
0	1	1	1
0	1	1	0
0	1	1	1

В конце для R_2 выполним перестановку P:

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

Перестановка P

1	0	1	0
0	0	0	1
1	1	1	1
1	0	1	0
1	0	1	0
1	1	1	1
1	0	1	1
1	0	0	0

Результат

$f(R_1, E[2])$ =

1	0	1	0
0	0	0	1
1	1	1	1
1	0	1	0
1	0	1	0
1	1	1	1
1	0	1	1
1	0	0	0

Теперь сложим $f(R_1, E[2])$ с L_1 по модулю 2:

L_1 =

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

$R_2 = f(R_1, E[2])$ XOR L_1 =

1	0	1	0	0	0	0	1
1	1	1	1	1	0	1	0
0	1	1	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	1	1

Итого после первого раунда получаем:

L_2 =

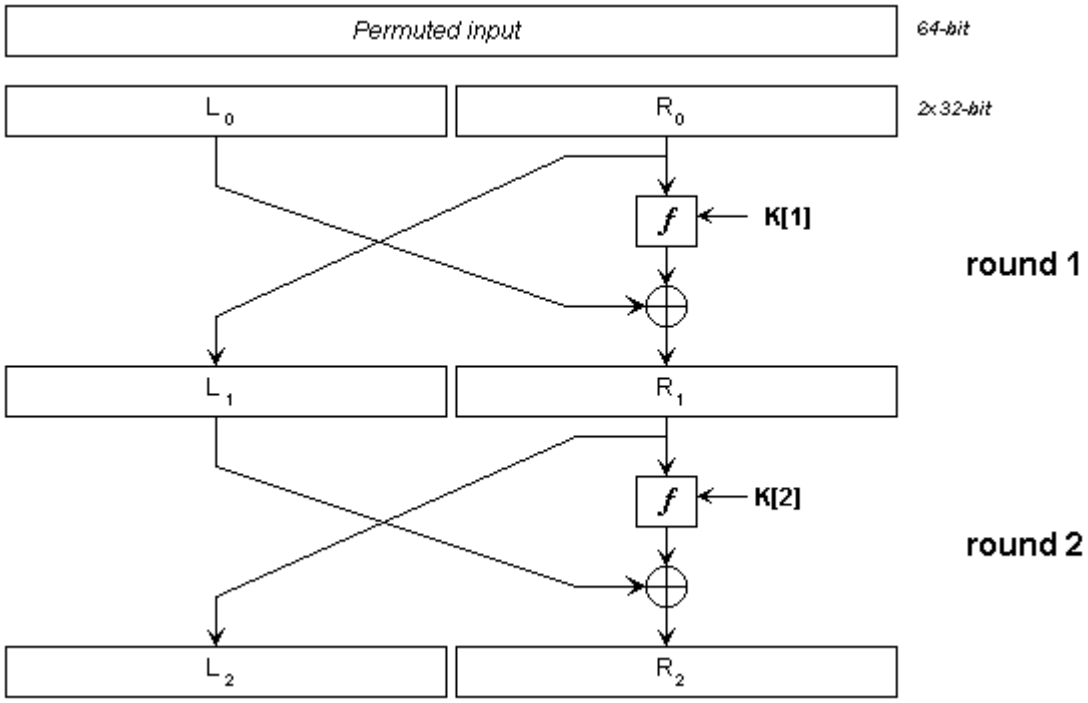
1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

R_2 =

1	0	1	0	0	0	0	1
1	1	1	1	1	0	1	0
0	1	1	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	1	1

Ручное обратное преобразование шифротекста.

Теперь выполним обратное преобразование L_2 и R_2 к исходным данным. Поскольку нам известен R_1 (он равен L_2) и R_2, мы можем найти $f(R_1, E[2])$, после чего зная $f(R_1, E[2])$ и R_2 найти L_1. Аналогичный принцип можно применить для нахождения L_0 и R_0.



Найдем L_1 и R_1. Из предыдущих пунктов:

$R_2 =$

1	0	1	0	0	0	0	1
1	1	1	1	1	0	1	0
0	1	1	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	1	1

$L_2 = R_1 =$

1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

$f(L_2, E[2]) =$

1	0	1	0	0	0	0	1
1	1	1	1	1	0	1	0
1	0	1	0	1	1	1	1
1	0	1	1	1	0	0	0

Отсюда находим L_1:

L_1 =

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

Найдем L_0 и R_0. Из предыдущих пунктов:

R_1 =

1	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1	1

$L_1 = R_0$ =

0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

$f(L_1, E[1])$ =

0	1	1	1	1	1	1	1
1	1	1	1	0	1	1	1
1	0	0	1	1	1	0	1
1	0	0	0	0	0	0	0

Отсюда находим L_0:

L_0 =

1	1	1	1	1	1	1	1
0	0	0	1	0	0	0	0
1	1	0	1	1	1	1	0
1	0	1	0	1	0	1	1

Осталось объединить блоки L_0 и R_0 в один 64-битный блок и выполнить обратную начальную перестановку IP^{-1}:

1	1	1	1	1	1	1	1
0	0	0	1	0	0	0	0
1	1	0	1	1	1	1	0
1	0	1	0	1	0	1	1
0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	0	1	1

L_0 и R_0

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

Перестановка (IP^{-1})

0	1	0	0	1	0	1	1
0	1	0	0	1	1	1	1
0	1	0	0	1	1	0	0
0	1	0	0	1	1	1	1
0	1	0	1	0	1	1	0
0	1	0	0	0	0	0	1
0	1	0	0	1	1	1	0
0	1	0	0	1	1	1	1

Результат

Как видно из результата, расшифрованные данные совпадают с начальными данными. Если перевести результат в текст, то получим сообщение «KOLOVANO».

Исследование DES в режимах ECB и CBC.

Задание.

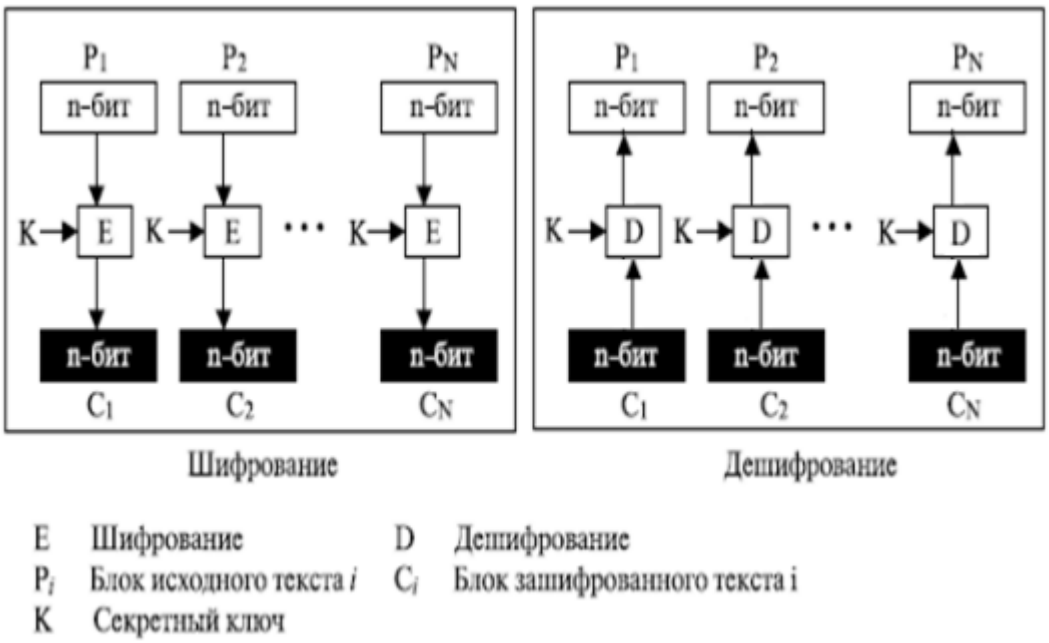
1. Создать картинку со своими ФИО (формат bmp);
2. Зашифровать картинку шифром DES в режиме ECB;
3. Зашифровать картинку шифром DES в режиме CBC с тем же ключом;
4. Сохранить скриншоты картинок для отчета;
5. Сжать исходную и 2 зашифрованных картинки средствами CrypTool. Зафиксировать размеры полученных файлов в таблице;
6. Выбрать случайный текст на английском языке (не менее 1000 знаков) и зашифровать его DES в режиме ECB;
7. Для одного и того же шифротекста оценить время проведения атаки «грубой силы» в случаях, когда известно n-4, n-6, n-8,.., 2 байт секретного ключа. Зафиксировать результаты измерений в таблице;
8. Повторить подобные измерения для DES в режиме CBC.

Основные параметры и обобщенная схема шифров.

Существуют следующие режимы работы блочных шифров:

- Электронная кодовая книга (ECB);
- Сцепление шифрованных блоков (CBC);
- Режим обратной связи по шифру (CFB);
- Режим внешней обратной связи (OFB);
- Счетчик (CTR).

Структура режима ECB:



E Шифрование D Дешифрование
P_i Блок исходного текста *i* C_i Блок зашифрованного текста i
K Секретный ключ

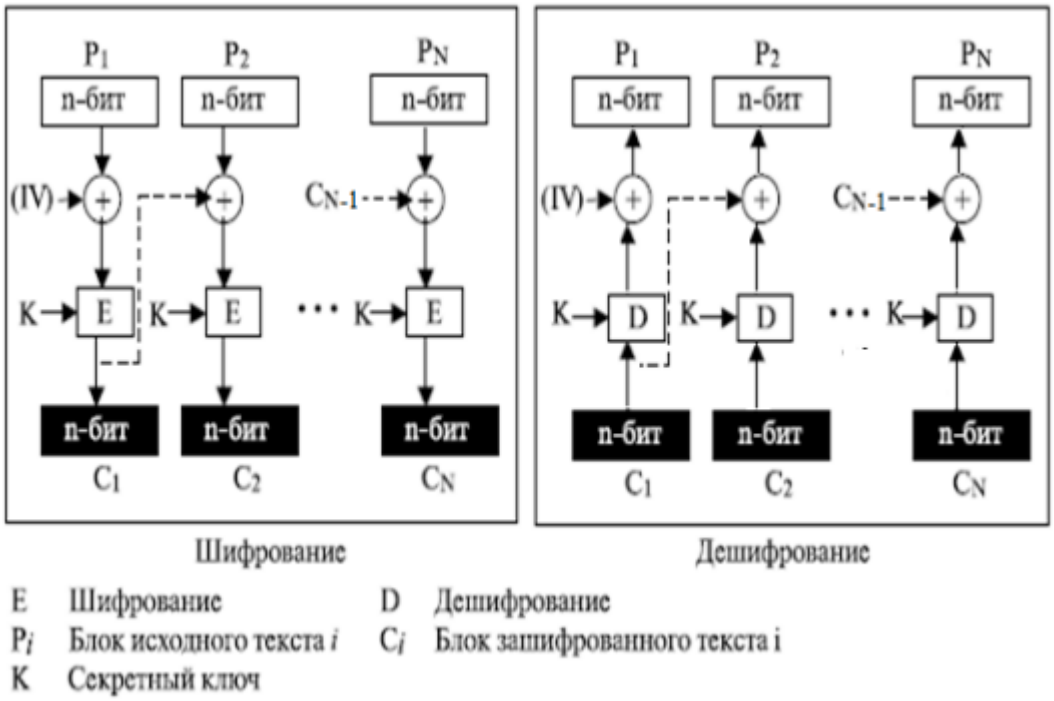
Достоинства режима ECB:

- Шифрование может быть параллельным;
- Ошибка в передаче блока не имеет никакого влияния на другие блоки.

