ФЕДЕРАЛЬНОЕ АГЕНТСТВО

ПО ТЕХНИЧЕСКОМУ РЕГУЛИРОВАНИЮ И МЕТРОЛОГИИ

НАЦИОНАЛЬНЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

ГОСТ Р 34.12— 2015

Информационная технология

КРИПТОГРАФИЧЕСКАЯ ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ

Блочные шифры

Издание официальное

Москва
Стандартинформ
2018

gost.e-ecolog.ru

Предисловие

1 РАЗРАБОТАН Центром защиты информации и специальной связи ФСБ России с участием Открытого акционерного общества «Информационные технологии и коммуникационные системы» (ОАО «ИнфоТеКС»)

2 ВНЕСЕН Техническим комитетом по стандартизации ТК 26 «Криптографическая защита информации»

3 УТВЕРЖДЕН И ВВЕДЕН В ДЕЙСТВИЕ Приказом Федерального агентства по техническому регулированию и метрологии от 19 июня 2015 г. № 749-ст

4 ВВЕДЕН ВПЕРВЫЕ

5 ПЕРЕИЗДАНИЕ. Октябрь 2018 г.

*Правила применения настоящего стандарта установлены в статье 26 Федерального закона от 29 июня 2015 г. № 162-ФЗ «О стандартизации в Российской Федерации». Информация об изменениях к настоящему стандарту публикуется в ежегодном (по состоянию на 1 января текущего года) информационном указателе «Национальные стандарты», а официальный текст изменений и поправок — в ежемесячном информационном указателе «Национальные стандарты». В случае пересмотра (замены) или отмены настоящего стандарта соответствующее уведомление будет опубликовано в ближайшем выпуске информационного указателя «Национальные стандарты». Соответствующая информация, уведомление и тексты размещаются также в информационной системе общего пользования — на официальном сайте Федерального агентства по техническому регулированию и метрологии в сети Интернет (*gost.e-ecolog.ru

© Стандартинформ, оформление, 2018

Настоящий стандарт не может быть полностью или частично воспроизведен, тиражирован и распространен в качестве официального издания без разрешения Федерального агентства по техническому регулированию и метрологии

Введение

Настоящий стандарт содержит описание алгоритмов блочного шифрования, которые применяются в криптографических методах защиты информации.

Необходимость разработки стандарта вызвана потребностью в создании блочных шифров с различными длинами блока, соответствующих современным требованиям к криптографической стойкости и эксплуатационным качествам.

Настоящий стандарт терминологически и концептуально увязан с международными стандартами ИСО/МЭК 10116 [1] и серии ИСО/МЭК 18033 [2], [3].

Примечание — Основная часть стандарта дополнена приложением А.

НАЦИОНАЛЬНЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

Информационная технология

КРИПТОГРАФИЧЕСКАЯ ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ

Блочные шифры

Information technology. Cryptographic data security.
Block ciphers

Дата введения — 2016—01—01

1 Область применения

Настоящий стандарт определяет алгоритмы базовых блочных шифров, которые применяются в криптографических методах обработки и защиты информации, в том числе для обеспечения конфиденциальности, аутентичности и целостности информации при ее передаче, обработке и хранении в автоматизированных системах.

Определенные в настоящем стандарте алгоритмы криптографического преобразования предназначены для аппаратной или программной реализации, удовлетворяют современным криптографическим требованиям и по своим возможностям не накладывают ограничений на степень секретности защищаемой информации.

Стандарт рекомендуется использовать при создании, эксплуатации и модернизации систем обработки информации различного назначения.

2 Термины, определения и обозначения

2.1 Термины и определения

В настоящем стандарте применены следующие термины с соответствующими определениями.

2.1.1

алгоритм зашифрования (encryption algorithm): Алгоритм, реализующий зашифрование, т.е. преобразующий открытый текст в шифртекст.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.19]

2.1.2

алгоритм расшифрования (decryption algorithm): Алгоритм, реализующий расшифрование, т.е. преобразующий шифртекст в открытый текст.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.14]

2.1.3

базовый блочный шифр (basic block cipher): Блочный шифр, реализующий при каждом фиксированном значении ключа одно обратимое отображение множества блоков открытого текста фиксированной длины в блоки шифртекста такой же длины.

2.1.4

блок (block): Строка бит определенной длины.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.6]

Издание официальное

2.1.5

блочный шифр (block cipher): Шифр из класса симметричных криптографических методов, в котором алгоритм зашифрования применяется к блокам открытого текста для получения блоков шифртекста.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.7]

Примечание — В настоящем стандарте установлено, что термины «блочный шифр» и «алгоритм блочного шифрования» являются синонимами.

2.1.6

зашифрование (encryption): Обратимое преобразование данных с помощью шифра, которое формирует шифртекст из открытого текста.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.18]

2.1.7

итерационный ключ (round key): Последовательность символов, вычисляемая в процессе развертывания ключа шифра и определяющая преобразование на одной итерации блочного шифра.

2.1.8

ключ (key): Изменяемый параметр в виде последовательности символов, определяющий криптографическое преобразование.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.21]

Примечание — В настоящем стандарте рассматриваются ключи только в виде последовательности двоичных символов (битов).

