

ГОСУДАРСТВЕННЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

---

ИНФОРМАЦИОННАЯ ТЕХНОЛОГИЯ

РЕЖИМЫ РАБОТЫ ДЛЯ АЛГОРИТМА  
*n*-РАЗРЯДНОГО БЛОЧНОГО ШИФРОВАНИЯ

Издание официальное



ГОССТАНДАРТ РОССИИ  
Москва

2270 =

## ПРЕДИСЛОВИЕ

**1 РАЗРАБОТАН И ВНЕСЕН** Техническим комитетом ТК 22 «Информационная технология»

**2 УТВЕРЖДЕН И ВВЕДЕН В ДЕЙСТВИЕ** Постановлением Госстандарта России от 28.12.93 № 272

Настоящий стандарт подготовлен на основе применения аутентичного текста международного стандарта ИСО/МЭК 10116—91 «Информационная технология. Режимы работы для алгоритма  $n$ -разрядного блочного шифрования»

**3 ВВЕДЕН ВПЕРВЫЕ**

© Издательство стандартов, 1994

Настоящий стандарт не может быть полностью или частично воспроизведен, тиражирован и распространен в качестве официального издания без разрешения Госстандарта России

## ГОСУДАРСТВЕННЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

## Информационная технология

РЕЖИМЫ РАБОТЫ ДЛЯ АЛГОРИТМА  $n$ -РАЗРЯДНОГО БЛОЧНОГО ШИФРОВАНИЯInformation technology Modes of operation for an  $n$ -bit block cipher algorithm

Дата введения 1994-07-01

## 1 ОБЛАСТЬ ПРИМЕНЕНИЯ

Настоящий стандарт описывает четыре режима работы для алгоритма  $n$ -разрядного блочного шифрования.

Примечание 1 — Приложение А содержит пояснения характеристик каждого режима.

Настоящий стандарт устанавливает четыре определенных режима так, что при применении алгоритма  $n$ -разрядного блочного шифрования (например, защиты передачи данных, хранения данных, подтверждения подлинности) этот стандарт представляет полезную справку, например для требований к режиму работы и значениям параметров (соответственно).

Для некоторых режимов набивка может требовать гарантий, чтобы все переменные открытого текста были необходимой длины.

Примечание 2 — Для режима работы шифрования с обратной связью — CFB (Cipher Feedback) (см. раздел 6) определяются два параметра:  $j$  и  $k$ . Для режима работы с обратной связью по выходу — OFB (Output Feedback) (см. раздел 7) задается один параметр  $j$ . При использовании одного из этих режимов работы значение(я) параметров должно быть выбрано и применено всеми сторонами при передаче сообщений.

## 2 ОПРЕДЕЛЕНИЯ

В настоящем стандарте использованы следующие определения.

2.1 Открытый текст — незашифрованная информация.

2.2 Шифротекст — зашифрованная информация.

2.3 Алгоритм  $n$ -разрядного блочного шифрования — алгоритм блочного шифрования, в котором блоки открытого текста и блоки шифротекста имеют длину  $n$  разрядов.

2.4 Связывание блоков — такое шифрование информации, при котором каждый блок шифротекста является криптографически зависимым от предшествующего блока шифротекста.

2.5 Начальное значение —  $IV$  (Initializing Value) — значение, используемое в определении начальной точки процесса шифрования.

2.6 Запускающая переменная —  $SV$  (Starting Variable) — переменная, полученная от начального значения и используемая в определении запускающей точки режимов работы.

Примечание 3 — Метод получения запускающей переменной от начального значения не определен в настоящем стандарте. Он требует описания при любом использовании режимов работы.

2.7 Криптографическая синхронизация — согласование процесса шифрования и дешифрования.

## 3 ОБОЗНАЧЕНИЯ

В настоящем стандарте функциональное отношение, определяемое алгоритмом блочного шифрования, записывается как

$$C = eK(P),$$

где  $P$  — блок открытого текста;

$C$  — блок шифротекста;

$K$  — ключ.

Выражение  $eK$  является операцией шифрования, использующей ключ  $K$ .

Соответствующая функция дешифрования записывается как

$$P = dK(C).$$

Переменная, обозначенная заглавной буквой, как например вышеуказанными буквами  $P$  и  $C$ , представляет собой одномерный массив разрядов.

Например,

$$A = (a_1, a_2, \dots, a_m) \text{ и } B = (b_1, b_2, \dots, b_m)$$

представляют собой массивы  $m$  разрядов, пронумерованных от 1 до  $m$ . Все массивы разрядов записываются с наибольшего значащего разряда в левой позиции.

Операция сложения по модулю 2, известная также как функция «исключающее ИЛИ», представляется символом  $\oplus$ . Операция, относящаяся к массивам, например к  $A$  и  $B$ , определяется как

$$A \oplus B = (a_1 \oplus b_1, a_2 \oplus b_2, \dots, a_m \oplus b_m).$$

Операция выбора совокупности  $j$  старших слева разрядов массива  $A$ , чтобы генерировать  $j$ -разрядный массив, записывается как

$$A \sim j = (a_1, a_2, \dots, a_j).$$

Эта операция определена только для  $j \leq m$ , где  $m$  — число разрядов в массиве  $A$ .