Недостатки режима ECB:

- Одинаковые блоки открытого текста будут преобразовываться в одинаковые блоки шифротекста;
- Независимость блоков создает возможность для замены некоторых блоков зашифрованного текста без знания ключа.

Структура режима CBC:



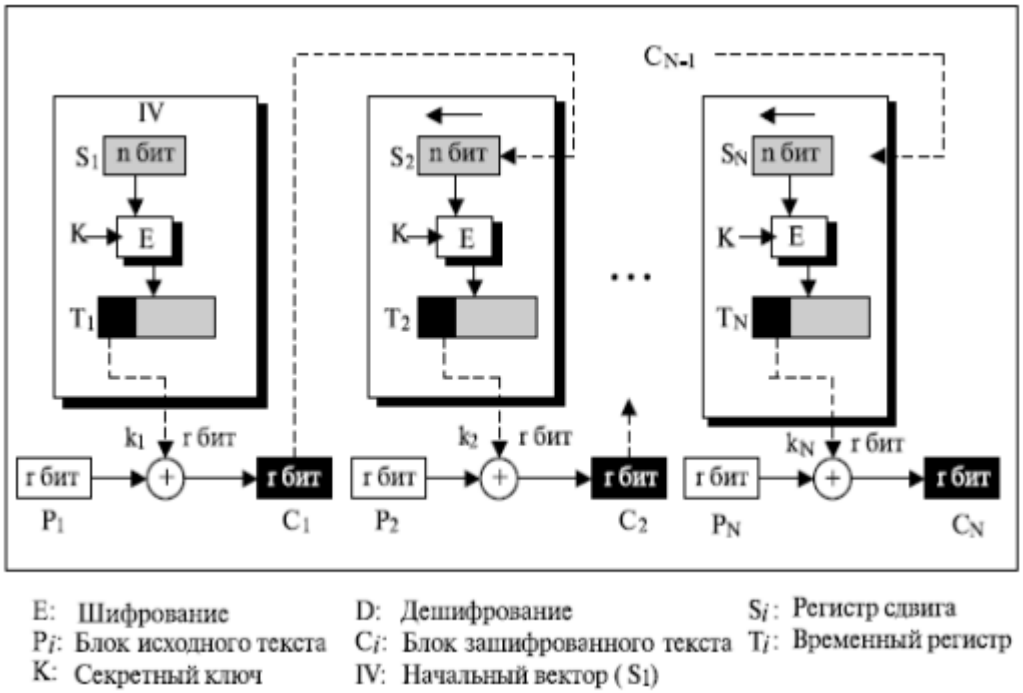
Достоинства режима CBC:

- Одинаковые блоки открытого текста будут преобразовываться в различные блоки шифротекста;
- Если при передаче произойдет изменение одного бита шифротекста, то данная ошибка распространяется на следующие блоки, но при расшифровке произойдет самовосстановление;
- Последний блок шифротекста зависит от всех бит открытого текста сообщения и может использоваться для контроля целостности сообщения.

Недостатки режима CBC:

- Шифрование сообщения не поддается распараллеливанию.

Структура режима CFB:



E: Шифрование
D: Дешифрование
S_i: Регистр сдвига
P_i: Блок исходного текста
C_i: Блок зашифрованного текста
T_i: Временный регистр
K: Секретный ключ
IV: Начальный вектор (S_1)

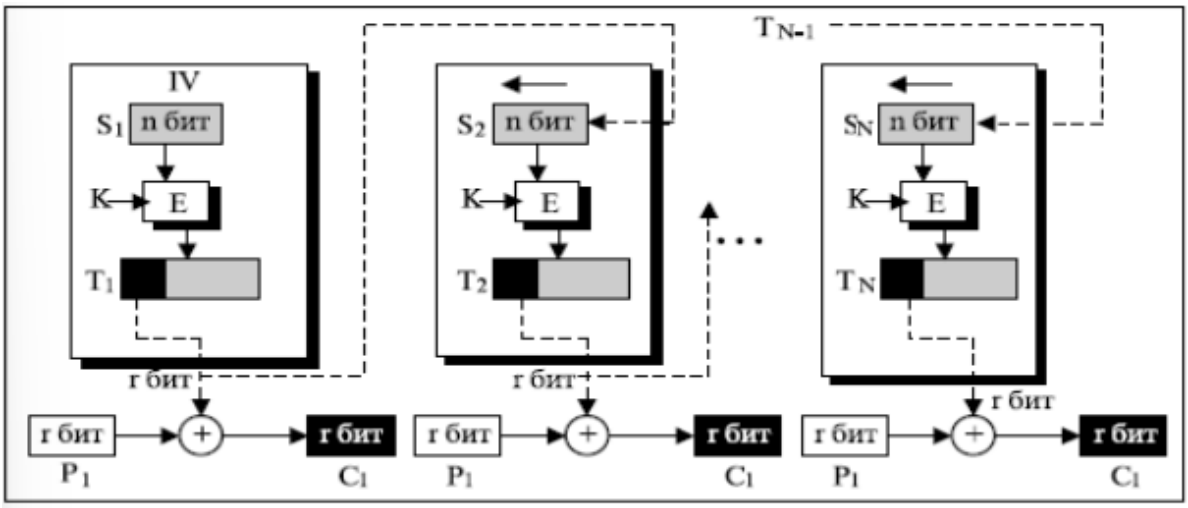
Достоинства режима CFB:

- Это шифр потока, в котором ключевой поток зависит от зашифрованного текста;
- В этом режиме не требуется дополнение блоков.

Недостатки режима CFB:

- Ошибка в единственном бите шифротекста создает ошибку в следующих блоках до тех пор, пока ошибка находится в регистре сдвига.

Структура режима OFB:



Шифрование

E:	Шифрование	D:	Дешифрование
P_i:	Блок i исходного текста	C_i:	Блок i зашифрованного текста
K:	Секретный ключ	IV:	Начальный вектор (S1)
S_i:	Регистр сдвига	T_i:	Временный регистр

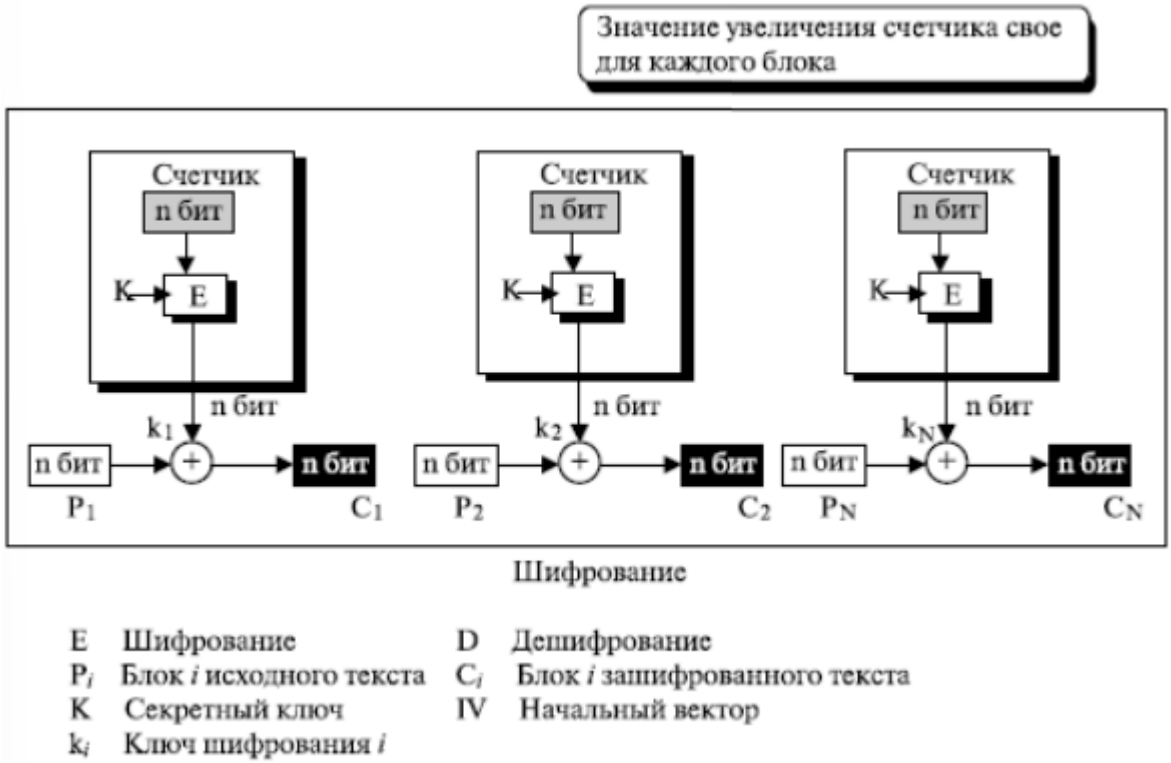
Достоинства режима OFB:

- Фактически, это шифр потока, в котором ключевой поток не зависит от исходного и зашифрованного текста;
- Каждый бит в зашифрованном тексте независим от предыдущего бита или битов. Это позволяет избежать распространения ошибок.

Недостатки режима OFB:

- Чтобы одним и тем же ключом зашифровать больше, чем одно сообщение, значение IV должно быть изменено для каждого сообщения.

Структура режима CTR:



Достоинства режима CTR:

- Создает n-битовый зашифрованный текст, блоки которого независимы друг от друга – они зависят только от значений счетчика. Фактически, это шифр потока;
- Режим, подобно режиму ECB, может использоваться, чтобы зашифровывать и расшифровывать файлы произвольного доступа, и значение счетчика может быть связано номером записи в файле.

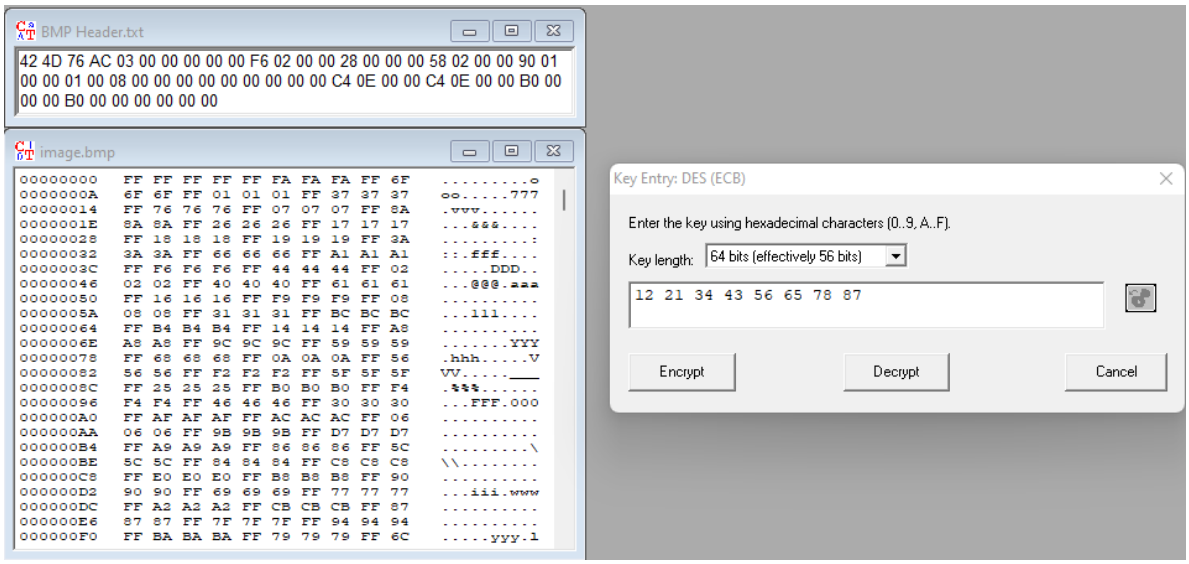
Недостатки режима CTR:

- Если значения счетчиков совпадает, то шифрование производится на одном ключе.

