Стандарт шифрования данных Data Encryption Standard(DES)

К настоящему времени DES является наиболее распространенным алгоритмом, используемым в системах защиты коммерческой информации. Более того реализация алгоритма DES в таких системах является просто признаком хорошего тона!

Например программа DISKREET из пакета Norton Utilities, предназначенная для создания зашифрованных разделов на диске, использует именно алгоритм DES.

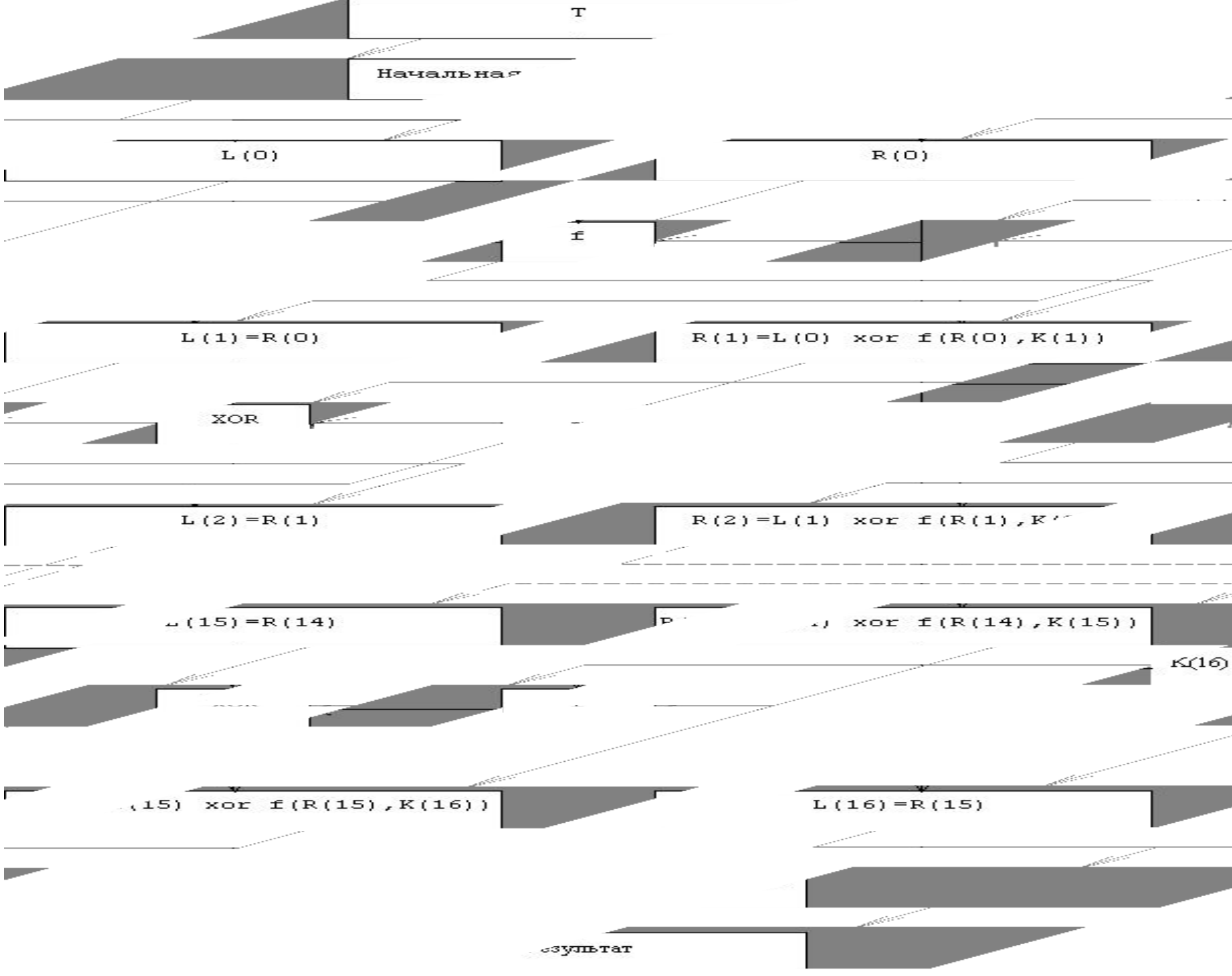
Основные *достоинства алгоритма DES*:

- используется только один ключ длиной 56 битов;
- зашифровав сообщение с помощью одного пакета, для расшифровки вы можете использовать любой другой;
- относительная простота алгоритма обеспечивает высокую скорость обработки информации;
- достаточно высокая стойкость алгоритма.

DES осуществляет шифрование 64-битовых блоков данных с помощью 56-битового ключа. Расшифрование в DES является операцией обратной шифрованию и выполняется путем повторения операций шифрования в обратной последовательности.

Процесс шифрования заключается в начальной перестановке битов 64-битового блока, шестнадцати циклах шифрования и, наконец, обратной перестановки битов.

Обобщенная схема шифрования в алгоритме DES


T
Начальная
L(0)
R(0)
f
L(1)=R(0)
R(1)=L(0) xor f(R(0),K(1))
XOR
L(2)=R(1)
R(2)=L(1) xor f(R(1),K
L(15)=R(14)
xor f(R(14),K(15))
K(16)
(15) xor f(R(15),K(16))
L(16)=R(15)
езультат

Пусть из файла считан очередной 8-байтовый блок T, который преобразуется с помощью матрицы начальной перестановки IP (табл.1) Полученная последовательность битов T(0) разделяется на две последовательности по 32 бита каждая: L(0) - левые или старшие биты, R(0) - правые или младшие биты.