2.1.9

открытый текст (plaintext): Незашифрованная информация.

[ИСО/МЭК 10116, статья 3.11]

2.1.10

развертывание ключа (key schedule): Вычисление итерационных ключей из ключа шифра.

2.1.11

расшифрование (decryption): Операция, обратная к зашифрованию.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.13]

Примечание — В настоящем стандарте в целях сохранения терминологической преемственности по отношению к опубликованным научно-техническим изданиям применяется термин «шифрование», объединяющий операции, определенные терминами «зашифрование» и «расшифрование». Конкретное значение термина «шифрование» определяется в зависимости от контекста упоминания.

2.1.12

симметричный криптографический метод (symmetric cryptographic technique): Криптографический метод, использующий один и тот же ключ для преобразования, осуществляемого отправителем, и преобразования, осуществляемого получателем.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.32]

2.1.13

шифр (cipher): Криптографический метод, используемый для обеспечения конфиденциальности данных, включающий алгоритм зашифрования и алгоритм расшифрования.

[ИСО/МЭК 18033-1, статья 2.20]

2.1.14

шифртекст (ciphertext): Данные, полученные в результате зашифрования открытого текста с целью скрытия его содержания.

[ИСО/МЭК 10116, статья 3.3]

2.2 Обозначения

В настоящем стандарте использованы следующие обозначения:

V^* — множество всех двоичных строк конечной длины, включая пустую строку;

V_s	—	множество всех двоичных строк длины s, где s — целое неотрицательное число; нумерация подстрок и компонент строки осуществляется справа налево начиная с нуля;
$U \times W$	—	прямое (декартово) произведение множества U и множества W;
$\|A\|$	—	число компонент (длина) строки $A \in V^*$ (если A — пустая строка, то $\|A\| = 0$);
A||B	—	конкатенация строк $A, B \in V^*$, т.е. строка из $V_{\|A\|+\|B\|}$, в которой подстрока с большими номерами компонент из $V_{\|A\|}$ совпадает со строкой A, а подстрока с меньшими номерами компонент из $V_{\|B\|}$ совпадает со строкой B;
$A \lll_{11}$	—	циклический сдвиг строки $A \in V_{32}$ на 11 компонент в сторону компонент, имеющих большие номера;
$\oplus$	—	операция покомпонентного сложения по модулю 2 двух двоичных строк одинаковой длины;
$\mathbb{Z}_{2^s}$	—	кольцо вычетов по модулю 2^s;
$\boxplus$	—	операция сложения в кольце $\mathbb{Z}_{2^{32}}$;
$\mathbb{F}$	—	конечное поле $GF(2)[x]/p(x)$, где $p(x) = x^8 + x^7 + x^6 + x + 1 \in GF(2)[x]$; элементы поля $\mathbb{F}$ представляются целыми числами, причем элементу $z_0 + z_1 \cdot \theta + ... + z_7 \cdot \theta^7 \in \mathbb{F}$ соответствует число $z_0 + 2 \cdot z_1 + ... + 2^7 \cdot z_7$, где $z_i \in \{0, 1\}$, $i = 0, 1, ..., 7$, и θ обозначает класс вычетов по модулю $p(x)$, содержащий x;
$\mathrm{Vec}_s: \mathbb{Z}_{2^s} \to V_s$	—	биективное отображение, сопоставляющее элементу кольца $\mathbb{Z}_{2^s}$ его двоичное представление, т.е. для любого элемента $z \in \mathbb{Z}_{2^s}$, представленного в виде $z = z_0 + 2 \cdot z_1 + ... + 2^{s-1} \cdot z_{s-1}$, где $z_i \in \{0, 1\}$, $i = 0, 1, ..., s-1$, , выполнено равенство $\mathrm{Vec}_s(z) = z_{s-1} \|...\|z_1\|z_0$;
$\mathrm{Int}_s: V_s \to \mathbb{Z}_{2^s}$	—	отображение, обратное к отображению Vec_s, т.е. $\mathrm{Int}_s = \mathrm{Vec}_s^{-1}$;
$\Delta: V_8 \to \mathbb{F}$	—	биективное отображение, сопоставляющее двоичной строке из V_8 элемент поля $\mathbb{F}$ следующим образом: строке $z_7\|\|...\|\|z_1\|\|z_0$, $z_i \in \{0, 1\}$, $i = 0, 1, ..., 7$, соответствует элемент $z_0 + z_1 \cdot \theta + ... + z_7 \cdot \theta^7 \in \mathbb{F}$;
$\nabla: \mathbb{F} \to V_8$	—	отображение, обратное к отображению Δ, т.е. $\nabla = \Delta^{-1}$;
$\Phi\Psi$	—	композиция отображений, при которой отображение Ψ действует первым;
Φ^s	—	композиция отображений Φ^{s-1} и Φ, причем $\Phi^1 = \Phi$.

3 Общие положения

В настоящем стандарте приведено описание двух базовых блочных шифров с длинами блоков $n = 128$ бит и $n = 64$ бит и длинами ключей $k = 256$ бит.