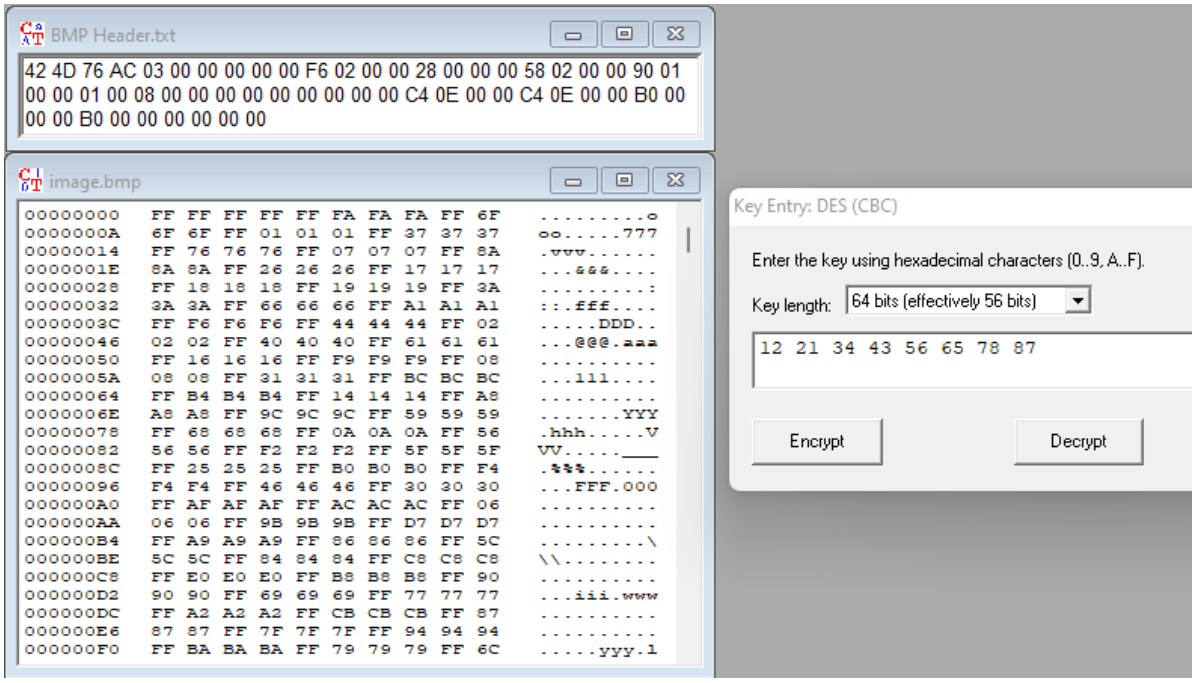
Шифрование картинки шифром DES в режимах ECB и CBC.

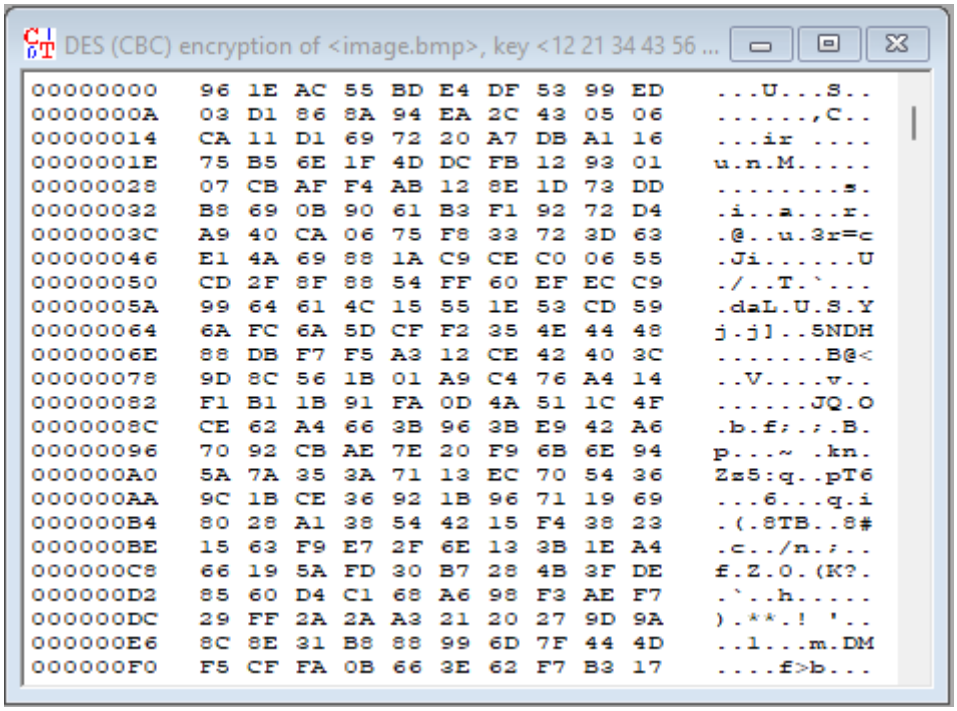
Для начала была создана исходная картинка с текстом «Колованов Родион Алексеевич» на белом фоне:

Далее исходная картинка (без заголовка BMP) была зашифрована при помощи DES с режимом ECB, используя ключ «12 21 34 43 56 65 78 87»:



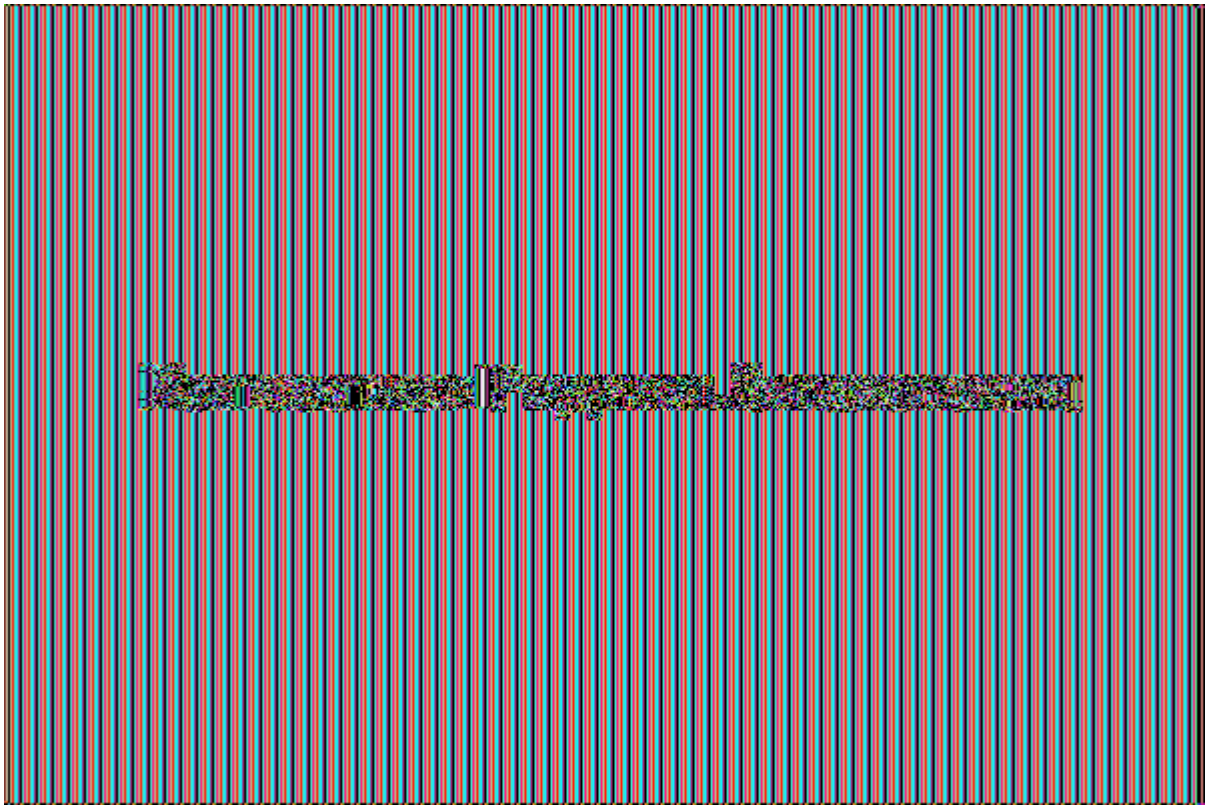
Далее исходная картинка (без заголовка BMP) была зашифрована при помощи DES с режимом CBC, используя ключ «12 21 34 43 56 65 78 87»:



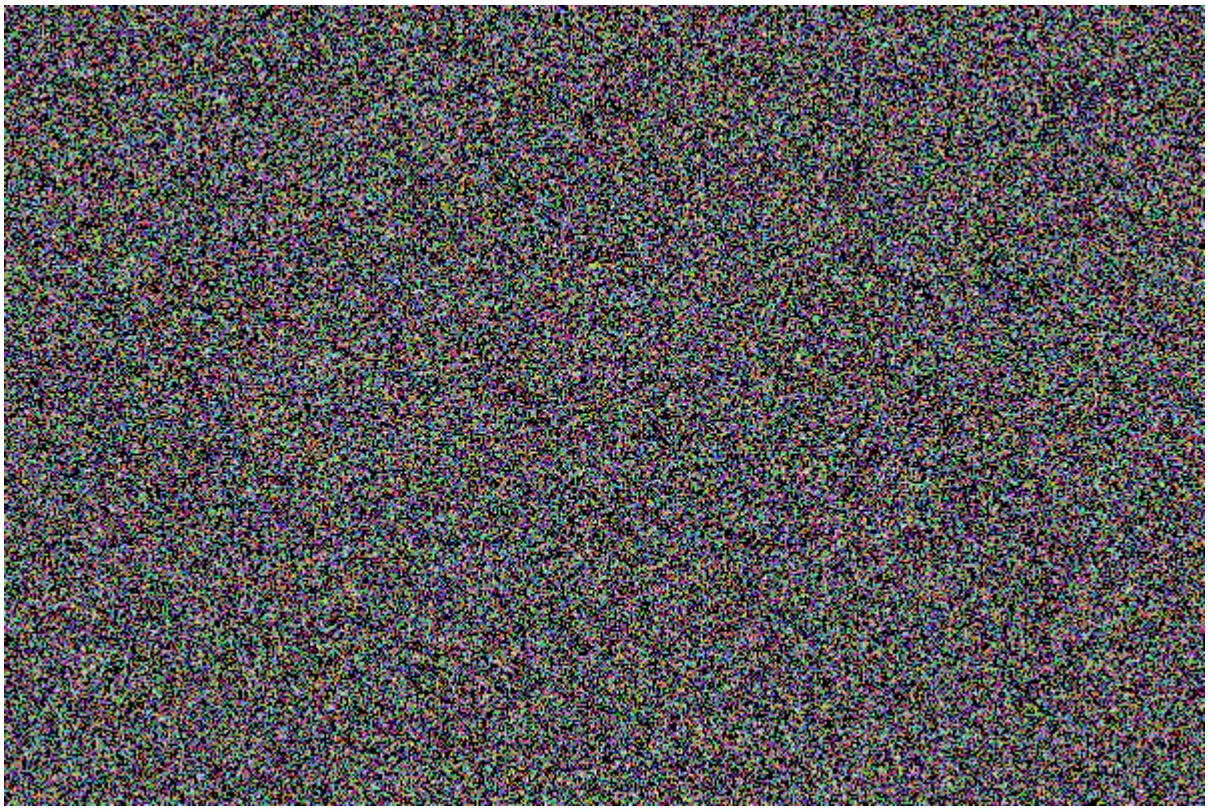


Далее к полученным зашифрованным картинкам в начало был добавлен незашифрованный исходный BMP-заголовок. Были получены следующие картинки:

Режим ECB:



Режим CBC:



По полученным изображениям, что для шифрования картинок ECB не очень подходит, поскольку в этом режиме блоки шифротекста являются независимыми, и для одного и того же исходного блока дает один и тот же шифротекст. Поэтому в картинке можно частично различить контуры текста и даже прочитать некоторые буквы. А при использовании режима CBC картинка полностью заполняется шумом, поскольку теперь очередные блоки шифротекста будут зависеть от предыдущих блоков шифротекста.