Затем выполняется шифрование, состоящее из 16 итераций. Результат i-й итерации описывается следующими формулами:

$$L(i) = R(i-1)$$

$$R(i) = L(i-1) \text{ xor } f(R(i-1), K(i)),$$

где xor - операция ИСКЛЮЧАЮЩЕЕ ИЛИ.

Функция f называется функцией шифрования. Ее аргументы - это 32-битовая последовательность R(i-1), полученная на (i-1)-ой итерации, и 48-битовый ключ K(i), который является результатом преобразования 64-битового ключа K.

На 16-й итерации получают последовательности R(16) и L(16) (без перестановки), которые конкатенируют в 64-битовую последовательность R(16)L(16).

Затем позиции битов этой последовательности переставляют в соответствии с матрицей IP^{-1}

Матрица начальной перестановки IP

58	50	42	34	26	18	10	02
60	52	44	36	28	20	12	04
62	54	46	38	30	22	14	06
64	56	48	40	32	24	16	08
57	49	41	33	25	17	09	01
59	51	43	35	27	19	11	03
61	53	45	37	29	21	13	05
63	55	47	39	31	23	15	07

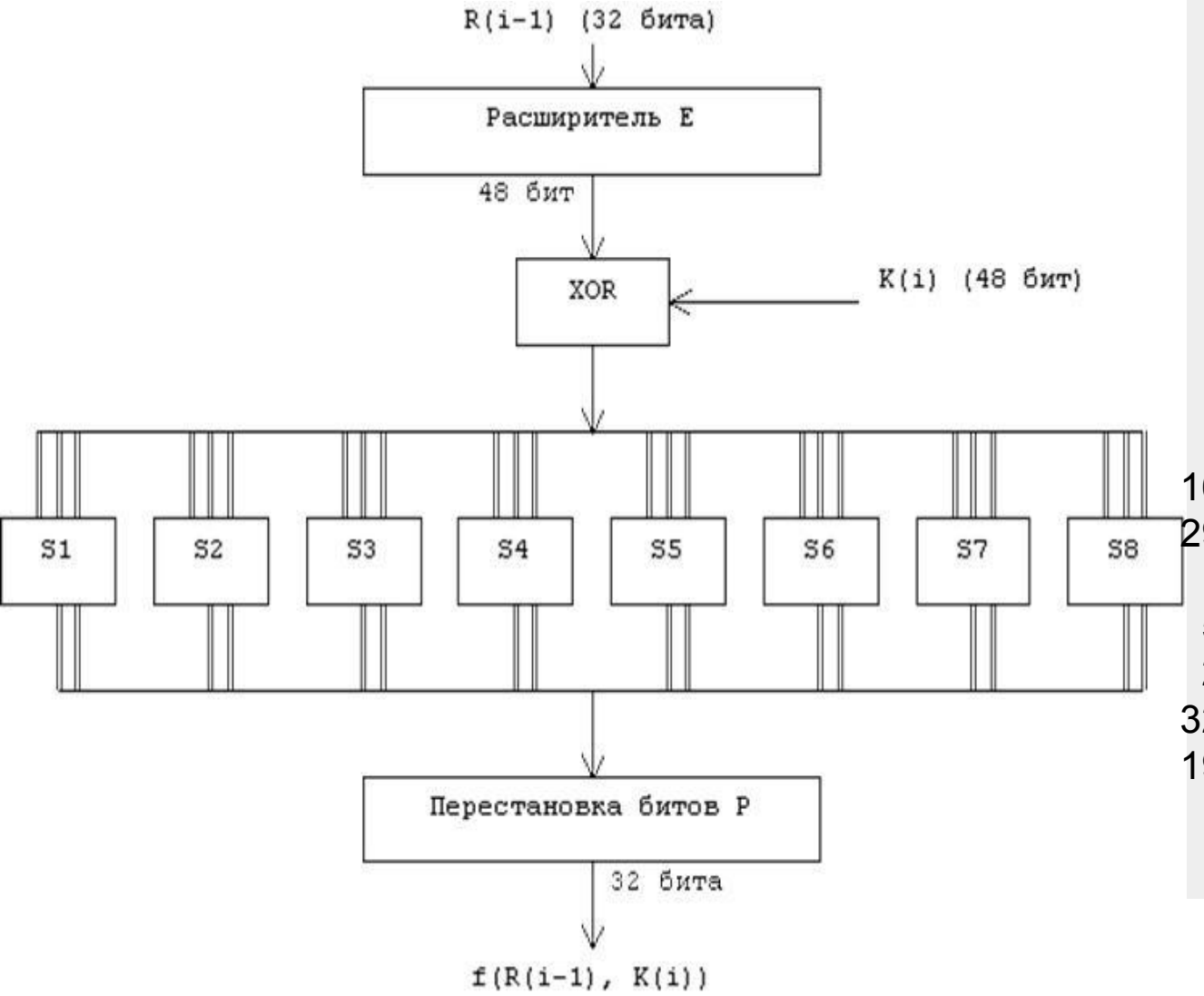
Матрица обратной перестановки IP^{-1}

40	08	48	16	56	24	64	32
39	07	47	15	55	23	63	31
38	06	46	14	54	22	62	30
37	05	45	13	53	21	61	29
36	04	44	12	52	20	60	28
35	03	43	11	51	19	59	27
34	02	42	10	50	18	58	26
33	01	41	09	49	17	57	25

Матрицы IP^{-1} и IP соотносятся следующим образом: значение 1-го элемента матрицы IP^{-1} равно 40, а значение 40-го элемента матрицы IP равно 1, значение 2-го элемента

Вычисление функции f(R(i-1), K(i))

Для вычисления значения функции f используются следующие функции-матрицы:
E - расширение 32-битовой последовательности до 48-битовой,
S1, S2, ... , S8 - преобразование 6-битового блока в 4-битовый,
P - перестановка бит в 32-битовой последовательности.