«Функция сдвига»  $S_k$  определяется следующим образом.

Для заданных  $m$ -разрядной переменной  $X$  и  $k$ -разрядной переменной  $F$ , где  $k \leq m$ , действие функции сдвига  $S_k(X|F)$  таково, что образует  $m$ -разрядную переменную

$$S_k(X|F) = (x_{k+1}, x_{k+2}, \dots, x_m, f_1, f_2, \dots, f_k) \text{ при } k < m,$$

В результате происходят сдвиг разрядов массива  $X$  влево на  $k$  позиций с отбрасыванием  $x_1, \dots, x_k$  и размещение массива  $F$  на самых правых  $k$  позициях массива  $X$ . Если  $k = m$ , происходит полное замещение массива  $X$  на  $F$ .

Используется особый случай этой функции, в котором берется  $m$ -разрядная переменная  $I(m)$  из последующих «1» битов и сдвигается переменной  $F$  из  $k$  разрядов, где  $k \leq m$ .

В результате:

$$S_k(I(m)|F) = (1, 1, \dots, 1, f_1, f_2, \dots, f_k) \text{ при } k < m;$$

$$S_k(I(m)|F) = (f_1, f_2, \dots, f_k) \text{ при } k = m,$$

где  $m - k$  наиболее старших разрядов представляют собой «1».

#### 4 РЕЖИМ ЭЛЕКТРОННОГО КОДОВОГО СПРАВОЧНИКА — ЕСВ (ELECTRONIC CODEBOOK)

4.1 Переменные, используемые для режима шифрования ЕСВ:

- а) последовательность из  $q$  блоков открытого текста  $P_1, P_2, \dots, P_q$ , каждый по  $n$  разрядов;  
 б) ключ  $K$ ;  
 в) получающаяся в результате последовательность  $q$  блоков шифротекста  $C_1, C_2, \dots, C_q$ , каждый по  $n$  разрядов.

4.2 Режим ЕСВ при шифровании описывается следующим образом:

$$C_i = eK(P_i) \text{ для } i = 1, 2, \dots, q. \quad (1)$$

4.3 Режим ЕСВ при дешифровании описывается следующим образом:

$$P_i = dK(C_i) \text{ для } i = 1, 2, \dots, q. \quad (2)$$

## 5 РЕЖИМ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОГО БЛОЧНОГО ШИФРОВАНИЯ — CBC (CIPHER BLOCK CHAINING)

5.1 Переменные, используемые для режима CBC при шифровании:

- а) последовательность  $q$  блоков открытого текста  $P_1, P_2, \dots, P_q$ , каждый по  $n$  разрядов;
- б) ключ  $K$ ;
- с) запускающая переменная  $SV$  из  $n$  разрядов;
- д) последовательность  $q$  блоков шифротекста  $C_1, C_2, \dots, C_q$ , каждый по  $n$  разрядов.

5.2 Режим CBC при шифровании описывается следующим образом:

шифрование первого блока открытого текста

$$C_1 = eK(P_1 \oplus SV), \quad (3)$$

далее

$$C_i = eK(P_i \oplus C_{i-1}) \text{ для } i=2, 3, \dots, q. \quad (4)$$

Данная процедура показана в верхней части рисунка 1. Запускающая переменная  $SV$  используется для генерации первых выходных данных шифротекста. Затем шифротекст суммируется по модулю 2 к последующему открытому тексту перед шифрованием.

5.3 Режим CBC при дешифровании описывается следующим образом:

дешифрование первого зашифрованного блока

$$P_i = dK(C_i) \oplus SV, \quad (5)$$

далее

$$P_i = dK(C_i) \oplus C_{i-1} \text{ для } i=2, 3, \dots, q. \quad (6)$$

Эта процедура показана в нижней части рисунка 1.

## 6 РЕЖИМ ШИФРОВАНИЯ С ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ — CFB (CIPHER FEEDBACK)

6.1 Работу режима CFB определяют два параметра:

- размер переменной обратной связи  $k$ , где  $1 < k < n$ ;
- размер переменной открытого текста  $j$ , где  $1 < j < k$ .

Переменные, используемые при работе в режиме CFB, следующие:

а) входные переменные:

- 1) последовательность  $q$  переменных открытого текста  $P_1, P_2, \dots, P_q$ , каждая по  $j$  разрядов;
- 2) ключ  $K$ ;
- 3) запускающая переменная  $SV$ , имеющая  $n$  разрядов;

б) промежуточные результаты:

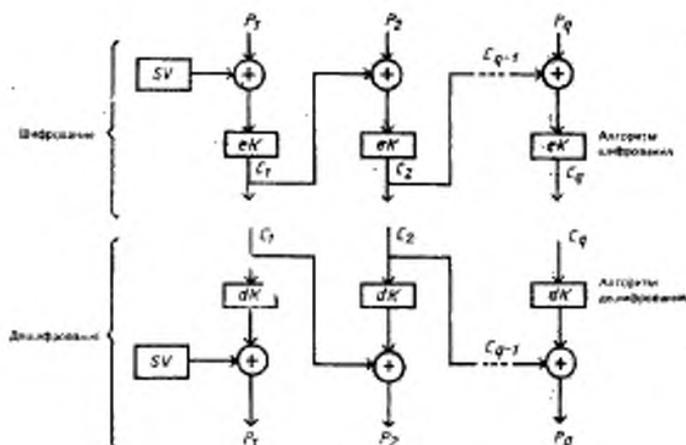


Рисунок 1 — Режим работы последовательного блочного шифрования (СВС)

- 1) последовательность  $q$  входных блоков алгоритма  $X_1, X_2, \dots, X_q$ , каждый по  $n$  разрядов;
  - 2) последовательность  $q$  выходных блоков алгоритма  $Y_1, Y_2, \dots, Y_q$ , каждый по  $n$  разрядов;
  - 3) последовательность  $q$  переменных  $E_1, E_2, \dots, E_q$ , каждая по  $n$  разрядов;
  - 4) последовательность  $q-1$  переменных обратной связи  $F_1, F_2, \dots, F_{q-1}$ , каждая по  $k$  разрядов;
  - с) выходные переменные, т. е. последовательность  $q$  переменных шифротекста  $C_1, C_2, \dots, C_q$ , каждая по  $j$  разрядов.
- 6.2 Входной блок  $X$  представляет собой ряд его начальных значений

$$X_1 = SV. \quad (7)$$

Операция шифрования каждой переменной открытого текста включает в себя пять этапов:

а) использование алгоритма шифрования

$$Y_i = eK(X_i); \quad (8)$$

б) выбор старших слева  $j$  разрядов

$$E_i = Y_i \sim j; \quad (9)$$

с) формирование переменной шифротекста

$$C_i = P_i \oplus E_i; \quad (10)$$

д) формирование переменной обратной связи

$$F_i = S_i(j(k) | C_i); \quad (11)$$

е) функцию сдвига

$$X_{i+1} = S_k(X_i | F_i). \quad (12)$$

Эти этапы повторяются для  $i=1, 2, \dots, q$ , заканчиваясь уравнением (12) на последнем цикле. Процедура представлена на левой стороне рисунка 2. Старшие слева  $j$  битов выходного блока  $Y$  алгоритма шифрования используются для шифрования  $j$ -разрядной переменной открытого текста сложением по модулю 2. Оставшиеся разряды блока  $Y$  отбрасываются. Переменные открытого текста и шифротекста имеют разряды, пронумерованные от 1 до  $j$ .

Переменная шифротекста дополняется размещением  $k-j$  битов «1» в позиции ее старших слева разрядов так, чтобы она стала  $k$ -разрядной переменной обратной связи  $F$ . Затем разряды входного блока  $X$  сдвигаются влево на  $k$  позиций и  $F$  вставляется в самые правые  $k$  позиций, чтобы образовать новое значение  $X$ . В этой операции сдвига самые левые  $k$  разрядов блока  $X$  отбрасываются.

6.3. Переменные, используемые для дешифрования, являются такими же, как и те, которые используются для шифрования. Входной блок  $X$  представляет собой начальные значения  $X_i = SV$ .

Операция дешифрования каждой переменной шифротекста включает в себя пять этапов:

а) использование алгоритма шифрования

$$Y_i = eK(X_i); \quad (13)$$

б) выбор самых левых  $j$  разрядов

$$E_i = Y_i \sim j; \quad (14)$$

с) формирование переменной открытого текста

$$P_i = C_i \oplus E_i; \quad (15)$$

д) формирование переменной обратной связи

$$F_i = S_j(I(k) | C_i); \quad (16)$$

е) функцию сдвига

$$X_{i+1} = S_k(X_i | F_i). \quad (17)$$

Эти этапы повторяются для  $i=1, 2, \dots, q$ , заканчиваясь уравнением (17) в последнем цикле. Процедура представлена в правой части рисунка 2. Самые левые  $j$  разрядов выходного блока  $Y$  алгоритма шифрования используются для дешифрования  $j$ -разрядной переменной шифротекста сложением по модулю 2. Оставшиеся разряды блока  $Y$  отбрасываются. Переменные открытого текста и шифротекста имеют разряды, пронумерованные от 1 до  $j$ .

Переменная шифротекста дополняется размещением  $k-j$  битов «1» в позициях самых левых разрядов так, чтобы она стала  $k$ -разрядной переменной обратной связи  $F$ . Затем разряды входного блока  $X$  сдвигаются влево на  $k$  позиций и  $F$  вставляется в самые правые  $k$  позиций, чтобы образовать новое значение  $X$ . В этой операции сдвига самые левые  $k$  разрядов блока  $X$  отбрасываются.