Определение размера сжатых исходной и зашифрованных картинок.

Теперь выполним сжатие трех картинок, полученных в предыдущем пункте, и определим степень сжатия данных изображений.

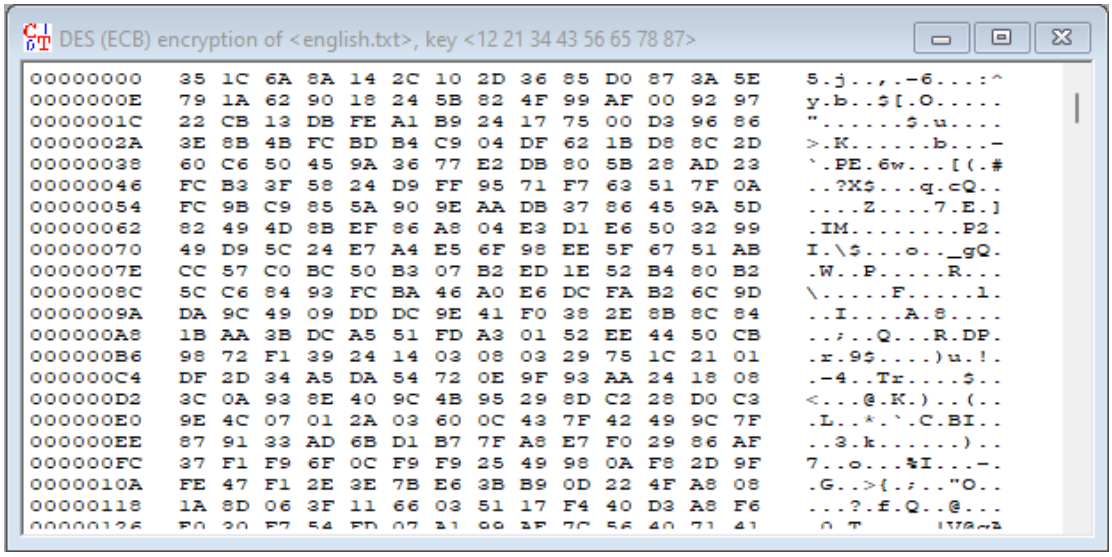
Картинка	Исходный размер	Размер после сжатия	Степень сжатия
Исходная	241 664 байт	8 192 байт	97%
ECB	241 664 байт	12 288 байт	95%
CBC	241 664 байт	241 664 байт	0%

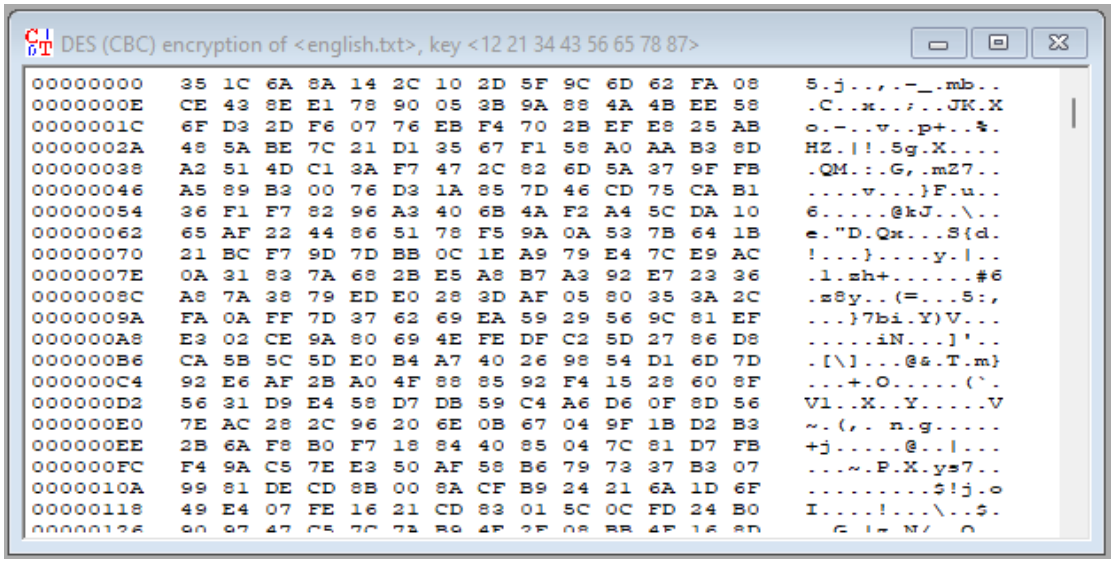
Как видно, для исходной картинки и картинки, зашифрованной с режимом ECB, степень сжатия выше 90%, что можно объяснить большим количество повторяющейся информации (повторяющийся фон). А для картинки, зашифрованной с режимом CBC, степень сжатия равна 0%, что можно объяснить наличием сильного шума.

Оценка времени проведения атаки грубой силы в зависимости от количества известных байт ключа для режимов ECB и CBC.

Был выбран ключ «12 21 34 43 56 65 78 87» и следующий исходный текст (количество символов больше 1000, текст взят из файла «CrypTool/reference/english.txt»):

Далее исходный текст был зашифрован шифром DES с режимами работы ECB и CBC:





Далее оценим время проведения атаки «грубой силы» в случаях, когда известно некоторое количество байт ключа:

Режим	Количество известных байт ключа	Время проведения атаки
ECB	6 байт	~ 0.5 секунд
CBC		~ 0.5 секунд
ECB	5 байт	~ 15 секунд
CBC		~ 25 секунд
ECB	4 байта	~ 33 минуты
CBC		~ 53 минуты
ECB	3 байта	~ 2.9 дней
CBC		~ 4.8 дней
ECB	2 байта	~ 363 дней
CBC		~ 1.6 лет
ECB	1 байт	~ 120 лет
CBC		~ 210 лет

Исходя из полученных результатов, можно сделать вывод, что шифр DES с режимом CBC более криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр DES с режимом ECB.

Исследование 3-DES.

Задание.

1. Выбрать случайный текст на английском языке (не менее 1000 знаков);
2. Создать бинарный файл с этим текстом, зашифровав и расшифровав его DES на 0-м ключе;
3. Снять и сохранить частотную и автокорреляционную характеристику этого файла;
4. Зашифровать бинарный файл шифром 3-DES в режиме ECB;

5. Снять и сохранить частотную и автокорреляционную характеристику файла с шифровкой;
6. Зашифровать исходный бинарный файл 3-DES в режиме CBC с тем же ключом;
7. Снять и сохранить частотную и автокорреляционную характеристику файла с шифровкой;
8. Определить экспериментальным путем по какой схеме работает реализация 3-DES в CrypTool. Сохранить подтверждающие скриншоты.

Основные параметры и обобщенная схема шифра.

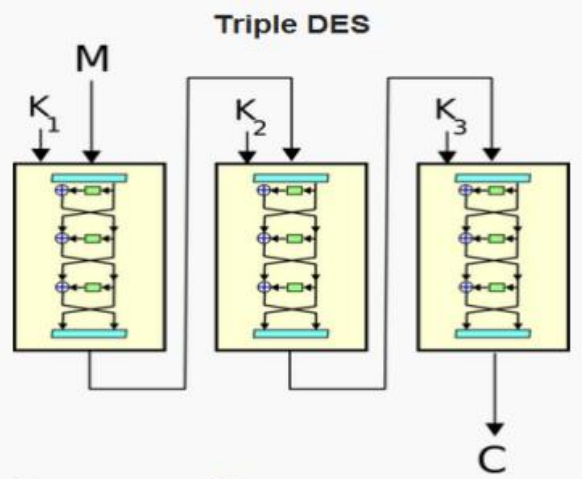
Шифр 3-DES (рисунок 7) состоит в трехкратном применении обычного DES. Существует 4 основные версии данного шифра:

1. DES-EEE3 – шифрование происходит 3 раза независимыми ключами;

2. DES-EDE3 – операции шифровка-расшифровка-шифровка с тремя разными ключами;

3. DES-EEE2 – то же что и DES-EEE3, но на первом и последнем шаге одинаковый ключ;

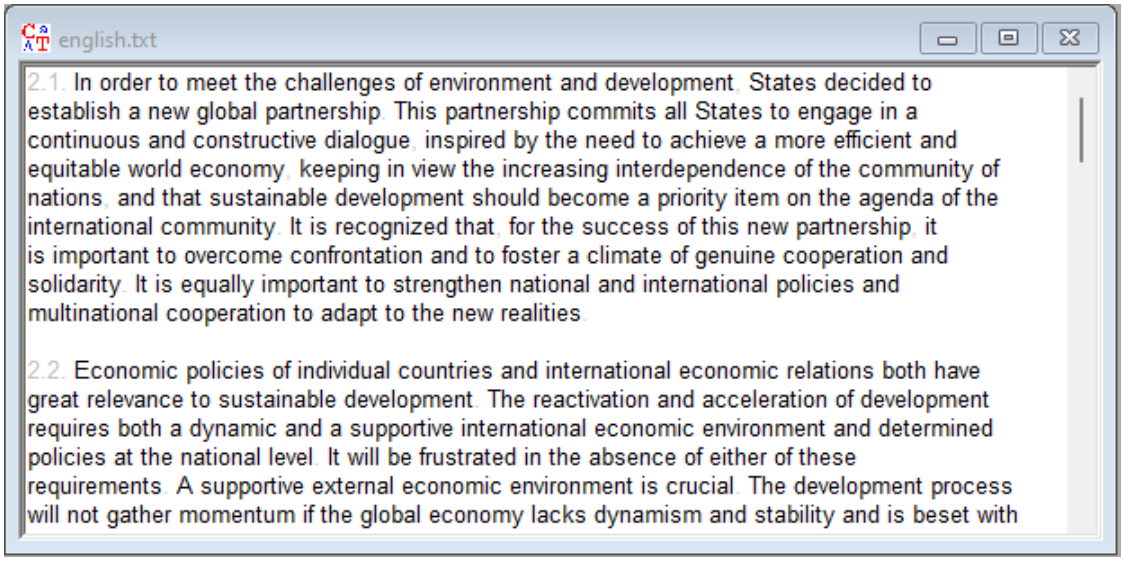
4. DES-EDE2 – то же что и DES-EDE3, но на первом и последнем шаге используется один и тот же ключ.