Функция расширения E

32	01	02	03	04	05
04	05	06	07	08	09
08	09	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	01

Функция перестановки P

16	07	20	21
29	12	28	17
1	15	23	26
5	18	31	10
2	08	24	14
32	27	03	09
19	13	30	06
22	11	04	25

Результат функции E(R(i-1)) есть 48-битовая последовательность, которая складывается по модулю 2 (операция xor) с 48-битовым ключом K(i). Получается 48-битовая последовательность, которая разбивается на восемь 6-битовых блоков B(1)B(2)B(3)B(4)B(5)B(6)B(7)B(8). То есть:

E(R(i-1)) xor K(i) = B(1)B(2)...B(8) .

Пусть на вход функции-матрицы Sj поступает 6-битовый блок B(j) = b1b2b3b4b5b6, тогда двухбитовое число b1b6 указывает номер строки матрицы, а b2b3b4b5 - номер столбца. Результатом Sj(B(j)) будет 4-битовый элемент, расположенный на пересечении указанных строки и столбца.

Например, **B(1)=011011**. Тогда S1(B(1)) расположен на пересечении **строки 1 (01**) и **столбца 13 (1101**). В столбце 13 строки 1 задано значение **5 (0101**). Значит, **S1(011011)=0101**.

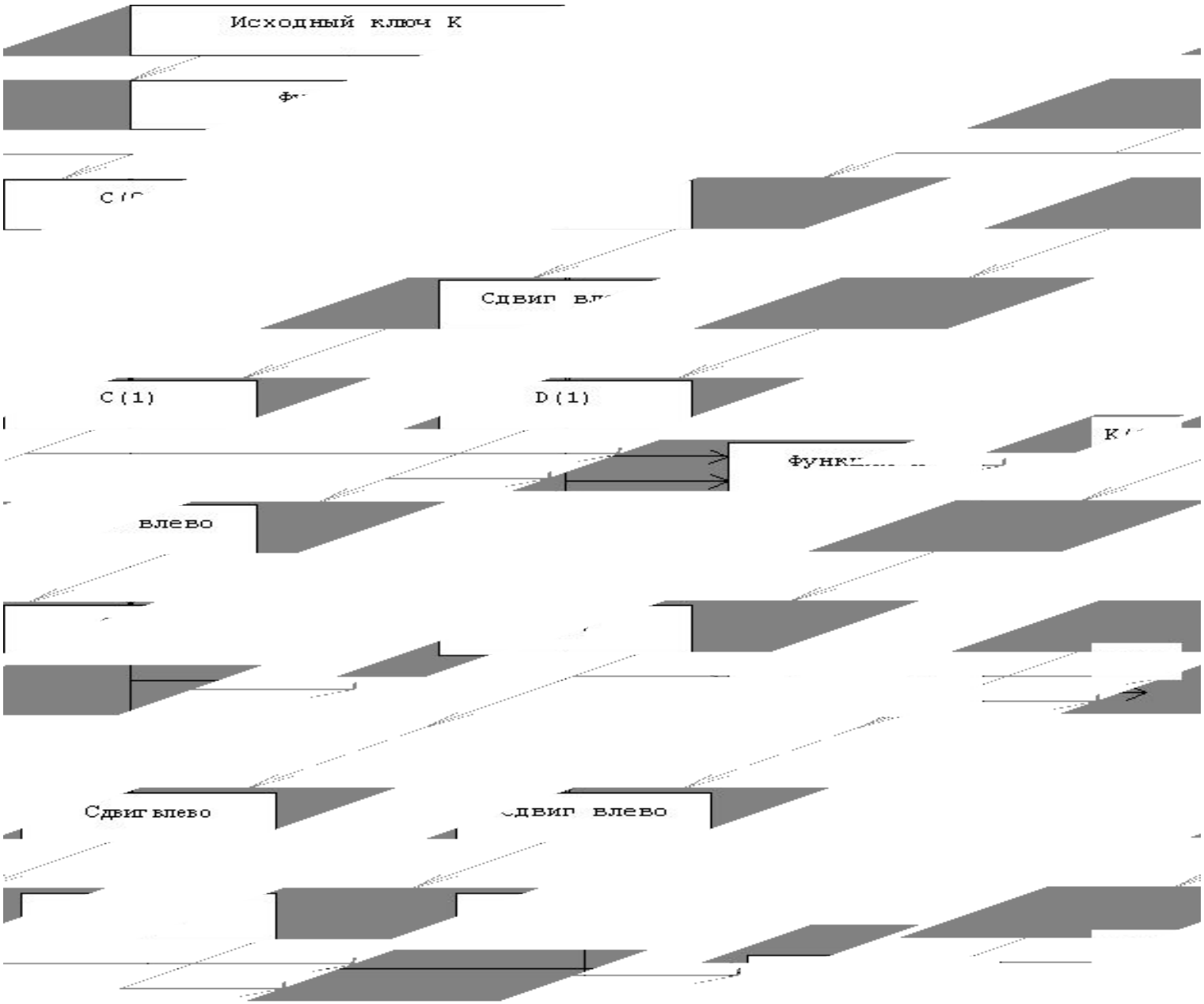
Применив операцию выбора к каждому из 6-битовых блоков B(1), B(2), ..., B(8), получаем 32-битовую последовательность S1(B(1))S2(B(2))S3(B(3))...S8(B(8)).

Наконец, для получения результата функции шифрования надо переставить биты этой последовательности. Для этого применяется функция перестановки P. Во входной последовательности биты перестанавливаются так, чтобы бит 16 стал битом 1, а бит 7 - битом 2 и т.д.