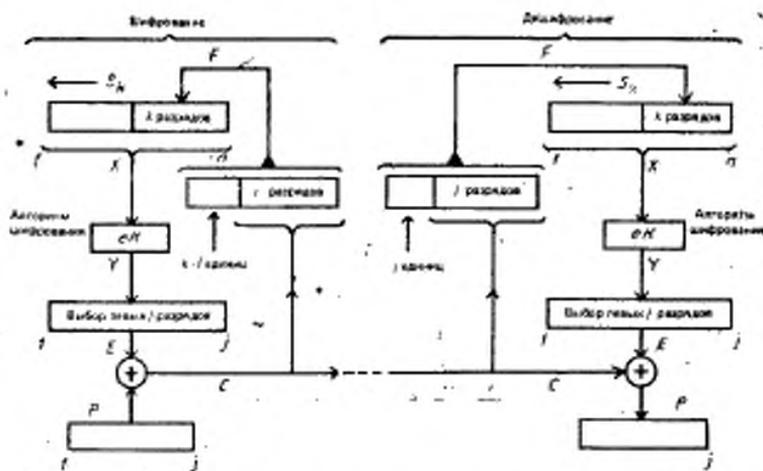


Рисунок 2 — Режим работы шифрования с обратной связью (CFB)

6.4 Рекомендуется, чтобы режим CFB использовался с равными значениями  $j$  и  $k$ . При этой рекомендации ( $j=k$ ) уравнений (11) и (16) могут быть записаны в виде

$$F = C \quad (\text{подставлено } j=k).$$

### 7 РЕЖИМ С ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ ПО ВЫХОДУ — OFB (OUTPUT FEEDBACK)

7.1 Режим работы OFB определяет один параметр, т. е. размер переменной открытого текста  $i$ , где  $1 \leq i \leq n$ .

Переменные, используемые при работе в режиме OFB:

а) входные переменные:

- 1) последовательность  $q$  переменных открытого текста  $P_1, P_2, \dots, P_q$ , по  $j$  разрядов каждая;
- 2) ключ  $K$ ;
- 3) запускающая переменная  $SV$  из  $n$  разрядов;

б) промежуточные результаты:

- 1) последовательность  $q$  входных блоков алгоритма  $X_1, X_2, \dots, X_q$ , по  $n$  разрядов каждый;
- 2) последовательность  $q$  выходных блоков алгоритма  $Y_1, Y_2, \dots, Y_q$ , по  $n$  разрядов каждый;
- 3) последовательность  $q$  переменных  $E_1, E_2, \dots, E_q$ , по  $j$  разрядов каждая;

с) выходные переменные, т. е. последовательность  $q$  переменных шифротекста  $C_1, C_2, \dots, C_q$ , по  $j$  разрядов каждая.

7.2. Входной блок  $X$  представляет собой ряд его начальных значений

$$X_i = SV. \quad (18)$$

Операция шифрования каждой переменной открытого текста включает в себя четыре этапа:

а) использование алгоритма шифрования

$$Y_i = eK(X_i); \quad (19)$$

б) выбор самых левых  $j$  разрядов

$$E_i = Y_i \sim j; \quad (20)$$

с) формирование переменных шифротекста

$$C_i = P \oplus E_i; \quad (21)$$

д) операцию обратной связи

$$X_{i+1} = Y_i. \quad (22)$$

Эти этапы повторяются для  $i=1, 2, \dots, q$ , заканчиваясь уравнением (21) на последнем цикле. Процедура показана в левой части рисунка 3. Результат каждого применения алгоритма шифрования, которым является блок  $Y_i$ , используется для обратной связи и становится следующим значением  $X_i$ , а именно  $X_{i+1}$ . Самые левые  $j$  разрядов в  $Y_i$  используются для шифрования входной переменной.

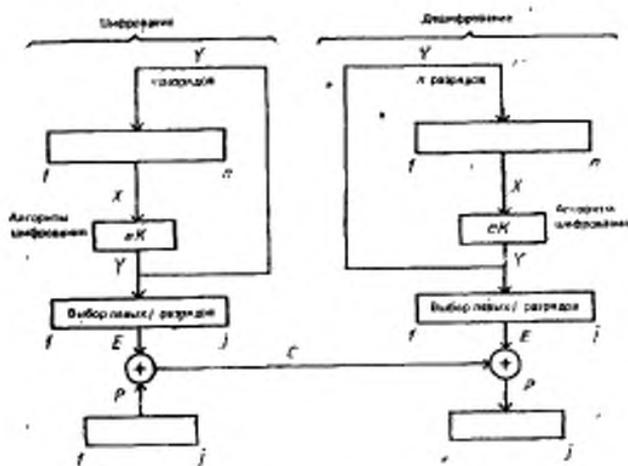


Рисунок 3 — Режим работы шифрования с обратной связью по выходу (OFB)

7.3. Переменные, используемые для дешифрования, являются такими же, как и используемые для шифрования. Входной блок  $X$  представляет собой ряд его начальных значений  $X_i = SV$ .