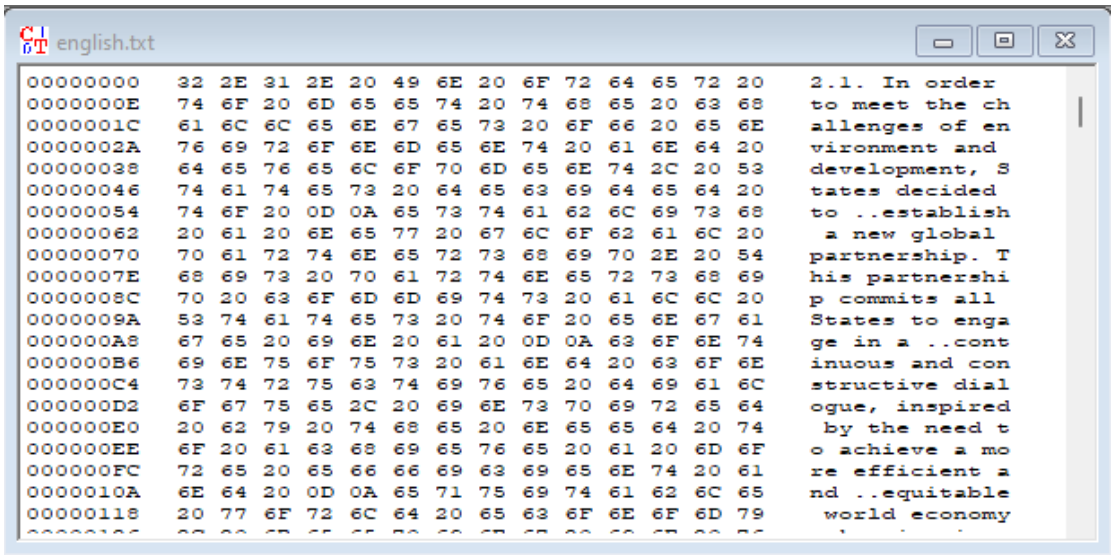
Самая популярная разновидность это DES-EDE3 и DES-EDE2. Реализован во многих приложениях, ориентированных на работу в сети Интернет, в том числе в PGP и S/mime.

Частотная и автокорреляционная характеристика шифротекста шифра DES и шифра 3-DES с режимами ECB и CBC.

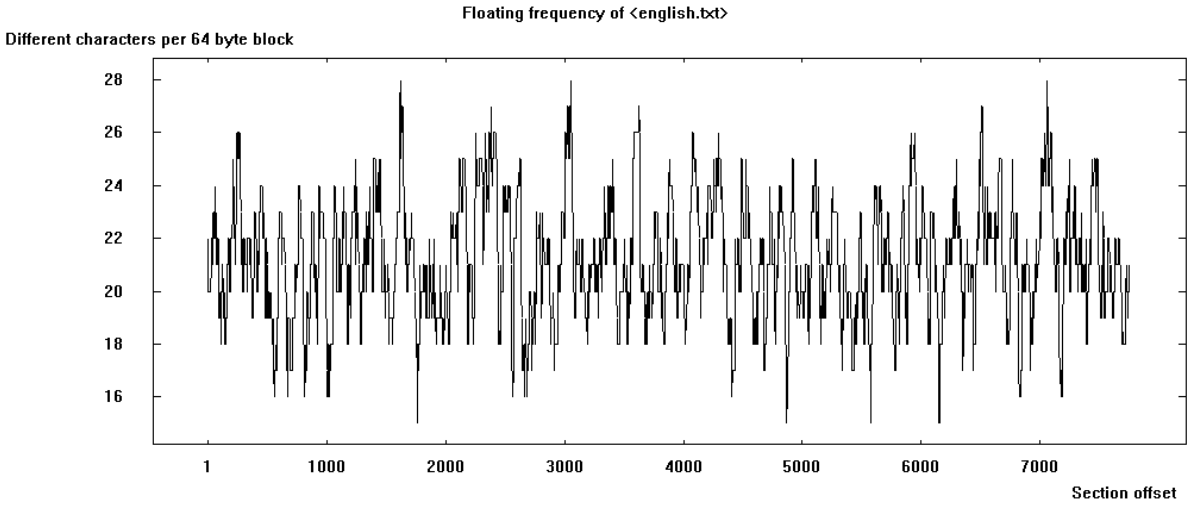
В качестве исходного текста был выбран следующий текст (количество символов больше 1000, текст взят из файла «CrypTool/reference/english.txt»):

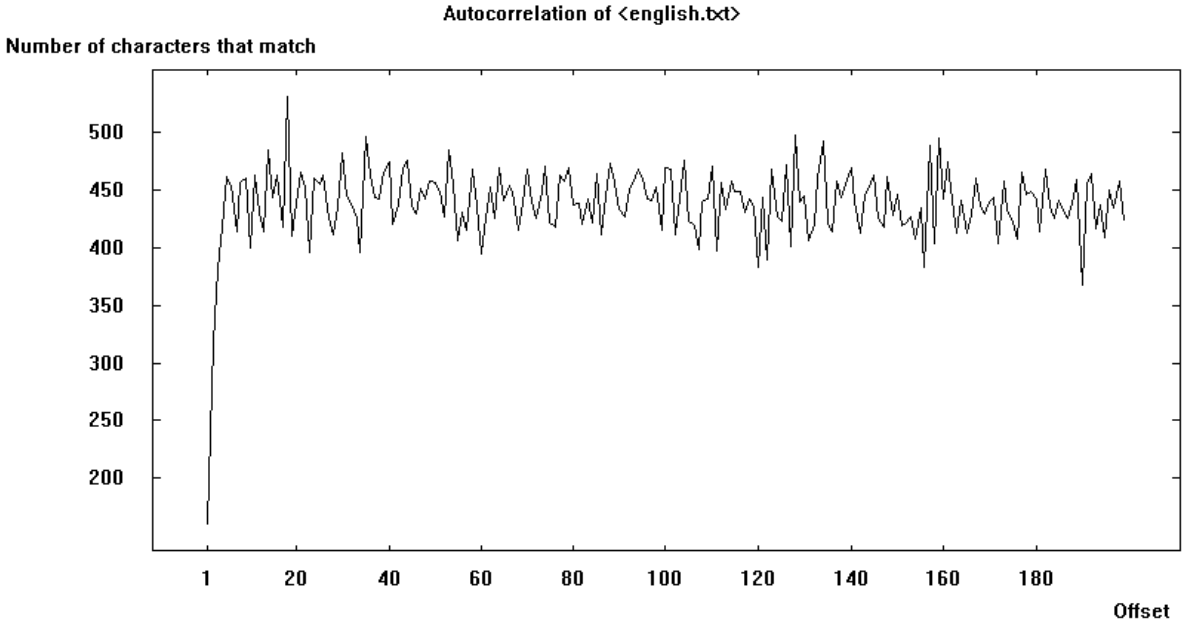


Для представления исходного текста в виде бинарного файла была выбрана опция «Show as HexDump»:

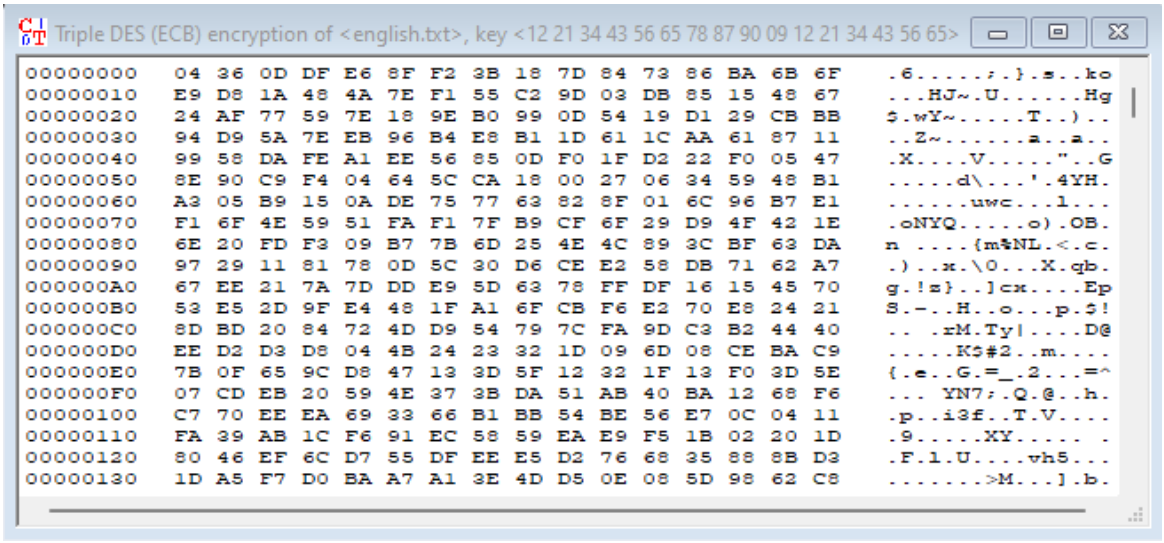


Снимем частотную и автокорреляционную характеристику данного файла:

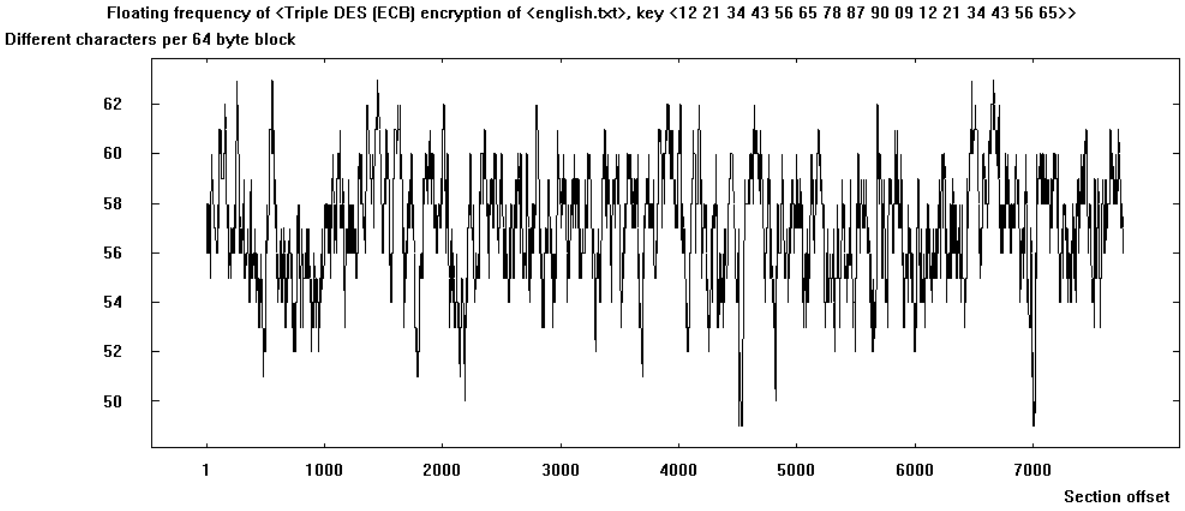


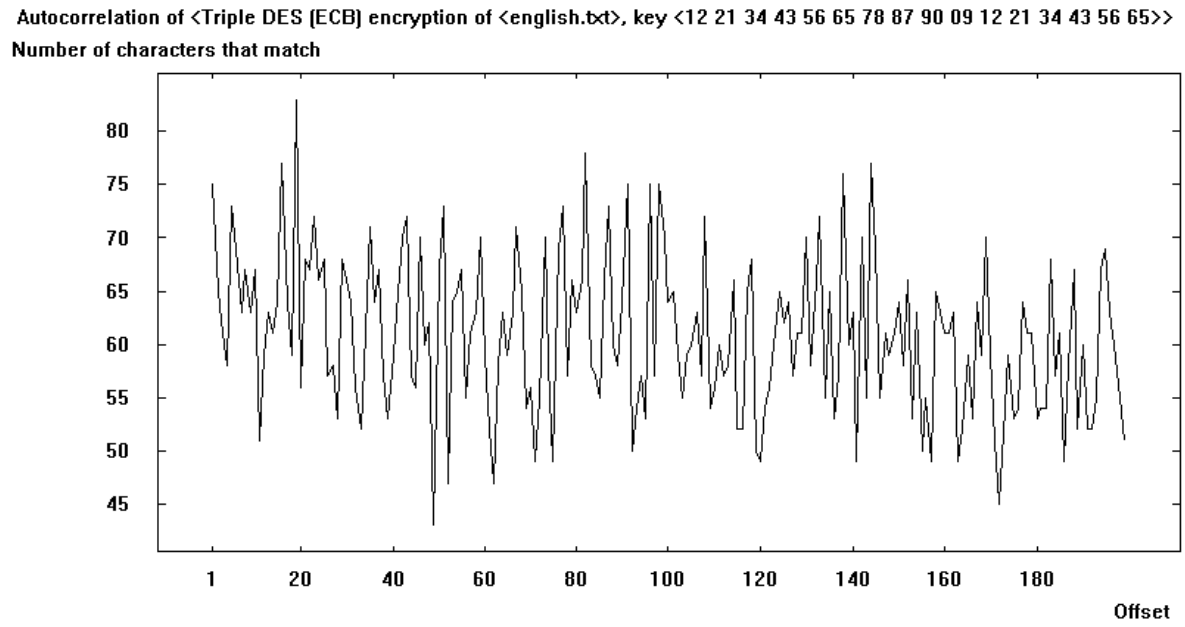


Теперь зашифруем исходный текст шифром 3-DES с использованием режима ECB (используя ключ «12 21 34 43 56 65 78 87 90 09 12 21 34 43 56 65»):

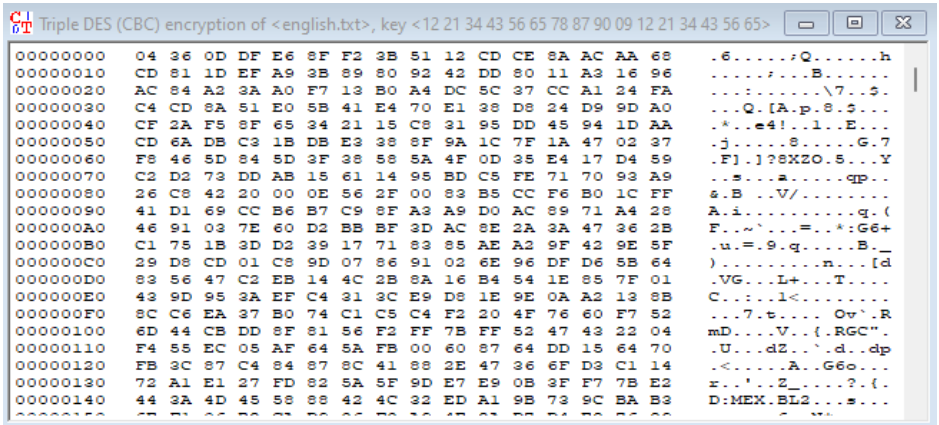


Снимем частотную и автокорреляционную характеристику полученного файла с шифровкой:

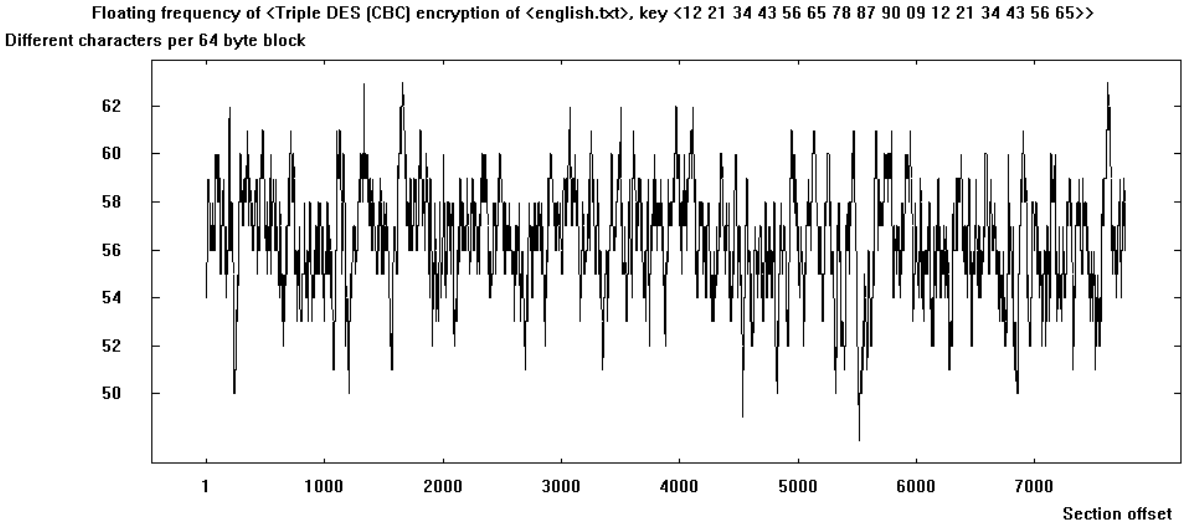


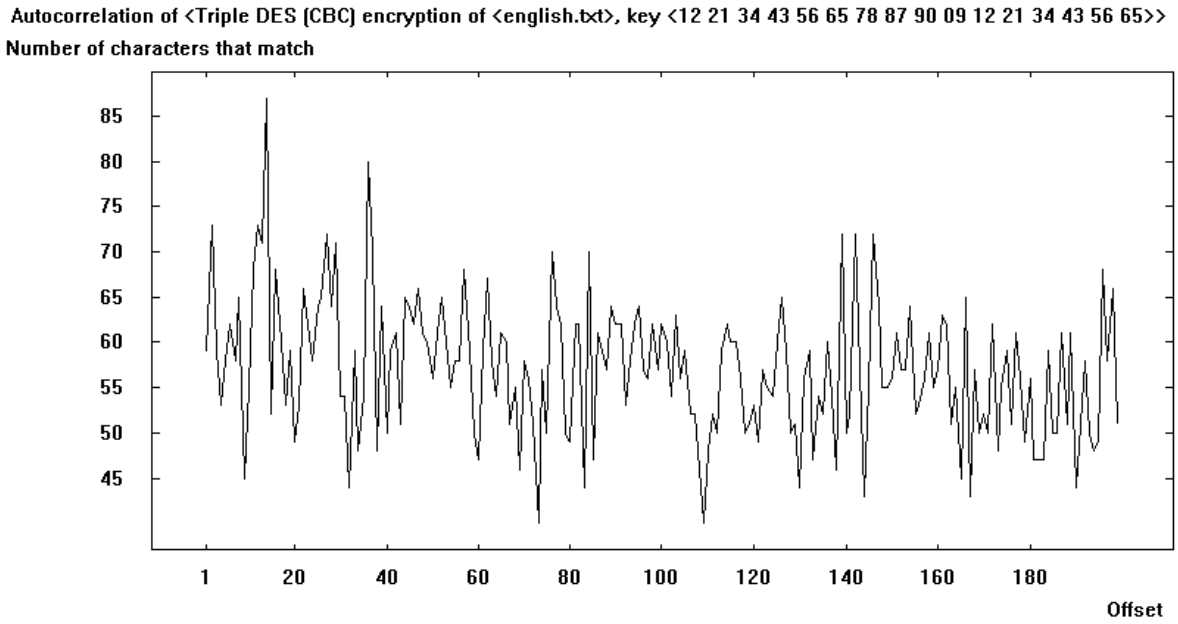


Теперь зашифруем исходный текст шифром 3-DES с использованием режима CBC (используя ключ «12 21 34 43 56 65 78 87 90 09 12 21 34 43 56 65»):



Снимем частотную и автокорреляционную характеристику полученного файла с шифровкой:





Как видно по характеристикам, в исходном тексте символы в блоках по 64 байта зачастую совпадают (значение количества различных символов не превышает 28) и в целом при посимвольном сдвиге текста значительная часть (более 400) символов совпадают. А в зашифрованном шифром 3-DES с режимами ECB и CBC файле – символы в блоках по 64 байта зачастую различаются (значение количества различных символов зачастую превышает 50) и в целом при посимвольном сдвиге текста только незначительная часть символов (40-80) совпадают.

Оценка времени проведения атаки грубой силы в зависимости от количества известных байт ключа для шифра 3-DES с режимами ECB и CBC.

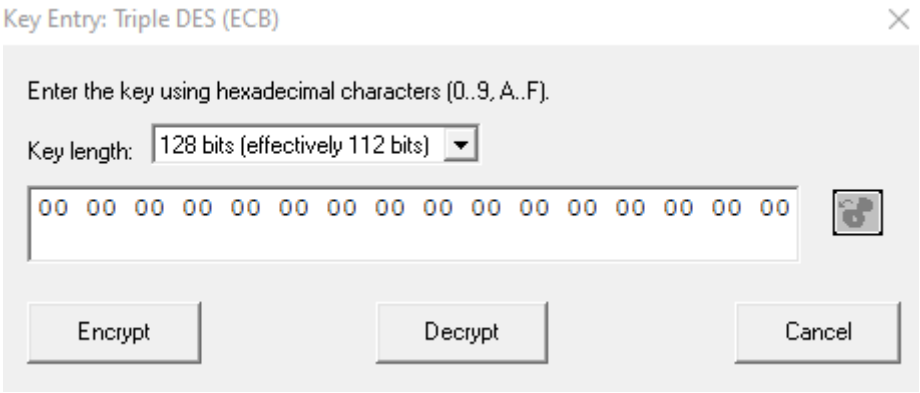
Оценим время проведения атаки «грубой силы» в случаях, когда известно некоторое количество байт ключа:

Режим	Количество известных байт ключа	Время проведения атаки
ECB	14 байт	~ 0.1 секунд
CBC		~ 0.5 секунд
ECB	12 байт	~ 1 час 3 минуты
CBC		~ 1 час 13 минут
ECB	10 байта	~ 1.9 лет
CBC		~ 2.3 года
ECB	8 байта	~ 31000 лет
CBC		~ 36000 лет
ECB	6 байта	~ 510000000 лет
CBC		~ 590000000 лет
ECB	4 байт	~ 7900000000000 лет
CBC		~ 9300000000000 лет

Исходя из полученных результатов, можно сделать вывод, что шифр 3-DES с режимом CBC более криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр 3-DES с режимом ECB. Шифр 3-DES значительно более криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр DES. Если нам известна половина ключа, то шифр DES можно взломать примерно за полчаса, а шифр 3-DES – примерно за 2 года.