Функции преобразования S1,S2, …,S8

Номер строки	Номер столбца 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	S1
	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	
	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	S2
	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	
	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	S3
	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	
	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	S4
	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	
	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	S5
	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	
	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	S6
	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	
	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	S7
	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	
	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	S8
	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-схема алгоритма вычисления ключа K(i)



Алгоритм получения 48-битовых ключей K(i), i=1...16

На каждой итерации используется новое значение ключа K(i), которое вычисляется из начального ключа K. K представляет собой 64-битовый блок с восемью битами контроля по четности, расположенными в позициях 8,16,24,32,40,48,56,64.

Для удаления контрольных битов и перестановки остальных используется функция G первоначальной подготовки ключа.

Результат преобразования G(K) разбивается на два 28-битовых блока C(0) и D(0), причем C(0) будет состоять из битов 57, 49, ..., 44, 36 ключа K, а D(0) будет состоять из битов 63, 55, ..., 12, 4 ключа K. После определения C(0) и D(0) рекурсивно определяются C(i) и D(i), i=1...16. Для этого применяют циклический сдвиг влево на один или два бита в зависимости от номера итерации, как показано в таблице сдвигов для вычисления ключа

Матрица G первоначальной подготовки ключа

49	57	41	33	25	17	09
01	58	50	42	34	26	18
10	02	59	51	43	35	27
19	11	03	60	52	44	36
63	55	47	39	31	23	15
07	62	54	46	38	30	22
14	06	61	53	45	37	29
21	13	05	28	20	12	04

Таблица 7

Таблица сдвигов для вычисления ключа

Номер итерации	Сдвиг (бит)
01	1
02	1
03	2
04	2
05	2
06	2
07	2
08	2
09	1
10	2
11	2
12	2
13	2
14	2
15	2
16	1

Полученное значение вновь "перемешивается" в соответствии с матрицей H (табл.8).

Таблица 8:***Матрица H завершающей обработки ключа***

14	17	11	24	01	05
03	28	15	06	21	10
23	19	12	04	26	08
16	07	27	20	13	02
41	52	31	37	47	55
30	40	51	45	33	48
44	49	39	56	34	53
46	42	50	36	29	32

Режимы работы алгоритма DES

- электронный шифроблокнот (Electronic Codebook) - ECB;
- цепочка цифровых блоков (Cipher Block Chaining) - CBC;
- цифровая обратная связь (Cipher Feedback) - CFB;
- внешняя обратная связь (Output Feedback) - OFB.

DES-ECB

В этом режиме исходный файл M разбивается на 64-битовые блоки (по 8 байтов): M = M(1)M(2)...M(n). Каждый из этих блоков кодируется независимо с использованием одного и того же ключа шифрования (рис.5). Основное достоинство этого алгоритма - простота реализации. Недостаток - относительно слабая устойчивость против квалифицированных криптоаналитиков.

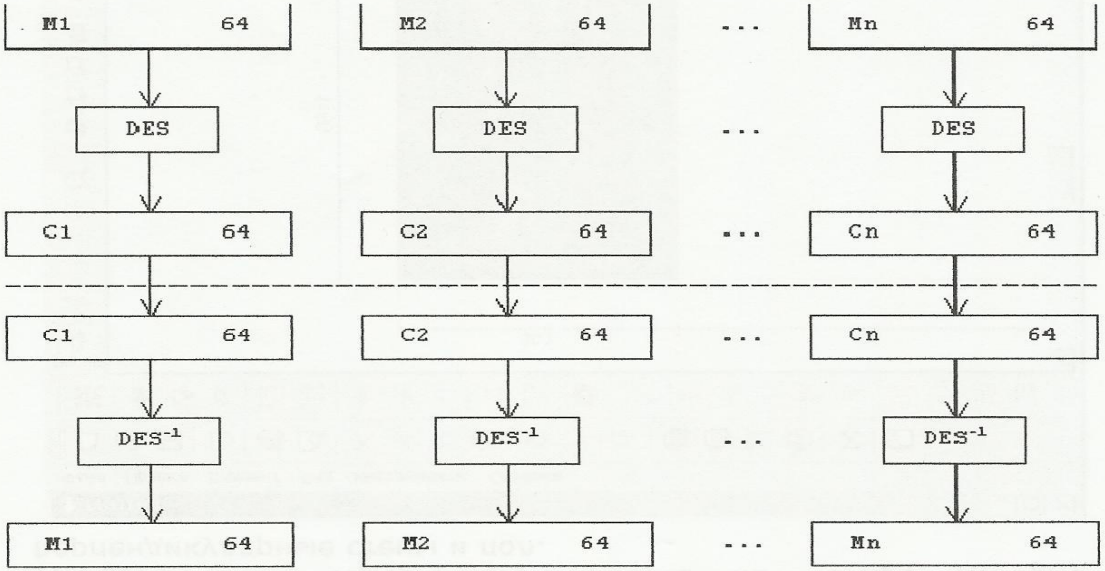


Рис.5. Работа алгоритма DES в режиме ***ECB***

В частности, не рекомендуется использовать данный режим работы для шифрования EXE файлов, потому что первый же блок - заголовок файла, является вполне удачным началом для взлома всего шифра. В то же время следует признать, что этот режим в силу своей простой реализации наиболее популярен среди любительских разработок.