Операция дешифрования каждой переменной шифротекста включает в себя четыре этапа:

a) использование алгоритма шифрования

$$Y_i = eK(X_i); \quad (23)$$

b) выбор самых левых  $j$  разрядов

$$E_i = Y_i \sim j; \quad (24)$$

c) формирование переменной открытого текста

$$P_i = C_i \oplus E_i; \quad (25)$$

d) операцию обратной связи

$$X_{i+1} = Y_i. \quad (26)$$

Эти этапы повторяются для  $i = 1, 2, \dots, q$ , заканчиваясь уравнением (26) на последнем цикле. Процедура представлена в правой части рисунка 3. Значения  $X_i$  и  $Y_i$ , используемые как для дешифрования, так и для шифрования, одинаковы; отличается только уравнение (25).

**ПРИЛОЖЕНИЕ А**  
(информационное)

**СВОЙСТВА РЕЖИМОВ РАБОТЫ**

**А.1 Свойства режима работы электронного кодового справочника (ЕСВ)**

**А.1.1 Условия применения**

Передаваемые блоки информации — это такой перенос информации между ЭВМ и людьми, который может иметь повторения или обычно используемые последовательности. В режиме ЕСВ идентичный открытый текст синтезирует (при том же ключе) идентичные блоки шифротекста.

**А.1.2 Характеристики режима ЕСВ:**

а) шифрование и дешифрование блоков могут осуществляться независимо от других блоков;

б) переупорядочение блоков шифротекста приведет к соответствующему переупорядочению блоков открытого текста;

с) тождественный блок открытого текста всегда породит тождественный блок шифротекста (при одном и том же ключе), делая его уязвимым к «словарной атаке».

Режим ЕСВ обычно не рекомендуется для сообщений длиннее чем один блок. Применение режима ЕСВ может в дальнейшем быть установлено в международных стандартах для таких специальных целей, когда повторение характеристик допустимо или блоки доступны индивидуально.

**А.1.3 Требования к навивке**

Только блоки по  $n$  разрядов могут быть зашифрованы и дешифрованы. Блоки другой длины должны быть дополнены до  $n$ -разрядного предела.

**А.1.4 Распространение ошибки**

В режиме ЕСВ один или более ошибочных битов внутри отдельного блока шифротекста будут воздействовать только на дешифрование блока, в котором ошибка(хи) произошла(ли). При предположении, что шифр обладает свойством, при котором замена одного бита открытого текста вызывает в среднем 50 %-е изменение шифротекста, каждый бит восстановленной версии открытого текста этого блока будет иметь среднюю ошибку порядка 50 %.

А.1.5 Если границы блока утрачиваются между шифрованием и дешифрованием (например, обусловлены ошибкой бита), синхронизация между операциями шифрования и дешифрования будет утеряна до тех пор, пока не будут восстановлены правильные границы блока. Результат всех операций дешифрования будет неверным пока границы блока утрачены.

**А.2 Свойства режима работы последовательного блочного шифрования (СВС)**

**А.2.1 Условия применения**

Режим СВС порождает тождественный шифротекст всякий раз, когда шифруется тождественный открытый текст с использованием тождественных ключа и запускающей переменной. Пользователям, которых интересует эта характеристика, необходимо знать, как следует заменять запуск открытого текста, ключа или запускающей переменной. Во-первых, это введение уникального идентификатора (например, счетчика прироста) в начало каждого передаваемого в режиме СВС блока информации. Во-вторых, для случая, когда шифруют запись, размеры которых не должны увеличиваться, — использование некоторой переменной, например запускающей переменной, которая может быть вычислена из записи без

знания ее компонентов (например, ее адреса в запоминающем устройстве с произвольной выборкой).

#### А.2.2 Свойства

Свойства режима CBC:

а) последующая операция делает блоки шифротекста зависимыми от текущего и всех предыдущих блоков открытого текста, и поэтому блоки не могут быть переставлены;

б) использование различных значений  $SV$  исключает шифрование тождественного открытого текста в тождественный шифротекст.

#### А.2.3 Требование к набивке

Только блоки по  $n$  разрядов могут быть зашифрованы и дешифрованы. Блоки другой длины должны быть дополнены до  $n$ -разрядного предела. Если это не допустимо, последняя переменная может обрабатываться специальным путем. Два примера специальной обработки приведены ниже.

Первой возможностью обработать неполную последнюю переменную (т. е. переменную  $P_j$  при  $j < n$  разрядов, где  $q$  должно быть больше 1) является шифрование в режиме OFB, как описано ниже:

а) шифрование

$$C_q = P_j \oplus (eK(C_{q-1}) \sim j); \quad (27)$$

б) дешифрование

$$P_j = C_q \oplus (eK(C_{q-1}) \sim j). \quad (28)$$

Тем не менее эта последняя переменная уязвима к «выбранной атаке открытого текста», если  $SV$  не является секретной или если она используется более одного раза с тождественным ключом (см. А.4).

Вторая возможность известна как «шифротекст—упрятывание». Допустим, что последние две переменные открытого текста представляют собой  $P_{q-1}$  и  $P_q$ , где  $P_{q-1}$  есть  $n$ -разрядный блок,  $P_q$  является переменной из  $j < n$  разрядов, и  $q$  должно быть больше 1.