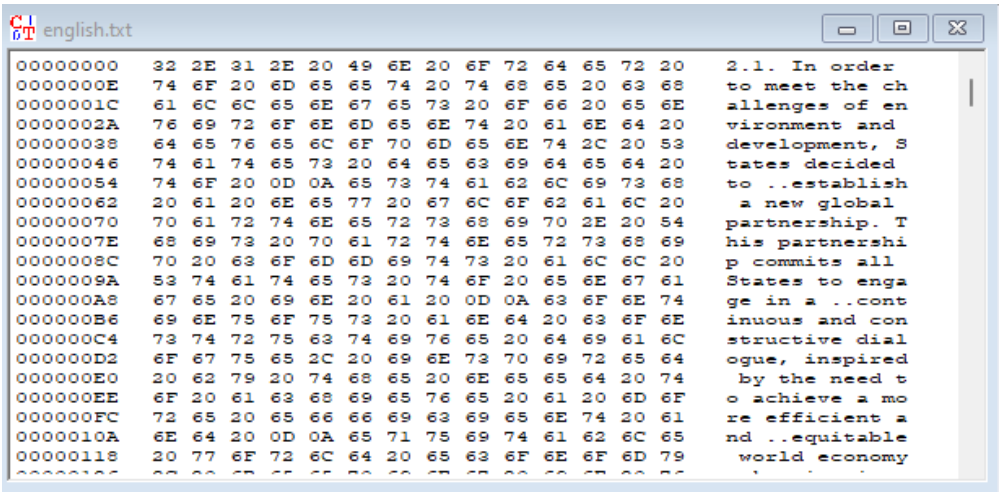
Схема реализации шифра 3-DES в CrypTool.

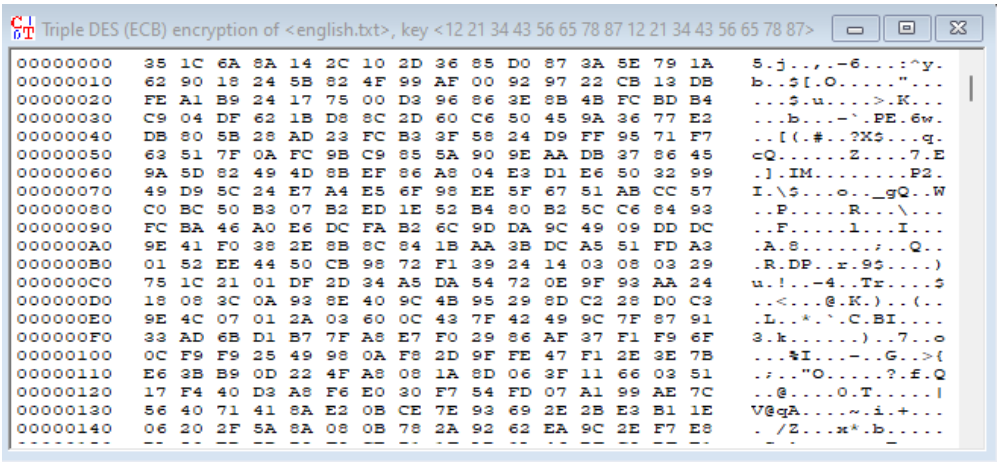
Поскольку шифр 3-DES в CrypTool использует ключ размера 16 байт, то можно сделать вывод, что шифр 3-DES в CrypTool использует схему DES-EEE2 или DES-EDE2.



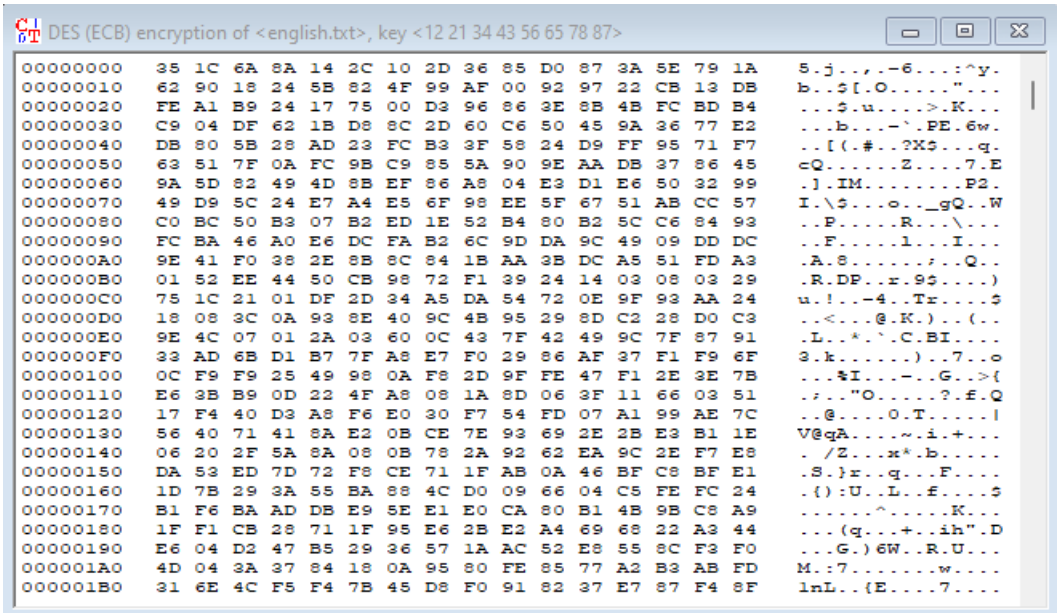
Поскольку DES-EEE2 и DES-EDE2 для первого и последнего шифрования использует один и тот же ключ, можно попробовать зашифровать текст вручную при помощи трехкратного применения шифрования или дешифрования DES. В зависимости от комбинации шифрования или дешифрования, можно определить схему шифра.

Зашифруем исходный текст при помощи 3-DES с ключом «12 21 34 43 56 65 78 87 12 21 34 43 56 65 78 87»:





Теперь подряд зашифруем исходный текст при помощи DES с ключом «12 21 34 43 56 65 78 87»:



Как видно, шифротекст совпадает с шифротекстом 3-DES. Поскольку для шифра 3-DES мы задали ключ, левая и правая половины которых совпадает, можно предположить, что шифр 3-DES зашифровал текст ключом «12 21 34 43 56 65 78 87», после чего расшифровал его этим же ключом, получив исходный текст, после чего заново зашифровал его ключом «12 21 34 43 56 65 78 87». Отсюда можно сделать вывод, что CrypTool 1 использует схему DES-EDE2.

Исследование модификаций DESX, DESL, DESXL шифра DES.

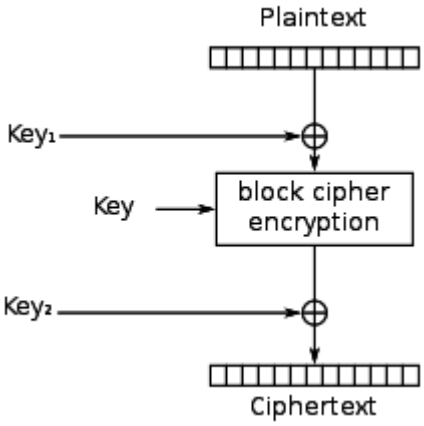
Задание.

1. Выбрать случайный текст на английском языке (не менее 1000 знаков);
2. Создать бинарный файл с этим текстом, зашифровав и расшифровав его DES на 0-м ключе;
3. С помощью CrypTool зашифровать текст с использованием шифров DESX, DESL, DESXL;
4. Средствами CrypTool вычислить энтропию исходного текста и шифротекстов, полученных в итоге. Зафиксировать результаты измерений в таблице;

5. Средствами CrypTool оцените время проведения атаки «грубой силы» при полном отсутствии информации о секретном ключе.

Основные параметры и обобщенные схемы шифров.

Алгоритм DESX использует на входе ключ длиной 184 бита, который делится на одну 56-битную часть и две 64-битные части. Процесс шифрования происходит по следующей схеме:



$$DESX(M) = K_2 \oplus DES_K(M \oplus K_1)$$

Если $K_1 = K_2 = 0$, то данный алгоритм сводится к стандартному DES.

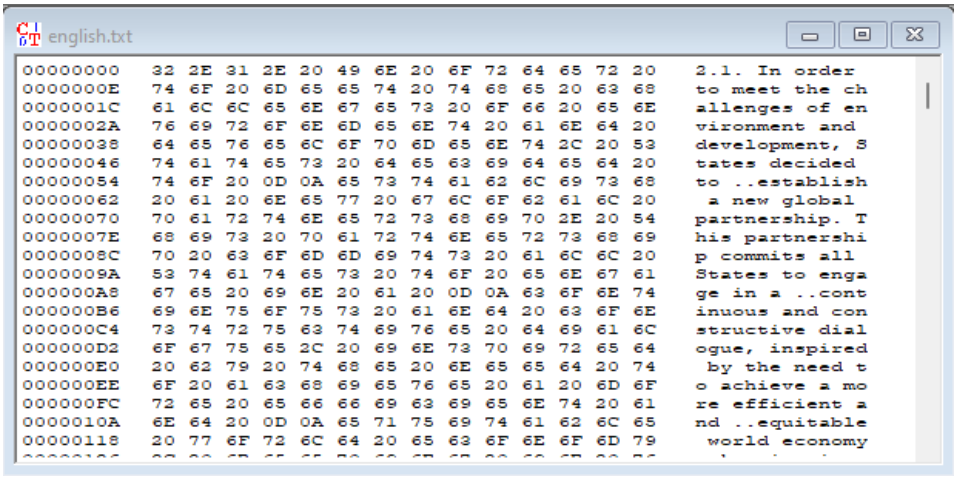
Алгоритм DESL является облегченной версией алгоритма DES. Алгоритм предполагает отказ от входной и выходной перестановки блока текста, т.к. они не несут криптографической сложности, а также 8 S-блоков заменяется на 1, но более стойкий чем все 8 стандартных блока DES.

Алгоритм DESXL использует те же оптимизации что и DESL, но производит шифрование по алгоритму DESX.

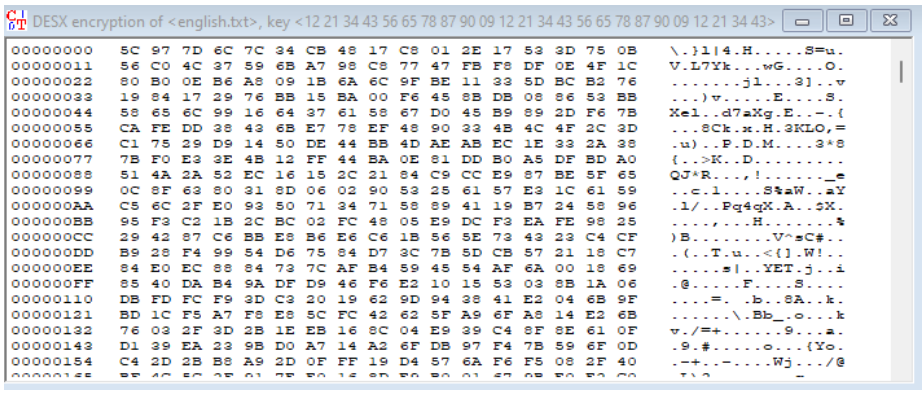
Зависимость энтропии шифротекста от используемого шифра.