DES-CBC

В этом режиме исходный файл M также, как и в режиме ECB, разбивается на 64-битовые блоки: M = M(1)M(2)...M(n). Первый блок M(1) складывается по модулю 2 с 64-битовым начальным вектором IV, который меняется ежедневно и держится в секрете. Полученная сумма затем шифруется с использованием ключа DES, известного и отправителю, и получателю информации. Полученный 64-битовый блок шифртекста C(1) складывается по модулю 2 со вторым блоком исходного текста, результат шифруется и получается второй 64-битовый блок шифртекста C(2) и т.д. Процедура повторяется до тех пор, пока не будут обработаны все блоки исходного текста (рис.6).

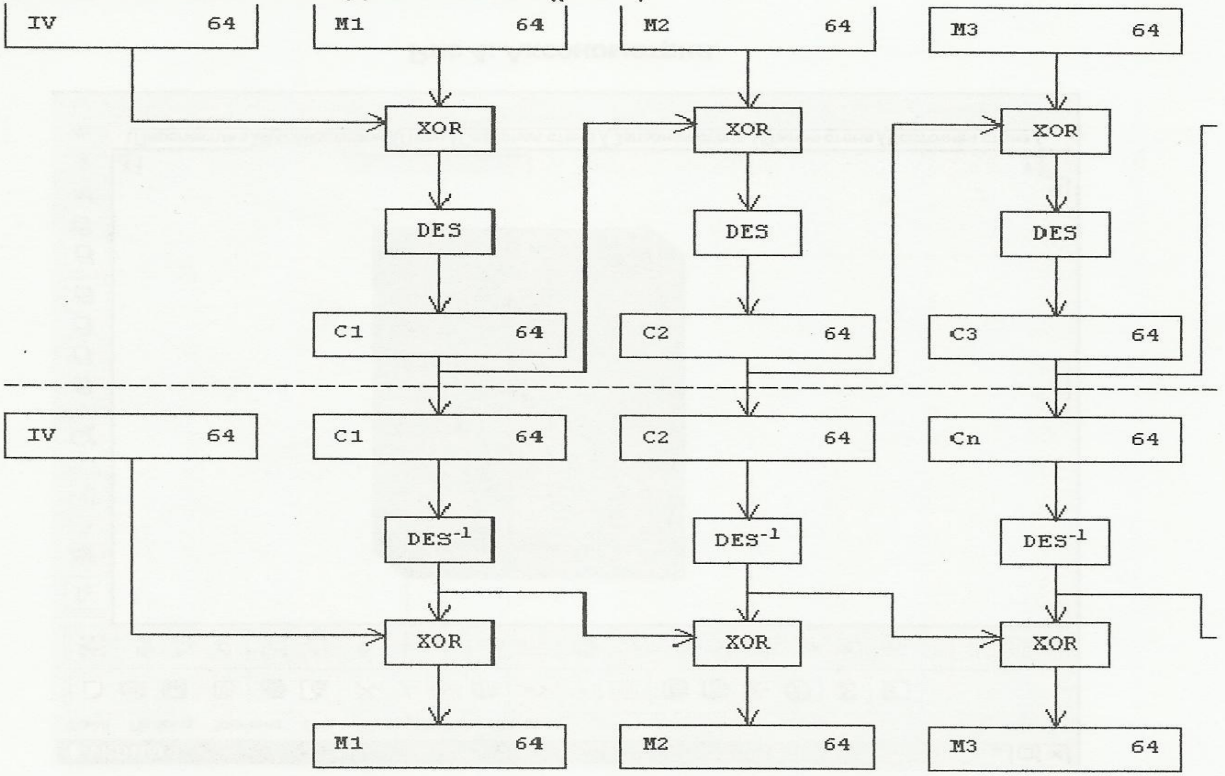


Рис.6. Работа алгоритма в режиме ***CBC***

Таким образом для всех i = 1...n блок шифротекста C(i) определяется следующим образом:

$$C(i) = DES(M(i) \text{ xor } C(i-1)),\ M(0)=IV$$

Расшифрование выполняется следующим образом:

$M(i) = C(i-1) \text{ xor } DES^{-1}(C(i))$, C(0)= IV - начальное значение шифра, равное начальному вектору

DES-CFB

В этом режиме размер блока может отличаться от 64. Исходный файл M считывается последовательными t-битовыми блоками (t <= 64): M = M(1)M(2)...M(n) (остаток дописывается нулями или пробелами).

64-битовый сдвиговый регистр (входной блок) вначале содержит вектор инициализации IV, выравненный по правому краю. Для каждого сеанса шифрования используется новый IV.

Для всех i = 1...n блок шифр текста C(i) определяется следующим образом:

$$C(i) = M(i) \text{ xor } P(i-1),$$

где P(i-1) - старшие t битов операции DES(C(i-1)), причем C(0)=IV.

Обновление сдвигового регистра осуществляется путем удаления его старших t битов и дописывания справа C(i).

Восстановление зашифрованных данных также не представляет труда: P(i-1) и C(i) вычисляются аналогичным образом и

$$M(i) = C(i) \text{ xor } P(i-1).$$

Блок-схема режима ***CFB*** приведена на рис.7.