Примечания

1 На описанный в настоящем стандарте шифр с длиной блока $n = 128$ бит можно ссылаться как на блочный шифр «Кузнечик» («Kuznyechik»).

2 На описанный в настоящем стандарте шифр с длиной блока $n = 64$ бит можно ссылаться как на блочный шифр «Магма» («Magma»).

4 Алгоритм блочного шифрования с длиной блока $n = 128$ бит

4.1 Значения параметров

4.1.1 Нелинейное биективное преобразование

В качестве нелинейного биективного преобразования выступает подстановка $\pi = \mathrm{Vec}_8 \pi' \mathrm{Int}_8: V_8 \to V_8$, где $\pi': \mathbb{Z}_{2^8} \to \mathbb{Z}_{2^8}$. Значения подстановки π' записаны ниже в виде массива $\pi' = (\pi'(0), \pi'(1), ..., \pi'(255))$:

$\pi' = (252, 238, 221, 17, 207, 110, 49, 22, 251, 196, 250, 218, 35, 197, 4, 77, 233, 119, 240, 219, 147, 46, 153, 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).

4.1.2 Линейное преобразование

Линейное преобразование задается отображением $\ell: V_8^{16} \to V_8$, которое определяется следующим образом:

$$\ell(a_{15}, \ldots, a_0) = \nabla(148 \cdot \Delta(a_{15}) + 32 \cdot \Delta(a_{14}) + 133 \cdot \Delta(a_{13}) + 16 \cdot \Delta(a_{12}) + 194 \cdot \Delta(a_{11}) + 192 \cdot \Delta(a_{10}) + 1 \cdot \Delta(a_9) + 251 \cdot \Delta(a_8) + 1 \cdot \Delta(a_7) + 192 \cdot \Delta(a_6) + 194 \cdot \Delta(a_5) + 16 \cdot \Delta(a_4) + 133 \cdot \Delta(a_3) + 32 \cdot \Delta(a_2) + 148 \cdot \Delta(a_1) + 1 \cdot \Delta(a_0)) \quad (1)$$

для любых $a_i \in V_8$, $i = 0, 1, \ldots, 15$, где операции сложения и умножения осуществляются в поле $\mathbb{F}$, а константы являются элементами поля в указанном ранее смысле.

4.2 Преобразования

При реализации алгоритмов зашифрования и расшифрования используются следующие преобразования:

$X[k]: V_{128} \to V_{128}$ — $X[k](a) = k \oplus a$, где $k, a \in V_{128}$; (2)

$S: V_{128} \to V_{128}$ — $S(a) = S(a_{15} \| \ldots \| a_0) = \pi(a_{15}) \| \ldots \| \pi(a_0)$, где $a = a_{15} \| \ldots \| a_0 \in V_{128}$, $a_i \in V_8$, $i = 0, 1, \ldots, 15$; (3)

$S^{-1}: V_{128} \to V_{128}$ — преобразование, обратное к преобразованию S, которое может быть вычислено, например, следующим образом: $S^{-1}(a) = S^{-1}(a_{15} \| \ldots \| a_0) = \pi^{-1}(a_{15}) \| \ldots \| \pi^{-1}(a_0)$, где $a = a_{15} \| \ldots \| a_0 \in V_{128}$, $a_i \in V_8$, $i = 0, 1, \ldots, 15$; π^{-1} — подстановка, обратная к подстановке π; (4)

$R: V_{128} \to V_{128}$ — $R(a) = R(a_{15} \| \ldots \| a_0) = \ell(a_{15}, \ldots, a_0) \| a_{15} \| \ldots \| a_1$, где $a = a_{15} \| \ldots \| a_0 \in V_{128}$, $a_i \in V_8$, $i = 0, 1, \ldots, 15$; (5)

$L: V_{128} \to V_{128}$ — $L(a) = R^{16}(a)$, где $a \in V_{128}$; (6)

$R^{-1}: V_{128} \to V_{128}$ — преобразование, обратное к преобразованию R, которое может быть вычислено, например, следующим образом: $R^{-1}(a) = R^{-1}(a_{15} \| \ldots \| a_0) = a_{14} \| a_{13} \| \ldots \| a_0 \| \ell(a_{14}, a_{13}, \ldots, a_0, a_{15})$, где $a = a_{15} \| \ldots \| a_0 \in V_{128}$, $a_i \in V_8$, $i = 0, 1, \ldots, 15$; (7)

$L^{-1}: V_{128} \to V_{128}$ — $L^{-1}(a) = (R^{-1})^{16}(a)$, где $a \in V_{128}$; (8)

$F[k]: V_{128} \times V_{128} \to V_{128} \times V_{128}$ — $F[k](a_1, a_0) = (LSX[k]((a_1) \oplus a_0, a_1)$, где $k, a_0, a_1 \in V_{128}$. (9)