а) Шифрование.

Пусть  $C_{q-1}$  является блоком шифротекста, получаемым из  $P_{q-1}$  с использованием метода, описанного в 5.2. В таком случае

$$C_q = eK(S_1(C_{q-1}|P_q)). \quad (29)$$

Последние две переменные шифротекста в таком случае представляют собой  $C_{q-1} \sim j$  и  $C_q$ .

б) Дешифрование

$C_q$  должна быть дешифрована первой, в результате чего она даст переменную  $P_q$  и самые правые  $n-j$  разрядов  $C_{q-1}$ :

$$S_1(C_{q-1}|P_q) = dK(C_q). \quad (30)$$

Законченный блок  $C_{q-1}$  теперь доступен, и  $P_{q-1}$  может быть получен с использованием метода, описанного в 5.3.

Две замыкающие переменные шифротекста дешифруются в обратном порядке, что делает это решение менее пригодным для аппаратной реализации.

#### А.2.4 Распространение ошибок

В режиме CBC один и более ошибочных разрядов внутри отдельного блока шифротекста будут влиять на дешифрование двух блоков (блока, в котором ошибка совершена, и последующего блока). Если ошибки есть в  $i$ -ом блоке шифротекста, каждый разряд  $i$ -го дешифрованного блока открытого текста будет иметь в среднем порядка 50 % ошибок при предположении, что шифр обладает таким свойством, при котором изменение одного разряда открытого текста приводит в среднем к 50 %-ному изменению в шифротексте. Дешифрованный  $(i+1)$  блок открытого текста будет иметь только те разряды в ошибке, которые прямо зависят от разрядов шифротекста в ошибке. Если ошибка содержит переменная из менее чем  $n$  разрядов, распространение ошибки зависит от выбранного

метода специальной обработки. В первом примере дешифрованный короткий блок будет иметь те разряды в ошибке, которые прямо связаны с разрядами шифротекста в ошибке. Если ошибки есть в блоке, предшествующем блоку из менее чем  $n$  разрядов, дешифрованный короткий блок будет иметь среднее значение разрядов ошибки порядка 50 %. В шифротексте, имеющем случайные ошибки, короткий блок или последний блок шифротекста приводит к ошибочным разрядам порядка 50 %.

#### А.2.5 Границы блока

Если границы блока утрачиваются между шифрованием и дешифрованием (например, обусловлены ошибкой разряда), синхронизация между операциями шифрования и дешифрования будет утеряна до тех пор, пока не будут восстановлены правильные границы блока. Результат всех операций дешифрования будет неверным, пока границы блока утрачены.

### А.3 Свойства режима работы шифрования с обратной связью (CFB)

#### А.3.1 Условия применения

Режим CFB порождает тождественный шифротекст всякий раз, когда шифруется тождественный открытый текст с использованием тождественных ключа и запускающей переменной. Пользователям, которых интересует эта характеристика, необходимо знать, как заменить запуск открытого текста, ключ или запускающую переменную. Во-первых, это введение уникального идентификатора (например, счетчика прироста) в начало каждого передаваемого в режиме CFB блока информации. Во-вторых, в случае, когда шифруют запись, размеры которых не должны увеличиваться, — использование некоторой переменной, например запускающей переменной, которая может быть вычислена из записи без знания ее компонентов (например, ее адреса в запоминающем устройстве с произвольной выборкой).

#### А.3.2 Свойства

##### Свойства режима CFB:

- последующая операция делает переменные шифротекста зависимыми от текущей и всех предыдущих переменных открытого текста, и поэтому  $i$ -разрядные переменные связаны вместе и не могут быть переставлены;
- использование различных значений  $SV$  делает невозможным шифрование тождественного открытого текста в тождественный шифротекст;
- оба процесса шифрования и дешифрования в режиме CFB используют формулу шифрования алгоритма;
- мощность режима CFB зависит от размера  $k$  (максимальна, если  $j=k$ );
- выбор малого значения  $j$  будет требовать больше циклов на единицу открытого текста из-за алгоритма шифрования и, таким образом, вызовет большие непроизводительные издержки процесса.

#### А.3.3 Требования к набивке

Только блоки по  $j$  разрядов могут быть зашифрованы и дешифрованы. Блоки другой длины должны быть дополнены до  $j$ -разрядного предела. Тем не менее, в большинстве применений  $j$  следует выбирать равным размеру символа и набивка не потребует.

#### А.3.4 Распространение ошибки

В режиме CFB ошибки в любом  $j$ -разрядном элементе шифротекста будут влиять на дешифрование следующего шифротекста до тех пор, пока биты в ошибке будут сдвигаться без сохранения выдвигаемых разрядов входного блока режима CFB. Первый подверженный влиянию  $j$ -разрядный элемент открытого текста будет искажен именно в тех местах, где в шифротексте имеется ошибка. При предположении, что шифр обладает свойством, при котором изменение одного бита открытого текста вызывает в среднем 50 %-е изменение в шифротексте, в последующем дешифрованном открытом тексте каждый разряд будет

иметь среднюю ошибку порядка 50 % до тех пор, пока все ошибки будут сдвигаться без сохранения выдвигаемых разрядов входного блока.