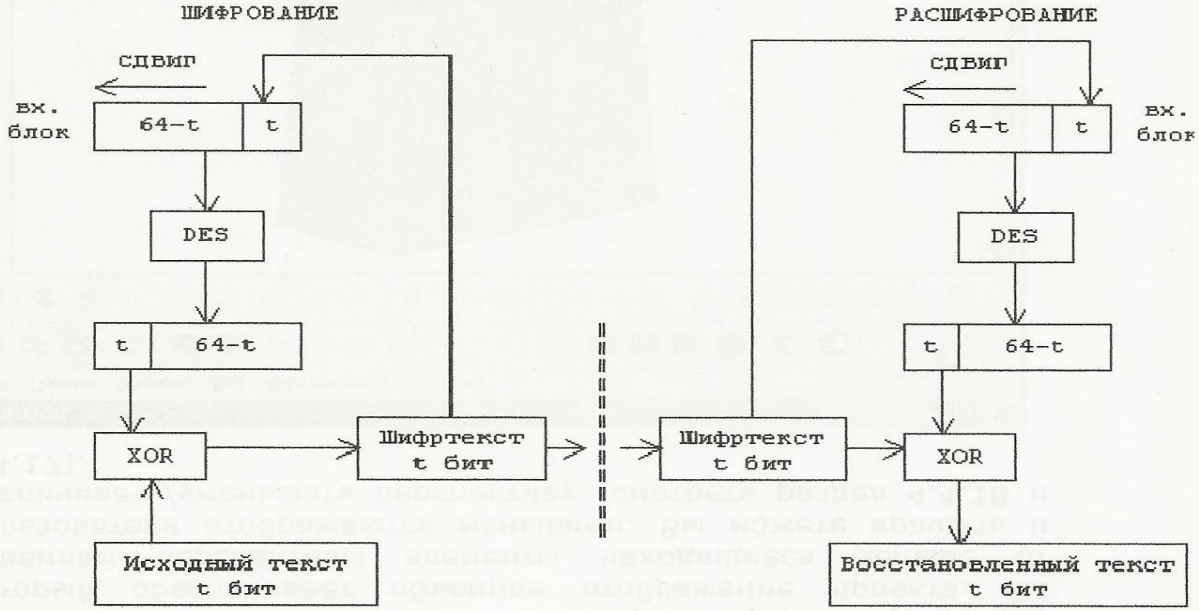


Рис.7. Работа алгоритма DES в режиме CFB

DES-OFB Режим OFB очень похож на режим CFB.

Отличие от режима CFB состоит только в методе обновления сдвигового регистра. В данном случае это осуществляется путем удаления его старших t битов и дописывания справа P(i-1) (рис.8).

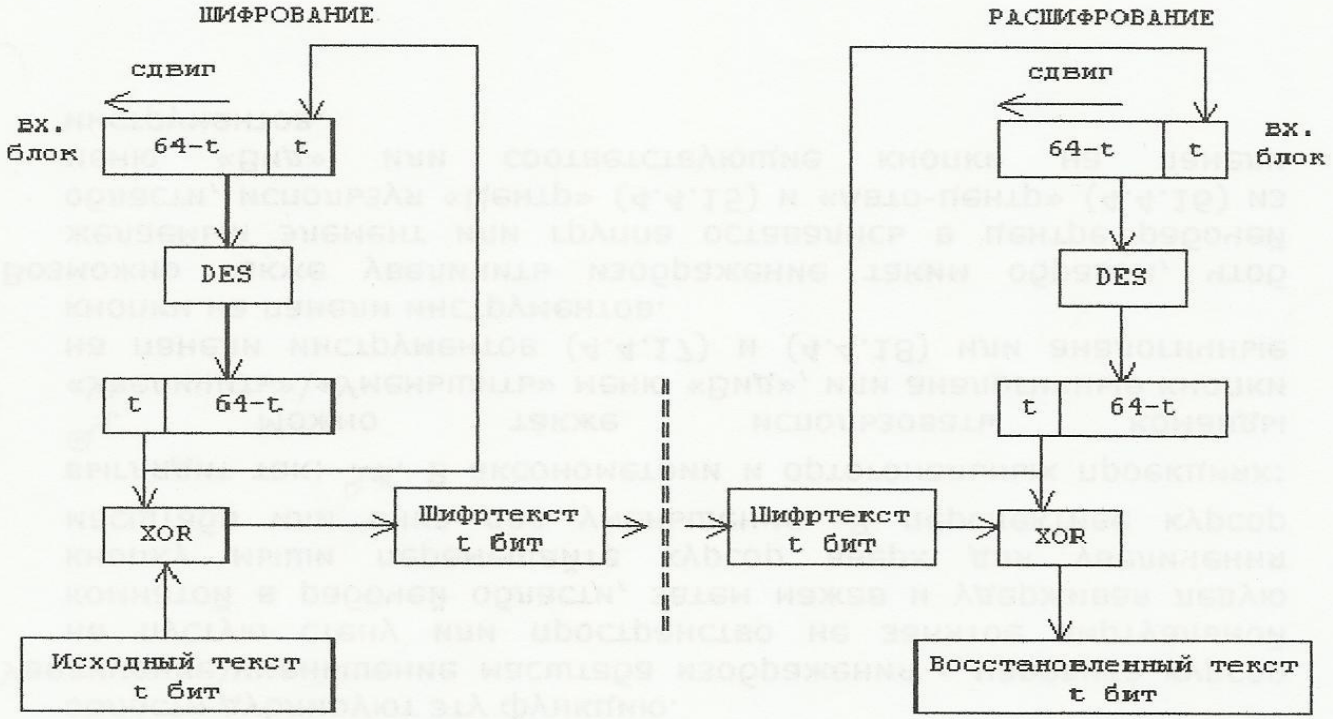


Рис.8. Блок-схема алгоритма DES в режиме OFB

Каждому из рассмотренных режимов свойственны свои достоинства и недостатки, что обусловливает области их применения.

Режим ***ECB*** хорошо подходит для шифрования ключей. Режимы CBC и CFB пригодны для аутентификации данных. Режим CFB, кроме того, предназначен для шифрования отдельных символов. Режим OFB нередко используется в спутниковых системах связи.

Алгоритм шифрования данных IDEA

Алгоритм ***IDEA*** (***International Data Encryption Algorithm***) является блочным шифром. Он оперирует 64-битовыми блоками открытого текста. Несомненным достоинством алгоритма IDEA является то, что его ключ имеет длину 128 бит. Один и тот же алгоритм используется и для шифрования, и для дешифрования.