4.3 Алгоритм развертывания ключа

Алгоритм развертывания ключа использует итерационные константы $C_i \in V_{128}$, $i = 1, 2, \ldots, 32$, которые определены следующим образом:

$$C_i = L(\mathrm{Vec}_{128}(i)), \quad i = 1, 2, \ldots, 32. \quad (10)$$

Итерационные ключи $K_i \in V_{128}$, $i = 1, 2, \ldots, 10$ вырабатываются на основе ключа $K = k_{255} \| \ldots \| k_0 \in V_{256}$, $k_i \in V_1$, $i = 0, 1, \ldots, 255$ и определяются равенствами:

$$K_1 = k_{255} \| \ldots \| k_{128};$$

$$K_2 = k_{127} \| \ldots \| k_0; \tag{11}$$

$$(K_{2i+1}, K_{2i+2}) = F[C_{8(i-1)+8}] \ldots F[C_{8(i-1)+1}](K_{2i-1}, K_{2i}),\ i = 1, 2, 3, 4.$$

4.4 Базовый алгоритм шифрования

4.4.1 Алгоритм зашифрования

Алгоритм зашифрования в зависимости от значений итерационных ключей $K_i \in V_{128}$, $i = 1, 2, \ldots, 10$ реализует подстановку $E_{K_1, \ldots, K_{10}}$, заданную на множестве V_{128} в соответствии с равенством

$$E_{K_1, \ldots, K_{10}}(a) = X[K_{10}]LSX[K_9] \ldots LSX[K_2][K_1](a), \tag{12}$$

где $a \in V_{128}$.

4.4.2 Алгоритм расшифрования

Алгоритм расшифрования в зависимости от значений итерационных ключей $K_i \in V_{128}$, $i = 1, 2, \ldots, 10$ реализует подстановку $D_{K_1, \ldots, K_{10}}$, заданную на множестве V_{128} в соответствии с равенством

$$D_{K_1, \ldots, K_{10}}(a) = X[K_1]S^{-1}L^{-1}X[K_2] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_9]S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](a), \tag{13}$$

где $a \in V_{128}$.

5 Алгоритм блочного шифрования с длиной блока $n = 64$ бит

5.1 Значения параметров

5.1.1 Нелинейное биективное преобразование

В качестве нелинейного биективного преобразования выступают подстановки $\pi_i = \mathrm{Vec}_4 \pi_i' \mathrm{Int}_4: V_4 \to V_4$, где $\pi_i': \mathbb{Z}_{2^4} \to \mathbb{Z}_{2^4}$, $i = 0, 1, \ldots, 7$. Значения подстановок π_i' записаны ниже в виде массивов $\pi_i' = (\pi_i'(0), \pi_i'(1), \ldots, \pi_i'(15))$, $i = 0,1, \ldots ,7$:

$\pi' = (12, 4, 6, 2, 10, 5, 11, 9, 14, 8, 13, 7, 0, 3, 15, 1)$;
$\pi_1' = (6, 8, 2, 3, 9, 10, 5, 12, 1, 14, 4, 7, 11, 13, 0, 15)$;
$\pi_2' = (11, 3, 5, 8, 2, 15, 10, 13, 14, 1, 7, 4, 12, 9, 6, 0)$;
$\pi_3' = (12, 8, 2, 1, 13, 4, 15, 6, 7, 0, 10, 5, 3, 14, 9, 11)$;
$\pi_4' = (7, 15, 5, 10, 8, 1, 6, 13, 0, 9, 3, 14, 11, 4, 2, 12)$;
$\pi_5' = (5, 13, 15, 6, 9, 2, 12, 10, 11, 7, 8, 1, 4, 3, 14, 0)$;
$\pi_6' = (8, 14, 2, 5, 6, 9, 1, 12, 15, 4, 11, 0, 13, 10, 3, 7)$;
$\pi_7' = (1, 7, 14, 13, 0, 5, 8, 3, 4, 15, 10, 6, 9, 12, 11, 2)$.

5.2 Преобразования

При реализации алгоритмов зашифрования и расшифрования используются следующие преобразования:

$t: V_{32} \to V_{32}$

$$t(a) = t(a_7 \| \ldots \| a_0) = \pi_7(a_7) \| \ldots \| \pi_0(a_0), \quad \text{где } a = a_7 \| \ldots \| a_0 \in V_{32},\ a_i \in V_4,\ i = 0,1, \ldots ,7; \tag{14}$$

$g[k]: V_{32} \to V_{32}$

$$g[k](a) = (t(\mathrm{Vec}_{32}(\mathrm{Int}_{32}(a) \boxplus \mathrm{Int}_{32}(k)))) \lll_{11}, \quad \text{где } k, a \in V_{32}; \tag{15}$$

$G[k]: V_{32} \times V_{32} \to V_{32} \times V_{32}$

$$G[k](a_1, a_0) = (a_0, g[k](a_0) \oplus a_1), \quad \text{где } k, a_0, a_1, \in V_{32}; \tag{16}$$

$G^*[k]: V_{32} \times V_{32} \to V_{64}$

$$G^*[k](a_1, a_0) = (g[k](a_0) \oplus a_1) \| a_0, \quad \text{где } k, a_0, a_1 \in V_{32}. \tag{17}$$