В качестве исходного текста был выбран следующий текст (количество символов больше 1000, текст взят из файла «CrypTool/reference/english.txt»):

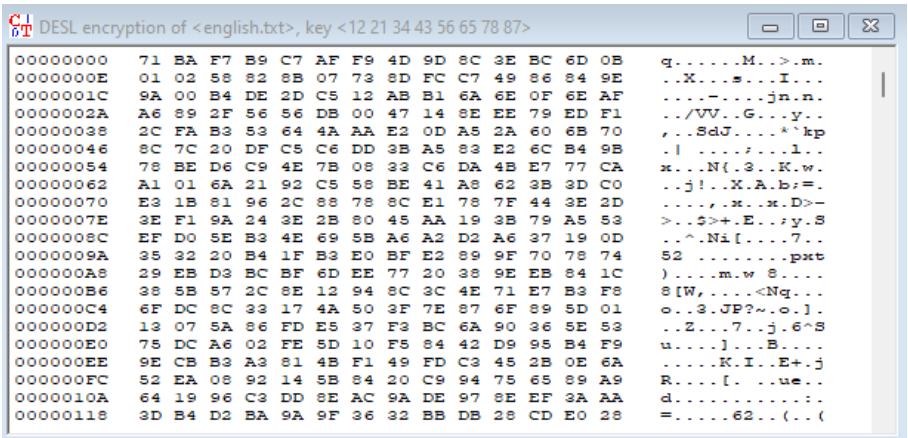
Для представления исходного текста в виде бинарного файла была выбрана опция «Show as HexDump»:



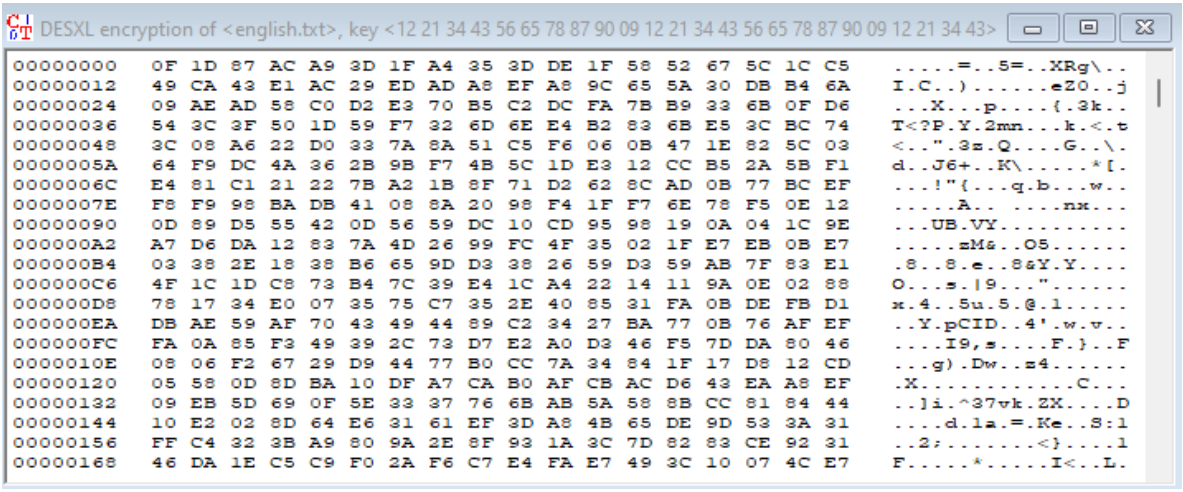
Далее зашифруем исходный текст при помощи шифра DESX с использованием ключа «12 21 34 43 56 65 78 87 90 09 12 21 34 43 56 65 78 87 90 09 12 21 34 43»:



Далее зашифруем исходный текст при помощи шифра DESL с использованием ключа «12 21 34 43 56 65 78 87»:



Далее зашифруем исходный текст при помощи шифра DESXL с использованием ключа «12 21 34 43 56 65 78 87 90 09 12 21 34 43 56 65 78 87 90 09 12 21 34 43»:



Далее вычислим энтропию исходного текста и полученных шифротекстов:

Текст	Значение энтропии
Исходный текст	This document contains 62 different byte values (there are 256 different byte values). **The entropy of the whole document is 4.35 (maximum possible entropy 8.00).**
Шифротекст DESX	This document contains all 256 possible byte values. **The entropy of the whole document is 7.97 (maximum possible entropy 8.00).**
Шифротекст DESL	This document contains all 256 possible byte values. **The entropy of the whole document is 7.97 (maximum possible entropy 8.00).**
Шифротекст DESXL	This document contains all 256 possible byte values. **The entropy of the whole document is 7.97 (maximum possible entropy 8.00).**

Как видно из результатов, для исходного текста значение энтропии далеко от максимума, а используемые значения байт не охватывают весь диапазон

возможных значений. Для шифротекстов DESX, DESL, DESXL значение энтропии почти равно максимальному значению энтропии, а используемые значения байт охватывают весь диапазон возможных значений.

Оценка времени проведения атаки грубой силы в зависимости от количества известных байт ключа для шифров.

Оценим время проведения атаки «грубой силы» в случаях, когда известно некоторое количество байт ключа:

Шифр	Количество известных байт ключа	Время проведения атаки
DESX	22 байт	~ 0.5 секунд
DESXL		~ 0.5 секунд
DESX	20 байта	~ 5 часов 53 минуты
DESXL		~ 4 часа 55 минут
DESX	16 байта	~ $2.9 * 10^6$ лет
DESXL		~ $2.4 * 10^6$ лет
DESX	12 байта	~ $1.3 * 10^{16}$ лет
DESXL		~ $1.1 * 10^{16}$ лет
DESX	8 байт	~ $5.4 * 10^{25}$ лет
DESL		~ 0 секунд
DESXL		~ $4.5 * 10^{25}$ лет
DESX	4 байт	~ $1.4 * 10^{34}$ лет
DESL		~ 17 минут
DESXL		~ $1.2 * 10^{34}$ лет
DESX	0 байт	~ $4 * 10^{42}$ лет
DESL		~ 8600 лет
DESXL		~ $3.2 * 10^{42}$ лет

Как видно из результатов, DESL менее криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр DES. Шифры DESX и DESXL значительно более

криптостойки по отношению к атаке «грубой силы», чем DES и 3-DES. Шифр DESX более криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр DESXL.

Выводы.

В ходе выполнения данной лабораторной работы были рассмотрены следующие шифры:

- Шифр DES с режимами EBC и CBC;
- Шифр 3-DES с режимами EBC и CBC (модификация шифра DES);
- Шифры DESX, DESL, DESXL (модификации шифра DES).

1. Для шифра DES:
    a. Был изучен демонстрационный пример выполняемых преобразований при шифровании блока данных в CrypTool 1;
    b. Было определено, что шифр DES – симметричный блочный шифр, основанный на сети Фейстеля. Размер блока составляет 8 байт. Размер ключа составляет 7 байт. Процесс шифрования основан на выполнении 16 раундов преобразований, в каждом из которых используется свой 48-битный раундовый ключ. Расшифрование производится при помощи прохождения всех шагов шифра в обратном порядке;
    c. Были изучены два режима работы ECB и CBC;
    d. Для режима ECB определено: в данном режиме каждый блок шифруется независимо от других блоков одним и тем же способом. Исходя из этого, есть возможность распараллеливания процесса шифрования/дешифрования. Но есть недостаток – одинаковые исходные блоки при шифровании дают одинаковые блоки шифротекста;
    e. Для режима CBC определено: в данном режиме каждый блок шифруется с использованием шифротекста предыдущего блока (перед шифрованием производится сложение по модулю 2 исходного текста с шифротекстом предыдущего блока). Исходя из этого, возможность распараллеливания процесса шифрования/дешифрования отсутствует. Но теперь при

шифровании одинаковых исходных блоков получаются разные блоки шифротекста. При шифровании режимом CBC шифротекст получается более криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем при шифровании режимом CBC;

f. Было определено, что при шифровании изображения шифром DES с режимом ECB зашифрованное изображение в некоторой степени сохраняет контуры деталей, поскольку для одинаковых исходных блоков будут вычисляться одинаковые блоки шифротекста. Сжатие шифротекста при этом достигает 95% на уровне сжатия исходного изображения, равного 97%;
g. Было определено, что при шифровании изображения шифром DES с режимом CBC зашифрованное изображение полностью теряет детали и превращается в шум, поскольку для одинаковых исходных блоков теперь будут вычисляться разные блоки шифротекста. Сжатие шифротекста при этом равно 0%.

2. Для шифра 3-DES:
    a. Было определено, что шифр 3-DES основан на последовательном использовании DES с тремя или двумя независимыми ключами. Размер блока составляет 8 байт. Размер ключа составляет 14 или 21 байт. Последовательно применяются 3 операции шифрования или дешифрования шифром DES;
    b. Были рассмотрены 4 основные схемы работы: DES-EEE3, DES-EEE2, DES-EDE3 и DES-EDE2. Три буквы после DES означают порядок использования типов операции (шифрование или дешифрования), а цифра – количество используемых ключей. В случае использования двух ключей по 7 байт для первого и последнего преобразования используется один и тот же ключ;
    c. Были изучены два режима работы ECB и CBC;

d. Было определено, что шифр 3-DES значительно более криптостойкий по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр DES;
e. Для режима CBC было определено, что он является более криптостойким по отношению к атаке «грубой силы», чем шифр 3-DES с режимом ECB;
f. Было определено, что приложение CrypTool 1 использует схему DES-EDE2.

3. Для шифра DESX:
    a. Было определено, что шифр DESX выполняет шифрование по следующей формуле: $DESX(M) = K_2 \oplus DES(M \oplus K_1, K)$. Размер блока составляет 8 байт. Размер ключа составляет 23 байта;
    b. Было определено, что шифротекст обладает высокой энтропией;
    c. Было определено, что шифр является более криптостойким по отношению к атаке «грубой силы», чем шифры DESXL, DESL, DES и 3-DES;
    d. Были определено, что при отсутствии знаний о ключе, атака «грубой силы» будет осуществляться порядка 10^{42} лет.
4. Для шифра DESL:
    a. Было определено, что шифр DESL является упрощенной версией шифра DES, в котором отказались от начальной входной и выходной перестановки блока, а также в котором используется один, но более криптостойкий, S-блок вместо восьми S-блоков;
    b. Было определено, что шифротекст обладает высокой энтропией;
    c. Было определено, что шифр является менее криптостойким по отношению к атаке «грубой силы», чем шифры DESXL, DESX, DES и 3-DES;
    d. Были определено, что при отсутствии знаний о ключе, атака «грубой силы» будет осуществляться порядка 10^3 лет.

5. Для шифра DESXL:
    a. Было определено, что шифр DESXL производит шифрование по алгоритму DESX, но с использованием оптимизаций из шифра DESL;
    b. Было определено, что шифротекст обладает высокой энтропией;
    c. Было определено, что шифр является более криптостойким по отношению к атаке «грубой силы», чем шифры DESL, DES и 3-DES;
    d. Были определено, что при отсутствии знаний о ключе, атака «грубой силы» будет осуществляться порядка 10^{42} лет.

Были получены практические навыки работы с рассматриваемыми шифрами с использованием приложения CrypTool 1.