Алгоритм IDEA использует при шифровании процессы смешивания и рассеивания, которые легко реализуются аппаратными и программными средствами.

В IDEA используются следующие математические операции:

- поразрядное сложение по модулю 2 (операция "исключающее ИЛИ"); операция обозначается как (+);
- сложение беззнаковых целых по модулю 2^{16}; операция обозначается как [+];
- умножение беззнаковых целых по модулю (2^{16}+1), причем блок из 16 нулей рассматривается как 2^{16}; операция обозначается как (·).

Все операции выполняются над 16-битовыми субблоками.

Эти три операции несовместимы в том смысле, что:

- никакая пара из этих трех операций не удовлетворяет ассоциативному закону, например a[+](b(+)c)#(a[+]b)(+)c;
- никакая пара из этих трех операций не удовлетворяет дистрибутивному закону, например a[+](b(·)c)#(a[+]b)(·)(a[+]c).

Комбинирование этих трех операций обеспечивает комплексное преобразование входных данных, существенно затрудняя криптоанализ IDEA по сравнению с DES, который базируется исключительно на операции "исключающее ИЛИ".

Схема алгоритма IDEA (режим шифрования)

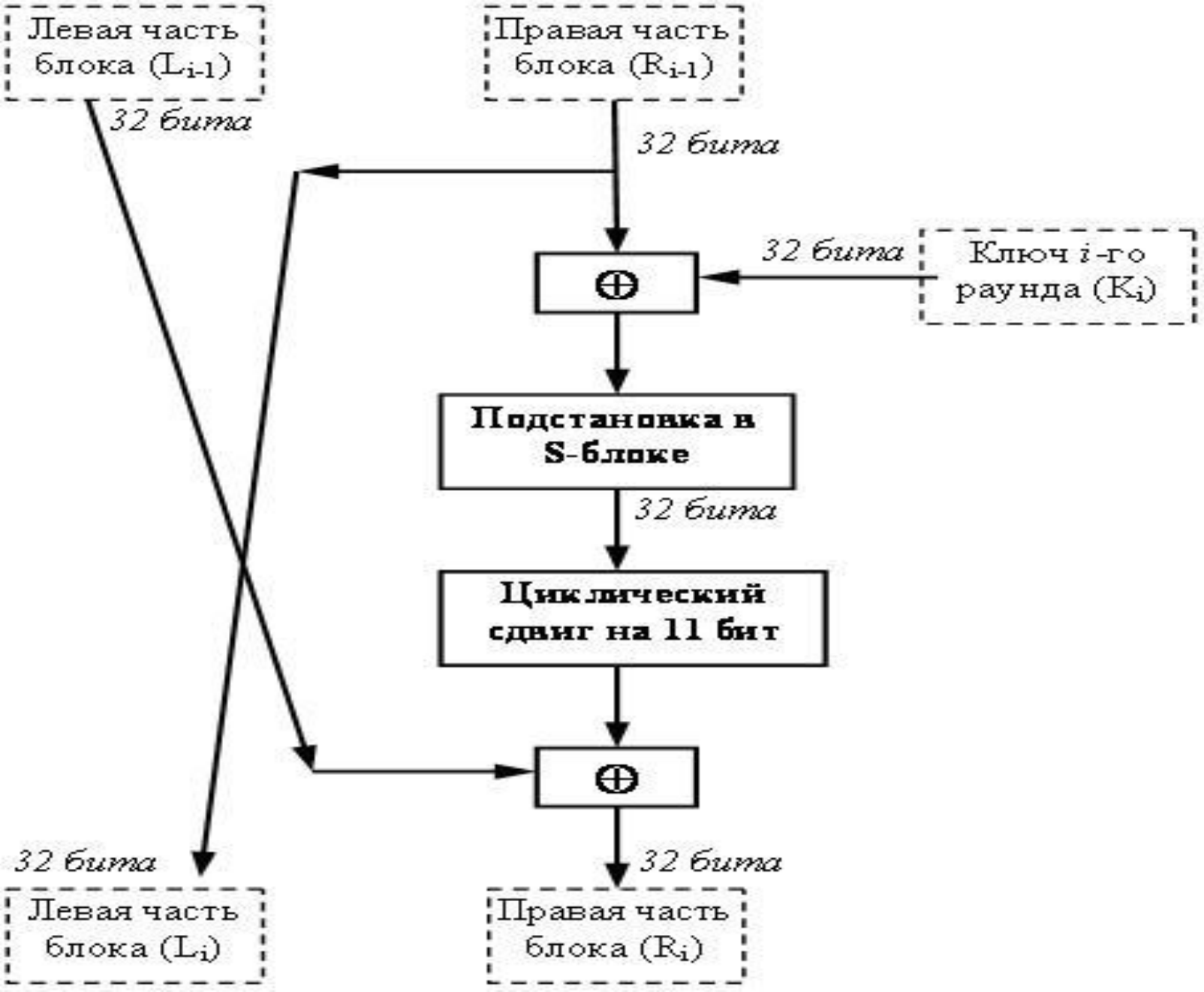
В алгоритме IDEA. 64-битовый блок данных делится на четыре 16-битовых субблока. Эти четыре субблока становятся входом в первый цикл алгоритма. Всего выполняется восемь циклов. Между циклами второй и третий субблоки меняются местами. В каждом цикле выполняется следующая последовательность операций:

1. (·) - умножение субблока X_1 и первого подключа.
2. [+] - сложение субблока X_2 и второго подключа.
3. [+] - сложение субблока X_3 и третьего подключа.
4. (·) - умножение субблока X_4 и четвертого подключа.
5. (+) - сложение результатов шагов 1 и 3.
6. (+) - сложение результатов шагов 2 и 4.
7. (·) - умножение результата шага 5 и пятого подключа.
8. [+] - сложение результатов шагов 6 и 7.
9. (·) - умножение результата шага 8 и шестого подключа.
10. [+] - сложение результатов шагов 7 и 9.
11. (+) - сложение результатов шагов 1 и 9.
12. (+) - сложение результатов шагов 3 и 9.
13. (+) - сложение результатов шагов 2 и 10.
14. (+) - сложение результатов шагов 4 и 10.