5.3 Алгоритм развертывания ключа

Итерационные ключи $K_i \in V_{32}$, $i = 1, 2, \ldots, 32$ вырабатываются на основе ключа $K = k_{255} \| \ldots \| k_0 \in V_{256}$, $k_i \in V_1$, $i = 0, 1, \ldots, 255$ и определяются равенствами:

$$K_1 = k_{255} \| \ldots \| k_{224};$$
$$K_2 = k_{223} \| \ldots \| k_{192};$$

$$
\begin{aligned}
&K_3 = k_{191} \| \ldots \| k_{160};\\
&K_4 = k_{159} \| \ldots \| k_{128};\\
&K_5 = k_{127} \| \ldots \| k_{96};\\
&K_6 = k_{95} \| \ldots \| k_{64};\\
&K_7 = k_{63} \| \ldots \| k_{32};\\
&K_8 = k_{31} \| \ldots \| k_0;\\
&K_{i+8} = K_i,\ i = 1, 2, \ldots, 8;\\
&K_{i+16} = K_i,\ i = 1, 2, \ldots, 8;\\
&K_{i+24} = K_{9-i},\ i = 1, 2, \ldots, 8.
\end{aligned}
\qquad (18)
$$

5.4 Базовый алгоритм шифрования

5.4.1 Алгоритм зашифрования

Алгоритм зашифрования в зависимости от значений итерационных ключей $K_i \in V_{32}$, $i = 1, 2, \ldots, 32$ реализует подстановку $E_{K_1, \ldots, K_{32}}$, заданную на множестве V_{64} в соответствии с равенством

$$E_{K_1, \ldots, K_{32}}(a) = G^*[K_{32}]G[K_{31}] \ldots G[K_2]G[K_1](a_1, a_0), \qquad (19)$$

где $a = a_1 \| a_0 \in V_{64}$, $a_0, a_1 \in V_{32}$.

5.4.2 Алгоритм расшифрования

Алгоритм расшифрования в зависимости от значений итерационных ключей $K_i \in V_{32}$, $i = 1, 2, \ldots, 32$ реализует подстановку $D_{K_1, \ldots, K_{32}}$, заданную на множестве V_{64} в соответствии с равенством

$$D_{K_1, \ldots, K_{32}}(a) = G^*[K_1]G[K_2] \ldots G[K_{31}]G[K_{32}](a_1, a_0), \qquad (20)$$

где $a = a_1 \| a_0 \in V_{64}$, $a_0, a_1 \in V_{32}$.

Приложение А
(справочное)

Контрольные примеры

Данное приложение носит справочный характер и не является частью настоящего стандарта.

В данном приложении двоичные строки из V^*, длина которых кратна 4, записываются в шестнадцатеричном виде, а символ конкатенации ("||") опускается. То есть строка $a \in V_{4r}$ будет представлена в виде

$$a_{r-1}a_{r-2} \dots a_0,$$

где $a_i \in \{0, 1, \dots, 9, a, b, c, d, e, f\}$, $i = 0, 1, \dots, r-1$. Соответствие между двоичными строками длины 4 и шестнадцатеричными строками длины 1 задается естественным образом (таблица А.1). Преобразование, ставящее в соответствие двоичной строке длины $4r$ шестнадцатеричную строку длины r, и соответствующее обратное преобразование для простоты записи опускаются.

Таблица А.1 — Соответствие между двоичными и шестнадцатеричными строками

0000	0
0001	1
0010	2
0011	3
0100	4
0101	5
0110	6
0111	7
1000	8
1001	9
1010	a
1011	b
1100	c
1101	d
1110	e
1111	f

А.1 Алгоритм блочного шифрования с длиной блока $n = 128$ бит

А.1.1 Преобразование S

S(ffeeddccbbaa99881122334455667700) = b66cd8887d38e8d77765aeea0c9a7efc,
S(b66cd8887d38e8d77765aeea0c9a7efc) = 559d8dd7bd06cbfe7e7b262523280d39,
S(559d8dd7bd06cbfe7e7b262523280d39) = 0c3322fed531e4630d80ef5c5a81c50b,
S(0c3322fed531e4630d80ef5c5a81c50b) = 23ae65633f842d29c5df529c13f5acda.

А.1.2 Преобразование R

R(00000000000000000000000000000100) = 94000000000000000000000000000001,
R(94000000000000000000000000000001) = a5940000000000000000000000000000,
R(59400000000000000000000000000000) = 64594000000000000000000000000000,
R(64a59400000000000000000000000000) = 0d64a594000000000000000000000000.

А.1.3 Преобразование L

L(64a59400000000000000000000000000) = d456584dd0e3e84cc3166e4b7fa2890d,
L(d456584dd0e3e84cc3166e4b7fa2890d) = 79d26221b87b584cd42fbc4ffea5de9a,
L(79d26221b87b584cd42fbc4ffea5de9a) = 0e93691a0cfc60408b7b68f66b513c13,
L(0e93691a0cfc60408b7b68f66b513c13) = e6a8094fee0aa204fd97bcb0b44b8580.

А.1.4 Алгоритм развертывания ключа

В настоящем контрольном примере ключ имеет значение:
K = 8899aabbccddeeff0011223344556677fedcba98765432100123456789abcdef.
K_1 = 8899aabbccddeeff0011223344556677,
K_2 = fedcba98765432100123456789abcdef.