#### A.3.5 Границы блока

Если  $j$ -разрядные границы утеряны между шифрованием и дешифрованием (например, обусловлены ошибкой разряда), криптографическая синхронизация будет восстановлена до  $j$  разрядов после того, как восстановятся  $j$ -разрядные границы. Если блок из  $j$  разрядов утерян, синхронизация будет восстановлена автоматически после обработки  $j$  разрядов.

### A.4 Свойства режима работы с обратной связью по выходу (OFB)

#### A.4.1 Условия применения

Режим OFB порождает тождественный шифротекст всякий раз, когда шифруется тождественный открытый текст с использованием тождественных ключа и запускающей переменной. Кроме того, в режиме OFB порождается тождественный поток ключей, когда используются тождественные ключ и  $SV$ . Следовательно, из соображений секретности специальная  $SV$  должна быть использована только один раз для заданного ключа.

#### A.4.2 Свойства

##### Свойства режима OFB:

а) отсутствие связности делает режим OFB более уязвимым к специальным атакам;

б) использование различных значений  $SV$ , порождая различные потоки ключей, препятствует шифрованию тождественного открытого текста в тождественный шифротекст;

в) обе процедуры шифрования и дешифрования в режиме OFB используют формулу шифрования алгоритма;

г) режим OFB не зависит от открытого текста при генерации потока ключей, используемых для сложения по модулю 2 к открытому тексту;

е) выбор малого значения  $j$  будет требовать больше циклов на единицу открытого текста из-за алгоритма шифрования и, таким образом, вызовет больше непроизводительные издержки процесса.

#### A.4.3 Требования к набивке

Только блоки по  $j$  разрядов могут быть зашифрованы и дешифрованы. Блоки другой длины должны быть дополнены до  $j$ -разрядного предела. Тем не менее, в большинстве применений  $j$  следует выбирать равным размеру символа и набивка не потребуется.

#### A.4.4 Распространение ошибки

Режим OFB не расширяет ошибки шифротекста на выходе результирующего открытого текста. Каждый бит в ошибке шифротекста вызывает только один бит, который будет ошибочным в дешифрованном открытом тексте.

#### A.4.5 Границы блока

Режим OFB не является самосинхронизирующимся. Если две операции шифрования и дешифрования выйдут из синхронизации, система нуждается в приведении в исходное состояние (реинициализации). Такая потеря синхронизации может быть (если  $j > 1$ ) из-за потери правильных границ блоков по  $j$  разрядов (например, обусловлена ошибкой разряда).

Каждое восстановление исходного состояния должно использовать значение  $SV$ , отличное от значений  $SV$ , использованных до этого с тождественным ключом. Основанием для этого является то, что для тождественных параметров всякий раз должен порождаться идентичный поток разрядов. Указанные условия делают режим OFB уязвимым к «известной атаке открытого текста».

**ПРИЛОЖЕНИЕ В**  
*(информационное)*

**ИНФОРМАЦИЯ О ПАТЕНТАХ**

В процессе подготовки международного стандарта ИСО/МЭК 10116 была собрана информация о патентах, от которых может зависеть применение данного стандарта. Было выявлено, что такие патенты принадлежат корпорациям IBM и UNISYS.

Однако Международная организация по стандартизации — ISO (International Organization for Standardization) не может дать авторитетной или исчерпывающей информации об очевидности, обоснованности или области распространения патентов или подобных прав.

Владельцы патентов приняли положение, по которому в оговоренные периоды лицензии будут допускать предоставление права применения данного международного стандарта при условии, что те, кто желает получить лицензию, согласны отвечать взаимностью.

Дополнительная информация имеется в распоряжении фирм:

Director of Commercial Relations  
International Business Machines Corporation (IBM)  
2000 Purchase Street  
PURCHASE, N. Y. 10577

Director, Industry Relations  
UNISYS  
PO Box 500  
Blue Bell, PA 19424  
U. S. A.

**ПРИЛОЖЕНИЕ С**  
(информационное)

**ПРИМЕРЫ ДЛЯ РЕЖИМОВ РАБОТЫ**

**С.1 Общие сведения**

В этом приложении приведены примеры для шифрования и дешифрования передаваемых блоков информации с использованием режимов работы, установленных в настоящем стандарте. Используемые параметры:

- a) алгоритм шифрования — алгоритм шифрования данных (DEA — Data Encryption Algorithm). Значение  $n = 64$ ;
- b) криптографический ключ — 01234567890ABCDEF;
- c) запуская переменная — 1234567890ABCDEF;
- d) открытый текст — 7-битный код ASCII (американский стандартный код для обмена информацией) для слов «Now is the time for all» (в шестнадцатеричном представлении 4E6F772069732074 68652074696D6520 666F7220616C6C20). Для режима CFB открытый текст — 7-битный код ASCII для слова «Now» (в шестнадцатеричном представлении 4E6F77).