Подключи шифрования и дешифрования алгоритма IDEA

Цикл	Подключи шифрования	Подключи дешифрования
1	$Z_1^{(1)}$ $Z_2^{(1)}$ $Z_3^{(1)}$ $Z_4^{(1)}$ $Z_5^{(1)}$ $Z_6^{(1)}$	$Z_1^{(9)-1}$ $-Z_2^{(9)}$ $-Z_3^{(9)}$ $Z_4^{(9)-1}$ $Z_5^{(8)}$ $Z_6^{(8)}$
2	$Z_1^{(2)}$ $Z_2^{(2)}$ $Z_3^{(2)}$ $Z_4^{(2)}$ $Z_5^{(2)}$ $Z_6^{(2)}$	$Z_1^{(8)-1}$ $-Z_3^{(8)}$ $-Z_2^{(8)}$ $Z_4^{(8)-1}$ $Z_5^{(7)}$ $Z_6^{(7)}$
3	$Z_1^{(3)}$ $Z_2^{(3)}$ $Z_3^{(3)}$ $Z_4^{(3)}$ $Z_5^{(3)}$ $Z_6^{(3)}$	$Z_1^{(7)-1}$ $-Z_2^{(7)}$ $-Z_3^{(7)}$ $Z_4^{(7)-1}$ $Z_5^{(6)}$ $Z_6^{(6)}$
4	$Z_1^{(4)}$ $Z_2^{(4)}$ $Z_3^{(4)}$ $Z_4^{(4)}$ $Z_5^{(4)}$ $Z_6^{(4)}$	$Z_1^{(6)-1}$ $-Z_3^{(6)}$ $-Z_2^{(6)}$ $Z_4^{(6)-1}$ $Z_5^{(5)}$ $Z_6^{(5)}$
5	$Z_1^{(5)}$ $Z_2^{(5)}$ $Z_3^{(5)}$ $Z_4^{(5)}$ $Z_5^{(5)}$ $Z_6^{(5)}$	$Z_1^{(5)-1}$ $-Z_2^{(5)}$ $-Z_3^{(5)}$ $Z_4^{(5)-1}$ $Z_5^{(4)}$ $Z_6^{(4)}$
6	$Z_1^{(6)}$ $Z_2^{(6)}$ $Z_3^{(6)}$ $Z_4^{(6)}$ $Z_5^{(6)}$ $Z_6^{(6)}$	$Z_1^{(4)-1}$ $-Z_3^{(4)}$ $-Z_2^{(4)}$ $Z_4^{(4)-1}$ $Z_5^{(3)}$ $Z_6^{(3)}$
7	$Z_1^{(7)}$ $Z_2^{(7)}$ $Z_3^{(7)}$ $Z_4^{(7)}$ $Z_5^{(7)}$ $Z_6^{(7)}$	$Z_1^{(3)-1}$ $-Z_2^{(3)}$ $-Z_3^{(3)}$ $Z_4^{(3)-1}$ $Z_5^{(2)}$ $Z_6^{(2)}$
8	$Z_1^{(8)}$ $Z_2^{(8)}$ $Z_3^{(8)}$ $Z_4^{(8)}$ $Z_5^{(8)}$ $Z_6^{(8)}$	$Z_1^{(2)-1}$ $-Z_3^{(2)}$ $-Z_2^{(2)}$ $Z_4^{(2)-1}$ $Z_5^{(1)}$ $Z_6^{(1)}$
Преобра-зование выхода	$Z_1^{(9)}$ $Z_2^{(9)}$ $Z_3^{(9)}$ $Z_4^{(9)}$	$Z_1^{(1)-1}$ $-Z_2^{(1)}$ $-Z_3^{(1)}$ $Z_4^{(1)-1}$

Структура одного раунда ГОСТ 28147-89



Последовательность использования подключей при шифровании

Раунд	1	2	3	4	5	6	7	8
Подключ	K_0	K_1	K_2	K_3	K_4	K_5	K_6	K_7

Раунд	9	10	11	12	13	14	15	16
Подключ	K_0	K_1	K_2	K_3	K_4	K_5	K_6	K_7

Раунд	17	18	19	20	21	22	23	24
Подключ	K_0	K_1	K_2	K_3	K_4	K_5	K_6	K_7

Раунд	25	26	27	28	29	30	31	32
Подключ	K_7	K_6	K_5	K_4	K_3	K_2	K_1	K_0

Последовательность использования подключей при расшифровании

Раунд	1	2	3	4	5	6	7	8
Подключ	K_7	K_6	K_5	K_4	K_3	K_2	K_1	K_0

Раунд	9	10	11	12	13	14	15	16
Подключ	K_7	K_6	K_5	K_4	K_3	K_2	K_1	K_0

Раунд	17	18	19	20	21	22	23	24
Подключ	K_7	K_6	K_5	K_4	K_3	K_2	K_1	K_0

Раунд	25	26	27	28	29	30	31	32
Подключ	K_7	K_6	K_5	K_4	K_3	K_2	K_1	K_0