C_1 = 6ea276726c487ab85d27bd10dd849401,
$X[C_1](K_1)$ = e63bdcc9a09594475d369f2399d1f276,
$SX[C_1](K_1)$ = 0998ca37a7947aabb78f4a5ae81b748a,
$LSX[C_1](K_1)$ = 3d0940999db75d6a9257071d5e6144a6,
$F[C_1](K_1, K_2)$ = (c3d5fa01ebe36f7a9374427ad7ca8949, 8899aabbccddeeff0011223344556677).

C_2 = dc87ece4d890f4b3ba4eb92079cbeb02,
$F[C_2]F[C_1](K_1, K_2)$ = (37777748e56453377d5e262d90903f87, c3d5fa01ebe36f7a9374427ad7ca8949).

C_3 = b2259a96b4d88e0be7690430a44f7f03,
$F[C_3] ... F[C_1](K_1, K_2)$ = (f9eae5f29b2815e31f11ac5d9c29fb01, 37777748e56453377d5e262d90903f87).

C_4 = 7bcd1b0b73e32ba5b79cb140f2551504,
$F[C_4] ... F[C_1](K_1, K_2)$ = (e980089683d00d4be37dd3434699b98f, f9eae5f29b2815e31f11ac5d9c29fb01).

C_5 = 156f6d791fab511deabb0c502fd18105,
$F[C_5] ... F[C_1](K_1, K_2)$ = (b7bd70acea4460714f4ebe13835cf004, e980089683d00d4be37dd3434699b98f).

C_6 = a74af7efab73df160dd208608b9efe06,
$F[C_6] ... F[C_1](K_1, K_2)$ = (1a46ea1cf6ccd236467287df93fdf974, b7bd70acea4460714f4ebe13835cf004).

C_7 = c9e8819dc73ba5ae50f5b570561a6a07,
$F[C_7] ... F[C_1](K_1, K_2)$ = (3d4553d8e9cfec6815ebadc40a9ffd04, 1a46ea1cf6ccd236467287df93fdf974).

C_8 = f6593616e6055689adfba18027aa2a08,
$(K_3, K_4) = F[C_8] ... F[C_1](K_1, K_2)$ = (db31485315694343228d6aef8cc78c44, 3d4553d8e9cfec6815ebadc40a9ffd04).

Итерационные ключи K_i, i = 1, 2, ..., 10 принимают следующие значения:
K_1 = 8899aabbccddeeff0011223344556677,
K_2 = fedcba98765432100123456789abcdef,
K_3 = db31485315694343228d6aef8cc78c44,
K_4 = 3d4553d8e9cfec6815ebadc40a9ffd04,
K_5 = 57646468c44a5e28d3e59246f429f1ac,
K_6 = bd079435165c6432b532e82834da581b,
K_7 = 51e640757e8745de705727265a0098b1,
K_8 = 5a7925017b9fdd3ed72a91a22286f984,
K_9 = bb44e25378c73123a5f32f73cdb6e517,
K_{10} = 72e9dd7416bcf45b755dbaa88e4a4043.

А.1.5 Алгоритм зашифрования

В настоящем контрольном примере зашифрование производится при значениях итерационных ключей из А.1.4. Пусть открытый текст, подлежащий зашифрованию, равен

$$a = 1122334455667700ffeeddccbbaa9988,$$

тогда
$X[K_1](a)$ = 99bb99ff99bb99ffffffffffffffff,
$SX[K_1](a)$ = e87de8b6e87de8b6b6b6b6b6b6b6b6b6,
$LSX[K_1](a)$ = e297b686e355b0a1cf4a2f9249140830,
$LSX[K_2]LSX[K_1](a)$ = 285e497a0862d596b36f4258a1c69072,
$LSX[K_3] ... LSX[K_1](a)$ = 0187a3a429b567841ad50d29207cc34e,
$LSX[K_4] ... LSX[K_1](a)$ = ec9bdba057d4f4d77c5d70619dcad206,
$LSX[K_5] ... LSX[K_1](a)$ = 1357fd11de9257290c2a1473eb6bcde1,
$LSX[K_6] ... LSX[K_1](a)$ = 28ae31e7d4c2354261027ef0b32897df,
$LSX[K_7] ... LSX[K_1](a)$ = 07e223d56002c013d3f5e6f714b86d2d,
$LSX[K_8] ... LSX[K_1](a)$ = cd8ef6cd97e0e092a8e4cca61b38bf65,
$LSX[K_9] ... LSX[K_1](a)$ = 0d8e40e4a800d06b2f1b37ea379ead8e.
Результатом зашифрования является шифртекст

$$b = X[K_{10}]LSX[K_9] ... LSX[K_1](a) = 7f679d90bebc24305a468d42b9d4edcd.$$

А.1.6 Алгоритм расшифрования

В настоящем контрольном примере расшифрование производится при значениях итерационных ключей из А.1.4. Пусть шифртекст, подлежащий расшифрованию, равен шифртексту, полученному в предыдущем пункте:

$$b = 7f679d90bebc24305a468d42b9d4edcd,$$

тогда
$X[K_{10}](b)$ = 0d8e40e4a800d06b2f1b37ea379ead8e,

$L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 8a6b930a52211b45c5baa43ff8b91319,
$S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 76ca149eef27d1b10d17e3d5d68e5a72,
$S^{-1}L^{-1}X[K_9]S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 5d9b06d41b9d1d2d04df7755363e94a9,
$S^{-1}L^{-1}X[K_8] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 79487192aa45709c115559d6e9280f6e,
$S^{-1}L^{-1}X[K_7] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = ae506924c8ce331bb918fc5bdfb195fa,
$S^{-1}L^{-1}X[K_6] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = bbffbfc8939eaaffafb8e22769e323aa,
$S^{-1}L^{-1}X[K_5] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 3cc2f07cc07a8bec0f3ea0ed2ae33e4a,
$S^{-1}L^{-1}X[K_4] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = f36f01291d0b96d591e228b72d011c36,
$S^{-1}L^{-1}X[K_3] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 1c4b0c1e950182b1ce696af5c0bfc5df,
$S^{-1}L^{-1}X[K_2] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b)$ = 99bb99ff99bb99ffffffffffffffff.

Результатом расшифрования является открытый текст

$$a = X[K_1]S^{-1}L^{-1}X[K_2] \ldots S^{-1}L^{-1}X[K_{10}](b) = 1122334455667700ffeeddccbbaa9988.$$

А.2 Алгоритм блочного шифрования с длиной блока n = 64 бит

А.2.1 Преобразование t

t(fdb97531) = 2a196f34,
t(2a196f34) = ebd9f03a,
t(ebd9f03a) = b039bb3d,
t(b039bb3d) = 68695433.

А.2.2 Преобразование g

g[87654321](fedcba98) = fdcbc20c,
g[fdcbc20c](87654321) = 7e791a4b,
g[7e791a4b](fdcbc20c) = c76549ec,
g[c76549ec](7e791a4b) = 9791c849.

А.2.3 Алгоритм развертывания ключа

В настоящем контрольном примере ключ имеет значение:

K = ffeeddccbbaa99887766554433221100f0f1f2f3f4f5f6f7f8f9fafbfcfdfeff.

Итерационные ключи K_i, i = 1, 2, ...,32 принимают следующие значения:

K_1 = ffeeddcc,	K_9 = ffeeddcc,	K_{17} = ffeeddcc,	K_{25} = fcfdfeff,
K_2 = bbaa9988,	K_{10} = bbaa9988,	K_{18} = bbaa9988,	K_{26} = f8f9fafb,
K_3 = 77665544,	K_{11} = 77665544,	K_{19} = 77665544,	K_{27} = f4f5f6f7,
K_4 = 33221100,	K_{12} = 33221100,	K_{20} = 33221100,	K_{28} = f0f1f2f3,
K_5 = f0f1f2f3,	K_{13} = f0f1f2f3,	K_{21} = f0f1f2f3,	K_{29} = 33221100,
K_6 = f4f5f6f7,	K_{14} = f4f5f6f7,	K_{22} = f4f5f6f7,	K_{30} = 77665544,
K_7 = f8f9fafb,	K_{15} = f8f9fafb,	K_{23} = f8f9fafb,	K_{31} = bbaa9988,
K_8 = fcfdfeff,	K_{16} = fcfdfeff,	K_{24} = fcfdfeff,	K_{32} = ffeeddcc.

А.2.4 Алгоритм зашифрования

В настоящем контрольном примере зашифрование производится при значениях итерационных ключей из А.2.3. Пусть открытый текст, подлежащий зашифрованию, равен

a = fedcba9876543210,

тогда

(a_1, a_0) = (fedcba98, 76543210),
$G[K_1](a_1, a_0)$ = (76543210, 28da3b14),
$G[K_2]G[K_1](a_1, a_0)$ = (28da3b14, b14337a5),
$G[K_3] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (b14337a5, 633a7c68),
$G[K_4] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (633a7c68, ea89c02c),
$G[K_5] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (ea89c02c, 11fe726d),
$G[K_6] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (11fe726d, ad0310a4),
$G[K_7] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (ad0310a4, 37d97f25),
$G[K_8] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (37d97f25, 46324615),
$G[K_9] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (46324615, ce995f2a),
$G[K_{10}] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (ce995f2a, 93c1f449),
$G[K_{11}] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (93c1f449, 4811c7ad),
$G[K_{12}] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (4811c7ad, c4b3edca),
$G[K_{13}] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (c4b3edca, 44ca5ce1),
$G[K_{14}] \ldots G[K_1](a_1, a_0)$ = (44ca5ce1, fef51b68),

$G[K_{15}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (fef51b68, 2098cd86),
$G[K_{16}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (2098cd86, 4f15b0bb),
$G[K_{17}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (4f15b0bb, e32805bc),
$G[K_{18}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (e32805bc, e7116722),
$G[K_{19}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (e7116722, 89cadf21,
$G[K_{20}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (89cadf21, bac8444d),
$G[K_{21}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (bac8444d, 11263a21),
$G[K_{22}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (11263a21, 625434c3),
$G[K_{23}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (625434c3, 8025c0a5),
$G[K_{24}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (8025c0a5, b0d66514),
$G[K_{25}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (b0d66514, 47b1d5f4),
$G[K_{26}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (47b1d5f4, c78e6d50),
$G[K_{27}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (c78e6d50, 80251e99),
$G[K_{28}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (80251e99, 2b96eca6),
$G[K_{29}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (2b96eca6, 05ef4401),
$G[K_{30}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (05ef4401, 239a4577),
$G[K_{31}] \dots G[K_1](a_1, a_0)$ = (239a4577, c2d8ca3d).