## С.2 Режим ECB

Примеры шифрования и дешифрования в режиме ECB даны в таблицах С.1 и С.2 соответственно.

Таблица С.1 — Режим ECB, шифрование

i	Открытый текст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Шифротекст $C_i$
1	4E6F772069732074	4E6F772069732074	3FA40E8A984D4815	3FA40E8A984D4815
2	68652074696D6520	68652074696D6520	6A271787AB8883F9	6A271787AB8883F9
3	666F7220616C6C20	666F7220616C6C20	893D51EC4B563B53	893D51EC4B563B53

Таблица С.2 — Режим ECB, дешифрование

i	Шифротекст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Открытый текст $C_i$
1	3FA40E8A984D4815	3FA40E8A984D4815	4E6F772069732074	4E6F772069732074
2	6A271787AB8883F9	6A271787AB8883F9	68652074696D6520	68652074696D6520
3	893D51EC4B563B53	893D51EC4B563B53	666F7220616C6C20	666F7220616C6C20

## С.3 Режим CBC

Примеры шифрования и дешифрования в режиме CBC даны в таблицах С.3 и С.4 соответственно.

Таблица С.3 — Режим CBC, шифрование

i	Открытый текст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Шифротекст $C_i$
1	4E6F772069732074	5C5B2158F9D8ED9B	E5C7CDDE872BF27C	E5C7CDDE872BF27C
2	68C52074696D6520	8DA2EDA AEE46975C	43E934008C389C0F	43E934008C389C0F
3	666F7220616C6C20	25864620ED54F02F	683788499A7C05F6	683788499A7C05F6

Таблица С.4 — Режим CBC, дешифрование

i	Шифротекст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Открытый текст $C_i$
1	E5C7CDDE872BF27C	E5C7CDDE872BF27C	5C5B2158F9D8ED9B	4E6F772069732074
2	43E934008C389C0F	43E934008C389C0F	8DA2EDA AEE46975C	68C52074696D6520
3	683788499A7C05F6	683788499A7C05F6	25864620ED54F02F	666F7220616C6C20

## С.4 Режим СВВ

Примеры шифрования и дешифрования в режиме СВВ даны в таблицах С.5 и С.6 соответственно. Для этих примеров выбраны параметры  $j=k=8$ ,  $k$  разрядов обратной связи показаны выделенным (курсивным) шрифтом.

Таблица С.5 — Режим СВВ, шифрование

i	Открытый текст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Шифротекст $C_i$
1	4E	123456780ABCDEF	BD961569AE874E25	F3
2	6E	34567890ABCDEF3	7039546F9A0F6330	1F
3	77	567890ABCDEF3/F	AD1B78B0BB371BE7	DA

Таблица С.6 — Режим СВВ, дешифрование

i	Шифротекст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Открытый текст $C_i$
1	F3	1234567890ABCDEF	BD661569AE874E25	4E
2	1F	34567890ABCDEF3	7039546F9A0F6330	6E
3	DA	567890ABCDEF3/F	AD1B78B0BB371BE7	77

## С.5 Режим OFB

Примеры шифрования и дешифрования в режиме OFB даны в таблицах С.7 и С.8 соответственно. Для этих примеров выбран параметр  $r=64$ .

Таблица С.7 — Режим OFB, шифрование

i	Открытый текст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Шифротекст $C_i$
1	4E6F772069732074	,1234567890ABCDEF	BD661569AE874E25	F3096249C7F46E51
2	68652074696D66520	BD661569AE874E25	5D976A504786581F	35F24A242EEB3D3F
3	665F7220616C6C20	5D976A504786581F	5B0229C3413694E3	3D6D5BE3265AF8C3

Таблица С.8 — Режим OFB, дешифрование

i	Шифротекст $P_i$	Входной блок алгоритма	Выходной блок алгоритма	Открытый текст $C_i$
1	F3096249C7F46E51	,1234567890ABCDEF	BD661569AE874E25	4E6F772069732074
2	35F24A242EEB3D3F	BD661569AE874E25	5D976A504786581F	68652074696D66520
3	3D6D5BE3265AF8C3	5D976A504786581F	5B0229C3413694E3	665F7220616C6C20

**Ключевые слова:** информационная технология, режим работы, алгоритм  $n$ -разрядного блочного шифрования, алгоритм шифрования, защита передачи данных, хранение данных, подтверждение подлинности, режим работы с обратной связью, режим работы с обратной связью по выходу, открытый текст, шифротекст, связывание блоков, запуская переменная, криптографическая синхронизация

ОКСТУ 4002

Редактор *Л. В. Афанасенко*  
Технический редактор *О. Н. Никитина*  
Корректор *Т. А. Васильева*

Сдано в наб. 04.02.91 Подп. в печ. 06.04.94. Усл. п. л. 1,40. Усл. кр. отт. 1,40.  
Уч.-изд. л. 1,20. Тир. 411 экз. С 1167

---

Издана «Знак Почета» Издательство стандартов, 107076, Москва, Колодезный пер., 14.  
Калужская типография стандартов, ул. Московская, 256. Зак. 296