Результатом зашифрования является шифртекст

$$b = G^*[K_{32}]G[K_{31}] \dots G[K_1](a_1, a_0) = 4ee901e5c2d8ca3d.$$

А.2.5 Алгоритм расшифрования

В настоящем контрольном примере расшифрование производится при значениях итерационных ключей из А.2.3. Пусть шифртекст, подлежащий расшифрованию, равен шифртексту, полученному в предыдущем пункте:

$$b = 4ee901e5c2d8ca3d,$$

тогда

(b_1, b_0) = (4ee901e5,c2d8ca3d),
$G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (c2d8ca3d, 239a4577),
$G[K_{31}]G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (239a4577, 05ef4401),
$G[K_{30}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (05ef4401, 2b96eca6),
$G[K_{29}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (2b96eca6, 80251e99),
$G[K_{28}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (80251e99, c78e6d50),
$G[K_{27}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (c78e6d50, 47b1d5f4),
$G[K_{26}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (47b1d5f4, b0d66514),
$G[K_{25}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (b0d66514, 8025c0a5),
$G[K_{24}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (8025c0a5, 625434c3),
$G[K_{23}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (625434c3, 11263a21),
$G[K_{22}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (11263a21, bac8444d),
$G[K_{21}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (bac8444d, 89cadf21),
$G[K_{20}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (89cadf21, e7116722),
$G[K_{19}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (e7116722, e32805bc),
$G[K_{18}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (e32805bc, 4f15b0bb),
$G[K_{17}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (4f15b0bb, 2098cd86),
$G[K_{16}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (2098cd86, fef51b68),
$G[K_{15}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (fef51b68, 44ca5ce1),
$G[K_{14}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (44ca5ce1, c4b3edca),
$G[K_{13}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (c4b3edca, 4811c7ad),
$G[K_{12}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (4811c7ad, 93c1f449),
$G[K_{11}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (93c1f449, ce995f2a),
$G[K_{10}] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (ce995f2a, 46324615),
$G[K_9] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (46324615, 37d97f25),
$G[K_8] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (37d97f25, ad0310a4),
$G[K_7] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (ad0310a4, 11fe726d),
$G[K_6] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (11fe726d, ea89c02c),
$G[K_5] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (ea89c02c, 633a7c68),
$G[K_4] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (633a7c68, b14337a5),
$G[K_3] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (b14337a5, 28da3b14),
$G[K_2] \dots G[K_{32}](b_1, b_0)$ = (28da3b14 ,76543210).

Результатом расшифрования является открытый текст

$$a = G^*[K_1]G[K_2] \dots G[K_{32}](b_1, b_0) = fedcba9876543210.$$

Библиография*

[1] ИСО/МЭК 10116:2006 (ISO/IEC 10116:2006) Информационные технологии. Методы обеспечения безопасности. Режимы работы для *n*-битовых блочных шифров (Information technology — Security techniques — Modes of operation for an *n*-bit block cipher)

[2] ИСО/МЭК 18033-1:2005 (ISO/IEC 18033-1:2005) Информационные технологии. Методы и средства обеспечения безопасности. Алгоритмы шифрования. Часть 1. Общие положения (Information technology — Security techniques — Encryption algorithms — Part 1: General)

[3] ИСО/МЭК 18033-3:2010 (ISO/IEC 18033-3:2010) Информационные технологии. Методы и средства обеспечения безопасности. Алгоритмы шифрования. Часть 3. Блочные шифры (Information technology — Security techniques — Encryption algorithms — Part 3: Block ciphers)

* Оригиналы международных стандартов ИСО/МЭК находятся во ФГУП «Стандартинформ» Федерального агентства по техническому регулированию и метрологии.

УДК 681.3.06:006.354 ОКС 35. 040

Ключевые слова: информационная технология, криптографическая защита информации, симметричный криптографический метод, зашифрование, расшифрование, блочный шифр, ключ

Редактор *Л.В. Лукьянова*
Технический редактор *В.Н. Прусакова*
Корректор *И.А. Королева*
Компьютерная верстка *Е.О. Асташина*

Сдано в набор 01.10.2018. Подписано в печать 22.10.2018. Формат 60×84 1/8. Гарнитура Ариал.
Усл. печ. л. 1,86. Уч.-изд. л. 1,68.
Подготовлено на основе электронной версии, предоставленной разработчиком стандарта

Создано в единичном исполнении ФГУП «СТАНДАРТИНФОРМ» для комплектования Федерального информационного фонда стандартов, 117418 Москва, Нахимовский пр-т, д. 31, к. 2.

gost.e-ecolog.ru gost.e-ecolog.ru

gost.e-ecolog.ru